

ANDRZEJ KASPRZAK

**ROZLEGŁE SIECI
KOMPUTEROWE**

**Z
KOMUTACJĄ PAKIETÓW**





EX LIBRIS

50

BIBLIOTEKI
POLITECHNIKI
WROCŁAWSKIEJ



IE



21S

Andrzej Kasprzak

Rozległe sieci komputerowe z komutacją pakietów

wydanie II poprawione



Oficyna Wydawnicza Politechniki Wrocławskiej
Wrocław 1999

Podręcznik jest przeznaczony dla studentów kierunku *informatyka* wyższych uczelni technicznych oraz inżynierów zajmujących się sieciami rozległymi

Opiniodawca
Józef WOŹNIAK

Opracowanie redakcyjne i korekta
Maria IZBICKA

Biblioteka Główna i OIM
Politechniki Wrocławskiej



001451050



30 1645 H/3

© Copyright by Oficyna Wydawnicza Politechniki Wrocławskiej, Wrocław 1997

OFICyna WYDAWNICZA POLITECHNIKI WROCLAWSKIEJ

Wybrzeże Wyspiańskiego 27, 50-370 Wrocław

ISBN 83-7085-439-7

Drukarnia Oficyny Wydawniczej Politechniki Wrocławskiej. Zam. nr 769/99.

alic 8/2/99

Spis treści

| | |
|----------------|---|
| Przedmowa..... | 7 |
|----------------|---|

CZĘŚĆ PIERWSZA: Własności

| | |
|--|----|
| 1. Wprowadzenie..... | 10 |
| 1.1. Klasyfikacja sieci komputerowych..... | 10 |
| 1.2. Rozwój sieci rozległych..... | 12 |
| 1.3. Organizacje standaryzacyjne | 16 |
| 1.4. Techniki komutacji | 18 |
| 1.5. Protokoły sieci rozległych z komutacją pakietów | 24 |
| 2. Struktura i architektura sieci rozległych..... | 28 |
| 2.1. Struktura sieci rozległych | 28 |
| 2.2. Architektura sieci rozległych..... | 30 |
| 3. Podsieć komunikacyjna..... | 34 |
| 3.1. Węzeł sieci rozległej | 34 |
| 3.2. Łącza transmisji danych..... | 41 |
| 3.3. Dostęp do sieci rozległych X.25 | 44 |
| 3.4. Szyfrowanie informacji..... | 47 |
| 4. Reguły doboru tras | 49 |

CZĘŚĆ DRUGA: Protokoły

| | |
|------------------------------------|----|
| 5. Styki..... | 60 |
| 5.1. Zalecenie V.24/RS-232C | 60 |
| 5.2. Zalecenie V.35..... | 71 |
| 5.3. Zalecenie X.21 | 73 |
| 5.4. Zalecenie X.21 bis | 76 |
| 6. Protokół HDLC | 78 |
| 6.1. Warianty protokołu HDLC | 79 |
| 6.2. Format ramki HDLC..... | 80 |

| | |
|--|-----|
| 6.3. Synchronizacja i przezroczystość danych..... | 86 |
| 6.4. Komendy i odpowiedzi..... | 87 |
| 6.5. Przykłady transmisji z użyciem protokołu HDLC..... | 89 |
| 7. Protokół X.25..... | 93 |
| 7.1. Poziom fizyczny..... | 95 |
| 7.2. Poziom łącza – protokół LAP-B..... | 96 |
| 7.3. Poziom pakietowy..... | 97 |
| 7.3.1. Połączenia wirtualne..... | 97 |
| 7.3.2. Typy pakietów..... | 98 |
| 7.3.3. Formaty pakietów..... | 102 |
| 7.3.4. Przesyłanie krótkich wiadomości..... | 111 |
| 7.3.5. Stany kanału logicznego..... | 113 |
| 7.3.6. Przetknięcia w DCE i ograniczenia czasowe w DTE..... | 114 |
| 7.3.7. Kategorie pakietów..... | 115 |
| 7.3.8. Sterowanie przepływem..... | 115 |
| 7.3.9. Udogodnienia..... | 116 |
| 7.3.10. Przykład..... | 117 |
| 8. PAD..... | 119 |
| 8.1. Zalecenie X.3..... | 120 |
| 8.2. Zalecenie X.28..... | 123 |
| 8.3. Zalecenie X.29..... | 125 |
| 9. Zalecenie X.121..... | 126 |
| 10. Protokoły TCP/IP..... | 129 |
| 10.1. Architektura protokołów..... | 129 |
| 10.2. Protokół IP..... | 133 |
| 10.2.1. Datagramy..... | 133 |
| 10.2.2. Adresy IP..... | 136 |
| 10.3. Protokół ICMP..... | 137 |
| 10.4. Protokół TCP..... | 139 |
| 10.5. Protokół UDP..... | 142 |
| 10.6. Protokoły reguł doboru tras i transmisji szeregowej..... | 143 |
| 11. Frame Relay..... | 149 |
| 11.1. Sterowanie połączeniem wirtualnym..... | 151 |
| 11.2. Protokół LAP-F..... | 154 |
| 11.2.1. Protokół podstawowy..... | 156 |
| 11.2.2. Protokół sterujący..... | 159 |
| 11.3. Sterowanie przeciążeniami..... | 162 |

CZĘŚĆ TRZECIA: Projektowanie

| | |
|---|-----|
| 12. Projektowanie struktur sieci rozległych | 172 |
| 12.1. Przepływy w sieciach..... | 174 |
| 12.1.1. Model sieci | 174 |
| 12.1.2. Przepływ pojedynczego składnika..... | 177 |
| 12.1.3. Przepływ wieloskładnikowy | 180 |
| 12.2. Algorytmy optymalizacji przepływów..... | 185 |
| 12.2.1. Algorytm wyznaczania maksymalnego przepływu | 185 |
| 12.2.2. Algorytm wyznaczania maksymalnego przepływu o minimalnym koszcie | 187 |
| 12.2.3. Algorytm FD..... | 189 |
| 12.2.4. Algorytmy wyznaczania przepływów bez rozgałęzień..... | 192 |
| 12.2.5. Algorytm wyznaczania przepływu wieloskładnikowego o minimalnym koszcie | 197 |
| 12.3. Równoczesne wyznaczanie przepływów i przepustowości kanałów | 199 |
| 12.3.1. Algorytm dokładny | 200 |
| 12.3.1.1. Sformułowanie problemu | 201 |
| 12.3.1.2. Opis algorytmu | 203 |
| 12.3.1.3. Dolne oszacowanie..... | 205 |
| 12.3.1.4. Reguły podziału..... | 206 |
| 12.3.1.5. Algorytm..... | 208 |
| 12.3.2. Algorytm heurystyczny..... | 210 |
| 12.4. Równoczesne wyznaczanie przepływów, przepustowości kanałów i struktury sieci | 211 |
| 13. Metodologia projektowania i realizacji sieci rozległych | 217 |
| 13.1. Etap wstępnego rozpoznania | 217 |
| 13.2. Etap projektowania | 221 |
| 13.3. Etap instalacji i wdrażania | 227 |
| Literatura..... | 228 |

Przedmowa

Ostatnia dekada lat dziewięćdziesiątych to powszechne wykorzystywanie systemów komputerowych w działalności społecznej i gospodarczej. Informacje przetwarzane i gromadzone przez te systemy komputerowe zwykle mają znaczenie wówczas, gdy są dostępne dla większej grupy osób. Konieczne zatem staje się łączenie komputerów w sieci. Sieci komputerowe możemy podzielić na kilka klas, w zależności od sposobu przesyłania danych, rozwiązań technicznych i obszaru terytorialnego jaki obejmują swoim zasięgiem. Do zapewnienia współpracy systemów komputerowych rozmieszczonych na większym obszarze terytorialnym przeznaczone są rozległe sieci komputerowe. Mogą być one przeznaczone wyłącznie na użytek jednej organizacji lub mogą być ogólnie dostępne. Istnienie połączeń między sieciami rozległymi działającymi w różnych krajach umożliwia przesłanie informacji praktycznie do każdego miejsca na świecie. Zatem sieci rozległe są dzisiaj tym elementem, który pozwala połączyć różnorodne systemy komputerowe w jeden globalny system informatyczny. Najlepszym i najbardziej spektakularnym przykładem możliwości ogólnie dostępnych sieci rozległych jest obecnie sieć Internet. Pozwala ona między innymi na rozpowszechnianie i wymianę informacji między użytkownikami rozproszonymi po całym świecie. Korzystanie z usług Internetu jest dziś niezwykle popularne i staje się koniecznością dla większości organizacji gospodarczych, finansowych, edukacyjnych i innych.

Po to, aby rozległe sieci komputerowe mogły świadczyć różnorodne usługi muszą być one wybudowane według pewnych zasad i z wykorzystaniem właściwych procedur postępowania. Właśnie tym problemom poświęcona jest niniejsza książka. Mówi ona *jak budować* sieć rozległą, wyjaśnia *w jaki sposób* odbywa się wymiana informacji w sieci oraz uzasadnia *dla czego* dokonujemy wyboru takich, a nie innych rozwiązań. Zagadnienia przedstawione w książce odnoszą się do rozległych sieci komputerowych, które do przesyłania informacji między użytkownikami wykorzystują technikę komutacji pakietów.

Książka jest podzielona na trzy części. Pierwsza służy wprowadzeniu Czytelnika w tematykę rozległych sieci komputerowych. Przedstawiono w niej najważniejsze problemy dotyczące budowy i sposobu funkcjonowania tych sieci oraz wyjaśniono podstawowe pojęcia. Zwrócono uwagę na kierunki rozwojowe oraz działalność międzynarodowych organizacji standaryzacyjnych w zakresie sieci rozległych.

Część druga dotyczy protokołów komunikacyjnych. Można tu znaleźć opisy wybranych protokołów stosowanych w rozległych sieciach komputerowych z komutacją pakietów. Wybrano protokoły stosowane obecnie najczęściej. Równocześnie wskazano na ich zalety, ograniczenia w stosowaniu oraz możliwości dalszego rozwoju.

W części trzeciej przedstawiono metodologię projektowania sieci rozległych. Szczególną uwagę zwrócono na te zagadnienia, które wydają się najważniejsze, praktyczne, interesujące i mające istotny wpływ na jakość działania sieci. Wśród tych zagadnień do najtrudniejszych należy zaliczyć wyznaczanie struktury sieci. Właśnie temu problemowi poświęcona jest większa część tej części książki. Przedstawiono wybrane algorytmy dla wyznaczania struktury, przepustowości kanałów i reguły doboru tras w sieci rozległej. Wyboru algorytmów dokonano w taki sposób, aby posługując się nimi można było zaprojektować strukturę sieci. Poprzestano jedynie na prezentacji opisów algorytmów, z krótkimi wyjaśnieniami zasad ich działania. Czytelnicy zainteresowani matematycznym uzasadnieniem poprawności działania tych algorytmów mogą skorzystać z bogatego wyboru literatury, do której są liczne odsyłacze w tekście.

Książka ta powstała w związku z wykładami z rozległych sieci komputerowych prowadzonymi przeze mnie na Wydziale Elektroniki Politechniki Wrocławskiej i na Wydziale Elektrotechniki i Automatyki Politechniki Opolskiej w ciągu kilku ostatnich lat dla studentów kierunku informatyka. Wykłady te, wraz z zajęciami towarzyszącymi, mają na celu nie tylko przybliżenie studentom problematyki sieci rozległych, ale również uczyć ich projektowania. Właśnie doświadczenia wyniesione z prowadzenia tych wykładów pozwoliły na ostateczny wybór materiału i układu książki.

W zamierzeniu autora książka ma służyć jako podręcznik dla studentów kierunku informatyka na uczelniach technicznych oraz jako pomoc dla inżynierów informatyków zajmujących się administrowaniem i projektowaniem sieci rozległych. Od Czytelnika oczekuje się podstawowej wiedzy z zakresu transmisji danych i systemów komputerowych. Ponadto Czytelnicy zainteresowani rozdziałem dwunastym tej książki powinni posiadać podstawowe wiadomości z teorii i metod obliczeniowych optymalizacji, w szczególności wiadomości dotyczące zagadnień programowania liniowego i programowania całkowitoliczbowego oraz metod poszukiwania minimum.

Pragnę podziękować Panu prof. Tadeuszowi Batyckiemu za rady, dyskusje i zachętę do napisania tej książki. Dziękuję również mojej rodzinie, Małgosi i Uli, za cierpliwość i wyrozumiałość w czasie jej pisania.

CZEŚĆ PIERWSZA

Własności

1. Wprowadzenie

1.1. Klasyfikacja sieci komputerowych

W ostatnich latach daje się zaobserwować gwałtowny rozwój technik komputerowych, a zwłaszcza rozwój sieci komputerowych. Sieci te stały się niezbędnym narzędziem w przemyśle, bankowości, administracji, wojsku i innych działach gospodarki. Właśnie potrzeby i wymagania stawiane przez użytkowników powodują, że na rynku systemów komputerowych dostępne są różnorodne technologie sieciowe rozumiane jako sprzętowo-programowe rozwiązania sieci komputerowych. Kierunki rozwoju tych technologii określane są zwykle przez międzynarodowe organizacje standaryzacyjne i grupy robocze przy współdziałaniu największych firm dostarczających sprzęt i oprogramowanie sieciowe.

Najistotniejszą funkcją sieci komputerowych jest transfer danych pomiędzy komputerami lub terminalami. I właśnie sposób transferu danych, zależny od wymagań stawianych sieci, stanowi podstawę ich klasyfikacji. Sieci komputerowe możemy podzielić na następujące klasy:

- ♣ rozległe sieci komputerowe: WAN (Wide Area Network); sieci te nazywane są też sieciami rozległymi,
- ♣ lokalne sieci komputerowe: LAN (Local Area Network),
- ♣ miejskie sieci komputerowe: MAN (Metropolitan Area Network),
- ♣ radiowe sieci komputerowe,
- ♣ satelitarne sieci komputerowe: VSAT.

Rozległa sieć komputerowa to system składający się z węzłów i łączących te węzły łączy transmisji danych. Sieć ta łączy ze sobą odległe geograficznie systemy (sieci) komputerowe. Może obejmować swym zasięgiem część kraju, obszar państwa, kontynent i nawet cały świat. Dostęp do sieci rozległej uzyskuje się przez dołączenie systemów użytkownika do węzłów sieci. W węzłach znajdują się „inteligentne” urządzenia sieciowe umożliwiające przesyłanie danych między różnymi użytkownikami. Łączność między węzłami sieci zwykle realizowana jest za pomocą publicznej sieci telefonicznej, specjalnie wybudowanych łączy, kanałów satelitarnych, radiowych i innych. Sieci rozległe możemy podzielić na sieci publiczne i prywatne.

Sieci publiczne to sieci dostępne dla użytkowników, którzy spełniają odpowiednie wymagania techniczne i wnoszą opłaty za korzystanie z sieci. Zwykle sieci te są zarządzane przez firmy świadczące usługi telekomunikacyjne lub inne firmy operatorские. Korzystanie z sieci publicznych jest wskazane, gdy musimy połączyć odległe lokalizacje (np. sieci lokalne) wymieniające między sobą niewielką liczbę danych. Określenia liczby danych, przy której opłaca się wykorzystywać sieć publiczną, dokonuje się przez porównanie kosztu transmisji tych danych w sieci publicznej i kosztu dzierżawy łączy transmisyjnych łączących odległe lokalizacje. Należy zwrócić uwagę na to, że zwykle koszt dzierżawy łączy transmisyjnych zależy od odległości, a koszt transmisji w sieci publicznej zależy od liczby przesyłanych bitów, a nie od odległości.

Sieci prywatne są dostępne wyłącznie dla zamkniętej grupy użytkowników. Określenie „prywatna” nie dotyczy jednej osoby czy przedsiębiorstwa w sensie prawnej własności, ale określa grupę użytkowników, dla których dostępne są zasoby sieci. Sieci prywatne tworzą na swoje własne potrzeby takie organizacje jak np. banki, przedsiębiorstwa, towarzystwa ubezpieczeniowe. Przy projektowaniu sieci prywatnej bierze się zazwyczaj pod uwagę takie czynniki jak koszty urządzeń i oprogramowania, koszty eksploatacji, koszty dzierżawy łączy transmisyjnych, wymagane parametry transmisji oraz bezpieczeństwo danych. Wyposażenie sprzętowe sieci prywatnej jest własnością organizacji, której oddziały są ze sobą połączone za pomocą prywatnych łączy transmisyjnych lub łączy dzierżawionych od publicznych operatorów sieci telekomunikacyjnych.

Lokalną siecią komputerową nazywamy sieć łączącą użytkowników rozmieszczonych na niewielkim obszarze. Sieci te charakteryzują się przede wszystkim małym kosztem dołączenia stacji, prostym oprogramowaniem komunikacyjnym i łatwością rozbudowy. Typową cechą sieci lokalnych jest korzystanie ze wspólnego medium transmisyjnego dla komunikujących się stacji. Najczęściej stosowanymi strukturami sieci lokalnych są: magistrała, pierścień oraz gwiazda. Dla sieci lokalnych opracowano kilka protokołów wymiany informacji, których stosowanie zależy od potrzeb i wymagań użytkownika. Do najczęściej dotychczas stosowanych sieci lokalnych należy zaliczyć sieci wybudowane i działające z użyciem protokołów Ethernet (10 Mbit/s) i Token Ring (4 lub 16 Mbit/s). Rozwój technologiczny, szczególnie w produkcji mikroprocesorów i mikrokomputerów PC, spowodował opracowanie nowych protokołów pozwalających na znaczne zwiększenie szybkości transmisji w medium transmisyjnym. Do najważniejszych takich protokołów zaliczamy: przełączany Ethernet, przełączany Token Ring, szybki Ethernet (100 Mbit/s), FDDI (100 Mbit/s), 100 VG-AnyLAN (100 Mbit/s) i ATM (25 lub 155 Mbit/s). Sieci lokalne wykorzystujące te nowe protokoły nazywamy szybkimi sieciami lokalnymi.

Miejskie sieci komputerowe obejmują swoim zasięgiem obszar miasta. Zwykle są to szybkie sieci komputerowe wybudowane w oparciu o łączy światłowodowe. Sieci miejskie udostępniają różnorodne usługi, między innymi połączenia między sieciami lokalnymi, połączenia z centralami PBX, możliwość bezpośredniego dołączenia stacji robo-

czych lub korzystanie z mocy obliczeniowej dużych komputerów pracujących w sieci. Sieci te integrują przesyłanie głosu i danych. Mogą być wybudowane w oparciu o takie protokoły jak np. FDDI, IEEE 802.6 DQDB lub ATM.

Sieci radiowe są sieciami bezprzewodowymi. W tych sieciach medium transmisyjnym jest kanał radiowy. Transmisję danych zapewnia radiowe urządzenie nadawczo-odbiorcze zainstalowane przy każdej stacji lub przy grupie stacji. Urządzenie to rozsyła pakiety danych do innych stacji i odbiera sygnały nadawane przez inne stacje. Zasięg tych sieci jest ograniczony i uwarunkowany zasięgiem urządzeń nadawczo-odbiorczych. Problemy związane z transmisją danych w sieciach radiowych omówiono w pracy [84].

Sieci satelitarne to systemy, w których sygnały są transmitowane ze stacji naziemnych do satelity, który z kolei retransmituje je do innej lub innych stacji naziemnych. Satelita działa właściwie jako wzmacniacz, wzmacniając i rozsiewając wszystko, co do niego dotrze. Zasięg takiego systemu jest znacznie większy od zasięgu sieci radiowych i zależy od mocy nadajnika znajdującego się na satelicie. Podstawową wadą takich sieci są duże czasy propagacji, nawet do 0,25 s. Może to powodować problemy, gdy transmisja danych jest uwarunkowana czasowo. Typowym zastosowaniem takich sieci jest tworzenie alternatywnych połączeń, z których korzysta się w razie awarii połączeń naziemnych, np. w sieciach rozległych.

1.2. Rozwój sieci rozległych

Historia sieci komputerowych jest krótka, bo zapoczątkowana została w latach sześćdziesiątych. Okres ten charakteryzuje się burzliwym rozwojem i nic nie wskazuje na to, że rozwój ten w najbliższych latach ulegnie spowolnieniu.

Wszystko zaczęło się na przełomie lat pięćdziesiątych i sześćdziesiątych, kiedy to wielu amerykańskim instytucjom badawczym zlecono rozpoznanie w jakich dziedzinach nauki i techniki można by w krótkim czasie uzyskać znaczący postęp. Biorąc udział w tym programie firma RAND Corporation zaproponowała, aby połączyć nowoczesną jak na ówczesne czasy technikę telekomunikacyjną z techniką komputerową, czyli inaczej, zaproponowała połączenie przestrzennie rozmieszczonych komputerów za pomocą łączy transmisji danych w jeden system nazywamy później siecią komputerową. Na początku lat sześćdziesiątych dotacje udzielane amerykańskim uniwersytetom i prywatnym korporacjom spowodowały intensyfikację badań nad sieciami komputerowymi. W następstwie tych badań zapoczątkowano w 1968 roku program projektowania i budowy sieci komputerowej. Sieć tę nazwano ARPANET od nazwy organizacji, która finansowała ten program – Advanced Research Project Agency (Agencja Badań Perspektywicznych Departamentu Obrony USA). Celem tego programu było utworzenie eksperymentalnej, działającej sieci. Należało rozwiązać

problemy techniczne związane z łączeniem różnego typu komputerów oraz opracować oprogramowanie zapewniające prawidłowe funkcjonowanie sieci, tzn. sieciowy system operacyjny. Spośród założeń przyjętych do opracowania projektu należy wymienić następujące:

- ♣ średnie opóźnienie pakietu w sieci nie powinno przekraczać 0.2 s/pakiet,
- ♣ przepustowość sieci między każdą parą węzłów powinna być większa od 85 kbit/s, przy założeniu, że nie ma w tym samym czasie wymiany informacji między innymi parami węzłów,
- ♣ każdy węzeł sieci musi być połączony łączeniami transmisyjnymi z co najmniej dwoma innymi węzłami,
- ♣ stopa elementowa błędów w sieci ma być mniejsza od 10^{-12} ,
- ♣ sieć ma pracować z użyciem techniki komutacji pakietów.

W wyniku prac prowadzonych przez ponad 50 uniwersytetów, firm i państwowych organizacji naukowo-technicznych powstała eksperymentalna sieć czterowęzłowa, która zaczęła pracować w grudniu 1969 roku. Od tego czasu sieć ta była stale rozbudowywana. W 1975 roku zakończono etap eksploatacji eksperymentalnej i przekazano sieć do normalnej eksploatacji. Sieć ARPANET łączyła ośrodki militarne, rządowe laboratoria naukowe i wyższe uczelnie. W roku 1983 militarna część ARPANET została wydzielona jako sieć MILNET (Military Network). W roku 1990 zrezygnowano z nazwy ARPANET i sieć ta zaprzestała działalności. Równocześnie w oparciu o zasoby ARPANET powstała nowa sieć – Internet. Internet jest obecnie dynamicznie rozrastającą się siecią obejmującą swym zasięgiem cały świat. W związku z tym nazywamy ją też siecią globalną.

Początkowo sieci obejmujące duże obszary terytorialne nazywano sieciami komputerowymi. Dopiero rozwój sieci lokalnych doprowadził do tego, że sieci obejmujące duże obszary zaczęto nazywać rozległymi sieciami komputerowymi. Oczywiście do sieci rozległych zaliczamy sieci ARPANET i Internet.

Powstanie sieci ARPANET i zebranie pierwszych doświadczeń eksploatacyjnych doprowadziło do tego, że również w innych krajach rozpoczęto budowę sieci rozległych. W Europie Zachodniej i Kanadzie pierwsze sieci rozległe zaczęły powstawać na początku lat siedemdziesiątych. Do bardziej znanych sieci tego okresu można zaliczyć następujące: Cyclades (Francja), EPSS (UK), RPC (Włochy), Euronet (kraje EWG), Scannet (kraje skandynawskie) i Datapac (Kanada). W następnych latach powstało na świecie wiele tysięcy sieci rozległych. Sieci te były rozbudowywane, modyfikowane lub w wielu przypadkach rozbierane. Powstawały sieci publiczne i prywatne, sieci obejmujące swym zasięgiem całe kraje lub tylko niewielką ich część. Sieci te spełniają dziś bardzo ważną rolę w gospodarce kraju zapewniając szybką i taną wymianę informacji między różnymi użytkownikami. Pozwalają sprawnie zarządzać dużymi korporacjami, bankami i innymi organizacjami posiadającymi oddziały rozmieszczone po kraju lub świecie. Pozwalają wreszcie na rozpowszechnianie różnorodnych informacji zastępując lub wyprzedzając wydania książkowe, oraz po-

zwalają na szybką wymianę wiadomości poprzez system poczty elektronicznej. Właśnie te ostatnie zastosowania są bardzo popularne wśród masowych użytkowników, a to za sprawą największej sieci rozległej – Internetu.

Powstanie i rozwój pierwszych sieci rozległych, a następnie budowa kolejnych sieci spowodowało, że zwrócono uwagę na konieczność standaryzacji rozwiązań sieciowych po to, aby rozwiązać problem prawidłowej współpracy komputerów i urządzeń sieciowych. Prace standaryzacyjne w zakresie komunikacji w sieciach rozległych są prowadzone od lat siedemdziesiątych przez takie organizacje jak ISO lub CCITT. Doprowadziły one do powstania specjalnych procedur postępowania zwanych protokołami, standardami, rekomendacjami lub zaleceniami. Istotnym etapem w uporządkowaniu opisu protokołów stało się opracowanie przez ISO Modelu Odniesienia Systemów Otwartych OSI (Open System Interconnection). Przez system rozumiemy tu zbiór komputerów wraz z oprogramowaniem, wyposażeniem i środkami transmisji danych. Natomiast otwartość oznacza możliwość współpracy między systemami przy użyciu standardowych procedur (protokołów), niezależnie od technicznej realizacji tych systemów. Do najistotniejszych protokołów komunikacyjnych stosowanych w sieciach rozległych należy zaliczyć X.25, Frame Relay, TCP/IP, ATM i ISDN. Należy tu zwrócić uwagę na to, że każda z tych nazw obejmuje nie jeden, a cały zbiór protokołów. Opublikowane protokoły podlegają ciągłym badaniom w celu usunięcia pewnych niedogodności lub w celu ich udoskonalenia dostosowanego do rozwoju technologicznego środków transmisji danych. W związku z tym, jeśli zachodzi taka potrzeba, organizacje standaryzacyjne w kolejnych latach publikują nowe wersje protokołów, np. CCITT czyni to co cztery lata. Wielość protokołów wymiany informacji wynika przede wszystkim z odmiennych obszarów ich zastosowań. Na przykład protokół X.25 przeznaczony jest dla rozległych sieci komputerowych wykorzystujących „gorsze” łącza transmisyjne, a protokół Frame Relay można stosować przy łączach bardzo dobrej jakości. Równolegle z rozwojem protokołów komunikacyjnych dla sieci rozległych prowadzone były prace dotyczące metod łączenia sieci. Zwykle dostępne są procedury pozwalające na realizację połączeń międzysieciowych w obrębie sieci wybudowanych według tego samego protokołu komunikacyjnego, np. sieci X.25 można ze sobą łączyć wykorzystując protokół X.75. Podstawową własnością protokołu komunikacyjnego, którą bierze się pod uwagę przy łączeniu sieci jest wspólny i jednolity schemat adresacji, np. adresacja w protokole IP lub adresacja według X.121 wykorzystywana w protokole X.25. Możliwe są również połączenia między sieciami rozległymi pracującymi z różnymi protokołami. Do tego celu stosuje się specjalizowane oprogramowanie tzw. gateway.

Rzeczywisty rozwój technologiczny układów mikroprocesorowych dużej skali integracji spowodował znaczący postęp w budowie sieci rozległych. Funkcje węzłów w sieciach rozległych lat siedemdziesiątych pełniły minikomputery, np. klasy PDP-11. Obecnie stosuje się do tych celów wielomikroprocesorowe przełączniki lub routery o zdecydowanie mniejszych gabarytach i o możliwościach większych od możliwości mini-

komputerów. Przełącznik to urządzenie wraz z oprogramowaniem, które jest dostępne w wielu wariantach, co z kolei w prosty sposób umożliwia obsługę różnych protokołów komunikacyjnych. Producenci przełączników również dostarczają oprogramowanie zarządzające pracą całej sieci. Oprogramowanie to umożliwia zarządzanie wszystkimi przełącznikami połączonymi w sieci, ich zdalną konfigurację lub rekonfigurację oraz diagnostykę. Wszystko to powoduje, że obecnie budowa sieci rozległej nie stanowi już takiego problemu jak w latach siedemdziesiątych.

Sieci rozległe budowane w latach siedemdziesiątych to sieci przeznaczone wyłącznie do transmisji danych. Oczywiście sieci o takim przeznaczeniu buduje się i dzisiaj, ponieważ jest na nie duże zapotrzebowanie. W latach osiemdziesiątych pojawił się nowy nurt w koncepcji budowy sieci rozległych. Po opublikowaniu przez CCITT w roku 1984 pierwszej wersji protokołów ISDN zaczęły powstawać w połowie lat osiemdziesiątych w USA, w UK i we Francji sieci integrujące przesyłanie danych, głosu i obrazów video w jednej cyfrowej linii telefonicznej. Sieci te nazwano sieciami ISDN, a ich kolejna wersja to sieci B-ISDN umożliwiające transmisje z bardzo dużymi szybkościami. Dzisiaj sieci ISDN istnieją w wielu krajach, jednak z uwagi na koszty nie są one tak liczne jak prywatne i publiczne sieci rozległe przeznaczone wyłącznie do transmisji danych i wybudowane w oparciu o protokoły X.25, TCP/IP lub Frame Relay.

W Polsce kilka zespołów badawczych podjęło tematykę sieci rozległych na początku lat siedemdziesiątych. Następnie, w drugiej połowie lat siedemdziesiątych, podjęto prace związane z budową Międzyuczelnianej Sieci Komputerowej (MSK). Ta eksperymentalna sieć trójwęzłowa (Wrocław – Warszawa – Gliwice) została uruchomiona w 1985 roku. Odznaczała się ona heterogenicznością architektury dołączonych komputerów i umożliwiała dostęp do bibliotecznych baz danych. Druga połowa lat osiemdziesiątych to przede wszystkim badania nad utworzeniem Krajowej Akademickiej Sieci Komputerowej (KASK) oraz badania związane z dołączeniem Polski do sieci EARN (European Academic and Research Network).

Instalacje sieciowe powstałe w kraju przed rokiem 1990 należy traktować jako eksperymentalne. Na takiej sytuacji zaważył fakt, że Polska na skutek embarga CO-COMu nie miała wówczas dostępu do zaawansowanych technologicznie urządzeń sieciowych i do oprogramowania sieciowego.

Po roku 1990 na skutek swobodnego dopływu technologii powstało w Polsce wiele publicznych i prywatnych sieci rozległych. Do najważniejszych sieci publicznych można zaliczyć sieć POLPAK, sieć TELBANK, sieć KOLPAK oraz Naukową i Akademicką Sieć Komputerową (NASK) łączącą sieci regionalne ośrodków akademickich. Sieci publiczne mają wiele tysięcy użytkowników i korzystają z nich różne instytucje. Sieci te są połączone z sieciami publicznymi w innych krajach, co jest wykorzystywane np. przez międzynarodowe korporacje do zapewnienia łączności między sieciami i systemami komputerowymi centrali korporacji a oddziałem w Polsce. Ponadto banki lub przedsiębiorstwa wybudowały wiele prywatnych sieci rozległych

przeznaczonych wyłącznie do własnych potrzeb. Łączą one np. oddziały jednego banku zapewniając bezpieczną i niezawodną komunikacją między sieciami lokalnymi znajdującymi się w oddziałach i centrali.

1.3. Organizacje standaryzacyjne

Wraz z rozwojem sieci komputerowych różne organizacje standaryzacyjne systematycznie opracowują standardy definiujące fizyczne i funkcjonalne własności sprzętu, oprogramowania i systemów operacyjnych wykorzystywanych w tych sieciach. Standardy te zwane są też protokołami, zaleceniami lub rekomendacjami, a nazwy te stosuje się zamiennie.

Różne firmy, korzystając z opracowanych standardów, mogą wytwarzać sprzęt i oprogramowanie sieciowe wzajemnie ze sobą współpracujące. Praktycznie aktualny rynek produktów sieciowych i transmisji danych stanowią produkty wytworzone według obowiązujących standardów.

Najważniejsze organizacje standaryzacyjne odpowiedzialne za ustanawianie standardów międzynarodowych w zakresie sieci komputerowych to:

- ♣ Międzynarodowa Unia Telekomunikacyjna: ITU (International Telecommunications Union),
- ♣ Międzynarodowy Doradczy Komitet ds Telefonii i Telegrafii: CCITT (Consultative Committee for International Telegraph and Telephone),
- ♣ Międzynarodowa Organizacja Standaryzacyjna: ISO (International Organization for Standardization),
- ♣ Amerykański Instytut Normalizacyjny ANSI: (American National Standards Institute),
- ♣ Stowarzyszenie Elektroniki Przemysłowej: EIA (Electronic Industries Association),
- ♣ Amerykańskie Stowarzyszenie Inżynierów Elektryków i Elektroników: IEEE (Institute of Electrical and Electronic Engineers).

Międzynarodowa Unia Telekomunikacyjna ITU założona w roku 1932 w Madrycie zastąpiła Międzynarodowy Związek Telegraficzny powstały w 1865 roku oraz Międzynarodowy Związek Radiotelegrafii utworzony w 1906 roku. Od roku 1947 organizacja ITU stała się wyspecjalizowaną agendą ONZ z siedzibą w Genewie. Działalność ITU obejmuje całokształt problemów związanych z rozwojem i upowszechnieniem telekomunikacji oraz obejmuje koordynację działalności państw w tym zakresie. W ramach ITU działa wiele grup problemowych zwanych sektorami, np. Sektor Normalizacji Telekomunikacji, Sektor Rozwoju Telekomunikacji.

Międzynarodowy Doradczy Komitet ds Telefonii i Telegrafii CCITT powstał w roku 1957 i jest członkiem Międzynarodowej Unii Telekomunikacyjnej ITU. W skład

CCITT wchodzi członkowie wydelegowani przez rządy poszczególnych krajów. CCITT przygotowuje standardy, które następnie są aprobowane przez ITU w drodze głosowania. Nad opracowaniem standardów pracuje w CCITT piętnaście grup problemowych. Grupy te pracowały w cyklach czteroletnich. Co cztery lata dokonywano oceny postępów w pracach, przyjęcia wcześniej opracowanych zaleceń oraz ustalano plan pracy na następny okres czteroletni. Do roku 1988 zalecenia CCITT były publikowane wyłącznie co cztery lata w postaci wydawnictw zwartych. Z tej procedury zrezygnowano po roku 1988, co pozwoliło na szybsze wprowadzanie nowych zaleceń.

Poszczególne zalecenia CCITT są numerowane w kilku seriach, z których każda ma własne oznaczenie literowe. Do bardziej interesujących serii zaleceń należy zaliczyć:

- A, B – procedury działania, terminologia i definicje,
- D, E – taryfy,
- F – usługi telegraficzne, teleinformatyczne i niestacjonarne,
- G, H – transmisje,
- I – sieci z integracją usług komunikacyjnych ISDN,
- K, L – zabezpieczenia urządzeń,
- M, N – konserwacja, obsługa i utrzymanie,
- P – transmisje telefoniczne,
- R, S, T, U – usługi terminalowe i telegraficzne,
- V – przesyłanie danych w sieciach telefonicznych,
- X – sieci transmisji danych.

Oznaczenie każdego zalecenia składa się zatem z litery i liczby dziesiętnej oddzielonych kropką, np. V.34 oznacza standard transmisji z szybkością 33.6 kbit/s w kanale telefonicznym.

Międzynarodowy Doradczy Komitet ds. Telefonii i Telegrafii CCITT został 1 marca 1993 przekształcony w Sektor Normalizacji Telekomunikacji Międzynarodowej Unii Telekomunikacyjnej ITU. Sektor ten nosi oznaczenie ITU-T (ITU-Telecommunications Standardization Sector). Obecnie standardy opracowane i zatwierdzone przez CCITT przyjęto nazywać standardami ITU-T.

Międzynarodowa Organizacja Standaryzacyjna ISO została utworzona w 1947 roku w Londynie w celu ujednoczenia norm krajowych. Skupia ona krajowe organizacje normalizacyjne, organizacje badawcze, przemysłowe i naukowe. Jednym z obszarów zainteresowań ISO są zagadnienia sieci komputerowych i telekomunikacji. W tym zakresie, dzięki standardom ISO upowszechniane są otwarte środowiska sieciowe, w których możliwa jest wymiana danych między systemami komputerowymi różnych producentów.

Amerykański Instytut Normalizacyjny ANSI jest organizacją opracowującą standardy w zakresie kodowania i sygnalizacji. ANSI reprezentuje USA w organizacji ISO i dla niej opracowuje również standardy w zakresie transmisji danych, przede wszystkim w zakresie sieci lokalnych.

Stowarzyszenie Elektroniki Przemysłowej EIA jest organizacją skupiającą producentów sprzętu elektronicznego w USA. Publikuje standardy w zakresie telekomunikacji i transmisji danych. EIA współpracuje z ANSI oraz ITU-T. Wiele standardów EIA, np. dotyczących styków szeregowych, ma swoje odpowiedniki w zaleceniach CCITT. Na uwagę zasługuje opracowany przez EIA we współpracy z TIA (Telecommunication Industry Association) standard okablowania telekomunikacyjnego budynków przy użyciu kabla skręcane, tzw. skrętki.

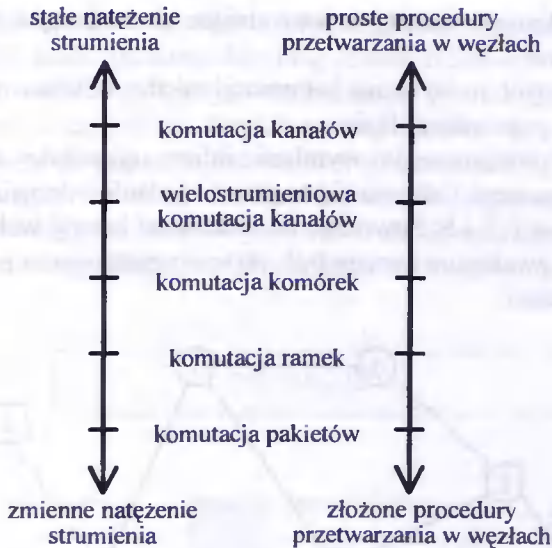
Amerykańskie Stowarzyszenie Inżynierów Elektryków i Elektroników IEEE zajmuje się między innymi opracowaniem standardów w zakresie transmisji danych. Również IEEE przesyła swoje standardy do organizacji ISO, która rozpowszechnia je jako standardy ISO 8802. Do bardziej znanych standardów IEEE należy zaliczyć standardy dotyczące metod dostępu do fizycznego nośnika danych w lokalnych sieciach komputerowych.

1.4. Techniki komutacji

Informacje wymieniane między użytkownikami za pomocą sieci rozległej są wewnątrz tej sieci przesyłane kolejno od węzła do węzła. Właśnie sposób transferu danych, od węzła źródłowego, poprzez węzły tranzytowe, do węzła docelowego nosi nazwę techniki komutacji. Możemy wyróżnić kilka technik komutacji:

- ♣ komutację kanałów,
- ♣ wielostrumieniową komutację kanałów,
- ♣ komutację pakietów,
- ♣ komutację ramek,
- ♣ komutację komórek.

Realizacja tych technik wymaga mniej lub bardziej złożonego przetwarzania w węzłach sieci. Równocześnie niektóre z tych technik są bardziej odpowiednie dla użytkowników generujących ruch o wolnozmiennym natężeniu, a inne są wykorzystywane w sieciach, w których natężenia ruchu między użytkownikami podlegają częstym zmianom. Na rysunku 1.1 przedstawiono uporządkowanie technik komutacji według dwóch wcześniej wymienionych parametrów: złożoności przetwarzania w węzłach i stopnia zmienności natężenia ruchu między użytkownikami. Zauważmy, że na obu końcach skali wprowadzonej na rys. 1.1 znajdują się dwie tradycyjne techniki komutacji: komutacja pakietów i komutacja kanałów. Różnią się one zasadniczo zarówno pod względem realizacyjnym jak i pod względem oferowanych własności. Nowsze techniki komutacji w różnym stopniu uwzględniają własności tych tradycyjnych technik, np. technika komutacji ramek swoimi własnościami jest bardziej zbliżona do techniki komutacji pakietów niż do techniki komutacji kanałów.

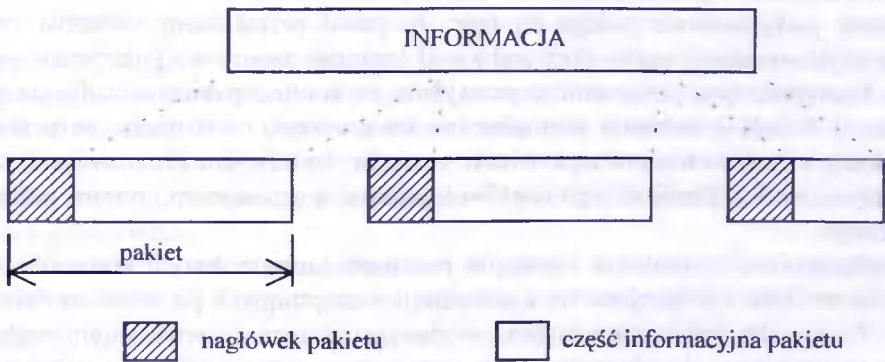


Rys. 1.1. Klasyfikacja technik komutacji

W sieciach z **komutacją kanałów** przesyłanie danych między dwoma użytkownikami jest możliwe dopiero po ustanowieniu połączenia, czyli po zestawieniu dedykowanej trasy prowadzącej od systemu użytkownika źródłowego, następnie poprzez sieć, aż do systemu użytkownika docelowego. Ta trasa jest sekwencją kolejno połączonych kanałów. Przesyłanie danych w sieci z komutacją kanałów dokonywane jest w trzech następujących fazach:

- ✦ **Faza ustanowienia połączenia.** Zanim nastąpi wymiana danych między użytkownikami sieci, należy między nimi ustanowić połączenie. Zasadę ustanowienia połączenia przedstawimy na przykładzie. Załóżmy, że użytkownik *A* chce uzyskać połączenie z użytkownikiem *B* (rys. 1.2). Wówczas użytkownik *A* wysyła do węzła 1 żądanie połączenia z użytkownikiem *B*. Ponieważ zwykle kanał łączący *A* z węzłem 1 jest kanałem dzierżawnym, więc część połączenia już istnieje. Następnie węzeł 1 musi na podstawie odpowiedniej procedury znaleźć następny węzeł na trasie do użytkownika *B*. Załóżmy, że wybrany został węzeł 4. Węzeł 1 rezerwuje kanał łączący go z węzłem 4 i przesyła do węzła 4 wiadomość z żądaniem połączenia z użytkownikiem *B*. Z kolei węzeł 4 rezerwuje kanał do węzła 5 i dołącza go do zarezerwowanego wcześniej kanału łączącego węzły 1 i 4. Węzeł 4 wysyła zarezerwowanym kanałem do węzła 5 wiadomość żądającą połączenia z użytkownikiem *B*. W ten sposób zestawiona została trasa od użytkownika *A* do węzła 5. Węzeł 5 dołącza następnie do tej trasy kanał łączący go z użytkownikiem *B* i w ten sposób ustanawiamy połączenie od *A* do *B*. Tym połączeniem przesyłane

i z części informacyjnej (dane użytkownika). Nagłówek zawiera różne informacje zależne od organizacji sieci, np. adres docelowy, adres źródłowy, wskaźnik ostatniego pakietu składającego się na informację, identyfikator informacji, numer określający którą część informacji jest pakiet. Zwykle w sieci określa się maksymalną długość pakietu. Ponieważ długość nagłówka jest stała, więc w sposób jednoznaczny określona zostaje długość części, na które dzielimy informacje użytkownika. Z przyjętego sposobu podziału informacji na części wynika, że w sieci będziemy mieli do czynienia z pakietami o różnych długościach, nie przekraczających jednak ustalonej maksymalnej długości.



Rys. 1.3. Podział informacji na pakiety

Pakiety przesyłane od użytkownika źródłowego do użytkownika docelowego są transmitowane kolejno między węzłami sieci. Pakiet musi zostać odebrany w całości przez węzeł przed dalszym jego nadaniem. Po odebraniu pakietu jest on umieszczany w pamięci węzła. Pamięć ta podzielona jest na równe części o pojemności równej maksymalnej długości pakietu. Te części nazywamy buforami, a pamięć przeznaczoną do składowania pakietów pamięcią buforową. Taka zależność między maksymalną długością pakietu a pojemnością bufora pozwala w istotny sposób uprościć zarządzanie pamięcią buforową.

W każdym węźle dokonuje się sprawdzenia czy pakiet nie zawiera błędów, a także w oparciu o informacje zawarte w nagłówku (np. adres użytkownika docelowego) podejmuje się decyzję, do którego następnego węzła należy przesłać pakiet. Pakiety są przesyłane w sieci jedną z dwóch metod: metodą bezpołączeniową lub metodą połączeniową.

Metoda bezpołączeniowa, zwana też metodą datagramów, odpowiada jedynie za przesłanie pakietów do miejsca przeznaczenia. W tej metodzie każdy pakiet traktowany jest jako niezależna jednostka, zwana datagramem, poruszająca się samodzielnie w sieci. Węzeł sieci wybiera dalszą trasę dla pakietu na podstawie adresu docelowego. Dla każdego pakietu może to być inna trasa. W efekcie, różnice w trasach obra-

nych dla pakietów składających się na tę samą informację, mogą spowodować, że pakiety przychodzą do odbiorcy nie po kolei. System użytkownika docelowego musi ułożyć je w odpowiedniej kolejności, a jeśli nastąpiła utrata pakietu, to musi wykryć problem i zażądać retransmisji. Brak pakietu jest wykrywany podczas składania z nadesłanych pakietów pierwotnej informacji.

W metodzie tej zwykle nie są wysyłane potwierdzenia o odebraniu pakietu między kolejnymi węzłami sieci, a także nie istnieją mechanizmy kontroli przepływu. Powoduje to, że metoda bezpołączeniowa zapewnia dużą wydajność w sieciach, w których występuje stosunkowo niewiele błędów powodujących zgubienie lub uszkodzenie pakietów, czyli nie ma zbyt wiele retransmisji pakietów.

Metoda połączeniowa polega na tym, że przed przesłaniem pakietów między dwoma użytkownikami zestawiany jest kanał logiczny zwany też połączeniem wirtualnym. Następnie tym połączeniem przesyłane są kolejne pakiety składające się na informację. Każde połączenie wirtualne ma swój numer, co oznacza, że przesyłane nim pakiety z danymi nie muszą zawierać w nagłówku adresów źródłowego i docelowego użytkownika. Zamiast tego nagłówek pakietu musi zawierać numer połączenia wirtualnego.

Z połączeniem wirtualnym związana jest trasa łącząca dwóch komunikujących się użytkowników i składająca się z sekwencji następujących po sobie węzłów i kanałów. Po to, aby pakiety przesyłane w danym połączeniu wirtualnym wybierały zawsze tę samą trasę, każdy węzeł na tej trasie musi pamiętać dokąd posłać pakiety przypisane do poszczególnych, aktualnie otwartych połączeń wirtualnych przechodzących przez ten węzeł. Węzeł musi utrzymywać tablice z jednym zapisem dla każdego otwartego połączenia wirtualnego. Kiedy pakiet przybywa do węzła, to węzeł zna numer łącza transmisyjnego, z którego pakiet przybył i numer połączenia wirtualnego, którym ten pakiet jest przesyłany. Na tej podstawie pakiet jest kierowany do następnego węzła.

Podstawowym problemem w metodzie połączeniowej jest ustanowienie połączenia wirtualnego. W zależności od sposobu ustanawiania połączenia wirtualnego rozróżniamy dwa typy połączeń:

- ♣ tymczasowe połączenia wirtualne SVC (Switched Virtual Circuit),
- ♣ stałe połączenia wirtualne PVC (Permanent Virtual Circuit).

Tymczasowe połączenie wirtualne SVC jest zestawiane na żądanie użytkownika na pewien, zwykle krótki, okres. Można rozróżnić trzy fazy w trakcie istnienia takiego połączenia:

- ♣ ustanawianie połączenia,
- ♣ przesyłanie pakietów z danymi,
- ♣ rozłączenie połączenia.

Ustanowienie połączenia dokonywane jest za pomocą specjalnego pakietu służbowego, który przechodząc przez sieć od systemu użytkownika źródłowego do systemu użytkownika docelowego wyznacza trasę dla połączenia wirtualnego. Odpowiednie

dane dla tego połączenia są zapamiętywane w każdym węźle tej trasy. Temu połączeniu przypisywany jest również numer.

Ponieważ system każdego użytkownika wybiera numery połączeń niezależnie, to węzeł może użyć tego samego numeru dla dwóch różnych tras. Aby temu zapobiec postępuje się następująco. Kiedy system użytkownika chce ustanowić nowe połączenie wirtualne typu SVC, to wybiera wolny numer, np. najwyższy dostępny spośród własnej puli numerów, a następnie wstawia go do pakietu ustanawiającego to połączenie. Węzeł sieci po otrzymaniu takiego pakietu podejmuje decyzję o dalszej trasie pakietu (tzn. trasie dla połączenia wirtualnego) i równocześnie przegląda własne wolne numery połączeń wirtualnych. Następnie wybiera najniższy wolny numer i wstawia go do pakietu ustanawiającego połączenie w miejsce dotychczasowego numeru. Ta zamiana numerów jest zapamiętywana w odpowiedniej tablicy w tym węźle. Taka zamiana numerów połączenia wirtualnego jest dokonywana we wszystkich węzłach pośrednich na trasie związanej z ustanawianym połączeniem wirtualnym. W efekcie, system użytkownika docelowego może odebrać pakiety z innym numerem połączenia wirtualnego niż numer określony przez system użytkownika źródłowego.

Po ustanowieniu połączenia przesyłane są pakiety z danymi. W nagłówkach tych pakietów znajduje się również numer połączenia wirtualnego. Numer ten musi być zamieniany w kolejnych węzłach trasy według zapisów dokonanych w odpowiednich tablicach w tych węzłach w fazie ustanawiania połączenia.

Rozłączenie połączenia wirtualnego typu SVC dokonywane jest za pomocą odpowiedniego pakietu służbowego i polega na usunięciu z tablic znajdujących się w węzłach numerów przypisanych do tego połączenia.

Stałe połączenia wirtualne PVC są ustanawiane przez administratora sieci między parami użytkowników i są dostępne przez cały czas funkcjonowania sieci. Ponieważ połączenie takie jest ustanawiane przez administratora sieci łącznie z przypisaniem odpowiednich numerów w węzłach, więc system użytkownika realizuje wyłącznie fazę przesyłania pakietów z danymi w tym połączeniu.

Metoda połączeniowa zapewnia efektywną komunikację szczególnie dla procesów działających przez dłuższy czas lub dla procesów wymieniających większe liczby dużych plików. Ponadto w tej metodzie system sieciowy przejmuje odpowiedzialność za bezbłędne dostarczenie pakietów we właściwej kolejności i wykrywanie pakietów zagubionych lub uszkodzonych.

Wielostrumieniowa komutacja kanałów łączy ze sobą własności techniki komutacji kanałów i zasady multipleksacji. Na jednej fizycznej linii łączącej system użytkownika z siecią można zrealizować wiele kanałów. Dane przesyłane w dowolnym z tych kanałów można następnie przesłać do innego użytkownika postępując według zasad analogicznych do techniki komutacji kanałów, tzn. zestawiamy połączenie, którego pierwszym składnikiem jest ten kanał. W ten sposób każdy użytkownik może mieć równocześnie otwartych wiele połączeń do innych użytkowników. Pomimo że

technika ta jest bardziej elastyczna w użyciu od techniki komutacji kanałów, to jednak posiada ona te same ograniczenia w zastosowaniach.

Technika *komutacji ramek* jest unowocześnioną techniką komutacji pakietów przeznaczoną do sieci wybudowanych w oparciu o łącza dobrej jakości. Dane przesyłane są w porcjach zwanych ramkami poprzez połączenia wirtualne typu PVC lub SVC. Z uwagi na korzystanie z łączy transmisyjnych o małym prawdopodobieństwie przekłamań, w technice komutacji ramek zredukowano mechanizmy kontroli przepływu oraz korekcji błędów w węzłach, co z kolei zwiększyło przepustowość sieci. Funkcje te przeniesiono do systemów użytkowników końcowych. W technice komutacji ramek dopuszczalne jest sprawdzanie ramek w węzłach sieci w celu wykrycia błędów. W razie wystąpienia błędu węzeł kasuje ramkę bez powiadamiania o tym fakcie systemów użytkowników końcowych.

Technika *komutacji komórek* realizuje szybką komutację pakietów. Możliwa jest transmisja danych z szybkościami rzędu setek megabitów na sekundę. Dane przesyłane są w porcjach zwanych komórkami o stałej i niezbyt dużej długości, np. 53 bajtów. Technika ta przeznaczona jest dla łączy o bardzo dobrej jakości, np. światłowodów. Za obsługę problemów związanych z pakietami zagubionymi, uszkodzonymi i przesłanymi w niewłaściwej kolejności odpowiadają systemy użytkowników końcowych, a nie sieć transmisji danych. Transmisja komórek przez sieć odbywa się zwykle w trybie połączeniowym. Do podziału dostępnej przepustowości kanałów między wielu użytkowników stosowane są zarówno techniki multipleksacji jak i komutacji. Technika komutacji komórek pozwala nie tylko na transmisję danych, ale również umożliwia przekaz głosu i obrazów video, a więc nadaje się do zastosowań wymagających działania w czasie rzeczywistym.

Techniki komutacji ramek i komórek można traktować jako pewne odmiany tradycyjnej komutacji pakietów. Powstały one jako dostosowanie techniki komutacji pakietów do coraz bardziej nowoczesnych środków transmisji danych. Rozległe sieci komputerowe wykorzystujące technikę komutacji pakietów albo technikę komutacji ramek, albo technikę komutacji komórek nazywane są rozległymi sieciami komputerowymi z komutacją pakietów lub rozległymi sieciami pakietowymi.

1.5. Protokoły sieci rozległych z komutacją pakietów

W sieciach rozległych z komutacją pakietów dane są przesyłane w formie pakietów przez wielu użytkowników równocześnie. Oznacza to, że w rozległych sieciach komputerowych z komutacją pakietów istnieje w tym samym czasie wiele połączeń. Ponadto sieć rozległa z komutacją pakietów ma zwykle wiele różnych, możliwych do wykorzystania tras, którymi pakiet może być przesyłany od węzła źródłowego do węzła docelowego. Istnieje kilka protokołów określających sposób wymiany infor-

macji między użytkownikami a siecią pakietową. Do najbardziej rozpowszechnionych protokołów zaliczamy: X.25, Frame Relay, TCP/IP oraz ATM.

Protokół X.25 jest zaleceniem CCITT i opisuje zbiór protokołów definiujących styk użytkownika z siecią rozległą z komutacją pakietów. Protokół ten jest realizacją techniki komutacji pakietów z wykorzystaniem metody połączeniowej do transmisji pakietów. Zastosowanie metody połączenia wirtualnego gwarantuje przybycie pakietów do użytkownika docelowego w tej samej kolejności w jakiej zostały one wysłane. Sieci wykorzystujące protokół X.25 mają bardzo rozbudowany system korekcji błędów oraz sterowania przepływem. Oznacza to, że każdy węzeł sprawdza poprawność odebranego pakietu przed dalszym jego wysłaniem. W przypadku wykrycia nieprawidłowości żąda retransmisji. Ta nadmiarowość zmniejsza przepustowość sieci, ale zapewnia niezawodny transfer danych poprzez sieć. Protokół X.25 jest przeznaczony do sieci rozległych wykorzystujących łącza gorszej jakości. Współpracuje on z liniami transmisyjnymi przesyłającymi dane z szybkościami transmisji do 2 Mbit/s. Protokół ten jest protokołem dobrze znanym i powszechnie stosowanym na świecie, szczególnie do połączeń z odległymi terminalami lub dużymi komputerami. Można go również stosować do połączeń między odległymi sieciami lokalnymi. Sieci X.25 są łatwe w instalacji i utrzymaniu.

Protokół X.25 definiuje trzy poziomy komunikacji:

- ❖ poziom fizyczny opisujący sprzęg fizyczny między komputerem a węzłem. Poziom ten jest opisany zaleceniami X.21 i X.21 bis.
- ❖ poziom łącza opisujący transmisję danych w łączu między komputerem a węzłem sieci. Wykorzystuje się tu protokół LAP-B, który z kolei jest częścią protokołu HDLC.
- ❖ poziom pakietowy opisujący połączenie wirtualne między dwoma użytkownikami. Opisująca go część X.25 nosi oznaczenie PLP (Packet Level Protocol).

Szczegółowy opis protokołu X.25 i protokołów stowarzyszonych z X.25 zamieszczono w rozdziałach 7 i 9.

Protokół Frame Relay, czyli protokół przekazywania ramek jest związany z techniką komutacji ramek. Jest przeznaczony do sieci wykorzystujących łącza bardzo dobrej jakości. Umożliwia w łączach transmisję z szybkością do 45 Mbit/s. Jest to protokół zorientowany połączeniowo. Ramki przesyłane są w połączeniach wirtualnych typu SVC lub PVC. Dużą przepustowość sieci Frame Relay uzyskuje się przez to, że węzły sieci nie dokonują kontroli przepływu i korekcji błędów. Te funkcje zostały przeniesione do systemów użytkowników końcowych. Węzły mogą wykrywać ramki (pakiety) uszkodzone. W tej sytuacji ramka zostaje skasowana bez powiadamiania o tym systemów użytkowników końcowych. W celu sprawdzenia czy ramka została odebrana poprawnie wymagane jest jej przyjęcie w całości.

Przez pojęcie protokół Frame Relay rozumiemy zestaw zaleceń opisujących procedury wymiany informacji w sieci. Należy zwrócić uwagę na to, że struktura ramki i funkcje poszczególnych jej pól opisane są przez protokół LAP-F wywodzący się z protokołu HDLC.

Protokół Frame Relay zaprojektowano w celu wykorzystania nowych możliwości jakie dają nowoczesne łącza transmisyjne. W związku z tym, w miarę wprowadzania przez operatorów sieci telekomunikacyjnych nowoczesnych łączy, oraz większą popularność uzyskują sieci Frame Relay. Tam gdzie to możliwe, będą one zastępować popularne sieci pakietowe X.25. Protokół Frame Relay szczegółowiej został opisany w rozdziale 11.

Zestaw *protokołów TCP/IP* (Transmission Control Protocol/Internet Protocol) jest związany z techniką komutacji pakietów. Protokoły te zaprojektowano w celu umożliwienia komunikacji między różnymi typami systemów komputerowych, jak również między różnymi sieciami. Protokoły TCP/IP są wykorzystywane w sieci Internet i cieszą się dużą popularnością.

Protokół IP jest protokołem bezpołączeniowym. Pakiety, zwane datagramami, są przesyłane przez sieć do systemu użytkownika docelowego na podstawie adresu zawartego w nagłówku. Każdy z datagramów składających się na informację przesyłany jest niezależnie przez sieć. W związku z tym datagramy mogą być przesyłane różnymi trasami, co powoduje, że nie jest zapewniona kolejność odbioru zgodna z kolejnością nadawania. Protokół IP nie zapewnia sterowania przepływem i kontroli błędów.

Protokół TCP jest protokołem połączeniowym umożliwiającym ustanowienie połączenia między systemami użytkowników końcowych. Połączenie to umożliwia sterowanie przepływem, przesyłanie potwierdzeń odbioru, zachowanie kolejności pakietów, kontrolę błędów i przeprowadzenie retransmisji. TCP wykorzystuje protokół IP do transmisji danych przez sieć, tzn. IP stosuje się do przesyłania danych między węzłami sieci. Natomiast protokół TCP realizowany jest w systemach użytkowników końcowych i zapewnia między tymi systemami niezawodny transfer danych.

Z protokołami TCP/IP stowarzyszone są również inne protokoły omówione w rozdziale 10.

ATM (Asynchronous Transfer Mode) oznacza standard transmisji danych realizujący technikę komutacji komórek. Standard ATM może być stosowany zarówno w sieciach rozległych jak i lokalnych i służy do przesyłania głosu, obrazów i danych. Informacje umieszczane są w pakietach o stałej długości zwanych komórkami. Każda komórka ma długość 53 bajtów, a w tym 48 bajtów zawierających dane i 5 bajtów nagłówka. Nagłówek jest niezbędny do zorganizowania przezroczystego transportu informacji użytkownika przez sieć ATM bez zakłóceń, strat i nadmiernych opóźnień. Jest to standard zorientowany połączeniowo, co oznacza, że dane są przysyłane przez połączenie wirtualne zestawione na żądanie użytkownika. ATM jest techniką transferu asynchronicznego, czyli szybkość transmisji komórki w ramach kanału wirtualnego może być zmienna i zależy od szybkości z jaką nadaje kolejny przełącznik. Nie korzysta się z żadnego mechanizmu, który mógłby synchronizować zdarzenia w sieci.

Sieci ATM nie odpowiadają za bezbłędne przesyłanie komórek, gdyż założono, że urządzenia i linie transmisyjne są bardzo dobrej jakości. Mechanizmy sterowania przepływem i kontroli błędów muszą być prowadzone w systemach użytkowników

końcowych. Wykorzystując standard ATM można przysyłać dane po łączach transmisyjnych z szybkością transmisji 155 Mbit/s, a nawet 622 Mbit/s.

Standard ATM jako technika komutacji pakietów dla bardzo szybkich łączy transmisyjnych może być wykorzystywana zarówno w sieciach lokalnych, miejskich jak i rozległych. Przewiduje się, że w najbliższych latach standard ATM znajdzie najistotniejsze zastosowania do łączenia sieci lokalnych poprzez lokalne przełączniki ATM oraz w sieciach miejskich. Osobne sieci rozległe wykorzystujące standard ATM to dzisiaj bardzo drogie rozwiązanie. Sieci takie, z uwagi na koszty, pozostaną przede wszystkim w domenie operatorów publicznych. Większość sieci publicznych pracujących w oparciu o standard ATM jest ciągle w fazie prób i obsługuje wyłącznie połączenia typu PVC.

Znaną usługą, wykorzystującą sieci ATM jest SMDS (Switched Multimegabit Data Service). Została ona opracowana aby zwiększyć zasięg sieci lokalnych oraz aby realizować usługi niedostępne w standardzie ATM.

Z uwagi na powszechność zastosowań protokołów X.25, Frame Relay i TCP/IP książka poświęcona jest właśnie tym protokołom. Sieci pracujące z wykorzystaniem tych protokołów są rozległymi sieciami komputerowymi z komutacją pakietów typu „prześlij i zapamiętaj” (store-and-forward). Oznacza to, że pakiet (ramka) po przesłaniu łączem transmisyjnym jest zapamiętywany w pamięci węzła sieci i umieszczany w odpowiedniej kolejce, gdzie oczekuje na transmisję do następnego węzła.

Omówione dotychczas protokoły dotyczą rozległych sieci pakietowych. Należy jednak zwrócić uwagę na to, że dostępne są również sieci rozległe niepakietowe. Do takich właśnie sieci należy zaliczyć sieci ISDN (Integrated Services Digital Network) opisane zaleceniami CCITT serii I. Sieci te łączą technikę komutacji pakietów i technikę komutacji kanałów umożliwiając równoczesny transfer głosu (rozmów telefonicznych), danych, sygnałów video i innych.

2. Struktura i architektura sieci rozległych

2.1. Struktura sieci rozległych

Strukturą rozległej sieci komputerowej nazywamy schemat rozmieszczenia węzłów i łączących je łączy transmisyjnych wraz ze schematem dołączenia do węzłów systemów komputerowych, terminali, mikrokomputerów, sieci lokalnych i innego sprzętu informatycznego. Zatem na strukturę rozległej sieci komputerowej składają się trzy obszary przedstawione na rys. 2.1.

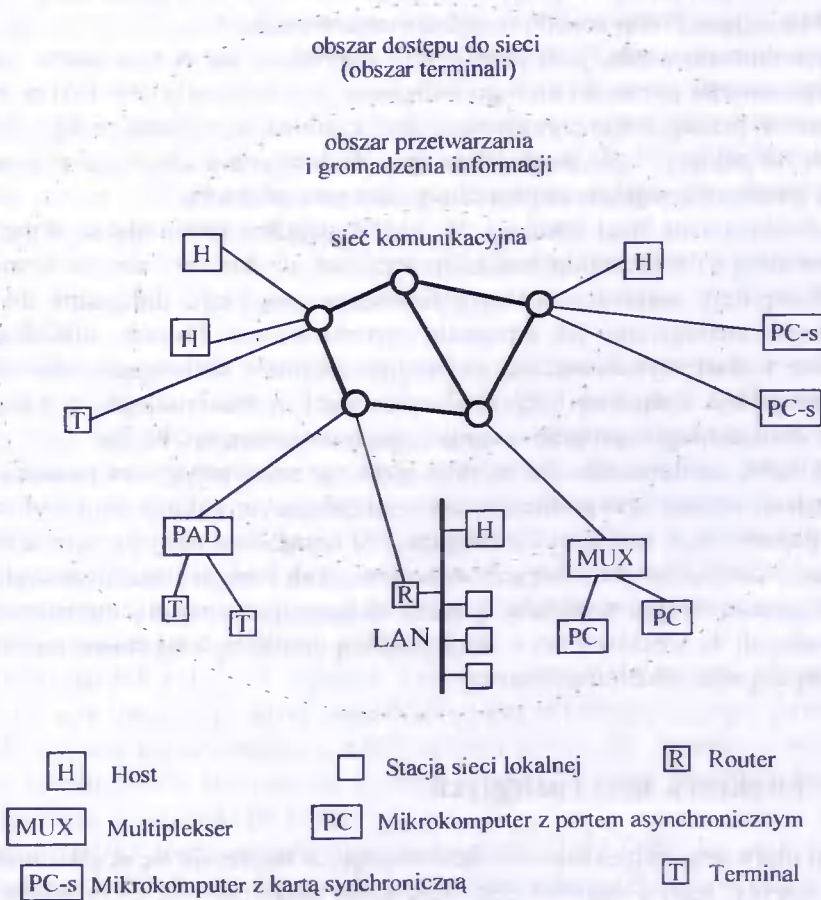
Sieć komunikacyjna to obszar dystrybucji informacji. Jest ona odpowiedzialna za komunikację pomiędzy systemami i sieciami komputerowymi dołączonymi do sieci rozległej. Sieć komunikacyjna składa się z węzłów i łączących te węzły łączy transmisyjnych. W węzle znajduje się specjalizowane urządzenie mikroprocesorowe, zwane przełącznikiem (switch) lub routerem, realizujące jeden lub kilka protokołów sieci rozległych, np. wcześniej omówione protokoły X.25, Frame Relay lub TCP/IP.

Sieć komunikacyjna jest podstawową częścią rozległej sieci komputerowej. Mówiąc sieć rozległa zwykle mamy na uwadze wyłącznie jej sieć komunikacyjną. Ma to swoje uzasadnienie w tym, że

- ♣ sieć komunikacyjna jest niezmienną strukturą sieci rozległej podlegającą rozwojowi planowanemu przez administratora sieci,
- ♣ systemy komputerowe i mikrokomputerowe oraz sieci lokalne dołączone do sieci komunikacyjnej i nazywane systemami użytkownika pozostają poza zasięgiem zarządzania administratora sieci rozległej. Ponadto systemy te mogą ulegać częstym zmianom w konfiguracji lub w wyposażeniu, a ich czas pracy w sieci rozległej zależy od użytkownika, a nie od administratora sieci rozległej.

Z tych też powodów administratorzy publicznych sieci rozległych dostarczają zwykle usługi związane z siecią komunikacyjną, pozostawiając użytkownikom zadania gromadzenia i przetwarzania informacji. Dlatego też w dalszej części książki będziemy się zajmować zagadnieniami związanymi z siecią komunikacyjną, nazywając ją rozległą siecią komputerową lub siecią rozległą. Konsekwencją tego założenia jest przyjęta w rozdz. 12 definicja struktury sieci. Została ona zawężona wyłącznie do sieci komunikacyjnej i jest rozumiana jako schemat rozmieszczenia łączy transmisyjnych (kanałów) łączących węzły sieci rozległej.

Obszar przetwarzania i gromadzenia informacji obejmuje komputery przeznaczone właśnie do celów przetwarzania i przechowywania danych. Komputery te, zwane hostami, są dołączane bezpośrednio do węzłów sieci. Mogą być dołączane bezpośrednio wydzielonymi łączami transmisyjnymi lub pośrednio poprzez sieć lokalną. W pierwszym przypadku niezbędna jest odpowiednia karta umożliwiająca współpracę z węzłem według realizowanego w tym węźle protokołu sieci rozległej. Natomiast w drugim przypadku niezbędna jest karta umożliwiająca współpracę hosta z siecią lokalną.



Rys. 2.1. Struktura sieci rozległej

Obszar dostępu do sieci zwany też obszarem terminali obejmuje terminale, mikrokomputery lub stacje sieci lokalnych umożliwiające użytkownikowi dostęp do usług komunikacyjnych sieci rozległej.

Terminale asynchroniczne mogą być dołączone do węzłów sieci w jeden z następujących sposobów.

- ♣ Za pośrednictwem zewnętrznych urządzeń z oprogramowaniem zamieniającym asynchroniczny strumień danych pochodzących od terminala w ciąg pakietów odpowiedniego protokołu sieci rozległej i zapewniającym operację odwrotną, tzn. zamieniającym pakiety nadchodzące z sieci w asynchroniczny strumień danych przesyłanych do terminala. Oprogramowanie to w przypadku sieci X.25 nazywamy PADem (Packet Assembler-Disassembler) lub FRADem (Frame Relay Assembler-Disassembler) w przypadku sieci Frame Relay. Zalecenia X.3, X.28 i X.29 opisujące PADa zostały przedstawione w rozdz. 8.
- ♣ Bezpośrednio do węzła, jeśli przełącznik znajdujący się w tym węźle umożliwi skonfigurowanie portu, do którego dołączony jest terminal, jako PADa lub FRADa, tzn. w przełączniku dokonywana jest zamiana asynchronicznego strumienia danych na pakiety i odwrotnie. Ten sposób dołączenia obejmuje również połączenie terminali z węzłem za pośrednictwem multipleksera.
- ♣ Za pośrednictwem sieci lokalnej. W tym przypadku terminale są dołączone do sieci lokalnej z użyciem odpowiednich urządzeń, np. koncentratorów terminali.

Mikrokomputery mające porty asynchroniczne mogą być dołączane do węzłów sieci rozległej analogicznie jak terminale asynchroniczne. Ponadto mikrokomputery wyposażone w kartę synchroniczną z oprogramowaniem realizującym protokół sieci rozległej mogą być dołączone bezpośrednio do węzłów sieci rozległej bez konieczności użycia dodatkowego oprogramowania dopasowującego, np. PADa.

Sieci lokalne są dołączane do węzłów sieci rozległej zwykle za pomocą specjalnych urządzeń wraz z oprogramowaniem zamieniającym pakiety protokołu sieci lokalnej w pakiety sieci rozległej i odwrotnie. Te urządzenia nazywamy routerami lub gatewayami. Różnią się one zakresem wykonywanych funkcji i dostarczanych usług.

Przedstawione w tym rozdziale sposoby dołączania terminali, mikrokomputerów i sieci lokalnych do węzłów sieci rozległej należą do najczęściej stosowanych, jednak nie wyczerpują wszystkich możliwości.

2.2. Architektura sieci rozległych

W celu ułatwienia projektowania sieci rozległych modeluje się je jako hierarchiczny układ warstw. Każda warstwa obejmuje ściśle określony zakres problemów związanych z sieciami komputerowymi. Liczba warstw i realizowane przez nie funkcje zależą od przyjętego modelu sieci. Jednym z zadań każdej warstwy jest dostarczenie usług warstwie wyższej w hierarchii.

Realizacje poszczególnych warstw mogą być zainstalowane np. w systemach komputerowych komunikujących się użytkowników. Wówczas *i*-ta warstwa w jednym systemie komunikuje się z *i*-tą warstwą w drugim systemie komputerowym. Zasady

i sposoby tej komunikacji są określone w protokołach warstwy. Połączenie między sąsiednimi warstwami nazywamy sprzęgiem międzywarstwowym. Sprzęg ten określa operacje i usługi oferowane przez daną warstwę warstwie bezpośrednio wyższej w hierarchii.

Uporządkowany zbiór warstw i protokołów nazywamy architekturą sieci.

Używając modelu warstwowego projektuje się zarówno systemy komunikacyjne, jak i sieciowe systemy operacyjne. Model warstwowo ze ściśle zdefiniowanymi funkcjami poszczególnych warstw oraz zdefiniowanymi protokołami międzywarstwowymi pozwala na tworzenie otwartych systemów sieciowych. Systemy otwarte są architekturami komputerów, systemami i programami komputerowymi, których specyfikacje są opublikowane i dostępne dla każdego. Takie systemy umożliwiają współpracę produktów pochodzących od różnych firm. Systemy otwarte definiowane są przez firmy, grupy firm oraz międzynarodowe organizacje standaryzacyjne. W zakresie sieci komputerowych do najważniejszych modeli systemów otwartych zaliczamy model OSI (Open Systems Interconnection) opracowany przez międzynarodową organizację standaryzacyjną ISO.

Poza systemami otwartymi istnieją również zamknięte systemy wyprodukowane przez jedną firmę. Do takich rozwiązań należy zaliczyć systemy sieciowe firmy IBM lub firmy DEC.

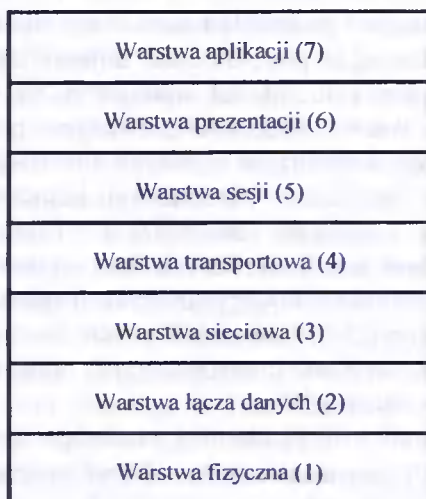
Firma IBM opracowała standard umożliwiający łączenie ze sobą produktów tej firmy należących do rodziny 3270. Standard ten nazywany *architekturą SNA* (Systems Network Architecture) zawiera zbiór protokołów sieciowych. Architektura SNA obejmuje duże systemy komputerowe mainframe (hosty) oraz średnie systemy komputerowe midrange (np. AS/400), terminale 3270 oraz sposoby ich wzajemnego komunikowania się. Architektura SNA została opracowana z przeznaczeniem dla scentralizowanych środowisk (sieci) wykorzystujących hosty. W związku z tym nie spełnia ona współczesnych wymagań stawianych przez wieloprotokołowe środowiska wybudowane w oparciu o produkty różnych firm.

Architektura DNA (Digital Network Architecture) została opracowana przez firmę DEC po to, aby umożliwić łatwe zestawianie sieci składających się z produktów tej firmy. W ramach tej architektury zdefiniowano protokoły, formaty i mechanizmy wymiany komunikatów sterujących w sieci. Model DNA ma strukturę siedmiowarstwową zbliżoną do modelu ISO/OSI.

Model ISO/OSI został opublikowany jako norma ISO 7498. Jej odpowiednikiem jest zalecenie CCITT X.200. Model ten jest modelem hierarchicznym składającym się z siedmiu warstw przedstawionych na rys. 2.2. Najniżej w hierarchii warstw znajduje się warstwa fizyczna, a najwyżej warstwa aplikacji. Funkcje poszczególnych warstw modelu ISO/OSI są następujące:

Warstwa fizyczna definiuje elektryczne i mechaniczne charakterystyki styku między urządzeniem danych użytkownika a urządzeniem zakończenia łącza danych. Urządzenie danych użytkownika często oznacza się jako DTE (Data Terminal Equipment), a wypo-

sażenie zakończenia łącza danych jako DCE (Data Circuit-Terminating Equipment). Istnieje wiele zaleceń opisujących ten styk. Do bardziej znanych i rozpowszechnionych należy zaliczyć takie zalecenia jak RS-232C/V.24, V.35, X.21.



Rys. 2.2. Model warstwowy ISO/OSI

Warstwa łącza danych opisuje metody przesyłania danych łączem transmisyjnym między dwoma systemami (węzłami sieci rozległej). W warstwie tej tworzy się ramki, dokonuje się korekcji błędów oraz realizuje się procedury sterowania przepływem ramek. Podstawowym protokołem tej warstwy w zakresie sieci rozległych jest protokół HDLC.

Ponieważ w tej warstwie dokonuje się korekcji błędów, więc wyższe warstwy mogą (ale nie muszą) nie sprawdzać poprawności odebranych danych. Jednak w przypadku stosowania łączy transmisyjnych o bardzo dobrej jakości, niektóre protokoły tej warstwy jak np. LAP-F w części podstawowej nie dokonują korekcji błędów. Jest to spowodowane tym, że pominięcie mechanizmów korekcji błędów w tej warstwie umożliwia zwiększenie przepustowości sieci. W tym przypadku, wykonanie procedur korekcji błędów, zostaje przeniesione do warstw wyższych.

Warstwa sieciowa określa styk między użytkownikiem a siecią rozległą z komutacją pakietów, oraz definiuje protokoły służące przesyłaniu pakietów między dowolnymi użytkownikami sieci. W szczególności warstwa ta obejmuje zagadnienia związane z kierowaniem ruchem pakietów, czyli regułami doboru tras, sterowaniem przepływem czy też sposobami adresacji użytkowników. Do bardziej znanych protokołów tej warstwy w zakresie sieci rozległych należą protokoły X.25 lub IP. Do problemów tej warstwy należy również zaliczyć ściśle związane z regułami doboru tras zagadnienia doboru struktury sieci rozległej i wyznaczania przepustowości kanałów. Należy

zwrócić uwagę na to, że te ostatnie zagadnienia nie są opisywane w żadnych zaleceniach, a ich rozwiązanie pozostaje w kompetencjach projektanta sieci.

Warstwa transportowa stanowi interfejs między trzema najwyższymi warstwami a siecią komunikacyjną opisaną przez trzy najniższe warstwy. Warstwa ta obsługuje połączenie między systemami komputerowymi użytkowników końcowych. Przede wszystkim zapewnia podział informacji nadchodzących z warstwy sesji na mniejsze bloki, kontroluje poprawność transmisji, realizuje połączenia wirtualne, reguluje natężenie ruchu, rozpoznaje duplikaty pakietów, a także sprawdza poprawność adresowania. Protokoły tej warstwy są tak projektowane, aby uwolnić systemy komputerowe użytkownika od fizycznych i funkcjonalnych problemów związanych z siecią komunikacyjną, czyli od problemów związanych z organizacją transmisji danych.

Warstwa sesji koordynuje wymianę informacji między rozproszonymi zadaniami (procesami). Połączenie między procesami zwykle nazywane jest sesją. Sesja może służyć do realizacji połączenia ze zdalnym procesem w trybie z podziałem czasu lub do przesłania zbiorów między dwoma procesami. Podstawowe zadania tej warstwy to otwarcie sesji, zarządzanie sesją po jej otwarciu i zamknięcie sesji. Ponadto, zależnie od rodzaju zestawionego połączenia, w warstwie tej dokonuje się konwersja adresów transportowych na adresy użytkowe warstwy sesji jak również operacja odwrotna.

Warstwa prezentacji przeznaczona jest do przekształcania danych do postaci dogodnej dla programów użytkowych. Do podstawowych zadań tej warstwy należy zaliczyć:

- ♣ kompresję danych powodującą usunięcie redundancji informacji,
- ♣ transformacje kodowe, np. z kodu ASCII na kod EBCDIC,
- ♣ transformacje formatów danych,
- ♣ zabezpieczenie informacji przed niepowołanym dostępem, czyli szyfrowanie informacji z wykorzystaniem różnych algorytmów szyfrowania np. algorytmu DES.

Zagadnienia związane z warstwą prezentacji wynikają przede wszystkim z różnic sprzętowych komputerów i specyfiki ich oprogramowania.

Warstwa aplikacji związana jest z programami użytkowymi. Porozumiewające się programy użytkowe określają format wymienianych informacji i reguły postępowania przy ich odbiorze. Ponadto w zakres warstwy aplikacji wchodzi zagadnienia związane z rozdziałem zadań na poszczególne komputery. Do typowych programów użytkowych tej warstwy należy zaliczyć pocztę elektroniczną (np. X.400), oprogramowanie obsługujące transfer plików i sesje terminala.

Jak wynika z funkcji pełnionych przez poszczególne warstwy, sieć komunikacyjna jest opisana trzema najniższymi warstwami. W dalszej części pracy pokażemy szczegółowe rozwiązania w zakresie warstw fizycznej, łącza danych i sieciowej. Ponadto przedstawione zostaną metody projektowania struktur sieci rozległych, przepustowości kanałów i reguł doboru tras, czyli problemy związane z warstwą sieciową.

3. Podsieć komunikacyjna

3.1. Węzeł sieci rozległej

Podstawową częścią węzła sieci rozległej jest programowalne urządzenie zwane przełącznikiem (switchem), do portów którego dołączane są łącza transmisyjne prowadzące od sąsiednich węzłów, hostów, terminali, mikrokomputerów, sieci lokalnych i innych. Przykładową konfigurację sprzętową węzła przedstawiono na rys. 3.1. Przełącznik jest zwykle urządzeniem jedno- lub wielomikroprocesorowym, które można programować w zależności od potrzeb i zastosowań. Oprogramowanie to jest dostarczane przez producenta, choć niektóre typy przełączników umożliwiają dołączanie modułów programowych napisanych przez użytkownika, np. w języku C.

Podstawowe bloki programowe przełącznika oraz schemat ich współdziałania przedstawiono na rys. 3.2. Funkcje tych bloków programowych są następujące:

Oprogramowanie zarządzające nadzoruje pracę przełącznika. Umożliwia lokalną konfigurację, monitorowanie i sterowanie przełącznikiem. Pozwala również na opracowanie i zestawianie danych statystycznych o pracy przełącznika oraz pozwala na diagnozowanie poprawności jego pracy. Ponadto oprogramowanie zarządzające przełącznika zwykle zawiera moduł współpracujący z systemem zarządzającym siecią. Poprzez ten moduł możliwe jest zdalne zarządzanie pracą węzła.

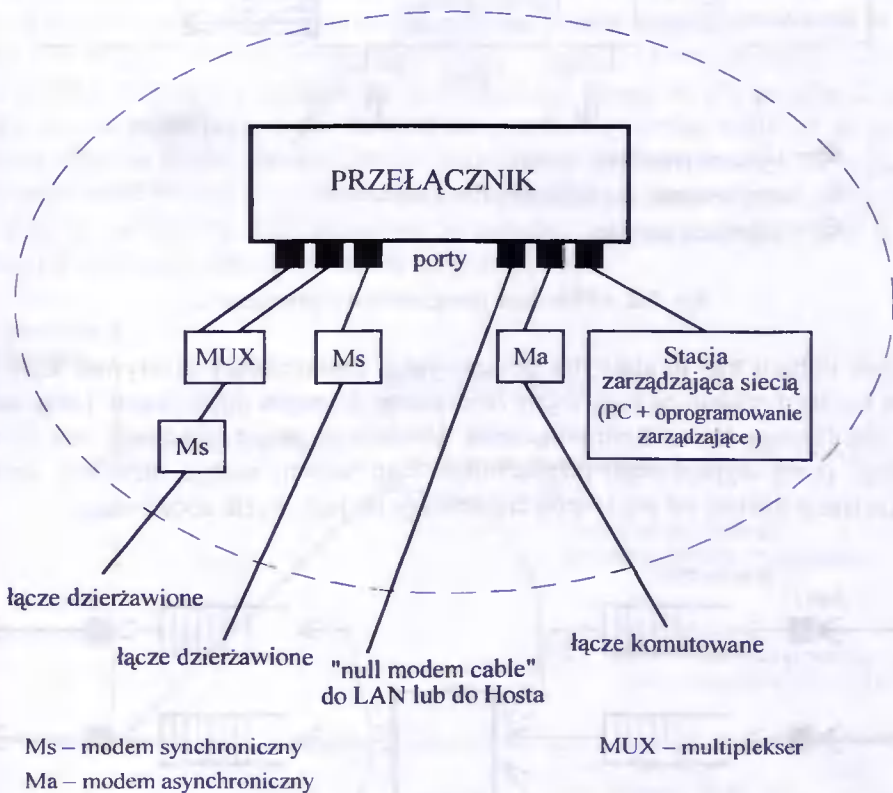
Oprogramowanie koordynacyjne zapewnia współdziałanie procesów współbieżnych. Jest ono konieczne, ponieważ przełącznik jest złożonym mikroprocesorowym systemem czasu rzeczywistego, w którym wykorzystywane programy tworzą procesy przebiegające współbieżnie.

Oprogramowanie komunikacyjne to oprogramowanie związane z protokołami komunikacyjnymi realizowanymi w sieci rozległej np. X.25, Frame Relay lub IP. Może to być oprogramowanie związane z jednym lub kilkoma protokołami. Ponadto może to być oprogramowanie PAdA lub FRAdA. Poszczególne moduły tego oprogramowania są dostarczane przez producenta przełącznika. Moduły te pozwalają skonfigurować port jako:

- ♣ synchroniczny, poprzez który do przełącznika dochodzą wyłącznie pakiety realizowanego w sieci protokołu komunikacyjnego,

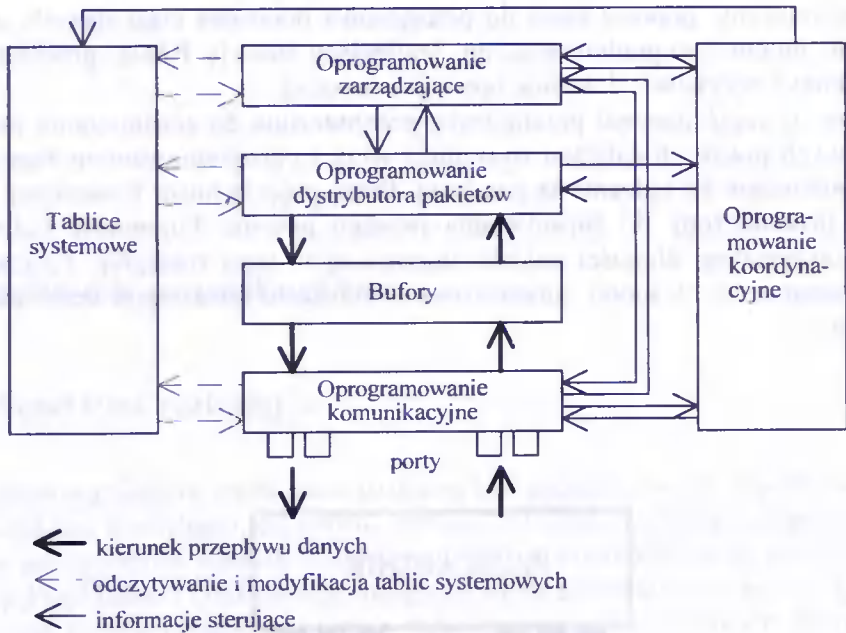
- * asynchroniczny, poprzez który do przełącznika dochodzą ciągi danych, a odpowiedni moduł oprogramowania, np. realizujący funkcję PADa, przekształca je w pakiety i oczywiście dokonuje operacji odwrotnej.

Bufory to część pamięci przełącznika przeznaczona do zapamiętania pakietów tranzytowych przed ich dalszym wysłaniem wraz z oprogramowaniem zapewniającym odpowiednie zarządzanie tą pamięcią. Przez pojęcie bufor rozumiemy obszar pamięci przeznaczony do zapamiętania jednego pakietu. Pojemność bufora jest równa maksymalnej długości pakietu stosowanej w sieci rozległej. Tę część pamięci przełącznika, w której zorganizowano bufory nazywa się również pamięcią buforową.



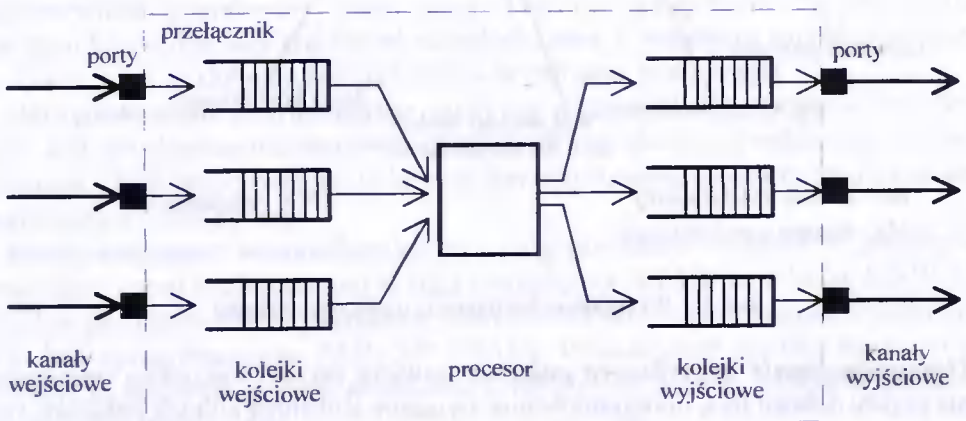
Rys. 3.1. Przykładowa konfiguracja węzła sieci rozległej

Oprogramowanie dystrybutora pakietów zawiera przede wszystkim oprogramowanie reguły doboru tras, oprogramowanie związane z obsługą kolejek pakietów tworzonych w przełączniku oraz oprogramowanie zapobiegające przeciążeniom.



Rys. 3.2. Architektura oprogramowania przełącznika

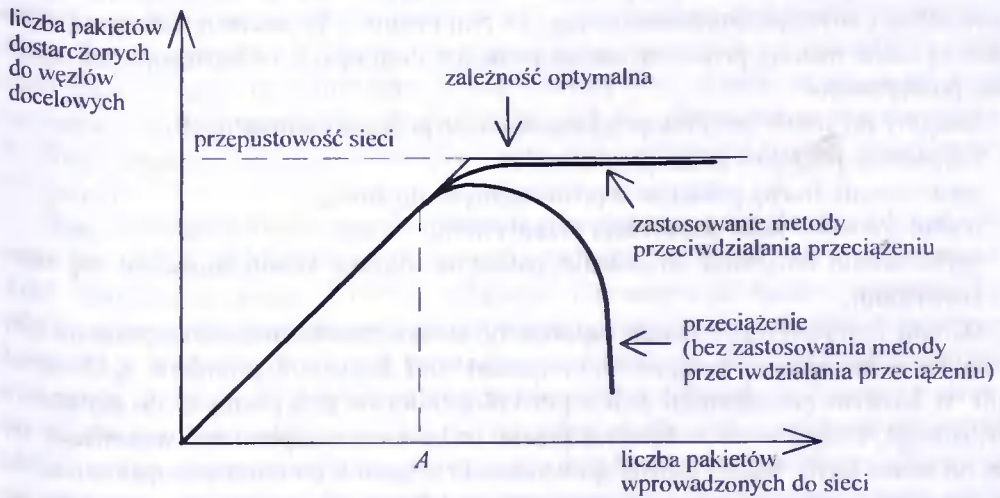
Reguła doboru tras to algorytm postępowania zapewniający efektywne kierowanie ruchem każdego pakietu od jego węzła źródłowego do węzła docelowego. Na podstawie adresu docelowego lub numeru połączenia wirtualnego pakiet kierowany jest do odpowiedniego portu wyjściowego przełącznika. Tym samym zostaje określony następny węzeł na trasie pakietu od jego węzła źródłowego do jego węzła docelowego.



Rys. 3.3. Model przepływu pakietów w przełączniku

W przełączniku tworzone są kolejki wejściowa i wyjściowa związane z każdym portem. Pakiety przybywające do przełącznika są zapamiętywane w pamięci buforowej. Jednocześnie pakiety te są umieszczane w odpowiednich kolejkach. Oczywiście umieszczenie pakietu w kolejce oznacza, że umieszczana jest tam jedynie informacja identyfikująca bufor, w którym został zapamiętany pakiet.

Model przepływu pakietów w przełączniku przedstawiono na rys. 3.3. Pakiety dochodzące do przełącznika są umieszczane w kolejce wejściowej związanej z portem, poprzez który przybyły. Następnie z tych kolejek pakiety są pobierane przez procesor, który wykorzystując oprogramowanie reguły doboru tras umieszcza je w kolejce wyjściowej związanej z portem, poprzez który opuszczają przełącznik. Obsługa kolejek w węzle dokonywana jest zazwyczaj według reguły FCFS (First Come First Serve) z tym, że możliwe jest uwzględnienie priorytetów. Każda kolejka utworzona w przełączniku ma określoną pojemność (maksymalną długość). Oprogramowanie obsługujące te kolejki zwykle ma możliwość dynamicznego ustalania ich pojemności przy ograniczeniu, że suma pojemności kolejek nie przekroczy liczby buforów w pamięci buforowej. Ogólna zasada dynamicznego przydziału pojemności kolejkom polega na tym, że pojemność kolejki jest zwiększana jeśli aktualna jej długość przekroczy wcześniej ustaloną wartość, np. 80% aktualnej pojemności. Natomiast gdy długość kolejki jest niewielka, to następuje ograniczenie jej pojemności.



Rys. 3.4. Zależność liczby pakietów dostarczonych od liczby pakietów wprowadzonych do sieci

W przypadku, gdy w sieci komunikacyjnej znajdzie się zbyt duża liczba pakietów, to następuje obniżenie wydajności ich przesłania, czyli zmniejszenie liczby pakietów dostarczonych do węzłów docelowych. Przeciążenie sieci jest zwykle następstwem gwałtownego zwiększenia liczby pakietów wprowadzonych do sieci komunikacyjnej przez

użytkowników, ograniczonej pojemności pamięci buforowych w przełącznikach, stosowanej reguły doboru tras, szybkości przetwarzania pakietów w przełącznikach, a także wykorzystywanego protokołu komunikacyjnego. Na rysunku 3.4 przedstawiono typową zależność liczby pakietów dostarczonych do węzłów docelowych od liczby pakietów wprowadzanych do sieci komunikacyjnej przez systemy użytkowników. Jeżeli liczba pakietów wprowadzanych do sieci nie przekracza przepustowości sieci, to liczba pakietów dostarczonych jest proporcjonalna do liczby pakietów wprowadzonych do sieci. Jednak po wprowadzeniu do sieci zbyt dużej liczby pakietów, przekraczających wartość A zaznaczoną na rys. 3.4, przełączniki nie są w stanie ich przetworzyć na skutek ograniczonej pojemności pamięci buforowych i stałego czasu przetwarzania pakietu. Pakiety nie przyjęte przez przełącznik są zwykle kasowane. W miarę wzrostu liczby pakietów wprowadzanych do sieci sytuacja się pogarsza, np. wskutek zbyt częstych retransmisji, i liczba pakietów dostarczanych do węzłów docelowych gwałtownie spada. Tak więc, począwszy od liczby pakietów wprowadzanych równej A (rys. 3.4) mamy do czynienia z przeciążeniem sieci. Ponieważ przeciążenie sieci jest stanem niekorzystnym, więc stosuje się różne metody przeciwdziałania przeciążeniom. Metody te powinny rozpoznawać początkowy stan występowania przeciążenia i tak działać, aby niezależnie od liczby pakietów wprowadzanych do sieci, liczba pakietów dostarczonych do węzłów docelowych była możliwie bliska przepustowości sieci. Zatem powinny tak działać, aby wykres obrazujący ich działanie przedstawiony na rys. 3.4 był zbliżony do rozwiązania optymalnego, również zaprezentowanego na tym rysunku. W sieciach rozległych stosowane są różne metody przeciwdziałania przeciążeniom oparte na następujących sposobach postępowania:

- ♣ wstępny przydział buforów przełączników do połączeń wirtualnych,
- ♣ odrzucanie pakietów przez przełączniki,
- ♣ ograniczenie liczby pakietów wprowadzanych do sieci,
- ♣ wykorzystanie metod sterowania przepływem,
- ♣ ograniczenie natężenia strumienia pakietów między komunikującymi się użytkownikami.

Metoda wstępnego przydziału buforów do połączenia wirtualnego polega na tym, że pakiet ustanawiający połączenie, np. pakiet *Call Request* w protokole X.25, rezerwuje w każdym przełączniku jeden lub kilka buforów przypisanych do połączenia wirtualnego. Dzięki temu w każdym przełączniku można zapamiętać wchodzący pakiet do czasu kiedy będzie można go wysłać. Przełącznik po odebraniu pakietu czeka z wysłaniem potwierdzenia jego poprawnego odbioru aż do chwili, gdy wyśle ten pakiet do kolejnego węzła. Wówczas pozytywne potwierdzenie oznacza nie tylko poprawność odbioru pakietu, ale również to, że przełącznik ma wolny bufor do zapamiętania kolejnego pakietu przesyłanego połączeniem wirtualnym. W ten sposób przesyłamy w połączeniach wirtualnych tylko tyle pakietów, ile może zostać zapamiętanych w buforach przełączników.

Metoda odrzucania pakietów przez przełączniki polega na tym, że jeśli do przełącznika nadejdzie pakiet i nie ma dla niego wolnego bufora, to węzeł ten odrzuca (kasuje) pakiet.

Ograniczenie liczby pakietów wprowadzanych do sieci daje możliwość bezpośredniego sterowania przeciążeniem w sieci. Jedno z rozwiązań szczegółowych tej metody polega na tym, że w sieci utrzymywana jest stała liczba pakietów. W sieci przesyłane są zezwolenia na transmisję. Użytkownik po odebraniu pakietu wysyła takie zezwolenie do przełącznika. Natomiast aby użytkownik mógł wysłać pakiet musi otrzymać z przełącznika, do którego jest dołączony, takie zezwolenie. Niestety w tej metodzie mogą się zdarzyć sytuacje powodujące lokalne przeciążenie przełącznika, np. gdy przełącznik otrzyma zbyt wiele zezwoleń na transmisję pakietów. Ponadto w sytuacji, gdy zezwolenie zostanie zagubione w sieci następuje ograniczenie jej przepustowości.

Wykorzystanie *metod sterowania przepływem* polega na użyciu mechanizmów potwierżeń i wstrzymywania transmisji, np. pakietu *RNR* w protokole *X.25*, do ograniczenia liczby pakietów przesyłanych między użytkownikami w sytuacji występowania przeciążenia.

Ograniczenie natężenia strumienia pakietów między komunikującymi się użytkownikami polega na użyciu specjalnych pakietów ograniczających ruch, np. w połączeniu wirtualnym, lub wykorzystanie pewnych bitów w pakietach (ramkach) przesyłanych między dwoma użytkownikami, w celu wskazania na stan wystąpienia przeciążenia. Tę ostatnią metodę stosuje się w protokole *Frame Relay*. Oddzielnym problemem jest tu zidentyfikowanie stanu występowania przeciążenia jak również określenie stopnia ograniczenia natężenia strumienia pakietów. Problemy te są rozwiązywane w różny sposób. Przykłady rozwiązań dla protokołu *Frame Relay* przedstawiono w rozdz. 11.

Brak stosowania metod przeciwdziałania przeciążeniu, po wykryciu takiego stanu, może prowadzić do blokady sieci. Zjawisko blokady wyjaśnimy na prostym przykładzie. Załóżmy, że węzły *A* i *B* są połączone dupleksowym łączem transmisyjnym. Niech przełączniki znajdujące się w tych węzłach mają po 10 buforów. W przełączniku węzła *A* wszystkie bufory są wypełnione przez pakiety przeznaczone do węzła *B*, a w przełączniku węzła *B* przez pakiety przeznaczone do węzła *A*. Żaden z tych przełączników nie może odebrać pakietu od drugiego przełącznika, gdyż nie ma wolnego bufora na jego zapamiętanie. Oczywiście zjawisko to może obejmować większą liczbę węzłów. Stosowane są różne algorytmy zapobiegające wystąpieniu blokady. Jednak w przypadku wystąpieniu blokady najskuteczniejsza może się okazać interwencja administratora sieci.

Tablice systemowe to baza danych niezbędna dla zapewnienia poprawnej pracy przełącznika. Baza ta jest uaktualniona w trakcie pracy sieci. Tablice systemowe zawierają między innymi tablice kierunków reguły doboru tras, tablice z parametrami *PAD*ów, tablice stanów i parametrów konfiguracyjnych przełącznika, tablice z para-

metrami konfiguracyjnymi protokołów komunikacyjnych oraz tablice translacji adresów. Szczegółowa zawartość tablic systemowych zależy od rodzaju przełącznika i firmy wytwarzającej przełączniki.

Przełączniki są wykonywane jako urządzenia wolno stojące lub są dostosowane do zamontowania w typowych szafach 19". Są dostępne w wykonaniach różniących się przede wszystkim liczbą portów. Właśnie od liczby portów zależą gabaryty przełącznika. Im większa liczba portów, tym większe gabaryty, a spowodowane to jest stałymi rozmiarami fizycznych złączy związanych z portami. Ponadto, niektóre przełączniki są konfigurowalne w zakresie liczby i rodzajów portów.

Do typowych parametrów przełącznika należy zaliczyć:

- ♣ maksymalną liczbę dostępnych portów,
- ♣ maksymalną liczbę portów synchronicznych,
- ♣ maksymalną liczbę portów asynchronicznych,
- ♣ maksymalne szybkości transmisji poprzez każdy port,
- ♣ maksymalną liczbę pakietów przetwarzanych w ciągu sekundy,
- ♣ protokoły komunikacyjne realizowane przez przełącznik,
- ♣ rodzaje dostępnych styków,
- ♣ możliwość tworzenia alternatywnych tras poprzez połączenia komutowane.

Producenci grupują zazwyczaj różne typy przełączników w jednolite serie. Poszczególne typy przełączników należących do jednej serii różnią się zwykle liczbą dostępnych portów. Przełączniki jednej serii można ze sobą bezproblemowo łączyć. Ponadto seria przełączników ma jednolity system zarządzania. Najczęściej jest to oprogramowanie posadowione na mikrokomputerze PC, który z kolei jest dołączony do jednego z portów dowolnego przełącznika pracującego w sieci. Oprogramowanie to łączy się automatycznie z oprogramowaniem zarządzającym każdym przełącznikiem sieci rozległej. W ten sposób możliwe jest zdalne zarządzanie każdym przełącznikiem. Do podstawowych zadań systemu zarządzającego siecią rozległą należy:

- ♣ monitorowanie pracy sieci,
- ♣ automatyczne sporządzanie obrazu struktury sieci,
- ♣ zdalna konfiguracja lub rekonfiguracja przełączników,
- ♣ zdalna diagnostyka przełączników,
- ♣ alarmowanie w razie przekroczenia wcześniej ustalonych wartości wybranych parametrów opisujących pracę sieci,
- ♣ sporządzanie raportów o stanie sieci i o ruchu pakietów,
- ♣ sporządzanie raportów o stanach awaryjnych,
- ♣ sporządzanie raportów o aktywności poszczególnych użytkowników.

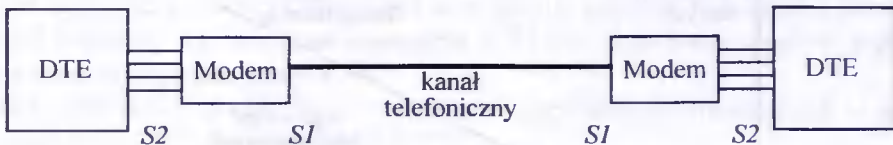
Pozostałe urządzenia znajdujące się w węzle sieci rozległej są związane z obsługą łączy transmisyjnych. Są to modemy, multipleksery, koncentratory terminali i inne.

3.2. Łącza transmisji danych

Linia transmisyjną nazywamy ośrodek fizyczny, w którym są przesyłane sygnały. Linia transmisyjną może być np. skrętka, światłowód, radiolinia. Z kolei kanałem transmisyjnym nazywamy zespół środków technicznych umożliwiający przesyłanie sygnałów informacyjnych. W jednej linii transmisyjnej możemy zorganizować jeden lub więcej kanałów transmisyjnych, korzystając z metody czasowego rozdzielania kanałów lub metody częstotliwościowego rozdzielania kanałów. Inaczej możemy powiedzieć, że kanał transmisyjny to taki kanał cyfrowy, którego przebiegami wejściowymi i wyjściowymi są dane.

Kanał transmisyjny, którego środki techniczne obejmują również urządzenia protekcji, czyli urządzenia zabezpieczające transmisję przed błędami, nazywamy łączem transmisji danych lub łączem transmisyjnym. Ponieważ dzisiaj stosowane urządzenia transmisji danych, np. modemy, w większości przypadków zawierają procedury korekcji błędów, więc pojęcia kanału transmisyjnego i łącza transmisji danych stają się tożsame i będziemy ich używać zmiennie.

Sieci rozległe obejmują większy obszar terytorialny. Zatem wymagają łączy transmisyjnych zazwyczaj o długościach od kilku do kilkuset kilometrów. Tej długości łącza transmisyjne zwykle są dzierżawione od operatorów publicznych lub prywatnych sieci telekomunikacyjnych. Dzierżawione są tu przede wszystkim kanały telefoniczne lub kanały cyfrowe.



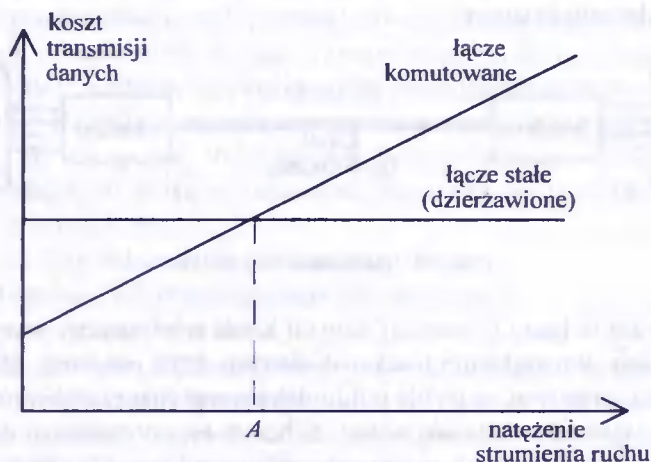
Rys. 3.5. Łącze transmisji danych

W celu utworzenia łącza transmisji danych kanał telefoniczny wymaga zaopatrzenia na obu końcach w urządzenia transmisji danych czyli modemy. Utworzone w ten sposób łącze może pracować w trybie półduplexowym (naprzemiennym) lub w trybie pełnym duplexowym (dwukierunkowym). Schemat łącza transmisji danych utworzonego w oparciu o kanał telefoniczny przedstawiono na rys. 3.5. Styk *S1* między modemem a kanałem telefonicznym określa charakterystyki elektryczne i mechaniczne między modemem a siecią telekomunikacyjną. Natomiast styk *S2* jest rozumiany jako zestaw przewodów o ściśle określonym przeznaczeniu, po których są przekazywane sygnały określone zarówno pod względem funkcji, jak i parametrów elektrycznych. Przewody styków tworzą wiele obwodów. Po obwodach styku *S2* są przekazywane między modemem a DTE sygnały sterujące, sygnały stanów, dane nadawane, dane

odbierane i sygnały synchronizacji. Styki są ściśle zdefiniowane przez międzynarodowe organizacje standaryzacyjne. Do styków S2 najczęściej stosowanych w rozległych sieciach komputerowych należy zaliczyć styki określone zaleceniami V.24 (RS-232C), V.35 i X.21. Styki te zostały szczegółowo omówione w rozdziale 5.

Do połączeń międzywęzłowych zwykle tworzy się łącza stałe w oparciu o dzierżawione kanały telefoniczne lub dzierżawione kanały cyfrowe. W ten sposób mamy w każdej chwili dostępne łącza transmisji danych o ustalonej jakości. Po takim łączu przesyłamy dane w trybie synchronicznym, a protokołem sterującym wymianą informacji między dwoma DTE połączonymi tym łączem transmisji danych może być np. protokół HDLC opisany w rozdz. 6.

Dołączenie użytkowników do węzłów (przełączników) sieci rozległej może być zrealizowane za pomocą łączy stałych lub komutowanych. Wybór typu łącza zależy od natężenia strumienia ruchu przesyłanego między użytkownikiem a węzłem sieci rozległej oraz od opłat za dany typ łącza. Na rysunku 3.6. przedstawiono typowe zależności między kosztem transmisji danych a natężeniem strumienia ruchu (liczba bitów przesyłanych w ciągu doby) dla łączy stałych i komutowanych. Zależności te zostały otrzymane przy założeniu, że szybkości transmisji w obu rodzajach łączy są jednakowe. Jak wynika z rys. 3.6, dla natężeń strumienia ruchu mniejszych od wartości A opłacalne jest korzystanie z łączy komutowanych, a w przeciwnym razie z łączy stałych (dzierżawionych).



Rys. 3.6. Typowe zależności między kosztem transmisji danych a natężeniem strumienia ruchu

W przypadku korzystania z łączy dzierżawionych dane między użytkownikiem a siecią są przesyłane zwykle w sposób synchroniczny, natomiast w przypadku korzystania z łączy komutowanych mamy zazwyczaj do czynienia z transmisją w trybie asynchronicznym. Oczywiście tryby asynchroniczny i synchroniczny wymagają od-

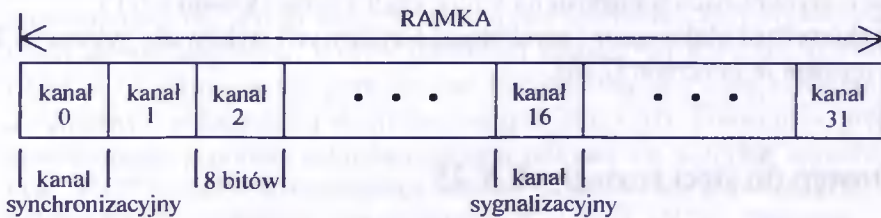
powiednio modemów asynchronicznych i synchronicznych na końcach kanału telefonicznego.

Łącza transmisji danych zestawione w oparciu o kanał telefoniczny umożliwiają pracę z szybkościami transmisji określonymi następującymi zaleceniami CCITT:

- V.21 opisuje modemy pracujące z szybkościami transmisji do 300 bit/s,
- V.22 opisuje modemy pracujące z szybkością transmisji 1200 bit/s i z szybkością zastępczą 600 bit/s,
- V.22 bis opisuje modemy pracujące z szybkością transmisji 2400 bit/s,
- V.32 opisuje modemy pracujące z szybkością transmisji 9600 bit/s i z szybkością zastępczą 4800 bit/s,
- V.32 bis opisuje modemy pracujące z szybkością transmisji 14400 bit/s i z szybkościami zastępczymi 12000 bit/s i 7200 bit/s oraz z szybkościami określonymi przez V.32,
- V.32 terbo opisuje modemy pracujące z szybkością transmisji 19200 bit/s, z szybkością zastępczą 16800 bit/s i ze wszystkimi szybkościami określonymi przez V.32 i V.32 bis,
- V.34 opisuje modemy pracujące z szybkością transmisji do 33600 bit/s. W zależności od jakości kanału telefonicznego możliwa jest adaptacja modemu do odpowiedniej szybkości transmisji. Wybór szybkości transmisji dokonywany jest z zakresu od 2400 bit/s do 33600 bit/s ze skokiem co 2400 bit/s.

Stosowanie określonej szybkości transmisji zależy od jakości kanału telefonicznego, a zwłaszcza od prawdopodobieństwa wystąpienia błędów. Najczęściej stosowane szybkości transmisji są określone zleceniem V.32 bis, choć coraz częściej wykorzystuje się modemy opisane przez V.34.

Kanały cyfrowe dzierżawione od operatorów sieci telekomunikacyjnych to zazwyczaj kanały typu E1/T1 lub Fractional E1/T1.



Rys. 3.7. Struktura ramki systemu E1

Cyfrowy system transmisyjny z modulacją impulsowo-kodową PCM oznaczany jako E1 umożliwia zwielokrotnienie czasowe 30 naturalnych kanałów telefonicznych i dwóch dodatkowych kanałów wykorzystywanych do przesyłania sygnałów synchronizacji i sygnalizacji. W każdym z tych kanałów możliwa jest transmisja z szyb-

kością 64 kbit/s. W związku z tym kanał typu E1 umożliwia transmisję z szybkością 2.048 Mbit/s.

Dane przesyłane w kanale typu E1 są grupowane w ramki. Strukturę ramki systemu E1 przedstawiono na rys. 3.7. Każda ramka składa się z 32 jednakowych przedziałów czasowych, każdy odpowiadający jednemu kanałowi. W jednym przedziale przesyłanych jest 8 bitów. Taki sposób przesyłania wynika z własności systemu PCM. Mianowicie w systemie tym sygnał mowy jest próbkowany co 125 μ s, a otrzymane próbki poddawane są kwantyzacji na 256 poziomów. W związku z tym numer przedziału kwantyzacji, do którego trafia wartość próbki, zapisuje się z użyciem 8 bitów. Stąd wynika czas trwania ramki (125 μ s) i liczba bitów w przedziale czasowym odpowiadającym jednemu kanałowi. Kanały E1 wykorzystywane są w Europie. W USA korzysta się z kanałów typu T1.

System T1 umożliwia zwielokrotnienie czasowe 24 naturalnych kanałów telefonicznych. W każdym kanale możliwa jest transmisja z szybkością 64 kbit/s. Ramka systemu T1 składa się z 24 przedziałów czasowych, każdy związany z jednym kanałem. W przedziale czasowym przesyłanych jest 8 bitów, a ponadto na każdą ramkę przypada jeden bit organizacyjny rozpoczynający ramkę. Stąd szybkość transmisji w kanale T1 wynosi 1.544 Mbit/s ($24 \times 64 \text{ kbit/s} + 8000 \text{ ramek/s} \times 1 \text{ bit/ramkę}$). W systemie T1 próbki są kwantowane na 128 poziomach, czyli wystarcza 7 bitów do zapisania numeru przedziału. Zatem w systemie T1 możliwych jest kilka rozwiązań związanych z wykorzystaniem ósmego bitu każdego przedziału czasowego ramki:

- ♣ ósmy bit każdego przedziału czasowego ramki jest wykorzystywany do sygnalizacji, czyli kanały dostępne dla DTE mają szybkość transmisji 56 kbit/s,
- ♣ wszystkie bity przedziału czasowego są danymi, czyli dla DTE dostępne są kanały o szybkościach transmisji 64 kbit/s. Jednak w tym przypadku jeden spośród 24 kanałów ramki jest wykorzystywany do sygnalizacji.

Fractional E1/T1 umożliwia użytkownikom korzystanie tylko z jednego lub kilku kanałów o szybkościach transmisji 64 kbit/s, czyli z części kanału E1/T1.

Charakterystyki elektryczne i mechaniczne cyfrowych styków dla systemów E1/T1 zostały opisane w zaleceniu G.703.

3.3. Dostęp do sieci rozległych X.25

Użytkownik chcący mieć dostęp do rozległej sieci komputerowej musi zawrzeć umowę z administratorem tej sieci. Umowa ta dotyczy spraw finansowych wynikających z cenników za usługi oraz dotyczy technicznych warunków dołączenia i korzystania z sieci. Użytkownik musi określić rodzaj protokołu komunikacyjnego (np. X.25, Frame Relay) z jakim będzie pracować oraz parametry konfiguracyjne tego

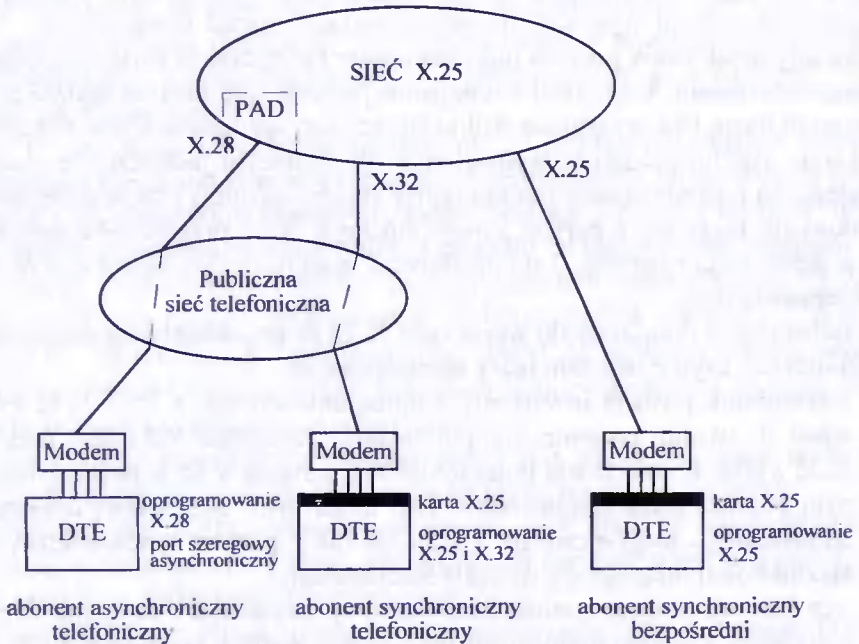
protokołu. Sposoby dostępu użytkownika do sieci rozległej pokazemy na przykładzie sieci pracującej z protokołem X.25.

Użytkownik może dołączyć się do sieci X.25 na trzy podstawowe sposoby (rys. 3.8) w zależności od wyposażenia technicznego swojego urządzenia końcowego (DTE).

- * Użytkownik jest dołączony do węzła sieci X.25 za pośrednictwem wydzielonego łącza transmisyjnego. Łącze to wyposażone jest na obu końcach w modemy synchroniczne. Użytkownik musi mieć odpowiednie urządzenie z oprogramowaniem protokołu X.25 zainstalowane w swoim systemie komputerowym. Rodzaj tego urządzenia zależy od wyposażenia użytkownika w sprzęt komputerowy. W przypadku gdy użytkownik posiada mikrokomputer PC będzie to karta synchroniczna z oprogramowaniem X.25. Jeśli użytkownik posiada sieć lokalną będzie to router. Routerem może być urządzenie wolno stojące lub oprogramowanie zainstalowane na karcie synchronicznej w wydzielonym PC będącym jednocześnie stacją sieci lokalnej. Za pośrednictwem routera (karty synchronicznej) i łącza dzierżawionego użytkownik łączy się z portem synchronicznym X.25 przełącznika znajdującego się w węźle sieci rozległej. Taki użytkownik nosi nazwę *abonenta synchronicznego bezpośredniego*.
- * Użytkownik jest dołączony do węzła sieci X.25 za pośrednictwem publicznej sieci telefonicznej, czyli z użyciem łączy komutowanych.
 - ◆ Użytkownik posiada urządzenie z oprogramowaniem X.25 i X.32 zainstalowane w swoim systemie komputerowym. Zalecenie X.32 jest podobne do X.25 z tym, że umożliwia połączenie DTE z siecią X.25 w trybie synchronicznym poprzez łącza komutowane. Taki użytkownik nosi nazwę *abonenta synchronicznego telefonicznego*. Łączy się on z portem synchronicznym przełącznika znajdującego się w węźle sieci rozległej.
 - ◆ Użytkownik posiada system komputerowy zawierający asynchroniczny port szeregowy z oprogramowaniem pracującym według protokołu X.28. Do mikrokomputera PC jest to najczęściej program komunikacyjny wykorzystujący jeden ze standardowych portów transmisji szeregowej RS-232C (COM1 lub COM2). Użytkownik ten poprzez sieć telefoniczną łączy się z portem asynchronicznym przełącznika skonfigurowanym jako PAD. Transmisja między użytkownikiem a portem asynchronicznym odbywa się w trybie asynchronicznym. PAD umożliwia współpracę takiego użytkownika z siecią X.25. Przez pojęcie PAdA rozumiemy zestaw zaleceń X.3, X.28 i X.29. Zalecenie X.3 definiuje funkcje PAdA oraz charakterystyki jego parametrów. Natomiast zalecenie X.28 określa styk między asynchronicznym DTE (użytkownikiem) i PADem, a zalecenie X.29 opisuje styk między dwoma PADami lub między PADem i abonentem synchronicznym, do którego są przesyłane pakiety. Użytkownik komunikujący się z PADem poprzez sieć telefoniczną nosi nazwę *abonenta asynchronicznego telefonicznego*.

Zalecanym sposobem dostępu do sieci publicznej X.25 jest tryb synchroniczny, ponieważ umożliwia on całkowite wykorzystanie wszystkich udogodnień oraz pełną obsługę użytkowników posiadających lokalne sieci komputerowe.

Wyżej omówione sposoby dostępu do sieci publicznej realizowane są za pomocą linii kablowych. Użytkownik może również uzyskać dostęp do sieci X.25 w trybie synchronicznym lub asynchronicznym za pośrednictwem łączy satelitarnych. Z tego rodzaju rozwiązania korzysta się wówczas, gdy są problemy z otrzymaniem kanałów telefonicznych przewodowych.



Rys. 3.8. Przykładowe konfiguracje dołączenia użytkowników do sieci X.25

Użytkownicy sieci X.25, aby mogli się wzajemnie komunikować, muszą posiadać własne adresy. Sposób nadawania adresów użytkownikom sieci publicznych X.25 został określony w zaleceniu X.121 przedstawionym w rozdz. 9. Zalecenie to pozwala nadać każdemu użytkownikowi adres unikalny w skali światowej. W związku z tym, że sieci X.25 mogą być łączone ze sobą z wykorzystaniem zalecenia X.75, możliwa jest komunikacja między użytkownikami dołączonymi do sieci publicznych w różnych krajach. Nadawanie adresów według X.121 odbywa się na trzech poziomach.

1. Zalecenie X.121 przypisuje każdemu państwu trzycyfrowy numer lub kilka numerów trzycyfrowych jak w przypadku USA i UK. Polska ma przydzielony numer 260.
2. W obrębie państwa sieciom publicznym przypisuje się numery jednocyfrowe. W Polsce sieć publiczna POLPAK ma numer 1, sieć NASK numer 2, sieć

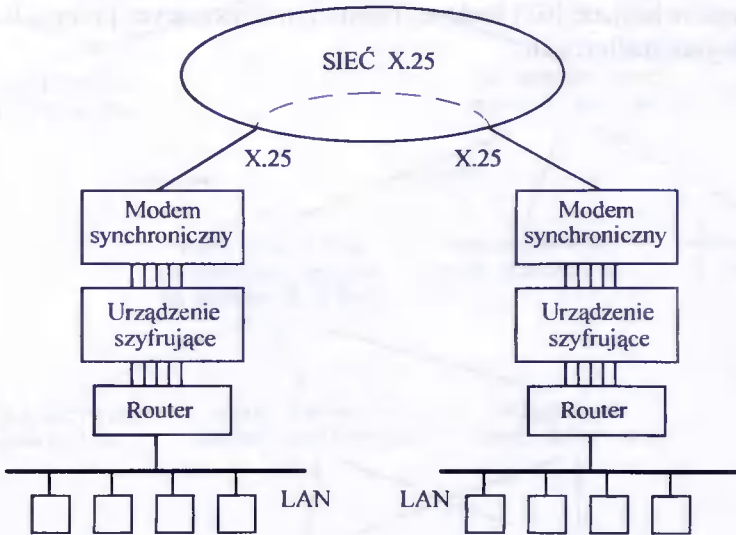
TELBANK-P numer 3, sieć PKOnet numer 5, sieć KOLPAK numer 6, a sieć CUPAK ma numer 7.

- W obrębie sieci publicznej jej administrator przypisuje numery użytkownikom według własnego schematu. Numery te składają się z co najwyżej 10 cyfr dziesiętnych. Zwykle numer taki składa się z numeru węzła, do którego dołączony jest użytkownik i numeru użytkownika w obrębie tego węzła.

Na adres użytkownika składają się kolejno trzy wyżej wymienione numery.

3.4. Szyfrowanie informacji

Niektórzy użytkownicy, np. banki, biura maklerskie, wymagają aby informacje przesyłane między nimi poprzez sieć rozległą były dodatkowo zabezpieczone przed niepowołanym dostępem. Można tego dokonać stosując algorytmy kryptograficzne do szyfrowania informacji. Funkcje szyfrowania informacji są nominalnie realizowane w warstwie prezentacji modelu ISO/OSI. W praktyce jednak szyfrowanie można zrealizować w dowolnej warstwie.



Rys. 3.9. Przykładowa konfiguracja połączenia użytkowników z wykorzystaniem urządzeń szyfrujących

Przykład szyfrowania informacji na poziomie trzech najniższych warstw modelu ISO/OSI dla połączenia użytkowników przez sieć X.25 przedstawiono na rys. 3.9. Między router a modem włącza się urządzenie szyfrujące realizujące wybrany algorytm kryptograficzny. W przykładzie z rys. 3.9 urządzenie to szyfruje informacje przesyłane w pakietach X.25. Zatem musi ono rozpoznawać pakiety X.25 i ramki

protokołu LAP-B po to, aby zaszyfrować tylko dane a nie np. nagłówki pakietów. W podobny sposób można stosować odpowiednie urządzenia szyfrujące dla komunikacji w trybie asynchronicznym przez publiczną sieć telefoniczną.

Innym rozwiązaniem jest szyfrowanie informacji w samym komputerze:

- ♣ z użyciem podprogramów realizujących wybrany algorytm kryptograficzny i dołączonych do programów aplikacyjnych,
- ♣ z wykorzystaniem karty szyfrującej instalowanej np. w mikrokomputerze PC,
- ♣ z zastosowaniem procesora kryptograficznego.

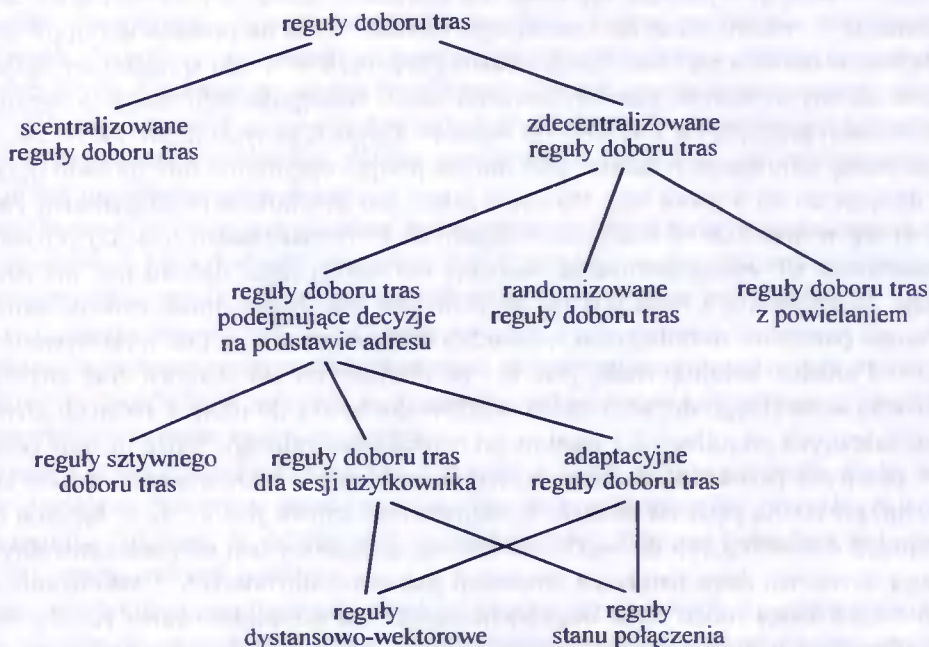
Do najczęściej stosowanych algorytmów kryptograficznych zaliczamy:

- ♣ DES (Data Encryption Standard). Jest to obecnie najpopularniejszy algorytm szyfrujący z tym samym kluczem używanym do szyfrowania i deszyfrowania. Wykorzystywany jest między innymi przez rząd i armię USA.
- ♣ RSA (nazwa pochodzi od pierwszych liter nazwisk jego twórców: Rivest, Shamir i Adelman). Jest to popularny algorytm z kluczem jawnym stosowany zarówno do szyfrowania informacji jak i do podpisów cyfrowych.
- ♣ DSA (Digital Signature Algorithm). Jest to algorytm z kluczem jawnym stosowany tylko do podpisów cyfrowych.

Wyżej wymienione algorytmy oraz inne algorytmy kryptograficzne szczegółowo zostały opisane w książce [68] będącej również interesującym przeglądem praktycznych metod kryptograficznych.

4. Reguły doboru tras

Regułą doboru tras nazywamy algorytm, na podstawie którego dokonuje się wyboru trasy dla każdego pakietu z uwzględnieniem przyjętych wskaźników jakości działania rozległej sieci komputerowej. Do ważniejszych wskaźników jakości działania sieci możemy zaliczyć średnie opóźnienie pakietu, przepustowość sieci, koszt korzystania z sieci, prawdopodobieństwo osiągnięcia przez pakiet węzła docelowego, czy też stopień zabezpieczenia przed niepowołanym dostępem.



Rys. 4.1. Klasyfikacja reguł doboru tras

Reguły doboru tras są częścią warstwy sieciowej modelu ISO/OSI. W dużej mierze decydują one o jakości działania istniejących sieci rozległych. Dlatego właściwe określenie reguły doboru tras jest istotnym zagadnieniem zarówno na etapie projek-

towania sieci jak i w trakcie eksploatacji sieci. Reguły doboru tras powinny zapewniać:

- ✦ poprawność transmisji, tzn. osiągnięcie przez pakiety swoich węzłów docelowych i eliminację pętli na trasach,
- ✦ dostosowanie się do zmian struktury sieci wynikających np. z awarii łączy transmisyjnych lub przełączników,
- ✦ dostosowanie się do zmian natężeń strumieni pakietów generowanych przez użytkowników,
- ✦ małe obciążenie przełącznika obliczeniami związanymi z przetwarzaniem danych na potrzeby reguły doboru tras,
- ✦ optymalizację przyjętego wskaźnika jakości działania sieci.

Reguły doboru tras można sklasyfikować na różne sposoby. Jedną z możliwych klasyfikacji przedstawiono na rys. 4.1. Klasyfikacji tej dokonano w taki sposób, aby pokazać miejsce najczęściej w praktyce stosowanych rodzajów reguł doboru tras. Ogólnie reguły doboru tras możemy podzielić na scentralizowane i zdecentralizowane.

Scentralizowane reguły doboru tras wymagają istnienia w sieci centralnego ośrodka, w którym wyznacza się trasy dla pakietów. Każdy węzeł okresowo wysyła informację o swoim stanie do centralnego ośrodka. Tam na podstawie odpowiednich algorytmów dobiera się trasy łączące każdą parę węzłów w taki sposób, aby optymalizować zadany wskaźnik jakości działania sieci. Następnie informację o wyznaczonych trasach przesyła się zwrótnie do węzłów. Zaletą tego typu reguł jest to, że posiadając pełną informację o stanie sieci można podjąć optymalną lub „prawie optymalną” decyzję co do wyboru tras. Również zaletą jest uwolnienie przełączników znajdujących się w węzłach od obliczeń związanych z wyznaczaniem tras, co pozwala na uproszczenie ich oprogramowania. Niestety ten rodzaj reguł doboru tras ma również istotne wady. Jedną z nich jest to, że jeśli sieć ma uwzględniać zmiany natężenia strumieni pakietów, to obliczenia w ośrodku centralnym muszą być wykonywane dość często. Ponadto kolejną wadą jest to, że decyzje co do wyboru tras przesyłane z ośrodka centralnego do wszystkich węzłów dochodzą do nich w różnych chwilach czasu zależnych od odległości węzłów od ośrodka centralnego. Może to spowodować, że w pewnych przedziałach czasu wystąpią problemy z kierowaniem ruchem pakietów, np. powstaną pętle na trasach. Kolejnym problemem jest to, że w łączach transmisyjnych dochodzących do węzła, do którego dołączony jest ośrodek centralny, występują okresowo duże natężenia strumieni pakietów służbowych. Uszkodzenie pewnego z tych łączy może mieć negatywne skutki dla scentralizowanej reguły doboru tras, ponieważ w tym wypadku wprowadzone zostają dodatkowe opóźnienia w dostarczaniu do węzłów decyzji co do wyboru tras.

Zdecentralizowane reguły doboru tras to reguły, w których decyzje co do wyboru tras dla pakietów podejmowane są w każdym węźle. Zatem centralny ośrodek staje się zbędny i znikają wcześniej omówione wady związane z jego istnieniem. Pojawiają się jednak nowe problemy związane przede wszystkim z zapewnieniem optymalności tras

wybranych ze względu na założony wskaźnik jakości działania sieci rozległej. Do zdecentralizowanych reguł doboru tras zaliczamy randomizowane reguły doboru tras, reguły doboru tras z powielaniem i reguły doboru tras podejmujące decyzje na podstawie adresu.

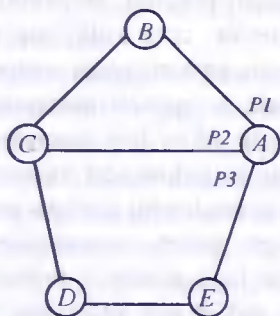
Reguła doboru tras z powielaniem jest regułą prostą w realizacji. Zasada jej działania polega na tym, że pakiet po przyjsciu do węzła jest wysyłany po wszystkich łączach dołączonych do tego węzła poza łączem, po którym przybył. Powoduje to generowanie w sieci bardzo dużej liczby duplikatów pakietów, co z kolei zdecydowanie zwiększa natężenie ruchu w sieci. Wymaga to stosowania różnych metod likwidacji zbędnych duplikatów. Jedna z tych metod działa w sposób następujący. W nagłówku zawarty jest licznik przejść pakietu przez węzły, który jest zmniejszany w każdym węźle. Jeśli wartość tego licznika osiągnie zero, to pakiet jest kasowany. Inna metoda polega na tym, że węzeł źródłowy umieszcza w nagłówku pakietu numer sekwencyjny. Każdy inny węzeł, przez który przechodzi ten pakiet, zapamiętuje ten numer. Kiedy nadchodzi kolejny pakiet węzeł porównuje jego numer z numerami w swojej pamięci. W przypadku istnienia takiego numeru pakiet jest kasowany. Oddzielnym problemem jest sposób zapamiętywania numerów sekwencyjnych, który nie powinien powodować nieograniczonego wzrostu liczby numerów pamiętanych w węzłach. Jednym z rozwiązań jest prowadzenie oddzielnego zliczania numerów sekwencyjnych dla każdego węzła źródłowego. Węzeł zapamiętuje tylko wcześniej ustaloną liczbę ostatnich numerów zawartych w odebranych pakietach pochodzących z tego samego węzła źródłowego. W ten sposób łatwo sprawdzić czy właśnie odebrany duplikat już przebywał w węźle.

Reguła doboru tras z powielaniem wykazuje dużą odporność na uszkodzenia różnych elementów sieci rozległej, ponieważ każdy pakiet i jego duplikaty są przesyłane od węzła źródłowego do węzła docelowego wszystkimi możliwymi trasami. W związku z tym reguła ta jest wykorzystywana w niektórych sieciach wojskowych, gdzie pewna liczba węzłów może zostać zniszczona w dowolnym momencie. Poza sieciami wojskowymi reguła ta w zasadzie nie znalazła praktycznego zastosowania, choć jest ona przydatna dla niektórych zastosowań.

Randomizowana reguła doboru tras dokonuje wyboru kolejnego węzła, do którego będzie przesłany pakiet, w sposób losowy. Rozważmy jedną z możliwych realizacji takiej reguły. Załóżmy, że przełącznik ma cztery porty, poprzez które jest połączony z innymi przełącznikami (węzłami).

Każdemu portowi przypisanych jest $n - 1$ liczb z przedziału $(0, 1)$, gdzie n oznacza liczbę węzłów w sieci. Każda z tych liczb związana jest z jednym węzłem docelowym. Na przykład liczba związana z i -tym węzłem oznacza prawdopodobieństwo wyboru portu, przez który pakiet przeznaczony do i -tego węzła opuści przełącznik. Przykładową strukturę sieci i tabelę zawierającą prawdopodobieństwa wyboru portu (kolejnego węzła na trasie pakietu) znajdującą się w węźle A przedstawiono na rys. 4.2. Suma prawdopodobieństw wyboru portów dla określonego węzła docelowe-

go ma być równa jeden. Aby podjąć decyzję np. dla pakietu przeznaczonego do węzła *D* generuje się losowo liczbę z przedziału od 0 do 0.99. Jeżeli jest ona mniejsza od 0,33, to przesyła się ten pakiet poprzez port *P1*, czyli kolejnym węzłem będzie węzeł *B*. Jeżeli zawarta jest w przedziale [0,33, 0,67], to pakiet ten będzie przesyłany poprzez port *P2*, a jeżeli będzie większa od 0,67, to przez port *P3*.

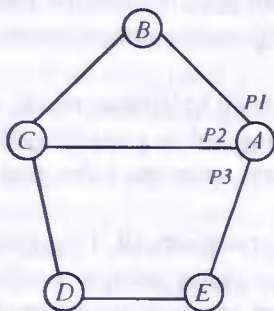
Tablica dla węzła *A*

| węzeł docelowy | prawdopodobieństwo wyboru portu | | |
|----------------|---------------------------------|-----------|-----------|
| | <i>P1</i> | <i>P2</i> | <i>P3</i> |
| <i>B</i> | 0.6 | 0.3 | 0.1 |
| <i>C</i> | 0.1 | 0.8 | 0.1 |
| <i>D</i> | 0.33 | 0.34 | 0.33 |
| <i>E</i> | 0.25 | 0.25 | 0.5 |

P1, *P2*, *P3* – numery portów wyjściowych z przełącznika znajdującego się w węźle *A*

Rys. 4.2. Przykład realizacji randomizowanej reguły doboru tras

Reguła randomizowana w zasadzie nie jest używana z uwagi na swoje wady, do których przede wszystkim należy zaliczyć wprowadzanie większych opóźnień w przesłaniu pakietów w porównaniu do innych rodzajów reguł doboru tras oraz dopuszczanie występowania pętli na trasach, po których pakiety są przesyłane od węzłów źródłowych do węzłów docelowych.

Tablica kierunków dla węzła *A*

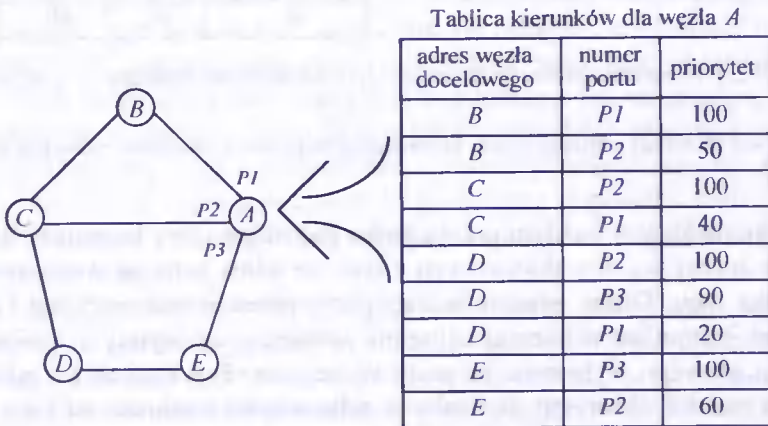
| adres węzła docelowego | numer portu wyjściowego |
|------------------------|-------------------------|
| <i>B</i> | <i>P1</i> |
| <i>C</i> | <i>P2</i> |
| <i>D</i> | <i>P2</i> |
| <i>E</i> | <i>P3</i> |

P1, *P2*, *P3* – numery portów wyjściowych z przełącznika znajdującego się w węźle *A*

Rys. 4.3. Przykład realizacji tablicy kierunków

Reguły doboru tras podejmujące decyzje na podstawie adresu docelowego są najczęściej stosowane w obecnie eksploatowanych sieciach rozległych. Funkcjonują one w oparciu o tzw. tablice kierunków znajdujące się w każdym węźle sieci. W swojej podstawowej postaci tablica kierunków w węźle składa się z dwóch kolumn. W pierwszej znajdują się adresy węzłów docelowych, a w drugiej numery portów, poprzez które pakiety opuszczają przełącznik (węzeł). Każdemu adresowi węzła docelowego przypisany jest zwykle numer jednego portu. Przykładową sieć i tablicę kierunków dla węzła *A* przedstawiono na rys. 4.3. Decyzja co do wyboru kolejnego węzła (numeru portu wyjściowego) dla każdego pakietu podejmowana jest w następujący sposób. Po odebraniu pakietu przez węzeł sprawdza się umieszczony w nagłówku jego adres docelowy. Następnie na podstawie tablicy kierunków wyznacza się numer portu odpowiadającemu temu adresowi i poprzez ten port pakiet opuszcza przełącznik (węzeł). Tablice kierunków muszą być tak skonstruowane, aby istniała trasa między każdą parą węzłów.

Istnieje kilka rodzajów reguł doboru tras podejmujących decyzje na podstawie adresu. Różnią się one sposobem tworzenia, aktualizacji lub wykorzystania tablic kierunków znajdujących się w węzłach. Do reguł podejmujących decyzje na podstawie adresu możemy zaliczyć reguły sztywnego doboru tras, reguły doboru tras dla sesji użytkownika i adaptacyjne reguły doboru tras.

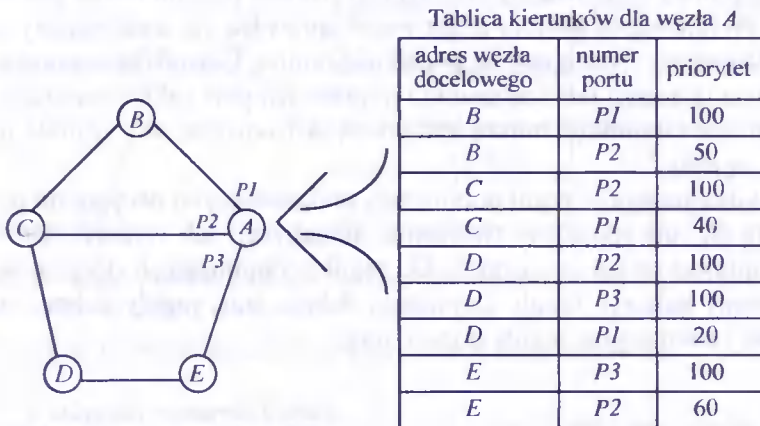


P1, P2, P3 – numery portów wyjściowych z przełącznika znajdującego się w węźle *A*

Rys. 4.4. Przykład realizacji reguły sztywnego doboru tras z trasami zapasowymi

Reguła sztywnego doboru tras korzysta z tablic kierunków wyznaczonych na etapie projektowania sieci lub z tablic zaktualizowanych przez administratora sieci w trakcie jej eksploatacji. Zatem w węzłach nie są wykonywane żadne obliczenia zwią-

zane z uaktualnianiem tablic kierunków. Powoduje to, że reguła ta jest bardzo prosta w realizacji i jest często wykorzystywana w mniejszych i średnich prywatnych sieciach rozległych. Zauważmy, że tablice kierunków o strukturze przedstawionej na rys. 4.3 zapewniają istnienie dokładnie jednej trasy między każdą parą węzłów. W związku z tym, w przypadku awarii łącza transmisyjnego nie będzie połączeń między tymi parami węzłów, dla których łączące je trasy zawierają uszkodzone łącze. Aby tego uniknąć, dla każdej pary węzłów ustala się trasy zapasowe. Realizacja tej koncepcji może być następująca:



P1, P2, P3 – numery portów wyjściowych z przełącznika znajdującego się w węźle *A*

Rys. 4.5. Przykład realizacji reguły sztywnego doboru tras z podziałem ruchu pakietów

Tablica kierunków w każdym przełączniku (węźle) ma trzy kolumny. W pierwszej znajdują się adresy węzłów docelowych z tym, że adres jednego węzła może powtarzać się kilka razy. Druga zawiera numer portu przełącznika, poprzez który pakiet opuści węzeł. Natomiast w trzeciej kolumnie zawarte są priorytety, z jakimi dla danego węzła docelowego wybierane są porty wyjściowe. Przykład takiej tablicy przedstawiono na rys. 4.4. Priorytety są liczbami całkowitymi z zakresu od 1 do 100. Zasada wyboru portu wyjściowego jest taka, że dla danego węzła docelowego wybieramy port o najwyższym priorytecie. Jeśli ten port jest niedostępny, np. z powodu awarii dochodzącego do niego łącza transmisyjnego, to wybieramy port o priorytecie niższym. Dla przykładu rozważmy tablicę kierunków z rys. 4.4. Dla węzła docelowego *D* podstawowym portem wyjściowym jest *P2*. W razie jego uszkodzenia pakiety przeznaczone do węzła *D* są kierowane poprzez port *P3*. Jeśli jednak oba porty *P2* i *P3* są niedostępne, to pakiety przeznaczone do węzła *D* opuszczają przełącznik przez port *P1*, który posiada najniższy priorytet. Niektóre wersje tej reguły dopuszczają dla jednego węzła przeznaczenia przypisanie do dwóch różnych portów tego samego priory-

tetu. Przykład takiej tablicy kierunków przedstawiono na rys. 4.5. W tym wypadku ruch pakietów przeznaczonych do węzła *D* jest dzielony, np. równomiernie, między porty *P2* i *P3*. Natomiast trasa od węzła *A* do węzła *D* poprzez port *P1* jest trasą zapasową wykorzystywaną w przypadku awarii portów *P2* i *P3*.

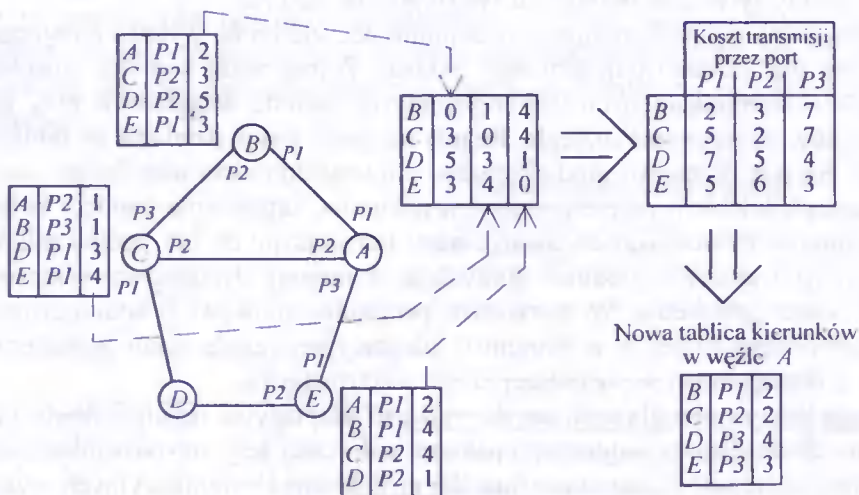
Adaptacyjna reguła doboru tras podejmuje decyzje co do wyboru kolejnego węzła oddzielnie dla każdego pojedynczego pakietu. Zatem może być ona stosowana dla protokołów komunikacyjnych wykorzystujących metodę datagramów przy przesyłaniu pakietów poprzez sieć rozległą. Reguła ta opiera swoje działanie na tablicach kierunków. Są one okresowo modyfikowane z uwzględnieniem aktualnego stanu sieci, tzn. z uwzględnieniem natężeń strumieni pakietów, zapelnienia pamięci buforowych przełączników i ewentualnych awarii łączy transmisyjnych lub przełączników. Modyfikacji tych możemy dokonać korzystając z metody dystansowo-wektorowej lub metody stanu połączenia. W pierwszym przypadku mówimy o adaptacyjnej regule dystansowo-wektorowej, a w drugim o adaptacyjnej regule stanu połączenia. Obie metody zostaną omówione w dalszej części tego rozdziału.

Reguła doboru tras dla sesji użytkownika to adaptacyjna reguła doboru tras stosowana nie do każdego pojedynczego pakietu, a do całej sesji użytkownika (połączenia wirtualnego). Reguła ta jest stosowana dla protokołów komunikacyjnych wykorzystujących metodę połączenia wirtualnego do przesłania pakietów przez sieć. Decyzje co do wyboru trasy są podejmowane tylko przy ustanawianiu nowego połączenia wirtualnego, a więc np. w protokole X.25 wyłącznie dla pakietu *Call Request* ustanawiającego połączenie. Od tego momentu pakiety danych są przesyłane wcześniej określoną trasą, która obowiązuje przez cały czas trwania połączenia i to niezależnie od późniejszych zmian tablic kierunków. Modyfikacje tablic kierunków odbywają się identycznie jak w adaptacyjnej regule doboru tras z wykorzystaniem metody dystansowo-wektorowej lub metody stanu połączenia. W pierwszym przypadku mówimy o regule dystansowo-wektorowej dla sesji użytkownika, a w drugim o regule stanu połączenia dla sesji użytkownika.

Metoda dystansowo-wektorowa dotyczy okresowej modyfikacji tablic kierunków na podstawie kosztu związanego z trasą. Koszt ten może reprezentować opóźnienie, liczbę węzłów pośrednich na trasie, opłaty wnoszone za wykorzystywanie trasy, miary niezawodnościowe lub też miary określające zabezpieczenie przed niepowołanym dostępem.

Tablica kierunków składa się z trzech kolumn: pierwszej z adresami węzłów docelowych, drugiej z numerami portów wyjściowych z przełącznika znajdującego się w węźle i trzeciej zawierającej koszty transmisji od danego węzła do węzłów docelowych. Niech kosztem trasy będzie suma kosztów wnoszonych przez poszczególne kanały składające się na trasę. Kosztem transmisji między dwoma węzłami nazywamy najmniejszy koszt trasy spośród kosztów wszystkich tras łączących te węzły. Zatem tablica kierunków zawarta w przełączniku znajdującym się w węźle posiada jeden zapis dla każdego węzła docelowego w sieci. Zapis ten zawarty jest w jednym wierszu tablicy

kierunków i składa się z trzech części: adresu lub nazwy węzła docelowego, numeru portu wyjściowego, poprzez który pakiety przeznaczone do rozważanego węzła docelowego opuszczają przełącznik oraz koszt transmisji do tego węzła docelowego.



Rys. 4.6. Przykład aktualizacji tablic kierunków

Sąsiadami węzła A nazywamy wszystkie węzły połączone z węzłem A bezpośrednio kanałem, np. sąsiadami węzła A w sieci przedstawionej na rys. 4.6 są węzły B , C i E .

Modyfikacja tablic kierunków odbywa się okresowo, np. co jedną sekundę, w następujący sposób. Każdy przełącznik (węzeł) przesyła do swoich sąsiadów informację zawierającą swoją tablicę kierunków lub tylko pierwszą i trzecią kolumnę tej tablicy. Równocześnie przełącznik określa koszt wnoszony przez każdy kanał prowadzący do sąsiada. W tym samym czasie przełącznik odbiera od swoich sąsiadów podobne informacje zawarte w ich tablicach kierunków. Załóżmy, że sąsiadami węzła A są węzły B , C i E (rys. 4.6). Niech $B(X)$ oznacza koszt transmisji od węzła B do węzła X , nadesłany z węzła B . Natomiast niech $k(A, B)$ oznacza koszt transmisji wnoszony przez kanał łączący węzeł A z węzłem B określony przez przełącznik znajdujący się w węzle A . Wówczas koszt trasy od węzła A do węzła X poprzez węzeł B wynosi $B(X) + k(A, B)$. Wykonując takie obliczenia dla każdego sąsiada przełącznik znajdujący się w węzle A dowiaduje się, której trasy koszt jest najmniejszy. Załóżmy, że najmniejszy jest koszt $C(X) + k(A, C)$. Wówczas przełącznik w węzle A modyfikuje swoje tablice kierunków tak, że w wierszu odpowiadającym węzłowi docelowemu X , w drugiej kolumnie umieszcza wartość $P2$, ponieważ poprzez port $P2$ przełącznik jest połączony z węzłem C , a w trzeciej kolumnie umieszcza wartość $C(X) + k(A, C)$. Zauważmy, że stara tablica kierunków przełącznika węzła A nie jest używana w tych obliczeniach.

Ten proces aktualizacji tablic kierunków wyjaśnimy teraz szczegółowo na przykładzie. Prześledźmy modyfikację tablicy kierunków dla przełącznika węzła A sieci rozległej, której strukturę przedstawiono na rys. 4.6. Na tym rysunku przedstawiono również tablice kierunków dla węzłów B , C i E obliczone w chwili t . Pierwsza kolumna każdej z tych tablic zawiera węzły docelowe, druga numery portów wyjściowych z przełącznika, a w trzeciej znajdują się koszty transmisji od danego węzła do innych węzłów sieci. Niech okres modyfikacji tablic kierunków wynosi Δt . Zatem w chwili $t + \Delta t$ przełączniki węzłów B , C i E przesyłają do przełącznika węzła A tę część swoich tablic kierunków, która zawiera koszty transmisji tzn. kolumny pierwszą i trzecią tablicy kierunków. Niech oszacowane w chwili $t + \Delta t$ w przełączniku węzła A koszty wnoszone przez kanały łączące węzeł A z sąsiadami B , C i E wynoszą odpowiednio 2, 2 i 3. Przełącznik węzła A tworzy tablicę pomocniczą (rys. 4.6), która w pierwszej kolumnie zawiera adresy węzłów docelowych, a w następnych nadesłane z sąsiednich przełączników koszty transmisji. Następnie do elementów tej tablicy pomocniczej dodajemy koszty wnoszone przez kanały w ten sposób, że np. do wszystkich kosztów transmisji od węzła B do innych węzłów dodajemy koszt wnoszony przez kanał prowadzący od A do B , itd. W ten sposób otrzymujemy koszty tras prowadzących od węzła A do wszystkich innych węzłów i przechodzących przez węzeł B . Koszty te przedstawiono w kolejnej tablicy pomocniczej przedstawionej na rys. 4.6. Następnie dla każdego węzła docelowego wybieramy w tej tablicy minimalne koszty tras, tzn. wybieramy najmniejszą liczbę w każdym wierszu tablicy. W ten sposób znajdujemy trasy o najmniejszym koszcie prowadzące od węzła A do wszystkich innych węzłów sieci, czyli znajdujemy koszty transmisji od węzła A do pozostałych węzłów. Informacja o tych trasach jest następnie umieszczana na odpowiedniej pozycji w tablicy kierunków przełącznika węzła A . Takie same obliczenia są prowadzone we wszystkich innych przełącznikach znajdujących się w węzłach sieci. Wyniki tych obliczeń określają nowe tablice kierunków.

Oczywiście istnieje kilka sposobów obliczania kosztów trasy prowadzącej od węzła A do węzła X przez węzeł B , np. możemy stosować wzór $\alpha B(X) + k(A, B)$, gdzie $\alpha \in [0, 1]$. Propozycja zastosowania takiego wzoru wyniknęła stąd, że wartość $B(X)$ została obliczona w chwilach wcześniejszych od $t + \Delta t$, a zatem jest obciążona pewnym błędem w chwili $t + \Delta t$. Takim błędem nie jest obciążona wartość $k(A, B)$, gdyż została ona wyznaczona w przełączniku węzła A w chwili $t + \Delta t$. W związku z tym, w koszcie trasy wartość $B(X)$ powinna mieć mniejszą wagę od $k(A, B)$, co zapewnia współczynnik α .

Metoda dystansowo-wektorowa nie nadaje się zbyt do stosowania w dużych sieciach rozległych, w których występują częste zmiany natężeń strumieni pakietów, ponieważ koszt trasy jest sumą kosztów wnoszonych przez kanały i obliczonych w różnych chwilach czasu. Powoduje to, że koszt trasy składającej się z dużej liczby

kanałów i znany węzłowi początkowemu tej trasy w chwili t może nie odpowiadać stanowi faktycznemu.

Metoda stanu połączenia wymaga od przełączników większej mocy obliczeniowej. Trasy są wyznaczane na podstawie kosztów związanych z trasami. Koszt trasy może reprezentować analogiczne wielkości fizyczne jak wymienione dla metody dystansowo-wektorowej.

Zasada działania tej metody jest następująca: Każdy przełącznik określa koszty wychodzących od niego kanałów i rozsyła je do wszystkich innych przełączników w sieci. W związku z tym, po pewnym czasie, każdy przełącznik ma taką samą informację o strukturze sieci i o kosztach jej kanałów. Przełącznik tworzy następnie graf skierowany będący reprezentacją fizycznej sieci rozległej. Wierzchołki grafu to węzły, a łuki to kanały (łącza transmisyjne). Następnie stosując jeden ze znanych algorytmów, np. algorytm Dijkstry [78], wyznacza najkrótsze trasy do wszystkich innych przełączników (węzłów). Ponieważ każdy przełącznik korzysta z tych samych danych i stosuje ten sam algorytm wyznaczania najkrótszych tras, więc w sieci nie będą występowały pętle na trasach. Jeżeli węzeł B będzie leżał na trasie o najmniejszym koszcie prowadzącej od węzła A do węzła X i wyznaczonej w przełączniku węzła A , to trasa o najmniejszym koszcie od węzła B do węzła X i wyznaczona w węźle B będzie częścią tej pierwszej trasy. Zatem w każdym przełączniku, na podstawie wyznaczanych tras o najmniejszym koszcie, wystarczy skonstruować tablicę kierunków analogiczną do stosowanej w regule sztywnego doboru tras. Taki sposób wyznaczania tablic kierunków zapewnia, że pakiety w sieci będą poruszać się po trasach o najmniejszym koszcie. Aktualizacji tablic kierunków dokonuje się po przyjęciu informacji o kosztach kanałów otrzymanych od innych przełączników. Informacje te mogą być rozpowszechniane okresowo lub w chwilach, w których wystąpią znaczne zmiany wartości kosztów lub wystąpią zmiany struktury sieci spowodowane np. awariami.

CZĘŚĆ DRUGA

Protokoły

5. Styki

Styki inaczej nazywane interfejsami są wykorzystywane na poziomie warstwy fizycznej modelu ISO/OSI i są używane do połączeń między systemem użytkownika (DTE) a urządzeniem zakończenia łącza transmisji danych (DCE); czyli np. między mikrokomputerem PC a modemem. Każdy styk można opisać czterema grupami atrybutów:

- ❖ atrybuty elektryczne opisują poziomy napięcie i zależności czasowe przy zmianach napięcia w celu określenia binarnych sygnałów 0 i 1,
- ❖ atrybuty funkcjonalne opisują funkcje wykonywane przez poszczególne obwody styku,
- ❖ atrybuty mechaniczne opisują szczegóły konstrukcji mechanicznej złącza i ewentualnie rodzaje kabli,
- ❖ atrybuty proceduralne opisują sekwencje sygnałów, które muszą wystąpić na obwodach styku w celu rozpoczęcia transferu danych.

W zależności od wymagań stawianych połączeniu DTE–DCE używane są styki opisane różnymi zaleceniami. W dalszej części rozdziału opisano styki najczęściej używane w urządzeniach sieci komputerowych: V.24/RS232C, V.35, X.21 i X.21 bis.

Obwody styku mogą być zrównoważone lub niezrównoważone. Obwód zrównoważony składa się z pary przewodów – jeden przewód jest oznaczany zwykle jako (A), a drugi jest oznaczany jako (B). W każdym z przewodów płynie prąd o tym samym natężeniu, lecz kierunki przepływu są przeciwne. Obwód niezrównoważony składa się z jednego przewodu. Prąd płynie tym przewodem i powraca poprzez przewód odpowiadający ziemi sygnałowej. Styk RS-232C wyposażony jest wyłącznie w obwody niezrównoważone, styk X.21 w obwody zrównoważone, a styk V.35 w części w obwody zrównoważone i w części w niezrównoważone.

5.1. Zalecenie V.24/RS-232C

Zalecenie V.24 opisuje styk między DTE i DCE (modemem) służący do wymiany binarnych sygnałów: danych, sterowania i synchronizacji. Zakres zastosowań V.24 jest bardzo szeroki. Stosuje się je przede wszystkim przy organizacji:

- ♣ transmisji synchronicznej i asynchronicznej,
- ♣ transmisji danych po liniach dzierzawionych 2 i 4 przewodowych,
- ♣ transmisji danych w sieciach telefonicznych i sieciach transmisji danych z wykorzystaniem linii 2 i 4 przewodowych,
- ♣ bezpośredniego (bez modemów) połączenia dwóch DTE na niewielką odległość do 15 m.

Charakterystyki elektryczne dla styku V.24 są określone zaleceniem V.28, a charakterystyki mechaniczne fizycznego złącza 25-nóżkowego typu DB-25 określa zalecenie ISO 2110.

Zalecenie V.24 zawiera obwody serii 100 służące do współpracy z modemami i obwody serii 200 przeznaczone do współpracy z urządzeniem do automatycznego nawiązania połączenia. Nazwy, funkcje, oznaczenia obwodów serii 100 styku V.24/RS-232C oraz ich przypisanie do nóżek złącz DB-25 i DB-9 przedstawiono w tab. 5.1, natomiast nazwy i funkcje obwodów serii 200 przedstawiono w tab. 5.2. Stan OFF na obwodzie styku V.24 odpowiada logicznej 1, a stan ON logicznemu 0.

Analogicznym do zaleceń V.24/V.28 jest styk RS-232C. Styk ten różni się od V.24 tym, że RS-232C opisuje mniejszą liczbę obwodów oraz stosuje inne nazwy obwodów niż zalecenie V.24. W tym sensie, możemy stwierdzić, że styk RS-232C jest podzbiorem zalecenia V.24 i jest zgodny z zaleceniami V.28 i ISO 2110.

Tabela 5.1. Obwody serii 100

| Oznaczenie wg | | Nazwa obwodu V.24 i jego funkcje | Źródło sygnału | Typ obwodu | Nr nóżki | |
|---------------|-----|---|----------------|------------|----------|-----|
| V.24 | EIA | | | | DB25 | DB9 |
| 101 | AA | Protective Ground – ziemia ochronna | wspólny | Z | 1 | 5 |
| 102 | AB | Signal Ground – ziemia sygnałowa Sygnał ten ustala potencjał zerowy wspólny dla DCE i DTE. Stany na pozostałych obwodach V.24 są odniesione do potencjału obwodu 102. | wspólny | Z | 7 | 5 |
| 103 | BA | Transmitted Data (TxD) – dane nadawane Dane generowane przez DTE są przesyłane po tym obwodzie do DCE. | DTE | D | 2 | 3 |
| 104 | BB | Receive Data (RxD) – dane odbierane Dane nadchodzące z odległej lokalizacji są przesyłane z DCE do DTE. | DCE | D | 3 | 2 |
| 105 | CA | Request to Send (RTS) – żądanie nadawania w kanale docelowym Sygnały przesyłane z DTE po tym obwodzie sterują funkcjami nadawczymi DCE. Sygnał ON oznacza, że DCE jest ustawione w trybie nadawczym. Sygnał OFF oznacza wyjście z trybu nadawania (DCE jest w trybie odbiorczym). | DTE | S | 4 | 7 |

| | | | | | | |
|-------|----|--|-----|---|----|---|
| 106 | CB | Clear to Send (CTS) – gotowość do nadawania w kanale docelowym Sygnały przesyłane po tym obwodzie wskazują kiedy DCE jest gotowe do nadawania w kanale docelowym. Sygnał ON wskazuje, że DCE jest gotowe do nadawania, a sygnał OFF wskazuje na brak gotowości DCE. | DCE | S | 5 | 8 |
| 107 | CC | Data Set Ready (DSR) – gotowość DCE Sygnały przesyłane do DTE po tym obwodzie wskazują kiedy DCE jest gotowe do pracy. Sygnał ON wskazuje, że DCE jest gotowe do zainicjowania wymiany sygnałów sterujących z DTE po to, aby zainicjować transmisję danych. Sygnał OFF wskazuje, że DCE nie jest gotowe. | DCE | S | 6 | 6 |
| 108/1 | | Connect Data Set – podłączenie DCE do łącza Sygnały przesyłane po tym obwodzie sterują przyłączeniem DCE do linii. Sygnał ON poleca DCE przyłączyć się do linii. Sygnał OFF poleca DCE odłączyć się od linii. | DTE | S | | |
| 108/2 | CD | Data Terminal Ready (DTR) – gotowość DTE Sygnały przesyłane po tym obwodzie mają takie same funkcje jak przesyłane po obwodzie 108/1. Sygnał ON wskazuje, że DTE jest gotowe do działania i pozwala na podłączenie DCE do linii. DTE ustawia na obwodzie 108/2 sygnał ON wówczas, gdy jest gotowe do przesyłania lub odbioru danych. Sygnał OFF oznacza, że DTE nie jest gotowe do działania. | DTE | S | 20 | 4 |
| 109 | CF | Received Line Signal Detector – detektor sygnału transmisji danych odbieranego w kanale docelowym Sygnały przesyłane po tym obwodzie wskazują na obecność fali nośnej w linii i na jej odczyt przez DCE (tzn. parametry sygnału w linii zawierają się w prawidłowych przedziałach). Sygnał ON wskazuje, że sygnał transmisji danych odbierany z linii przez DCE znajduje się w przedziale prawidłowych wartości, a sygnał OFF oznacza dyskwalifikację sygnału odbieranego. | DCE | S | 8 | 1 |
| 110 | CG | Signal Quality Detector – detektor jakości sygnału transmisji danych Sygnały przesyłane po tym obwodzie wskazują na prawdopodobieństwo wystąpienia błędów w danych odbieranych z linii przez DCE. Sygnał ON wskazuje, że nie ma podstaw do wystąpienia błędów w danych odbieranych z linii. Sygnał OFF wskazuje, że błędy mogą wystąpić. | DCE | S | 21 | |

| | | | | | | |
|-----|----|--|-----|---|----|--|
| 111 | CH | Data Signal Rate Selector – wybór szybkości transmisji przez DTE Sygnały przesyłane po tym obwodzie wyznaczają jedną spośród dwóch dostępnych szybkości transmisji. Sygnał ON wskazuje na wybór większej, a sygnał OFF wskazuje na wybór mniejszej szybkości transmisji. | DTE | S | 23 | |
| 112 | CI | Data Signal Rate Selector – wybór szybkości transmisji przez DCE Sygnały przesyłane po tym obwodzie są używane do wyboru szybkości transmisji DTE tak, aby dostosować tą szybkość do szybkości transmisji DCE. Znaczenie sygnałów ON i OFF jest takie samo jak w przypadku obwodu 111. | DCE | S | 23 | |
| 113 | DA | Transmit Signal Element Timing – podstawa czasu z DTE dla elementów nadawczych Sygnały przesyłane po tym obwodzie dostarczają DCE informacji o elementowej podstawie czasu. Momenty przejścia ze stanu ON do stanu OFF pokrywają się ze środkami każdego elementu sygnału nadawanego po obwodzie 103. | DTE | T | 24 | |
| 114 | DB | Transmitter Signal Element Timing – podstawa czasu z DCE dla elementów nadawanych Sygnały przesyłane po tym obwodzie dostarczają DTE informacji o podstawie czasu. Sygnał danych nadawanych po obwodzie 103 powinien być tak uformowany przez DTE, aby nominalne położenie przejść między elementami sygnału odpowiadało momentowi zmiany sygnału na obwodzie 114 z OFF na ON. | DCE | T | 15 | |
| 115 | DD | Receiver Signal Element Timing – podstawa czasu z DCE dla elementów odbieranych Sygnały przesyłane po tym obwodzie dostarczają DTE informacji o elementowej podstawie czasu. DCE przesyła po tym obwodzie do DTE przebieg prostokątny, a momenty przejścia ze stanu ON na OFF powinny nominalnie odpowiadać momentom środka każdego elementu sygnału przekazywanego po obwodzie 104. | DCE | T | 17 | |
| 116 | | Select Standby – wybór zespołów rezerwowych Sygnały przesyłane po tym obwodzie są używane do wyboru między zestawem podstawowym a rezerwowym w DCE. Stan ON powoduje wybranie zestawu rezerwowego, a stan OFF powoduje pracę z zespołem podstawowym. | DTE | S | | |

| | | | | | | |
|-----|-----|---|-----|---|----|--|
| 117 | | Standby Indicator – wskaźnik zestawu rezerwowego Sygnały przesyłane po tym obwodzie wskazują kiedy DCE jest przygotowane do pracy z zestawem rezerwowym. | DCE | S | | |
| 118 | SBA | Secondary Transmitted Data – dane nadawane w kanale powrotnym Jest to obwód równoważny obwodowi 103, ale dotyczy kanału powrotnego. | DTE | D | 14 | |
| 119 | SBB | Secondary Received Data – dane odbierane w kanale powrotnym Obwód ten przeznaczony jest do przekazywania sygnałów pochodzących z kanału powrotnego. Obwód ten dotyczy kanału powrotnego i jest równoważny obwodowi 104. | DCE | D | 16 | |
| 120 | SCA | Secondary Request to Send – żądanie nadawania w kanale powrotnym DTE przez ten obwód ustawia DCE w stan nadawania w kanale powrotnym. Stan ON oznacza nadawanie, a stan OFF oznacza wyjście ze stanu nadawania. Obwód ten jest równoważny obwodowi 105, ale odnosi się do kanału powrotnego. | DTE | S | 19 | |
| 121 | SCB | Secondary Clear to Send – gotowość kanału powrotnego Obwód ten jest równoważny obwodowi 106, ale odnosi się do kanału powrotnego. | DCE | S | 13 | |
| 122 | SCF | Secondary Received Line Signal Detector – detektor sygnału odbieranego w kanale powrotnym Obwód ten jest równoważny obwodowi 109, ale dotyczy kanału powrotnego. | DCE | S | 12 | |
| 123 | | Secondary Signal Quality Detector – detektor jakości sygnału odbieranego w kanale powrotnym Obwód ten jest równoważny obwodowi 110, ale dotyczy kanału powrotnego. | DCE | S | | |
| 124 | | Select Frequency Groups – wybór grup częstotliwości Sygnały przekazywane po tym obwodzie służą do wybrania grup częstotliwości przewidzianych do wykorzystania przez DCE. Stan ON powoduje, że DCE wykorzystuje wszystkie, a stan OFF oznacza, że wykorzystuje niektóre grupy częstotliwości. | DTE | S | | |

| | | | | | | |
|-----|----|--|-----|---|----|---|
| 125 | CE | Ring Indicator (RI) – wskaźnik wywołania Obwód ten służy do sygnalizacji czy DCE odbiera sygnał wywołania z odległej stacji. Stan ON wskazuje, że sygnał wywołania jest odbierany. | DCE | S | 22 | 9 |
| 126 | | Select Transmit Frequency – wybór częstotliwości nadawania Sygnały przesyłane po tym obwodzie pozwalają na wybór częstotliwości nadawania w DCE. Stan ON powoduje wybór wyższej częstotliwości nadawania, a stan OFF powoduje wybór niższej częstotliwości nadawania. | DTE | S | | |
| 127 | | Select Receive Frequency – wybór częstotliwości odbioru Obwód ten służy do wybrania częstotliwości nośnej odbioru w DCE. Stan ON powoduje wybranie wyższej, a stan OFF niższej częstotliwości. | DTE | S | | |
| 128 | | Receiver Signal Element Timing – elementowa podstawa czasu odtwarzana w DTE Obwód ten odpowiada obwodowi 115 i jest używany w DCE nie wyposażonych w zegar wewnętrzny. | DTE | T | | |
| 129 | | Request to Receive – żądanie odbioru Sygnały przesyłane po tym obwodzie sterują funkcjami odbioru DCE. Stan ON ustawia DCE w tryb odbioru, a stan OFF zwalnia DCE z trybu odbioru. | DTE | S | | |
| 130 | | Secondary Request to Send Tone – żądanie nadawania sygnału nośnego w kanale powrotnym Sygnały przesyłane po tym obwodzie sterują funkcjami nadawania w kanale powrotnym. Stan ON powoduje nadanie a stan OFF powoduje przerwanie nadawania sygnału w kanale powrotnym. | DTE | S | | |
| 131 | | Received Character Timing – odbiorcza znakowa podstawa czasu Sygnały przesyłane po tym obwodzie informują DTE o znakowej odbiorczej podstawie czasu. | DCE | T | | |
| 132 | | Return to „Nodata” Mode – żądanie powrotu do trybu pracy DCE „nie dane” Sygnał ON przesyłany po tym obwodzie ustawia DCE w stan bezczynności bez przerywania połączenia ze stacją współpracującą. | DTE | S | | |

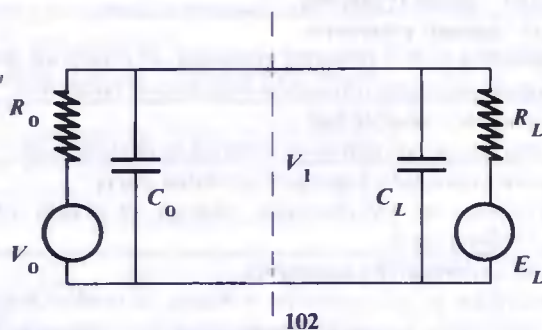
| | | | | | |
|---|--|-----|---|----|--|
| 133 | Ready for Receiving – gotowość do odbioru Obwód ten służy do sterowania przekazywaniem danych po obwodzie 104 i wskazuje, że DTE jest gotowe do przyjęcia pewnej liczby danych. Stan ON wskazuje na gotowość przyjęcia danych, a stan OFF na brak gotowości. | DTE | S | | |
| 134 | Received Data Present – prezentacja danych odebranych Obwód ten jest wykorzystywany do odróżniania informacji od sekwencji kontrolnych przekazywanych po obwodzie 104. Stan ON wskazuje, że po obwodzie 104 są przekazywane dane stanowiące informację. | DCE | S | | |
| 140 | Remote Loopback (RL) – pętla sprzężenia zwrotnego Sygnały przesyłane po tym obwodzie są używane do inicjowania (stan ON) lub rozłączania (stan OFF) pętli sprzężenia zwrotnego typu 3 w DCE. | DTE | | | |
| 141 | Local Loopback (LL) – lokalna pętla sprzężenia zwrotnego Sygnały przesyłane po tym obwodzie są używane do inicjowania (stan ON) lub rozłączania (stan OFF) pętli sprzężenia zwrotnego typu 3 w DCE. | DTE | | 18 | |
| 142 | Test Indicator – wskaźnik testu Sygnały przesyłane po tym obwodzie umożliwiają zasygnalizowanie DTE przez DCE trybu testowania. Sygnał ON oznacza rozpoczęcie, a sygnał OFF zaprzestanie testowania. | DCE | | 25 | |
| 191 | Transmitted Voice Answer – nadawana odpowiedź głosowa Poprzez ten obwód przesyłane są z DTE do DCE sygnały odpowiedzi głosowej. | DTE | S | | |
| 192 | Received Voice Answer – odbierana odpowiedź głosowa Poprzez ten obwód przesyłane są z DCE do DTE sygnały głosowe generowane przez zdalne DTE. | DCE | S | | |
| | V+ | | | 9 | |
| | V- | | | 10 | |
| | | | | 11 | |
| Przyjęto następujące oznaczenia w kolumnie „Typ obwodu”: D – obwód danych, S – obwód sterowania, T – obwód podstawy czasu, Z – ziemia ochronna lub sygnałowa. | | | | | |

RS-232C poza podstawowym złączem DB-25 może wykorzystywać również 9-nóżkowe złącze DB-9. Nowszą wersją styku RS-232C jest RS-232D. Jednak ten ostatni nie znalazł tak powszechnego zastosowania jak RS-232C.

Tabela 5.2. Obwody serii 200

| Nr obwodu | Nazwa obwodu i jego funkcje | źródło sygnału | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
|-----------|---|----------------|-----|-----|-----|-----|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|-----|---|---|---|---|-----|---|---|---|---|-----|
| 201 | Signal ground – ziemia sygnałowa | wspólny | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 202 | Call request – żądanie połączenia Sygnały przesyłane po tym obwodzie powodują, że urządzenie automatycznego nawiązania połączenia rozpoczyna ustanawianie połączenia. | DTE | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 203 | Data link occupied – zajętość linii Sygnały przesyłane po tym obwodzie wskazują na zajętość łącza. | DCE | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 204 | Distant station connected – połączenie ze zdalną stacją Sygnały przesyłane po tym obwodzie wskazują, że zostało ustanowione połączenie z odległą stacją. | DCE | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 205 | Abandon call – rezygnacja z połączenia Sygnały przesyłane po tym obwodzie wskazują na przekroczenie dopuszczalnego czasu między kolejnymi etapami procedury ustanowienia połączenia i następuje rezygnacja z połączenia. | DCE | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 206 – 209 | Digits signals – sekwencje odpowiadające cyfrom Sygnały przesyłane po tym obwodzie odpowiadają następującym cyfrom: <table border="1" data-bbox="263 698 831 1107"> <thead> <tr> <th>cyfra</th> <th>209</th> <th>208</th> <th>207</th> <th>206</th> </tr> </thead> <tbody> <tr><td>1</td><td>0</td><td>0</td><td>0</td><td>1</td></tr> <tr><td>2</td><td>0</td><td>0</td><td>1</td><td>0</td></tr> <tr><td>3</td><td>0</td><td>0</td><td>1</td><td>1</td></tr> <tr><td>4</td><td>0</td><td>1</td><td>0</td><td>0</td></tr> <tr><td>5</td><td>0</td><td>1</td><td>0</td><td>1</td></tr> <tr><td>6</td><td>0</td><td>1</td><td>1</td><td>0</td></tr> <tr><td>7</td><td>0</td><td>1</td><td>1</td><td>1</td></tr> <tr><td>8</td><td>1</td><td>0</td><td>0</td><td>0</td></tr> <tr><td>9</td><td>1</td><td>0</td><td>0</td><td>1</td></tr> <tr><td>0</td><td>0</td><td>0</td><td>0</td><td>0</td></tr> <tr><td>EON</td><td>1</td><td>1</td><td>0</td><td>0</td></tr> <tr><td>SEP</td><td>1</td><td>1</td><td>0</td><td>1</td></tr> </tbody> </table> <p>Znak kontrolny EON oznacza koniec cyfry, a znak SEP wskazuje na pauzę między kolejnymi cyframi. Znak EON powoduje, że DCE oczekuje na odpowiedź z odległej stacji.</p> | cyfra | 209 | 208 | 207 | 206 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 2 | 0 | 0 | 1 | 0 | 3 | 0 | 0 | 1 | 1 | 4 | 0 | 1 | 0 | 0 | 5 | 0 | 1 | 0 | 1 | 6 | 0 | 1 | 1 | 0 | 7 | 0 | 1 | 1 | 1 | 8 | 1 | 0 | 0 | 0 | 9 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | EON | 1 | 1 | 0 | 0 | SEP | 1 | 1 | 0 | 1 | DTE |
| cyfra | 209 | 208 | 207 | 206 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 2 | 0 | 0 | 1 | 0 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 3 | 0 | 0 | 1 | 1 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 4 | 0 | 1 | 0 | 0 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 5 | 0 | 1 | 0 | 1 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 6 | 0 | 1 | 1 | 0 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 7 | 0 | 1 | 1 | 1 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 8 | 1 | 0 | 0 | 0 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 9 | 1 | 0 | 0 | 1 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| EON | 1 | 1 | 0 | 0 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| SEP | 1 | 1 | 0 | 1 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 210 | Present next digit – następna cyfra Sygnały na tym obwodzie wskazują czy urządzenie automatycznego nawiązania połączenia jest gotowe do zaakceptowania następnej kombinacji cyfr. | DCE | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 211 | Digit present – obecność cyfry Sygnały przesyłane po tym obwodzie sterują odczytywaniem kombinacji cyfr na obwodach 206–209. | DTE | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 212 | Protective ground – ziemia ochronna | wspólny | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 213 | Power indication – wskaźnik zasilania Sygnały przesyłane po tym obwodzie wskazują czy urządzenie automatycznego nawiązywania połączenia ma włączone zasilanie. | DCE | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |

Parametry elektryczne obwodów styku V.24 określone są w zaleceniu V.28. Zalecenie V.28 odnosi się do szybkości transmisji do 19.2 kbit/s. Na rysunku 5.1 pokazano układ zastępczy obwodu styku V.24.



- V_0 – napięcie nadajnika,
 R_0 – rezystancja nadajnika,
 C_0 – pojemność nadajnika,
 V_1 – napięcie na styku mierzone względem ziemi sygnałowej (102),
 E_L – napięcie obciążenia (odbiornika),
 R_L – rezystancja obciążenia (odbiornika),
 C_L – pojemność obciążenia (odbiornika).

Rys. 5.1. Układ zastępczy obwodu styku V.24

Sygnaly przenoszone przez styk V.24 mają postać prostokątnych impulsów napięciowych. Parametry elektryczne każdego obwodu styku V.24 są następujące:

- ♣ oporność wejściowa odbiornika zawiera się w granicach $3000\Omega \leq R_L \leq 7000\Omega$,
- ♣ w przypadku otwartego obwodu, napięcie obciążenia E_L nie może przekroczyć 2V, a pojemność C_L nie może przekroczyć 2500pF,
- ♣ siła elektromotoryczna nadajnika V_0 nie może przekroczyć 25V. Rezystancja R_0 i pojemność C_0 po stronie nadajnika nie są standaryzowane, jednak powinny one być tak dobrane, aby prąd zwarciový nie przekroczył 0.5 A,
- ♣ stan OFF na obwodzie styku V.24 odpowiada potencjałowi V_1 mniejszemu od $-3V$, a stan ON odpowiada potencjałowi V_1 większemu od $+3V$. Zakres napięć V_1 pomiędzy $-3V$ a $+3V$ jest obszarem nieokreślonej wartości sygnału,
- ♣ czas wymagany dla zmiany stanu sygnału (przejście z $-3V$ do $+3V$ i odwrotnie) powinien być:
 - ♦ mniejszy od 1ms dla sygnałów sterujących,
 - ♦ mniejszy od 1ms i mniejszy od 3% czasu trwania elementarnego sygnału dla sygnałów danych i sygnałów podstawy czasu.

W dalszej części niniejszego punktu omówimy operacje na obwodach styku V.24.

Sygnały używane w fazie transmisji. Po obwodzie 103 DTE przekazuje do DCE (do modemu) te sygnały, które następnie są wysyłane w linię do odległego DCE, natomiast sygnały nadchodzące z linii są przekazywane do DTE po obwodzie 104.

W przypadku transmisji synchronicznej po obwodach 113 i 114 są przesyłane sygnały podstawy czasu dla elementów nadawanych. Generowane przez DTE sygnały podstawy czasu (zegarowe) są przesyłane do modemu po obwodzie 113, natomiast obwód 114 służy do przesyłania sygnałów podstawy czasu generowanych przez modem do DTE. W obu przypadkach przejście sygnału podstawy czasu ze stanu ON do stanu OFF odpowiada środkowi bitu nadawanego po obwodzie 103.

Również, w przypadku transmisji synchronicznej, sygnały przesyłane po obwodzie 115 dostarczają informacji o podstawie czasu dla elementów odbieranych (przesyłanych po obwodzie 104 z modemu do DTE).

Obwód 109 nie jest aktywnie wykorzystywany podczas transmisji danych, ale pełni rolę alarmową. W przypadku, gdy parametry sygnału odbieranego przez modem z linii wykraczają poza ustalony zakres, to jest to sygnalizowane poprzez obwód 109 i dalsza transmisja powinna zostać wstrzymana.

Sygnały wykorzystywane do inicjowania transmisji. DTE zawiadamia modem o zamiarze nadawania przez ustawienie stanu ON na obwodzie 105. Wówczas modem przechodzi do stanu nadawania i wysyła w linię sygnał nośnej oraz sekwencję synchronizującą (ciąg jedynek) do odległego modemu. Sekwencja ta powiadamia odległy modem aby przygotował się do odbioru danych. Następnie przez ustawienie stanu ON na obwodzie 106 modem powiadamia DTE, że może nadawać dane. Czas między ustawieniem stanu ON na obwodach 105 i 106 zależy od typu modemów i wynosi od kilku do kilkudziesięciu milisekund – musi być tak długi, aby odległy modem wykrył sygnał w linii oraz zsynchronizował się z modemem inicjującym transmisję.

Sygnały używane podczas ustanawiania połączenia. Sygnały te wykorzystuje się jedynie w sytuacji gdy połączenia dokonujemy za pomocą linii komutowanej.

Stan ON na obwodzie 107 wskazuje, że modem jest dołączony do łącza.

Z obwodu 125 korzysta się w procedurze automatycznej odpowiedzi, która pozwala na dołączenie DTE poprzez modem do linii transmisyjnej.

Istnieją dwa tryby pracy związane z obwodem 108: 108/1 i 108/2. Przełączenie sygnału z ON na OFF na obwodzie 108/1 sprawi, że modem odłączy się od linii po zakończeniu transmisji danych otrzymywanych po obwodzie 103 lub po obwodzie 118. Przełączenie sygnału z OFF na ON na obwodzie 108/1 sprawi, że modem dołączy się do linii, natomiast przełączenie sygnału ze stanu ON na OFF na obwodzie 108/2 daje ten sam efekt co w przypadku obwodu 108/1, tylko że dotyczy DTE.

Obwody dotyczące kanału powrotnego. Obwody 118, 119, 120, 121 i 122 odgrywają rolę analogiczną do następujących obwodów związanych z transmisją w kanale podstawowym: 103, 104, 105, 106 i 109.

Procedury ustanowienia połączenia. Zalecenie V.24 określa trzy następujące rodzaje procedur ustanawiania połączenia:

Procedura ręczna. W tym przypadku zakłada się, że po obu stronach linii znajdują się operatorzy, którzy ustanawiają połączenie. Obwód 108 jest ustawiony w tryb pracy 108/1.

Procedura automatycznej odpowiedzi w trybie 108/1. Jest to przypadek gdy jeden z dwóch DTE nie jest wystereowany, a sterujące DTE przejmuje inicjatywę. Następuje wywołanie niewystereowanego DTE (np. dzwonienie przez sieć telefoniczną). Sygnał dzwonięcia jest wykrywany i przez obwód 125 jest przekazywany do wywoływanego DTE. Wywoływane DTE poleca swojemu modemowi (DCE) dołączyć się do linii ustawiając stan ON na obwodzie 108. Modem ten po dołączeniu się do linii informuje o tym wywoływane DTE ustawiając stan ON na obwodzie 107. Następnie wywoływane DTE ustawia stan ON na obwodzie 105 polecając tym samym swojemu modemowi, aby przygotował się do rozpoczęcia transmisji. Po tym gotowość tego modemu do nadawania jest sygnalizowana przez ustawienie stanu ON na obwodzie 106. Modem wywołującego DTE wykrywa sygnał synchronizujący nadawany przez modem wywoływanego DTE jako ton. Wówczas wywołujące DTE ustawia stan ON na obwodzie 108, a modem stan ON na obwodzie 107.

Procedura automatycznej odpowiedzi w trybie 108/2. W tym przypadku modem a nie terminal przejmuje inicjatywę w ustanawianiu połączenia. Po tym, jak zostanie wykryty sygnał dzwonięcia modem dołącza się do linii (ustawienie stanu ON na obwodzie 107) pod warunkiem, że na obwodzie 108 jest już ustawiony stan ON. W tej procedurze stan ON na obwodzie 108 może być ustawiony ciągle.

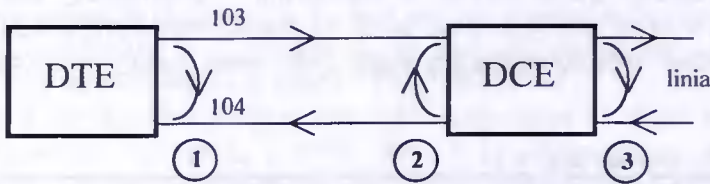
Wzajemne blokowanie się obwodów. Dane odbierane przez modem w kanale docelowym (obwód 104) powinny być blokowane gdy obwód 109 jest w stanie OFF. W przypadku, gdy modem pracuje w trybie półdupleksowym, a obwód 105 jest w stanie ON, blokadą objęte są obwody 104 i 109. Obwód 104 utrzymywany jest w stanie binarnej 1, a obwód 109 w stanie OFF. DTE może nadawać dane po obwodzie 103 jeżeli na obwodach 105, 106, 107 i 108 jest stan ON.

Testowanie. W przypadku linii czteroprzewodowej możliwe są równoczesne transmisje w obu kierunkach. Uszkodzone elementy połączenia mogą być zlokalizowane przez testowanie trzech rodzajów pętli. Rysunek 5.2 pokazuje pętle możliwe do testowania. W celu zlokalizowania uszkodzonego elementu zakładamy, że DTE ma możliwość wysłania sekwencji testowej i następnie jej monitorowania.

Pętla testująca 1. Dane wychodzące z DTE po obwodzie 103 zostają bezpośrednio dołączone do obwodu 104. Ten test ma możliwość sprawdzenia czy DTE pracuje poprawnie.

Pętla testująca 3. Sygnały wysyłane przez modem w linię są bezpośrednio dołączane do wejścia modemu. Test ten pozwala sprawdzić połączenie DTE–modem–DTE bez monitorowania linii.

Pętla testująca 2. Ta pętla jest wykonywana na poziomie modemu. Dane odbierane na obwodzie 104 modemu są bezpośrednio dołączone do obwodu 103 modemu. Ten test jest wykonywany z drugiego końca linii i umożliwia sprawdzenie terminala, modemu, linii transmisyjnej i ustawienia zdalnego modemu.

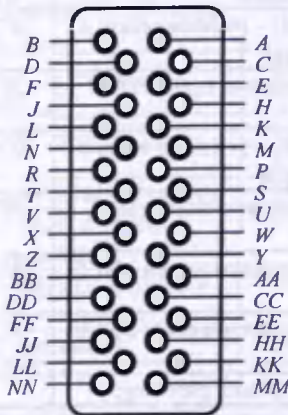


Rys. 5.2. Pętla testująca

Dla modemów o szybkościach transmisji 200 lub 300 bit/s wykorzystujących równocześnie dwa podkanały możliwe jest przeprowadzenie testów 1 i 2. Dla innych modemów mogą być lokalnie wykonywane testy 1 i 3.

5.2. Zalecenie V.35

Zalecenie V.35 określa charakterystyki elektryczne dla obwodów zrównoważonych. Styk V.35 jest stosowany do szybkich transmisji synchronicznych po łączach dzierzawionych w trybie duplexowym. Maksymalna szybkość transmisji z użyciem tego styku wynosi 4 Mbit/s, a maksymalna długość kabla łączącego DTE z DCE wynosi 15 m.



Rys. 5.3. Oznaczenia nóżek na wtyku złącza ISO 2593

Styk V.35 wykorzystuje złącze 34-nóżkowe określone zaleceniem ISO 2593. Na rysunku 5.3 przedstawiono rozmieszczenie nóżek na wtyku tego złącza. Natomiast w tab. 5.3 przedstawiono przyporządkowanie obwodów styku V.35 do poszczególnych nóżek złącza. Styk V.35 wyposażony jest w obwody zrównoważone i niezrównoważone. Obwody zrównoważone wykorzystują dwa przewody kabla łączącego DTE z DCE, a co za tym idzie dwie nóżki na złączu. Nóżki przyporządkowane jednemu obwodowi zrównoważonemu mają takie same nazwy rozróżniane literami *A* i *B*.

Tabela 5.3. Obwody styku V.35

| Nazwa obwodu | oznaczenie obwodu | Nr nóżki | źródło sygnału |
|---|-------------------|-----------|----------------|
| <i>Frame (protective) Ground</i> – ziemia ochronna | <i>FG</i> | <i>A</i> | wspólny |
| <i>Signal Ground</i> – ziemia sygnałowa | <i>SG</i> | <i>B</i> | wspólny |
| <i>Request to Send</i> – żądanie nadawania | <i>RTS</i> | <i>C</i> | DTE |
| <i>Clear to Send</i> – gotowość do nadawania | <i>CTS</i> | <i>D</i> | DCE |
| <i>Data Set Ready</i> – gotowość DCE | <i>DSR</i> | <i>E</i> | DCE |
| <i>Received Line Signal Detector</i> – detektor sygnału transmisji danych | <i>RLSD</i> | <i>F</i> | DCE |
| <i>Data Terminal Ready</i> – gotowość DTE | <i>DTR</i> | <i>H</i> | DTE |
| <i>Local Loopback</i> – lokalna pętla sprzężenia zwrotnego | | <i>J</i> | DCE |
| <i>Test Mode</i> – wskaźnik testu | <i>LT</i> | <i>K</i> | DCE |
| <i>Test Pattern</i> – wynik testu | | <i>L</i> | DCE |
| <i>Send Data (A)</i> – dane nadawane | <i>SD(A)</i> | <i>P</i> | DTE |
| <i>Receive Data (A)</i> – dane odbierane | <i>RD(A)</i> | <i>R</i> | DCE |
| <i>Send Data (B)</i> – dane nadawane | <i>SD(B)</i> | <i>S</i> | DTE |
| <i>Receive Data (B)</i> – dane odbierane | <i>RD(B)</i> | <i>T</i> | DCE |
| <i>Serial Clock Transmit Ext. (A)</i> – podstawa czasu z DTE dla elementów nadawanych | <i>SCTE(A)</i> | <i>U</i> | DTE |
| <i>Serial Clock Receive (A)</i> – podstawa czasu z DTE dla elementów odbieranych | <i>SCR(A)</i> | <i>V</i> | DCE |
| <i>Serial Clock Transmit Ext. (B)</i> – podstawa czasu z DTE dla elementów nadawanych | <i>SCTE(B)</i> | <i>W</i> | DTE |
| <i>Serial Clock Receive (B)</i> – podstawa czasu z DTE dla elementów odbieranych | <i>SCR(B)</i> | <i>X</i> | DCE |
| <i>Serial Clock Transmit (A)</i> – podstawa czasu z DCE dla elementów nadawanych | <i>SCT(A)</i> | <i>Y</i> | DCE |
| <i>Serial Clock Transmit (B)</i> – podstawa czasu z DCE dla elementów nadawanych | <i>SCT(B)</i> | <i>AA</i> | DCE |
| <i>Remote Loopback</i> – pętla sprzężenia zwrotnego | | <i>BB</i> | DTE |

Nóżki o numerach *CC*, *EE*, *HH*, *KK*, *MM*, *M*, *N*, *Z*, *DD*, *FF*, *JJ*, *LL*, *NN* są niewykorzystywane.

5.3. Zalecenie X.21

Styk określony zaleceniem X.21, zwany dalej stykiem X.21, jest proponowany przez CCITT przede wszystkim do użycia w sieciach transmisji danych. Przeznaczony jest on dla połączeń dwukierunkowych. Styk ten nie uzyskał takiej popularności jak styk RS-232C. Zalecenie X.21 zostało po raz pierwszy ogłoszone przez CCITT w 1972 roku i było modyfikowane w latach 1976, 1980 i 1984.

Zalecenie X.21 określa sposób w jaki DTE rozpoczyna i kończy transmisję wymieniając odpowiednie sygnały z DCE. Styk X.21 wykorzystuje złącze 15-nóżkowe typu DB-15 określone zaleceniem ISO 4903. Charakterystyki elektryczne styku X.21 określone są następująco:

- ✦ dla szybkości transmisji 9600 bit/s i dla szybkości mniejszych są określone po stronie DCE przez zalecenie X.27, a po stronie DTE zaleceniem X.27 lub X.26,
- ✦ dla szybkości transmisji wyższych od 9600 bit/s są określone po stronie DTE i po stronie DCE zaleceniem X.27.

Tabela 5.4. Obwody styku X.21

| Nazwa obwodu | Nr nóżki | oznaczenie obwodu | źródło sygnału |
|--|----------|-------------------|----------------|
| <i>Shield</i> – ziemia ochronna | 1 | | wspólny |
| <i>Transmit (A)</i> – dane nadawane | 2 | $T(A)$ | DTE |
| <i>Control (A)</i> – żądanie nadawania | 3 | $C(A)$ | DTE |
| <i>Receive (A)</i> – dane odbierane | 4 | $R(A)$ | DCE |
| <i>Indication (A)</i> – detektor sygnału transmisji danych | 5 | $I(A)$ | DCE |
| <i>Signal Timing (A)</i> – podstawa czasu z DCE dla elementów nadawanych i odbieranych | 6 | $S(A)$ | DCE |
| <i>Byte Timing (A)</i> – podstawa czasu z DCE dla nadawanych i odbieranych bajtów | 7 | $B(A)$ | DCE |
| <i>GND</i> – ziemia sygnałowa | 8 | G | wspólny |
| <i>Transmit (B)</i> – dane nadawane | 9 | $T(B)$ | DTE |
| <i>Control (B)</i> – żądanie nadawania | 10 | $C(B)$ | DTE |
| <i>Receive (B)</i> – dane odbierane | 11 | $R(B)$ | DCE |
| <i>Indication (B)</i> – detektor sygnału transmisji danych | 12 | $I(B)$ | DCE |
| <i>Signal Timing (B)</i> – podstawa czasu z DCE dla elementów nadawanych i odbieranych | 13 | $S(B)$ | DCE |
| <i>Byte Timing (B)</i> – podstawa czasu z DCE dla nadawanych i odbieranych bajtów | 14 | $B(B)$ | DCE |
| zarezerwowane dla przyszłych zastosowań | 15 | | |

W tabeli 5.4 przedstawiono nazwy obwodów styku wraz z ich przyporządkowaniem do nóżek złącza DB-15, z uwzględnieniem, że charakterystyki elektryczne obwodów po stronie DTE i DCE są określone zaleceniem X.27. Obwody styku X.21 są

zrównoważone, co oznacza, że jeden obwód wykorzystuje dwa przewody na połączeniu DTE-DCE, czyli dwie nóżki na złączu DB-15. Obie nóżki mają takie same nazwy, a rozróżnione są literami *A* oraz *B* (wg. ISO 4903/X.27). Nóżka nr 1 na złączu DB-15 to ziemia ochronna. Obwód ten nie jest specyfikowany przez zalecenie X.21, ale określa go zlecenie ISO 4903. W przypadku użycia kabli ekranowanych do połączenia DTE z DCE ekran jest dołączany do nóżki nr 1 złącza DB-15. Zalecenie ISO 4903 dopuszcza połączenie ziemi ochronnej z ziemią sygnałową.

W odróżnieniu od styku RS-232C styk X.21 wykorzystuje obwody *T* i *R* do przesyłania zarówno danych jak i specyficznych sekwencji sterujących. Obwody *C* i *I* mogą pozostawać w dwóch stanach OFF oraz ON i są używane w procedurze rozpoczęcia i zakończenia nadawania danych przez DTE po obwodzie *T* i przez DCE po obwodzie *R*. Obwody *S* oraz *B* służą do przesyłania sygnałów synchronizujących od DCE do DTE. Obwód *S* służy do synchronizacji bitowej, tzn. dostarcza do DTE sygnałów taktujących określających początek i koniec każdego bitu. Natomiast obwód *B* służy do synchronizacji bajtowej. Obwód ten może, ale nie musi być wykorzystywany. W większości współczesnych rozwiązań sprzętu sieciowego styk X.21 nie zawiera tego obwodu. Obwód *G* jest ziemią sygnałową lub może służyć do przywrócenia stanu początkowego DTE.

Styk X.21 został zaprojektowany z wykorzystaniem koncepcji stanów, a wyjaśnienia sposobu jego działania dokonano za pomocą diagramów stanów. Stany styku są określone kombinacją sygnałów na obwodach *T*, *C*, *R* oraz *I*. Zalecenie X.21 wyszczególnia 28 stanów podzielonych na trzy grupy zwane fazami: faza bezczynności (6 stanów), faza sterowania połączeniem (19 stanów; w tym 14 stanów związanych z ustanowieniem połączenia i 5 stanów związanych z rozłączeniem połączenia) oraz faza transferu danych (3 stany).

Zalecenie X.21 wyróżnia cztery podstawowe obwody. Dwa z nich, tzn. *T* i *C*, są wykorzystywane przez DTE i służą do nadawania danych (*T*) oraz do nadawania sygnałów sterujących (*C*). Z kolei obwody *R* i *I* są sterowane przez DCE i służą odpowiednio do nadawania danych i nadawania sygnałów sterujących. Ponieważ obwód *B* nie jest zazwyczaj używany na styku X.21, więc DTE i DCE muszą rozpocząć każdą sekwencję sterującą od wysłania co najmniej dwóch znaków SYN, aby urządzenie odbierające mogło wykryć końce ramki. Znak SYN i wszystkie inne znaki sterujące transmisją są zdefiniowane w alfabecie międzynarodowym nr 5, np. przedstawionym w pracy [5].

Na obwodach sterujących *C* i *I*, odpowiednio do sytuacji, pojawiają się stany ON lub OFF. Po obwodach *R* oraz *T* przesyłane są sekwencje zer i jedynek lub znaki określone w alfabecie międzynarodowym nr 5. Dane przesyłane po obwodzie *R* w trakcie fazy sterowania połączeniem muszą być zapamiętane w celu ich analizy (analiza formatu i zawartości). W związku z tym DTE musi być na tyle inteligentne, aby mogło analizować dane przychodzące i na tej podstawie mogło podejmować odpowiednie decyzje. Ponadto DTE musi rozpoznawać i reagować na sytuacje awaryjne.

Tabela 5.5. Przykład działania zalecenia X.21

| Przedziały czasu | Opis operacji | Obwód | | DTE nadaje w obwodzie T | DCE nadaje w obwodzie R |
|------------------|--|-------|-----|---------------------------|---------------------------|
| | | C | I | | |
| n | DTE i DCE pozostają w stanie gotowości | OFF | OFF | 1111... | 1111... |
| $n+1$ | DTE rozpoczyna ustanawiać połączenie | ON | OFF | 0000... | 1111... |
| $n+2$ | DCE akceptuje przyjęcie połączenia | ON | OFF | 0000... | ++++... |
| $n+3$ | DTE wybiera numer abonenta | ON | OFF | numer abonenta | ++++... |
| $n+4$ | DTE oczekuje | ON | OFF | 1111... | ++++... |
| $n+5$ | DCE oczekuje | ON | OFF | 1111... | SYN, SYN,... |
| $n+6$ | DCE ustanawia połączenie | ON | OFF | 1111... | sygnały wywołania |
| $n+7$ | DCE ustanowiło połączenie | ON | OFF | 1111... | 1111... |
| $n+8$ | DCE i DTE gotowe do wymiany danych | ON | ON | 1111... | 1111... |
| $n+9$ | transfer danych | ON | ON | dane | dane |
| $n+10$ | DTE żąda rozłączenia | OFF | ON | 0000... | xxxx |
| $n+11$ | DCE potwierdza rozłączenie | OFF | OFF | 0000... | 0000... |
| $n+12$ | DCE przechodzi w stan gotowości | OFF | OFF | 0000... | 1111... |
| $n+13$ | DTE przechodzi w stan gotowości | OFF | OFF | 1111... | 1111... |

W celu wyjaśnienia działania zalecenia X.21 przedstawimy prosty przykład obejmujący procedurę ustanowienia połączenia między dwoma DTE, transfer danych i procedurę rozłączenia połączenia. W tabeli 5.5 zostały pokazane przykładowe kolejne operacje wykonywane przez DTE i DCE wynikające z odpowiednich diagramów stanów zalecenia X.21. Kiedy linia nie jest zajęta, wówczas oba obwody sterujące są w stanie OFF, a na obwodach danych nadawane są jedyńki. Jeśli DTE chce ustanowić połączenie, to ustawia na obwodzie C stan ON i nadaje po obwodzie T same zera. W odpowiedzi, kiedy DCE jest gotowe, to rozpoczyna nadawanie po obwodzie R znaki „+” będące cyfrowym tonem wybiornym. Znaki „+” muszą być poprzedzone dwoma znakami SYN w celu uzyskania synchronizacji. Następnie w przedziale czasu $n+3$ DTE przesyła do DCE numer abonenta, z którym należy nawiązać połączenie. Numer ten musi być poprzedzony dwoma znakami SYN. W przypadku gdy wykorzystujemy linie dzierżawione DTE nie będzie wysyłać numeru tzn. operacja przedstawiona w przedziale $n+3$ jest pomijana. W przedziałach $n+4$ i $n+5$ DTE i DCE oczekują na ustanowienie połączenia. W przedziale czasu $n+6$ DCE ustanawia połączenie, jednocześnie informując DTE o stanie ustanawiania połączenia. Sygnały trwania wywołania, zdefiniowane w zaleceniu X.96 składają się z liczb dwucyfrowych, z których pierwsza podaje stan ogólny, a druga stan szczegółowy. Stany ogólne mogą być następujące: połączenie przyjęte,

spróbuj ponownie, błędne połączenie, krótkoterminowe przeciążenie sieci i długoterminowe przeciążenie sieci. Jeśli połączenie zostało przyjęte, DCE ustawia obwód I w stan ON, co oznacza że może rozpocząć się przesyłanie danych. W przedziale czasu $n+9$ trwa wymiana danych, a w przedziałach od $n+10$ do $n+13$ połączenie zostaje rozłączone.

Ponieważ połączenie jest duplexowe, więc każde DTE może zakończyć połączenie ustawiając na obwodzie C stan OFF. Po wykonaniu tej operacji to DTE może nie nadawać więcej danych, jednak w dalszym ciągu musi być przygotowane do kontynuowania odbioru danych do czasu zakończenia pracy przez drugie DTE.

Procedura dla połączeń przychodzących jest analogiczna do procedury dla połączeń wychodzących. Jeśli DTE i DCE są w stanie gotowości to DCE sygnalizuje odebranie żądania połączenia wysyłając po obwodzie R znaki BEL poprzedzone dwoma znakami SYN. Lokalne DTE akceptuje połączenie ustawiając obwód C w stan ON.

5.4. Zalecenie X.21 bis

CCITT zakłada, że styk między DTE i DCE jest określony zaleceniem X.21. Jednakże wielu administratorów sieci dopuszcza dołączenie do publicznej sieci transmisji danych synchronicznych DTE, które zostały zaprojektowane do współpracy z modemami posiadającymi styki określone zaleceniami serii V. Właśnie zalecenie X.21 bis określa sposób dołączania takich DTE do publicznej sieci transmisji danych, tzn. określa tryby operacji oraz dodatkowe udogodnienia.

Połączenie DTE ze stykiem określonym zaleceniami serii V z publiczną siecią transmisji danych pozwala na:

- ♣ użycie linii dzierżawionej i usług sieci pakietowych (X.25 – poziom 1),
- ♣ użycie procedury ustanowienia i rozłączenia połączenia.

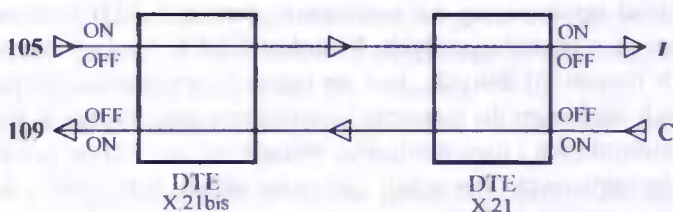
Charakterystyki elektryczne styku dla mniejszych szybkości transmisji są określone zaleceniem V.28 gdy korzystamy ze złącza DB-25 (wg ISO 2110), lub zaleceniem X.26 gdy korzystamy ze złącza 37-nóżkowego (wg ISO 4902). Dla szybkości transmisji wyższych od 48 kbit/s charakterystyki elektryczne muszą być zgodne z zaleceniem V.35, a złącze 34-nóżkowe ma być zgodne z zaleceniem ISO 2593. Również w przypadku takich szybkości transmisji dopuszczalne jest użycie charakterystyk elektrycznych i mechanicznych określonych odpowiednio zaleceniami X.26/X.27 oraz ISO 4902.

Zalecenie X.21 bis określa, które z obwodów serii 100 zalecenia V.24 są używane w poszczególnych fazach operacji i definiuje sygnały na tych obwodach, np. w przypadku operacji ustanowienia połączenia definiuje stany obwodów V.24 właściwe dla fazy ustanowienia połączenia, fazy rozłączania połączenia i fazy transferu danych.

Ponadto, w przypadku automatycznego ustanawiania i rozłączania połączenia przez DCE są używane obwody serii 200 (od 206 do 209). Odpowiednia kombinacja bitów na tych obwodach określa pięć znaków sterujących protokołu X.21 tzn. „+ / . , -”.

Zalecenie X.21 bis określa również procedurę wykrywania i lokalizacji błędów. Wystąpienie błędu może być spowodowane np. niezdolnością DTE lub DCE do określenia stanu obwodów 103, 104, 105, 107 i 108. Do lokalizacji błędów służą pętle testujące 1, 2 i 3 zdefiniowane w zaleceniu X.150 i omówione w pkt. 5.1.

Współpraca między dołączonymi do publicznej sieci transmisji danych: DTE wykorzystującym styk określony jednym z zaleceń serii V i zgodnym z X.21 bis oraz DTE zgodnym z zaleceniem X.21 zwykle jest możliwa z użyciem połączenia dwukierunkowego (full-duplex) lub jednokierunkowego (simplex). W przypadku połączenia naprzemiennego (half-duplex) współpraca między wyżej określonymi DTE jest określona jak na rys. 5.4.



Rys. 5.4. Współpraca między dwoma DTE w trybie pracy naprzemiennego

6. Protokół HDLC

Protokół HDLC (High-level Data Link Control) jest standardem opublikowanym przez ISO, a został opracowany na podstawie protokołu SDLC stworzonego przez firmę IBM w latach siedemdziesiątych. Protokół HDLC znalazł szerokie zastosowanie w systemach transmisji danych. Jest on bitowo zorientowanym protokołem warstwy łącza danych służącym do transmisji synchronicznej. Protokół HDLC obsługuje transmisję dwukierunkową i naprzemienną. Nadaje się do obsługi połączeń dwupunktowych i wielopunktowych (wszyscy do wszystkich lub jeden do wszystkich). W szczególności protokół HDLC jest podstawowym protokołem w rozległych sieciach komputerowych z komutacją pakietów. Jest on traktowany jako protokół nadrzędny w stosunku do kilku innych protokołów, tzn. protokoły te są podzbiórami protokołu HDLC. I tak, protokołami podrzędnymi w stosunku do HDLC są następujące protokoły:

- ♣ SDLC (Synchronous Data Link Control) – protokół opracowany przez firmę IBM dla komunikacji z hostami poprzez łącza rozległe w środowisku SNA (System Network Architecture),
- ♣ LAP (Link Access Procedure) – protokół zalecany początkowo przez CCITT do współpracy z systemami komutacji pakietów X.25,
- ♣ LAP-B (Link Access Procedure – Balanced) – następca protokołu LAP przeznaczony do komunikacji dwupunktowej – a zatem do identyfikacji drugiej stacji nie potrzeba adresu,
- ♣ LAP-D (Link Access Procedure – D channel) – protokół przeznaczony do organizacji transmisji w kanale typu D w sieciach ISDN,
- ♣ LAP-X (LAP-B Extended) – protokół używany w systemach terminalowych,
- ♣ LAP-M (Link Access Procedure for Modems) – protokół ten został ogłoszony przez CCITT jako rekomendacja V.42,
- ♣ LAP-F (Link Access Procedure for Frame-Mode Bearer Services) – protokół wykorzystywany w sieciach Frame Relay,
- ♣ LLC (Logical Link Control) – protokół określony standardem IEEE 802.2 dla podwarstwy łącza logicznego modelu ISO/OSI w sieciach lokalnych.

6.1. Warianty protokołu HDLC

Protokół HDLC można zastosować w łączach półdupleksowych i duplexowych oraz przy pracy dwupunktowej lub wielopunktowej. Łącze transmisji danych obejmuje dwie lub więcej stacji. Stacje związane z łączem HDLC należą do jednego z trzech następujących typów:

- ♣ *stacja nadrzędna* (primary station) zostaje wyznaczona do zarządzania przepływem danych. Stacja ta wysyła polecenia do stacji podrzędnej i otrzymuje od niej odpowiedzi. W przypadku pracy wielopunktowej, stacja nadrzędna jest odpowiedzialna za utrzymanie oddzielnej sesji z każdą inną stacją dołączoną do łącza,
- ♣ *stacja podrzędna* (secondary station) wykonuje polecenia stacji nadrzędnej. Utrzymuje ona tylko jedną sesję ze stacją nadrzędną. Stacja ta nie odpowiada za sterowanie transmisją w łączu,
- ♣ *stacja uniwersalna* (combined station) wysyła zarówno polecenia jak i odpowiedzi. Również może otrzymywać polecenia lub odpowiedzi. Stacja ta może utrzymywać sesję tylko z jedną inną stacją uniwersalną.

Stacje komunikują się ze sobą wykorzystując jeden z następujących stanów logicznych:

- ♣ *stan logicznego rozłączenia* chroni stację przed koniecznością odbioru i nadawania informacji. Jeżeli stacja podrzędna jest w nierównoprawnym trybie rozłączenia, to może nadawać ramki tylko po otrzymaniu wyraźnego zezwolenia ze stacji nadrzędnej. Jeżeli stacja jest w asynchronicznym trybie rozłączenia, to może inicjować transmisję bez otrzymania wyraźnego zezwolenia. Jednak w tym wypadku może to być tylko pojedyncza ramka wskazująca na stan stacji podrzędnej,
- ♣ *stan inicjacji (początkowy)* nie jest specyfikowany przez protokół HDLC, ale wykorzystuje go np. protokół SDLC,
- ♣ *stan przekazywania informacji* zezwala wszystkim trzem rodzajom stacji na nadawanie i odbiór informacji użytkownika. Stan ten można zmienić wysyłając komendy ustalające rozłączenie.

Stacje znajdujące się w stanie przekazywania informacji wykorzystują trzy metody połączeń. Te metody zwane trybami pracy mogą być zmieniane podczas trwania sesji transmisji danych. Rozróżniamy następujące tryby pracy:

- ♣ *tryb nierównoprawny* (Normal Response Mode – NRM) jest typowym trybem pracy. W tym trybie stacja podrzędna może transmitować tylko wtedy, kiedy uzyska jednoznaczne zezwolenie od stacji nadrzędnej. Stacja podrzędna może wówczas wysłać jedną lub więcej ramek (w tym ramki zawierające dane). Ostatnia ramka musi być jednoznacznie oznaczona przez stację podrzędną. Po wysłaniu ostatniej ramki stacja podrzędna musi ponownie oczekiwać na zezwolenie od stacji nadrzędnej,

- ♣ *tryb asynchroniczny nierównoprawny* (Asynchronous Response Mode – ARM) polega na tym, że stacja podrzędna może samodzielnie rozpocząć transmisję bez konieczności uzyskania zezwolenia na nadawanie od stacji nadrzędnej (zazwyczaj kiedy kanał jest wolny). Transmisja w tym trybie umożliwia stacji podrzędnej wysłanie jednej lub więcej ramek z danymi lub informacjami sterującymi wskazującymi na zmiany stanu stacji podrzędnej,
 - ♣ *tryb asynchroniczny równoprawny* (Asynchronous Balanced Mode – ABM) służy do połączenia stacji uniwersalnych. Stacja uniwersalna może w tym trybie zainicjować transmisję bez otrzymania wcześniejszego zezwolenia od drugiej stacji. Służy on do połączeń dwupunktowych za pomocą łącza dupleksowego. Obie stacje mogą wysyłać komendy i odpowiedzi jednym kanałem, a drugim otrzymywać polecenia. Tryb taki jest używany do łączenia z siecią X.25.
- Każdy z trybów pracy może być również stosowany w wariantcie rozszerzonym związanym z rozszerzoną numeracją ramek.

Połączenie HDLC może zostać skonfigurowane na trzy sposoby: nierównoprawne, równoprawne lub symetryczne.

- ♣ *konfiguracja nierównoprawna* obejmuje stację nadrzędną i jedną lub kilka stacji podrzędnych i zapewnia transmisję dwupunktową lub wielopunktową z wykorzystaniem łączy półdupleksowych lub dupleksowych. Konfiguracja ta jest nazywana nierównoprawną z tego powodu, że stacja nadrzędna może kontrolować każdą ze stacji podrzędnych i ustalać dla niej tryb pracy,
- ♣ *konfiguracja równoprawna* składa się z dwóch stacji uniwersalnych w połączeniu dwupunktowym z wykorzystaniem łączy półdupleksowych lub dupleksowych. Stacje uniwersalne w tej konfiguracji są równoprawne i mogą wysyłać do siebie dane bez konieczności uzyskania zezwolenia. Każda ze stacji jest równouprawniona do sterowania łączem,
- ♣ *konfiguracja symetryczna* była określona przez protokół HDLC i była wykorzystywana w początkowym okresie stosowania protokołu HDLC. Konfiguracja ta obejmuje dwie niezależne stacje w połączeniu dwupunktowym. Każda stacja może być nadrzędna lub podrzędna. Jest ona traktowana jako dwie stacje logiczne: nadrzędną i podrzędną. Logiczna stacja nadrzędna jednej stacji fizycznej nadaje komendy do logicznej stacji podrzędnej drugiej stacji fizycznej wchodzącej w skład połączenia HDLC i odwrotnie. Taka konfiguracja nie jest obecnie stosowana zbyt często.

6.2. Format ramki HDLC

Transmisja w protokole HDLC polega na przesyłaniu bloków bitów o określonej strukturze, zwanych ramkami. Ramka ma strukturę zapewniającą transmisję danych

oraz komend i odpowiedzi między dwiema połączonymi stacjami. Protokół HDLC określa trzy formaty ramek:

- ♣ *ramka informacyjna (information; I-ramka)* służy do przesyłania danych użytkownika między dwiema stacjami. Za jej pomocą można również potwierdzać otrzymanie danych ze stacji nadawczej. Dodatkowo można przysyłać w ograniczonym stopniu komendy, np. komendę przepytywania,
- ♣ *ramka nadzorcza (supervisory; S-ramka)* jest używana do sterowania: potwierdzania otrzymanych ramek, żądania retransmisji ramek oraz żądania zawieszenia transmisji ramek. Aktualne wykorzystanie ramki nadzorczej zależy od trybu pracy,
- ♣ *ramka nienumerowana (unnumbered; U-ramka)* jest również używana do celów sterowania łączem. Ramka w tym formacie nie zawiera numerów sekwencyjnych i dzięki temu jest możliwe zakodowanie do 32 komend i odpowiedzi. Ramka jest wykorzystywana między innymi do ustanawiania lub rozłączania połączenia między dwiema stacjami.

Ramka składa się z pięciu lub sześciu pól, zależnie od użytego formatu. Strukturę ramki przedstawiono na rys. 6.1.

| ← kierunek przepływu danych | Flaga | Pole adresowe | Pole sterujące | Informacja | Sekwencja kontrolna FCS | Flaga |
|-----------------------------|-------|---------------|----------------|-----------------|-------------------------|-------|
| liczba bitów | 8 | 8 | 8 lub 16 | zmienna długość | 16 | 8 |

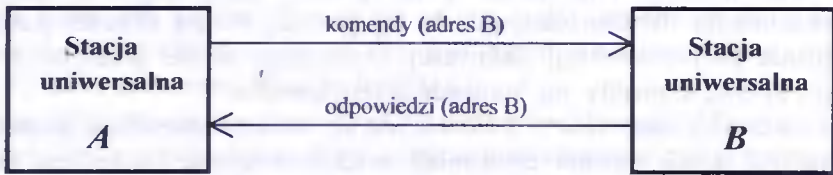
Rys. 6.1. Struktura ramki HDLC

Flaga jest ustaloną następującą sekwencją ośmiu bitów: 01111110. Wszystkie ramki muszą rozpoczynać się oraz kończyć sekwencją flagową. Flagi mogą być ciągle nadawane w łączu w czasie między transmisją ramek HDLC. Sekwencja siedmiu kolejnych jedynek wskazuje na problemy występujące w łączu. Sekwencja piętnastu lub więcej jedynek oznacza utrzymanie łączu w stanie beczynności. W razie otrzymania sekwencji, która nie jest flagą, możliwe jest, że:

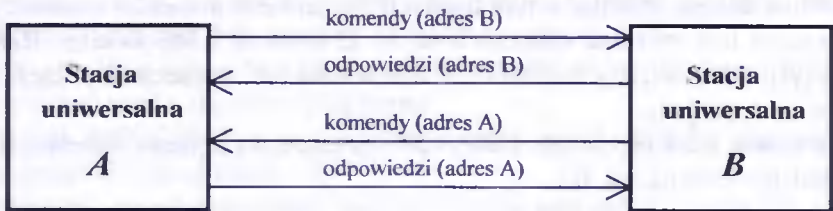
- ♣ odebrano początek ramki,
- ♣ występują problemy w łączu (abort),
- ♣ łącze jest w stanie beczynności.

Pole adresowe zawiera na ogół adres stacji podrzędnej. Pole to normalnie składa się z ośmiu bitów, ale może być poszerzone w przypadku połączeń wielopunktowych wymagających znacznej liczby różnych adresów. Możliwe jest również ustawienie adresu ogólnego przy wysyłaniu komunikatów do wszystkich stacji w połączeniu wielopunktowym. Każda stacja posiada unikalny adres. W konfiguracji nierównoprawnej, zarówno w przypadku komend, jak i odpowiedzi, pole adresowe zawiera adres stacji podrzędnej. Natomiast w konfiguracji równoprawnej ramki z komendami

zawierają adres stacji docelowej, a ramki z odpowiedziami zawierają adres stacji nadawczej. Zasadę adresacji przedstawiono na rys. 6.2.



a) konfiguracja nierównoprawna



b) konfiguracja równoprawna

Rys. 6.2. Zasada adresacji

Pole sterujące zawiera identyfikator ramki jako zawierającej dane, komendy lub odpowiedzi. Komendy są wysyłane przez stację nadrzędną, a odpowiedzi przez stację podrzędną. Format i zawartość pola sterującego zależy od sposobu użycia ramki HDLC.

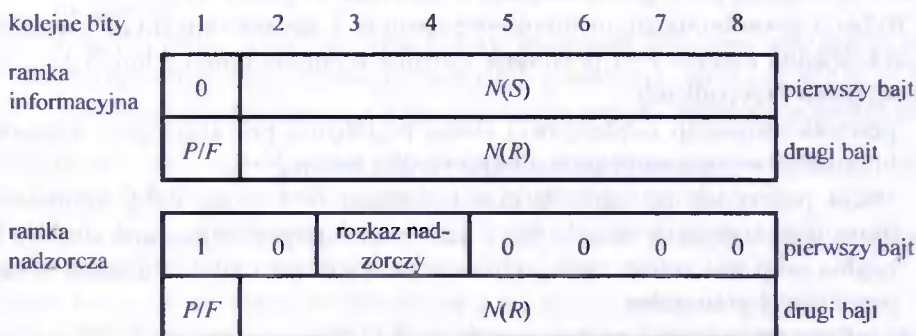
W protokole HDLC stosuje się przesuwne okno z 3 lub 7-bitowym numerem sekwencyjnym. W każdym z trybów pracy ramka informacyjna jest numerowana modulo M tzn. od 0 do $M-1$. Normalnie kolejne ramki numeruje się modulo 8, tzn. $M=8$. Każdy z trybów pracy można stosować również w wariacie rozszerzonym, w którym ramki numeruje się modulo 128, tzn. $M=128$.

| kolejne bity | 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 |
|---------------------|---|--------|------------------|---|-------|---------------|---|---|
| ramka informacyjna | 0 | $N(S)$ | | | P/F | $N(R)$ | | |
| ramka nadzorcza | 1 | 0 | rozkaz nadzorczy | | P/F | $N(R)$ | | |
| ramka nienumerowana | 1 | 1 | rozkaz | | P/F | nienumerowany | | |

Rys. 6.3. Struktura pola sterującego ramek dla adresacji podstawowej

Formaty pola sterującego zależą od tego, z jakiego formatu ramki aktualnie się korzysta (ramka informacyjna, nadzorcza lub nienumerowana) oraz od tego jaki został przyjęty sposób numeracji ramek – podstawowy czy rozszerzony. Zawartość pola sterującego dla podstawowej numeracji ramek, tzn. dla $M=8$, w zależności od formatu ramki, przedstawiono na rys. 6.3.

W przypadku adresacji rozszerzonej (tzn. $M=128$) pole sterujące ramki informacyjnej i ramki nadzorczej składa się z dwóch bajtów (rys. 6.4), natomiast format i znaczenie pola sterującego ramki nienumerowanej pozostają takie same jak dla numeracji podstawowej, tzn. dla $M=8$.



Rys. 6.4. Struktura pola sterującego ramek dla adresacji rozszerzonej

Dalsze rozważania i przykłady zawarte w tym rozdziale będą prowadzone przy założeniu podstawowego sposobu numeracji sekwencyjnej ramek, tzn. dla $M=8$.

Ramka informacyjna zawiera dwa numery sekwencyjne:

- * $N(S)$ (send sequence) oznacza numer sekwencyjny ramki wysyłanej,
- * $N(R)$ (receive sequence) oznacza numer sekwencyjny następnej oczekiwanej ramki po stronie odbiorczej.

Numer sekwencyjny $N(R)$ jest potwierdzeniem wtrąconym, co oznacza, że zamiast przysyłać zwrotnie numer ostatniej odebranej ramki, przesyła się numer następnej oczekiwanej ramki (pierwszej nieodebranej ramki). Przykładowo, niech stacja A komunikuje się ze stacją B . Stacja B nadała do stacji A ramki o numerach sekwencyjnych 0, 1 oraz 2. Jeżeli stacja B odbierze ramkę z numerem sekwencyjnym $N(R)=3$, to oznacza, że ramki o numerach 0, 1 i 2 nadane przez stację B do stacji A zostały odebrane poprawnie, oraz że stacja A oczekuje ramki o numerze $N(S)=3$.

Bit P/F (Poll/Final) oznacza przepytanie/odpowiedź. W ramkach z komendami jest on nazywany bitem P , a w ramkach z odpowiedziami bitem F . Bit ten jest używany przez stacje nadrzędną i podrzędną w następujących celach:

- * stacja nadrzędna wykorzystuje bit P do wymuszenia odpowiedzi od stacji podrzędnej,

♣ stacja podrzędna używa bitu F dla oznaczenia ostatniej ramki, wysłanej w wyniku wcześniej otrzymanej komendy nadawania w trybie nierównoprawnym.

Bit P/F jest zwykle używany i interpretowany na kilka następujących sposobów:

- ♣ w trybie nierównoprawnym (NRM), stacja podrzędna nie może nadawać do czasu otrzymania komendy z bitem $P=1$. Stacja nadrzędna może zażądać od stacji podrzędnej ramki informacyjnej wysyłając ramkę z bitem $P=1$.
- ♣ w trybie asynchronicznym nierównoprawnym (ARM) i w trybie asynchronicznym równoprawnym (ABM) ramki informacyjne mogą być nadawane bez konieczności otrzymania komendy z bitem $P=1$. Bit P ustawiony na 1 jest wykorzystywany w celu wymuszenia jak najwcześniejszej odpowiedzi w której bit $F=1$.
- ♣ w trybach asynchronicznym nierównoprawnym i asynchronicznym równoprawnym komenda z bitem $P=1$ powoduje zwrotne wysłanie ramki z bitem $F=1$ w następujących przypadkach:
 - ♦ podczas transmisji duplexowej stacja podrzędna po otrzymaniu komendy z bitem $P=1$ wysyła natychmiast odpowiedź z bitem $F=1$,
 - ♦ stacja podrzędna po nadaniu ramki z bitem $F=1$ może dalej kontynuować transmisję kolejnych ramek. Bit F jest więc interpretowany przez stację nadrzędną jako wskazanie ramki odpowiedzi, a nie jako koniec transmisji ramek przez stację podrzędną.

Pole informacyjne zawiera dane użytkownika. Pole to występuje tylko w ramce informacyjnej. Pola tego nie posiadają ramki nadzorcze i nienumerowane.

Pole FCS (Frame Check-Sequence) służy do sprawdzania poprawności odebranej ramki. Jest używane do detekcji błędów występujących w ramce odebranej z łącza transmisyjnego. Stacja nadawcza dokonuje pewnych obliczeń wykorzystując bity pola adresowego, pola sterującego oraz pola informacyjnego ramki. Wynik tych obliczeń umieszczany jest w polu FCS. Po otrzymaniu ramki stacja odbiorcza dokonuje identycznych obliczeń, a otrzymany wynik porównuje z zawartością pola FCS. Jeśli uzyskano ten sam rezultat, to znaczy, że ramka została odebrana poprawnie. W przeciwnym razie, gdy w ramce wystąpił błąd, wymagana jest retransmisja tej ramki. Do takich obliczeń stosuje się metodę zwaną kodem wielomianowym, nadmiarowym kodem cyklicznym (cyclic redundancy code) lub kodem CRC z wielomianem generacyjnym określonym przez zalecenie CCITT V.41: $x^{16} + x^{12} + x^5 + 1$. Kody wielomianowe traktują sekwencje bitów jak wielomiany ze współczynnikami 0 lub 1. Po stronie nadawczej wielomian odpowiadający bitom pól adresowego, sterującego i informacyjnego oraz dodatkowym szesnastu zerom jest dzielony przez wielomian generacyjny. Stosujemy dzielenie modulo 2 (bez uwzględnienia przeniesień). Uzyskana reszta jest umieszczana w polu FCS. Po stronie odbiorczej dzielimy wielomian odpowiadający bitom wnętrza ramki (poza sekwencjami flagowymi) przez wielomian generacyjny. Jeżeli w wyniku tego dzielenia pojawia się reszta, to oznacza, że wystąpił błąd.

6.3. Synchronizacja i przezroczystość danych

Ośmiobitowa flaga umożliwia po stronie odbiorczej rozpoznać początek oraz koniec każdej ramki. Flaga służy do synchronizacji blokowej. Poza unikalną sekwencją flagi są używane dwie inne sekwencje. Sygnał przerwania aktualnej transmisji (abort) składa się z co najmniej siedmiu jedynek, jednak mniej niż piętnastu jedynek. Natomiast warunek bezczynności łącza określony jest sekwencją co najmniej piętnastu jedynek. Odebranie sygnału abort natychmiast zakańcza ramkę. Stacja nadawcza wysła sygnał abort ilekroć napotyka problemy w transmisji wymagające podjęcia działań naprawczych. Wysłanie sekwencji flagowej po nadaniu sygnału abort oznacza, że transmisja będzie kontynuowana.

Metoda zachowania przezroczystości danych stosowana w protokole HDLC jest nazwana wstawką bitową (bit stuffing). Każda ramka rozpoczyna i kończy się sekwencją flagową. Jednak może się tak zdarzyć, że w ciągu bitów stanowiących zawartość wnętrza ramki również wystąpi jedna lub więcej sekwencji flagowych. Stacja odbiorcza potraktowałaby to jako koniec ramki. Aby zabezpieczyć się przed wystąpieniem sekwencji flagowej wewnątrz ramki stacja nadawcza bada zawartość ramki między dwoma flagami i wstawia dodatkowy bit 0 po każdej sekwencji zero i pięć jedynek. Jeśli stacja odbiorcza znajdzie wewnątrz ramki bit 0 i pięć jedynek, po których z kolei następuje bit 0, to opuszcza (usuwa) ten ostatni bit 0. Wstawka bitowa jest całkowicie przezroczysta dla oprogramowania obu stacji. Np. jeżeli wewnątrz ramki wystąpi sekwencja ...101111100..., to powinna być ona przesłana jako ...10111110100... z tym, że w pamięci stacji odbiorczej (po operacji usunięcia wstawionych zer) zapamiętane zostanie ...101111100...

Operacje synchronizacji i usuwania zer wstawionych w wyniku operacji wstawki bitowej dokonywane są w stacji odbiorczej według następującego algorytmu:

- Krok 1. Stacja odbiorcza sprawdza strumień nadchodzących bitów. Jeżeli zostanie odebrana sekwencja: 0 i pięć jedynek, to sprawdzany jest następny (siódmy) bit. Jeżeli siódmy bit jest zerem to przejść do kroku 2. W przeciwnym razie, tzn. gdy siódmy bit jest jedyneką przejść do kroku 3.
- Krok 2. Usunąć siódmy bit (tzn. zero). Potraktować otrzymaną sekwencję zero i pięć jedynek jako dane. Przejść do kroku 1.
- Krok 3. Jeżeli ósmy bit jest zerem, to przejść do kroku 4. W przeciwnym razie, tzn. gdy ósmy bit jest jedyneką, przejść do kroku 5.
- Krok 4. Stacja odbiorcza stwierdza otrzymanie flagi.
- Krok 5. Obliczyć liczbę jedynek począwszy od ostatnio występującego zera do następnego otrzymanego bitu zerowego. Jeżeli liczba jedynek jest mniejsza od piętnastu, to oznacza, że występuje przerwanie w transmisji (abort). W przeciwnym razie, tzn. gdy liczba jedynek wynosi co najmniej 15, oznacza to, że kanał przeszedł w stan bezczynności.

6.4. Komendy i odpowiedzi

Komendy i odpowiedzi dla wszystkich typów ramek protokołu HDLC zostały przedstawione w tab. 6.1.

Tabela 6.1. Komendy i odpowiedzi protokołu HDLC

| Format ramki | Bity pola sterującego | | | | | | | | Komendy | Odpowiedzi |
|---------------|-----------------------|------|---|---|---|------|---|---|---------|------------|
| | 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 | | |
| informacyjna | 0 | N(S) | | | × | N(R) | | | I-ramka | I-ramka |
| nadzorcza | 1 | 0 | 0 | 0 | × | N(R) | | | RR | RR |
| | 1 | 0 | 0 | 1 | × | N(R) | | | REJ | REJ |
| | 1 | 0 | 1 | 0 | × | N(R) | | | RNR | RNR |
| | 1 | 0 | 1 | 1 | × | N(R) | | | SREJ | SREJ |
| nienumerowana | 1 | 1 | 0 | 0 | × | 0 | 0 | 0 | UI | UI |
| | 1 | 1 | 0 | 0 | × | 0 | 0 | 1 | SNRM | |
| | 1 | 1 | 0 | 0 | × | 0 | 1 | 0 | DISC | RD |
| | 1 | 1 | 0 | 0 | × | 1 | 0 | 0 | UP | |
| | 1 | 1 | 0 | 0 | × | 1 | 1 | 0 | | UA |
| | 1 | 1 | 0 | 0 | × | 1 | 1 | 1 | TEST | TEST |
| | 1 | 1 | 1 | 0 | × | 0 | 0 | 0 | SIM | RIM |
| | 1 | 1 | 1 | 0 | × | 0 | 0 | 1 | | FRMR |
| | 1 | 1 | 1 | 1 | × | 0 | 0 | 0 | SARM | DM |
| | 1 | 1 | 1 | 1 | × | 0 | 0 | 1 | RSET | |
| | 1 | 1 | 1 | 1 | × | 0 | 1 | 0 | SARME | |
| | 1 | 1 | 1 | 1 | × | 0 | 1 | 1 | SNRME | |
| | 1 | 1 | 1 | 1 | × | 1 | 0 | 0 | SABM | |
| | 1 | 1 | 1 | 1 | × | 1 | 0 | 1 | XID | XID |
| | 1 | 1 | 1 | 1 | × | 1 | 1 | 0 | SABME | |

symbol × oznacza wartość 0 lub 1

Komendy i odpowiedzi związane z ramkami nadzorczymi mają następujące znaczenie.

RR (Receive Ready) – gotowość do odbioru. Ramka ta jest wykorzystywana przez stację nadrzędną jak i przez stację podrzędną w celu wskazania, że stacja jest gotowa odebrać ramkę informacyjną. Równocześnie możemy potwierdzić odbiór poprzednich ramek wykorzystując sekwencję *N(R)*. Ramka ta jest wykorzystywana np. gdy stacja uprzednio wysłała ramkę *RNR* wskazującą na zajętość, a obecnie jest gotowa do odbioru ramek lub gdy nie ma ruchu zwrotnego, który można wykorzystać do przesłania potwierdzenia poprawności odebranych wcześniej ramek. Stacja nadrzędna może również używać ramki *RR* do przepytывania stacji podrzędnej.

RNR (Receive Not Ready) – brak gotowości do odbioru. Ramka ta jest wykorzystywana przez stację do zasygnalizowania stanu jej zajętości. Pokazuje ona stacji

nadawczej, że stacja odbiorcza nie może przyjąć żadnych dodatkowych danych. Po zmianie stanu stacja odbiorcza wysyła ramkę *RR* lub inną ramką sterującą. Za pomocą ramki *RNR* można również potwierdzać odbiór wcześniej nadanych ramek wykorzystując sekwencję $N(R)$.

REJ (Reject) – potwierdzenie negatywne. Ramka ta jest żądaniem retransmisji ramek począwszy od ramki o numerze sekwencyjnym $N(R)$. Równocześnie oznacza to, że ramki o numerach sekwencyjnych mniejszych od $N(R)$ zostały odebrane poprawnie.

SREJ (Selective Reject) – potwierdzenie negatywne wskazanej ramki. Ramka ta żąda retransmisji ramki o numerze sekwencyjnym określonym przez $N(R)$. Oznacza to równocześnie, że ramki o numerach sekwencyjnych mniejszych od $N(R)$ zostały odebrane poprawnie.

Komendy i odpowiedzi związane z ramkami nienumerowanymi pełnią następujące funkcje.

UI (Unnumbered Information) – nienumerowana ramka informacyjna. Komenda ta umożliwia nadanie dodatkowych danych w ramce nienumerowanej.

RIM (Request Initiation Mode) – żądanie ustalenia początkowego trybu pracy. Jest to żądanie od stacji podrzędnej do stacji nadrzędnej aby ta wysłała komendę *SIM*.

SIM (Set Initialization Mode) – ustawienie trybu początkowego. Ta komenda inicjuje sesję pracy stacja nadrzędna–stacja podrzędna. W odpowiedzi na komendę *SIM* następuje wysłanie komendy *UA*.

SNRM (Set Normal Response Mode) – ustanowienie nierównoprawnego trybu pracy. Komenda ta ustawia stację podrzędną w tryb nierównoprawny. Oznacza to, że stacja nadrzędna przejmuje kontrolę nad przepływem ramek w łączu.

DM (Disconnect Mode) – tryb rozłączenia. Stacja podrzędna wysyła tę ramkę w celu wskazania, że znajduje się w stanie logicznego rozłączenia.

DISC (Disconnect) – rozłączenie. Stacja nadrzędna wysyła tę komendę do stacji podrzędnej aby ustawić ją w stan logicznego rozłączenia.

UA (Unnumbered Acknowledgment) – potwierdzenie nienumerowane. Ramki sterujące (nadzorcze, nienumerowane) mogą ginąć lub ulegać uszkodzeniu podobnie jak ramki informacyjne, a zatem istnieje konieczność ich potwierdzenia. Do tego celu służy ramka *UA*. Ponieważ nie można wysłać następnej ramki sterującej bez potwierdzenia poprzedniej, a zatem nie ma wątpliwości po wysłaniu ramki *UA*, która ramka sterująca jest potwierdzana.

FRMR (Frame Reject) – odrzucenie ramki. Stacja podrzędna wysyła tę ramkę ilekroć odbierze ramkę z prawidłową sumą kontrolną ale o niewłaściwej semamantyce. Przykładami niedopuszczalnych semantyk są: ramka krótsza niż 32 bity, nielegalna ramka sterująca lub odbiór ramki informacyjnej z polem informacyjnym przekraczającym ustaloną maksymalną długość. Ramka *FRMR* zawiera 24 bitowe pole informacyjne, w którym podawany jest powód odrzucenia ramki.

RD (Request Disconnect) – żądanie rozłączenia. Stacja podrzędna żąda przejścia w stan logicznego rozłączenia.

XID (Exchange Station Identifier) – wymiana identyfikatorów. Ta komenda służy do identyfikacji stacji podrzędnej.

UP (Unnumbered Polls) – nienumerowane przepytanie.

TEST – testowanie. Komenda ta jest używana w celu uzyskania odpowiedzi o wynikach testowania ze stacji podrzędnej.

SARM (Set Asynchronous Response Mode) – ustanowienie trybu asynchronicznego nierównoprawnego. Komenda ta zezwala stacji podrzędnej na transmisję bez wyraźnego zezwolenia od stacji nadrzędnej.

SABM (Set Asynchronous Balanced Mode) – ustanowienie trybu asynchronicznego równoprawnego. Dotyczy połączenia stacji uniwersalnych.

SNRME (Set Normal Response Mode Extended) – ustanowienie trybu nierównoprawnego rozszerzonego. Komenda używana w przypadku stosowania pola sterującego składającego się z dwóch bajtów.

SABME (Set Asynchronous Balanced Mode Extended) – ustanowienie trybu asynchronicznego równoprawnego rozszerzonego. Komenda używana w przypadku stosowania pola sterującego składającego się z dwóch bajtów.

UP (Unnumbered Poll) – nienumerowane zapytanie. Przepytanie stacji podrzędnej przez stację nadrzędną. Ma taką samą funkcję jak umieszczenie bitu $P=1$ w dowolnej innej komendzie.

RSET (Reset) – przywrócenie stanu początkowego. Stacja nadawcza zeruje swoją sekwencję $N(S)$, a stacja odbiorcza zeruje swoją sekwencję $N(R)$. Poprzednio nie potwierdzone ramki nadal pozostają ramkami niepotwierdzonymi.

Protokół HDLC wykorzystuje również mechanizm ustalania czasu oczekiwania na odpowiedź (timeout). Czas jest liczony po każdorazowym wysłaniu ramki. Jeżeli w ustalonym czasie stacja nadrzędna nie otrzyma odpowiedzi od stacji podrzędnej, to następuje ponowna transmisja ramki z bitem $P=1$. Również określona jest maksymalna liczba takich retransmisji.

6.5. Przykłady transmisji z użyciem protokołu HDLC

W punkcie tym przedstawionych zostanie kilka przykładów zastosowania protokołu HDLC do wymiany informacji między dwiema stacjami. Przykłady te przedstawiono w tab. 6.2, a następnie omówiono szczegółowiej.

Przyjęto następującą konwencję:

- * $n+1, n+2, \dots$ oznaczają kolejne przedziały czasu, w których stacje A oraz B nadają ramki,
- * I oznacza ramkę informacyjną,

- ♣ A i B oznaczają adresy odpowiednio stacji A oraz stacji B ,
- ♣ $S=x$ oznacza, że $N(S)=x$,
- ♣ $R=x$ oznacza, że $N(R)=x$,
- ♣ RNR , itd. oznaczają komendy lub odpowiedzi,
- ♣ P lub F oznacza, że w polu sterującym ramki bit P/F ma wartość 1.

Tabela 6.2. Przykłady działania protokołu HDLC

| przedziały czasu | Przykład 1 | | Przykład 2 | | Przykład 3 | |
|------------------|-------------------------|-------------------------|-------------------------|----------------------|-----------------------------|----------------------|
| | Stacja A | Stacja B | Stacja A | Stacja B | Stacja A | Stacja B |
| n | B, P $SABM$ | | B, P $SABM$ | | B, I $S=6, R=4$ | |
| $n+1$ | | B, UA, F | | B, UA, F | $B, I, S=7$ $R=4$, błąd | |
| $n+2$ | B, I $S=0, R=0$ | | B, I $S=0, R=0$ | A, I $S=0, R=0$ | B, I $S=0, R=4$ | B, REJ $F, R=7$ |
| $n+3$ | B, I $S=1, R=0$ | | B, I, P $S=1, R=1$ | A, I $S=1, R=1$ | B, I $S=7, R=4$ | |
| $n+4$ | B, I, P $S=2, R=0$ | | | B, RR, F $R=2$ | B, I $S=0, R=4$ | |
| $n+5$ | | B, RR, F $R=3$ | | A, I $S=2, R=2$ | B, I, P $S=1, R=4$ | |
| $n+6$ | | $A, I, S=0$ $R=3$ | B, I $S=2, R=3$ | A, I $S=3, R=2$ | | B, RR, F $R=2$ |
| $n+7$ | | A, I, P $S=1, R=3$ | B, RR, P $R=4$ | | B, I $S=2, R=4$ | |
| $n+8$ | A, RR, F $R=2$ | | | B, RR, F $R=3$ | | A, RNR, P $R=3$ |
| $n+9$ | | B, RR $R=3$ | B, I $S=3, R=4$ | A, I $S=4, R=3$ | A, RR, F $R=4$ | |

Przykład 1.

Przykład dotyczy transmisji w trybie asynchronicznym równoprawnym ABM z wykorzystaniem kanału półduplexowego, co oznacza, że w jednym przedziale czasowym może nadawać tylko jedna stacja. Praca stacji A oraz B przebiega w następujący sposób:

- n Stacja A nadaje komendę $SABM$ ustanawiającą asynchroniczny równoprawny tryb pracy z jednoczesnym wymuszeniem odpowiedzi, tzn. $P=1$.
- $n+1$ Stacja B odpowiada potwierdzeniem nienumerowanym UA oraz ustawia $F=1$.
- $n+2$ Stacja A przesyła ramkę informacyjną o numerze sekwencyjnym 0.
- $n+3$ Stacja A przesyła ramkę informacyjną o numerze sekwencyjnym 1.
- $n+4$ Stacja A przesyła ramkę informacyjną o numerze sekwencyjnym 2. Bit $P=1$.

- $n+5$ Stacja B odpowiada ramką RR z bitem $F=1$. $N(R)=3$ wskazuje, że ramki o numerach 0, 1 i 2 zostały odebrane poprawnie i stacja B oczekuje na ramkę o numerze 3.
- $n+6$ Stacja B wysyła ramkę informacyjną o numerze 0.
- $n+7$ Stacja B wysyła ramkę informacyjną o numerze 1 oraz wymusza odpowiedź (bit $P=1$).
- $n+8$ Stacja A potwierdza ramką RR poprawny odbiór ramek o numerach 0 i 1.
- $n+9$ Stacja B odpowiada ramką RR , pomimo że nie jest to typowe potwierdzenie pozytywnie odebranych ramek. Ramka RR (jak również ramka RNR) służy, w trakcie przerw w transmisji, do wzajemnego informowania się stacji o stanie aktywności.

Przykład 2.

Przykład dotyczy transmisji w trybie asynchronicznym równoprawnym z wykorzystaniem kanału dwuplexowego, czyli obie stacje mogą wzajemnie do siebie nadawać w tym samym przedziale czasowym. Praca stacji A oraz B przebiega w następujący sposób:

- n Stacja A nadaje komendę $SABM$ ustanawiającą asynchroniczny równoprawny tryb pracy z jednoczesnym wymuszeniem odpowiedzi $P=1$.
- $n+1$ Stacja B potwierdza przyjęcie komendy.
- $n+2$ Stacje A i B nawzajem przesyłają ramki o numerach sekwencyjnych $N(S)=0$.
- $n+3$ Stacje A i B potwierdzają otrzymanie ramek o numerach 0 za pomocą ramek informacyjnych o numerach sekwencyjnych 1. Ponadto stacja A wysyła prośbę o odpowiedź (bit $P=1$).
- $n+4$ Stacja B potwierdza ramką RR (bit $F=1$) i może w tym trybie kontynuować transmisję.
- $n+5$ Stacja B wysyła kolejną ramkę informacyjną.
- $n+6$ Stacja A wysyła ramkę informacyjną potwierdzając jednocześnie otrzymanie ze stacji B ramek o numerach 1 i 2. Stacja B przesyła ramkę informacyjną o numerze 3.
- $n+7$ Stacja A potwierdza otrzymanie ramki o numerze 3. Równocześnie wymusza odpowiedź ustawiając $P=1$.
- $n+8$ Stacja B odpowiada ramką RR z bitem $F=1$, potwierdzając równocześnie otrzymanie ramki o numerze 3.
- $n+9$ Stacje A i B wzajemnie przesyłają kolejne ramki informacyjne.

Przykład 3.

Przykład dotyczy części transmisji między dwiema stacjami, w której wystąpił błąd. Rozważamy transmisję w trybie asynchronicznym równoprawnym z wykorzystaniem kanału dwuplexowego:

- n Stacja A nadaje do stacji B ramkę o numerze 6.

- n+1* Stacja *A* nadaje do stacji *B* ramkę o numerze 7.
- n+2* Stacja *A* przesyła ramkę informacyjną o numerze sekwencyjnym 0. Stacja *B* wykrywa błąd w ramce o numerze 7. Wysyła do stacji *A* ramkę *REJ* wskazującą, że w nadesłanej ramce o numerze 7 wystąpiło przekłamanie. Równocześnie ustawia bit $F=1$ i w polu adresowym umieszcza swój adres. Powoduje to, że stacja *A* traktuje tą ramkę jako odpowiedź i natychmiast retransmituje ramkę informacyjną o numerze 7. (Gdyby w polu adresowym tej ramki był adres stacji *A* i bit $P/F=0$, stacja *A* najpierw musiałaby odpowiedzieć ramkami *RR*, *RNR* lub *REJ*).
- n+3* Stacja *A* retransmituje ramkę o numerze 7.
- n+4* Stacja *A* retransmituje ramkę o numerze 0.
- n+5* Stacja *A* nadaje ramkę o numerze 1 i wymusza odpowiedź.
- n+6* Stacja *B* odpowiada ramką *RR*.
- n+7* Stacja *A* nadaje ramkę informacyjną o numerze 2.
- n+8* Stacja *B* zawiesza transmisję komendą *RNR*, potwierdzając równocześnie poprawne otrzymanie ze stacji *A* ramki o numerze 2. Wymusza odpowiedź $P=1$.
- n+9* Stacja *A* odpowiada ramką *RR*.

7. Protokół X.25

Protokół X.25 jest zaleceniem organizacji CCITT określającym połączenia komputerów i terminali w rozległych sieciach komputerowych z komutacją pakietów. X.25 definiuje styk między końcowym urządzeniem danych nazwanym przez CCITT jako DTE (Data Terminal Equipment), a urządzeniem zakończenia łącza danych czyli DCE (Data Circuit-Terminating Equipment). Zwykle DTE to system komputerowy użytkownika, a DCE to węzeł sieci rozległej. Po raz pierwszy protokół X.25 został opublikowany przez CCITT w roku 1974, a następnie uaktualniany w latach 1976, 1978, 1980, 1984, 1988 i 1993. Protokół ten jest dobrze znany i powszechnie stosowany na świecie. Również w Polsce największe publiczne sieci z komutacją pakietów, takie jak POLPAK, TELBANK i KOLPAK wykorzystują protokół X.25. Sieci rozległe X.25 można łączyć ze sobą z użyciem protokołu X.75. Pozwala to na łatwe komunikowanie się użytkowników przyłączonych do różnych sieci X.25.

Koncepcja protokołu X.25 polega na przesyłaniu pakietów za pomocą połączeń wirtualnych. Takie połączenie wirtualne jest logicznym kanałem komunikacyjnym łączącym w sieci pakietowej dwóch użytkowników. Kanały logiczne pochodzące od wielu użytkowników są multipleksowane ze sobą i poprzez styk X.25 doprowadzane do sieci rozległej z komutacją pakietów, która z kolei doprowadza je do różnych adresatów. Technika ta pozwala zrealizować na jednym łączu wiele połączeń wirtualnych umożliwiających równoczesną pracę wielu parom użytkowników.

Protokół X.25 tradycyjnie przeznaczony jest do współpracy z łączami przesyłającymi dane z szybkością transmisji do 64 kbit/s. W roku 1993 organizacja CCITT udoskonaliła protokół, zwiększając szybkość transmisji do 2.048 Mbit/s. Spowodowało to uatrakcyjnienie tego protokołu, szczególnie w zastosowaniach takich jak praca terminal-host w trybie interaktywnym, przesyłanie danych między użytkownikami korzystającymi z różnych protokołów, czy też zabezpieczenie przed niepożądanym dostępem komunikujących się użytkowników.

Protokół X.25 powstał wcześniej niż model ISO/OSI dlatego też związana z nim terminologia jest w niektórych przypadkach różna od przyjętej przez ISO. X.25 definiuje trzy poziomy komunikacji:

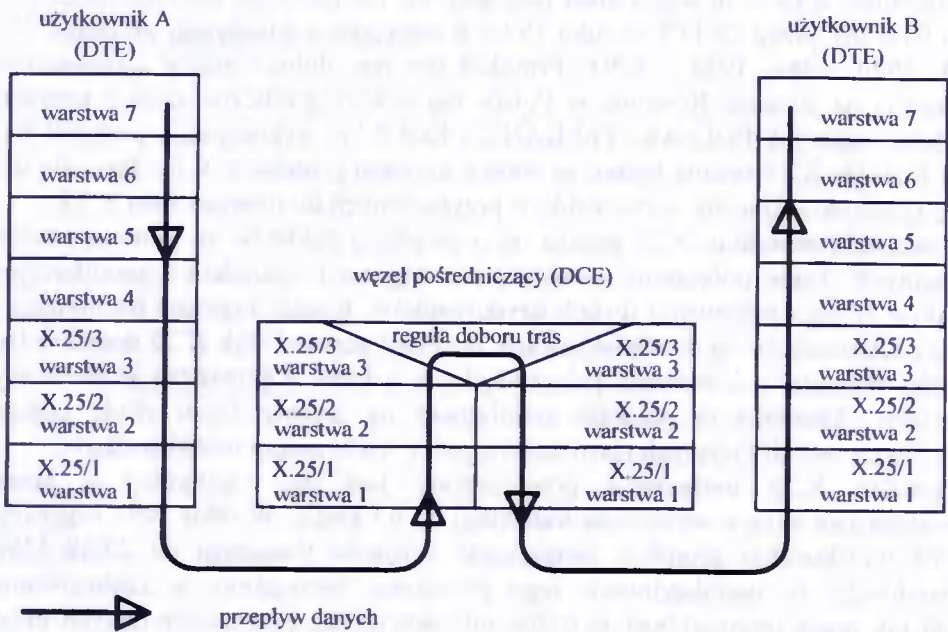
- ✦ poziom fizyczny (X.25/1) – charakterystyki mechaniczne, elektryczne, funkcjonalne i proceduralne dla aktywowania, utrzymania i deaktywowania łącza

fizycznego między DTE i DCE. Poziom ten odpowiada warstwie fizycznej modelu ISO/OSI.

- ❖ poziom łącza (X.25/2) – procedura dostępu do łącza transmisyjnego między DTE i DCE określająca sposób wymiany danych po tym łączu. Poziom ten odpowiada warstwie łącza danych modelu ISO/OSI.
- ❖ poziom pakietowy (X.25/3) – formaty pakietów i procedury sterowania wymianą pakietów między DTE i DCE zawierające informacje sterujące i dane użytkownika. Poziom ten odpowiada warstwie sieciowej modelu ISO/OSI, lecz nie realizuje wszystkich zadań tej warstwy.

Opis protokołu X.25 nie obejmuje reguły doboru tras. Umożliwia to stosowanie różnych reguł doboru tras (np. reguły sztywnego doboru tras lub adaptacyjnej reguły doboru tras) w zależności od wielkości sieci, od rodzaju zadań realizowanych w sieci oraz od typu sprzętu użytego do budowy sieci.

Umiejscowienie protokołu X.25 i reguły doboru tras w modelu ISO/OSI oraz transfer danych między dwoma użytkownikami przedstawiono na rys. 7.1.



Rys. 7.1. Model protokołu X.25

Protokół X.25 odwołuje się również do innych zaleceń CCITT, które stanowią integralną część X.25. Są to następujące zalecenia:

- X.1 klasy użytkowników,
- X.2 udogodnienia,
- X.10 kategorie dostępu
- X.92 połączenia w synchronicznej sieci transmisji danych,
- X.96 sygnały rozwijania połączenia,
- X.121 międzynarodowy schemat adresacji,
- X.213 usługi sieciowe.

7.1. Poziom fizyczny

Administratorzy sieci mogą oferować użytkownikowi jeden lub więcej styków określonych takimi zaleceniami, jak: X.21, X.21bis lub zalecaniami serii V.

Styk X.21. W protokole X.25 zakłada się, że elementy fizycznego styku DTE–DCE powinny być zgodne z zaleceniem X.21. Wymiana pakietów odbywa się po obwodach T i R styku X.21. Styk ten powinien być w jednym ze stanów związanych z transferem danych, tzn. obwody C i I mają być w stanie ON. Stany braku gotowości styku X.21 są traktowane przez wyższe poziomy (warstwy) jako stany niesprawności. Zasady wykrywania uszkodzeń powinny być zgodne z zaleceniem X.21. Zasady badań eksploatacyjnych na styku X.21 powinny odbywać się z użyciem pętli testujących określonych zaleceniami X.21 i X.150.

Styk X.21 bis. Ponieważ styk X.21 nie znalazł szerokiego zastosowania, więc protokół X.25 dopuszcza użycie innych styków, jak X.21 bis/RS-232D. Oba te styki wykorzystują obwody określone zaleceniem V.24. W celu użycia wyżej wymienionych styków, protokół X.25 wymaga, aby obwody 105 (CA), 106 (CB), 107 (CC), 108/2 (CD) i 109 (CF) były w stanie ON. Dane są przesyłane po obwodach 103 i 104. Jeżeli te obwody są w stanie OFF, to X.25 zakłada, że styk jest w stanie braku operacyjności. Wyższe poziomy mogą traktować taką sytuację jako stan niesprawności. Zasady wykrywania uszkodzeń, opis pętli testujących i procedur ich stosowania powinny być zgodne z protokołem X.21 bis. Ponadto, obwody 106 i 109 mogą przechodzić do stanu OFF podczas chwilowych usterek transmisyjnych. W tym wypadku wyższe poziomy mogą opóźnić o kilka sekund stwierdzenie, że styk uległ uszkodzeniu.

Styki określone zaleceniami serii V. Protokół X.25 może wykorzystywać inne styki niż X.21 i X.21 bis, np. styki określone zaleceniami ETA-449 lub V.35. Ogólnie postępowanie z modemami wykorzystującymi styki określone zaleceniami serii V jest takie jak w przypadku zalecenia X.21 bis. Jednakże, w specyficznych sytuacjach związanych z zasadami wykrywania uszkodzeń i uruchamianiem pętli testujących należy postępować według konkretnego zalecenia serii V.

7.2. Poziom łącza – protokół LAP-B

Protokół LAP-B jest protokołem warstwy łącza danych, zalecanym przez CCITT do współpracy z systemami komutacji pakietów X.25. Protokół ten jest podzbiorem protokołu HDLC. Ponieważ protokół HDLC został omówiony w poprzednim rozdziale, obecnie skupimy się tylko na pokazaniu różnic (uproszczeń) między HDLC i LAP-B.

Protokół LAP-B przeznaczony jest do komunikacji dwupunktowej w trybie asynchronicznym równoprawnym. Możliwe są dwa sposoby sekwencyjnej numeracji ramek: podstawowy (modulo 8) i rozszerzony (modulo 128). Protokół LAP-B wykorzystuje jedynie część komend i odpowiedzi protokołu HDLC. Zostały one przedstawione w tab. 7.1. Z przedstawionej tabeli wynika, że ramka informacyjna LAP-B nie może być wysłana jako odpowiedź. Zbiór rozkazów sterujących nie zawiera rozkazu *SREJ*, a zestaw rozkazów nienumerowanych został istotnie ograniczony.

Tabela 7.1. Komendy i odpowiedzi protokołu LAP-B

| Format ramki | Komendy | Odpowiedzi |
|---------------|------------------|-------------|
| informacyjna | <i>I</i> - ramka | |
| nadzorcza | <i>RR</i> | <i>RR</i> |
| | <i>RNR</i> | <i>RNR</i> |
| | <i>REJ</i> | <i>REJ</i> |
| nienumerowana | <i>SABME</i> | |
| | <i>DISC</i> | |
| | <i>SABM</i> | |
| | | <i>FRMR</i> |
| | | <i>DM</i> |
| | | <i>UA</i> |

Ramka informacyjna jest komendą, a zatem zgodnie z zasadami adresacji w trybie asynchronicznym równoprawnym (rys. 6.2b) w polu adresowym ramki musi być umieszczony wyłącznie adres docelowy. Protokół X.25 wymaga, aby LAP-B wykorzystywał specyficzne adresy: DTE (stacja *A*) ma adres 11000000, a DCE (stacja *B*) adres 10000000.

Pakiety generowane w warstwie sieciowej są przesyłane, między sąsiednimi węzłami połączonymi kanałem, wewnątrz ramek informacyjnych protokołu LAP-B. Podstawowym zadaniem LAP-B jest możliwie bezbłędne przesyłanie ramek z pakietami w kanałach o dużym prawdopodobieństwie wystąpienia przekłamań (np. w kanałach telefonicznych). Należy tu zwrócić uwagę na różnice między

pakiem a ramką. Pakiet jest tworzony na poziomie warstwy sieciowej, a ramka na poziomie warstwy łącza danych.

Na zakończenie należy zwrócić uwagę, że różni producenci sprzętu i oprogramowania dla sieci X.25 dopuszczają w swoich produktach stosowanie na poziomie łącza również protokołu HDLC, pomimo że CCITT zaleca użycie protokołu LAP-B.

7.3. Poziom pakietowy

Część protokołu X.25 obejmująca procedury działania w zakresie warstwy sieciowej modelu ISO/OSI nosi oznaczenie X.25/3 lub X.25 PLP (Packet Level Protocol).

7.3.1. Połączenia wirtualne

Pakiety w sieciach X.25 przesyłane są za pomocą połączeń wirtualnych. Połączenie wirtualne jest kanałem logicznym łącznym w sieci dwóch użytkowników. W połączeniu wirtualnym pakiety są przesyłane kolejno i dochodzą do miejsca przeznaczenia w takiej kolejności, w jakiej zostały wysłane. Wewnątrz każdego połączenia wirtualnego pakiety są kolejno numerowane. Zasada numeracji jest tu analogiczna do zasady sekwencyjnej numeracji ramek HDLC. Pakiety możemy numerować sekwencyjnie w trybie podstawowym (tzn. modulo 8) lub w trybie rozszerzonym, czyli modulo 128. Numeracja sekwencyjna pakietów jest prowadzona oddzielnie dla każdego z kierunków transmisji w połączeniu wirtualnym. Użytkownik dołączony do sieci X.25 z użyciem jednego łącza transmisyjnego może zrealizować na tym łączu wiele połączeń wirtualnych do innych użytkowników. Liczba połączeń wirtualnych na jednym łączu transmisyjnym nie może przekroczyć 4096. W celu zorganizowania wielu połączeń wirtualnych w łączu transmisyjnym sieci X.25 stosuje się technikę zwielokrotniania statystycznego. Pozwala ona na przesyłanie pakietów należących do różnych połączeń wirtualnych w jednym łączu transmisyjnym, czyli pozwala na lepsze wykorzystanie dróg łączy w sieci. Protokół X.25 przypisuje każdemu połączeniu wirtualnemu (kanałowi logicznemu) numer LCN (logical channel number).

Protokół X.25 przewiduje dwa podstawowe typy połączeń wirtualnych:

- ✦ PVC (Permanent Virtual Circuit) – stałe połączenie wirtualne. Jest to połączenie ustanowione wcześniej między użytkownikami końcowymi. Połączenia PVC są analogiczne do łączy dzierżawionych ze względu na to, że łączą zawsze dwa ustalone DTE i nie muszą być nawiązywane,

♣ SVC (Switched Virtual Circuit) – tymczasowe połączenie wirtualne. Połączenie to jest ustanawiane tylko na czas trwania sesji i likwidowane po jej zakończeniu. Ustanowienie i rozłączenie połączenia SVC dokonywane jest z użyciem specjalnych pakietów organizacyjnych.

W połączeniu SVC różni się trzy rodzaje połączeń:

- ♣ połączenia przychodzące; DTE może tylko otrzymywać połączenia nadchodzące od innych DTE,
- ♣ połączenia wychodzące; DTE może tylko generować połączenia do innych DTE,
- ♣ połączenia mieszane; DTE może zarówno przyjmować, jak i generować połączenia od/do innych DTE.

7.3.2. Typy pakietów

W protokole X.25 wyróżnia się sześć typów pakietów:

- ♣ pakiety służące do ustanowienia i rozłączenia połączenia,
- ♣ pakiety danych i przerwai,
- ♣ pakiety sterowania przepływem i zerowania (ponownego ustawienia),
- ♣ pakiety restartu (wznowienia),
- ♣ pakiet diagnostyczny,
- ♣ pakiety służące do rejestracji.

Wszystkie typy pakietów używanych w protokole X.25 zostały zestawione w tab. 7.2. Przedstawiono nazwy pakietów w wersji angielskiej i polskiej (w nawiasach). W dalszej części książki będziemy się posługiwać angielskimi nazwami pakietów z uwagi na powszechność ich stosowania. Wynika ona z tego, że większość dokumentacji sprzętu i oprogramowania związanego z protokołem X.25 dostępnego w kraju jest w języku angielskim.

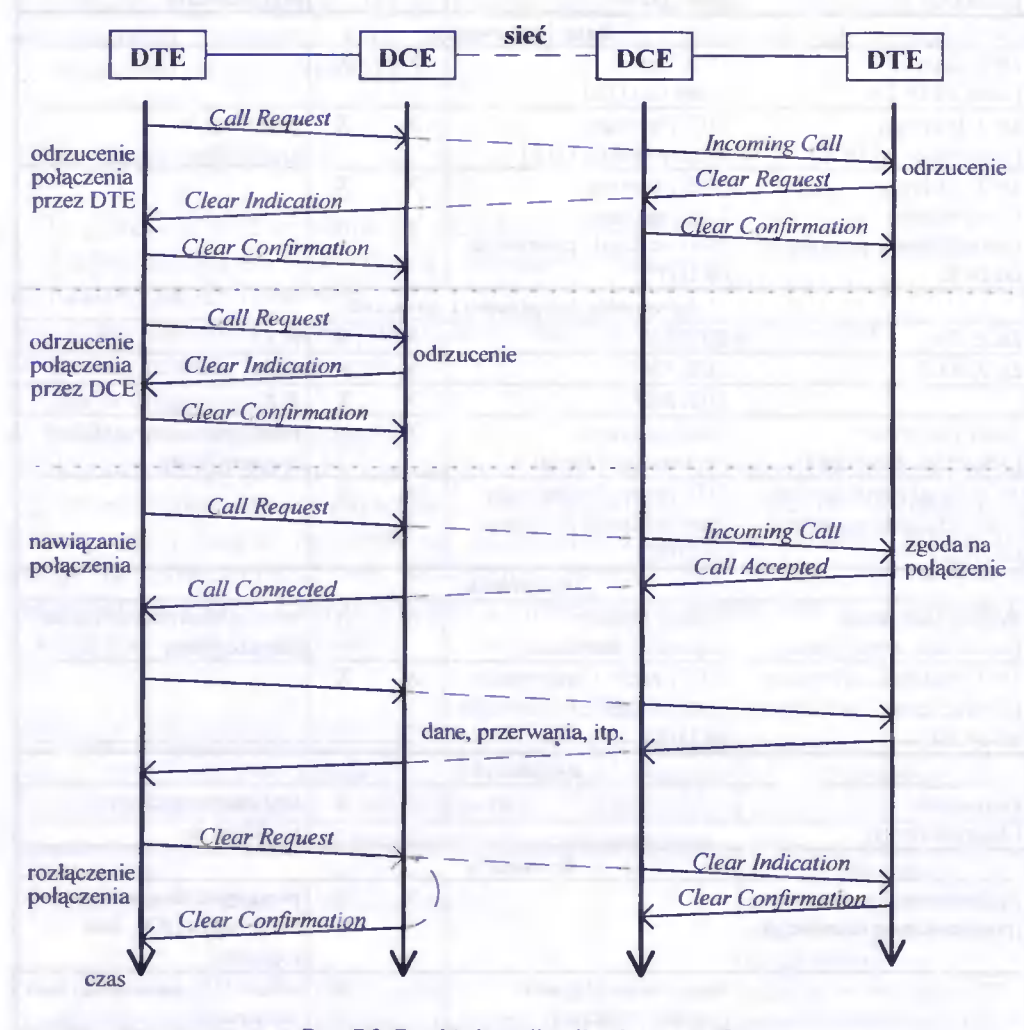
Tabela 7.2. Typy pakietów, ich zastosowania i parametry

| Typ pakietu | | Usługa SVC PVC | Parametry |
|---|---|-------------------|--|
| od DCE do DTE | od DTE do DCE | | |
| <i>Ustanowienie i rozłączenie połączenia</i> | | | |
| <i>Incoming Call</i> (połączenie przychodzące) | <i>Call Request</i> (żądanie połączenia) | X | adres wywoływanego DTE, adres wywołującego DTE, pole danych użytkownika, udogodnienia |
| <i>Call Connected</i> (połączenie dokonane) | <i>Call Accepted</i> (połączenie przyjęte) | X | adres wywoływanego DTE, adres wywołującego DTE, pole danych użytkownika, udogodnienia |

| | | | | |
|--|--|---|---|--|
| <i>Clear Indication</i> (wskazanie rozłączenia) | <i>Clear Request</i> (żądanie rozłączenia) | X | | Przyczyna rozłączenia, kod diagnostyczny, pole danych użytkownika, udogodnienia, adres wywołwanego DTE, adres wywołującego DTE |
| <i>DCE Clear Confirmation</i> (potwierdzenie rozłączenia przez DCE) | <i>DTE Clear Confirmation</i> (potwierdzenie rozłączenia przez DTE) | X | | adres wywołwanego DTE, adres wywołującego DTE, udogodnienia |
| Dane i przerwania | | | | |
| <i>DCE Data</i> (dane od DCE) | <i>DTE Data</i> (dane od DTE) | X | X | |
| <i>DCE Interrupt</i> (przerwanie od DCE) | <i>DTE Interrupt</i> (przerwanie od DTE) | X | X | pole danych |
| <i>DCE Interrupt Confirmation</i> (potwierdzenie przerwania od DCE) | <i>DTE Interrupt Confirmation</i> (potwierdzenie przerwania od DTE) | X | X | |
| Sterowanie przepływem i zerowanie | | | | |
| <i>DCE RR</i> | <i>DTE RR</i> | X | X | <i>P(R)</i> |
| <i>DCE RNR</i> | <i>DTE RNR</i> | X | X | <i>P(R)</i> |
| | <i>DTE REJ</i> | X | X | <i>P(R)</i> |
| <i>Reset Indication</i> (wskazanie zerowania) | <i>Reset Request</i> (żądanie zerowania) | X | X | przyczyna zerowania, kod diagnostyczny |
| <i>DCE Reset Confirmation</i> (potwierdzenie zerowania od DCE) | <i>DTE Reset Confirmation</i> (potwierdzenie zerowania od DTE) | X | X | |
| Wznowienie | | | | |
| <i>Restart Indication</i> (wskazanie wznowienia) | <i>Restart Request</i> (żądanie wznowienia) | X | X | przyczyna wznowienia, kod diagnostyczny |
| <i>DCE Restart Confirmation</i> (potwierdzenie wznowienia od DCE) | <i>DTE Restart Confirmation</i> (potwierdzenie wznowienia od DTE) | X | X | |
| Diagnostyka | | | | |
| <i>Diagnostic</i> (diagnostyczny) | | X | X | kod diagnostyczny, wyjaśnienie |
| Rejestracja | | | | |
| <i>Registration Confirmation</i> (potwierdzenie rejestracji) | | X | X | przyczyna, diagnoza, adres DTE, adres DCE, kod rejestracji |
| | <i>Registration Request</i> (żądanie rejestracji) | X | X | adres DTE, adres DCE, kod rejestracji |

Jeśli DTE chce komunikować się z innym DTE, to musi najpierw ustanowić połączenie typu SVC. Zestawienie takiego połączenia wirtualnego wymaga utworzenia pakietu *Call Request* w źródłowym (wywołującym) DTE, po czym

przesłania tego pakietu z DTE do odpowiadającego mu DCE. Pakiet ten jest następnie przesyłany poprzez sieć do odbiorczego (wywoływanego) DCE, które z kolei przekazuje ten pakiet – nazywany teraz *Incoming Call* – do odbiorczego DTE. Jeśli odbiorcze DTE akceptuje połączenie, to przesyła do swojego DCE pakiet *Call Accepted*. Pakiet ten po przejściu przez sieć jest przesyłany ze źródłowego DCE do źródłowego DTE jako pakiet *Call Connected*. Jeśli odbiorcze DTE nie akceptuje połączenia, to wysyła pakiet *Clear Request*.



Rys. 7.2. Przykłady realizacji połączeń SVC

Analogicznie wykonywana jest procedura rozłączania połączenia wirtualnego. Jeśli jedno z DTE nie chce dłużej pracować, to wysyła pakiet *Clear Request* do

swojego DCE, który to pakiet jest następnie przesyłany przez sieć do drugiego DCE. Z kolei to DCE przesyła go do swojego DTE w formie pakietu *Clear Indication*. Zwrotnie przesyłane jest potwierdzenie w postaci pakietu *Clear Confirmation*. Pakiet *Clear Request* zawiera informacje o przyczynach rozłączenia połączenia wirtualnego.

Schemat działań związanych z odrzucaniem połączenia SVC przez DTE, odrzucaniem połączenia SVC przez DCE oraz schemat działań dotyczący ustanawiania i rozłączenia połączenia SVC przedstawiono na rys. 7.2.

Pakiety *Interrupt* pozwalają na nadawanie poza kolejnością krótkich informacji o długości do 32 bajtów. Ponieważ pakiety te nie mają numerów sekwencyjnych, mogą być dostarczone natychmiast, z pominięciem pakietów *Data* aktualnie znajdujących się w kolejce. Pakiety te są używane przy dużym obciążeniu połączenia wirtualnego po to, aby ominąć kolejkę pakietów danych. Każdy pakiet *Interrupt* wymaga potwierdzenia pakietem *Interrupt Confirmation* przed wysłaniem kolejnego pakietu *Interrupt* w tym samym kanale logicznym.

Pakietami grupy sterowania przepływem są pakiety *RR (Receive Ready)*, *RNR (Receive Not Ready)* oraz *REJ (Reject)*. Funkcje tych pakietów są podobne do tych samych rozkazów protokołu HDLC lub LAP-B. Pakiety *RR* i *RNR* służą do sterowania przepływem w kanale logicznym łączącym dwa DTE na poziomie warstwy sieciowej. Pakiety te posiadają numery sekwencyjne wskazujące następny oczekiwany pakiet z nadawczego DTE. Pakiet *RNR* jest używany w celu zawiadomienia nadawczego DTE o konieczności wstrzymania nadawaniu pakietów w kanale logicznym. Równocześnie pakiet ten służy do potwierdzania pakietów wcześniej odebranych w tym kanale logicznym przez odbiorcę DTE. Pakiet *RR* jest używany do wysyłania potwierdzeń o prawidłowym odbiorze pakietów wcześniej nadesłanych do odbiorczego DTE. Również jest wykorzystywany w celu wznowienia transmisji po wysłaniu pakietu *RNR*. Pakiet *REJ* żąda retransmisji pakietów. W odpowiednim polu tego pakietu znajduje się numer sekwencyjny pakietu, od którego ma się rozpocząć retransmisja pakietów.

Pakiet *Reset* służy do przywracania stanu początkowego pojedynczego kanału logicznego. Wszystkie pakiety danych i przerwań, które są przez sieć przesyłane w tym kanale logicznym, zostają usunięte. Pakiet ten jest stosowany w razie pojawienia się problemów z transmisją. Pakiet *Reset* jest używany tylko podczas transmisji danych. Może być wysłany przez DTE (*Reset Request*) lub przez sieć (*Reset Indication*).

Pakiet *Restart* służy do przywrócenia stanu początkowego połączenia DTE-DCE, tzn. do wyzerowania wszystkich połączeń SVC oraz do przywrócenia stanu początkowego wszystkich połączeń PVC między DTE i DCE (max. 4096 kanałów logicznych). Pakiet ten jest równoważny wysłaniu pakietu *Reset* dla każdego kanału logicznego między DTE a DCE.

Pakiet *Diagnostic* jest wykorzystywany przez sieć X.25 do poinformowania o problemach, a w tym i o błędach występujących w pakietach, które nie są obsługiwane przez inne typy pakietów jak np. *Reset* i *Restart*. Pakiet ten nie wymaga potwierdzenia. Protokół X.25 wyróżnia 66 stanów diagnostycznych identyfikujących

różne problemy sieci lub DTE. Te stany mogą być również wykorzystywane przez inne typy pakietów. Wśród zdefiniowanych stanów diagnostycznych są następujące:

- ♣ niezidentyfikowany pakiet,
- ♣ brak dodatkowej informacji,
- ♣ niedozwolony pakiet,
- ♣ pakiet zbyt długi lub zbyt krótki,
- ♣ nieautoryzowane potwierdzenie przerwania,
- ♣ nieprawidłowy adres,
- ♣ niedostępny kanał logiczny,
- ♣ nieznanym adres międzynarodowy,
- ♣ chwilowe problemy z kierowaniem ruchem pakietów.

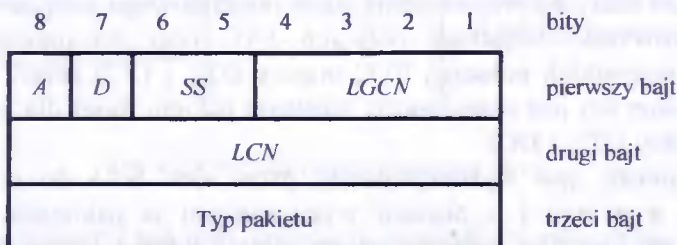
Pakiet *Registration* jest używany do uzgodnienia lub potwierdzenia udogodnień protokołu X.25. Pozwala on na zmiany w trybie on-line wcześniej uzgodnionych udogodnień bez potrzeby interwencji administratora sieci.

7.3.3. Formaty pakietów

Protokół X.25 dopuszcza następujące maksymalne długości pakietów: 16, 32, 64, 128, 256, 512, 1024, 2048 oraz 4096 bajtów (CCITT bajty nazywa oktetami). Jako typową przyjmuje się maksymalną długość pakietu równą 128 bajtom.

Każdy pakiet przesyłany z DTE do sieci musi zawierać co najmniej trzy bajty. Stanowią one nagłówek pakietu. W przypadku sekwencyjnej numeracji pakietów modulo 8 nagłówek pakietu składa się z trzech bajtów, a gdy numeracja pakietów odbywa się w trybie rozszerzonym modulo 128, to nagłówek pakietu ma cztery bajty. Nagłówki pakietów poszczególnych typów mogą różnić się między sobą.

Na rysunku 7.3 przedstawiono nagłówek pakietów sterujących związanych z ustanowieniem, rozłączaniem i obsługą połączenia wirtualnego, z wyłączeniem pakietów *RR*, *RNR* oraz *REJ*. Pakiety *RR*, *RNR* i *REJ* oraz pakiet typu *Data* zostaną omówione w dalszej części rozdziału. Nagłówek przedstawiony na rys. 7.3 jest taki sam dla obu sposobów sekwencyjnej numeracji pakietów, tzn. dla numeracji podstawowej modulo 8 i dla numeracji rozszerzonej modulo 128.



Rys. 7.3. Nagłówek pakietów sterujących

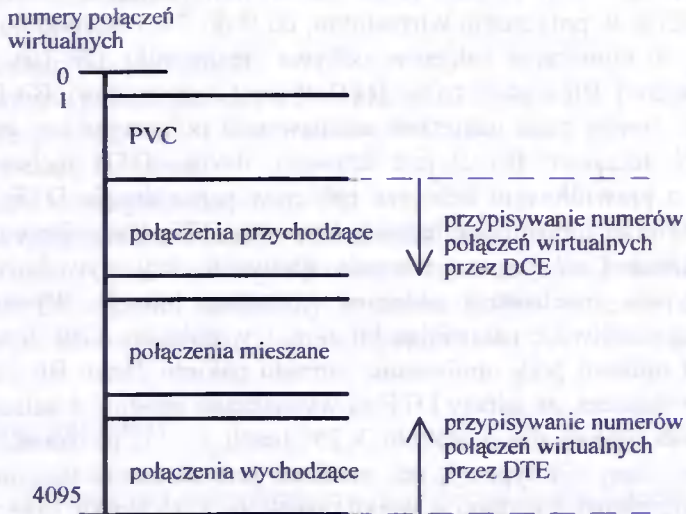
Pierwsze cztery bity pierwszego bajtu zawierają numer grupy kanałów logicznych – pole *LCGN* (*Logical Channel Group Number*). Kolejne cztery bity tego bajtu stanowią ogólny identyfikator. Bity 5 i 6 to pole *SS* określające sposób numeracji pakietów. Jeżeli *SS* = 01, to pakiety są numerowane kolejno, w ramach jednego kierunku transmisji w połączeniu wirtualnym, od 0 do 7 – tzn. modulo 8. Natomiast jeśli *SS* = 10, to numeracja pakietów odbywa się modulo 128 (tryb rozszerzony numeracji pakietów). Bit siódmy to bit *D* (*Delivery Confirmation*). Bit *D* w pakietach sterujących jest zerem, poza pakietami ustanawiania połączenia tzn. pakietami *Call Request* i *Call Accepted*. Bit *D* jest używany ilekroć DTE zechce otrzymywać potwierdzenia o prawidłowym odbiorze pakietów przez drugie DTE, co zapewnia kontrolę poprawności transmisji między końcowymi DTE. Ustawienie tego bitu (tzn. $D = 1$) w pakiecie *Call Request* pozwala sprawdzić, czy wywoływane DTE jest w stanie uaktywnić mechanizm związany z obsługą bitu *D*. Wywoływane DTE potwierdza taką możliwość ustawiając bit $D = 1$ w pakiecie *Call Accepted*. Dalsze funkcje bitu *D* opisano przy omówieniu formatu pakietu *Data*. Bit ósmy to bit *A*. Jeżeli $A = 0$, to oznacza, że adresy DTE są wyznaczone zgodnie z zaleceniem X.121, a więc w sposób typowy dla protokołu X.25. Jeżeli $A = 1$, to oznacza, że przyjęto sposób adresacji inny niż typowy, np. możliwa jest adresacja taka jak w sieciach ISDN. Znaczenie bitowi *A* nadano w wersji protokołu X.25 z roku 1988.

Drugi bajt nagłówka to pole *LCN* (*Logical Channel Number*) zawierające numer kanału logicznego. Pole to wraz z polem *LCGN* pierwszego bajtu nagłówka pakietu stanowi 12 bitowy identyfikator (numer) połączenia wirtualnego. Pozwala to na równoczesną realizację przez DTE 4096 połączeń wirtualnych na łączu transmisyjnym między DTE i DCE. Numer 0 połączenia wirtualnego jest zarezerwowany dla pakietów diagnostycznych i pakietów restartu. Każde DTE oraz każdy węzeł sieci przypisuje połączeniom wirtualnym numery niezależnie od siebie. W związku z tym może się zdarzyć, że DTE i DCE mogą użyć tego samego numeru połączenia wirtualnego w trakcie ustanawiania połączenia. Np. w pakiecie *Call Request* może zostać użyty ten sam numer połączenia wirtualnego co w pakiecie *Call Connected*. Zdecydowane zmniejszenie prawdopodobieństwa wystąpienia takiej sytuacji jest możliwe po zastosowaniu następującej procedury wyboru numerów: DCE wybiera zawsze najmniejsze wolne numery, a DTE wybiera największe wolne numery z zakresu 1 – 4095. Jednak, w razie gdy numery wybrane przez DTE i DCE w pakietach np. *Call Request* i *Call Connected* są identyczne, to pakiet *Call Connected* zostaje skasowany, a pakiet *Call Request* będzie przesłany dalej. Zasadę wyboru numerów połączeń wirtualnych przedstawiono na rys. 7.4.

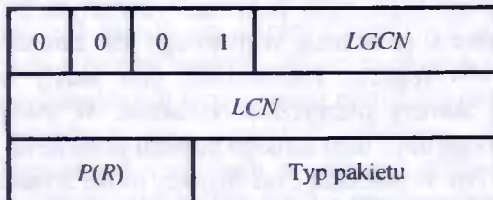
Trzeci bajt zawiera sekwencję identyfikującą **typ pakietu**. Sekwencje te, dla różnych typów pakietów, przedstawiono w tab. 7.3. Należy zwrócić uwagę, że najmniej znaczący bit sekwencji typu pakietów sterujących jest zawsze równy 1, a pakietów danych jest równy 0.

Pakiety sterowania przepływem *RR*, *RNR* oraz *REJ* składają się tylko z nagłówka. Zawierają one w polu określającym typ pakietu informacje sterujące. Pakiety te

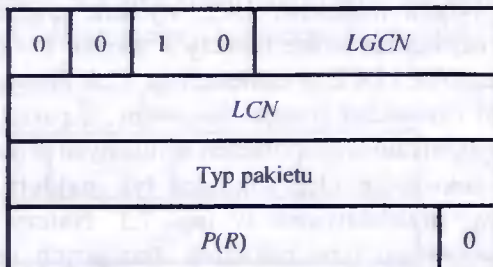
składają się z trzech bajtów, gdy sekwencyjna numeracja pakietów odbywa się modulo 8, a z czterech bajtów, gdy stosujemy rozszerzony tryb sekwencyjnej numeracji. Format pakietów *RR*, *RNR* oraz *REJ* przedstawiono na rys. 7.5.



Rys. 7.4. Zasada wyboru numerów połączeń wirtualnych



a) numeracja modulo 8



b) numeracja modulo 128

Rys. 7.5. Format pakietów *RR*, *RNR* i *REJ*

Pakiet *RR* jest używany do wysyłania oddzielnych potwierdzeń, kiedy nie istnieje ruch zwrotny dla potwierdzeń wtrąconych. Pole $P(R)$ oznacza numer sekwencyjny następnego oczekiwanego pakietu. Jednocześnie jest to potwierdzenie poprawnego odbioru pakietów o numerach sekwencyjnych mniejszych od $P(R)$.

Pakiet *RNR* pozwala na zawiadomienie drugiej strony, aby wstrzymała wysyłanie pakietów. Pakiet ten jednocześnie zawiera potwierdzenie poprawnego odbioru pakietów o numerach sekwencyjnych mniejszych od $P(R)$. Wznowienie nadawania może nastąpić dopiero po wysłaniu przez stronę, która wstrzymała transmisję, pakietu *RR* z numerem sekwencyjnym $P(R)$.

Pakiet *REJ* pozwala żądać retransmisji wszystkich pakietów począwszy od numeru sekwencyjnego $P(R)$.

Pakiet typu *Data* składa się z nagłówka i danych. W zależności od sposobu numeracji pakietów, nagłówek pakietu *Data* składa się z trzech lub czterech bajtów (rys. 7.6). $P(S)$ oznacza numer sekwencyjny wysyłanego pakietu danych, natomiast $P(R)$ oznacza numer sekwencyjny następnego oczekiwanego pakietu (przez stronę wysyłającą pakiet *Data*). Numeracja pakietów jest prowadzona oddzielnie dla każdego kierunku przesyłania pakietów.

Tabela 7.3. Sekwencje określające typ pakietu

| Nazwa pakietu | Sekwencja typu pakietu | | | | | | | |
|--|------------------------|---|---|---|---|---|---|---|
| | 8 | 7 | 6 | 5 | 4 | 3 | 2 | 1 |
| <i>Call Request, Incoming Call</i> | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 |
| <i>Call Accepted, Call Connected</i> | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 |
| <i>Clear Request, Clear Indication</i> | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 |
| <i>Clear Confirmation</i> | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 |
| <i>Interrupt</i> | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 |
| <i>Interrupt Confirmation</i> | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 |
| <i>Data</i> | X | X | X | X | X | X | X | 0 |
| <i>RR (modulo 8)</i> | X | X | X | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 |
| <i>RR (modulo 128)</i> | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 |
| <i>RNR (modulo 8)</i> | X | X | X | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 |
| <i>RNR (modulo 128)</i> | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 |
| <i>REJ (modulo 8)</i> | X | X | X | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 |
| <i>REJ (modulo 128)</i> | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 |
| <i>Reset Request</i> | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 |
| <i>Reset Confirmation</i> | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 |
| <i>Restart Request</i> | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 |
| <i>Restart Confirmation</i> | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 |
| <i>Diagnostic</i> | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 |
| <i>Registration Request</i> | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 |
| <i>Registration Confirmation</i> | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 | 1 |

Bit D w pakiecie *Data* określa znaczenie pola $P(R)$. Jeżeli $D = 0$, to w polu $P(R)$ znajduje się potwierdzenie poprawnego otrzymania pakietów przez sieć (tzn. przez DCE). Jeżeli $D = 1$, to oznacza, że pole $P(R)$ jest wykorzystywane do potwierdzenia poprawnego otrzymania pakietów przez odległe DTE. Mamy zatem tu do czynienia z potwierdzeniami typu end-to-end między dwoma komunikującymi się DTE. W ten sposób, dla $D = 1$, protokół X.25 umożliwia wykonanie jednej z funkcji warstwy transportowej: kontrolę poprawności transmisji między końcowymi użytkownikami.

Bit Q (*Qualifier*) może być używany do odróżnienia danych od informacji sterującej. Dla pakietów danych bit ten zawsze jest zerem. Jeżeli $Q = 1$, to oznacza, że w polu danych są przesyłane informacje sterujące generowane przez warstwę transportową. Bit ten jest wykorzystywany między innymi przez protokół X.29 będący częścią składową PADA.

Bit M (*More*) służy do wskazania, która grupa pakietów stanowi całość. Pozwala on na zidentyfikowanie bloku danych, który został podzielony na pakiety. Aby wysłać cały blok, należy w każdym pakiecie oprócz ostatniego ustawić ten bit na 1.

| | | | | | |
|--------|-----|-----|---|--------|---|
| Q | D | 0 | 1 | $LGCN$ | |
| LCN | | | | | |
| $P(R)$ | | M | | $P(S)$ | 0 |
| Dane | | | | | |

a) numeracja modulo 8

| | | | | | |
|--------|-----|---|---|--------|--|
| Q | D | 1 | 0 | $LGCN$ | |
| LCN | | | | | |
| $P(S)$ | | | | 0 | |
| $P(R)$ | | | | M | |
| Dane | | | | | |

b) numeracja modulo 128

Rys. 7.6. Format pakietu *Data*

Pakiet *Call Request* jest podstawowym pakietem służącym do ustanowienia połączenia wirtualnego. Formaty pakietów *Call Request* oraz *Incoming Call* są identyczne (rys. 7.7). Trzy pierwsze bajty stanowią nagłówek pakietu. Czwarty bajt zawiera na pierwszych czterech bitach określenie **długości adresu wywoływanego** (odbiorczego) DTE oraz na kolejnych czterech bitach określenie **długości adresu wywołującego** (nadawczego) DTE. Długość adresu jest podawana w postaci liczby cyfr dziesiętnych. Następne bajty zawierają kolejno **adres wywoływanego DTE** oraz **adres wywołującego DTE** zazwyczaj według zalecenia X.121. Każda cyfra dziesiętna adresu kodowana jest na czterech bitach. Jeżeli liczba cyfr obu adresów jest nieparzysta, to pole zawierające te adresy jest uzupełniane na końcu czterema bitami zerowymi. Bajt następujący bezpośrednio po adresach zawiera określenie długości pola udogodnień. Pole **udogodnień** służy do określenia udogodnień (własności specjalnych) wymaganych dla połączenia wirtualnego. Wybrane udogodnienia protokołu X.25 zostały opisane w dalszej części rozdziału. Ostatnim polem pakietu *Call Request* jest pole **danych użytkownika**. Maksymalna jego długość wynosi 16 bajtów, jednak w pewnych zastosowaniach, takich jak np. przesyłanie krótkich wiadomości może mieć długość do 128 bajtów.

| | | | | | | | |
|--|---|---|------|------------------------|---|---|---|
| A | D | SS | LGCN | | | | |
| LCN | | | | | | | |
| Typ pakietu | | | | | | | |
| 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 |
| Długość adresu wywołującego (nadawczego) DTE | | Długość adresu wywoływanego (odbiorczego) DTE | | | | | |
| Adres wywoływanego DTE | | | | Adres wywołującego DTE | | | |
| | | | | 0 | 0 | 0 | 0 |
| Długość pola udogodnień | | | | | | | |
| Udogodnienia | | | | | | | |
| Dane użytkownika | | | | | | | |

Rys. 7.7. Format pakietu *Call Request* i pakietu *Incoming Call*

Pakiety *Call Accepted* oraz *Call Connected* mają takie same formaty. Możliwe są dwa formaty pakietu *Call Accepted*: podstawowy i rozszerzony. Format rozszerzony pakietu *Call Accepted* jest identyczny z formatem pakietu *Call Request*. Format podstawowy pakietu *Call Accepted* również jest analogiczny do formatu pakietu *Call Request*, z tym że

- ♣ pakiet *Call Accepted* nie posiada pola danych użytkownika,
- ♣ pakiet *Call Accepted* może (ale nie musi) posiadać bajt czwarty i dalsze związane z adresami DTE i z udogodnieniami.

| | | | | | | | |
|--|---|----|---|--|---|---|------|
| A | 0 | SS | | | | | LGCN |
| LCN | | | | | | | |
| Typ pakietu | | | | | | | |
| 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 |
| Przyczyna rozłączenia | | | | | | | |
| Diagnostyka | | | | | | | |
| Długość adresu wywołującego (nadawczego) DTE | | | | Długość adresu wywołwanego (odbiorczego) DTE | | | |
| Adres wywołwanego DTE Adres wywołującego DTE | | | | | | | |
| | | | | 0 | 0 | 0 | 0 |
| Długość pola udogodnień | | | | | | | |
| Udogodnienia | | | | | | | |
| Dane użytkownika | | | | | | | |

Rys. 7.8. Format pakietu *Clear Request* i pakietu *Clear Indication*

Pakiety *Clear Request* i *Clear Indication* mają takie same formaty. Występują dwa formaty pakietu *Clear Request*: podstawowy i rozszerzony. Format rozszerzony pakietu *Clear Request* przedstawiono na rys. 7.8. Pakiet w tym formacie jest podobny do pakietu *Call Request*, z tym że mamy tu dwa nowe pola: **przyczyna rozłączenia** (bajt 4) oraz **diagnostyka** (bajt 5). Do określenia przyczyny rozłączenia protokół X.25 stosuje

odpowiednie kody, których przykłady podano w tab. 7.4. Bajt 5 (diagnostyka) stanowi uzupełniającą informację o przyczynie rozłączenia. Protokół X.25 specyfikuje 128 możliwości kodów diagnostycznych, a następnich 128 możliwości jest zarezerwowanych do wykorzystania przez administratora sieci. Te kody mogą określać specyficzne dla sieci powody rozłączenia i informacje diagnostyczne. Przykładowe kody diagnostyczne specyfikowane przez protokół X.25 przedstawiono w tab. 7.5.

Pakiet *DCE Clear Confirmation* występuje w dwóch wersjach: podstawowej i rozszerzonej. W wersji podstawowej składa się tylko ze standardowego nagłówka, natomiast w wersji rozszerzonej składa się z nagłówka, bajtu określającego długości adresów (same zera), bajtu określającego długości pola udogodnień i z pola udogodnień.

Pakiety *DTE Interrupt* i *DCE Interrupt* składają się ze standardowego nagłówka, po którym może wystąpić pole danych o długości do 32 bajtów.

Pakiety *Reset Request* oraz *Reset Indication* składają się z nagłówka, po którym następuje bajt zawierający kod przyczyny wyzerowania, a następnie może wystąpić bajt zawierający kod diagnostyczny.

Tabela 7.4. Wybrane kody przyczyny rozłączenia

| Przyczyna | Kolejne bity | | | | | | | |
|--|--------------|---|---|---|---|---|---|---|
| | 8 | 7 | 6 | 5 | 4 | 3 | 2 | 1 |
| numer zajęty | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 |
| awaria | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 |
| błąd procedury – zdalny | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 |
| błąd procedury – lokalny | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 |
| tryb awaryjny | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 |
| żądanie niewłaściwego udogodnienia | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 |
| nieznany numer | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 1 |
| sieć jest przeciążona | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 |
| wywolywany użytkownik odmawia zaakceptowania odwrotnego płacenia | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 |

Tabela 7.5. Wybrane kody diagnostyczne

| Diagnostyka | Kod | | | | | | | |
|--|-----|---|---|---|---|---|---|---|
| niezidentyfikowany pakiet | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 |
| pakiet za krótki | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 |
| pakiet za długi | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 |
| nieautoryzowane przerwanie | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 |
| nieautoryzowane potwierdzenie przerwania | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 |
| niepoprawny adres wywoływany | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 |
| niepoprawny adres wywołujący | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 |
| niedostępny kanał logiczny | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 |
| nieznany adres międzynarodowy | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 |
| chwilowe problemy z kierowaniem ruchem | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 |

Pakiety *Restart Request* i *Restart Indication* składają się z nagłówka, po którym następuje bajt zawierający kod przyczyny restartu, a następnie może wystąpić bajt zawierający kod diagnostyczny. W pakietach tych w polach *LGCN* i *LCN* nagłówka są same zera.

| | | | | | | |
|---------------------------|---|----|---|---|---|---|
| 0 | 0 | SS | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| Typ pakietu | | | | | | |
| 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 |
| Diagnostyka | | | | | | |
| Objaśnienie diagnostyczne | | | | | | |

Rys. 7.9. Format pakietu *Diagnostic*

Pakiet *Diagnostic* przedstawiono na rys. 7.9. W polach *LGCN* i *LCN* nagłówka znajdują się same zera. Bajt 4 zawiera kod diagnostyczny określający przyczynę wystąpienia błędu i w efekcie wysłanie pakietu. Znaczenie pola **objaśnienie diagnostyczne** jest następujące:

- ♣ jeżeli pakiet *Diagnostic* został wysłany z powodu otrzymania przekłamanego pakietu z DTE, to w polu tym umieszczane są trzy bajty nagłówka przekłamanego pakietu,
- ♣ jeżeli pakiet *Diagnostic* został wysłany z powodu wystąpienia time-outu, to pole to składa się z dwóch bajtów, których zawartość zależy od rodzaju time-outu.

Format pakietu *Registration Request* przedstawiono na rys. 7.10. Pola *LGCN* i *LCN* nagłówka pakietu zawierają same zera. Bajt 4 określa długość adresu DTE i długość adresu odpowiadającego mu DCE. Zwykle ten bajt zawiera same zera, co z kolei powoduje, że pole zawierające adresy DCE i DTE nie istnieje. Pole **rejestracja** zawiera kody odpowiadające udogodnieniom, które mają zostać zmodyfikowane. Brak odpowiedniego kodu w pakiecie *Registration Request* oznacza, że DTE nie chce modyfikować wcześniej uzgodnionych udogodnień.

Format pakietu *Registration Confirmation* jest analogiczny do formatu pakietu *Registration Request*, z tym że pakiet *Registration Confirmation* posiada bezpośrednio po nagłówku dwa dodatkowe bajty. Bajt 4 to przyczyna, a bajt 5 to diagnostyka. Pole przyczyna zawiera kod przyczyny błędu powstałego podczas negocjacji udogodnień. Znaczenie pola diagnostyka jest takie samo jak w innych pakietach. Bajt 6 określający długości adresów zwykle zawiera same zera, co powoduje, że pole zawierające adresy DCE i DTE nie istnieje. Pole rejestracja jest

używane do określenia jakie udogodnienia są możliwe w sieci i jakie udogodnienia są aktualnie dostępne.

| | | | | | | |
|--------------------|--------------------------|----|---|--------------------|---|---|
| A | 0 | SS | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| Typ pakietu | | | | | | |
| 1 | 1 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 |
| Długość adresu DTE | | | | Długość adresu DCE | | |
| Adres DCE | | | | | | |
| Adres DTE | | | | | | |
| 0 0 0 0 | | | | | | |
| 0 | Długość pola rejestracja | | | | | |
| Rejestracja | | | | | | |

Rys. 7.10. Format pakietu *Registration Request*

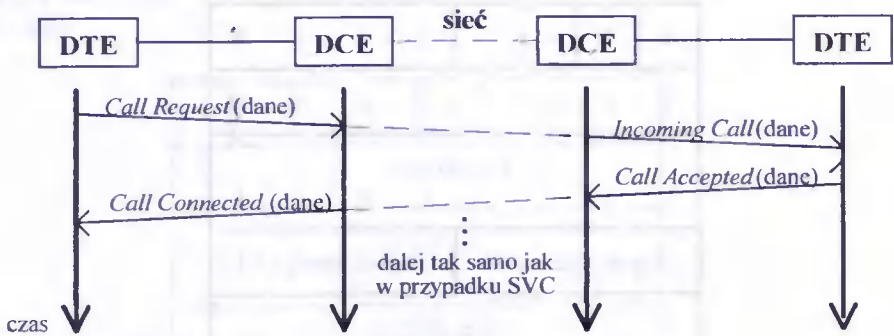
Pozostałe pakiety określone przez protokół X.25 składają się tylko ze standardowego nagłówka, a ich format został przedstawiony na rys. 7.3. Są to następujące pakiety:

- ♣ *DTE Clear Confirmation*,
- ♣ *DTE i DCE Interrupt Confirmation*,
- ♣ *DTE i DCE Reset Confirmation*,
- ♣ *DTE i DCE Restart Confirmation*. W tych pakietach pola *LGCN* i *LCN* zawierają same zera.

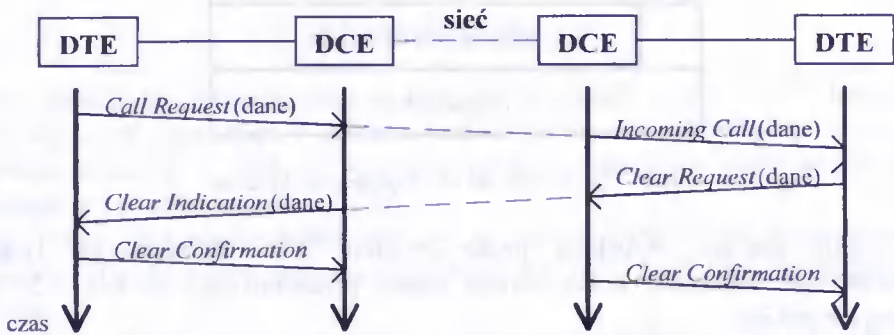
7.3.4. Przesyłanie krótkich wiadomości

Poza transferami dużej ilości danych w sieciach istnieją systemy wymagające rzadkich transakcji lub krótkich sesji. W takich wypadkach wygodniejsze jest stosowanie metody datagramowej przy transmisji pakietów (brak pakietów związanych z ustanowieniem i rozłączeniem połączenia) niż metody połączenia wirtualnego. X.25 jest protokołem wykorzystującym metodę połączenia wirtualnego. Jednak umożliwia on, w pewnym sensie, wykorzystanie własności metody datagramowej. Udogodnienie to polega na przesyłaniu krótkich wiadomości w pa-

kiecie *Call Request* (Fast Select). Istnieją dwie możliwości skorzystania z tego udogodnienia.



Rys. 7.11. Przesyłanie krótkich wiadomości z ustanowieniem połączenia SVC



Rys. 7.12. Przesyłanie krótkich wiadomości z natychmiastowym rozłączeniem

Pierwsza możliwość to przesyłanie krótkich wiadomości z równoczesnym ustanowieniem połączenia wirtualnego SVC (rys. 7.11). Dane (do 128 bajtów) są przesyłane w polu danych użytkownika w pakiecie *Call Request*. Wywoływane DTE przesyła zwrótnie pakiet *Call Accepted*, który również może zawierać dane. W tym wypadku zostaje ustanowione połączenie wirtualne SVC i może rozpocząć się normalna wymiana pakietów danych i pakietów sterujących. Następnie uaktywniana jest procedura rozłączenia połączenia.

Druga możliwość to przesyłanie krótkich wiadomości z natychmiastowym rozłączeniem (rys. 7.12). Dane (do 128 bajtów) przesyłane są w polu danych użytkownika pakietu *Call Request*. Odbiorcze DTE, po zaakceptowaniu, przesyła zwrótnie pakiet *Clear Request*. Pole danych użytkownika tego pakietu może również zawierać dane (do 128 bajtów). Rozłączenie połączenia musi być potwierdzone pakietem *Clear Confirmation*.

Udogodnienie przesyłania krótkich wiadomości zostało wprowadzone do protokołu X.25 po to, aby sieć mogła dostarczać efektywnych usług komunikacyjnych dla aplikacji, które wymagają jednej lub dwóch transakcji. Do takich aplikacji możemy zaliczyć np. obsługę kart kredytowych, czy też obsługę punktów sprzedaży. W takich przypadkach stosowanie standardowej procedury SVC wprowadza zbędne opóźnienia spowodowane czasami ustanowienia i rozłączenia połączenia oraz czasem transmisji nagłówków pakietów danych. Właśnie udogodnienie przesyłania krótkich wiadomości umożliwia użycie sieci X.25 również do specjalnych celów.

7.3.5. Stany kanału logicznego

Stany kanału logicznego umożliwiają zarządzanie połączeniem DTE-DCE. Kanał logiczny może pozostawać w stanach wyszczególnionych w tab. 7.6.

Tabela 7.6. Stany kanału logicznego

| Numer stanu | Opis |
|---------------------------------------|--|
| <i>p1</i> lub <i>d1</i> lub <i>r1</i> | gotowość poziomu pakietowego |
| <i>p2</i> | DTE pozostaje w stanie oczekiwania |
| <i>p3</i> | DCE pozostaje w stanie oczekiwania |
| <i>p4</i> | transmisja danych |
| <i>p5</i> | kolizja wywołań |
| <i>p6</i> | DTE <i>Clear Request</i> – żądanie rozłączenia połączenia |
| <i>p7</i> | DCE <i>Clear Indication</i> – żądanie rozłączenia połączenia |
| <i>d2</i> | DTE <i>Reset Request</i> – przywrócenie stanu początkowego kanału logicznego |
| <i>d3</i> | DCE <i>Reset Indication</i> – przywrócenie stanu początkowego kanału logicznego |
| <i>r2</i> | DTE <i>Restart Request</i> – przywrócenie stanu początkowego lub wyzerowanie połączenia DTE – DCE |
| <i>r3</i> | DCE <i>Restart Indication</i> – przywrócenie stanu początkowego lub wyzerowanie połączenia DTE – DCE |

Tabela 7.7. Sposób użycia stanów logicznych

| Kolejne etapy ustanowienia połączenia | Pakiety | Transmisja | | Zmiana stanu kanału | |
|---------------------------------------|-----------------------|-------------|-------------|---------------------|-----------|
| | | z | do | z | na |
| 1 | <i>Call Request</i> | lokalne DTE | lokalne DCE | <i>p1</i> | <i>p2</i> |
| 2 | <i>Incoming Call</i> | zdalne DCE | zdalne DTE | <i>p1</i> | <i>p3</i> |
| 3 | <i>Call Accepted</i> | zdalne DTE | zdalne DCE | <i>p3</i> | <i>p4</i> |
| 4 | <i>Call Connected</i> | lokalne DCE | lokalne DTE | <i>p2</i> | <i>p4</i> |

Sposób użycia stanów kanału logicznego został przedstawiony w tab. 7.7 na przykładzie procedury ustanowienia połączenia wirtualnego SVC.

7.3.6. Przetęminowania w DCE i ograniczenia czasowe w DTE

Tabela 7.8. Ograniczenia czasowe i przetęminowania

| Numer ograniczenia czasowego | Maksymalna wartość ograniczenia czasowego | Stan kanału logicznego | Obliczanie wartości limitu czasowego | |
|------------------------------|---|------------------------|---|--|
| | | | od momentu | do chwili |
| Ograniczenia czasowe DTE | | | | |
| T20 | 180s | r2 | DTE wysyła pakiet <i>Restart Request</i> | DTE przechodzi ze stanu r2 na inny tzn. otrzymuje pakiet <i>Restart Indication</i> lub <i>Restart Confirmation</i> |
| T21 | 200s | p2 | DTE wysyła pakiet <i>Call Request</i> | DTE przechodzi ze stanu p2 na inny |
| T22 | 180s | d2 | DTE wysyła pakiet <i>Reset Request</i> | DTE przechodzi ze stanu d2 na inny |
| T23 | 180s | p6 | DTE wysyła pakiet <i>Clear Request</i> | DTE przechodzi ze stanu p6 na inny |
| T28 | 300s | dowolny | DTE wysyła pakiet <i>Registration Request</i> | DTE otrzymuje pakiet <i>Registration Confirmation</i> lub <i>Diagnostic</i> |
| Przetęminowania DCE | | | | |
| T10 | 60s | r3 | DCE wysyła pakiet <i>Restart Indication</i> | DCE przechodzi ze stanu r3 na inny tzn. otrzymuje pakiet <i>Restart Request</i> lub <i>Restart Confirmation</i> |
| T11 | 180s | p3 | DCE wysyła pakiet <i>Incoming Call</i> | DCE przechodzi ze stanu p3 na inny |
| T12 | 60s | d3 | DCE wysyła pakiet <i>Reset Indication</i> | DCE przechodzi ze stanu d3 na inny |
| T13 | 60s | p7 | DCE wysyła pakiet <i>Clear Indication</i> | DCE przechodzi ze stanu p7 na inny |

Protokół X.25, podobnie jak inne protokoły komunikacyjne, ma limity czasowe związane z wykonywaniem poszczęólnych działań (np. ustanowienia połączenia, rozłączenia połączenia itp). Przekroczenie założonych limitów czasowych zostaje zwykle zakwalifikowane jako występienie błędu i powoduje podjęcie odpowiednich działań. Ma to uchronić DTE lub DCE przed nieuzasadnieniem długim czasem oczekiwania na wykonanie operacji. Protokół X.25 określa ograniczenia czasowe dla

DTE oraz przeterminowania (time-outy) dla DCE. Te ograniczenia czasowe zostały opisane w tab. 7.8.

7.3.7. Kategorie pakietów

Kombinacje wartości bitów M oraz D pozwalają podzielić pakiety protokołu X.25 na dwie kategorie: A oraz B . Protokół X.25 definiuje sekwencję pakietów jako sekwencję składającą się z pakietu kategorii B i bezpośrednio poprzedzających go pakietów kategorii A (oczywiście jeśli takie pakiety występują). Pakiety kategorii A mają maksymalną dopuszczalną długość oraz bity $M = 1$ i $D = 0$. Wszystkie inne pakiety są pakietami kategorii B . Pakiety kategorii B zawsze kończą sekwencję pakietów. Tylko pakiety kategorii B mogą mieć bity $D = 1$ w celu zapewnienia potwierżeń między końcowymi DTE. Pakiety kategorii A wraz z występującym bezpośrednio po nich pakietem kategorii B mogą być w sieci łączone w jeden pakiet. Ta własność może być wykorzystana wówczas, gdy na trasie przesyłania pakietu – w sieci lub na połączeniach międzysieciowych – są używane różne długości pakietu. Pozwala to również traktować taką sekwencję pakietów jako jedną logiczną całość.

7.3.8. Sterowanie przepływem

Protokół X.25 wykorzystuje technikę sterowania przepływem i mechanizm okna podobnie jak w protokole HDLC. Pakiety *Data* zawierają po dwa numery sekwencyjne służące do sterowania przepływem pakietów między DTE i DCE. Stosowana jest sekwencyjna numeracja pakietów modulo 8, tzn. pakiety numerowane są kolejno w cyklach od 0 do 7. Również możliwe jest stosowanie rozszerzonej sekwencyjnej numeracji pakietów modulo 128, czyli pakiety numerowane są kolejno w cyklach od 0 do 127. Na połączeniu DTE–DCE pakiety danych są sterowane (i numerowane) oddzielnie dla każdego kierunku transmisji z wykorzystaniem pakietów sterujących *RR*, *RNR* i *REJ* oraz pól $P(R)$ i $P(S)$ pakietów *Data*. Również bit D jest wykorzystywany w sterowaniu przepływem do określenia sposobu potwierdzania przyjęcia pakietów danych.

Sterowanie przepływem na poziomie pakietowym wynika stąd, że protokół X.25 dokonuje multipleksacji wiadomości przesyłanych od wielu użytkowników na pojedynczej fizycznej linii korzystając z kanałów logicznych. Ponadto sekwencyjna numeracja pakietów w każdym kanale logicznym stanowi dodatkowy poziom zabezpieczenia danych użytkownika. Metoda działania sekwencyjnej numeracji pakietów na poziomie pakietowym jest analogiczna jak w protokole HDLC.

Protokół X.25 wykorzystuje również mechanizm okna do sterowania przepływem. Rozmiar okna określa liczbę pakietów, których odbiór może w każdej chwili być niepotwierdzony. Zalecany rozmiar okna, w każdym kierunku przesyłania danych,

wynosi 2. Jednak administrator sieci może oferować również inne wartości rozmiaru okna.

7.3.9. Udogodnienia

Protokół X.25 określa różnorodne udogodnienia, z których mogą korzystać użytkownicy sieci. Zwykle administrator sieci określa podzbiór udogodnień dostępnych dla użytkowników, a pakiet *Call Request* określa, które z udogodnień mają być przypisane do połączenia wirtualnego.

Udogodnienia mogą być klasyfikowane jako:

- ♣ udogodnienia międzynarodowe zawarte w rekomendacji X.2,
- ♣ udogodnienia specyfikowane przez CCITT dla DTE,
- ♣ udogodnienia oferowane przez źródłową publiczną sieć transmisji danych,
- ♣ udogodnienia oferowane przez docelową publiczną sieć transmisji danych.

Poniżej przedstawiono kilka ważniejszych (częściej stosowanych) udogodnień oferowanych przez sieci X.25.

- ♣ Rozszerzona numeracja pakietów umożliwia sekwencyjną numerację pakietów modulo 128.
- ♣ Modyfikacja bitu *D* pozwala na przesyłanie potwierdzeń między końcowym DTE,
- ♣ Przesyłanie krótkich wiadomości (fast select).
- ♣ Zamknięta grupa użytkowników. Kilku użytkowników sieci może utworzyć własną grupę. Każdemu członkowi grupy można przypisać określone uprawnienia, a także następujące możliwości:
 - ◆ otrzymanie wywołania od użytkowników spoza grupy,
 - ◆ otrzymanie wywołania od użytkowników wewnątrz grupy,
 - ◆ wywoływanie użytkowników spoza grupy,
 - ◆ wywoływanie użytkowników wewnątrz grupy.
- ♣ Zmiana długości pakietów i/lub częstotliwości ich potwierdzania dla wybranych połączeń,
- ♣ Zmiana przepustowości dla wybranych połączeń.
- ♣ Opłata przez użytkownika wywoływanego.
- ♣ Przekierowywanie wywołania. Jeśli użytkownik jest zajęty lub ma wyłączone urządzenia, to zgłoszenie do niego jest przekierowywane do innego, z góry określonego użytkownika.
- ♣ Opóźnienie czasu tranzytowego. Jest to czas potrzebny na przesłanie danych między końcowymi DTE.
- ♣ Abonent wielokrotny. Jeżeli użytkownikowi zależy na dużej niezawodności, to może zostać użytkownikiem (abonentem) wielokrotnym. Użytkownik tego typu posiada urządzenie lub urządzenia końcowe podłączone do co najmniej dwóch węzłów sieci, które są wywoływane jednym adresem.

7.3.10. Przykład

W tabeli 7.9 przedstawiono typowy przykład wymiany danych z użyciem połączenia wirtualnego typu SVC. Pokazano sekwencję wymiany pakietów na połączeniu DTE–DCE, czyli na połączeniu użytkownika z jego węzłem sieci X.25. Pokazano również sekwencję wymiany pakietów między lokalnym DCE a zdalnym DCE. Przyjęto następującą konwencję:

- ♣ $n+1, n+2$ oznaczają kolejne przedziały czasu, w których DTE, lokalne DCE i zdalne DCE wymieniają pakiety,
- ♣ $S = x$ oznacza, że $P(S) = x$,
- ♣ $R = x$ oznacza, że $P(R) = x$,
- ♣ RR oznacza pakiet *Receive Ready*.

Tabela 7.9. Przykład działania X.25 na poziomie pakietowym

| przedziały czasu | DTE wysyła do DCE | DCE wysyła do | | DCE otrzymuje ze zdalnego DCE |
|------------------|----------------------|---------------------------|-------------------------|-------------------------------|
| | | DTE | zdalnego DCE | |
| n | <i>Call Request</i> | | | |
| $n+1$ | | | <i>Incoming Call</i> | |
| $n+2$ | | | | <i>Call Accepted</i> |
| $n+3$ | | <i>Call Connected</i> | | |
| $n+4$ | <i>Data R=0, S=0</i> | | | |
| $n+5$ | <i>Data R=0, S=1</i> | | <i>Data R=0, S=0</i> | |
| $n+6$ | <i>Data R=0, S=2</i> | | <i>Data R=0, S=1</i> | |
| $n+7$ | | | <i>Data R=0, S=2</i> | <i>Data R=2, S=0</i> |
| $n+8$ | <i>Data R=0, S=3</i> | <i>Data R=2, S=0</i> | | <i>RR R=3</i> |
| $n+9$ | <i>Data R=1, S=4</i> | <i>RR R=3</i> | <i>Data R=0, S=3</i> | |
| $n+10$ | | | <i>Data R=1, S=4</i> | <i>Data R=4, S=1</i> |
| $n+11$ | | | | <i>Data R=5, S=2</i> |
| $n+12$ | | <i>Data R=5, S=2</i> | | |
| $n+13$ | <i>RR R=3</i> | | | |
| $n+14$ | | | <i>RR R=2</i> | |
| $n+15$ | <i>Clear Request</i> | | | |
| $n+16$ | | <i>Clear Confirmation</i> | <i>Clear Indication</i> | |
| $n+17$ | | | | <i>Clear Confirmation</i> |

W przedziałach czasu od n do $n+3$ trwa procedura ustanawiania połączenia wirtualnego. Następnie w przedziałach czasu od $n+4$ do $n+14$ dokonuje się wymiana pakietów danych między komunikującymi się użytkownikami. Pakiety *Data* wysyłane są w obu kierunkach, tzn. lokalne DTE → lokalne DCE → zdalne DCE → zdalne DTE oraz zdalne DTE → zdalne DCE → lokalne DCE → lokalne DTE. Sekwencyjna numeracja pakietów jest prowadzona dla każdego kierunku transmisji niezależnie. Potwierdzenia poprawnego odbioru pakietu są przesyłane na dwa sposoby:

w pakietach *Data* przesyłanych w przeciwnym kierunku lub w pakietach *RR*, np. w przedziale czasu $n+7$ pakiet *Data* ($P(R) = 2$, $P(S) = 0$) otrzymany przez lokalne DCE ze zdalnego DCE potwierdza poprawne otrzymanie przez zdalne DTE pakietów danych wysłanych przez lokalne DTE w przedziałach czasu $n+4$ i $n+5$.

W przedziale czasu $n+13$ DTE nie mając do wysłania żadnego pakietu danych potwierdza pakietem *RR* ($P(R) = 3$) poprawne odebranie pakietów *Data* o numerach sekwencyjnych $P(S) = 1$ i $P(S) = 2$.

W przedziałach czasu od $n+15$ do $n+17$ trwa procedura rozłączenia połączenia wirtualnego.

| Przedział czasu | Przebieg transmisji | Przebieg odbioru | Przebieg potwierdzenia |
|-----------------|---------------------|------------------|------------------------|
| n | | | |
| $n+1$ | | | |
| $n+2$ | | | |
| $n+3$ | | | |
| $n+4$ | | | |
| $n+5$ | | | |
| $n+6$ | | | |
| $n+7$ | | | |
| $n+8$ | | | |
| $n+9$ | | | |
| $n+10$ | | | |
| $n+11$ | | | |
| $n+12$ | | | |
| $n+13$ | | | |
| $n+14$ | | | |
| $n+15$ | | | |
| $n+16$ | | | |
| $n+17$ | | | |

8. PAD

Przyłączenie użytkownika posiadającego terminal asynchroniczny do sieci rozległej z komutacją pakietów X.25 nie jest możliwe, ponieważ taki użytkownik nie generuje pakietów protokołu X.25. Do przyłączenia asynchronicznego terminala (DTE) niezbędny jest specjalny typ multipleksera, który zamienia strumień danych transmisji asynchronicznej na pakiety przesyłane w sieci X.25. Z kolei na drugim końcu łącza, taki sam multipleksier zamienia pakiety z powrotem w niepakietowy strumień danych. Taki multipleksier nazywany jest procesorem sieciowym PAD (Packet Assembler-Disassembler).

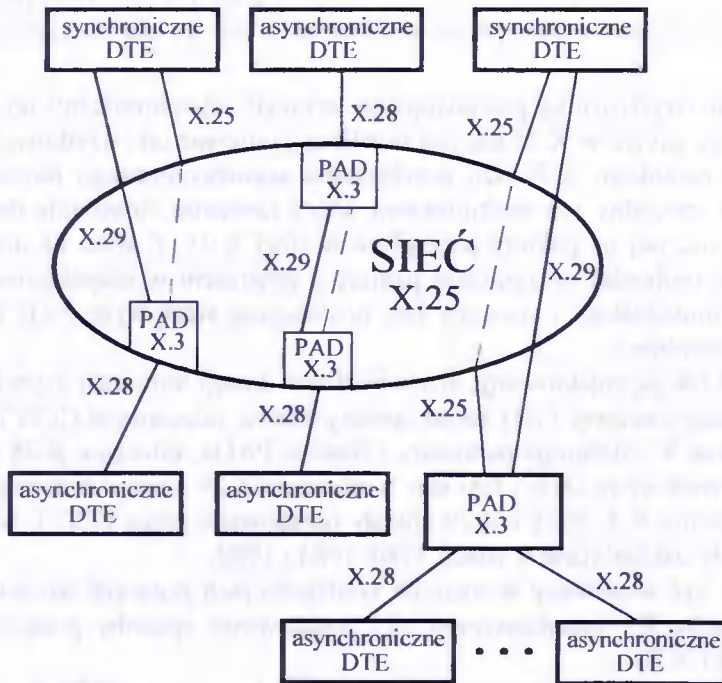
PAD został tak zaprojektowany, aby umożliwić dostęp terminala asynchronicznego do sieci. Procesor sieciowy PAD został opisany trzema zaleceniami CCITT: X.3, X.28 i X.29. Zalecenie X.3 definiuje parametry i funkcje PADa, zalecenie X.28 określa styk między asynchronicznym DTE i PADem, a zalecenie X.29 opisuje styk między dwoma PADami. Zalecenia X.3, X.28 i X.29 zostały opracowane przez CCITT w roku 1976, a następnie były uaktualniane w latach 1980, 1984 i 1988.

PAD może być stosowany w różnych konfiguracjach połączeń asynchronicznych DTE. Na rysunku 8.1 przedstawiono trzy podstawowe sposoby połączeń z wykorzystaniem sieci X.25:

- ♣ połączenie między asynchronicznym DTE i synchronicznym DTE działającym wg zalecenia X.25. W tym połączeniu zalecenia X.3 (PAD) oraz X.28 są wykorzystywane jedynie do organizacji połączenia asynchroniczne DTE – sieć pakietowa X.25. Synchroniczne DTE jest bezpośrednio dołączane do sieci, ponieważ generuje pakiety protokołu X.25. Wymiana informacji sterujących między synchronicznym DTE i PADem odbywa się według zalecenia X.29.
- ♣ połączenie między dwoma asynchronicznymi DTE. Oba DTE korzystają z zalecenia X.28, aby dołączyć się do sieci pakietowej X.25. Wymiana informacji sterujących między obu PADami według zalecenia X.29.
- ♣ połączenie grupy asynchronicznych DTE przez zewnętrzny PAD i sieć X.25 do synchronicznego DTE. W tym wypadku, z punktu widzenia sieci, PAD jest traktowany jako synchroniczne DTE. Zewnętrzny PAD wymienia informacje sterujące z synchronicznym DTE według zalecenia X.29.

Zauważmy, że w pierwszych dwóch sposobach połączeń asynchroniczne DTE wykorzystuje PADa zainstalowanego w węźle sieci X.25, tzn. odpowiedni port

przełącznika X.25 znajdującego się w węźle sieci jest skonfigurowany jako PAD. W ostatnim sposobie połączenia asynchronicznych DTE, PAD jest wolno stojącym i odpowiednio oprogramowanym urządzeniem, które może być zainstalowane w budynku użytkownika. Użycie odpowiedniego sposobu dołączenia asynchronicznego DTE do sieci rozległej z komutacją pakietów X.25 zależy od wymagań i wyposażenia użytkownika.



Rys. 8.1. Sposoby komunikacji z użyciem PADa

8.1. Zalecenie X.3

Zalecenie to opisuje zestaw 22 podstawowych parametrów wykorzystywanych do identyfikacji i obsługi każdego terminala dołączonego do PADa. Wszystkie parametry są kolejno ponumerowane, a ich wartości określają sposób działania PADa. Zbiór wartości 22 podstawowych parametrów tworzy tzw. profil PADa. W tabeli 8.1 podano opis wszystkich 22 parametrów PADa.

Tabela 8.1. Parametry PADa

| Nr | Nazwa i opis | Wartość | Znaczenie |
|----|---|---|--|
| 1 | <i>PAD recall</i> Przejsięcie z trybu transferu danych do trybu zmiany parametrów PADa. | 0 1 32–125 | przejsięcie wstrzymane przejsięcie możliwe – użyć znaku DLE przejsięcie możliwe – użyć znaków zdefiniowanych przez użytkownika |
| 2 | <i>Echo</i> Przesyłanie zwrotne znaków do DTE. | 0 1 | niemożliwe możliwe |
| 3 | <i>Data forwarding</i> Określenie znaków, których wystąpienie powoduje nadanie pakietu. | 0 1 2 4 6 8 16 18 32 126 | wysyłanie pakietów o max. długości dowolny znak alfanumeryczny CR ESC, BEL, ENQ, ACK CR, ESC, BEL, ENQ, ACK DEL, CAN, DC2 ETX, EOT CR, EOT, ETX HT, LT, VT, FF wszystkie inne znaki zawarte w kolumnach 1 i 2 alfabetu międzynarodowego nr 5 |
| 4 | <i>Idle timer delay</i> Wymuszenie nadania pakietu, jeżeli w określonym przedziale czasu nie odebrano danych. | 0 1–255 | nie można nadać pakietu można nadać pakiet. Podana wartość określa długość przedziału czasu (jednostka=50ms). |
| 5 | <i>Ancillary device control</i> Zezwolenie PADowi na sterowanie przepływem danych z DTE z użyciem sygnałów XON(DC1)/XOFF(DC3). | 0 1 2 | brak zezwolenia zgoda na użycie XON/XOFF podczas przesyłania danych zgoda na użycie XON/XOFF w trakcie przesyłania danych i komend |
| 6 | <i>Control of PAD service signal</i> Zezwolenie PADowi na nadawanie sygnałów obsługi do DTE. | 0 1 5 8–15 | brak zezwolenia nadawanie sygnałów obsługi nadawanie sygnałów obsługi i sygnałów pomocniczych nadawanie sygnałów obsługi w formacie sieciowym |
| 7 | <i>Operation of the PAD on receipt of break signals from DTE</i> Określenie operacji PADa po odebraniu sygnału przerwania z DTE. | 0 1 2 4 5 8 16 21 | brak działania wysłanie pakietu przerwania wysłanie pakietu zerowania wysłanie pakietu przerwania do odległego PADa lub odległego DTE to samo co dla wartości 2 i 4 wyjście z trybu transmisji danych odrzućcie wyjścia to samo co dla wartości 1, 4 i 16 |
| 8 | <i>Discard output data</i> Odrzućcie wyjścia terminala. | 0 1 | transfer danych dane dostarczone z DTE są odrzućcane przez PAD |

| | | | |
|----|--|--|--|
| 9 | <i>Padding after CR</i> Określenie liczby znaków wypełnienia ustawianych przez PAD po wysłaniu do DTE sygnału „powrót karetki”. | 0 1-7 | żadnego znaku liczba znaków wypełnienia (NUL) |
| 10 | <i>Line folding</i> Określenie czy PAD powinien automatycznie przechodzić do nowej linii po zapelnieniu linii bieżącej. | 0 1-255 | nie powinien liczba znaków w linii |
| 11 | <i>Binary speed of DTE</i> Określenie szybkości transmisji DTE. | 0-110 bit/s, 1-134.5 bit/s, 2-300 bit/s, 3-1200 bit/s, 4-600 bit/s, 5-75 bit/s, 6-150 bit/s, 7-1800 bit/s, 8-200 bit/s, 9-100 bit/s, 10-50 bit/s, 11-75/1200 bit/s, 12-2400 bit/s, 13-4800 bit/s, 14-9600 bit/s, 15-19,2 kbit/s, 16-48 kbit/s, 17-56 kbit/s, 18-64 kbit/s | |
| 12 | <i>Flow control of the PAD</i> Sterowanie przepływem danych z PAdA przez DTE. | 0 1 | brak możliwości sterowania sterowanie przy użyciu sygnałów XON/XOFF |
| 13 | <i>Linefeed insertion</i> Zmiana wiersza po wysłaniu przez PAD do terminala sygnału CR. | 0 1 2 4 5 6 7 | brak zmiany wiersza zmiana po wysłaniu CR do DTE zmiana po wysłaniu CR z DTE zmiana po wysłaniu echa sygnału CR to samo co dla wartości 1 i 4 to samo co dla wartości 2 i 4 to samo co dla wartości 1, 2 i 4 (tylko w trybie transferu danych) |
| 14 | <i>Linefeed padding</i> Określenie liczby znaków wypełnienia ustawianych przez PAD po wysłaniu sygnału „zmiana wiersza”. | 0 1-7 8-255 | brak znaków wypełnienia liczba znaków wypełnienia NUL – w trybie transferu danych możliwości dodatkowe |
| 15 | <i>Editing</i> Określenie czy możliwa jest edycja parametrów 16, 17 i 18 przez PAD podczas transferu danych. | 0 1 | niemożliwa możliwa |
| 16 | <i>Character delete</i> Wybór znaku oznaczającego operację „usuń znak”. | 127 0-126 | znak DEL inne znaki z alfabetu międzynarodowego nr 5 |
| 17 | <i>Line delete</i> Wybór znaku powodującego usunięcie linii. | 24 0-127 | znak CAN inne znaki z alfabetu międzynarodowego nr 5 |
| 18 | <i>Line display</i> Wybór znaku powodującego prezentację (wyświetlenie) linii. | 18 0-127 | znak DC2 inne znaki z alfabetu międzynarodowego nr 5 |
| 19 | <i>Editing PAD service signals</i> Sterowanie edycją sygnałów obsługi PAdA. | 0 1 2 8 | brak edycji edycja "do drukarki" edycja "na ekran" edycja z użyciem innych znaków z zakresu 32-126 |

| | | | |
|----|---|--|--|
| 20 | <i>Echo mask</i> Wybór znaków, dla których nie można wysłać sygnału echa, w przypadku gdy parametr 2 ma wartość 1. | 0 1 2 4 8 16 32 64 128 | sygnał echa jest wysyłany dla wszystkich znaków brak echa sygnału CR brak echa sygnału LF brak echa sygnałów VT, HT, FF brak echa sygnałów BEL, BS brak echa sygnałów ESC, ENQ brak echa sygnałów ACK, NAK, STX, SOH, EOT, ETB, ETX brak echa sygnałów edycji brak echa sygnału DEL oraz sygnałów zawartych w kolumnach 1 i 2 alfabetu międzynarodowego nr 5 |
| 21 | <i>Parity treatment</i> Sterowanie sprawdzaniem i wyznaczeniem parzystości znaków przesyłanych z/do DTE. | 0 1 2 3 | nie wykonuje się sprawdzania i wyznaczenia parzystości sprawdzanie parzystości wyznaczanie parzystości to samo co dla wartości 1 i 2 |
| 22 | <i>Page wait</i> Wyznaczanie liczby linii, które mogą być prezentowane w tym samym czasie. | 0 1-255 | brak możliwości prezentacji liczba prezentowanych linii (liczba znaków LF) |

Pierwotnie, wersja zalecenia X.3 z 1976 roku określała 12 parametrów. Kolejnych 6 zostało dodanych do zalecenia w roku 1980. Następnie w roku 1984 zestaw parametrów podstawowych powiększono do 22. Niektórzy producenci urządzeń i/lub oprogramowania PADa uwzględniają w swoich produktach parametry dodatkowe, np. o numerach od 23 do 32, w celu wzbogacenia możliwości i funkcji produkowanych przez nich PADów.

Różne profile, czyli różne zbiory wartości parametrów PADa zapewniają możliwość współpracy z różnymi terminalami. Ułatwieniem w korzystaniu z PADa jest określenie pewnej liczby profili o ustalonych wartościach parametrów. Asynchroniczny terminal może wybrać odpowiedni dla siebie profil. Ponadto może dokonać modyfikacji wartości jednego lub kilku parametrów z wybranego profilu. Zmiana wartości parametrów występuje zazwyczaj tylko na czas jednego połączenia. Po rozłączeniu połączenia wartości parametrów powracają do wartości zgodnych z wybranym profilem.

8.2. Zalecenie X.28

Zalecenie X.28 określa procedury sterowania przepływem danych między PADem i asynchronicznym DTE. Zdefiniowane przez X.28 procedury obsługi tego styku obejmują:

- ♣ procedury dostępu do PADa,
- ♣ procedury ustanowienia komunikacji między asynchronicznym DTE i PADem,
- ♣ procedury wymiany danych,
- ♣ procedury wymiany informacji sterującej.

Tabela 8.2. Komendy PADa

| Nazwa | Funkcja |
|-----------------|---|
| PAR?(parametry) | odczytanie wartości wyszczególnionych parametrów, np. PAR?2:5 oznacza odczytanie wartości parametrów 2 i 5 |
| SET?(parametry) | ustawienie wartości wyszczególnionych parametrów (np. SET?1:0 oznacza nadanie parametrowi 1 wartości 0) z równoczesnym odczytaniem wartości tych parametrów |
| STAT | odczytanie statusu komunikacji |
| CLR | rozłączenie połączenia wirtualnego |
| PROF n | zmiana numeru profilu na n |
| RESET | wyzerowanie połączenia wirtualnego |
| INT | przerwanie |
| SET(parametry) | ustawienie wartości wyszczególnionych parametrów |
| Selection PAD | ustanowienie połączenia |

Tabela 8.3. Komunikaty PADa

| Nazwa | Znaczenie |
|---------------|---|
| Linefeed | potwierdzenie otrzymania komendy |
| COM | połączenie zestawione |
| ERROR | błędna lub niewłaściwa komenda |
| PAR n : x | odpowiedź na komendę PAR? lub SET?; n oznacza parametr a x jego wartość |
| PAR n :INV | odpowiedź na komendy SET lub SET?, zawierające niewłaściwe wartości parametru; n oznacza parametr któremu usiłowano przypisać niewłaściwą wartość |
| ENGAGED | odpowiedź na komendę STATUS, kiedy połączenie jest ustanowione |
| FREE | odpowiedź na komendę STATUS w przypadku braku ustanowionego połączenia |
| RESET DTE | zdalne DTE zeruje połączenie |
| RESET ERR | abonent zdalny spowodował błąd procedury – zerowanie połączenia |
| RESET NC | zerowanie z powodu przeciążenia sieci |

Po uaktywnieniu przez asynchroniczne DTE, PAD ustanawia połączenie z tym DTE i dokonuje jego obsługi. W celu ustanowienia, utrzymania lub rozłączenia połączenia wirtualnego z odległym DTE, lokalne DTE przesyła do PADa odpowiednie

komendy. W tabeli 8.2 przedstawiono komendy wysyłane do PAdA przez asynchroniczne DTE. PAD musi odpowiadać na wysyłane do niego komendy. Odpowiedzi te zwane komunikatami zamieszczone zostały w tab. 8.3.

Poniżej przedstawimy wybrane przykłady działania komend i komunikatów.

- ♣ Komenda PAR?2,5 wymusza zwrotne przesłanie komunikatu PAR 2:0,5:1. DTE sprawdza wartość drugiego i piątego parametru. PAD informuje DTE, że wartość parametru 2 wynosi 0, a parametr 5 ma wartość 1.
- ♣ Komenda SET?1:0,2:0,4:3 powoduje zwrotne przesłanie komunikatu PAR 1:0,2:0,4:3. DTE zmienia wartości parametrów 1, 2 i 4 odpowiednio na 0, 0 i 3. Następnie PAD informuje o aktualnych wartościach parametrów 1, 2 i 4. Wynoszą one odpowiednio 0, 0 i 3.
- ♣ Komenda SET?2:4 powoduje zwrotne przesłanie komunikatu PAR2:INV. DTE usiłuje przypisać parametrowi 2 niedozwoloną wartość równą 4. PAD odpowiada, że takiej wartości nie można nadać drugiemu parametrowi.

8.3. Zalecenie X.29

Zalecenie X.29 określa sposób wymiany informacji sterującej między dwoma PAdami lub między synchronicznym DTE i PAdem poprzez sieć X.25. Zalecenie to pozwala wymieniać informacje sterujące w dowolnej chwili w trakcie przesyłania danych. Informacje sterujące zalecenia X.29 przesyłane są w pakietach *Data*, w nagłówkach których bit *Q* ma wartość 1.

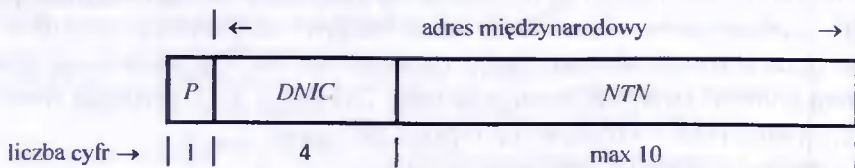
Procedury zdefiniowane w zaleceniu X.29 dotyczą sterowania współpracą między użytkownikami sieci. Chodzi tu o kontrolę parametrów PAdA prowadzoną ze zdalnego DTE. Zdalne synchroniczne DTE może odczytywać parametry profilu PAdA jak również może dokonywać modyfikacji tych parametrów. Operacje te są prowadzone z użyciem komend zwanych wiadomościami. Zalecenie X.29 definiuje siedem następujących wiadomości wykonujących funkcje sterujące:

- ♣ *Set* – zmiana wartości parametrów profilu,
- ♣ *Read* – odczytywanie wartości parametrów profilu,
- ♣ *Set and Read* – zmiana wartości parametrów profilu z żądaniem potwierdzenia dokonania zmiany,
- ♣ *Parameter Indication* – odpowiedź na wiadomości *Set*, *Read* i *Set and Read*,
- ♣ *Invitation to Clear* – zezwolenie na rozłączenie połączenia przez zdalne DTE. PAD rozłącza połączenie z lokalnym DTE,
- ♣ *Indication of Break* – PAD informuje, że terminal nadał przerwanie,
- ♣ *Error* – odpowiedź na niewłaściwą wiadomość.

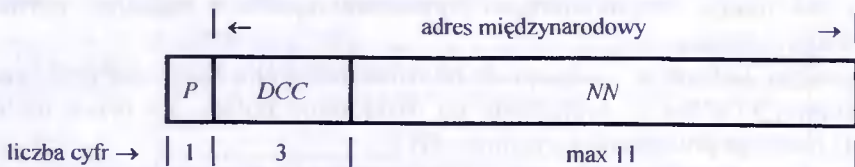
9. Zalecenie X.121

Zalecenie X.121 przedstawia schemat adresacji międzynarodowej dla publicznych sieci z komutacją pakietów. Zalecenie określa również sposób tworzenia adresów dla użytkowników sieci publicznych, a dokładniej mówiąc, dla styków DTE–DCE. W efekcie, każdy użytkownik sieci publicznej posiada adres międzynarodowy. Pozwala on na łatwe komunikowanie się użytkowników dołączonych do sieci publicznych w różnych krajach. Oczywiście, warunkiem takiej komunikacji jest istnienie połączeń (bezpośrednich lub pośrednich poprzez sieci tranzytowe) między tymi dwiema sieciami publicznymi.

Adres międzynarodowy użytkownika (styku DTE–DCE) składa się z co najmniej 5, a maksymalnie z 14 cyfr dziesiętnych. Format adresu międzynarodowego ma dwa warianty przedstawione na rys. 9.1.



a) pierwszy wariant



a) drugi wariant

P – wskaźnik międzynarodowy, *DNIC* – identyfikator sieci publicznej, *DCC* – numer kraju, *NTN* – numer użytkownika, *NN* – numer krajowy

Rys. 9.1. Format adresu międzynarodowego dla publicznych sieci z komutacją pakietów X.25

Każdy adres poprzedzony jest wskaźnikiem międzynarodowym *P*, który zgodnie z zaleceniem X.121 nie wchodzi w skład adresu międzynarodowego. W przypadku sieci X.25 wskaźnik *P* składa się z jednej cyfry – zazwyczaj przyjmuje się $P=0$.

Identyfikator wywoływanej sieci *DNIC* (*Data Network Identification Code*) składa się z czterech cyfr. Pierwsze trzy cyfry określają numer kraju *DCC* (*Data Country Code*), a czwarta cyfra to numer (identyfikator) sieci w kraju. Pierwsza cyfra identyfikatora *DNIC* może przyjmować wartości od 2 do 7, a pozostałe cyfry od 0 do 9. Ten system pozwala nadać do 600 numerów *DCC* i maksymalnie 6000 identyfikatorów *DNIC*. Oznacza to możliwość jednoznacznego zaadresowania 6000 sieci publicznych. W tabeli 9.1 przedstawiono określone przez CCITT numery *DCC* wybranych krajów. Należy zwrócić uwagę na to, że sposób adresacji określony przez X.121 pozwala na nadanie numerów co najwyżej 10 sieciom publicznym w jednym kraju. Przewidując, że w niektórych krajach liczba sieci publicznych przekroczy 10, CCITT przypisała takim krajom jak USA, UK, Kanada i Francja po kilka numerów *DCC*.

Tabela 9.1. Numery *DCC* dla wybranych krajów

| Kraj | <i>DCC</i> | Kraj | <i>DCC</i> | Kraj | <i>DCC</i> |
|-----------|------------|------------|------------|--------|------------|
| Australia | 505 | Irlandia | 274 | UK | 235 |
| Austria | 232 | Japonia | 440 | USA | 310 |
| Belgia | 206 | Kanada | 302 | USA | 311 |
| Brazylia | 724 | Niemcy | 262 | USA | 312 |
| Chiny | 460 | Polska | 260 | USA | 313 |
| Dania | 238 | Portugalia | 268 | USA | 314 |
| Francja | 208 | Szwajcaria | 228 | USA | 315 |
| Hiszpania | 214 | Szwecja | 240 | USA | 316 |
| Holandia | 204 | UK | 234 | Włochy | 222 |

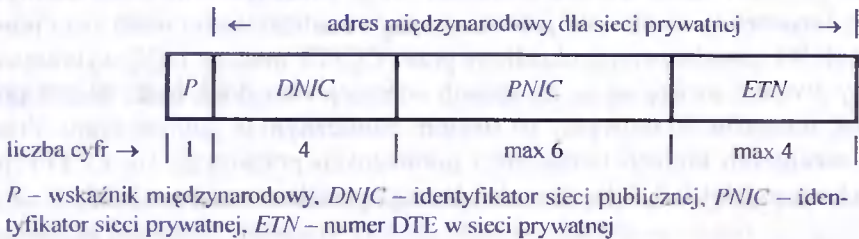
Numer użytkownika *NTN* (*Network Terminal Number*) jest numerem styku DTE–DCE wewnątrz sieci publicznej i jest nadawany przez administratora sieci. Składa się on z co najwyżej 10 cyfr dziesiętnych.

Numer krajowy *NN* (*National Number*) składa się z dwóch części: cyfry dziesiętnej określającej numer sieci publicznej w kraju oraz numeru użytkownika *NTN*, czyli co najwyżej z 11 cyfr. Numer *NN* jest używany przy wywołaniach DTE z tego samego kraju (gdy sieci publiczne w kraju są ze sobą połączone) lub z tej samej sieci publicznej.

Zalecenie X.121 określa również schemat adresacji dla grupy sieci prywatnych dołączonych do jednej sieci publicznej posiadającej identyfikator *DNIC*. Pozwala to na nadanie adresu użytkownikowi (stykowi DTE–DCE) sieci prywatnej. Adres tego użytkownika jest zgodny z pierwszym wariantem formatu adresu międzynarodowego dla sieci publicznych. W przypadku sieci prywatnych numer *NTN* składa się z dwóch części: identyfikatora sieci prywatnej i numeru użytkownika wewnątrz sieci prywatnej. Format adresu międzynarodowego dla sieci prywatnej X.25 przedstawiono na rys. 9.2.

Identyfikator sieci prywatnej *PNIC* (*Private data Network Identification Code*) składa się z co najwyżej 6 cyfr. Pierwsza cyfra może przyjmować wartości od 2 do 9, a następne cyfry od 0 do 9; Identyfikator *PNIC* jest przydzielany przez odpowiednią organizację w każdym kraju.

Numer użytkownika sieci prywatnej *ETN* (*End Terminal Number*) składa się z co najwyżej 4 cyfr. Jest on nadawany przez administratora sieci prywatnej.



Rys. 9.2. Format adresu międzynarodowego dla sieci prywatnych X.25

Zalecenie X.121 umożliwia również nadanie adresów międzynarodowych użytkownikom dołączonym do publicznej sieci transmisji danych poprzez sieć telefoniczną lub poprzez sieć teleksową. W przypadku użytkownika dołączonego poprzez sieć teleksową adres, poprzedzony wskaźnikiem międzynarodowym *P* i cyfrą 8, składa się z numeru sieci teleksowej i numeru abonenta teleksowego w kraju. Natomiast użytkownik dołączony przez sieć telefoniczną posiada adres, poprzedzony wskaźnikiem międzynarodowym *P* i cyfrą 9, składający się z numeru telefonicznego kraju i numeru abonenta telefonicznego w kraju.

10. Protokoły TCP/IP

10.1. Architektura protokołów

Zestaw protokołów TCP/IP (Transmission Control Protocol/Internet Protocol) został opracowany w celu umożliwienia komunikacji między różnymi typami systemów komputerowych, jak również między różnymi sieciami. Agencja DARPA (Defense Advanced Research Project Agency) oraz Stanford University rozpoczęły prace nad protokołem TCP w 1973 roku. Efektem pierwszego, pięcioletniego okresu badań było opracowanie dwóch wzajemnie uzupełniających się protokołów: protokołu połączeniowego TCP i protokołu bezpołączeniowego IP. Stąd zaproponowano nazwę TCP/IP. Po dalszych badaniach, protokoły te zostały przyjęte jako standardy wojskowe w USA w 1983 roku. Stały się one wówczas obowiązującymi w sieci ARPANET, a zatem wszyscy użytkownicy tej sieci musieli je stosować. Po zakończeniu działalności sieci ARPANET w 1990 roku, jej sukcesorka – sieć Internet również korzysta z protokołów TCP/IP. Protokoły TCP/IP są również używane w systemach UNIXowych, sieciach lokalnych i innych sieciach rozległych. Protokoły te służą również do łączenia oddzielnych fizycznie sieci w jedną sieć logiczną.

Do najistotniejszych zalet protokołów TCP/IP można zaliczyć:

- ✦ otwartość i niezależność od specyfiki sprzętowo-programowej systemów komputerowych,
- ✦ możliwość integracji wielu różnych rodzajów sieci komputerowych,
- ✦ wspólny schemat adresacji pozwalający na jednoznaczne zaadresowanie każdego użytkownika,
- ✦ istnienie standardowych protokołów warstw wyższych.

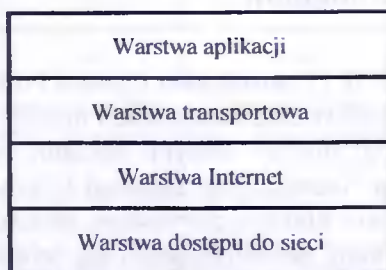
Protokoły TCP/IP to dzisiaj cały zestaw protokołów przeznaczonych do:

- ✦ transferu danych: IP, TCP, UDP (User Datagram Protocol),
- ✦ kontroli poprawności połączeń: ICMP (Internet Control Message Protocol),
- ✦ zarządzania siecią: SNMP (Simple Network Management Protocol),
- ✦ zdalnego włączania się do sieci: TELNET,
- ✦ usług aplikacyjnych typu przesyłanie plików: FTP (File Transfer Protocol).

W tym rozdziale omówione zostaną dokładniej protokoły związane z przesyłaniem danych oraz kontrolą poprawności ich odbioru.

Wszystkie protokoły wchodzące w skład zbioru protokołów TCP/IP są zdefiniowane w następujących dokumentach: Internet Engineering Notes (IEN), Military Standards (MIL STD) oraz Request for Comments (RFC).

Architektura protokołów TCP/IP jest trochę odmienna od modelu ISO/OSI. Czterowarstwowy hierarchiczny model protokołów TCP/IP, nazywany często stosem protokołów, został przedstawiony na rys. 10.1. Dane generowane przez programy aplikacyjne są przekazywane w dół stosu jeśli mają być przesłane poprzez sieć i w górę stosu przy odbiorze. Każda warstwa stosu dodaje do danych przekazywanych z warstwy wyższej informacje sterujące w postaci nagłówków. Oczywiście nagłówek dodany w warstwie wyższej jest traktowany jako dane w warstwie niższej.



Rys. 10.1. Model warstwowy protokołów TCP/IP

Warstwy protokołów TCP/IP używają różnych nazw do określenia przekazywanych danych. Aplikacje stosujące w warstwie transportowej protokół TCP nazywają swoje dane strumieniem. Z kolei TCP nazywa swoje dane segmentem. Aplikacje wykorzystujące w warstwie transportowej protokół UDP określają swoje dane jako wiadomości, a dane protokołu UDP to pakiety. W warstwie Internet protokół IP traktuje swoje dane jako bloki zwane datagramami. W najniższej warstwie bloki danych to ramki lub pakiety w zależności od używanego protokołu.

Warstwa dostępu do sieci jest najniższą warstwą w hierarchii architektury protokołów TCP/IP. W warstwie tej do datagramów IP dodaje się nagłówki oraz zakończenie i w ten sposób otrzymuje się ramki przesyłane w sieci. Również następuje tu zamiana adresów protokołu IP na adresy używane w sieci. Funkcje tej warstwy odpowiadają w przybliżeniu funkcjom trzech najniższych warstw modelu ISO/OSI. Do komunikacji w sieciach rozległych lub przez łącza szeregowo mogą być stosowane takie protokoły jak X.25, PPP (Point-to-Point Protocol) lub SLIP (Serial Line IP). Te dwa ostatnie protokoły zostały specjalnie opracowane do przesyłania datagramów IP poprzez szeregowe łącza dwupunktowe. Protokół SLIP został opisany w dokumencie RFC 1055, a PPP w dokumentach RFC 1171 oraz RFC 1172. Protokół SLIP zazwyczaj jest stosowany do łączenia pojedynczych komputerów poprzez łącza szeregowo. Natomiast w sieciach rozległych zalecane jest stosowanie protokołu PPP.

Warstwa Internet znajduje się powyżej warstwy dostępu do sieci. Podstawowym protokołem tej warstwy jest IP. Protokół ten jest odpowiedzialny za przesyłanie pakietów zwanych datagramami między użytkownikami sieci. Jest to protokół bezpołączeniowy, co oznacza, że datagramy są przesyłane przez sieć bez kontroli poprawności ich dostarczenia. W efekcie datagram może zostać zgubiony w sieci, przekłamany lub zniekształcony. Protokół IP jest przeznaczony do sieci o bardzo dobrej jakości i niezawodności łączy transmisyjnych. Drugim protokołem tej warstwy jest protokół ICMP ściśle związany z IP. Służy on do przesyłania komunikatów o nieprawidłowościach w pracy sieci. Protokół ICMP pozwala na przesyłanie wiadomości sterujących między węzłami sieci. Wiadomości te dotyczą sterowania przepływem, testowania połączeń, wskazania alternatywnych połączeń i wykrywania niedostępnych użytkowników.

Warstwa transportowa zapewnia bezpośrednie połączenie między końcowymi użytkownikami (systemami) wymieniającymi informacje. Do najważniejszych protokołów tej warstwy zaliczamy TCP oraz UDP. Protokół TCP jest protokołem połączeniowym umożliwiającym wykrywanie błędów na obu końcach połączenia. Ma on możliwość ustanowienia i utrzymania połączenia wirtualnego między dwoma użytkownikami w celu przesyłania danych, sterowania przepływem, przesyłania potwierdzeń oraz kontroli i korekcji błędów. Protokół UDP jest protokołem bezpołączeniowym, nie posiadającym mechanizmów sprawdzania poprawności dostarczenia danych do miejsca przeznaczenia. Segmenty TCP jak i pakiety UDP w celu ich dalszego przesłania są umieszczane wewnątrz datagramu IP.

Warstwa aplikacji zawiera procesy wykorzystujące protokoły TCP lub UDP. Protokoły tej warstwy dostarczają użytkownikom różnych usług. Do najbardziej znanych protokołów warstwy aplikacji korzystających z TCP należą:

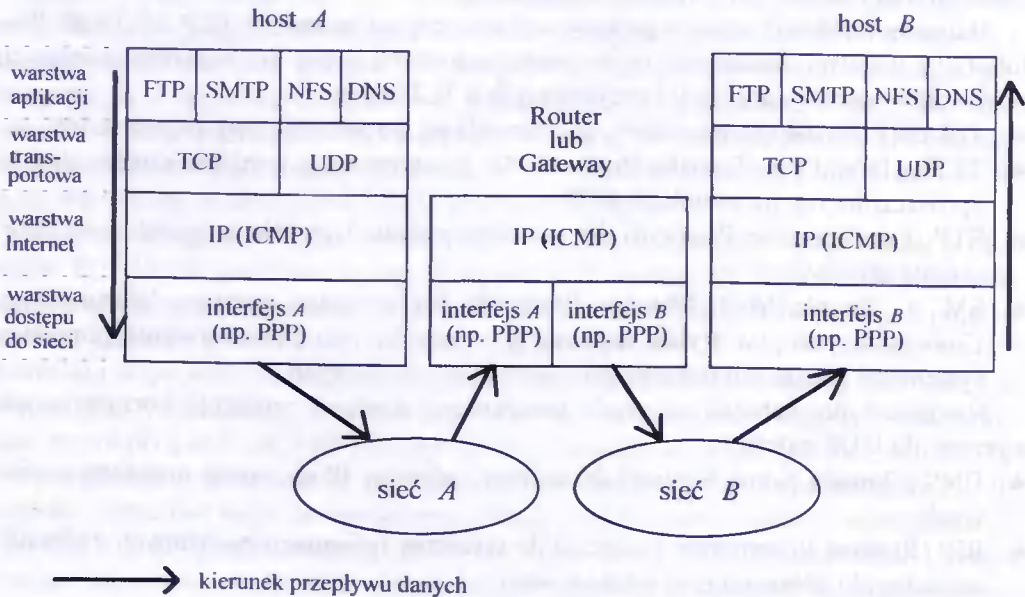
- ♣ TELNET dla usług terminalowych. Pozwala na rozpoczęcie sesji poprzez sieć.
- ♣ TFTP (Trivial File Transfer Protocol) dla prostych usług transferu plików. Jest to uproszczona wersja protokołu FTP.
- ♣ FTP (File Transfer Protocol) dla transferu plików. Umożliwia interakcyjne przesyłanie plików.
- ♣ SMTP (Simple Mail Transfer Protocol) dla wymiany poczty elektronicznej. Umożliwia pracę w trybie zapamiętaj i prześlij (store-and-forward) pomiędzy systemami poczty korzystającymi z serwerów pocztowych.

Natomiast do bardziej znanych protokołów warstwy aplikacji korzystających z protokołu UDP należą:

- ♣ DNS (Domain Name Service) do zamiany adresów IP na nazwy urządzeń sieciowych.
- ♣ RIP (Routing Information Protocol) do wymiany informacji związanych z aktualizacją reguły doboru tras w węzłach sieci.

- ✦ NFS (Network File System) do współdzielenia plików przez wiele komputerów dołączonych do sieci. Jest to rozproszony system plików działający według modelu klient – serwer.

Protokoły TCP/IP wyróżniają dwa typy urządzeń sieciowych: routery (lub gateway) oraz hosty (czyli komputery). Routery służą do przesyłania pakietów między sieciami, a na hostach instalowane jest oprogramowanie aplikacyjne użytkowników. W celu wyjaśnienia głównej idei działania protokołów TCP/IP prześledzimy ich operacje na prostym przykładzie. Na rysunku 10.2 przedstawiono zależności między sieciami, routerem i hostami a modelem warstwowym. Załóżmy, że jedna z aplikacji zainstalowanych na komputerze *A* wysyła informacje do aplikacji zainstalowanej na komputerze *B*. Dane są przekazywane w dół stosu protokołów w komputerze *A*. Każda warstwa opakowuje przychodzące z wyższej warstwy dane dodając odpowiednie nagłówki. Następnie poprzez sieć *A* dane trafiają do routera. Tu, po przejściu przez warstwę dostępu do sieci trafiają do warstwy Internet, gdzie podjęta zostaje decyzja co do wyboru dalszej trasy. Decyzja ta podejmowana jest na podstawie reguły doboru tras. Po podjęciu decyzji co do dalszej trasy datagramy po obudowaniu o nagłówki ramki są przesyłane do sieci *B*, do której dołączony jest komputer *B*. W docelowym komputerze *B* dokonywane jest działanie odwrotne do działania przeprowadzonego w komputerze *A*. Dostarczone dane są przekazywane w górę stosu protokołów. Kolejno rozpakowywane są ramki, datagramy oraz segmenty (pakiety) i w końcu dane zostają przesłane do oprogramowania aplikacyjnego.



Rys. 10.2. Model działania protokołów TCP/IP

Każda aplikacja korzystająca z protokołów TCP/IP jest identyfikowana za pomocą numeru portu. Z kolei protokoły transportowe są określane za pomocą numerów protokołów. Pozwala to łączyć dane generowane przez różne aplikacje z kilkoma protokołami transportowymi i z kolei te protokoły z protokołem IP. Takie podejście daje możliwość multipleksacji danych, czyli np. umożliwia równoczesną komunikację wielu aplikacji z TCP. W Internecie niektóre numery portów są zarezerwowane i wstępnie przypisane do tzw. dobrze znanych usług. Te porty noszą nazwę dobrze znanych portów i mogą przyjmować numery od 0 do 255. Dobrze znane usługi to np. takie protokoły sieciowe jak FTP lub TELNET. Protokoły TCP/IP używają również abstrakcyjnego pojęcia gniazda. Gniazdo to kombinacja adresu IP i numeru portu. W związku z tym gniazdo jednoznacznie określa proces w Internecie. Gniazdo to również zakończenie logicznego łącza komunikacyjnego między dwiema aplikacjami. Jeśli aplikacje realizowane są na dwóch różnych komputerach, to para odpowiadających im gniazd definiuje połączenie w protokole połączeniowym TCP.

10.2. Protokół IP

Protokół IP został zdefiniowany w dokumencie RFC 791. Jest to protokół bezpołączeniowy, co oznacza, że nie sprawdza on poprawności dostarczenia datagramów do miejsc przeznaczenia. Do podstawowych funkcji protokołu IP możemy zaliczyć:

- ♣ określenie struktury datagramu,
- ♣ określenie schematu adresacji,
- ♣ kierowanie ruchem datagramów w sieci,
- ♣ dokonywanie fragmentacji datagramu i odtwarzanie z fragmentów oryginalnego datagramu.

Protokół IP ma różne, kolejne wersje. Obecnie powszechnie stosowana jest wersja 4. Zostanie ona omówiona w tym rozdziale. Przewiduje się, że w najbliższym czasie do użytku wejdzie wersja 6 protokołu IP związana z adresacją 128 bitową.

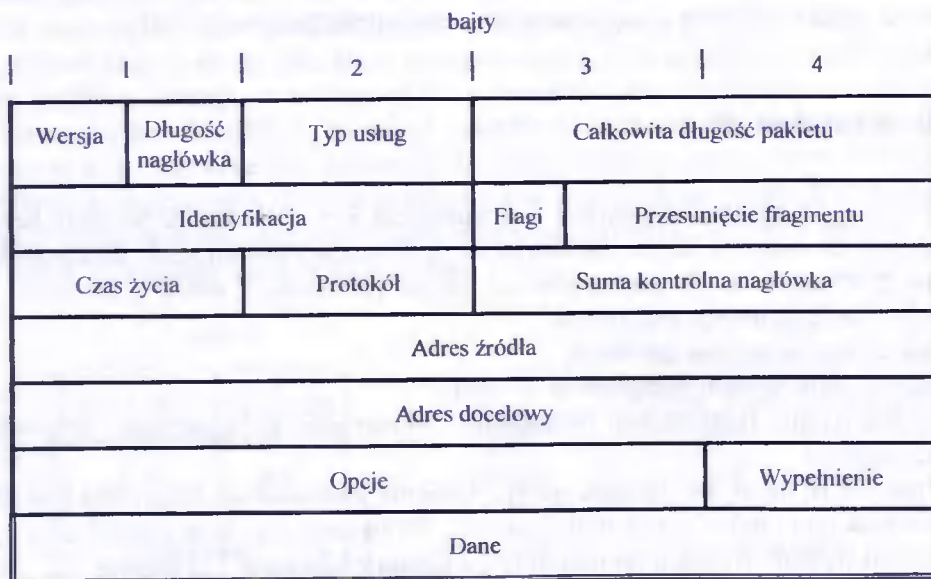
10.2.1. Datagramy

Protokół IP jest przeznaczony do sieci z komutacją pakietów. Pakiet jest nazywany przez IP datagramem. Każdy datagram jest podstawową, samodzielną jednostką przesyłaną w sieci na poziomie warstwy Internet. Datagramy mogą być adresowane do pojedynczych węzłów lub do wielu węzłów. W przesyłaniu datagramów poprzez sieć uczestniczą routery (węzły sieci), które określają dla każdego datagramu trasę od węzła źródłowego do węzła docelowego.

Ponieważ w różnych sieciach mogą być ustalone różne maksymalne długości datagramów, więc w zależności od potrzeb, datagram może być podzielony na kilka mniej-

szych części, tzn. na kilka datagramów. Tę operację nazywamy fragmentacją datagramów. Format każdego fragmentu jest taki sam jak format każdego innego niepodzielne- go datagramu. Konieczność fragmentacji datagramu może być również następstwem przesyłania datagramów przez sieci rozległe dopuszczające inne protokoły i inne długo- ści pakietów, np. sieci X.25 z pakietami o maksymalnej długości 128 bajtów. Komple- towanie pierwotnego datagramu z fragmentów dokonuje się w komputerze docelowym. Z chwilą nadejścia pierwszego fragmentu ustala się czas oczekiwania na skompletowa- nie datagramu. Jeśli w tym okresie czasu nie nadejdą pozostałe fragmenty to następuje przerwanie oczekiwania i skasowanie już otrzymanych fragmentów.

Datagram składa się z nagłówka i danych. Strukturę datagramu przedstawiono na rys. 10.3. Nagłówek zawiera co najmniej 5 słów 32 bitowych. Znaczenie poszczegól- nych pól nagłówka jest następujące:



Rys. 10.3. Struktura datagramu IP

Pole **wersja** (4 bity) określa numer użytej wersji protokołu IP. Jest ono konieczne, ponieważ routery lub komputery w sieci mogą używać różnych wersji IP.

Pole **długość nagłówka** (4 bity) określa liczbę słów 32 bitowych składających się na nagłówek datagramu. Typowa (minimalna) długość nagłówka wynosi 5.

Pole **typ usług** (8 bitów) określa jakość usług jakiej wymaga się od sieci. Znaczenie poszczególnych bitów tego pola jest następujące: Pierwsze trzy bity określają tzw. pierwszeństwo, np. 000 oznacza datagram zwykły, 001 priorytetowy, 010 natychmiastowy, 011 błyskawiczny, a 100 datagram super błyskawiczny. Bit czwarty to bit *D* określający opóźnienie w sieci; *D* = 0 oznacza normalne, a *D* = 1 małe opóźnienie.

Kolejny bit to bit T związany z przepustowością; $T = 0$ oznacza normalną, a $T = 1$ dużą przepustowość. Bit szósty, czyli bit R , pozwala wybrać niezawodność w dostarczeniu datagramu; $R = 0$ oznacza normalną, a $R = 1$ dużą niezawodność. Ostatnie dwa bity mają wartości równe zeru i są zarezerwowane dla przyszłych zastosowań.

Pole **całkowita długość pakietu** (16 bitów) definiuje długość datagramu IP w bajtach (oktetach). Maksymalna długość datagramu wynosi 65535 bajtów.

Kolejne trzy pola w nagłówku są wykorzystywane przez protokół IP do fragmentacji datagramów i do operacji odwrotnej, tzn. do składania z krótkich fragmentów pierwotnego datagramu. Te pola to identyfikacja, flaga i przesunięcie fragmentu.

Pole **identyfikacja** (16 bitów) jest używane do jednoznacznego oznaczenia każdego fragmentu pierwotnego datagramu. Identyfikator zamieszczony w tym polu jest powtarzany we wszystkich fragmentach składających się na pierwotny datagram.

Pole **flagi** zawiera 3 bity. Pierwszy jest zawsze zerem. Drugi bit określa czy można (wartość 1), czy też nie można (wartość 0) fragmentować datagram. Natomiast ostatni bit służy do identyfikacji ostatniego fragmentu składającego się na pierwotny datagram. Wartość 0 określa ostatni, a wartość 1 oznacza kolejny fragment.

Pole **przesunięcie fragmentu** (13 bitów) wskazuje, którą częścią całości pierwotnego datagramu jest dany fragment. Poszczególne fragmenty mają pola danych o długości będącej wielokrotnością 8 bitów. Wyjątkiem jest ostatni fragment, którego długość wynika z długości pierwotnego datagramu. W polu tym podaje się o ile zawartość fragmentu jest przesunięta w stosunku do początku pola danych pierwotnego datagramu.

Pole **czas życia** (8 bitów) jest parametrem określającym ile czasu datagram może przebywać w sieci. Czas życia datagramu ustala nadawca umieszczając w tym polu liczbę naturalną. Przy przejściu przez kolejny router liczba ta jest zmniejszana o 1. Zmniejszenie do 0 powoduje odrzucenie datagramu.

Pole **protokół** (8 bitów) określa numer protokołu warstwy transportowej, do którego należy przesłać dane z datagramu; np. numer 6 oznacza protokół TCP, a numer 1 protokół ICMP.

Pole **suma kontrolna nagłówka** (16 bitów) służy do sprawdzenia poprawności odbioru wyłącznie nagłówka datagramu. Jest to 16 bitowe jedynkowe uzupełnienie jedynkowo uzupełnionej sumy wszystkich 16 bitowych słów nagłówka. Przy obliczaniu sumy kontrolnej przyjmuje się, że pole to zawiera same zera. Suma ta podlega weryfikacji i modyfikacji np. w trakcie zmian pola **czas życia** w każdym węźle sieci.

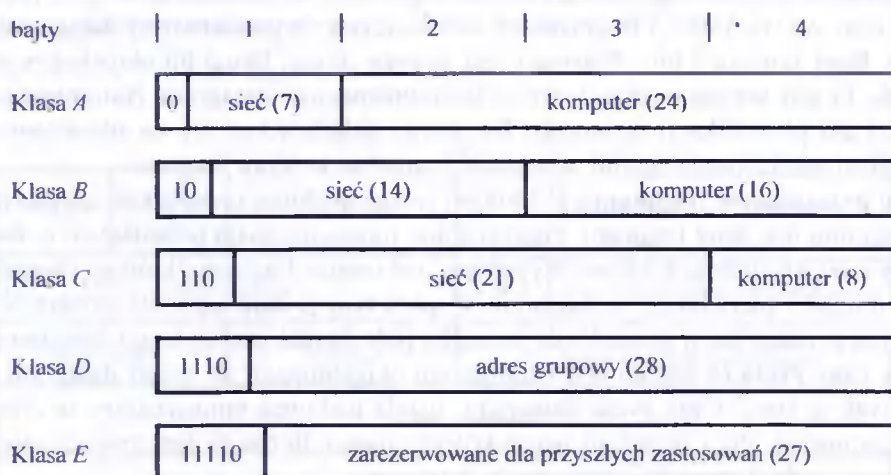
Pola **adres źródła** i **adres docelowy** (po 32 bity) zawierają adresy IP odpowiednio komputera źródłowego i docelowego.

Pole **opcje**, o zmiennej długości będącej wielokrotnością 8 bitów, jest wykorzystywane do określenia dodatkowych wymagań dotyczących sposobu przesyłania datagramu, np. do rejestrowania przebytej trasy lub do zapamiętania trasy zdefiniowanej w węźle źródłowym. Pole to nie musi występować w nagłówku datagramu.

Pole **wypełnienie** jest ewentualnym dopełnieniem pola opcje do wielokrotności 32 bitów.

10.2.2. Adresy IP

W sieciach wykorzystujących protokoły TCP/IP aktualnie są stosowane 32 bitowe adresy, które jednoznacznie określają sieć oraz komputer dołączony do tej sieci. Adres IP składa się z dwóch części: części sieciowej i części identyfikującej komputer wewnątrz sieci. Adresy IP można sklasyfikować według ich formatów. W adresie IP wzajemna relacja między liczbą bitów określających sieć i liczbą bitów określających komputer zależy od klasy adresu. Istnieje pięć klas adresów: klasa *A*, klasa *B*, klasa *C*, klasa *D* i klasa *E*. Strukturę adresów w tych klasach, dla protokołu IP w wersji 4, przedstawiono na rys. 10.4.



Uwaga: w nawiasach podano długość odpowiedniej części adresu wyrażoną w bitach.

Rys. 10.4. Struktury adresów protokołu IP w wersji 4

Adresy klasy *A* posiadają pierwszy bit równy 0. Następne siedem bitów określa sieć, a pozostałe 24 bity komputer wewnątrz sieci. Zauważmy, że ta klasa adresów obsługuje tylko 127 numerów sieciowych i ponad 16 milionów komputerów w jednej sieci.

Adresy klasy *B* rozpoczynają się od pary bitów o wartościach 10. Kolejne 14 bitów określa sieć, a pozostałe 16 bitów komputer wewnątrz sieci. W klasie *B* istnieje ponad 16 tysięcy sieci, a w każdej z nich ponad 65 tysięcy komputerów.

Adresy klasy *C* identyfikowane są następującą sekwencją trzech pierwszych bitów: 110. Następne 21 bitów przeznaczonych jest na wskazanie sieci, a tylko osiem na określenie komputera w każdej sieci. Pozwala to obsłużyć ponad 2 miliony sieci i 254 komputery.

Adresy klasy *D* mają na pierwszych czterech bitach sekwencję 1110, a na pozostałych adres grupowy. Odnoszą się one nie do sieci, a do grupy komputerów, które nie-

koniecznie muszą znajdować się w tej samej sieci fizycznej. Taki adres IP umożliwia równoczesną komunikację z grupą komputerów.

Adresy klasy *E* rozpoczynają się od sekwencji pięciu bitów o wartościach 11110 i są przeznaczone do przyszłych zastosowań.

Adresy IP są zapisywane jako cztery liczby dziesiętne oddzielone od siebie kropkami, np. 132.21.140.115. Liczby te odpowiadają liczbom dwójkowym zawartym w kolejnych czterech bajtach adresu IP, a zatem są one z zakresu 0–255.

Przypisanie ustalonych wartości pierwszym bitom pierwszego bajtu adresu IP powoduje, że wartość pierwszej liczby dziesiętnej jest ściśle związana z klasą adresu, a zatem

- ♣ wartości mniejsze od 128 określają klasę *A*,
- ♣ wartości z przedziału od 128 do 191 wskazują na klasę *B*,
- ♣ wartości z przedziału od 192 do 223 oznaczają klasę *C*,
- ♣ wartości z przedziału od 224 do 239 wskazują na klasę *D*,
- ♣ wartości większe od 239 wskazują na adresy zarezerwowane (klasa *E*).

Adresy IP umożliwiają utworzenie podsieci logicznych w jednej dużej sieci fizycznej posiadającej jeden adres IP. Można tego dokonać korzystając z bitów części identyfikującej komputer w adresie IP oraz z 32 bitowej maski podsieci. Zasada użycia maski jest następująca: Jeśli bit w masce ma wartość 1, to odpowiadający mu bit w adresie IP jest bitem części sieciowej. Jeśli bit w masce jest równy 0, to bit adresu należy do części określającej komputer. Przykładowo, maska 255.255.255.0 zastosowana do adresów klasy *B* rozszerzy część sieciową o jeden bajt. Pierwsze dwa bajty są częścią sieciową adresu klasy *B*, trzeci bajt jest adresem podsieci, a ostatni bajt określa komputer w podsieci.

Obecnie podstawową niedogodnością sieci Internet jest nieustanna redukcja puli adresów IP – praktycznie nie ma już większych możliwości adresowania w klasach *A* i *B*. Rozwiązaniem tego problemu może być propozycja nowego protokołu IP w wersji 6. Proponuje się, aby dotychczasowe 32 bitowe adresy zostały zastąpione adresami 128 bitowymi. Oczywiście zakłada się, że nowe adresy będą obejmowały aktualnie używane adresy 32 bitowe.

10.3. Protokół ICMP

Protokół ICMP (Internet Control Message Protocol) został opublikowany w dokumencie RFC 792. Protokół ten jest ściśle związany z protokołem IP i jest częścią warstwy Internet.

Protokół IP jako protokół bezpołączeniowy nie posiada mechanizmów informowania o błędach. Do tego celu przeznaczony jest protokół ICMP. Umożliwia on przesyłanie między komputerami lub routerami informacji o błędach występujących w funkcjonowaniu sieci IP. Mogą to być następujące przypadki:

- ♣ brak możliwości dostarczenia datagramu do miejsca przeznaczenia,
- ♣ zmiana wcześniej wyznaczonej trasy przez jeden z pośredniczących routerów,
- ♣ brak wolnej pamięci buforowej do zapamiętania datagramu.

Informacje o tych zaburzeniach w działaniu sieci noszą nazwę komunikatów. Komunikaty protokołu ICMP są przesyłane wewnątrz datagramów IP. Każdy komunikat ma własny format. Jednak wszystkie te formaty rozpoczynają się trzema takimi samymi polami. Są to pola: **typ**, **kod** oraz **suma kontrolna**. Dalsze pola zależą od typu komunikatu protokołu ICMP. Przykładowo format komunikatu powiadamiającego o kłopotach z parametrami datagramu IP przedstawiono na rys. 10.5. Znaczenie poszczególnych pól tego komunikatu jest następujące.

| bajty | | | |
|------------|-----------------|----------------|---|
| 1 | 2 | 3 | 4 |
| Typ | Kod | Suma kontrolna | |
| Wskaźnik | Pole nieużywane | | |
| Informacja | | | |

Rys. 10.5. Struktura komunikatu *kłopoty z parametrami* protokołu ICMP

Pole **typ** określa rodzaj komunikatu, a pole **kod** opisuje typ błędu. W polu **suma kontrolna** zawarte jest 16 bitowe jedynekowe uzupełnienie jedynekowo uzupełnionej sumy 16 bitowych słów komunikatu ICMP. Pole **wskaźnik** określa bajt, w którym wystąpił błąd. Natomiast pole **informacja** zawiera nagłówek oraz pierwsze 64 bity datagramu IP, w którym wykryto błąd.

Protokół ICMP posługuje się 12 komunikatami, które są wymieniane między routerami i/lub komputerami. Komunikaty te dotyczą przede wszystkim:

- ♣ przekroczenia czasu życia datagramu. Komunikat jest wysyłany, jeśli po wykonaniu odpowiednich obliczeń, wartość pola czas życia datagramu IP osiągnie zero.
- ♣ wystąpienia niezrozumiałego parametru. Komunikat ten sygnalizuje wystąpienie niedopuszczalnej wartości w pewnym polu nagłówka datagramu IP.
- ♣ wykrycia nieosiągalnych miejsc przeznaczenia. Jeśli nieosiągalnym adresatem jest komputer w sieci, to komunikat ten jest wysyłany przez routery pośredniczące w transferze datagramu. Jeżeli nieosiągalnym miejscem przeznaczenia jest port, to komunikat wysyła docelowy komputer.
- ♣ chwilowego wstrzymania nadawania, gdy datagramy przybywają do komputera lub pośredniczącego routera szybciej niż można je przetworzyć i brakuje wolnej pamięci buforowej do ich zapamiętania.

- ♣ sprawdzenia zasobów sieciowych. W celu sprawdzenia poprawności działania zdalnego systemu wysyła się sygnał echa. System, po otrzymaniu tego komunikatu, musi natychmiast odesłać go do nadawcy. Brak odpowiedzi oznacza, że testowany system nie jest sprawny.
- ♣ wskazania innej trasy dla datagramów. Komunikat ten wysyłany do źródłowego routera wskazuje, że znaleziono „krótszą” trasę dla datagramu.
- ♣ określenia opóźnienia związanego z przesyłaniem datagramów przez sieć.
- ♣ identyfikacji sieci przez dołączony do niej komputer, np. podczas konfigurowania komputera.
- ♣ otrzymania przez komputer maski podsieci wykorzystywanej w sieci fizycznej.

10.4. Protokół TCP

Protokół TCP został określony w dokumencie RFC-793. Jest to protokół zorientowany połączeniowo, czyli umożliwia zestawienie połączenia, w którym efektywnie i niezawodnie przesyłane są dane. Połączenie to charakteryzuje się możliwościami sterowania przepływem, potwierdzania odbioru, zachowania kolejności danych, kontroli błędów i przeprowadzania retransmisji. Blok danych wymienianych między współpracującymi komputerami, które pracują z protokołem TCP, nosi nazwę segmentu. Segment składa się z nagłówka i danych. Struktura segmentu została przedstawiona na rys. 10.6. Znaczenie poszczególnych pól segmentu TCP jest następujące:

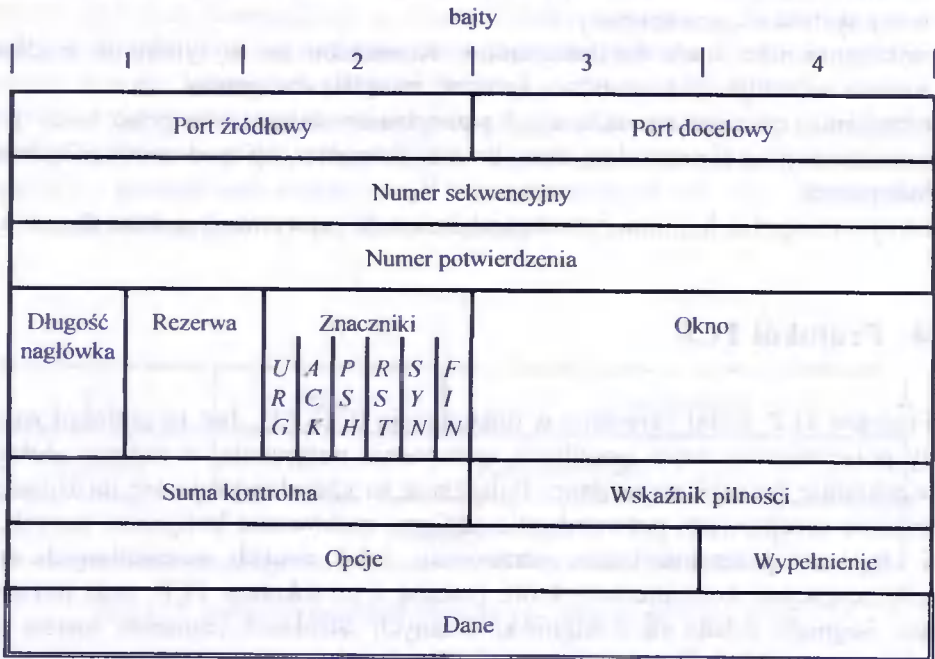
Pole **port źródłowy** (16 bitów) i pole **port docelowy** (16 bitów) zawierają numery portów procesów aplikacyjnych korzystających z usług TCP. Kombinacja tych numerów z adresami sieciowymi IP określa parę gniazd tworzących połączenie protokołu TCP.

Pole **numer sekwencyjny** (32 bity) zawiera numer sekwencyjny pierwszego bajtu danych w segmencie. Ta wartość określa pozycję segmentu w strumieniu bajtów. Podczas ustanawiania połączenia, jeśli bit *SYN* w polu **znaczniki** jest ustawiony na 1, w tym polu zawarty jest inicjujący numer sekwencyjny *INS*, od którego rozpoczyna się numerację bajtów w połączeniu. Zatem pierwszy wysyłany bajt ma numer *INS*+1.

Pole **numer potwierdzenia** (32 bity) zawiera numer sekwencyjny następnego oczekiwanego bajtu po stronie odbiorczej. Jednocześnie jest to potwierdzenie poprawnego odbioru bajtów o numerach sekwencyjnych mniejszych od zawartego w tym polu. Potwierdzenia mówią nadawcy, ile bajtów danych zostało już poprawnie odebranych.

Pole **dlugość nagłówka** (4 bity) określa liczbę 32 bitowych słów w nagłówku segmentu TCP. Tym samym określone zostaje miejsce, w którym rozpoczynają się dane. Pole to ma tak określone znaczenie tylko wtedy, gdy bit *ACK* = 1.

Pole rezerwa (6 bitów) jest przeznaczone dla przyszłych zastosowań. Zawiera ono same zera.



Rys. 10.6. Struktura segmentu TCP

Pole **znaczniki** składa się z sześciu bitów sterujących, które ustawione na 1 mają następujące znaczenie:

- URG* wskazuje na ważność pola wskaźnik pilności,
- ACK* wskazuje na ważność pola numer potwierdzenia,
- PSH* wskazuje na działanie funkcji wymuszającej wysłanie segmentu,
- RST* powoduje przywrócenie stanu początkowego (wyzerowanie) połączenia,
- SYN* wskazuje, że w polu numer sekwencyjny umieszczony jest inicjujący numer sekwencyjny *INS*. Jest on przeznaczony do synchronizacji numerów sekwencyjnych w fazie ustanowienia połączenia.
- FIN* wskazuje, że nadawca nie ma nic więcej do nadania. Jest on traktowany jako sygnał końca danych.

Pole **okno** (16 bitów) określa liczbę bajtów jaką może jeszcze zaakceptować odbiorczy moduł TCP.

Pole **suma kontrolna** jest 16 bitowym jedynkowym uzupełnieniem jedynkowo uzupełnionej sumy wszystkich 16 bitowych słów w segmencie. Ta suma kontrolna obejmuje zarówno nagłówek jak i dane segmentu.

Pole **wskaznik pilności** (16 bitów) jest interpretowane tylko wtedy, gdy bit $UGR=1$. Pole to zawiera numer sekwencyjny bajtu następującego po pilnych danych.

Pole **opcje** ma długość zmienną będącą wielokrotnością 8 bitów. Zawiera ono numery opcji – każdy numer zapisany w jednym bajcie. Dla protokołu TCP zdefiniowano trzy opcje: 0 – koniec listy opcji, 1 – brak działania, 2 – maksymalna długość segmentu.

Pole **wypełnienie** uzupełnia nagłówki do wielokrotności 32 bitów.

Ponieważ TCP jest protokołem zorientowanym połączeniowo, więc w celu przesłania danych między dwoma modułami TCP, zainstalowanymi w różnych komputerach, konieczne jest ustanowienie, utrzymanie i rozłączenie połączenia wirtualnego. Ustanowienie połączenia odbywa się w następujących etapach:

- ♣ nadawczy moduł TCP wysyła do odbiorczego modułu TCP segment z bitem $SYN=1$ i z proponowanym numerem INS w polu numer sekwencyjny,
- ♣ odbiorczy moduł TCP, jeśli zgadza się na ustanowienie połączenia, to przesyła zwrótnie segment z bitami $SYN=1$ i $ACK=1$, a w polu numer sekwencyjny podaje numer INS , z którym rozpocznie działanie,
- ♣ nadawczy moduł TCP wysyła segment z potwierdzeniem otrzymania zgody ($ACK=1$) na ustanowienie połączenia i równocześnie zawierający dane.

W ten sposób zostaje ustanowione połączenie wirtualne między dwoma modułami TCP i mogą zostać przesyłane segmenty z danymi. Segmenty te mogą być przesyłane tym połączeniem w obu kierunkach, ponieważ TCP umożliwia transfer danych między dwoma modułami w trybie duplexowym.

Dla zapewnienia niezawodnej transmisji TCP wykorzystuje sekwencyjną numerację bajtów oraz mechanizm pozytywnych potwierdzeń z retransmisją. Numer sekwencyjny przypisany do każdego przesyłanego bajtu danych pozwala na jego jednoznaczną identyfikację, a także jest używany w mechanizmie przesyłania potwierdzeń. Ponieważ kolejne bajty są numerowane począwszy od INS , a zatem numer pierwszego bajtu wysłanego w połączeniu wirtualnym wynosi $INS + 1$ (zazwyczaj $INS=0$).

Nadawczy moduł TCP dokonuje retransmisji danych do czasu, aż otrzyma potwierdzenie poprawnego ich przyjęcia przez odbiorczy moduł TCP. Rozpoczęcie retransmisji uwarunkowane jest przekroczeniem wcześniej ustalonego czasu oczekiwania na nadejście potwierdzenia.

Po stronie odbiorczej poprawność odbioru danych sprawdzana jest przy użyciu pola suma kontrolna znajdującego się w nagłówku segmentu. Jeżeli dane są akceptowane, to moduł TCP wysyła zwrótnie pozytywne potwierdzenie. Jest ono zawarte w polu numer potwierdzenia. Wszystkie bajty danych o numerach sekwencyjnych mniejszych od wartości zawartej w tym polu zostały odebrane poprawnie.

W sytuacji, gdy dane zostały odebrane poprawnie, a nadawczy moduł TCP retransmitował je np. z powodu zaginięcia segmentu z pozytywnym potwierdzeniem, odbiorczy moduł TCP ma możliwość odrzucenia nadmiarowych danych (duplikatów).

Protokół TCP umożliwia również zarządzanie buforami. Odbywa się to przez wskazanie ile bajtów odbiorczy moduł TCP jest w stanie zaakceptować. Liczba akceptowanych bajtów określona jest w polu okno w nagłówku segmentu przesyłanego do nadawczego modułu TCP. Liczba ta może być zmieniona w trakcie trwania połączenia wirtualnego.

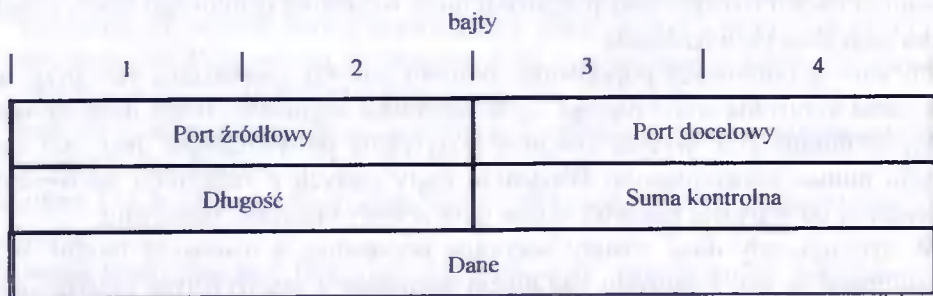
TCP realizuje również koncepcję funkcji wymuszającej. Operacja ta jest realizowana wtedy, gdy aplikacja chce mieć pewność, że wszystkie dane przekazane przez nią do modułu TCP zostały wysłane. W odpowiedzi na żądanie aplikacji, moduł TCP wysyła wszystkie dane znajdujące się w buforach w postaci jednego lub kilku segmentów do odbiorczego modułu TCP. Działanie funkcji wymuszającej sygnalizowane jest bitem $PSH = 1$.

Po przesłaniu danych następuje rozłączenie połączenia wirtualnego. Jest ono realizowane trój etapowo z użyciem bitu FIN ustawionego na 1.

Należy tu przypomnieć, że moduł TCP w celu przesłania segmentu przez sieć przekazuje go do warstwy Internet. Tam jest on umieszczany wewnątrz datagramu, czyli inaczej segment jest uzupełniany o nagłówek datagramu IP. Z kolei protokół IP przekazuje ten datagram do warstwy dostępu do sieci, gdzie po obudowaniu o kolejny nagłówek tworzona jest ramka przesyłana przez sieć.

10.5. Protokół UDP

Protokół UDP (User Datagram Protocol) przedstawiono w dokumencie RFC 768. Jest to protokół bezpołączeniowy, nie posiadający mechanizmów sprawdzających poprawność dostarczenia danych. Protokół UDP został opracowany w celu stworzenia aplikacjom możliwości bezpośredniego korzystania z usług IP. Pozwala on aplikacjom na dołączenie do datagramów IP adresów portów komunikujących się aplikacje. Strukturę pakietu protokołu UDP przedstawiono na rys. 10.7. Znaczenie poszczególnych pól nagłówka tego pakietu jest następujące:



Rys. 10.7. Struktura pakietu protokołu UDP

Pole **port źródłowy** (16 bitów) określa numer portu nadawczego procesu aplikacji. Jeśli pole to nie jest wykorzystywane, to zawiera same zera.

Pole **port docelowy** (16 bitów) zawiera numer procesu aplikacji na komputerze docelowym.

Pole **długość** (16 bitów) zawiera całkowitą długość pakietu (nagłówek i dane) w bajtach.

Pole **suma kontrolna** jest 16 bitowym jedynekowym uzupełnieniem jedynekowo uzupełnionej sumy słów nagłówka i danych pakietu.

Protokół UDP jest wykorzystywany w sytuacjach, gdy przesyłamy niewielką liczbę danych. Również protokół ten mogą używać aplikacje działające według modelu zapytanie – odpowiedź. Ogólnie możemy powiedzieć, że UDP może być z powodzeniem używany tam, gdzie nie są wymagane usługi protokołu TCP.

10.6. Protokoły reguł doboru tras i transmisji szeregowej

W sieciach TCP/IP routery (gatewaye) spełniają ważną rolę w zakresie kierowania ruchem datagramów. Ruch ten może odbywać się zarówno wewnątrz sieci jak i dotyczyć wymiany informacji między różnymi sieciami. Ponieważ protokół IP nie określa sposobu kierowania ruchem wewnątrz sieci i między sieciami, a zatem opracowano dla tych celów różne protokoły reguł doboru tras. Protokoły te mają za zadanie przede wszystkim przygotować informacje niezbędne do budowy tablic kierunków w routerach (gatewayach).

Pojedyncze sieci są dołączone do routerów łączących je z innymi sieciami. Grupę sieci i routerów administrowanych przez ten sam ośrodek i stanowiących jednolity system wykorzystujący ten sam protokół reguły doboru tras nazywamy systemem autonomicznym lub systemem wewnętrznym lub też domeną. Przykładem takiego systemu autonomicznego może być np. sieć kampusowa lub sieć wojskowa.

Protokoły reguł doboru tras są podzielone na dwie grupy, zależnie od tego w jakim obszarze sieci są wykorzystywane. Protokoły wewnętrznych reguł doboru tras są używane do przesyłania informacji związanych z regułą doboru tras stosowaną wewnątrz systemu autonomicznego, a na potrzeby reguł doboru tras wykorzystywanych do kierowania ruchem między systemami autonomicznymi są stosowane protokoły zewnętrznych reguł doboru tras.

Przykładami protokołów wewnętrznych reguł doboru tras są np. protokoły RIP oraz OSPF.

Protokół RIP (Routing Information Protocol) zaliczamy do kategorii protokołów dystansowo-wektorowych (patrz rozdz. 4). Protokół ten zwykle wybiera trasy o najmniejszej liczbie „przeskoków”, czyli najmniejszej liczbie routerów (węzłów), przez które muszą przejść datagramy na trasie od routera źródłowego do routera docelowego.

go. Najdłuższa trasa może składać się z co najwyżej 15 przeskoków. Jeżeli wyznaczona trasa posiada więcej niż 15 przeskoków, to protokół RIP przyjmuje, że router docelowy jest nieosiągalny. Z tego powodu protokół ten nie może być stosowany w systemach autonomicznych składających się z dużej liczby routerów.

Decyzje co do wyboru trasy w protokole RIP mogą być podejmowane nie tylko w oparciu o liczbę przeskoków, ale również na podstawie kosztu trasy. Koszt trasy może reprezentować np. opóźnienie, przepustowość trasy lub stopień zabezpieczenia przed niepowołanym dostępem.

Decyzja co do dalszej trasy datagramu podejmowana jest przez router na podstawie adresu przeznaczenia i tablicy kierunków. Każdy router wysyła swoje tablice kierunków wraz z obliczonymi wcześniej kosztami tras do sąsiednich routerów średnio co 30 sekund. Na podstawie informacji otrzymanych od sąsiadów router modyfikuje swoje tablice kierunków. W tym celu wyznacza koszty tras prowadzących do innych routerów. Koszt trasy do routera X jest sumą kosztu transmisji do sąsiedniego routera i kosztu trasy prowadzącej od sąsiedniego routera do routera X . Pierwszy składnik tej sumy jest obliczany przez router, a drugi jest nadsyłany z sąsiedniego routera. Następnie, dla każdego docelowego routera wybierana jest trasa o najmniejszym koszcie. Jeśli otrzymane informacje dotyczą routera docelowego, który dotychczas nie występował w tablicy kierunków, to tablica ta jest odpowiednio uzupełniana przez dodanie nowej trasy. Jeśli informacje o routerze docelowym już znajdują się w tablicy kierunków, to jej modyfikacja jest dokonywana tylko wtedy, gdy koszt nowej trasy jest mniejszy od kosztu trasy dotychczasowej. Natomiast informacje o trasach są usuwane z tablic kierunków, jeśli:

- ♣ liczba przeskoków na trasie przekroczyła 15,
- ♣ sąsiedni router opóźnia się z przesłaniem swojej tablicy kierunków. Zazwyczaj przyjmuje się, że trasy prowadzące przez ten sąsiedni router są usuwane, gdy opóźnienie w przesłaniu tablicy kierunków przekracza 180 sekund.

Protokół OSPF (Open Shortest-Path-First) zaliczamy do protokołów stanu połączenia (patrz rozdz. 4). W porównaniu z protokołami dystansowo-wektorowymi protokoły stanu połączenia wymagają większej mocy obliczeniowej, zapewniają większy stopień kontroli nad procesem kierowania ruchem datagramów w sieci i szybciej dostosowują się do zmian struktury sieci.

Protokół OSPF jest przystosowany do pracy w dużych systemach autonomicznych. Każdy router pracujący z protokołem OSPF musi znać strukturę sieci, w której pracuje. W związku z tym wykonuje on dwa podstawowe zadania:

- ♣ testowanie stanów sąsiednich routerów i własnych linii wyjściowych w celu potwierdzenia ich sprawności. Wymiana informacji między sąsiednimi routerami jest dokonywana z użyciem protokołu „Hello”.
- ♣ okresowe przesyłanie (rozgłaszanie) informacji o stanie połączeń z sąsiednimi routerami do wszystkich routerów pracujących w sieci.

Router, na podstawie otrzymanywanej informacji, tworzy graf skierowany będący reprezentacją sieci fizycznej. Wierzchołki tego grafu odpowiadają routerom, a łuki skierowane modelują sprawne łącza transmisyjne. Ponieważ każdy z routerów pracujących w sieci otrzymuje te same informacje o sieci, więc każdy z nich tworzy taki sam graf. Następnie każdy router wyznacza najkrótszą trasę do każdego innego routera. Do wyznaczania najkrótszych tras zwykle jest wykorzystywany algorytm Dijkstry. Tablice kierunków są uaktualniane w oparciu o obliczone najkrótsze trasy. W przypadku, gdy do pewnego routera istnieją dwie trasy o jednakowych minimalnych długościach, strumień datagramów dzielony jest na dwie równe części, z których każda przesyłana jest inną trasą.

Każdy router wewnątrz systemu autonomicznego, do wyznaczania najkrótszych tras korzysta z tych samych danych i stosuje ten sam algorytm, a zatem zapobiega to występowaniu pętli na trasach, po których przesyłane są datagramy. Zapobieganie występowaniu pętli na trasach jest bardzo ważną własnością protokołu OSPF, która między innymi wydatnie zwiększa efektywność działania sieci.

Protokoły zewnętrznych reguł doboru tras są wykorzystywane do wymiany informacji związanych ze sposobem przesyłania datagramów między systemami autonomicznymi. Do takich protokołów zaliczamy np. protokoły EGP lub BGP.

Protokół EGP (Exterior Gateway Protocol) umożliwia wymianę komunikatów między parą sąsiednich routerów zewnętrznych. Router zewnętrzny to taki router, który z jednej strony ma możliwość komunikowania się z innymi routerami wewnątrz systemu autonomicznego, a z drugiej z routerami zewnętrznymi innych systemów autonomicznych. System autonomiczny może posiadać jeden lub więcej routerów zewnętrznych.

Każdy router zewnętrzny wymienia informacje związane z wewnętrzną regułą doboru tras z routerami wewnętrznymi systemu autonomicznego korzystając z protokołu wewnętrznej reguły doboru tras. Pozwala to routerowi zewnętrznemu na uzyskanie informacji o adresach komputerów (użytkowników końcowych) znajdujących się w systemie autonomicznym. Ponadto każdy router zewnętrzny wymienia informacje związane z zewnętrzną regułą dorobku tras z sąsiednimi routerami zewnętrznymi innych systemów autonomicznych.

Podstawowe procedury wykonywane przez router zewnętrzny pracujący według protokołu EGP to:

- ♣ poznanie sąsiada poprzez wymianę specjalnych komunikatów między sąsiednimi routerami zewnętrznymi,
- ♣ okresowa wymiana informacji związanej z kierowaniem ruchem datagramów między dwoma sąsiednimi routerami zewnętrznymi,
- ♣ monitorowanie dostępności sąsiednich routerów zewnętrznych realizowane przez wysłanie odpowiedniego komunikatu i oczekiwanie na odpowiedź. Jeśli po trzykrotnym wysłaniu komunikatu ciągle brak odpowiedzi, to zakłada się, że sąsiedni

router zewnętrzny przestał działać i wówczas usuwa się z tablicy kierunków wszystkie prowadzące przez niego trasy.

Router zewnętrzny zwykle utrzymuje dwie tablice kierunków. Jedną dotyczącą kierowania ruchem datagramów wewnątrz systemu autonomicznego i drugą z trasami do innych routerów zewnętrznych. Tablica związana z ruchem datagramów wewnątrz systemu autonomicznego jest wyznaczana (aktualizowana) z użyciem protokołów wewnętrznych reguł doboru tras, a tablica kierunków dotycząca wymiany datagramów między systemami autonomicznymi jest wyznaczana z użyciem procedur nie definiowanych przez protokół EGP.

Protokół BGP (Border Gateway Protocol) zdefiniowany w dokumencie RFC 1163 zaczyna zastępować protokół EGP. Routery zewnętrzne pracujące z protokołem BGP, podobnie jak routery z protokołem EGP, wymieniają informacje o dostępności systemów autonomicznych. Ponadto przesyłane są atrybuty trasy takie jak koszty czy też zabezpieczenia przed niepowołanym dostępem. Atrybuty te również mogą zawierać informacje służące do wyboru tras na podstawie wymagań administracyjnych (nietechnicznych), np. związanych z bezpieczeństwem datagramów. Na podstawie otrzymanych informacji protokół EGP wybiera najkrótszą trasę. Informacje wymieniane są jedynie przyrostowo, a nie poprzez przesłanie całej bazy danych dotyczącej zewnętrznej reguły doboru tras, zatem protokół ten nie powoduje dużego przyrostu ruchu w sieci.

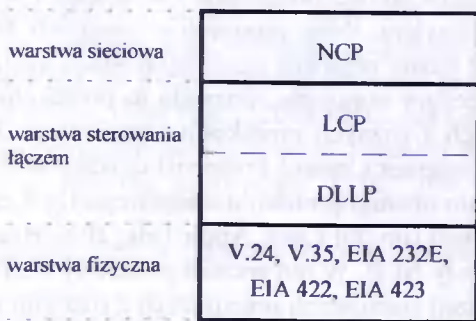
Protokoły TCP/IP mogą działać korzystając z wielu różnych mediów transmisyjnych. Jednym z istotniejszych nośników są łącza szeregowe z uwagi na to, że wielu zdalnych użytkowników łączy się z sieciami TCP/IP poprzez np. łącza telefoniczne, a także z uwagi na rozwój sieci rozległych pracujących z protokołami TCP/IP. Te dwa powody wymusiły standaryzację komunikacji TCP/IP poprzez łącza szeregowe, co doprowadziło do powstania dwóch protokołów dla łączy szeregowych: SLIP oraz PPP.

Protokół SLIP (Serial Line IP) został opisany w dokumencie RFC 1055. Umożliwia on asynchroniczny lub synchroniczny transfer danych przez łącza dzierżawione lub komutowane z szybkością transmisji do 19.2 kbit/s. Pozwala łączyć ze sobą komputery, routery i stacje robocze. Protokół SLIP w prosty sposób obudowuje datagramy IP podczas ich przesyłania przez łącza szeregowe. SLIP dane traktuje jako ciąg bajtów i używa następujących dwóch znaków specjalnych do oznaczania końca datagramu:

- ♣ znak SLIP END (kod 192) oznaczający koniec datagramu,
- ♣ znak SLIP ESC (kod 219) wskazujący, że następny znak nie jest znakiem specjalnym protokołu SLIP. W trakcie transmisji może się zdarzyć, że w nadawanym ciągu danych wystąpią sekwencje odpowiadające znakom specjalnym, co oznaczałoby błędną ich interpretację przez odbiornik. Aby się przed tym zabezpieczyć, nadawca wysyła ciąg bajtów i wstawia dodatkowy znak ESC bezpośrednio przed bajtem odpowiadającym znakowi specjalnemu. Pozwala to zapobiec interpretowaniu przez protokół SLIP bajtu stanowiącego dane jako końca datagramu.

Protokół SLIP może przekazywać datagramy o długości do 1006 bajtów. Nie zawiera on w sobie mechanizmów detekcji i korekcji błędów, a także nie posiada mechanizmów adresowania. Oba komunikujące się systemy muszą znać wzajemnie swoje adresy i mogą przysyłać z użyciem protokołu SLIP wyłącznie datagramy IP. Protokół ten może być wykorzystany jedynie w transmisji typu punkt–punkt. Ponadto komunikujące się systemy muszą mieć zainstalowane te same wersje protokołu SLIP.

Wymienione wyżej braki protokołu SLIP nie są istotne dla części zastosowań, a w innych zastosowaniach stanowią poważną przeszkodę. I tak, protokół SLIP zaleca się stosować do odległych pojedynczych systemów, komputerów lub stacji roboczych przysyłających wyłącznie datagramy IP, a nie zaleca się go używać w środowisku sieci rozległych do łączenia routerów.



Rys. 10.8. Model warstwowy protokołu PPP

Protokół PPP (Point-to-Point Protocol) opracowano jako standard przeznaczony do użycia w sieci Internet. Można go również stosować w innych sieciach rozległych. Protokół PPP został zdefiniowany w dokumentach RFC 1171 i RFC 1172. Jest to protokół przeznaczony do transmisji synchronicznej i asynchronicznej po łączach dzierżawionych i komutowanych. Protokół PPP może przenosić pakiety pochodzące od różnych protokołów warstwy sieciowej, takich jak IP, IPX, AppleTalk, DECnet, CLNP oraz MAC. Inną właściwością tego protokołu jest posiadanie mechanizmu adresacji IP, co pozwala zdalnym użytkownikom łączyć się z siecią w dowolnym miejscu, a także brak ograniczeń co do szybkości transmisji. Datagramy IP lub pakiety innych protokołów są przysyłane wewnątrz ramek protokołu PPP. Struktura tej ramki jest podobna do struktury ramki HDLC z tym, że ramka PPP ma dodatkowe pole określające od jakiego protokołu pochodzą dane zawarte w polu informacyjnym ramki.

Protokół PPP obejmuje swym działaniem trzy najniższe warstwy modelu ISO/OSI. Model protokołu PPP został przedstawiony na rys. 10.8. Warstwy protokołu PPP pełnią następujące funkcje.

- ♣ Warstwa fizyczna definiuje transmisję poprzez łącza synchroniczne i asynchroniczne z użyciem takich protokołów jak EIA-232E, EIA-422, EIA-433, V.24 oraz V.35.
- ♣ Warstwa sterowania łączem składa się z dwóch części. Protokół DLLP (Data Link Layer Protocol) jest nieznacznie zmodyfikowaną wersją protokołu HDLC. Modyfikacja ta polega na dodaniu do ramki pola określającego protokół, z którego pochodzą przesyłane dane. Protokół DLLP jest używany zarówno do transmisji synchronicznej jak i asynchronicznej. Protokół LCP (Link Control Protocol) zakłada i utrzymuje łącze między dwoma połączonymi stacjami. Dostarcza on informacji sterującej połączeniem szeregowym. Stosuje się go do ustanawiania połączenia logicznego, negocjacji parametrów konfiguracyjnych połączenia, utrzymywania połączenia, sprawdzania jakości połączenia i rozłączania połączenia.
- ♣ Warstwa sieciowa zawiera zbiór protokołów zwanych NCP (Network Control Protocol). Ponieważ każdy protokół sieciowy posiada swój własny protokół NCP wyposażony w procedury kontrolne, pozwala to protokołowi PPP na przesyłanie danych pochodzących z różnych protokołów sieciowych. Pierwotnie NCP stanowił protokół IPCP (Internet Control Protocol) opisany w dokumentach RFC 1171 i RFC1172 służący do obsługi protokołu sieciowego IP. Z czasem, inni producenci protokołów sieciowych (np. DECnet, AppleTalk, IPX, Banyan Vines) zaczęli dołączać swoje protokoły NCP. W ten sposób protokoły NCP pozwalają PPP na obsługę różnych urządzeń sieciowych pracujących z różnymi protokołami.

11. Frame Relay

Frame Relay, czyli przekazywanie ramek, jest techniką zorientowaną pakietowo i funkcjonującą w zakresie warstwy sterowania łączem modelu ISO/OSI. Technika ta wywodzi się ze standardu ISDN i protokołu X.25. Dla użytkownika jest to styk umożliwiający dostęp do szybkiej sieci rozległej z komutacją pakietów. Technika Frame Relay jest dostosowana do różnych przepustowości łączy transmisyjnych, np. 64 kbit/s, 256 kbit/s, 768 kbit/s, 1544 kbit/s, 2048 kbit/s oraz 45 Mbit/s. Dostęp użytkownika do sieci z przekazywaniem ramek może być zrealizowany za pośrednictwem sieci ISDN (kanały B, D lub H), łączy typu T1/E1 lub podkanałów łącza T1 (Fractional T1).

Podstawowe zastosowanie sieci z przekazywaniem ramek to transmisja danych, a także:

- * łączenie odległych sieci lokalnych,
- * przekazywanie plików,
- * wymagająca małych opóźnień praca interaktywna między terminalem a komputerem,
- * praca interaktywna między grupą terminali, a dużym komputerem z wykorzystaniem multipleksacji statystycznej strumienia danych pochodzących z/do terminali.

Technika Frame Relay została zdefiniowana w różnych zaleceniach, wydawanych od 1988 roku, takich organizacji standaryzacyjnych jak ITU-T oraz ANSI. Praktycznie, większość obecnie obowiązujących zaleceń lub ich modyfikacji zostało opublikowanych po roku 1992. Do najistotniejszych zaleceń wydanych w tym zakresie przez ITU-T należą:

- I.122 – Framework for Mode Bearer Services,
- I.233 – Frame Mode Bearer Services,
- I.370 – Congestion Management for the ISDN Frame Relaying Bearer Service,
- I.372 – Frame Relay Bearer Service Network-to-Network Interface Requirement,
- I.555 – Frame Mode Bearer Services Internetworking,
- Q.922 – ISDN Data Link Layer Specification for Frame Mode Bearer Services,
- Q.933 – Signaling Specification for Frame Mode Call Control.

Natomiast wśród zaleceń ANSI do najważniejszych w tym zakresie należą:

- T1.606 – Architectural Framework and Service Description for Frame Relaying Bearer Service,

T1.617 – Signaling Specification for Frame Relay Bearer Service for DSS1,
T1.618 – Core Aspects of Frame Protocol for Use with Frame Relay Bearer Service.

Technika przekazywania ramek została opracowana z myślą o pełnym wykorzystaniu własności nowoczesnych łączy transmisyjnych o bardzo małym prawdopodobieństwie występowania błędów, np. łączy światłowodowych. W związku z tym, przełączniki z przekazywaniem ramek nie dokonują kontroli przepływu i korekcji błędów, a jedynie przesyłają ramki wzdłuż wcześniej ustanowionych połączeń wirtualnych. Funkcje sterowania przepływem oraz funkcje korekcji błędów są realizowane poza siecią w systemach użytkowników końcowych. Oznacza to, że potwierdzenia poprawnego odbioru ramek wymieniane są wyłącznie między tymi systemami. Taka koncepcja pozwoliła na uzyskanie bardzo małych opóźnień przy przesyłaniu pakietów, nawet do 2 ms.

Przekazywanie ramek jest techniką połączeniową, w której stosuje się następujące typy połączeń wirtualnych (kanałów logicznych):

- ♣ stałe połączenia wirtualne PVC przydzielane z chwilą dołączenia użytkownika do sieci i dostępne przez długi czas (miesiące, lata),
- ♣ tymczasowe połączenia wirtualne SVC ustanawiane i rozłączane na życzenie użytkownika w krótkim czasie (minuty, godziny),
- ♣ grupowe połączenia wirtualne (Multicast) zestawiane na dłuższy czas i zezwalające na równoczesny dostęp przez wielu użytkowników sieci. Tego typu połączenia umożliwiają dostarczanie kopii ramek do wybranej grupy użytkowników.

Zasada pracy sieci z przekazywaniem ramek jest następująca: Jeśli dwóch użytkowników, między którymi nie ma połączenia wirtualnego typu PVC, chce się ze sobą komunikować, to musi zostać między nimi ustanowione połączenie wirtualne typu SVC. Dokonuje tego jeden z użytkowników wysyłając w ramce odpowiednią wiadomość określającą żądane parametry połączenia wirtualnego. Ramka z tą wiadomością przechodząc przez sieć zestawia połączenie wirtualne między dwoma użytkownikami. Ponieważ parametry tego połączenia mogą być negocjowane, wymagane jest potwierdzenie ustanowienia połączenia. Połączenie identyfikowane jest za pomocą numeru połączenia wirtualnego. Po ustanowieniu połączenia użytkownicy wymieniają między sobą informacje w postaci ramek o zmiennej długości. Przełączniki kierują przez sieć ramki zawierające dane na podstawie numerów połączeń wirtualnych. Kontrola poprawności odbioru ramek prowadzona jest w systemach użytkowników końcowych połączenia wirtualnego. Tylko między tymi systemami przesyłane są potwierdzenia poprawnego odbioru, żądania retransmisji, wstrzymania lub ograniczania liczby nadawanych ramek. Przełączniki dokonują jedynie sprawdzenia poprawności odbioru ramek, a gdy stwierdzą, że nadesłana ramka jest błędna, to ją kasują. Podobnie w razie wystąpienia przeciążenia, kasują specjalnie oznakowanie ramki. Równocześnie przełączniki informują o wystąpieniu przeciążenia systemy użytkowników końcowych, które są zobowiązane do zmniejszenia natężenia ruchu ramek w połączeniu wirtualnym. Kasowanie ramek przez przełączniki sieci z przekazywaniem ramek nie

powoduje powiadomienia o tym fakcie, niezależnie od przyczyny kasowania, systemów użytkowników końcowych. Systemy te mają odpowiednie mechanizmy rozpoznające ubytki w strumieniu ramek. Po przesłaniu danych następuje rozłączenie połączenia wirtualnego. Przyjęcie takiej zasady działania jest możliwe z tego powodu, że technika przekazywania ramek wykorzystuje wyłącznie niezawodne i szybkie łącza fizyczne.

Zalecenie I.233 wyróżnia dwie podstawowe usługi związane z przesyłaniem danych techniką komutacji ramek:

- ✦ przekazywanie ramek (Frame Relay),
- ✦ przełączanie ramek (Frame Switching).

Funkcje związane z techniką przekazywania ramek dotyczą ustanowienia połączenia typu SVC, obsługi połączeń PVC i Multicast, przesyłania ramek generowanych przez użytkowników, sprawdzania formatu ramek, detekcji błędów w ramach i kasowania ramek. Natomiast funkcje związane z techniką przełączania ramek, poza wyżej wymienionymi, obejmują przesyłanie potwierdzeń, sterowanie przepływem, korekcję błędów, rozpoznawanie duplikatów ramek oraz wykrywanie nieprawidłowości w procedurach transmisyjnych. Jak z tego widać, technika przekazywania ramek jest zdecydowanie łatwiejsza w realizacji, co znalazło odbicie przy budowie sieci rozległych. Usługi związane z techniką przekazywania ramek są szeroko upowszechnione i łatwo dostępne w istniejących publicznych i prywatnych sieciach rozległych, natomiast technika przełączania ramek nie doczekała się jeszcze komercyjnych zastosowań.

Architektura protokołów dotyczących komutacji ramek obejmuje dwa oddzielne obszary operacji: obszar sterowania związany z ustanawianiem, zarządzaniem, utrzymaniem i rozłączaniem połączenia wirtualnego oraz obszar transferu danych dotyczący przesyłania danych w połączeniu wirtualnym między dwoma użytkownikami. Protokoły obszaru sterowania określają procedury wymiany informacji sterujących między użytkownikiem a siecią z komutacją ramek. Z kolei protokoły obszaru przesyłania danych zawierają procedury wymiany informacji między końcowymi użytkownikami. Protokołem obszaru sterowania jest protokół sterowania połączeniem wirtualnym Q.933, a z obszarem przesyłania danych związany jest protokół LAP-F opisany zaleceniem Q.922.

11.1. Sterowanie połączeniem wirtualnym

Połączenia wirtualne typu SVC wymagają protokołu sygnalizacyjnego służącego do ustanawiania, utrzymywania, zarządzania i rozłączania połączenia. Takim protokołem przeznaczonym dla sieci z przekazywaniem ramek jest protokół Q.933. Protokół ten wywodzi się z protokołu Q.931 używanego do sygnalizacji w sieciach ISDN. Z punktu widzenia modelu ISO/OSI protokoły Q.933/Q.931 są protokołami warstwy sieciowej.

| | | kolejne bity | | | | | | |
|-----|---|--|---|----------------------------------|---|---|---|--|
| 8 | 7 | 6 | 5 | 4 | 3 | 2 | 1 | |
| | | Identyfikator elementu | | | | | | |
| 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | |
| | | Długość elementu | | | | | | |
| | | Maksymalna długość pola informacyjnego ramki (MDPIR) | | | | | | |
| 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | |
| 0 | MDPIR dla ramek wychodzących | | | | | | | |
| 0/1 | Kontynuacja MDPIR dla ramek wychodzących | | | | | | | |
| 0 | MDPIR dla ramek przychodzących | | | | | | | |
| 0/1 | Kontynuacja MDPIR dla ramek przychodzących | | | | | | | |
| | | Przepustowość | | | | | | |
| 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | |
| 0 | Wykładnik dla ruchu wyjściowego | | | Mnożnik dla ruchu wyjściowego | | | | |
| 0/1 | Kontynuacja mnożnika dla ruchu wyjściowego | | | | | | | |
| 0 | Wykładnik dla ruchu przychodzącego | | | Mnożnik dla ruchu przychodzącego | | | | |
| 0/1 | Kontynuacja mnożnika dla ruchu przychodzącego | | | | | | | |
| | | Minimalna dopuszczalna przepustowość | | | | | | |
| 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 1 | |
| 0 | Wykładnik dla ruchu wyjściowego | | | Mnożnik dla ruchu wyjściowego | | | | |
| 0/1 | Kontynuacja mnożnika dla ruchu wyjściowego | | | | | | | |
| 0 | Wykładnik dla ruchu przychodzącego | | | Mnożnik dla ruchu przychodzącego | | | | |
| 0/1 | Kontynuacja mnożnika dla ruchu przychodzącego | | | | | | | |
| | | CBS | | | | | | |
| 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 1 | |
| 0 | Wartość parametru CBS dla ruchu wyjściowego | | | | | | | |
| 0/1 | Kontynuacja wartości parametru CBS dla ruchu wyjściowego | | | | | | | |
| 0 | Wartość parametru CBS dla ruchu przychodzącego | | | | | | | |
| 0/1 | Kontynuacja wartości parametru CBS dla ruchu przychodzącego | | | | | | | |
| | | EBS | | | | | | |
| 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | |
| 0 | Wartość parametru EBS dla ruchu wyjściowego | | | | | | | |
| 0/1 | Kontynuacja wartości parametru EBS dla ruchu wyjściowego | | | | | | | |
| 0 | Wartość parametru EBS dla ruchu przychodzącego | | | | | | | |
| 0/1 | Kontynuacja wartości parametru EBS dla ruchu przychodzącego | | | | | | | |

Rys. 11.1. Element informacyjny określający parametry połączenia wirtualnego

Należy tu zwrócić uwagę na to, że w przypadku połączeń wirtualnych typu PVC, które są ustanawiane przez administratora sieci, protokół sterujący połączeniem wirtualnym jest zbędny.

Komunikaty protokołu Q.933 nazywane są wiadomościami. Są one przesyłane w części informacyjnej ramek protokołu LAP-F, np. w przypadku przesyłania wiadomości w kanałach typu B lub H. Ramki przenoszące wiadomości protokołu Q.933 są wyróżniane tym, że posiadają identyfikator połączenia logicznego $DLCI=0$. W przypadku, gdy użytkownik jest dołączony do przełącznika sieci z przekazywaniem ramek za pomocą bezpośredniego łącza ISDN, to możliwe jest również przesyłanie wiadomości protokołu Q.933 w kanałach typu D za pomocą ramek protokołu LAP-D.

Wiadomość protokołu Q.933 składa się z nagłówka zawierającego między innymi sekwencję identyfikującą protokół i sekwencję określającą typ wiadomości oraz z części informacyjnej zawierającej jeden lub kilka elementów informacyjnych. Każdy element informacyjny rozpoczyna się identyfikatorem. Po nim występują w ściśle określonym porządku wartości parametrów składających się na dany element. Elementy informacyjne służą do określania parametrów połączenia wirtualnego, przesyłania adresów wywoływanego i wywołującego systemu użytkownika, określania pośrednich (tranzytowych) sieci, przez które ma przechodzić połączenie wirtualne itp. Jeden element informacyjny może wchodzić w skład kilku różnych wiadomości. Na rysunku 11.1 przedstawiono format elementu informacyjnego określającego parametry połączenia wirtualnego. Element ten składa się z następujących parametrów:

- ♣ Maksymalna długość pola informacyjnego ramki protokołu podstawowego LAP-F. Jest ona wyrażona w bajtach. Długość pola informacyjnego może zawierać się w przedziale od 8 do 4096 bajtów.
- ♣ Przepustowość określa średnią liczbę bitów przesyłanych w połączeniu wirtualnym w ciągu sekundy. Określa się ją oddzielnie dla obu kierunków ruchu w połączeniu. Wartość przepustowości jest określona w postaci $a \cdot 10^b$, gdzie wartość a podawana jest w polu mnożnika, a wartość b w polu wykładnika.
- ♣ Minimalna dopuszczalna przepustowość określa dolne ograniczenie przepustowości możliwe jeszcze do zaakceptowania przez użytkownika, który zapoczątkował procedurę ustanawiania połączenia. Jeśli sieć lub użytkownik wywoływany nie potrafią zapewnić przepustowości powyżej tak określonego dolnego ograniczenia, to połączenie wirtualne jest kasowane.
- ♣ Umowny rozmiar pakietu CBS (Committed Burst Size) określa maksymalną liczbę danych (w bitach), którą sieć podejmuje się przesłać w określonym przedziale czasu T , przy normalnych warunkach pracy sieci.
- ♣ Nadzwyczajny rozmiar pakietu EBS (Excess Burst Size) określa maksymalną liczbę danych (w bitach) o jaką może zostać przekroczony parametr CBS i które to dane sieć będzie usiłowała przesłać w przedziale czasu T przy normalnych warunkach pracy. Te nadmiarowe dane są traktowane przez sieć jako możliwe do skasowania.

Wiadomości protokołu Q.933 można podzielić na grupy związane z ustanowieniem połączenia, rozłączeniem połączenia oraz obsługą połączenia. W tabeli 11.1 przedstawiono podział wiadomości na grupy wraz z opisem ich funkcji.

W normalnych warunkach, przy ustanawianiu połączenia, użytkownik po stronie nadawczej wysyła wiadomość *Setup*, a użytkownik po stronie odbiorczej potwierdza chęć nawiązania połączenia wiadomością *Connect*, która z kolei jest potwierdzana przez *Connect Acknowledge*. Podobna procedura jest stosowana przy rozłączaniu połączenia wirtualnego. Rozłączenie jest zapoczątkowane wysłaniem wiadomości *Disconnect*. Zgodę na rozłączenie sygnalizuje wiadomość *Release*, której otrzymanie potwierdza wiadomość *Release Complete*.

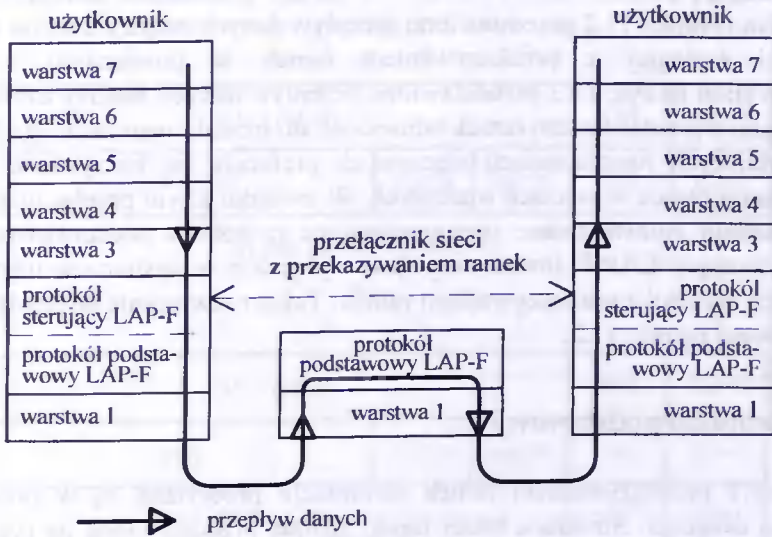
Tabela 11.1. Wiadomości protokołu Q.933

| Nazwa wiadomości | Funkcja |
|----------------------------|---|
| Ustanowienie połączenia | |
| <i>Alerting</i> | Wskazuje, że użytkownik przechodzi w stan alarmowy. |
| <i>Call Proceeding</i> | Wskazuje, że została zapoczątkowana procedura ustanawiania połączenia. |
| <i>Connect</i> | Akceptacja ustanowienia połączenia przez użytkownika wywoływanego. |
| <i>Connect Acknowledge</i> | Wskazuje, że użytkownik wywołujący zgadza się na połączenie – potwierdzenie otrzymania wiadomości <i>Connect</i> |
| <i>Progress</i> | Raportowanie postępów w nawiązywaniu połączenia w przypadku współpracy z sieciami prywatnymi. |
| <i>Setup</i> | Inicjowanie ustanowienia połączenia logicznego. |
| Rozłączenie połączenia | |
| <i>Disconnect</i> | Żądanie wyzerowania połączenia. |
| <i>Release</i> | Wskazuje na zamiar zwolnienia kanału i rozłączenia połączenia. |
| <i>Release Complete</i> | Zwolnienie kanału i rozłączenie połączenia. |
| Inne | |
| <i>Status</i> | Określenie stanu połączenia. Wiadomość jest wysyłana w odpowiedzi na <i>Status Inquiry</i> lub w dowolnym czasie w celu poinformowania o błędach. |
| <i>Status Inquiry</i> | Żądanie wysłania wiadomości <i>Status</i> . |

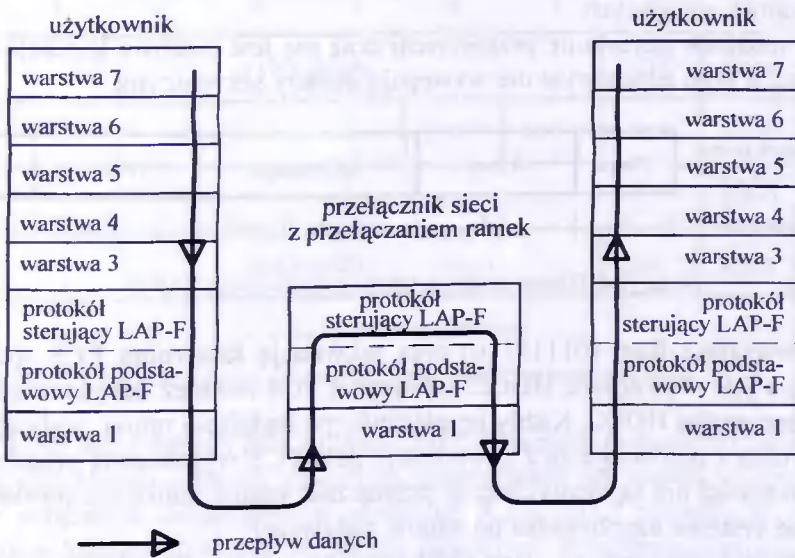
11.2. Protokół LAP-F

Protokół LAP-F (Link Access Procedure for Frame-Mode Bearer Services) został zdefiniowany w zaleceniu Q.922. Jest on przeznaczony dla pakietowych sieci trans-

misji danych wykorzystujących technikę przełączania lub przekazywania ramek. Protokół ten wywodzi się z protokołu LAP-D stosowanego w sieciach ISDN.



Rys. 11.2. Model protokołu podstawowego LAP-F



Rys. 11.3. Model protokołu sterującego LAP-F

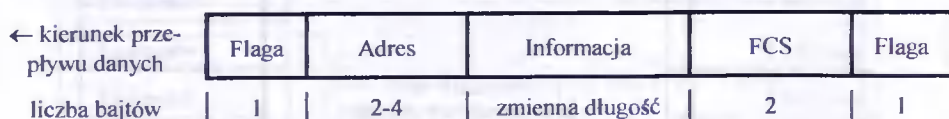
Usługi związane z przekazywaniem ramek wykorzystują podzbiór protokołu LAP-F nazywany protokołem podstawowym (core protocol). Natomiast usługi przełączania ramek wymagają pełnego zakresu LAP-F zwanego protokołem sterującym (control protocol). Na rysunku 11.2 przedstawiono przepływ danych między dwoma użytkownikami sieci rozległej z przekazywaniem ramek w powiązaniu z modelem ISO/OSI. Z kolei na rys. 11.3 przedstawiono przepływ danych między użytkownikami sieci rozległej z przełączaniem ramek odniesiony do modelu warstwowego ISO/OSI.

W dzisiejszych rozwiązaniach sieciowych preferuje się korzystanie z techniki przekazywania ramek w sieciach rozległych. W związku z tym przełączniki sieci rozległej posiadają zainstalowane oprogramowanie protokołu podstawowego LAP-F. Protokół sterujący LAP-F instalowany jest wyłącznie w systemach użytkowników dołączonych do sieci z przekazywaniem ramek. Takie rozwiązanie odpowiada sytuacji przedstawionej na rys. 11.2.

11.2.1. Protokół podstawowy

W sieci z przekazywaniem ramek informacje przesyłane są w postaci ramek o zmiennej długości. Struktura takiej ramki została przedstawiona na rys. 11.4. Jest ona podobna do ramki protokołu HDLC, z tym że ramka protokołu podstawowego nie zawiera pola sterującego. Konsekwencją tego jest to, że w protokole podstawowym:

- ♣ mamy tylko jeden typ ramki przeznaczony do transferu danych,
- ♣ nie ma ramek sterujących,
- ♣ nie jest możliwe sterowanie przepływem oraz nie jest możliwa korekcja błędów, ponieważ w polu adresowym nie występują numery sekwencyjne.



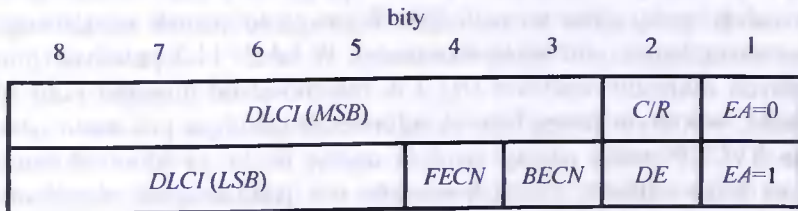
Rys. 11.4. Format ramki protokołu podstawowego LAP-F

Pola zawierające **flagi** (01111110) oraz **sekwencję kontrolną FCS** spełniają te same funkcje jak w protokole HDLC. Obliczanie FCS również odbywa się identycznie jak w przypadku HDLC. Każdy przełącznik, po nadejściu ramki, wylicza dla niej sumę kontrolną i porównuje ją z zawartością pola FCS wyznaczoną przez nadawcę. Jeśli obie wartości nie są identyczne, to przełącznik kasuje ramkę nie powiadamiając o tym fakcie systemu użytkownika po stronie nadawczej.

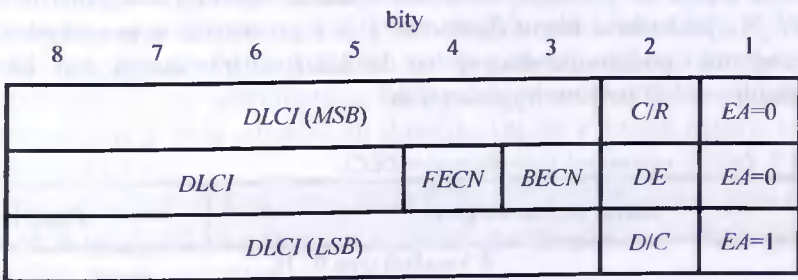
Pole **informacyjne** zawiera dane przekazywane z wyższych warstw, w tym ewentualne sekwencje sterujące wymieniane między końcowymi użytkownikami.

Pole **adresowe** może mieć długość równą 2, 3 lub 4 bajtom zapewniając odpowiednio sterowanie 1024, 65536 lub 8388608 różnych połączeń wirtualnych. Struktura

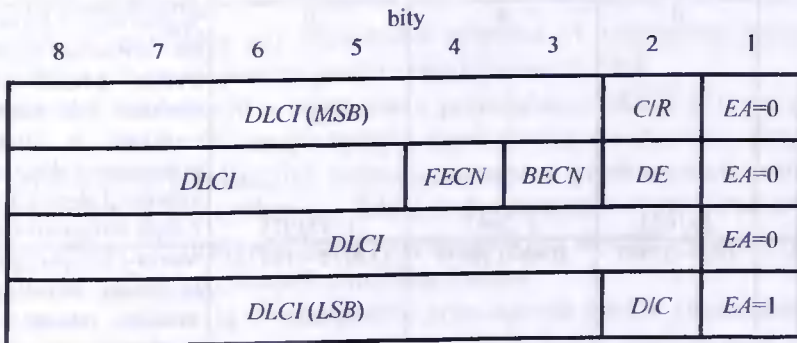
ry pól adresowych przedstawiono na rys. 11.5. Funkcje poszczególnych części pola adresowego są następujące.



a) pole adresowe 2 bajtowe



b) pole adresowe 3 bajtowe



c) pole adresowe 4 bajtowe

Rys. 11.5. Struktura pola adresowego ramki protokołu podstawowego LAP-F

Identyfikator łącza danych **DLCI** (*Data Link Connection Identifier*) jest numerem połączenia wirtualnego w kanale fizycznym. Identyfikator ten spełnia te same funkcje jak numer połączenia wirtualnego w protokole X.25. **DLCI** pozwala na realizację wielu kanałów logicznych w jednym kanale fizycznym. Połączenie wirtualne między parą przełączników staje się aktywne z chwilą przypisania mu identyfikatora **DLCI**. Identyfikator ten ma wyłącznie znaczenie lokalne. Każdy przełącznik przypisuje połączeniu wirtualnemu własny identyfikator **DLCI** z puli aktualnie nieużywanych wła-

nych numerów. Oznacza to, że połączenie wirtualne przechodzące przez wiele par przełączników i łączy fizycznych będzie zwykle posiadało różne identyfikatory *DLCI* w każdym z tych łączy. Możliwe jest również przypisanie tego samego identyfikatora *DLCI* do całego połączenia wirtualnego. Wymaga to jednak uciążliwego systemu globalnego zarządzania tymi identyfikatorami. W tabeli 11.2 przedstawiono zastosowania różnych zakresów wartości *DLCI* w zależności od długości pola adresowego i typu kanału, w którym przesyłane są informacje sterujące procesem nawiązywania połączenia SVC. Ponadto należy zwrócić uwagę na to, że identyfikator *DLCI* jest zapisany na kilku bajtach. Zatem konieczne jest jednoznaczne określenie najmniej i najbardziej znaczących bitów. I tak, *MSB* (*Most Significant Bit*) oznacza najbardziej znaczący bit, a *LSB* (*Least Significant Bit*) oznacza najmniej znaczący bit identyfikatora *DLCI*. Na podstawie identyfikatorów *DLCI* zawartych w przychodzących ramach, przełączniki podejmują decyzje co do dalszych tras ramek, tzn. kierują je do odpowiednich swoich portów wyjściowych.

Tabela 11.2. Zakresy zastosowań identyfikatorów *DLCI*

| Zakres wartości <i>DLCI</i> | | | | Funkcja |
|---|-------------|---------------|---------------------|--|
| W kanałach typu B i H | | | | |
| Długość pola adresowego/wartość bitu <i>D/C</i> | | | | |
| 3/1 | 3/0 | 4/1 | 4/0 | |
| 0 | 0 | 0 | 0 | Sygnalizacja w kanale. Połączenie wirtualne między bezpośrednio połączonymi przełącznikami lub między przełącznikiem a użytkownikiem przeznaczone do przekazywania informacji sterujących. |
| 1–15 | 1–1023 | 1–2047 | 1–131071 | Zakres zarezerwowany. |
| 16–991 | 1024–63487 | 2048–126975 | 131072–4194303 | Numery przyporządkowane połączeniom wirtualnym ustanawianym między użytkownikami. |
| 992–1007 | 63488–64511 | 126976–129023 | 8126464– 8257353 | Numery używane przez procedury zarządzania warstwy 2. |
| 1008–1022 | 64512–65534 | 129024–131070 | 8257536– 8388606 | Zakres zarezerwowany. |
| 1023 | 65535 | 131071 | 8388607 | Informacje zarządzające. |
| W kanale typu D | | | | |
| 512–991 | | | | Numery przypisywane połączeniom wirtualnym ustanawianym między użytkownikami. |

Bity rozszerzenie pola adresowego *EA* (*Extended Address*) służą do określenia długości pola adresowego. Ostatni bajt pola adresowego ma bit *EA* ustawiony na 1, a we wszystkich wcześniejszych bajtach wartość bitu *EA* wynosi 0.

Bit wskazujący na komendę/odpowiedź *C/R* (*Command/Response bit*) nie jest wykorzystywany przez protokół LAP-F. Przeznaczony jest do ewentualnego wykorzystania przez specyficzne aplikacje.

Wskaźnik funkcji kontrolnych w protokole podstawowym LAP-F *D/C* (*DLCI/Control Indicator*) posiada następujące znaczenie. Jeśli $D/C=1$, to sześć najmniej znaczących bitów pola *DLCI* (w ostatnim bajcie pola adresowego) przeznaczonych jest do wykorzystania przez procedury sterujące protokołu podstawowego. Oznacza to równocześnie zmniejszenie pola *DLCI* o sześć bitów, czyli zmniejszenie liczby dostępnych numerów dla połączeń wirtualnych (patrz tab. 11.2). Jeżeli $D/C=0$, to bity te są częścią pola *DLCI*. Bit *D/C* jest rezerwą do dalszej standandaryzacji, ponieważ aktualnie nie są zdefiniowane funkcje sterujące protokołu podstawowego. Bit ten nie występuje w polu adresowym składającym się z dwóch bajtów z uwagi na małą długość pola *DLCI*.

Upoważnienie do skasowania *DE* (*Discard Eligibility*). Ustawienie tego bitu oznacza, że ramka może zostać skasowana w przypadku wystąpienia przeciążenia w sieci. Bit ten może być ustawiany przez

- ♣ system użytkownika po stronie nadawczej w celu wskazania ramek mniej ważnych z jego punktu widzenia,
- ♣ przełącznik, w przypadku gdy użytkownik przekroczył uzgodniony wcześniej parametr CBS, a nie został jeszcze przekroczony parametr EBS.

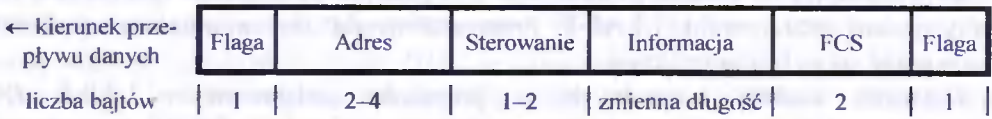
Bit zawierający informację o wystąpieniu przeciążenia *FECN* (*Forward Explicit Congestion Notification*) informuje system użytkownika po stronie odbiorczej, że wystąpiło przeciążenie przełącznika pośredniczącego w przekazywaniu ramek połączeniem wirtualnym o identyfikatorze *DLCI*. Jednocześnie wskazuje, że przełącznik uruchomił procedury obsługi przeciążeń. Użytkownik po stronie odbiorczej powinien ograniczyć liczbę ramek wysyłanych tym połączeniem.

Bit ze zwrotną informacją o wystąpieniu przeciążenia *BECN* (*Backward Explicit Congestion Notification*) służy do poinformowania systemu użytkownika po stronie nadawczej, że wystąpiło przeciążenie przełącznika pośredniczącego w przekazie ramek. W odpowiedzi na ten bit użytkownik po stronie nadawczej powinien ograniczyć liczbę ramek wysyłanych w tym połączeniu.

11.2.2. Protokół sterujący

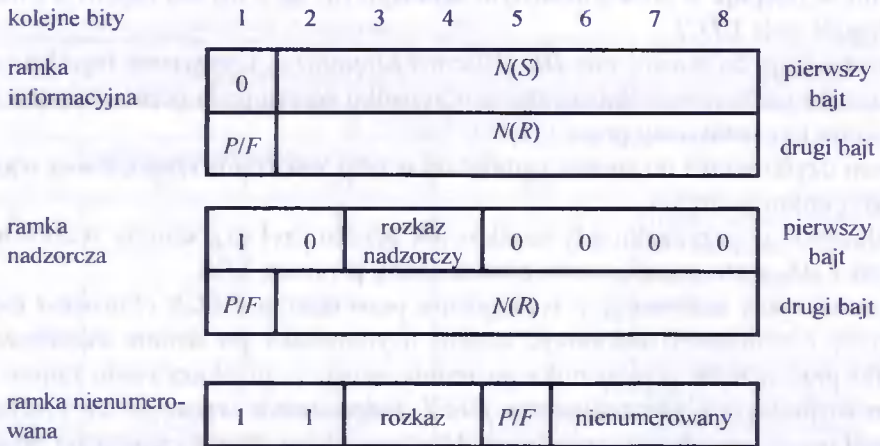
Usługi wykorzystujące technologię przełączania ramek określa protokół sterujący LAP-F. Protokół ten, w przeciwieństwie do protokołu podstawowego, jest opisany przez całe zalecenie Q.922. Protokół sterujący spełnia, oprócz zadań protokołu podstawowe-

go, funkcje sterowania przepływem i kontroli błędów. Na rysunku 11.6 przedstawiono strukturę ramki protokołu sterującego. Zauważmy, że różnica w stosunku do ramki protokołu podstawowego polega na tym, że dodane zostało pole sterujące.



Rys. 11.6. Format ramki protokołu sterującego LAP-F

Strukturę pola sterującego przedstawiono na rys. 11.7. Znaczenie oraz funkcje poszczególnych bitów pola są identyczne jak w przypadku pola sterującego ramki HDLC dla adresacji rozszerzonej. Formaty i funkcje pozostałych pól ramki protokołu sterującego są takie same jak dla ramki protokołu podstawowego LAP-F.



Rys. 11.7. Formaty pola sterującego ramek protokołu sterującego LAP-F

Funkcje pełnione przez poszczególne typy ramek są takie same jak w przypadku protokołu HDLC. Protokół LAP-F jest podzbiorem protokołu HDLC i wykorzystuje jedynie część rozkazów używanych przez HDLC. W tabeli 11.3 przedstawiono wykaz rozkazów wykorzystywanych przez protokół sterujący LAP-F wraz z ich interpretacją właściwą dla procedur związanych z komutacją ramek. Sekwencje bitów identyfikujących poszczególne rozkazy zostały przedstawione w tab. 6.1.

Rozpoczęcie procedury ustanawiania połączenia następuje po użyciu komendy *SABME*, a zgoda na nawiązanie połączenia jest potwierdzana odpowiedzią *UA*. Podobnie rozłączenie połączenia wirtualnego przeprowadzone zostaje po użyciu komendy *DISC* również potwierdzanej odpowiedzią *UA*. Pozostałe operacje protokołu steru-

rującego LAP-F są analogiczne do operacji wykonywanych przez protokół HDLC i omówionych w rozdz. 6.

Tabela 11.3. Komendy i odpowiedzi protokołu sterującego LAP-F

| Typ ramki | Komenda | Odpowiedź | Funkcja |
|---------------|--------------|-------------|--|
| informacyjna | <i>I</i> | | Wymiana danych. |
| nadzorcza | <i>RR</i> | <i>RR</i> | Pozytywne potwierdzenie. Gotowość do odbioru ramki informacyjnej. |
| | <i>RNR</i> | <i>RNR</i> | Pozytywne potwierdzenie. Brak gotowości do odbioru ramki informacyjnej. |
| | <i>REJ</i> | <i>REJ</i> | Potwierdzenie negatywne. |
| nienumerowana | <i>SABME</i> | | Żądanie ustanowienia połączenia wirtualnego. |
| | | <i>DM</i> | Brak możliwości ustanowienia połączenia wirtualnego. |
| | <i>UI</i> | | Komenda umożliwiająca przesłanie dodatkowych danych w ramce nienumerowanej. |
| | <i>DISC</i> | | Rozłączenie połączenia wirtualnego. |
| | | <i>UA</i> | Potwierdzenie otrzymania ramek <i>DISC</i> lub <i>SABME</i> . |
| | | <i>FRMR</i> | Odrzucenie ramki z prawidłową sumą kontrolną ale o niewłaściwej semantyce. Ramka zawiera 40 bitowe pole informacyjne zawierające powód odrzucenia ramki. |
| | <i>XID</i> | <i>XID</i> | Wymiana informacji niezbędnych do zarządzania połączeniem logicznym. Standard nie określa formatu i rodzaju tej komendy i odpowiedzi. |

W przypadku użycia w sieci techniki przełączania ramek protokół sterujący LAP-F jest zainstalowany w przełącznikach oraz w systemach użytkowników końcowych. Pole sterujące służy do sterowania przepływem i do kontroli błędów między systemem użytkownika a siecią (przełącznikiem), natomiast w przypadku zastosowania w sieci techniki przekazywania ramek protokół sterujący LAP-F może być zainstalowany tylko w systemach użytkowników końcowych. Oznacza to wykorzystanie pola sterującego do sterowania przepływem i kontroli błędów wyłącznie między systemami użytkowników końcowych. Należy tu zwrócić uwagę na to, że w sieciach z przekazywaniem ramek zamiast protokołu sterującego LAP-F może zostać użyty inny protokół warstwy wyższej spełniający funkcje sterowania przepływem i kontroli błędów. W obu tych przypadkach związanych z techniką przekazywania ramek, informacje sterujące są przekazywane między systemami użytkowników końcowych wewnątrz pola informacyjnego ramki protokołu podstawowego i z punktu widzenia tego protokołu są traktowane jako dane.

Jak wynika z powyższych uwag, struktura informacji zawartych w ramce LAP-F i wymienianych między użytkownikiem a siecią oraz między użytkownikami końcowymi zależy od tego, gdzie realizowane są funkcje sterowania przepływem i kontroli błędów. Na rysunku 11.8 pokazano, które części ramki mają znaczenie w wymianie użytkownik–sieć, a które w wymianie użytkownik–użytkownik, w zależności od użytej techniki (przełączanie/przekazywanie ramek) i od miejsca realizacji funkcji sterująco-kontrolnych.

| | | | | | |
|---------------------------|-------|------------------------|---------------------------|-----------------|-------|
| użytkownik–sieć | | użytkownik–użytkownik | | użytkownik–sieć | |
| Flaga | Adres | Dane z wyższej warstwy | | FCS | Flaga |
| protokół podstawowy LAP-F | | | protokół podstawowy LAP-F | | |

a) przekazywanie ramek z funkcjami sterująco-kontrolnymi realizowanymi przez protokoły wyższej warstwy w systemach użytkowników końcowych

| | | | | | |
|---------------------------|-------|--------------------------|------------------------|---------------------------|-------|
| użytkownik–sieć | | użytkownik–użytkownik | | użytkownik–sieć | |
| Flaga | Adres | Sterowanie | Dane z wyższej warstwy | FCS | Flaga |
| protokół podstawowy LAP-F | | protokół sterujący LAP-F | | protokół podstawowy LAP-F | |

b) przekazywanie ramek z funkcjami sterująco-kontrolnymi realizowanymi przez protokół sterujący LAP-F zaimplementowany w systemach użytkowników końcowych

| | | | | | |
|--------------------------|-------|-----------------------|------------------------|--------------------------|-------|
| użytkownik–sieć | | użytkownik–użytkownik | | użytkownik–sieć | |
| Flaga | Adres | Sterowanie | Dane z wyższej warstwy | FCS | Flaga |
| protokół sterujący LAP-F | | | | protokół sterujący LAP-F | |

c) przełączanie ramek

Rys. 11.8. Struktura ramki w zależności od sposobu realizacji funkcji sterująco-kontrolnych

11.3. Sterowanie przeciążeniami

Podczas pracy sieci z przekazywaniem ramek mogą występować przeciążenia. Spowodowane są one z jednej strony ograniczoną pojemnością pamięci buforowej przełączników przeznaczonych do chwilowego zapamiętywania ramek tranzytowych, a z drugiej chwilowym zwiększeniem natężenia strumienia ramek napływających do przełącznika. Zwiększenie to jest zazwyczaj spowodowane przekroczeniem przez

użytkowników uzgodnionych parametrów przepustowości lub awarią niektórych elementów sieci.

W technice przekazywania ramek nie ma mechanizmów sterowania przepływem i kontroli błędów na styku między użytkownikiem a siecią. W związku z tym, do obsługi przeciążeń zaleca się stosowanie technik proponowanych przez takie organizacje standaryzacyjne jak ITU-T oraz ANSI. Podstawowe techniki zalecane przez te organizacje dla sieci z przekazywaniem ramek przedstawiono w tab. 11.4.

Tabela 11.4. Techniki sterowania przeciążeniami w sieci z przekazywaniem ramek

| Technika | Sposób działania | Nośnik informacji o przeciążeniu | Sposób uzyskania informacji o przeciążeniu |
|--|---|---|---|
| Sterowanie odrzucaniem (kasowaniem) ramek | Algorytm odrzucania ramek | Bit <i>DE</i> | Przełącznik, na podstawie algorytmu, określa stan, w którym może rozpocząć kasowanie ramek |
| Zawiadomienie o wystąpieniu przeciążenia | Zapobieganie wystąpieniu przeciążenia | Bit <i>FECN</i> | System użytkownika po stronie odbiorczej otrzymuje informację o wystąpieniu przeciążenia |
| Zwrotne zawiadomienie o wystąpieniu przeciążenia | Zapobieganie wystąpieniu przeciążenia | Bit <i>BECN</i> lub wiadomość CLLM | System użytkownika po stronie nadawczej otrzymuje informację o wystąpieniu przeciążenia |
| Bezwzględne zawiadomienie o wystąpieniu przeciążenia | Powrót do stanu normalnej pracy po wystąpieniu przeciążenia | Sekwencyjna numeracja ramek prowadzona w wyższych warstwach, np. protokół sterujący LAP-F | System użytkownika końcowego wnioskuje o wystąpieniu przeciążenia na podstawie liczby traconych w sieci ramek |

Dla lepszego zrozumienia dalszych rozważań przyjmijmy, że pojemność pamięci buforowej w każdym przełączniku sieci z przekazywaniem ramek jest skończona. Pamięć ta jest używana do tworzenia kolejek wejściowych i wyjściowych. Załóżmy, że z każdym portem przełącznika, tzn. z każdym łączem transmisyjnym, związane są dwie kolejki: wejściowa, w której przechowywane są ramki przychodzące do przełącznika poprzez ten port i kolejka wyjściowa, w której umieszczane są ramki mające być dalej przesłane łączem dołączonym do rozważanego portu. Pojemności kolejek w przełącznikach mogą być zmieniane w trakcie pracy, jednak suma pojemności wszystkich kolejek przełącznika jest stała.

W przypadku, gdy kolejki utworzone w przełączniku gwałtownie się zapełniają i liczba oczekujących ramek zbliża się do pojemności kolejki, możemy mówić o wystąpieniu przeciążenia. Zwykle przyjmuje się, że zapełnienie kolejek w 80% ich pojemności powinno być traktowane jako stan alarmowy wymagający odpowiednich działań przeciwdziałających występowaniu przeciążenia. Po to, aby móc zastosować odpowiednią procedurę przeciwdziałania przeciążeniu przełączniki muszą być w sta-

nie rozpoznać stan wskazujący na możliwość wystąpienia przeciążenia. Rozpoznanie to przełącznik może przeprowadzić analizując stan zapelnienia własnych kolejek. Zalecenie ANSI T1.618 proponuje następującą procedurę dla monitorowania stanu zapelnienia kolejki, polegającą na określeniu wzoru dla wyznaczenia aktualnej średniej długości kolejki:

W celu przedstawienia wzoru na aktualną średnią długość kolejki wprowadźmy następujące oznaczenia:

t aktualna chwila czasu,

t_i chwila czasu, w której nastąpiła i -ta zmiana długości kolejki (ramka opuściła kolejkę lub została wprowadzona do kolejki),

q_i liczba ramek w kolejce w chwili t_i ,

T_0 czas rozpoczęcia poprzedniego cyklu,

T_1 czas rozpoczęcia aktualnego cyklu,

AS aktualna średnia długość kolejki.

Cykl pomiarowy rozpoczyna się w chwili, gdy do pustej kolejki wprowadzana jest ramka. Aktualną średnią długość kolejki obliczamy z następującej zależności, na podstawie pomiarów uzyskanych dla aktualnego cyklu oraz pomiarów wykonanych w cyklu poprzednim:

$$AS = \frac{\sum_{t_i \in [T_0, T_1]} q_{i-1}(t_i - t_{i-1}) + \sum_{t_i \in [T_1, t]} q_{i-1}(t_i - t_{i-1})}{t - T_0}$$

Jeżeli tak obliczona aktualna średnia długość kolejki przekroczy wcześniej założoną wartość to oznacza, że rozpoczyna się stan przeciążenia.

Sterowanie odrzucaniem ramek prowadzone jest z użyciem umowego wskaźnika obciążenia CIR (Committed Information Rate) oraz bitu *DE* zawartego w części adresowej ramki LAP-F. Z każdym połączeniem wirtualnym związany jest oddzielny wskaźnik CIR. Wskaźnik ten określa maksymalne obciążenie połączenia wirtualnego (w bitach/s) w sieci z przekazywaniem ramek, czyli inaczej wskaźnik CIR określa maksymalną liczbę bitów, które można przesłać w ciągu sekundy danym połączeniem. Wskaźnik CIR jest ustalony z administratorem sieci dla połączeń typu PVC oraz jest każdorazowo negocjowany dla połączeń typu SVC. Negocjacja ta odbywa się z wykorzystaniem wiadomości *Setup* i *Connect* przesyłanych przy ustanawianiu połączenia wirtualnego. Wiadomość *Setup* zawiera element informacyjny określający parametry połączenia (rys. 11.1), a w tym parametr określający przepustowość. Sieć lub użytkownik wywoływany mogą zredukować ten parametr i zwrócić w wiadomości *Connect* przekazać możliwą do zaakceptowania wartość przepustowości połączenia. Właśnie ta ostatnia wartość parametru przepustowości połączenia wirtualnego reprezentuje wskaźnik CIR. Oczywiście wskaźnik ten nie może być mniejszy od minimalnej

wartości zadeklarowanej przez użytkownika inicjującego połączenie. Jeśli sieć nie może spełnić wymagań co do minimalnej wartości przepustowości (wskaźnika CIR), to połączenie wirtualne nie jest realizowane przez sieć.

Wartości wskaźników CIR dla połączeń wirtualnych nie mogą być dowolne. Są one ograniczone możliwościami technicznymi sieci. I tak, suma wskaźników CIR odpowiadających połączeniom wirtualnym przechodzącym przez węzeł nie może przekroczyć przepustowości tego węzła. Ponadto, suma wskaźników CIR dla wszystkich połączeń wirtualnych przechodzących przez łącze transmisyjne nie może przekroczyć jego przepustowości nazywanej też wskaźnikiem dostępu AR (Access Rate).

Sieci z przekazywaniem ramek wykorzystują technikę multipleksacji statystycznej z czasowym rozdziałem kanału. Oznacza to, że w zależności od natężenia strumienia nadchodzących ramek dynamicznie przydzielane są przedziały czasu do poszczególnych połączeń wirtualnych. W przedziale czasowym przyporządkowanym połączeniu wirtualnemu można przesłać wyłączenie ramki związane z tym połączeniem. Zatem, w przedziałach czasu przydzielonych połączeniu wirtualnemu nadaje się ramki z maksymalną szybkością transmisji na jaką pozwala łącze fizyczne. Decyzję o przydziale przedziałów czasu do poszczególnych połączeń wirtualnych podejmuje przełącznik uwzględniając natężenie strumienia nadchodzących ramek w danym połączeniu oraz uwzględniając parametry CBS i EBS ustalone wcześniej dla połączeń typu PVC i negocjowane w fazie ustanawiania połączenia wirtualnego typu SVC. W przypadku nadejścia do przełącznika w tej samej chwili wielu ramek przełącznik wysyła je dalej kierując się zasadą, że w pierwszej kolejności są wysyłane ramki związane z połączeniem wirtualnym o największym wskaźniku CIR, tzn. następuje przydzielenie temu połączeniu odpowiedniego przedziału czasu na dokonanie transmisji. W związku z tym, wskaźnik CIR może służyć również do określania priorytetów dla przesyłanych ramek.

Niech T będzie czasem, dla którego zostały określone wartości parametrów CBS, EBS i CIR. Z definicji parametrów CBS i CIR oraz T wynika, że zachodzi między nimi następująca zależność:

$$T = \frac{\text{CBS}}{\text{CIR}}$$

Ponieważ wielkości CBS i CIR są wcześniej uzgadniane, a zatem z powyższego równania wyznacza się wielkość przedziału czasu T , w którym dokonuje się pomiarów wielkości ruchu w połączeniu wirtualnym. Oczywiście te pomiary są prowadzone niezależnie w trakcie trwania połączenia wirtualnego w kolejnych przedziałach, z których każdy ma długość T .

Dysponując dla połączenia wirtualnego wielkościami CBS, EBS, CIR i T można określić następujący algorytm działania przełącznika dotyczący wyznaczenia wartości bitu DE .

Niech A_n będzie aktualnym sumarycznym ruchem przesyłanym połączeniem wirtualnym w przedziale czasu T_n , a t niech oznacza aktualny czas.

Krok 1. $A_n = A_{n-1} - \min(A_{n-1}, CBS)$

Krok 2. Jeśli przychodzące dane mają długość D , to wykonać $A_n = A_n + D$. W przeciwnym razie przejść do kroku 4.

Krok 3. Jeśli $A_n \leq CBS$ to wysłać ramki z bitem $DE=0$. Jeśli $CBS < A_n \leq CBS + EBS$, to należy wysłać ramki z bitem $DE=1$. Jeśli $A_n > CBS + EBS$, to ramki należy bezwzględnie skasować.

Krok 4. Jeśli $t < nT$ to przejść do kroku 2. Jeśli $t = nT$ to wykonać $n = n+1$ i przejść do kroku 1.

Należy zauważyć, że wszystkie ramki odpowiadające nadmiarowemu ruchowi określone przez parametr EBS mają bit $DE=1$, czyli są traktowane przez sieć jako możliwe do skasowania. Jeżeli przełącznik zidentyfikuje wystąpienie przeciążenia lub z innych powodów nie ma on aktualnie możliwości dalszego wysyłania ramek, to będzie kasował ramki z bitem $DE=1$.

Techniki sterowania przeciążeniami wykorzystujące bity $FECN$ i $BECN$ to odpowiednio zawiadomienie o wystąpieniu przeciążenia i zwrotne zawiadomienie o wystąpieniu przeciążenia. Jeżeli przełącznik, przez który przechodzi połączenie wirtualne, stwierdził wystąpienie przeciążenia, to ustawia bit $FECN=1$ w ramach przesyłanych do systemu użytkownika po stronie odbiorczej połączenia wirtualnego. Również w ramach przesyłanych zwrotnie tym połączeniem wirtualnym ustawia bit $BECN=1$. Wartości bitów $FECN$ i $BECN$ zależą od tego, dla którego kierunku przesyłania ramek w połączeniu wirtualnym stwierdzono przeciążenie. W tabeli 11.5 przedstawiono wartości bitów $FECN$ i $BECN$ w zależności od kierunku, na którym wystąpiło przeciążenie. W tej tabeli końcowych użytkowników połączenia wirtualnego oznaczono przez A i B .

Tabela 11.5. Wartości bitów $FECN$ i $BECN$ w zależności od kierunku wystąpienia przeciążenia

| Kierunek przepływu danych | Normalna praca | | Przeciążenie na kierunku | | | | | |
|---------------------------|----------------|--------|--------------------------|--------|-----------|--------|-----------------------|--------|
| | | | od A do B | | od B do A | | od A do B i od B do A | |
| | $FECN$ | $BECN$ | $FECN$ | $BECN$ | $FECN$ | $BECN$ | $FECN$ | $BECN$ |
| $A \rightarrow B$ | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 1 |
| $B \rightarrow A$ | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 1 | 1 |

Zawiadomienie o wystąpieniu przeciążenia wykorzystuje bit $FECN$ w polu adresowym ramki LAP-F. W odpowiedzi na bit $FECN=1$ system użytkownika po stronie odbiorczej powinien zmniejszyć przepływ danych pochodzących od systemu użytkownika po stronie nadawczej połączenia wirtualnego. Procedury umożliwiające takie

zmniejszenie przepływu są zawarte w warstwie powyżej protokołu podstawowego LAP-F, np. może to być protokół sterujący LAP-F.

System użytkownika po stronie odbiorczej zazwyczaj działa według następującego algorytmu dla każdego połączenia wirtualnego.

- Krok 1. Obliczenie, w pewnym przedziale czasu, jaka część ramek napływa z bitem $FECN$ równym 1.
- Krok 2. Jeżeli większość ramek nadchodzi z bitem $FECN=1$, to uruchomiona zostaje procedura ograniczenia przepływu ramek nadawanych po stronie nadawczej połączenia wirtualnego.
- Krok 3. Jeżeli po pewnym czasie nadal utrzymuje się przewaga nadchodzących ramek z bitem $FECN=1$, to następuje dalsze ograniczenie przepływu.
- Krok 4. Jeżeli wśród odbieranych ramek przeważają te z bitem $FECN=0$, to następuje zwiększenie natężenia przepływu ramek od systemu użytkownika po stronie nadawczej.

Zauważmy, że system użytkownika po stronie odbiorczej wykorzystujący powyższy sposób postępowania reaguje z pewnym opóźnieniem na wystąpienie przeciążenia, ponieważ niezbędny jest pewien czas na dokonanie pomiarów w celu zapoczątkowania procedury. Ponadto potrzeba czasu na dokonanie zmniejszenia natężenia strumienia ramek.

Szczegółowa realizacja powyższego algorytmu zależy od tego, czy system po stronie odbiorczej może bezpośrednio sterować natężeniem strumienia ramek wysyłanych przez system użytkownika po stronie nadawczej, czy też może oddziaływać pośrednio wykorzystując mechanizm okna. Ta druga realizacja, czyli inaczej określenie liczby ramek możliwych do wysłania bez potwierdzenia poprawnego ich odbioru jest wykorzystywana przez protokół sterujący LAP-F.

W przypadku możliwości *bezpośredniego sterowania natężeniem strumienia ramek* postępujemy następująco: Niech R oznacza natężenie strumienia ramek przesyłanych od systemu nadawczego do systemu odbiorczego, $FECN0$ oznacza liczbę ramek z bitem $FECN=0$, a $FECN1$ będzie liczbą ramek z bitem $FECN=1$. Wartości $FECN0$ i $FECN1$ są obliczane w przedziale czasu o długości będącej czterokrotnością średniego opóźnienia ramki. Decyzję co do wartości R podejmujemy według następującego algorytmu.

- Krok 1. Na początku każdego przedziału czasu, w którym dokonujemy pomiarów, przyjmujemy $FECN1=0$ i $FECN0=0$.
- Krok 2. Na końcu przedziału czasu, w którym dokonujemy pomiarów, podejmujemy następujące decyzje co do wartości R :
 - jeżeli $FECN1 \geq FECN0$, to $R = 0.875R$,
 - jeżeli $FECN1 < FECN0$, to $R = 1.0625R$.

Protokoły wykorzystujące *mechanizm okna* sterują jego wielkością. Niech W oznacza aktualny rozmiar okna, a W_{\max} będzie maksymalnym dopuszczalnym rozmiarem. Na potrzeby algorytmu wartości $FECN1$ i $FECN0$ są obliczane w przedziale czasu będącym podwojonym czasem transmisji W ramek i potwierdzeń ich poprawnego odbioru. Wówczas decyzję co do wielkości okna W podejmuje się według następującego algorytmu.

- Krok 1. Na początku każdego przedziału czasu, w którym dokonujemy pomiarów, przyjmujemy $FECN0=0$ i $FECN1=0$.
- Krok 2. Na końcu przedziału czasu, w którym dokonujemy pomiarów, przyjmujemy następującą wartość W :
- jeżeli $FECN1 \geq FECN0$, to $W = \max \{0.875 W, 1\}$
 - jeżeli $FECN1 < FECN0$, to $W = \min \{W+1, W_{\max}\}$.

Zwrotne zawiadomienie o wystąpieniu przeciążenia wykorzystuje bit $BECN$ w polu adresowym ramki LAP-F lub używa wiadomości CLLM.

Ustawienie bitu $BECN$ oznacza, że system użytkownika po stronie nadawczej powinien zmniejszyć natężenie strumienia ramek posługując się następującą procedurą:

- Krok 1. Jeżeli została otrzymana pierwsza ramka z bitem $BECN=1$, to należy zmniejszyć natężenie strumienia wysyłanych ramek do wartości określonej przez wskaźnik CIR.
- Krok 2. Jeżeli nadejdą kolejne ramki z bitem $BECN=1$, to należy dokonać dalszej redukcji natężenia strumienia nadawanych ramek.
- Krok 3. Jeżeli nadejdą ramki z bitem $BECN=0$, to należy stopniowo, proporcjonalnie do ich liczby, zwiększać natężenie strumienia nadawanych ramek.

Tak jak w przypadku użycia bitu $FECN$, realizacja wyżej przedstawionej procedury zależy od sposobu oddziaływania na natężenie strumienia ramek wysyłanych przez użytkownika po stronie nadawczej. Może to być bezpośrednio oddziaływanie na natężenie strumienia ramek lub oddziaływanie pośrednie z wykorzystaniem mechanizmu okna. Po stronie nadawczej możemy w sposób natychmiastowy bezpośrednio oddziaływać na natężenie strumienia ramek, zatem istotna jest procedura bezpośredniego sterowania natężeniem strumienia ramek.

Jako przykład realizacji procedury operującej na natężeniu strumienia ramek przedstawimy algorytm *bezpośredniego oddziaływania na natężenie strumienia ramek*. Jak wynika z wcześniej przedstawionej procedury, istotne jest określenie liczby ramek nadchodzących z bitem $BECN=1$, otrzymanie których powoduje zmniejszenie natężenia strumienia ramek R . W różnych standardach proponuje się aby ta liczba, oznaczona przez S , była wyznaczona z następującego wzoru:

$$S = \frac{N_b}{N_f} + \left(IR_f \frac{TD}{IL_f} + IR_b \frac{TD}{IL_b} \right)$$

gdzie

$$IR_f = \frac{CIR_f}{8} + \left(\frac{EBS_f}{EBS_f + CBS_f} \right) \frac{AR_f}{8},$$

$$IR_b = \frac{CIR_b}{8} + \left(\frac{EBS_b}{EBS_b + CBS_b} \right) \frac{AR_b}{8}.$$

W powyższych zależnościach stosowane są następujące oznaczenia:

- IR_f – maksymalne natężenie nadawanego strumienia danych [bajt/s],
- IR_b – maksymalne natężenie odbieranego strumienia danych [bajt/s],
- CIR_f – wartość wskaźnika CIR dla danych nadawanych [bit/s],
- CIR_b – wartość wskaźnika CIR dla danych odbieranych [bit/s],
- EBS_f – wartość parametru EBS dla danych nadawanych [bit],
- EBS_b – wartość parametru EBS dla danych odbieranych [bit],
- CBS_f – wartość parametru CBS dla danych nadawanych [bit],
- CBS_b – wartość parametru CBS dla danych odbieranych [bit],
- AR_f – wartość wskaźnika dostępu dla danych nadawanych [bit/s],
- AR_b – wartość wskaźnika dostępu dla danych odbieranych [bit/s],
- N_b / N_f – stosunek liczby ramek odebranych do liczby ramek nadanych,
- TD – opóźnienie transmisji ramki między końcowymi użytkownikami [s],
- IL_f – maksymalna długość pola informacyjnego ramek nadawanych [bajt],
- IL_b – maksymalna długość pola informacyjnego ramek odbieranych [bajt].

Łatwo zauważyć, że liczba ramek S zależy wyłącznie od możliwości technicznych sieci oraz od wynegocjowanych parametrów połączenia wirtualnego.

Algorytm bezpośredniego oddziaływania na strumień ramek nadawanych, wykorzystujący wyżej obliczoną wartość S , jest następujący.

- Krok 1. Jeżeli otrzymano ramkę z $BECN=1$, to zmniejszyć natężenie strumienia nadawanych ramek R do wartości określonej przez wskaźnik CIR.
- Krok 2. Jeżeli otrzymano S kolejnych ramek z bitem $BECN=1$, to należy zmniejszyć natężenie strumienia ramek nadawanych do wartości $R = 0.675CIR$. Otrzymanie następnej grupy S kolejnych ramek z bitem $BECN=1$ powoduje dalsze zmniejszenie natężenia strumienia ramek nadawanych do wartości $R = 0.5CIR$. Kolejna grupa ramek, to zmniejszenie R do wartości $0.25CIR$.

Krok 3. Natężenie strumienia ramek nadawanych może zostać zwiększone po otrzymaniu $S/2$ ramek z bitem $BECN=0$. Każda grupa $S/2$ ramek z $BECN=0$ powoduje zwiększenie R do wartości $1.125R$.

Zwrotne zawiadomienie o wystąpieniu przeciążenia może być również dokonane z użyciem **wiadomości CLLM** (Consolidated Link-Layer Management) przesyłanych w ramach nienumerowanych XID . Potrzeba zwrotnego wysyłania takiej wiadomości może wynikać na przykład z tego, że nie ma ramek przesyłanych połączeniem wirtualnym w kierunku systemu użytkownika po stronie nadawczej, w których to ramach możnaby bitowi $BECN$ przypisać wartość 1. Ramki protokołu sterującego LAP-F zawierające wiadomości CLLM są wyróżniane tym, że numer połączenia logicznego $DLCI$ wynosi 1007.

Bezwzględne zawiadomienie o wystąpieniu przeciążenia ma miejsce wtedy, gdy sieć odrzuca ramki. Na tej podstawie protokoły sterowania wyższych warstw (np. protokół sterujący LAP-F) wnioskuje, że wystąpiło przeciążenie.

Protokół sterujący LAP-F wykrywa gubienie ramek przez sieć, czyli przeciążenie, wykorzystując mechanizm okna (potwierdzenia po wysłaniu określonej liczby ramek), sekwencyjną numerację ramek informacyjnych, retransmisje związane z przeterminowaniami oraz bit P/F . Po wykryciu przeciążenia protokół Q.922 zaleca zmianę rozmiaru okna w celu przeciwdziałania przeciążeniu. Zmiana ta odbywa się następująco.

Jeżeli zostało wykryte przeciążenie, to należy zmniejszyć aktualny rozmiar okna posługując się wzorem:

$$W = \max\{\alpha W, W_{\min}\},$$

gdzie W_{\min} oznacza minimalny dopuszczalny rozmiar okna, a α jest parametrem z przedziału $(0, 1)$.

Jeżeli stwierdzono, że przeciążenie w sieci zostało zlikwidowane, tzn. otrzymano potwierdzenia poprawnego odbioru W kolejnych ramek, to należy zwiększyć aktualny rozmiar okna do wartości:

$$W = \min\{W + 1, W_{\max}\}.$$

CZEŚĆ TRZECIA

Projektowanie

12. Projektowanie struktur sieci rozległych

Problemy związane z projektowaniem struktur rozległych sieci komputerowych są istotne z praktycznego punktu widzenia. Zagadnieniom tym poświęca się sporo uwagi, ponieważ poprawa wskaźników jakości działania sieci nawet o kilka procent może w dużej sieci obniżyć koszty utrzymania łączy transmisyjnych nawet o tysiące dolarów miesięcznie [79]. Z tego też powodu firmy komputerowe wyspecjalizowane w projektowaniu i instalacji sieci rozległych, chcąc utrzymać się na rynku, muszą dysponować odpowiednimi algorytmami (programami) pozwalającymi efektywnie zaprojektować strukturę sieci rozległej. Właśnie takim algorytmom poświęcony jest niniejszy rozdział.

Przez strukturę sieci rozległej rozumiemy schemat rozmieszczenia kanałów między poszczególnymi węzłami sieci. Przypomnijmy, że zgodnie z uwagami zawartymi w rozdz. 2, przez strukturę sieci rozległej rozumiemy strukturę jej sieci komunikacyjnej. Ma to swoje uzasadnienie w tym, że obecnie każdy system użytkownika połączony jest z węzłem za pomocą oddzielnego łącza transmisyjnego, co z kolei wymusza gwiazdzystą strukturę tych połączeń. Ponieważ struktura połączeń związanych z dostępem do węzłów sieci rozległej jest ustalona, pozostają jedynie problemy związane z określeniem struktury sieci komunikacyjnej.

Przez projektowanie struktury sieci rozległej rozumiemy kompleks zagadnień związanych zarówno z wyznaczaniem struktury sieci, jak i określeniem przepustowości kanałów i reguły doboru tras. W rozważanych zagadnieniach reguła doboru tras jest reprezentowana przez przepływ w sieci. Należy zwrócić uwagę na to, że z problematyki projektowania struktury rozległej sieci komputerowej wyłączony został problem terytorialnego rozmieszczenia węzłów. Uczyniono to, ponieważ w większości przypadków lokalizacja węzłów jest dana i uwarunkowana strukturą organizacyjną i przestrzenną przedsiębiorstwa, banku lub urzędu administracji państwowej, dla którego budowana jest sieć rozległa. Czytelnika chcącego poznać problemy związane z lokalizacją węzłów odsyłamy np. do prac [61, 62].

Można wyróżnić trzy podstawowe zadania związane z projektowaniem struktur sieci rozległych:

- ♣ zadanie wyznaczania przepływów w sieci – Flow Assignment (FA),
- ♣ zadanie równoczesnego wyznaczania przepływów i przepustowości kanałów – Capacity and Flow Assignment (CFA),

- ♣ zadanie równoczesnego wyznaczania przepływów, przepustowości kanałów i struktury sieci – Topology, Capacity and Flow Assignment (TCFA).

Zadania te rozwiązuje się przy różnych założeniach o sieci rozległej oraz dla różnych wskaźników jakości działania sieci. Przyjęcie odpowiednich założeń oraz wskaźników jakości zależy od zastosowań sieci rozległej oraz od tego co nas interesuje w projektowaniu. Do ważniejszych wskaźników jakości zaliczamy:

- ♣ średnie opóźnienie pakietu,
- ♣ koszt budowy sieci,
- ♣ przepustowość sieci,
- ♣ parametry niezawodnościowe,
- ♣ koszt korzystania z usług komunikacyjnych.

Wymienione wcześniej zadania rozwiązuje się na etapie projektowania sieci lub dla działających sieci, gdy zachodzi konieczność ich modernizacji. Rozwiązanie tych zadań wymaga wprowadzenia odpowiedniego modelu sieci opartego na teorii grafów i teorii masowej obsługi oraz wymaga zastosowania różnych metod optymalizacji. Algorytmy proponowane do rozwiązania rozważanych zadań wykorzystują metody i własności programowania liniowego, programowania nieliniowego lub programowania całkowitoliczbowego. Wszystkie algorytmy związane z wyznaczaniem przepływów są oparte na metodach optymalizacji liniowej lub nieliniowej, a algorytmy związane z zadaniem równoczesnego wyznaczania przepływów i przepustowości kanałów lub z zadaniem równoczesnego wyznaczania przepływów, przepustowości kanałów i struktury sieci oparte są na metodach optymalizacji dyskretnej, np. na metodzie podziału i oszacowań.

Rozważane w tym rozdziale zadania równoczesnego wyznaczania przepływów i przepustowości kanałów oraz zadania równoczesnego wyznaczania przepływów, przepustowości kanałów i struktury sieci należą do klasy problemów NP-zupełnych [48]. Dlatego też algorytmy dokładnie pozwalające uzyskać optymalne rozwiązania tych zadań zazwyczaj są konstruowane w oparciu o metodę podziału i oszacowań. Jednak wymagają one zwykle długiego czasu obliczeń. Jest to szczególnie widoczne w przypadku zadania równoczesnego wyznaczania przepływów, przepustowości kanałów i struktury sieci, gdzie stosowanie algorytmów dokładnych dla większych sieci rozległych może nie dać rozwiązania w realnym czasie. W związku z tym, dość często stosuje się algorytmy heurystyczne wymagające krótkiego czasu obliczeń, lecz dające rozwiązania przybliżone. Po to, aby przybliżyć problemy związane ze złożonością obliczeniową algorytmów przypomnimy krótko podstawowe definicje.

Złożoność obliczeniową algorytmu zwykle określamy jako funkcję podstawowych parametrów problemu. Mówiąc, że algorytm ma złożoność obliczeniową $O(a^2)$ rozumiemy, że istnieje stała α taka, że funkcja αa^2 jest górnym oszacowaniem czasu obliczeń będącego funkcją a . Algorytm, którego złożoność obliczeniowa jest ograniczona przez wielomian zmiennej a nazywamy algorytmem wielomianowym. Problemy, które mają algorytmy wielomianowe tworzą klasę P. Ponadto istnieje pewna klasa

problemów, nazywanych NP-zupełnymi, do której należy wiele dobrze znanych, ale trudnych problemów kombinatorycznych, takich jak np. problem projektowania struktury sieci. Wszystkie problemy NP-zupełne odznaczają się dwiema ważnymi cechami:

- ♣ dla każdego problemu NP-zupełnego nie jest znany wielomianowy algorytm rozwiązania,
- ♣ jeżeli znany będzie algorytm wielomianowy przynajmniej dla jednego z tych problemów, to będzie można otrzymać algorytmy wielomianowe dla wszystkich.

Większość faktów skłania do przypuszczenia, że żaden problem NP-zupełny nie może mieć algorytmu wielomianowego [18]. W pełni sformalizowaną definicję klasy problemów NP-zupełnych przedstawiono w pracy [18].

W niniejszym rozdziale przedstawimy zestaw algorytmów służących do rozwiązania zadania wyznaczania przepływów, zadania równoczesnego wyznaczania przepływów i przepustowości kanałów oraz do rozwiązania zadania równoczesnego wyznaczania przepływów, przepustowości kanałów i struktury sieci. Podstawowym wskaźnikiem jakości działania sieci stosowanym we wszystkich wyżej wymienionych rodzajach zadań jest średnie opóźnienie pakietu, z tym że zadanie wyznaczania przepływów rozpatrzono również dla innych wskaźników. Wyboru algorytmów dokonano na podstawie doświadczeń autora tak, aby można było zaprojektować strukturę sieci rozległej, która minimalizuje średnie opóźnienie pakietu. Wybrane algorytmy są łatwe do oprogramowania i dają dobre rezultaty w projektowaniu struktury rozległej sieci komputerowej. Czytelników zainteresowanych poszerzeniem przedstawionych w tym rozdziale wiadomości zachęcamy do przestudiowania literatury wskazanej w odsyłaczach. Spodziewamy się, że Czytelnik ma podstawowe przygotowanie z teorii i metod obliczeniowych optymalizacji, a zwłaszcza podstawowych zagadnień programowania liniowego, programowania całkowitoliczbowego, metod poszukiwania minimum bez ograniczeń oraz zasady działania metody podziału i oszacowań. Przypomnijmy, że te tematy są prezentowane np. w podręcznikach [23, 32, 55].

12.1. Przepływy w sieciach

12.1.1. Model sieci

W celu zaprezentowania modelu rozległej sieci komputerowej przedstawimy kilka podstawowych określeń i definicji z zakresu teorii grafów.

Grafem zorientowanym nazywamy parę uporządkowaną $\langle N, L \rangle$, gdzie N jest zbiorem węzłów, a L jest zbiorem par uporządkowanych określonych na zbiorze N . Parę uporządkowaną $\langle x, y \rangle \in L$ nazywamy łukiem zorientowanym – węzeł x oznacza początek, a węzeł y koniec łuku. Przez n oznaczymy liczbę węzłów, a przez p liczbę

łuków. Jeżeli L jest zbiorem par nieuporządkowanych, zwanych łukami niezorientowanymi, to graf $G = \langle N, L \rangle$ nosi nazwę grafu niezorientowanego. Gdy zbiór L zawiera łuki zorientowane i niezorientowane, to graf $G = \langle N, L \rangle$ nazywamy grafem mieszanym. Grafy niezorientowane i mieszane traktujemy jako szczególny przypadek grafów zorientowanych, ponieważ każdy łuk niezorientowany możemy zastąpić parą łuków zorientowanych w przeciwnych kierunkach. Grafy, w których każdej uporządkowanej (nieuporządkowanej) parze węzłów przyporządkowano co najwyżej jeden łączący je łuk zorientowany (niezorientowany) nazywamy unigrafami. Jeżeli każdej uporządkowanej (nieuporządkowanej) parze węzłów może odpowiadać więcej niż jeden łuk zorientowany (niezorientowany), to graf nazywamy multigrafem. W dalszej części rozdziału, skrótowy termin graf, będzie dotyczył tego rodzaju grafu, który wynika z kontekstu rozważań. Przez $\langle x, y \rangle$ będziemy oznaczać zarówno łuk zorientowany jak i łuk niezorientowany, przy czym rodzaj łuku wynika z rodzaju rozważanego grafu. Łuk $\langle x, x \rangle$ wychodzący z węzła x i wchodzący do tego węzła nazywamy pętlą. Graf nazywamy grafem właściwym, jeżeli nie zawiera pętli. W tym rozdziale rozważać będziemy wyłącznie grafy właściwe.

Siecią nazywamy graf właściwy $G = \langle N, L \rangle$ wraz z funkcjami określonymi na jego łukach. Sieć będziemy oznaczać w następujący sposób:

$$S = \langle G; h_1, \dots, h_a \rangle,$$

gdzie h_i $i = 1, \dots, a$ są funkcjami przyporządkowującymi każdemu łukowi ze zbioru L nieujemną liczbą rzeczywistą. Zwróćmy uwagę na to, że strukturę sieci S reprezentuje graf G . W zależności od tego czy graf G jest zorientowany, niezorientowany lub mieszany, sieć S nazywamy odpowiednio siecią zorientowaną, niezorientowaną lub mieszaną.

Niech x_1, x_2, \dots, x_a ($a \geq 2$) będzie ciągiem różnych węzłów sieci S , takich że $\langle x_i, x_{i+1} \rangle$ jest łukiem zorientowanym dla każdego $i = 1, \dots, a-1$. Ciąg węzłów i łuków $x_1, \langle x_1, x_2 \rangle, x_2, \dots, x_{a-1}, \langle x_{a-1}, x_a \rangle, x_a$ nazywamy trasą od węzła x_1 do węzła x_a . Trasę, dla której $x_1 = x_a$ nazywamy cyklem. Niech x_1, x_2, \dots, x_a będzie ciągiem różnych węzłów o tej własności, że albo $\langle x_i, x_{i+1} \rangle$ albo $\langle x_{i+1}, x_i \rangle$ jest łukiem zorientowanym dla każdego $i = 1, \dots, a-1$. Powstały w ten sposób ciąg węzłów i łuków nazywamy ścieżką od węzła x_1 do węzła x_a . Ścieżka różni się od trasy tym, że możliwa jest różna orientacja łuków w stosunku do orientacji ścieżki wyznaczonej kierunkiem od węzła x_1 do węzła x_a . Łuki $\langle x_i, x_{i+1} \rangle$ nazywamy łukami zgodnymi ścieżki, a pozostałe łuki tej ścieżki nazywamy niezgodnymi. Zwróćmy uwagę na to, że w sieciach niezorientowanych pojęcia ścieżki i trasy pokrywają się.

Rozległa sieć komputerowa jest siecią w znaczeniu technicznym. Własności tej sieci zostają uwzględnione w jej modelu, którym jest sieć oparta na pojęciach teorii

grafów. W takim modelu sieci rozległej łuki odpowiadają kanałom. Łuki zorientowane odpowiadają kanałom jednokierunkowym, a łuki niezorientowane kanałom półdupleksowym. Pary łuków zorientowanych w przeciwnych kierunkach odpowiadają kanałom duplexowym, ponieważ kanał duplexowy jest równoważny dwóm kanałom jednokierunkowym pracującym w przeciwnych kierunkach. Zbiór węzłów modelu odpowiada dokładnie węzłom sieci rozległej.

Przepustowości kanałów są określone zaleceniami ITU-T. Zalecenia te definiują skończony zbiór dostępnych przepustowości kanałów. Koszty dzierżawy kanału zależą przede wszystkim od dwóch czynników: przepustowości kanału i długości łącza transmisyjnego, na którym ten kanał jest zorganizowany. Zatem w praktycznych zastosowaniach zależność kosztu dzierżawy kanału od jego przepustowości jest funkcją dyskretną. Analiza taryf różnych firm telekomunikacyjnych wskazuje na to, że koszt dzierżawy jednostki przepustowości kanału maleje lub pozostaje stały w miarę zwiększania się przepustowości tego kanału. Typową zależność kosztu dzierżawy od przepustowości kanału przedstawiono na rys. 12.1.



Rys. 12.1. Zależność kosztu dzierżawy od przepustowości kanału

W modelu sieci rozległej uwzględniamy koszty dzierżawy oraz przepustowości kanałów poprzez wprowadzenie następujących funkcji opisanych na łukach:

- $c: L \rightarrow R^+ \cup \{0\}$ funkcja przepustowości łuków; przepustowość łuku $\langle x, y \rangle$ oznaczymy przez $c(x, y)$,
- $d: L \rightarrow R^+ \cup \{0\}$ funkcja kosztów budowy (dzierżawy) łuków; koszt budowy łuku $\langle x, y \rangle$ oznaczymy przez $d(x, y)$.

Przez strukturę sieci rozległej rozumiemy schemat rozmieszczenia kanałów. W modelu $S = \langle G; c, d \rangle$ struktura sieci rozległej jest określona przez graf G . Parametry kanałów są w modelu reprezentowane przez funkcje c oraz d . Przepustowość łuku $\langle x, y \rangle$

odpowiada przepustowości kanału łączącego węzeł x z węzłem y w sieci rozległej. Koszt budowy łuku $\langle x, y \rangle$ odpowiada kosztowi dzierżawy kanału łączącego węzły x oraz y .

W tak określonym modelu sieci możemy również odwzorować przepływ pakietów. Przepływ wieloskładnikowy w modelu S odpowiada średniemu przepływowi pakietów w rozległej sieci komputerowej w przyjętej jednostce czasu. Przepływy w sieciach zostaną omówione w następnych punktach tego rozdziału.

12.1.2. Przepływ pojedynczego składnika

Rozważmy sieć S , której strukturę określa unigraf właściwy i zorientowany $G = \langle N, L \rangle$. Niech s oraz u będą węzłami zbioru N . Przepływem statycznym o wartości v od węzła s do węzła u w sieci S nazywamy funkcję f odwzorowującą zbiór łuków L w zbiór nieujemnych liczb rzeczywistych, której wartości $f(x, y)$ przypisane poszczególnym łukom $\langle x, y \rangle \in L$ spełniają następujące równania i nierówności liniowe:

$$\sum_{y \in A(x)} f(x, y) - \sum_{y \in B(x)} f(y, x) = \begin{cases} v & \text{dla } x = s \\ -v & \text{dla } x = u \\ 0 & \text{w pozostałych} \\ & \text{przypadkach} \end{cases} \quad (12.1)$$

dla każdego $x \in N$.

$$f(x, y) \geq 0 \quad \text{dla każdego } \langle x, y \rangle \in L \quad (12.2)$$

gdzie

$A(x) = \{y: y \in N \text{ i } \langle x, y \rangle \in L\}$ jest zbiorem węzłów sieci, do których prowadzą łuki wychodzące z węzła x ,

$B(x) = \{y: y \in N \text{ i } \langle y, x \rangle \in L\}$ jest zbiorem węzłów sieci, od których prowadzą łuki skierowane do węzła x .

Wartość $f(x, y)$ nazywamy przepływem w łuku $\langle x, y \rangle$. Węzeł s nazywamy węzłem źródłowym lub źródłem, a węzeł u nazywamy węzłem docelowym, odpływem lub ujściem. Ograniczenia (12.1) nazywamy równaniami zachowania przepływu w węzłach, a ograniczenia (12.2) są związane z nieujemnością przepływów.

Przepływ może spełniać również inne, dodatkowe ograniczenia. Najczęściej stosowanym dodatkowym ograniczeniem jest ograniczenie związane ze skończoną przepustowością łuków:

$$f(x, y) \leq c(x, y) \quad \text{dla każdego } \langle x, y \rangle \in L. \quad (12.3)$$

Zwróćmy uwagę na to, że przepływ zerowy, tzn. przepływ dla którego $v = 0$ i $f(x, y) = 0$, dla każdego $\langle x, y \rangle \in L$, spełnia ograniczenia (12.1), (12.2) i (12.3).

W literaturze formułuje i rozwiązuje się różne zadania związane z przepływami pojedynczego składnika w sieciach. Z punktu widzenia rozległych sieci komputerowych najistotniejsze są dwa zagadnienia: problem maksymalnego przepływu i problem maksymalnego przepływu o minimalnym koszcie.

Problem maksymalnego przepływu od węzła s do węzła u polega na maksymalizowaniu zmiennej v przy zachowaniu ograniczeń (12.1), (12.2) i (12.3). Niech \underline{f} oznacza wektor przepływów $f(x, y)$ we wszystkich łukach sieci $S = \langle G; c \rangle$. Problem maksymalnego przepływu w sieci S od węzła s do węzła u możemy sformułować w następującej postaci:

$$\max_{\underline{f}} v \quad (12.4)$$

przy ograniczeniach (12.1), (12.2) i (12.3).

Algorytm do rozwiązania tego problemu przedstawiono w rozdziale 12.2.1.

Jedną z istotnych własności problemu (12.1–12.4) jest to, że jeśli przepustowości łuków sieci są całkowitoliczbowe to przepływy w łukach odpowiadające przepływowi maksymalnemu przyjmują również wartości całkowitoliczbowe [27].

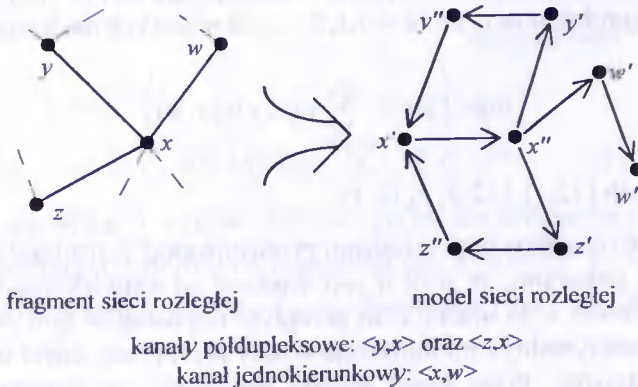
Rozwiązanie problemu maksymalnego przepływu może służyć następującym celom związanym z rozległymi sieciami komputerowymi:

- ♣ wyznaczeniu maksymalnej liczby bitów jaką można przesłać między parą węzłów sieci rozległej, przy założeniu, że w tym samym czasie nie ma transferu danych między pozostałymi parami węzłów,
- ♣ wyznaczeniu maksymalnej liczby różnych tras między parą węzłów sieci rozległej. Dwie trasy prowadzące z węzła s do węzła u są różne jeśli, poza węzłami s i u , nie zawierają tych samych węzłów i kanałów.

W przypadku wyznaczania maksymalnej liczby bitów możliwych do przesłania między parą węzłów tworzymy model sieci rozległej w ten sposób, że poza porządkowaniem kanałom łuków w sposób omówiony w poprzednim punkcie, funkcja przepustowości zostaje określona następująco: Przepustowość łuku jest równa przepustowości odpowiadającego mu kanału wyrażonej w bitach/s. W przypadku kanału półdupleksowego, każdemu łukowi z pary łuków, które odpowiadają temu kanałowi przypisujemy przepustowość równą przepustowości kanału. Dla tak otrzymanej sieci $S = \langle G; c \rangle$ wartość maksymalnego przepływu v od węzła s do węzła u określa maksymalną liczbę bitów jaką można przesłać w sieci rozległej od węzła s do węzła u w ciągu sekundy, przy założeniu, że w tym samym czasie nie ma transmisji danych między pozostałymi parami węzłów. Po to, aby wyznaczyć maksymalne liczby bitów

możliwych do przesłania między wszystkimi parami węzłów w sieci rozległej należy wyznaczyć maksymalne przepływy między wszystkimi parami węzłów w tak określonym modelu S .

Wyznaczenie maksymalnej liczby różnych tras między parą węzłów sieci rozległej wymaga trochę innego modelu rozległej sieci komputerowej. Podobnie jak w dotychczasowych rozważaniach, kanałowi półdupleksowemu odpowiada w modelu sieci rozległej para łuków zorientowanych w przeciwnych kierunkach. Kanałowi jednokierunkowemu odpowiada łuk zorientowany. Różnica w stosunku do wcześniej wprowadzonego modelu polega na tym, że każdemu węzłowi sieci rozległej odpowiadają w modelu dwa węzły oraz jeden dodatkowy łuk. Rozważmy węzeł x sieci rozległej. W modelu jest on reprezentowany przez węzły x' i x'' oraz łuk $\langle x', x'' \rangle$. Wszystkie kanały, które dochodzą do węzła sieci rozległej są reprezentowane w modelu przez łuki dochodzące do węzła x' , a wszystkim kanałom wychodzącym z węzła x sieci rozległej odpowiadają łuki wychodzące z węzła x'' . W przypadku kanału półdupleksowego, w modelu jeden z odpowiadających mu łuków dochodzi do węzła x' , a drugi wychodzi z węzła x'' . Np. kanał półdupleksowy łączący węzły x i y w sieci rozległej jest reprezentowany w modelu przez łuki $\langle x'', y' \rangle$ i $\langle y'', x' \rangle$. Zasadę tworzenia modelu wyjaśnia również rys. 12.2. Tak więc w tym przypadku zbiór węzłów N modelu sieci zawiera dwukrotnie większą liczbą węzłów niż liczba węzłów sieci rozległej. Funkcję przepustowości określoną na łukach modelu definiujemy w ten sposób, że każdemu łukowi modelu przypisujemy przepustowość równą jedności.



Rys. 12.2. Przykład tworzenia modelu sieci rozległej

Chcąc wyznaczyć maksymalną liczbę różnych tras od węzła s do węzła u w sieci rozległej wyznaczamy maksymalny przepływ od węzła s'' do węzła u' . Wartość tego maksymalnego przepływu jest równa liczbie różnych tras prowadzących od węzła s do węzła u w sieci rozległej.

W tak skonstruowanym modelu sieci rozległej przepustowości wszystkich łuków są równe jedności, a zatem dowolną trasą prowadzącą od węzła s do węzła u w modelu może przepływać dokładnie jedna jednostka składnika lub tą trasą nic nie będzie przepływać (przepływ zerowy). Wynika to z twierdzenia przedstawionego w pracy [27] mówiącego, że jeśli przepustowości łuków są całkowitoliczbowe, to przepływ w łukach jest całkowitoliczbowy. Przepływ jednostki składnika w trasie oznacza, że przepływ w każdym łuku tej trasy jest równy przepustowości tego łuku. Wprowadzenie dodatkowego łuku $\langle x', x'' \rangle$ o przepustowości $c(x', x'') = 1$ dla każdego węzła x zapewnia, że przez każdy węzeł sieci rozległej może prowadzić co najwyżej jedna trasa. Z tego wynika, że wyznaczenie wartości maksymalnego przepływu w tak skonstruowanym modelu sieci jest równoznaczne ze znalezieniem maksymalnej liczby różnych tras prowadzących od węzła s do węzła u w rozległej sieci komputerowej.

W celu sformułowania problem maksymalnego przepływu o minimalnym koszcie wprowadzimy funkcję kosztów przepływu k :

$$k: L \rightarrow R^+ \cup \{0\}$$

Wartość tej funkcji $k(x, y)$ przypisana łukowi $\langle x, y \rangle$ oznacza nieujemny koszt przepływu jednostki składnika przez łuk $\langle x, y \rangle$. Zatem problem wyznaczenia maksymalnego przepływu o minimalnym koszcie możemy sformułować w następujący sposób [27]:

Niech dana będzie sieć zorientowana $S = \langle G; c, k \rangle$. Maksymalny przepływ o minimalnym koszcie od węzła s do węzła u możemy wyznaczyć rozwiązując kolejno ciąg programów (problemów), dla $a = 0, 1, 2, \dots$, określonych następująco:

$$\max_f \left(av - \sum_{\langle x, y \rangle \in L} f(x, y)k(x, y) \right) \quad (12.5)$$

przy ograniczeniach (12.1), (12.2) i (12.3).

Algorytm do rozwiązania tego problemu przedstawiono w rozdziale 12.2.2.

W pracy [27] pokazano, że jeśli a jest większe od największego kosztu ścieżki prowadzącej od źródła s do ujścia u , to przepływ uzyskany w tym a -tym programie składowym jest maksymalny i minimalizuje koszty przepływu wśród wszystkich maksymalnych przepływów. Przez koszt ścieżki rozumiemy tu różnicę między sumą kosztów łuków zgodnych tej ścieżki a sumą kosztów łuków niezgodnych.

12.1.3. Przepływ wieloskładnikowy

Przepływ wieloskładnikowy odpowiada średniemu przepływowi pakietów w rozległej sieci komputerowej w przyjętej jednostce czasu. Przez składnik rozumiemy

zbiór pakietów mających ten sam węzeł źródłowy i ten sam węzeł docelowy. Przez r'_{ij} oznaczmy średnie natężenie strumienia pakietów kierowanych z węzła i do węzła j wyrażone w pakietach/s, a przez $1/\mu$ oznaczmy średnią długość pakietu w bitach/pakiet. Zatem $r_{ij} = r'_{ij} / \mu$ jest średnim natężeniem strumienia bitów kierowanych od węzła i do węzła j wyrażonym w bitach/s. Przez $R = [r_{ij}]_{n \times n}$ oznaczmy macierz elementów r_{ij} nazywaną macierzą z zewnątrz wprowadzanych natężeń. Ponumerujemy wszystkie składniki od 1 do q . Z k -tym składnikiem jest związana para węzłów s_k i u_k jako źródło i ujście. Przez r_k oznaczmy średnie natężenie k -tego składnika, tzn. $r_k = r_{ij}$, gdzie $i = s_k$, $j = u_k$; r_k nazywamy również wartością k -tego składnika.

Niech S będzie siecią, której strukturę określa unigraf właściwy i zorientowany $G = \langle N, L \rangle$. Przepływem wieloskładnikowym w sieci S realizującym macierz z zewnątrz wprowadzanych natężeń R nazywamy zespół funkcji

$$f^k: L \rightarrow R^+ \cup \{0\} \quad k = 1, \dots, q,$$

których wartości $f^k(x, y)$ $k = 1, \dots, q$ przypisane poszczególnym łukom $\langle x, y \rangle \in L$ spełniają następujący układ warunków:

$$\sum_{y \in A(x)} f^k(x, y) - \sum_{y \in B(x)} f^k(y, x) = \begin{cases} r_k & \text{dla } x = s_k \\ -r_k & \text{dla } x = u_k \\ 0 & \text{w pozostałych} \\ & \text{przypadkach} \end{cases} \quad (12.6)$$

dla każdego $x \in N$, $k = 1, \dots, q$.

$$f^k(x, y) \geq 0 \quad \text{dla każdego } \langle x, y \rangle \in L, \quad k = 1, \dots, q \quad (12.7)$$

gdzie $A(x)$ i $B(x)$ są zbiorami węzłów określonymi jak dla zależności (12.1).

$f^k(x, y)$ nazywamy przepływem k -tego składnika w łuku $\langle x, y \rangle$. Oznaczmy przez $f(x, y)$ sumaryczny przepływ w łuku $\langle x, y \rangle$. Jeżeli łuk $\langle x, y \rangle$ jest łukiem zorientowanym, to

$$f(x, y) = \sum_{k=1}^q f^k(x, y) \quad (12.8)$$

Jeżeli łuk $\langle x, y \rangle$ jest łukiem niezorientowany, to

$$f(x, y) = \sum_{k=1}^q |f^k(x, y) - f^k(y, x)| \quad (12.9)$$

gdzie $f^k(x, y)$ i $f^k(y, x)$ są zgodnie z definicją, przepływami k -tego składnika w łukach zorientowanych $\langle x, y \rangle$ i $\langle y, x \rangle$ zastępujących łuk niezorientowany $\langle x, y \rangle$.

Ostatnia zależność jest konsekwencją przyjęcia w literaturze praktycznie uzasadnionego założenia, że przepływ dowolnego składnika w łuku niezorientowanym jest dozwolony tylko w jednym z dwóch kierunków [27]. W celu wyznaczenia przepływu w sieci mieszanej lub niezorientowanej sprowadzamy ją do sieci zorientowanej przez zastąpienie łuków niezorientowanych parami łuków zorientowanych w przeciwnych kierunkach. Mając wyznaczone przepływy w takiej sieci zorientowanej, możemy wyznaczyć przepływ każdego składnika w łukach niezorientowanych. Dokonamy tego w następujący sposób. Niech $\langle x, y \rangle$ i $\langle y, x \rangle$ będą łukami zorientowanymi zastępującymi łuk niezorientowany. Jeżeli $f^k(x, y) \geq f^k(y, x)$, to wartość przepływu k -tego składnika w łuku niezorientowanym wynosi $f^k(x, y) - f^k(y, x)$ i przepływ ten jest skierowany od węzła x do węzła y . W łuku niezorientowanym przepływy różnych składników nie muszą być skierowane w tym samym kierunku. Zatem sumaryczny przepływ w łuku niezorientowanym jest sumą przepływów wszystkich składników w tym łuku, niezależnie od ich kierunków. Dla zadań związanych z sieciami, w których dopuszcza się istnienie łuków niezorientowanych istotny jest sumaryczny przepływ w łukach, zatem wystarczające jest posługiwanie się zależnościami (12.8) lub (12.9) w celu wyznaczenia tych przepływów sumarycznych.

Ważną klasą przepływów wieloskładnikowych są wieloskładnikowe przepływy bez rozgałęzień nazywane też przepływami bez rozgałęzień. Przepływ bez rozgałęzień to taki przepływ wieloskładnikowy, w którym każdy składnik przepływa od swojego źródła do ujścia wzdłuż tylko jednej trasy.

W zagadnieniach związanych z sieciami rozległymi bardzo często wprowadza się dodatkowe ograniczenie na przepływ wieloskładnikowy, związane ze skończoną przepustowością łuków:

$$f(x, y) \leq c(x, y) \quad \text{dla każdego } \langle x, y \rangle \in L. \quad (12.10)$$

W celu uproszczenia zapisów w dalszej części tego rozdziału wprowadzimy następujące oznaczenia:

- \underline{f} – wektor sumarycznych przepływów w łukach sieci,
- \underline{f}^k – wektor przepływów k -tego składnika w łukach sieci,
- \underline{c} – wektor przepustowości łuków,
- \mathfrak{S}_w – zbiór wektorów \underline{f} odpowiadających przepływowi wieloskładnikowemu,
- \mathfrak{S}_{wc} – zbiór wektorów $\underline{f} \in \mathfrak{S}_w$, dla których spełniona jest zależność (12.10),

\mathfrak{S}_b – zbiór wektorów \underline{f} odpowiadających wieloskładnikowemu przepływowi bez rozgałęzień,

\mathfrak{S}_{bc} – zbiór wektorów $\underline{f} \in \mathfrak{S}_b$, dla których spełniona jest zależność (12.10).

Optymalizacji przepływów wieloskładnikowych możemy dokonywać ze względu na różne kryteria [48]. Z punktu widzenia rozległych sieci komputerowych najistotniejsze są dwa: średnie opóźnienie pakietu T oraz koszt korzystania z usług komunikacyjnych K .

Średnie opóźnienie pakietu wyrażone jest zależnością:

$$T = \frac{1}{\gamma} \sum_{\langle x,y \rangle \in L} \frac{f(x,y)}{c(x,y) - f(x,y)} \quad (12.11)$$

gdzie

$\gamma = \sum_{i=1}^q r_i'$ jest natężeniem sumarycznego strumienia pakietów wprowadzanych do sieci.

Zwróćmy uwagę, że jeżeli przepływy $f(x,y)$ odpowiadają średniemu przepływowi bitów w kanale wyrażonym w bitach/s, przepustowości łuków $c(x,y)$ odpowiadają przepustowościom kanałów wyrażanym w bitach/s, a γ odpowiada natężeniu strumienia pakietów wprowadzanych z zewnątrz do sieci rozległej wyrażonym w pakietach/s, to średnie opóźnienie pakietu będzie miało wymiar s/pakiet.

Zależność (12.11) na średnie opóźnienie pakietu została określona przez Kleinrocka w pracy [52] przy licznych założeniach o sieci rozległej. Oto najważniejsze z nich:

- ♣ wszystkie strumienie w sieci są stacjonarnymi strumieniami Poissona,
- ♣ wszystkie strumienie są statystycznie niezależne,
- ♣ chwile pojawiania się pakietów są statystycznie niezależne od ich długości,
- ♣ losowe długości pakietów mają rozkład wykładniczy,
- ♣ czasy obsługi w węzłach są statystycznie niezależne,
- ♣ wszystkie elementy sieci są w pełni niezawodne,
- ♣ każdy pakiet jest przesyłany tylko do jednego węzła przeznaczenia,
- ♣ pojemności pamięci buforowych w węzłach są nieskończone.

Założenia te w istotny sposób upraszczają, ale również w pewien sposób odrealniają analizę. Jednak mimo swoich mankamentów wynik tej analizy, tzn. zależność (12.11), jest powszechnie stosowany w projektowaniu rozległych sieci komputerowych i w ich analizie, ponieważ dotychczas nic lepszego nie udało się stworzyć [74, 75].

Zadanie wyznaczenia przepływu wieloskładnikowego minimalizującego średnie opóźnienie pakietu polega na znalezieniu takiego przepływu wieloskładnikowego \underline{f} , dla którego funkcja (12.11) osiąga minimum przy spełnieniu ograniczeń (12.6), (12.7) i (12.10). Algorytm do rozwiązania tego problemu przedstawiono w punkcie 12.2.3.

W celu sformułowania zadania wyznaczenia przepływów bez rozgałęzień minimalizujących średnie opóźnienie pakietu wprowadźmy następujące oznaczenia.

Niech Π_i będzie zbiorem wszystkich tras π_i^k $k=1, \dots, k_i$ dostępnych dla i -tego składnika. Każdej trasie przypisujemy zmienną binarną z_i^k , która przyjmuje wartość równą jeden jeśli i -ty składnik przepływa wzdłuż trasy π_i^k , a wartość równą zero w pozostałych przypadkach.

Ponieważ każdy składnik może przepływać wzdłuż tylko jednej trasy, a zatem musi zostać spełnione następujące ograniczenie:

$$\sum_{k=1}^{k_i} z_i^k = 1 \quad \text{dla } i=1, \dots, q. \quad (12.12)$$

Stąd problem wyznaczania przepływu bez rozgałęzień minimalizującego średnie opóźnienie pakietu polega na znalezieniu takiego przepływu bez rozgałęzień, który minimalizuje funkcję (12.11) przy spełnieniu ograniczeń (12.6), (12.7), (12.10) i (12.12). Ten właśnie problem ma istotne znaczenie przy projektowaniu reguły sztynego doboru tras w rozległych sieciach komputerowych. Algorytm heurystyczny do rozwiązania tego problemu przedstawiono w punkcie 12.2.4.

W celu sformułowania problemu optymalizacji przepływów wieloskładnikowych ze względu na koszt korzystania z sieci rozległej wprowadźmy zespół funkcji:

$$k^i: L \rightarrow R^+ \cup \{0\} \quad i=1, \dots, q$$

zwanych funkcjami kosztu przepływu. Wartości funkcji $k^i(x, y)$ przypisane poszczególnym łukom $\langle x, y \rangle \in L$ nazywamy kosztami przepływu jednostki i -tego składnika po łuku $\langle x, y \rangle$. Koszty przepływu $k^i(x, y)$ mogą mieć różną interpretację fizyczną, np. mogą reprezentować opłaty za korzystanie z łączy transmisyjnych, miary niezawodnościowe lub inne parametry związane z jakością transmisji.

Koszt korzystania z usług komunikacyjnych K określa zależność:

$$K = \sum_{\langle x, y \rangle \in L} \sum_{i=1}^q k^i(x, y) f^i(x, y). \quad (12.13)$$

Zwróćmy uwagę na to, że powyższa zależność reprezentuje całą klasę wskaźników jakości działania sieci rozległej, które można przedstawić za pomocą funkcji liniowej.

Zadanie wyznaczenia przepływu wieloskładnikowego minimalizującego koszt korzystania z usług komunikacyjnych polega na znalezieniu takiego przepływu wieloskładnikowego, dla którego funkcja (12.13) osiąga minimum przy spełnieniu ograniczeń (12.6), (12.7) i (12.10). Algorytm do rozwiązania tego problemu przedstawiono w rozdziale 12.2.5.

12.2. Algorytmy optymalizacji przepływów

W punkcie tym przedstawimy wybrane algorytmy do rozwiązania zadań optymalizacji przepływów sformułowanych w punkcie 12.1. Przedstawione algorytmy dotyczą zarówno optymalizacji przepływów pojedynczego składnika, jak i optymalizacji przepływów wieloskładnikowych. Wszystkie zaprezentowane algorytmy znajdują rozwiązania optymalne, poza algorytmami wyznaczania przepływów bez rozgałęzień, które są algorytmami heurystycznymi i znajdują jedynie rozwiązania przybliżone.

12.2.1. Algorytm wyznaczania maksymalnego przepływu

W tym punkcie przedstawimy algorytm Forda-Fulkersona [27] do wyznaczenia maksymalnego przepływu pojedynczego składnika od węzła s do węzła u w sieci $S = \langle G; c \rangle$, tzn. algorytm dla rozwiązania problemu (12.4), (12.1), (12.2) i (12.3).

Niech Q i Z będą rozłącznymi podzbiorami zbioru węzłów N . Przez (Q, Z) oznaczmy zbiór wszystkich łuków $\langle x, y \rangle \in L$ takich, że $x \in Q$ i $y \in Z$. Ponadto niech \bar{Q} będzie dopełnieniem zbioru Q w zbiorze węzłów N . Przekrojem rozdzielającym węzeł $s \in N$ od węzła $u \in N$ nazywamy zbiór łuków (Q, \bar{Q}) gdzie $s \in Q$ oraz $u \in \bar{Q}$.

Przepustowość przekroju, oznaczana przez $c(Q, \bar{Q})$, jest równa sumie przepustowości łuków ze zbioru (Q, \bar{Q}) . Przekrój (Q, \bar{Q}) nazywamy przekrojem minimalnym rozdzielającym węzeł $s \in Q$ od węzła $u \in \bar{Q}$, jeżeli jego przepustowość jest najmniejsza spośród przepustowości wszystkich możliwych przekrojów rozdzielających węzły s i u .

Idea algorytmu wyznaczania maksymalnego przepływu opiera się na następującym twierdzeniu udowodnionym przez Forda i Fulkersona [27].

W dowolnej sieci wartość maksymalnego przepływu z węzła s do węzła u jest równa przepustowości minimalnego przekroju rozdzielającego s od u .

Algorytm Forda-Fulkersona do wyznaczenia maksymalnego przepływu w sieci można zacząć od dowolnego przepływu, a w tym i od przepływu zerowego. Mając dany przepływ całkowitoliczbowy (np. przepływ zerowy) zaczynamy postępowanie

od nadania cech węzłom sieci. Cecha ma jedną z dwóch postaci (x^+, ε) lub (x^-, ε) , gdzie $x \in N$, a ε jest dodatnią liczbą całkowitą lub ∞ zgodnie z regułą wskazaną w Fazie I. W trakcie Fazy I węzeł sieci może być nieoczekowany, oczekowany i sprawdzony lub oczekowany i niesprawdzony. Na początku wszystkie węzły są nieoczekowane. Cecha nadana dowolnemu węzłowi x zawiera dwa elementy. Pierwszy, to znacznik pozwalający określić ścieżkę od źródła s do węzła x , a drugi element określa ile jednostek składnika (np. ile bitów) możemy przestać właśnie tą ścieżką od s do x . Zatem jeśli oczekujemy ujście u to oznacza to, że istnieje ścieżka powiększana ze względu na przepływ od źródła s do ujścia u . Wartość, o którą zwiększamy przepływ w tej ścieżce określa nam druga część cechy ujścia u . Właśnie Faza I algorytmu dotyczy znalezienia ścieżki powiększalnej ze względu na przepływ od źródła do ujścia. Natomiast Faza II to zwiększenie przepływu w ścieżce wyznaczonej w Fazie I.

Algorytm Forda-Fulkersona

Faza I – proces cechowania

Krok 1. Źródłu s nadajemy cechę $(-, \varepsilon(s) = \infty)$. Węzeł s staje się węzłem oczekowanym i niesprawdzonym.

Krok 2. Wybieramy dowolny niesprawdzony węzeł x oczekowany za pomocą $(z^+, \varepsilon(x))$.

a) Wszystkim nieoczekowanym węzłom y takim, że $f(x, y) < c(x, y)$ nadajemy cechę $(x^+, \varepsilon(y))$, gdzie $\varepsilon(y) = \min\{\varepsilon(x), c(x, y) - f(x, y)\}$.

b) Wszystkim nieoczekowanym węzłom y takim, że $f(y, x) > 0$ nadajemy cechę $(x^-, \varepsilon(y))$, gdzie $\varepsilon(y) = \min\{\varepsilon(x), f(y, x)\}$.

Węzeł x staje się węzłem oczekowanym i sprawdzonym.

Krok 3. Jeżeli ujście u zostało oczekowane, to przejść do Fazy II.

Jeżeli istnieje w sieci węzeł oczekowany i niesprawdzony, to przejść do kroku 2. W przeciwnym razie kończymy obliczenia. Wyznaczony przepływ jest przepływem maksymalnym od węzła s do węzła u .

Faza II – zmiana przepływu

Krok 1. Jeżeli ujście u otrzymało cechę $(y^+, \varepsilon(u))$, to podstawić $f(y, u) = f(y, u) + \varepsilon(u)$. Jeżeli ujście u otrzymało cechę $(y^-, \varepsilon(u))$ to podstawić $f(u, y) = f(u, y) - \varepsilon(u)$.

Krok 2. Jeżeli węzeł y otrzymał cechę $(x^+, \varepsilon(y))$, to podstawić $f(x, y) = f(x, y) + \varepsilon(y)$. Jeżeli węzeł y otrzymał cechę $(x^-, \varepsilon(y))$, to podstawić $f(y, x) = f(y, x) - \varepsilon(y)$.

Krok 3. Jeżeli wyznaczony w kroku 2 węzeł x jest taki, że $x = s$, to należy odrzucić stare cechy i przejść do Fazy I. W przeciwnym razie podstawić $y = x$ i przejść do kroku 2.

Należy zwrócić uwagę na to, że zakończenie obliczeń według powyższego algorytmu następuje wtedy, gdy ujście nie zostało ocechowane i nie można nadać już więcej cech. Znaleziony tak przepływ jest przepływem maksymalnym. Niech \underline{Q} oznacza zbiór węzłów ocechowanych na ostatnim etapie działania algorytmu, a zbiór \overline{Q} niech oznacza dopełnienie zbioru Q w zbiorze węzłów N , czyli \overline{Q} jest zbiorem węzłów nieocechowanych. Z algorytmu wynika, że $s \in \underline{Q}$ i $u \in \overline{Q}$. Przekrój $(\underline{Q}, \overline{Q})$, czyli zbiór łuków prowadzących od węzłów ocechowanych do nieocechowanych, jest przekrojem minimalnym [27]. Kolejną własnością maksymalnego przepływu i minimalnego przekroju jest to, że przepływy we wszystkich łukach przekroju minimalnego są równe przepustowości tych łuków. Natomiast przepływy w łukach przekroju $(\overline{Q}, \underline{Q})$ są równe zeru.

Z twierdzenia o maksymalnym przepływie i minimalnym przekroju wynika również następująca własność bardzo przydatna przy projektowaniu struktury sieci:

Warunkiem koniecznym zwiększenia wartości przepływu maksymalnego od węzła s do węzła u jest zwiększenie przepustowości co najmniej jednego łuku należącego do minimalnego przekroju lub dodanie do sieci łuku $\langle x, y \rangle$ takiego, że $x \in \underline{Q}$ i $y \in \overline{Q}$, gdzie $(\underline{Q}, \overline{Q})$ jest przekrojem minimalnym.

Warunek ten jest tylko warunkiem koniecznym, a nie wystarczającym, ponieważ w sieci może istnieć kilka minimalnych przekrojów i zwiększenie przepustowości jednego nie musi spowodować zwiększenia przepustowości innych.

Algorytm Forda-Fulkersona umożliwia znalezienie maksymalnego przepływu w sieci po skończonej liczbie iteracji, jeśli przepustowości łuków są liczbami całkowitymi. W literaturze istnieje wiele propozycji udoskonalenia tego algorytmu, których celem jest zapewnienie i poprawa jego zbieżności oraz zwiększenie efektywności obliczeniowej. Przeglądu literatury poświęconej problematyce maksymalnego przepływu dokonano np. w pracy [78].

12.2.2. Algorytm wyznaczania maksymalnego przepływu o minimalnym koszcie

W literaturze zaprezentowano kilka podejść do rozwiązania problemu maksymalnego przepływu o minimalnym koszcie (12.5), (12.1), (12.2) i (12.3). Jednym z algorytmów do rozwiązania tego problemu jest algorytm prymalno-dualny zaproponowany przez Fulkersona [27], który zostanie przedstawiony w tym punkcie. Zasada działania algorytmu polega na rozwiązywaniu ciągu problemów maksymalnego przepływu, z których każdy jest określony w podsieci łuków dopuszczalnych; α -ty problem tego ciągu nazywamy α -tym programem (problemem) składowym. Każdemu

węzłowi x przypisana jest zmienna dualna $v(x)$ zwana liczbą węzłową. Liczby węzłowe służą do wyznaczenia podsieci łuków dopuszczalnych dla każdego a -tego programu składowego. Po rozwiązaniu a -tego programu składowego z użyciem algorytmu Forda-Fulkersona, zmieniamy bieżące liczby węzłowe dodając pewną stałą δ do liczb węzłowych odpowiadających nieoceanowanym węzłom. Odpowiada to również zmianie parametru a na $a+\delta$. Jeżeli a jest większe od kosztu najdroższej ścieżki w sieci łączącej źródło s z ujściem u , to oznacza to, że znaleziony przepływ jest maksymalny i minimalizuje koszty wśród wszystkich maksymalnych przepływów.

Algorytm wyznaczania maksymalnego przepływu o minimalnym koszcie [27]

Niech $v_a(x)$ i f_a oznaczają odpowiednio liczbę węzłową i wektor przepływu maksymalnego w a -tym programie składowym.

Krok 1. Rozpocząć obliczenia od liczb węzłowych równych zero i od przepływu zerowego, tzn. należy podstawić $a = 0$, $v_a(x) = 0$ dla każdego $x \in N$ oraz

$$f_a(x, y) = 0 \text{ dla każdego } \langle x, y \rangle \in L. \text{ Następnie podstawić } \underline{f}^* = \underline{f}_a.$$

Krok 2. Utworzyć zbiór L_a w następujący sposób: jeżeli $\langle x, y \rangle \in L$ i $v_a(y) - v_a(x) = k(x, y)$, to podstawić $L_a = L_a \cup \{\langle x, y \rangle\}$.

Krok 3. Rozpoczynając od przepływu \underline{f}^* wyznaczyć w sieci $S_a = \langle G_a; c \rangle$, gdzie $G_a = \langle N, L_a \rangle$, maksymalny przepływ korzystając z algorytmu Forda-Fulkersona. Niech \underline{f}_a będzie przepływem otrzymanym w wyniku działania algorytmu wyznaczającego maksymalny przepływ, a (Q_a, \bar{Q}_a) niech będzie minimalnym przekrojem.

Krok 4. Wyznaczyć zbiory łuków:

$$A_1 = \{\langle x, y \rangle: x \in Q_a, y \in \bar{Q}_a \text{ i } k(x, y) + v_a(x) - v_a(y) > 0\}$$

$$A_2 = \{\langle x, y \rangle: x \in \bar{Q}_a, y \in Q_a \text{ i } k(x, y) + v_a(x) - v_a(y) < 0\}$$

Jeżeli $A_1 = \emptyset$ i $A_2 = \emptyset$, to koniec obliczeń. Znaleziony przepływ jest maksymalnym przepływem o minimalnym koszcie. W przeciwnym razie obliczyć:

$$\delta_1 = \min_{\langle x, y \rangle \in A_1} (k(x, y) + v_a(x) - v_a(y)),$$

$$\delta_2 = \min_{\langle x, y \rangle \in A_2} (v_a(y) - v_a(x) - k(x, y)),$$

$$\delta = \min \{\delta_1, \delta_2\}.$$

Wyznaczyć nowe liczby węzłowe

$$v_{a+\delta}(x) = \begin{cases} v_a(x) & \text{dla } x \in Q_a \\ v_a(x) + \delta & \text{dla } x \in \bar{Q}_a \end{cases}$$

Podstawić $\underline{f}^* = \underline{f}_a$ oraz $a = a + \delta$ i przejść do kroku 2.

Przedstawiony algorytm można również zastosować do wyznaczenia przepływu o ustalonej wartości v i o minimalnym koszcie. Aby wyznaczyć taki przepływ należy w sieci zastąpić węzeł źródłowy s parą węzłów s' i s'' oraz dodać do sieci łuk $\langle s', s'' \rangle$ o przepustowości równej v i o zerowym koszcie. Następnie należy znaleźć maksymalny przepływ o minimalnym koszcie od węzła s' do ujścia u . Jeżeli po zakończeniu działania algorytmu $f(s', s'') < c(s', s'')$, to problem nie ma rozwiązania.

12.2.3. Algorytm FD

Do rozwiązania zadania (12.11), (12.6), (12.7) i (12.10) wyznaczenia przepływu wieloskładnikowego minimalizującego średnie opóźnienie pakietu w sieci rozległej istnieje w literaturze kilka algorytmów. Do bardziej znanych należy zaliczyć algorytm FD (Flow Deviation) [29], algorytm EF (Extremal Flows) [17] lub algorytm wykorzystujący metodę gradientu rzutowanego GP (Gradient Projection) [69]. Pozostałe, mniej znane algorytmy omówiono w pracy [4]. Doświadczenia autora w implementacji i wykorzystaniu algorytmów optymalizacji przepływów wieloskładnikowych wskazują na to, że spośród wyżej wymienionych algorytmów na szczególną uwagę zasługuje algorytm FD, przede wszystkim z tego powodu, że jest prosty metodologicznie, łatwy w realizacji programowej, oraz że integralną częścią algorytmu jest procedura wyznaczenia początkowego przepływu dopuszczalnego.

Zbiór ograniczeń (12.6), (12.7) i (12.10) rozważanego problemu jest wielościanem wypukłym. Przypomnijmy, że zbiór rozwiązań (przepływów) dopuszczalnych, tzn. spełniających wyżej wymienione ograniczenia, oznaczyliśmy przez \mathfrak{S}_{wc} . Ponadto funkcja określająca średnie opóźnienie pakietu (12.11) jest funkcją ściśle wypukłą ze względu na przepływ wieloskładnikowy w zbiorze rozwiązań dopuszczalnych \mathfrak{S}_{wc} . Zatem istnieje minimum lokalne będące równocześnie minimum globalnym rozważanego problemu optymalizacji [23, 29].

Zdefiniujemy metrykę $l(\pi)$ określającą długość trasy π w następujący sposób:

$$l(\pi) = \sum_{\langle x, y \rangle \in \pi} l(x, y),$$

gdzie

$$l(x, y) = \frac{\partial T}{\partial f(x, y)}.$$

Zauważmy, że przy tak zdefiniowanej metryce $l(\pi)$ wartości $l(x,y)$ zależą od wartości przepływu wieloskładnikowego w łukach sieci.

Algorytm FD wykorzystuje następujące dwie własności rozważanego problemu [29].

♣ Zauważmy, że dla przepływu wieloskładnikowego $\underline{f} \in \mathfrak{S}_{wc}$ mamy, że

$$\lim_{f(x,y) \rightarrow c(x,y)} T(\underline{f}) = +\infty.$$

Istnienie takiej granicy odpowiada istnieniu barier, które zapobiegają zbliżaniu się rozwiązań \underline{f} do ograniczenia (12.10). Używając terminologii programowania matematycznego możemy powiedzieć, że funkcja T przyłącza ograniczenia (12.10) jako funkcje kary. Ta własność jest bardzo ważna z praktycznego punktu widzenia, ponieważ gwarantuje automatyczne spełnienie ograniczeń (12.10) podczas stosowania nieliniowych technik optymalizacji, rozpoczynających obliczenia od przepływu dopuszczalnego. W związku z tym, aby znaleźć rozwiązanie optymalne problemu (12.11), (12.6), (12.7) i (12.10) wystarcza zastosować algorytm rozpoczynający obliczenia od punktu $\underline{f}^{(0)} \in \mathfrak{S}_{wc}$ i rozwiązujący problem (12.11), (12.6) i (12.7), a więc problem bez ograniczenia (12.10) związanego ze skończonymi przepustowościami łuków.

♣ W optymalnym przepływie wieloskładnikowym przepływ każdego składnika jest sumą przepływów bez rozgałęzień wzdłuż tras najkrótszych według metryki $l(\pi)$. Oznacza to, że dla optymalnego przepływu wieloskładnikowego spełniony jest następujący warunek dla każdego i -tego składnika

$$l(\pi_i^1) = l(\pi_i^2) = \dots = l(\pi_i^{k_i}) \leq l(\pi_i'),$$

gdzie π_i^k , $k = 1, \dots, k_i$ są trasami wykorzystywanymi przez przepływ i -tego składnika od węzła s_i do węzła u_i , a trasa π_i' jest dowolną trasą prowadzącą od węzła s_i do węzła u_i .

Wprowadźmy operator FD , który odwzorowuje przepływ wieloskładnikowy $\underline{f} \in \mathfrak{S}_{wc}$ w inny przepływ wieloskładnikowy $\underline{f}' \in \mathfrak{S}_{wc}$ w następujący sposób:

$$\underline{f}' = (1 - \lambda)\underline{f} + \lambda\underline{v},$$

gdzie $\underline{v} \in \mathfrak{S}_b$ jest przepływem wieloskładnikowym bez rozgałęzień wzdłuż najkrótszych tras, tzn. każdy składnik przepływa wyłącznie wzdłuż jednej trasy, która jest najkrótsza w sensie metryki $l(\pi)$ w punkcie odpowiadającym przepływowi \underline{f} . Natomiast $\lambda \in [0,1]$ jest parametrem (długością kroku optymalizacji), którego wartość minimalizuje funkcję pomocniczą $T((1 - \lambda)\underline{f} + \lambda\underline{v})$.

Powyższą operację będziemy zapisywać jako $FD \circ \underline{f}$. Za pomocą tej operacji dokonujemy przeniesienia części strumienia każdego składnika na trasy najkrótsze.

Algorytm FD składa się z dwóch faz. Pierwsza polega na znalezieniu przepływu dopuszczalnego lub uznaniu, że problem nie ma rozwiązania, a w drugiej znajdujemy optymalny przepływ wieloskładnikowy z zadaną dokładnością obliczeń.

Dopuszczalny przepływ wieloskładnikowy znajdujemy w następujący sposób: Obliczenia rozpoczynamy od przepływu wieloskładnikowego, który nie musi spełniać ograniczeń (12.10). Sprawdzenia, czy ograniczenia (12.10) są spełnione, dokonujemy za pomocą parametru

$$\sigma = \max_{(x,y) \in L} \frac{f(x,y)}{c(x,y)}.$$

Jeżeli ograniczenia (12.10) nie są spełnione, to $\sigma > 1$. Wówczas zmniejszamy proporcjonalnie przepływy wszystkich składników we wszystkich łukach sieci poprzez proporcjonalne zmniejszenie wartości wszystkich elementów macierzy z zewnątrz wprowadzanych natężeń R . Następnie staramy się zwiększyć elementy macierzy R do wartości początkowych. W tym celu, w kolejnych iteracjach algorytmu, przenosimy część przepływu do tras najkrótszych w sensie metryki $l(\pi)$ wykorzystując operator FD i zwiększamy stopniowo elementy macierzy R . Sprawdzamy, czy uzyskaliśmy przepływ wieloskładnikowy realizujący założoną macierz z zewnątrz wprowadzanych natężeń R . Jeśli tak, to podejmujemy decyzję, że przepływ jest dopuszczalny i przechodzimy do Fazy II algorytmu. W przeciwnym razie stwierdzamy, że problem nie ma rozwiązania dla zadanej macierzy R .

Algorytm FD

Niech $\underline{f}^{(j)}$, $\underline{g}^{(j)}$ oznaczają wektory przepływów wieloskładnikowych w j -tej iteracji algorytmu, RE_j będzie liczbą, natomiast δ , Θ , ε , η będą zadanymi tolerancjami. $\underline{f}^{(0)}$ będzie oznaczać znaleziony w Fazie I przepływ dopuszczalny, a \underline{v} przepływ wzdłuż najkrótszych tras. $f^{(j)}(x,y)$, $g^{(j)}(x,y)$, $v(x,y)$ oznaczają wartości sumarycznych przepływów wieloskładnikowych w łuku $\langle x,y \rangle$ dla j -tej iteracji algorytmu.

Faza I

Krok 1. Podstawić $RE_0 = 1$, $j = 0$. Wyznaczyć przepływ wieloskładnikowy $\underline{f}^{(0)}$ wzdłuż najkrótszych tras, obliczonych według metryki $l(\pi)$, w punkcie odpowiadającym zerowemu przepływowi wieloskładnikowemu.

Krok 2. Podstawić

$$\sigma_j = \max_{\langle x, y \rangle \in L} \frac{f^{(j)}(x, y)}{c(x, y)}.$$

Jeżeli $\sigma_j / RE_j < 1$, to podstawić $\underline{f}^{(0)} = \underline{f}^{(j)} / RE_j$ i przejść do Fazy II. W przeciwnym razie wykonać $RE_{j+1} = RE_j(1 - \eta |1 - \sigma_j|) / \sigma_j$, gdzie $0 < \eta < 1$. Następnie podstawić $\underline{g}^{(j+1)} = (RE_{j+1} / RE_j) \underline{f}^{(j)}$ oraz wykonać $\underline{f}^{(j+1)} = FD \circ \underline{g}^{(j+1)}$. Jeżeli $j = 0$, to przejść do kroku 4. W przeciwnym razie przejść do kroku 3.

Krok 3. Jeżeli

$$\left| \sum_{\langle x, y \rangle \in L} l(x, y) (v(x, y) - g^{(j+1)}(x, y)) \right| < \Theta \quad \text{oraz} \quad |RE_{j+1} - RE_j| < \delta,$$

gdzie $v(x, y)$ jest przepływem wzdłuż najkrótszych tras, obliczonym według metryki $l(\pi)$, w punkcie odpowiadającym przepływowi $\underline{g}^{(j+1)}$, to procedurę kończymy podjęciem decyzji, że problem nie ma rozwiązania dla zadanej macierzy R oraz przyjętych tolerancji Θ i δ . W przeciwnym razie przejść do kroku 4.

Krok 4. Podstawić $j = j + 1$ i przejść do kroku 2.

Faza II

Krok 1. Podstawić $j = 0$.

Krok 2. Wykonać $\underline{f}^{(j+1)} = FD \circ \underline{f}^{(j)}$.

Krok 3. Jeżeli

$$\left| \sum_{\langle x, y \rangle \in L} l(x, y) (v(x, y) - f^{(j+1)}(x, y)) \right| < \varepsilon,$$

to $\underline{f}^{(j+1)}$ jest optymalnym przepływem wieloskładnikowym z dokładnością ε . W przeciwnym razie podstawić $j = j + 1$ i przejść do kroku 2.

12.2.4. Algorytmy wyznaczania przepływów bez rozgałęzień

W tym punkcie przedstawimy dwa algorytmy heurystyczne optymalizacji przepływów bez rozgałęzień, przydatne do konstrukcji dwóch wariantów reguły sztywnego doboru tras przedstawionych w rozdz. 4. Jeden z wariantów dotyczy sytuacji, gdy

z każdego węzła możemy przesyłać pakiety przeznaczone do tego samego węzła docelowego wzdłuż kilku różnych tras. W drugim wariancie przyjmujemy założenie, że z dowolnego węzła pakiety przeznaczone do tego samego węzła docelowego są przesyłane wzdłuż dokładnie jednej trasy.

Znalezienie reguły sztywnego doboru tras jest równoznaczne z rozwiązaniem problemu optymalizacji przepływów bez rozgałęzień przy odpowiednich ograniczeniach. Dalej przedstawimy dwa problemy optymalizacji przepływów bez rozgałęzień, każdy opisujący jeden z rozważanych wariantów reguły sztywnego doboru tras. Zaprezentowano dwa algorytmy heurystyczne pozwalające uzyskać przybliżone rozwiązanie rozważanych problemów. Oba rozważane problemy należą do klasy problemów NP-zupełnych. Ponieważ dla tych problemów uzyskanie rozwiązania optymalnego jest możliwe, ale bardzo czasochłonne, więc uzasadnione jest wykorzystanie algorytmów heurystycznych, szczególnie dla sieci rozległych o liczbie węzłów większej od dziesięciu.

W pierwszej kolejności zaprezentujemy algorytm heurystyczny przeznaczony do rozwiązania problemu wyznaczania przepływu bez rozgałęzień minimalizującego średnie opóźnienie pakietu (12.11) przy ograniczeniach (12.6), (12.7), (12.10) i (12.12). Problem ten został sformułowany w punkcie 12.1.3. Przepływ bez rozgałęzień uzyskany w wyniku rozwiązania powyższego problemu można bezpośrednio zastosować do skonstruowania reguły sztywnego doboru tras umożliwiającej przesyłanie pakietów z dowolnego węzła do tego samego węzła docelowego wzdłuż kilku różnych tras (patrz reguła sztywnego doboru tras przedstawiona na rys. 4.5.). Dokonujemy tego w następujący sposób: Jeżeli z otrzymanego przepływu bez rozgałęzień wynika, że z dowolnego węzła x wychodzi do pewnego węzła docelowego y kilka różnych tras, to w tablicy kierunków węzła x umieszczamy kilka wierszy z adresem węzła y . Z każdym wierszem związana jest jedna trasa prowadząca od węzła x do węzła y , tzn. w odpowiedniej kolumnie wiersza wpisywany jest numer portu wyjściowego przełącznika znajdującego się węzle x , poprzez który przechodzi trasa. W kolumnie zawierającej priorytety, dla każdego z wierszy odpowiadających trasom prowadzącym do węzła y , wpisywane są te same wartości priorytetu.

Do rozwiązania problemu wyznaczania przepływu bez rozgałęzień minimalizującego funkcję (12.11) przy ograniczeniach (12.6), (12.7), (12.10) i (12.12) w pracy [29] zaproponowano algorytm heurystyczny, który przedstawiamy poniżej.

Algorytm [29]

Niech $\underline{f}^{(0)}$ będzie początkowym dopuszczalnym przepływem bez rozgałęzień, tzn. $\underline{f}^{(0)} \in \mathfrak{F}_{bc}$, oraz niech $j = 0$.

- Krok 1. Wyznaczyć zbiór najkrótszych tras dla wszystkich składników, według metryki $l(\pi)$, w punkcie odpowiadającym przepływowi $\underline{f}^{(j)}$. Zbiór ten oznaczymy przez $SR(\underline{f}^{(j)})$. Podstawić $i = 1$.
- Krok 2. Podstawić $\underline{g} = \underline{f}^{(j)}$.
- Wyznaczyć przepływ \underline{v} z przepływu \underline{g} w ten sposób, że przenosimy przepływ i -tego składnika na trasę $\pi_i^* \in SR(\underline{f}^{(j)})$, a trasy dla pozostałych składników pozostają bez zmian.
 - Jeżeli $\underline{v} \in \mathfrak{S}_{bc}$ i $T(\underline{v}) < T(\underline{g})$, to podstawić $\underline{g} = \underline{v}$.
 - Jeżeli $i = q$, to przejść do kroku 3, a w przeciwnym razie podstawić $i = i + 1$ i przejść do kroku 2a.
- Krok 3. Jeżeli $\underline{g} = \underline{f}^{(j)}$, to zakończyć obliczenia – algorytm nie może poprawić rozwiązania. W przeciwnym przypadku podstawić $\underline{f}^{(j+1)} = \underline{g}$ oraz $j = j + 1$, a następnie przejść do kroku 1.

Początkowe rozwiązanie dopuszczalne niezbędne do rozpoczęcia obliczeń według powyższego algorytmu możemy otrzymać, jak sugerują autorzy pracy [29], za pomocą algorytmu zbliżonego do Fazy I algorytmu FD.

Oczywiście przedstawiony algorytm heurystyczny daje jedynie rozwiązanie przybliżone rozważanego problemu. W pracy [4] udowodniono szereg własności tego problemu i przedstawiono algorytm dokładny oparty na metodzie podziału i oszacowań, pozwalający otrzymać rozwiązanie optymalne dla problemu znalezienia przepływu bez rozgałęzień minimalizującego funkcję (12.11) przy ograniczeniach (12.6), (12.7), (12.10) i (12.12). Jednak, z punktu widzenia czasu obliczeń, stosowanie tego algorytmu dokładnego jest uzasadnione dla sieci rozległych o mniejszej liczbie węzłów.

Przełączniki znajdujące się w węzłach sieci rozległej wykorzystują również regułę sztywnego doboru tras w wersji, w której z każdego węzła przesyłamy pakiety przeznaczone do tego samego węzła docelowego wzdłuż dokładnie jednej trasy. Oznacza to, że jeśli przesyłamy pakiety od węzła x do węzła y trasą π przechodzącą przez węzeł z , to pakiety przesyłane od węzła z do węzła y będą przesyłane trasą π' , która jest częścią trasy π , tzn. $\pi' \subset \pi$.

W celu sformalizowania wyżej przedstawionego wymagania wprowadzimy dodatkowe ograniczenie określające współzależności między trasami dla poszczególnych składników. Z własności rozważanego wariantu reguły sztywnego doboru tras wynika, że jeśli zmienna $z_i^k = 1$, czyli i -ty składnik przepływa wzdłuż trasy π_i^k , to wszystkie trasy π_j^l , dla składników takich, że $u_j = u_i$, mające wspólny węzeł x z trasą π_i^k muszą

od węzła x do węzła u_i pokrywać się z trasą π_i^k . Przypomnijmy, że u_i oznacza węzeł docelowy i -tego składnika. Niech M_i^k będzie zbiorem wszystkich zmiennych z_j^l , odpowiadających trasom π_j^l , które mają co najmniej dwa węzły wspólne z trasą π_i^k , a w tym węzeł końcowy trasy $u_j = u_i$ i nie pokrywają się z trasą π_i^k od węzła wspólnego do węzła końcowego trasy. Zatem ograniczenia wprowadzone przez ten wariant reguły sztywnego doboru tras możemy zapisać w następującej postaci

$$(z_i^k = 1) \Rightarrow (z_j^l = 0: \forall z_j^l \in M_i^k) \quad (12.14)$$

Z tego wynika, że znalezienie rozważanego wariantu reguły sztywnego doboru tras polega na rozwiązaniu zadania wyznaczenia przepływu bez rozgałęzień, który minimalizuje średnie opóźnienie pakietu (12.11) przy spełnieniu ograniczeń (12.6), (12.7), (12.10), (12.12) i (12.14).

W literaturze zaprezentowano dokładny algorytm oparty na metodzie podziału i oszacowań do optymalnego rozwiązania tego problemu [4]. Ponieważ, ze względu na czas obliczeń, stosowanie tego algorytmu jest ograniczone do sieci rozległych o mniejszej liczbie węzłów, poniżej przedstawimy algorytm heurystyczny pozwalający uzyskać przybliżone rozwiązanie rozważanego problemu. Zaproponowany algorytm heurystyczny składa się z dwóch faz. W pierwszej otrzymujemy rozwiązanie dopuszczalne. W fazie drugiej, startując od rozwiązania dopuszczalnego, staramy się stopniowo poprawiać rozwiązanie tak, aby otrzymać możliwie małą wartość funkcji kryterialnej. W tym algorytmie heurystycznym wykorzystano pewne własności algorytmu FD.

Algorytm

Faza I

Krok 1. Podstawić $\underline{f}^{(0)} = \underline{0}$, $j = 0$, $B = N$, $RE_0 = 1$.

$$\text{Obliczyć } R_i = \sum_{k=1}^n r_{ki} \text{ dla } i = 1, \dots, n.$$

Krok 2. Wybrać takie i , dla którego

$$R_i = \max_{k \in B} R_k.$$

Następnie wyznaczyć zbiór najkrótszych tras $SR_i(\underline{f}^{(0)})$, według metryki $l(\pi)$, prowadzących od wszystkich węzłów do węzła i , w punkcie odpowiadającym przepływowi $\underline{f}^{(0)}$.

Krok 3. Wyznaczyć przepływ \underline{v} w ten sposób, że przepływy wszystkich k -tych składników takich, że $u_k = i$ lokujemy na trasach ze zbioru $SR_i(\underline{f}^{(0)})$. Następnie podstawić $\underline{f}^{(1)} = \underline{f}^{(0)} + \underline{v}$ oraz $B = B - \{i\}$. Jeżeli $B = \emptyset$, to przejść do kroku 4. W przeciwnym razie przejść do kroku 2.

Krok 4. Podstawić

$$\delta_j = \max_{\langle x, y \rangle \in L} \frac{f^{(j)}(x, y)}{c(x, y)}.$$

Jeżeli $\frac{\delta_j}{RE_j} < 1$, to podstawić $\underline{f}^{(0)} = \underline{f}^{(j)}$ i przejść do Fazy II.

W przeciwnym razie wykonać

$$RE_{j+1} = RE_j \left(\frac{1 - \eta(1 - \delta_j)}{\delta_j} \right),$$

gdzie $0 < \eta < 1$. Następnie podstawić $\underline{g} = \frac{RE_{j+1}}{RE_j} \underline{f}^{(j)}$ i przejść do kroku 5a.

- Krok 5. a) Wyznaczyć dla każdego wężła $i \in N$ zbiór najkrótszych tras $SR_i(\underline{g})$, według metryki $l(\pi)$, prowadzących od wszystkich węzłów sieci do wężła i , w punkcie odpowiadającym przepływowi \underline{g} . Podstawić $i = 1$ oraz $B = N$.
- b) Wyznaczyć przepływ \underline{v} z przepływu \underline{g} w ten sposób, że przenosimy przepływy wszystkich k -tych składników takich, że $u_k = i$ na trasy ze zbioru $SR_i(\underline{g})$, a trasy przepływu pozostałych składników pozostają bez zmian.
- c) Jeżeli $\underline{v} \in \mathfrak{T}_{bc}$ i $T(\underline{v}) < T(\underline{g})$, to wykonać $\underline{f}^{(j+1)} = \underline{v}$, $j = j + 1$ i przejść do kroku 4. W przeciwnym razie wykonać $\underline{B} = B - \{i\}$.
- Jeżeli $B = \emptyset$, to procedurę kończymy podjęciem decyzji, że nie można znaleźć przepływu bez rozgałęzień realizującego zadaną macierz z zewnątrz wprowadzanych natężeń. W przeciwnym razie podstawić $i = i + 1$, a następnie przejść do kroku 5b.

Faza II

Krok 1. Podstawić $j = 0$.

Krok 2. Dla każdego wężła $i \in N$ wyznaczyć zbiór najkrótszych tras $SR_i(\underline{f}^{(j)})$, według metryki $l(\pi)$, prowadzących od wszystkich węzłów sieci do wężła i , w punkcie odpowiadającym przepływowi $\underline{f}^{(j)}$. Podstawić $i = 1$ oraz $B = N$.

Krok 3. Podstawić $\underline{g} = \underline{f}^{(j)}$.

- a) Wyznaczyć przepływ \underline{v} z przepływu \underline{g} w ten sposób, że przenosimy przepływy wszystkich k -tych składników takich, że $u_k = i$ na trasy ze zbioru $SR_i(\underline{f}^{(j)})$, a trasy pozostałych składników pozostają bez zmian.
- b) Jeżeli $\underline{v} \in \mathfrak{S}_{bc}$ i $T(\underline{v}) < T(\underline{g})$, to podstawić $\underline{g} = \underline{v}$.
- c) Wykonać $B = B - \{i\}$. Jeżeli $B = \emptyset$, to przejść do kroku 4. W przeciwnym razie podstawić $i = i + 1$, a następnie przejść do kroku 3a.

Krok 4. Jeżeli $\underline{g} = \underline{f}^{(j)}$, to zakończyć obliczenia. Algorytm nie może poprawić rozwiązania. W przeciwnym razie podstawić $\underline{f}^{(j+1)} = \underline{g}$ oraz $j = j + 1$, a następnie przejść do kroku 2.

12.2.5. Algorytm wyznaczania przepływu wieloskładnikowego o minimalnym koszcie

W tym punkcie przedstawimy jeden z prezentowanych w literaturze algorytmów do rozwiązania problemu wyznaczania przepływu wieloskładnikowego minimalizującego koszt (12.13) z uwzględnieniem ograniczeń (12.6), (12.7) i (12.10). Przeglądu algorytmów przeznaczonych do rozwiązania tego problemu dokonano np. w pracach [2, 51]. Dalej zostanie przedstawiony algorytm wykorzystujący technikę dekompozycji [51]. Zasada działania tego algorytmu polega na tym, że w każdej iteracji dzielimy przepustowość każdego łuku sieci na q części, każda przypisana do jednego składnika. Następnie rozwiązujemy q problemów wyznaczenia przepływu pojedynczego składnika o minimalnym koszcie. Przepływ k -tego składnika o minimalnym koszcie wyznaczamy w sieci, w której przepustowości łuków są równe wartościom przydzielonym k -temu składnikowi, na etapie podziału wyjściowych przepustowości łuków. Jeżeli można poprawić rozwiązanie, to w kolejnej iteracji algorytmu następuje ponowny podział wyjściowych przepustowości łuków, z uwzględnieniem rezultatów uzyskanych w wyniku rozwiązania q problemów wyznaczenia przepływu pojedynczego składnika o minimalnym koszcie. Powyższa zasada jest następstwem innego sposobu sformułowania problemu minimalizacji funkcji (12.13) przy ograniczeniach (12.6), (12.7) i (12.10).

Rozważany w tym punkcie problem możemy sformułować w następującej równoważnej postaci.

$$\min_{\underline{f}} \sum_{k=1}^q K^k(\underline{c}^k) \quad (12.15)$$

przy ograniczeniach

$$\sum_{k=1}^q \underline{c}^k \leq \underline{c} \quad (12.16)$$

$$0 \leq c^k(x, y) \leq c(x, y) \text{ dla każdego } \langle x, y \rangle \in L \text{ oraz } k = 1, \dots, q, \quad (12.17)$$

gdzie \underline{c} jest wektorem wyjściowych przepustowości łuków, \underline{c}^k jest wektorem przepustowości łuków dostępnych dla k -tego składnika, a $c^k(x, y)$ jest przepustowością łuku $\langle x, y \rangle$ dla k -tego składnika. $K^k(\underline{c}^k)$ jest minimalną wartością kosztu przepływu k -tego składnika o wartości r_k w sieci o przepustowościach łuków określonych przez \underline{c}^k , uzyskaną w wyniku rozwiązania problemu (12.5), (12.1), (12.2) i (12.3) dla $v = r_k$.

Niech $v^k(x)$ i $\eta^k(x, y)$ będą odpowiednio liczbą węzłową węzła x i liczbą łukową łuku $\langle x, y \rangle$ dla k -tego składnika, które zostały otrzymane w wyniku rozwiązania problemu (12.5), (12.1), (12.2) i (12.3). Liczby węzłowe otrzymujemy z algorytmu przedstawionego w rozdz. 12.2.2, a liczby łukowe otrzymujemy ze wzoru

$$\eta^k(x, y) = \max \left\{ 0, v^k(y) - v^k(x) - c^k(x, y) \right\}.$$

Niech \underline{v}_i^k oraz $\underline{\eta}_i^k$ będą odpowiednio wektorami liczb węzłowych i łukowych dla k -tego składnika w i -tej iteracji algorytmu. Ponadto niech $\underline{\omega}^k$ oznacza wektor o liczbie elementów równej liczbie węzłów sieci, którego element odpowiadający węzłowi s_k jest równy r_k , element odpowiadający węzłowi u_k wynosi $-r_k$, a wartości pozostałych elementów są równe zero.

Algorytm [51]

Krok 1. Podstawić $i = 1$ oraz $Q_k = \emptyset$ i $\sigma_k = -\infty$ dla $k = 1, \dots, q$. Wybrać początkowy podział przepustowości łuków, tzn. wektory \underline{c}^k , $k = 1, \dots, q$ w taki sposób aby zostały spełnione warunki (12.16) i (12.17).

Krok 2. Dla każdego k -tego składnika rozwiązać problem (12.5), (12.1), (12.2) i (12.3) dla $v = r_k$, wyznaczyć wektory \underline{v}_i^k , $\underline{\eta}_i^k$ oraz wektor przepływów \underline{f}^k .

Krok 3. Jeżeli

$$\sum_{k=1}^q \sigma_k = \sum_{k=1}^q K^k(\underline{c}^k),$$

to zakończyć obliczenia. Otrzymany został przepływ wieloskładnikowy o minimalnym koszcie składający się z przepływów \underline{f}^k , $k = 1, \dots, q$, otrzymanych w kroku 2. W przeciwnym razie wykonać

$$Q_k = Q_k \cup \left\{ \left(\underline{\nu}_i^k, \underline{\eta}_i^k \right) \right\} \text{ dla } k = 1, \dots, q$$

i przejść do kroku 4.

Krok 4. Podstawić $i = i + 1$ oraz rozwiązać problem:

$$\min \sum_{k=1}^q \sigma_k$$

przy ograniczeniach (12.16), (12.17) oraz uwzględnieniu, że

$$\sigma_k \geq \left(\underline{\omega}^k \right)^T \underline{\nu}^k - \left(\underline{f}^k \right)^T \underline{\eta}^k \text{ dla każdego } \left(\underline{\nu}^k, \underline{\eta}^k \right) \in Q_k, k = 1, \dots, q.$$

Następnie przejść do kroku 2.

12.3. Równoczesne wyznaczanie przepływów i przepustowości kanałów

Zadanie optymalizacji przepływów i przepustowości kanałów polega na wyznaczeniu przepływu wieloskładnikowego i przepustowości kanałów, które minimalizują zadany wskaźnik jakości działania sieci rozległej przy zadanej strukturze sieci, danych wartościach średnich natężeń strumieni pakietów dochodzących do węzłów sieci, oraz z uwzględnieniem dodatkowych ograniczeń. Zadanie to jest NP-zupełne [48]. Najczęściej przyjmowanymi wskaźnikami jakości działania sieci są średnie opóźnienie pakietu i koszt budowy sieci, z tym że jeśli jeden z tych wskaźników stanowi kryterium, to drugi występuje w ograniczeniach. Zadania optymalizacji związane z tymi wskaźnikami są dualne i metoda użyta do rozwiązania jednego zadania może być zastosowana do rozwiązania drugiego [35]. Dla tych wskaźników jakości i dla przepływu wieloskładnikowego wyróżnia się kilka przypadków związanych z postacią funkcji kosztu kanałów. W przypadku liniowej i wklęsłej funkcji kosztu uzyskano rozwiązanie suboptymalne. Dla dyskretnej funkcji kosztu (rys. 12.1), czyli przypadku najistotniejszego z praktycznego punktu widzenia, istnieją algorytmy heurystyczne i dokładne. Przeglądu algorytmów heurystycznych dokonano w pracach [29, 35], a algorytmy dokładne przedstawiono w monografii [48].

Problem rozwiążemy w tym punkcie można sformułować następująco:

dane:

- struktura sieci,
- macierz z zewnątrz wprowadzanych natężeń,
- zbiory dopuszczalnych przepustowości kanałów i kosztów ich dzierżawy,
- dopuszczalny koszt budowy sieci.

- minimalizować:* średnie opóźnienie pakietu w sieci
- względem:* przepływu wieloskładnikowego,
 przepustowości kanałów,
- uwzględniając, że:* przepływ wieloskładnikowy realizuje zadaną macierz z zewnątrz
 wprowadzanych natężeń,
 sumaryczny przepływ w każdym kanale nie przekracza jego
 przepustowości,
 suma kosztów dzierżawy przepustowości kanałów nie przekracza
 zadanego dopuszczalnego kosztu budowy sieci.

Dla powyższego problemu przedstawimy w niniejszym punkcie algorytm dokładny oparty na metodzie podziału i oszacowań [48] oraz algorytm heurystyczny [35, 48], które wydają się szczególnie „efektywne” pod względem czasu obliczeń.

Ponadto w literaturze rozważane są przypadki zadania wyznaczania przepływu wieloskładnikowego i przepustowości kanałów, w których wskaźnikiem jakości działania sieci rozległej jest liniowa kombinacja średniego opóźnienia pakietu oraz kosztu budowy sieci (kosztu dzierżawy kanałów). W pracy [34] zaproponowano suboptymalne rozwiązanie tego problemu przy założeniu, że przepływ wieloskładnikowy jest przepływem bez rozgałęzień. W pracy [37] przedstawiono dla tego zadania algorytm dokładny, przy dodatkowym założeniu, że koszt budowy sieci, poza tym, że jest składnikiem kryterium, jest również ograniczony od góry (występuje w ograniczeniach).

Zadanie wyznaczania przepływów i przepustowości kanałów ma istotne praktyczne znaczenie w następujących przypadkach:

- ♣ Zadanie to rozwiązuje się dla działających sieci rozległych w celu okresowej aktualizacji reguły doboru tras i przepustowości kanałów pozwalającej na poprawę wskaźników jakości działania sieci. Jest to konieczne, ponieważ w dłuższym czasie zmieniają się średnie natężenia strumieni pakietów wprowadzanych z zewnątrz do sieci. Właśnie te natężenia są parametrami istotnie wpływającymi na wartości wskaźników jakości działania sieci.
- ♣ Rozwiązanie zadania wyznaczania przepływów i przepustowości kanałów wykorzystuje się w heurystycznych algorytmach proponowanych do rozwiązania zadania wyznaczania struktury sieci, przepustowości kanałów i przepływów, ponieważ optymalne rozwiązanie tego ostatniego zadania jest bardzo trudno uzyskać w realnym czasie.

12.3.1. Algorytm dokładny

W tym punkcie przedstawiony zostanie algorytm dokładny do rozwiązania zadania wyznaczania przepływu wieloskładnikowego i przepustowości kanałów, które mini-

malizują średnie opóźnienie pakietu przy zadanej strukturze sieci, danych wartościach średnich natężeń strumieni pakietów dochodzących do węzłów z zewnątrz sieci, danych zbiorach dostępnych przepustowości i kosztów dzierżawy dla każdego kanału i z uwzględnieniem ograniczenia co do kosztu budowy sieci. Rozważamy przypadek najistotniejszy z praktycznego punktu widzenia, tzn. przepustowości kanałów mogą przyjmować wartości z szeregu przepustowości określonego zaleceniami ITU-T.

12.3.1.1. Sformułowanie problemu

Do celów rozważanego problemu rozwiemy model sieci rozległej przedstawiony w pkt. 12.1.1.

Niech modelem rozległej sieci komputerowej będzie sieć $S = \langle G; c, d \rangle$ gdzie $G = \langle N, L \rangle$ jest multigrafem właściwym, c oznacza funkcję przepustowości oraz d oznacza funkcję kosztów budowy łuków. Przez N oznaczamy zbiór węzłów, a przez L zbiór łuków.

Przejdźmy teraz do określenia związków między siecią rozległą a jej modelem na potrzeby rozważanego zadania. Przez $ZC^i = \{c_1^i, \dots, c_{e(i)}^i\}$ oznaczmy zbiór przepustowości, według ITU-T, dostępnych dla i -tego kanału wyrażonych w bitach/s; $e(i)$ oznacza liczbę dostępnych przepustowości dla i -tego kanału. Z kolei przez $ZD^i = \{d_1^i, \dots, d_{e(i)}^i\}$ będziemy oznaczać zbiór kosztów dzierżawy dla przepustowości ze zbioru ZC^i przeznaczonych dla i -tego kanału, tzn. d_k^i jest kosztem dzierżawy i -tego kanału o przepustowości c_k^i . Przez n oznaczamy liczbę węzłów sieci rozległej, a przez p liczbę wszystkich kanałów sieci rozległej. Zakładamy, że w sieci rozległej istnieją kanały, dla których mamy wyznaczyć przepustowości, jak i kanały o przepustowościach już ustalonych. Niech kanały, dla których mamy wyznaczyć przepustowości mają przypisane numery od 1 do m , natomiast kanały o ustalonych przepustowościach mają numery od $m+1$ do p .

Każdy węzeł sieci S odpowiada węzłowi rozległej sieci komputerowej. Zatem $N = \{1, 2, \dots, n\}$. Każdy i -ty kanał sieci rozległej, dla $1 \leq i \leq m$, zostaje w modelu S zastąpiony przez $e(i)$ łuków łączących tę samą parę węzłów. Są to łuki zorientowane w przypadku kanałów jednokierunkowych i łuki niezorientowane w przypadku kanałów półdupleksowych. Łuki te oznaczmy przez w_k^i ; i odpowiada numerowi kanału, a k jest kolejnym numerem łuku, który odpowiada i -temu kanałowi. Każdy z tych łuków odpowiada jednej z możliwości wyboru przepustowości i związanego z nią kosztu odpowiednio ze zbiorów ZC^i oraz ZD^i . Ponieważ i -temu kanałowi musimy przypisać jedną przepustowość ze zbioru ZC^i , zatem zbiór

$$W^i = \{w_1^i, \dots, w_{e(i)}^i\}$$

jest zbiorem alternatywnych łuków, z których dokładnie jeden musi być użyty do budowy sieci. Niech

$$W = \bigcup_{i=1}^m W^i$$

będzie zbiorem wszystkich alternatywnych łuków. Oczywiście zbiory W^i , $i = 1, \dots, m$, są zbiorami rozłącznymi. Niech łuki ze zbioru

$$A = \{w^{m+1}, \dots, w^p\}$$

odpowiadają kanałom o ustalonych przepustowościach. Zatem zbiór $L = W \cup A$ jest zbiorem wszystkich łuków sieci S .

Oznaczmy przez c_0^i przepustowość i -tego kanału takiego, że $m+1 \leq i \leq p$. Funkcje c oraz d określone na zbiorze łuków L definiujemy w następujący sposób:

$$c: c(w_k^i) = c_k^i \quad \text{dla } i = 1, \dots, m, \quad k = 1, \dots, e(i),$$

$$c(w^i) = c_0^i \quad \text{dla } i = m+1, \dots, p,$$

$$d: d(w_k^i) = d_k^i \quad \text{dla } i = 1, \dots, m, \quad k = 1, \dots, e(i),$$

$$d(w^i) = 0 \quad \text{dla } i = m+1, \dots, p.$$

W większości przypadków, koszt budowy (dzierżawy) jednostki przepustowości kanału maleje lub pozostaje stały ze wzrostem przepustowości tego kanału. W związku z tym przyjmujemy następujące założenie o funkcjach c oraz d . Niech łuki w każdym ze zbiorów W^i są uporządkowane według malejących przepustowości. Wówczas dla

$$c(w_1^i) > c(w_2^i) > \dots > c(w_{e(i)}^i)$$

zachodzi

$$\frac{d(w_1^i)}{c(w_1^i)} \leq \frac{d(w_2^i)}{c(w_2^i)} \leq \dots \leq \frac{d(w_{e(i)}^i)}{c(w_{e(i)}^i)}.$$

Niech $X_r \subset W$ będzie zbiorem zawierającym dokładnie po jednym łuku z każdego zbioru W^i , $i = 1, \dots, m$. Zbiór X_r nazywamy reprezentacją. Przez \mathfrak{R} oznaczmy rodzinę wszystkich reprezentacji X_r . Każda reprezentacja X_r generuje unigraf $G_r = \langle N, X_r \cup A \rangle$ oraz związaną z tym grafem sieć $S_r = \langle G_r; c, d \rangle$.

Przepustowości łuków w sieci S_r określają pewien zespół przepustowości kanałów rozległej sieci komputerowej. Przepływ wieloskładnikowy w sieci S_r odpowiada przepływowi pakietów w sieci rozległej z przepustowościami kanałów określonymi przez przepustowości łuków w sieci S_r .

Niech $T(X_r)$ będzie minimalną wartością średniego opóźnienia pakietu w sieci S_r , czyli $T(X_r)$ otrzymujemy w wyniku rozwiązania problemu wyznaczenia przepływu wieloskładnikowego minimalizującego funkcję (12.11) przy spełnieniu ograniczeń (12.6), (12.7) i (12.10) w sieci S_r . Oczywiście problem ten możemy rozwiązać metodą FD przedstawioną w punkcie 12.2.3.

Rozważane zadanie optymalizacji przepływu wieloskładnikowego i przepustowości kanałów możemy sformułować następująco:

$$\min_{X_r} T(X_r) \quad (12.18)$$

uwzględniając, że

$$X_r \in \mathfrak{R} \quad (12.19)$$

$$d(X_r) \leq D \quad (12.20)$$

gdzie D oznacza dopuszczalny koszt budowy sieci rozległej (lub maksymalny dopuszczalny miesięczny koszt dzierżawy wszystkich kanałów) oraz

$$d(X_r) = \sum_{w_k^i \in X_r} d(w_k^i).$$

12.3.1.2. Opis algorytmu

Zasada działania algorytmu jest oparta na metodzie podziału i oszacowań z mieszaną strategią podziału węzłów w drzewie rozwiązań. Przypomnijmy pokrótce zasadę działania takiego algorytmu.

Niech $X_1 \in \mathfrak{R}$ będzie początkową reprezentacją, taką że dla X_1 spełniony jest warunek (12.20) oraz w sieci S_1 istnieje przepływ wieloskładnikowy o wartościach poszczególnych składników zadanych w macierzy z zewnątrz wprowadzanych natężeń.

Łuk $w_k^i \in X_1$ nazywamy łukiem zgodnym, a łuk $w_j^i \in W - X_1$ nazywamy łukiem przeciwnym. Czynność zastępowania łuku zgodnego łukiem przeciwnym nazywamy przełączeniem. Przełączenie może nastąpić wyłącznie z jednego łuku dowolnego zbioru W^i na inny łuk z tego samego zbioru.

Działanie algorytmu polega na generowaniu i sprawdzaniu ciągu reprezentacji i odpowiadających im sieci. Proces ten rozpoczynamy od sieci S_1 . Proces generowania sieci przedstawimy w postaci drzewa rozwiązań H . Każdy wierzchołek w drzewie

rozwiązań H będzie przedstawiał pewną sieć S_r , a łuk w drzewie H będzie odpowiadał parze sieci (S_r, S_s) , takiej że sieć S_s została otrzymana z sieci S_r przez przełączenie jednego łuku zgodnego $w_k^i \in X_r$ na łuk przeciwny $w_j^i \in X_s$. Taką sieć S_r nazywamy poprzednikiem sieci S_s , która z kolei nosi nazwę następnika w stosunku do S_r . Zauważmy, że każdy wierzchołek w drzewie rozwiązań ma jeden poprzednik (z wyjątkiem wierzchołka odpowiadającego X_1) i na ogół więcej niż jeden następnik. Wierzchołek odpowiadający sieci S_1 nazywamy korzeniem w drzewie rozwiązań H .

Wygenerowanie nowej sieci S_s z sieci S_r jest związane z wyborem pewnego łuku zgodnego z X_r oraz wyborem pewnego łuku przeciwnego, na który należy przełączyć ten łuk zgodny. Czynność tę realizuje się za pomocą reguły podziału. Na reguły podziału składają się dwie operacje: operacja wyboru i operacja regulacji. Załóżmy, że chcemy wygenerować następnik sieci S_r . Jeżeli dla sieci S_r jest spełniony warunek (12.20), to wybór łuku zgodnego do przełączenia następuje w wyniku stosowania zasad operacji wyboru. W przeciwnym razie wyboru łuku zgodnego do przełączenia dokonuje się według zasad operacji regulacji. W każdym przypadku wybór łuku będzie dokonany na podstawie kryterium lokalnej optymalizacji.

Dla każdej sieci S_r będziemy obliczać dolne oszacowanie średniego opóźnienia pakietu. Celem tego obliczania jest sprawdzenie czy dalsze przełączanie łuków może wygenerować sieć S_s , dla której wartość średniego opóźnienia pakietu $T(X_s)$ będzie mniejsza od najmniejszej dotychczas znalezionej wartości średniego opóźnienia pakietu. Jeżeli wynik testowania jest negatywny, to odrzucamy aktualną sieć S_r i cofamy się do jej poprzednika.

Podczas generowania nowej sieci będziemy ustalać pewne łuki. Jeżeli sieć S_s otrzymano z sieci S_r w wyniku przełączenia łuku zgodnego $w_k^i \in X_r$ na łuk przeciwny $w_j^i \in X_s$, to w sieci S_s ustalamy chwilowo ten łuk przeciwny w_j^i . Łuk ustalony chwilowo nie może zostać przełączony w żadnej sieci S_p , która jest następnikiem sieci S_s w drzewie rozwiązań H . Jeżeli natomiast cofamy się z sieci S_s do sieci S_r po łuku przeciwnym względem pewnego łuku zgodnego, to ustalamy tymczasowo łuk przeciwny, po którym się cofamy. Jeżeli cofanie odbywa się po raz $(e(i)-1)$ po łuku przeciwnym względem łuku zgodnego $w_k^i \in X_r$, to łuk ten zostaje ustalony trwale. Łuk zgodny w_k^i , dla którego został ustalony tymczasowo łuk przeciwny (lub kilka łuków przeciwnych) może zostać jeszcze przełączony, zależnie od tego, czy istnieją w zbiorze W^i łuki przeciwne dotychczas nieustalone. Dla każdej sieci S_r w drzewie H określamy zbiór łuków ustalonych chwilowo lub trwale $F_r \subset X_r$ oraz zbiór łuków ustalonych tymczasowo F_r^t . Łuki ustalone chwilowo w zbiorze F_r odpowiadają drodze w drzewie H od korzenia do wierzchołka S_r i są łukami przeciwnymi do łuków zgodnych. Każdy łuk ustalony trwale

w F_r jest łukiem zgodnym, a wszystkie odpowiadające mu łuki przeciwnie pojawiły się już w drzewie H w procesie generowania sieci, przez przełączenie na nie łuku zgodnego, a następnie, po których to łukach przeciwnych wykonywane było cofanie się. Żaden łuk ze zbioru F_r nie może ulec przełączeniu w żadnym następniku możliwym do wygenerowania z sieci S_r . Łuki ustalone tymczasowo należą do zbioru F_r^t . Po tych łukach wykonane było cofanie do tych sieci będących wierzchołkami w drzewie rozwiązań H , które leżą na drodze od korzenia do wierzchołka S_r w drzewie H , a ponadto łuki zgodne względem tych łuków przeciwnych nie są ustalone trwale.

Koniec obliczeń według tego algorytmu następuje wówczas, gdy należy cofnąć się od korzenia drzewa rozwiązań H , tzn. od sieci S_1 .

12.3.1.3. Dolne oszacowanie

Dolne oszacowanie LB_r , wartości średniego opóźnienia pakietu dla sieci S_r oraz dla wszystkich następników możliwych do wygenerowania z tej sieci wyznaczamy następująco [48]:

$$LB_r = \max \{LB_r(\alpha = 0,01), LB_r(\alpha = 0,99)\},$$

gdzie $LB_r(\alpha)$ otrzymujemy w wyniku rozwiązania następującego problemu optymalizacji:

Niech $\alpha \in (0,1)$, Z_r będzie zbiorem numerów tych zbiorów W^i , dla których spełniony jest warunek $W^i \cap F_r = \emptyset$ oraz niech

$$d^i = \min_{w_k^i \in X_r - F_r^t} \left(\frac{d(w_k^i)}{c(w_k^i)} \right), \quad c_{\max}^{ir} = \max_{w_k^i \in X_r - F_r^t} c(w_k^i), \quad D_r = D - \sum_{w_k^i \in F_r} d(w_k^i).$$

Wówczas

$$LB_r(\alpha) = \min_{\underline{I}} \left(\alpha \frac{\left(\sum_{i \in Z_r} \sqrt{\frac{d^i}{c_{\max}^{ir}}} f_i \right)^2}{\gamma \left(D_r - \sum_{i \in Z_r} d^i f_i \right)} + (1 - \alpha) \frac{1}{\gamma} \sum_{i \in Z_r} \frac{f_i}{c_{\max}^{ir} - f_i} + \frac{1}{\gamma} \sum_{w_k^i \in F_r} \frac{f_i}{c(w_k^i) - f_i} + \frac{1}{\gamma} \sum_{w^i \in A} \frac{f_i}{c(w^i) - f_i} \right)$$

uwzględniając, że $\underline{f} = [f_1, \dots, f_p]$ jest wektorem przepływu wieloskładnikowego realizującego zadaną macierz z zewnątrz wprowadzanych natężeń.

Powyższy problem dla ustalonej wartości parametru α możemy rozwiązać wykorzystując algorytm FD.

Przedstawione dolne oszacowanie LB_r zostało zaproponowane w pracy [48], tam też można znaleźć dowód jego poprawności oraz wyniki badań komputerowych określających jakość działania tego oszacowania.

12.3.1.4. Reguły podziału

Celem reguł podziału jest wybór łuku zgodnego z X_r do przełączenia oraz wygenerowanie następnika S_s sieci S_r . Na reguły podziału składają się dwie operacje, których stosowanie jest uzależnione od tego, czy dla sieci S_r spełniony jest warunek (12.20). Jeżeli dla sieci S_r spełnione jest ograniczenie (12.20), to wyboru łuku zgodnego do przełączenia dokonujemy według reguł określonych przez *operację wyboru*. W przeciwnym razie przy wyborze łuku zgodnego do przełączenia postępujemy według reguł zawartych w *operacji regulacji*.

Operacja wyboru. Celem tej operacji jest wybór łuku zgodnego i łuku przeciwnego do przełączenia, w celu wygenerowania następnika z możliwie najmniejszą wartością średniego opóźnienia pakietu.

Niech $E_r = X_r - F_r$ będzie zbiorem łuków zgodnych, które możemy przełączać na łuki przeciwnie. Ponadto, niech M_r będzie zbiorem łuków przeciwnych względem łuków zgodnych ze zbioru E_r i to takich łuków przeciwnych, których przepustowości są większe od przepustowości odpowiadających im łuków zgodnych.

Kryterium wyboru łuków przeciwnych ze zbioru M_r powinno uwzględniać zarówno zmiany średniego opóźnienia pakietu, jak i zmiany kosztu budowy sieci. Kryterium wprowadzone w pracy [48] powoduje wybranie takiego łuku przeciwnego ze zbioru M_r , przełączenie na który daje możliwie największy spadek średniego opóźnienia pakietu przypadający na jednostkę przyrostu kosztu budowy sieci. Kryterium to jest określone następująco:

Niech $w_k^i \in E_r$ będzie łukiem zgodnym, a $w_j^i \in M_r$ będzie łukiem przeciwnym do łuku zgodnego w_k^i . Dla każdej pary takich łuków wyznaczamy wyrażenie

$$\Delta_{kj}^{ir} = \frac{\delta_{kj}^{ir}}{d(w_j^i) - d(w_k^i)}, \quad (12.21)$$

w którym

$$\delta_{kj}^{ir} = \frac{1}{\gamma} \left(\frac{f_r(w_k^i)}{c(w_k^i) - f_r(w_k^i)} - \frac{f_r(w_j^i)}{c(w_j^i) - f_r(w_j^i)} \right),$$

natomiast $f_r(w_k^i)$ jest wartością sumarycznego przepływu w łuku w_k^i wyznaczoną w wyniku rozwiązania problemu wyznaczania przepływu wieloskładnikowego minimalizującego funkcję (12.11) przy spełnieniu ograniczeń (12.6), (12.7) i (12.10) w sieci S_r .

Do przełączenia należy wybrać ten łuk przeciwny ze zbioru M_r , dla którego wartość wyrażenia (12.21) jest największa.

Operacja regulacji. Celem tej operacji jest wybór łuku zgodnego i łuku przeciwnego do przełączenia, aby wygenerować następnik o mniejszym koszcie budowy i z możliwie małą wartością średniego opóźnienia pakietu. W pracy [48] zaproponowano następujące postępowanie.

Niech P_r będzie zbiorem wszystkich łuków przeciwnych do łuków zgodnych ze zbioru E_r i to takich łuków przeciwnych, które mają koszty mniejsze od kosztów odpowiadających im łuków zgodnych. W celu dokonania oceny łuków do przełączenia ze zbioru P_r podzielimy ten zbiór na dwa rozłączne podzbiory P_r' i P_r'' . Zbiór P_r' określony jest następująco:

$$(w_j^i \in P_r') \Leftrightarrow (w_j^i \in P_r) \wedge (c(w_j^i) > f_r(w_k^i)),$$

gdzie $w_k^i \in E_r$. Zatem $P_r'' = P_r - P_r'$.

Łuki ze zbioru P_r' oceniamy za pomocą wyrażenia (12.21). Oceny łuków ze zbioru P_r'' dokonujemy również z użyciem wyrażenia (12.21), w którym wartość δ_{kj}^{ir} obliczamy następująco:

$$\delta_{kj}^{ir} = \frac{1}{\gamma} \left(\frac{f_r(w_k^i)}{c(w_k^i) - f_r(w_k^i)} - \frac{c_{\max}^{ir}}{\varepsilon} \right), \quad (12.22)$$

gdzie ε jest minimalną dopuszczalną różnicą między przepustowością dowolnego łuku a przepływem w tym łuku.

Powinniśmy wybierać te łuki ze zbioru P_r , przełączenie na które może dać możliwie najmniejszy przyrost średniego opóźnienia pakietu przypadający na jednostkę spadku kosztu budowy. Zatem do przełączenia będziemy wybierać łuk ze zbioru P_r , dla którego wartość wyrażenia (12.21) jest najmniejsza.

12.3.1.5. Algorytm

Niech S_1 będzie siecią początkową taką, że $X_1 \in \mathfrak{R}$, $d(X_1) \leq D$ i w sieci S_1 istnieje przepływ wieloskładnikowy o wartościach poszczególnych składników zadanych w macierzy z zewnątrz wprowadzanych natężeń, oraz niech $F_1 = \emptyset$, $F_1^t = \emptyset$ i $T^* = +\infty$.

Krok 1. *Obliczanie dolnego oszacowania.*

Jeżeli $d(F_r) > D$, to przejść do kroku 5. W przeciwnym razie wyznaczyć LB_r . Jeżeli $LB_r \geq T^*$, to przejść do kroku 5. W przeciwnym razie przejść do kroku 2.

Krok 2. *Obliczanie wartości funkcji.*

Obliczyć $T(X_r)$. Jeżeli $d(X_r) \leq D$, to wyznaczyć zbiór M_r oraz podstawić $M_r = M_r - F_r^t$. Jeżeli $T(X_r) < T^*$, to podstawić $T^* = T(X_r)$. Przejść do kroku 3. Jeżeli $d(X_r) > D$, to wyznaczyć zbiór P_r oraz podstawić $P_r = P_r - F_r^t$. Przejść do kroku 4.

Krok 3. *Operacja wyboru.*

Jeżeli $M_r = \emptyset$, to przejść do kroku 5. W przeciwnym razie wybrać taki łuk przeciwny $w_j^i \in M_r$ i taki łuk zgodny $w_k^i \in E_r$, dla których wartość wyrażenia (12.21) jest największa. Następnie wygenerować sieć S_s w następujący sposób: $X_s = (X_r - \{w_k^i\}) \cup \{w_j^i\}$, $F_s = F_r \cup \{w_j^i\}$, $F_s^t = F_r^t$. Przejść do kroku 1.

Krok 4. *Operacja regulacji.*

Jeżeli $P_r = \emptyset$, to przejść do kroku 5. W przeciwnym razie wybrać taki łuk przeciwny $w_j^i \in P_r$ i taki łuk zgodny $w_k^i \in E_r$, dla których wartość wyrażenia (12.21) jest najmniejsza. Następnie wygenerować sieć S_s w następujący sposób: $X_s = (X_r - \{w_k^i\}) \cup \{w_j^i\}$, $F_s = F_r \cup \{w_j^i\}$, $F_s^t = F_r^t$. Przejść do kroku 1.

Krok 5. *Operacja cofania.*

Cofnąć się do poprzednika S_p , z którego wygenerowano sieć S_r . Jeżeli sieć S_r nie ma poprzedników, to zakończyć obliczenia. Sieć S_* związana z aktualną wartością T^* jest rozwiązaniem optymalnym. W przeciwnym razie uaktualnić dane dla S_p w następujący sposób: Jeżeli sieć S_r została wygenerowana z sieci S_p poprzez przełączenie łuku zgodnego na łuk przeciwny $w_j^i \in X_r$, to wykonać $F_p^t = F_p^t \cup \{w_j^i\}$. Jeżeli cofanie odbywa się po raz

$(e(i)-1)$ względem łuku zgodnego w_k^i , to wykonać $F_p^t = F_p^t \cup \{w_k^i\}$ i $F_p^t = F_p^t - W^i$. Przejść do kroku 1.

Powyższy algorytm wymaga określenia sieci początkowej S_1 takiej, że $X_1 \in \mathcal{R}$ i $d(X_1) \leq D$ oraz w sieci S_1 istnieje przepływ wieloskładnikowy o wartościach poszczególnych składników określonych w zadanej macierzy z zewnątrz wprowadzanych natężeń. Taką sieć S_1 możemy wyznaczyć posługując się algorytmem heurystycznym przedstawionym w następnym punkcie.

Niech ND będzie unormowanym dopuszczalnym kosztem budowy sieci zdefiniowanym następująco:

$$ND = \frac{D - D_{\min}}{D_{\max} - D_{\min}} 100\%,$$

gdzie D_{\min} i D_{\max} oznaczają odpowiednio najmniejszy i największy dopuszczalny koszt budowy sieci, tzn. dla $D < D_{\min}$ zadanie wyznaczania przepływów i przepustowości kanałów (12.18), (12.19), (12.20) nie ma rozwiązania, a D_{\max} określone jest następującą zależnością:

$$D_{\max} = \sum_{i=1}^m d(w_1^i).$$

W pracy [48] zaprezentowano wyniki badań komputerowych mających na celu określenie własności przedstawionego algorytmu pod względem liczby wykonanych iteracji, czyli inaczej pod względem czasu obliczeń. Zaobserwowano, że w przedziałach zmian unormowanego dopuszczalnego kosztu budowy sieci ND od 0% do 15% i od 35% do 100% uzyskano małą liczbę iteracji algorytmu, natomiast w przedziale zmian ND od 15% do 35% zauważono wzrost liczby iteracji w stosunku do liczby iteracji z przedziału zmian ND od 40% do 100%.

Ponadto na podstawie eksperymentów obliczeniowych z użyciem przedstawionego algorytmu zaproponowano w pracy [48] następującą zależność wiążącą ze sobą średnie opóźnienie pakietu T i dopuszczalny koszt budowy sieci D :

$$T = \frac{a}{D - b},$$

gdzie a oraz b są dodatnimi współczynnikami. Współczynniki te możemy wyznaczyć rozwiązując rozważany problem dla dwóch różnych wartości dopuszczalnego kosztu budowy sieci D .

Powyższa zależność może być przydatna na etapie projektowania rozległych sieci komputerowych, a zwłaszcza do obliczania kosztów eksploatacyjnych w odniesieniu do uzyskanych efektów, a także do rozwiązania zadania dualnego polegającego na

wyznaczeniu przepływu wieloskładnikowego i przepustowości kanałów minimalizujących koszt budowy sieci przy ograniczeniu związanym ze średnim opóźnieniem pakietu.

12.3.2. Algorytm heurystyczny

Omówimy algorytm heurystyczny, którego koncepcja została przedstawiona w pracy [35], a szczegółowe rozwiązanie w [48]. Idea prezentowanego algorytmu jest następująca:

Obliczenia rozpoczynamy od sieci utworzonej w ten sposób, że z każdego zbioru W^i wybieramy łuk o największej przepustowości. Przypomnijmy, że w każdym zbiorze W^i łuki są uporządkowane według malejących przepustowości. W każdej iteracji algorytmu dla otrzymanej sieci wyznaczamy przepływ wieloskładnikowy realizujący zadaną macierz z zewnątrz wprowadzanych natężeń. Jeżeli koszt budowy sieci jest większy od dopuszczalnego kosztu budowy D , to wybieramy „najmniej wykorzystany” łuk i zastępujemy go kolejnym łukiem o mniejszej przepustowości z tego samego zbioru W^i , np. łuk w_k^i zastępujemy łukiem w_{k+1}^i . W ten sposób otrzymujemy nową sieć. Postępowanie to powtarzamy tak długo, aż otrzymamy sieć o koszcie budowy mniejszym lub równym dopuszczalnemu kosztowi budowy sieci.

W pracy [48] uściślono pojęcie „najmniej wykorzystanego” łuku. Zaproponowano, aby wyboru takiego łuku dokonywać za pomocą wyrażenia (12.21).

Algorytm [35, 48]

- Krok 1. Utworzyć reprezentację $X^{(1)}$ składającą się z łuków o maksymalnych przepustowościach z każdego ze zbiorów W^i , tzn. $X^{(1)} = \{w_1^1, w_1^2, \dots, w_1^m\}$.
Podstawić $i = 1$.
- Krok 2. Obliczyć $T(X^{(i)})$. Jeżeli w sieci $S^{(i)} = \langle G^{(i)}; c, d \rangle$, gdzie $G^{(i)} = \langle N, A \cup X^{(i)} \rangle$, nie istnieje przepływ wieloskładnikowy realizujący zadaną macierz z zewnątrz wprowadzanych natężeń, to stop. Problem nie ma rozwiązania. W przeciwnym razie przejść do kroku 3.
- Krok 3. Jeżeli $d(X^{(i)}) \leq D$, to znaleziono rozwiązanie przybliżone i należy zakończyć obliczenia. W przeciwnym razie wybrać łuki $w_k^i \in X^{(i)}$ oraz w_{k+1}^i , dla których wartość wyrażenia (12.21), z uwzględnieniem (12.22), jest najmniejsza. Następnie podstawić $X^{(i+1)} = (X^{(i)} - \{w_k^i\}) \cup \{w_{k+1}^i\}$ oraz $i = i + 1$. Przejść do kroku 2.

Badania komputerowe prowadzone z użyciem powyższego algorytmu heurystycznego wskazują na to, że rozwiązania przybliżone otrzymane za jego pomocą różnią się od rozwiązań optymalnych nie więcej niż 11%. Badano również wpływ unormowanego dopuszczalnego kosztu budowy sieci *ND* na jakość rozwiązań przybliżonych. Nie stwierdzono wyraźnej zależności w stosunku do jakości rozwiązań przybliżonych w przedziale zmian *ND* od 0% do 70%. Natomiast w przedziale zmian *ND* od 70% do 100% rozwiązania przybliżone były bliskie rozwiązaniom optymalnym, a dla większości przebadanych przykładów w tym przedziale, rozwiązania uzyskane z użyciem przedstawionego algorytmu heurystycznego pokrywały się z rozwiązaniami optymalnymi.

12.4. Równoczesne wyznaczanie przepływów, przepustowości kanałów i struktury sieci

Zadanie optymalizacji przepływów, przepustowości kanałów i struktury sieci rozległej polega na wyznaczeniu przepływu wieloskładnikowego, przepustowości kanałów i struktury sieci, które minimalizują (lub maksymalizują) zadany wskaźnik jakości działania sieci rozległej przy danym położeniu węzłów sieci, zwykle przy danych wartościach średnich natężeń strumieni pakietów dochodzących z zewnątrz do sieci oraz z uwzględnieniem dodatkowych ograniczeń.

Zadanie to należy do klasy zagadnień NP-zupełnych [48]. Pod pojęciem struktury sieci rozległej rozumiemy schemat rozmieszczenia kanałów między poszczególnymi węzłami sieci. Najczęściej wskaźnikiem jakości jest średnie opóźnienie pakietu (lub koszt budowy sieci rozległej – zadanie dualne [35]), a ograniczeniem jest koszt budowy sieci (lub średnie opóźnienie pakietu w zadaniu dualnym). W niektórych zastosowaniach korzysta się z innych wskaźników jakości, do których należy zaliczyć koszt korzystania z usług komunikacyjnych lub przepustowość sieci. Często zadanie to uzupełnia się o dodatkowe ograniczenie niezawodnościowe mające zapewnić istnienie odpowiedniej liczby różnych tras między każdą parą węzłów, tzn. tras o różnych węzłach i różnych kanałach. W mniejszych sieciach rozległych wymaga się, aby liczba różnych tras między każdą parą węzłów była nie mniejsza od dwóch.

W literaturze zadanie to rozwiązywane jest dla różnych przypadków. Do rozwiązania zadania z takimi wskaźnikami jak średnie opóźnienie pakietu albo koszt budowy sieci i z dyskretną funkcją kosztów dzierżawy kanałów zaproponowano algorytmy heurystyczne, których przeglądu dokonano w pracach [11, 35, 53]. W [41] rozważano to zadanie wyłącznie ze wskaźnikiem jakim jest średnie opóźnienie pakietu i zaproponowano algorytm heurystyczny, wykorzystujący metodę dekompozycji Bendersa. W literaturze przedstawiono również algorytm dokładny oparty na metodzie podziału i oszacowań dla rozwiązania tego zadania [48]. Wskaźnikiem jakości działania sieci jest tu średnie opóźnienie pakietu, a ograniczenia uwzględniają dopuszczalny koszt

budowy sieci oraz minimalną liczbę różnych tras między każdą parą węzłów. Natomiast wśród propozycji rozwiązań rozważanego zadania wykorzystującego inne wskaźniki jakości działania sieci należy zwrócić uwagę na:

- ♣ propozycję algorytmu dokładnego opartego na metodzie podziału i oszacowań dla zadania z kosztem korzystania z usług komunikacyjnych określonym zależnością (12.13) jako wskaźnikiem jakości [48],
- ♣ algorytmy dokładne dla zadania wyznaczania przepływów, przepustowości kanałów i struktury sieci w klasie sieci służących do przesyłania informacji między wszystkimi parami węzłów, jednak w danej chwili udostępnianych jednej parze węzłów. Algorytmy dla tego zadania z kryterium, jakim jest suma przepustowości kanałów przedstawiono np. w pracach [27, 28, 70]. Ponadto, w pracach [48, 50] przedstawiono algorytm dokładny oparty na metodzie podziału i oszacowań dla tego zadania odnoszącego się do sytuacji, w której chcemy zapewnić możliwie największą przepustowość sieci między każdą parą węzłów.

W dalszej części niniejszego punktu rozważany będzie następujący wariant zadania wyznaczania przepływów, przepustowości kanałów i struktury sieci rozległej:

dane: lokalizacja węzłów sieci,
macierz z zewnątrz wprowadzanych natężeń,
zbiór potencjalnych kanałów,
zbiory dopuszczalnych przepustowości kanałów i kosztów ich dzierżawy,
dopuszczalny koszt budowy sieci,
minimalna liczba różnych tras między każdą parą węzłów.

minimalizować: średnie opóźnienie pakietu

względem: struktury sieci,
przepustowości kanałów,
przepływu wieloskładnikowego.

uwzględniając, że: przepływ wieloskładnikowy realizuje zadaną macierz z zewnątrz wprowadzanych natężeń,
sumaryczny przepływ w każdym kanale nie przekracza jego przepustowości,
suma kosztów dzierżawy przepustowości kanałów nie przekracza zadanego kosztu budowy sieci,
liczba różnych tras między każdą parą węzłów jest nie mniejsza od zadanej wartości.

Rozwiązanie optymalne tego zadania wymaga długiego czasu obliczeń. W związku z tym, kłopotliwe staje się stosowanie algorytmów dokładnych, np. opartych na metodzie podziału i oszacowań w sytuacji, w której musimy wielokrotnie powtarzać obliczenia, uwzględniając zmiany różnych parametrów sieci rozległej. Z taką sytuacją

mamy często do czynienia na etapie projektowania sieci, a zwłaszcza, gdy nie znamy dokładnych wartości poszczególnych parametrów sieci (np. wartości natężeń strumieni pakietów wprowadzanych z zewnątrz do sieci), a znamy tylko przedziały ich zmienności. Wówczas wygodniej jest stosować algorytmy heurystyczne, zapewniające uzyskanie rozwiązań przybliżonych w krótkim czasie. Właśnie dlatego w dalszej części tego punktu, dla wyżej sformułowanego problemu, zaprezentujemy algorytm heurystyczny wykorzystujący przedstawione w punkcie poprzednim algorytmy do rozwiązania zadania wyznaczania przepływów i przepustowości kanałów.

Podobnie jak w punkcie 12.3.1 modelem sieci rozległej będzie sieć $S = \langle G; c, d \rangle$ gdzie $G = \langle N, L \rangle$ jest multigrafem, a c oraz d są funkcjami przepustowości i kosztów budowy określonymi na zbiorze łuków L . N oznacza zbiór węzłów sieci. Aby zaprezentować algorytm, rozszerzymy model przedstawiony w punkcie 12.3.1 w następujący sposób. Każdy ze zbiorów W^i uzupełnimy o dodatkowy łuk $w_{e(i)+1}^i$ o przepustowości $c(w_{e(i)+1}^i) = \alpha c(w_{e(i)}^i)$ i o koszcie $d(w_{e(i)+1}^i) = \beta d(w_{e(i)}^i)$, gdzie $\alpha, \beta \in (0, 1)$ są dodatnimi współczynnikami. Każdy zbiór W^i , $i = 1, \dots, m$, odpowiada jednej z potencjalnych lokalizacji kanału w rozległej sieci komputerowej; m oznacza liczbę możliwych lokalizacji kanałów.

Przyjmijmy trochę odmienną definicję reprezentacji od wprowadzonej w punkcie 12.3.1. Reprezentacja X_r będzie zawierać co najwyżej po jednym łuku z każdego zbioru W^i . Ponadto niech \aleph będzie zbiorem tych wszystkich reprezentacji X_r , które nie zawierają łuków $w_{e(i)+1}^i$, $i = 1, \dots, m$. Zwróćmy uwagę, że brak dowolnego łuku $w_j^i \in W^i$ w reprezentacji X_r oznacza, że i -ty kanał nie zostanie użyty do budowy sieci. Ponadto jeżeli reprezentacja należy do zbioru \aleph , to każdemu i -temu kanałowi użytemu do budowy sieci została przyporządkowana przepustowość ze zbioru ZC^i . Zatem każda reprezentacja $X_r \in \aleph$ w sposób jednoznaczny definiuje, które kanały zostają użyte do budowy sieci rozległej oraz ich przepustowości.

Niech \bar{S}_r oznacza sieć powstałą z sieci $S_r = \langle G_r; c, d \rangle$ w sposób opisany w punkcie 12.1.2 i dotyczący tworzenia modelu sieci dla wyznaczenia maksymalnej liczby różnych tras między parami węzłów sieci rozległej, tzn. łukom sieci S_r przypisujemy przepustowości równe jedności, a każdy węzeł x tej sieci zastępujemy parą węzłów x' oraz x'' i łączymy je łukiem skierowanym $\langle x', x'' \rangle$, również o przepustowości równej jeden.

Niech $\bar{v}_r(x'', y')$ oznacza maksymalny przepływ od węzła x'' do węzła y' w sieci \bar{S}_r , który odpowiada liczbie różnych tras od węzła x do węzła y w sieci S_r . Niech V_r będzie najmniejszą spośród wartości $\bar{v}_r(x'', y')$ obliczonych dla wszystkich par węzłów sieci \bar{S}_r , tzn.

$$V_r = \min \{ \bar{v}_r(x'', y') : x, y \in N \} \quad (12.23)$$

Rozważany zatem problem wyznaczania przepływów, przepustowości kanałów i struktury sieci możemy zdefiniować następująco:

$$\min_{X_r} T(X_r) \quad (12.24)$$

przy ograniczeniach

$$X_r \in \mathfrak{K} \quad (12.25)$$

$$V_r \geq CON \quad (12.26)$$

$$d(X_r) \leq D \quad (12.27)$$

gdzie CON oznacza zadaną minimalną liczbę różnych tras między każdą parą węzłów, $d(X_r)$ oznacza koszt budowy sieci o kanałach i ich przepustowościach określonych przez X_r , a D jest zadanym dopuszczalnym kosztem budowy sieci.

Do rozwiązania tego problemu można użyć następującego algorytmu heurystycznego. Zasada jego działania polega na powtarzających się rozwiązaniach problemu wyznaczania przepływu wieloskładnikowego i przepustowości kanałów (12.18–12.20) dla rozważanego modelu sieci S . Jeśli reprezentacja otrzymana w wyniku rozwiązania problemu (12.18–12.20) zawiera łuk $w_{e(i)+1}^i$, to oznacza, że i -ty kanał powinien zostać usunięty z sieci rozległej. Możemy tego dokonać, jeżeli usunięcie z sieci S zbioru łuków W^i nie spowoduje naruszenia ograniczenia niezawodnościowego (12.26). Jeśli tak nie jest, tzn. po usunięciu łuku $w_{e(i)+1}^i$ ograniczenie (12.26) nie zostanie spełnione, to podejmujemy decyzję, że zbiór W^i pomniejszony o łuk $w_{e(i)+1}^i$ musi wchodzić w skład sieci S . To z kolei oznacza, że i -ty kanał musi zostać użyty do budowy sieci rozległej. Powyższe operacje polegające na rozwiązywaniu problemu wyznaczania przepływu wieloskładnikowego i przepustowości kanałów (12.18–12.20) i usuwaniu z sieci S zbiorów W^i , lub pozostawianiu w sieci S zbiorów W^i pomniejszonych o łuk $w_{e(i)+1}^i$ powtarzamy dotąd, aż reprezentacja otrzymana w wyniku rozwiązania problemu (12.18–12.20) nie będzie zawierać żadnego łuku $w_{e(i)+1}^i$, $i = 1, \dots, m$. Zwróćmy również uwagę, że łuki $w_{e(i)+1}^i$ o małych przepustowościach wprowadzono po to, aby określić, które potencjalne kanały nie będą wchodziły w skład sieci rozległej i równocześnie po to, aby można było zapewnić spełnienie ograniczenia niezawodnościowego (12.26). Oczywiście łatwiej byłoby określić, które z kanałów nie będą wchodzić w skład sieci jeżeli przepustowości

łuków dodatkowych $w_{e(i)+1}^i$, $i = 1, \dots, m$, byłyby równe zero. Jednak w tej sytuacji nie byłoby możliwe zapewnienie spełnienia ograniczenia niezawodnościowego (12.26).

Algorytm

Krok 1. Podstawić $r = 1$, $B^{(1)} = \{1, \dots, m\}$ oraz $S^{(1)} = \langle G^{(1)}; c, d \rangle$, gdzie $G^{(1)} = \langle N, L^{(1)} \rangle$ i $L^{(1)} = A \cup \bigcup_{j \in B^{(1)}} W^j$. Obliczyć $V^{(1)}$ z zależności (12.23)

dla sieci $S^{(1)}$. Jeżeli $V^{(1)} \geq CON$, to przejść do kroku 2. W przeciwnym razie stop. Problem nie ma rozwiązania.

Krok 2. Rozwiązać problem wyznaczania przepływów i przepustowości kanałów (12.18), (12.19) i (12.20) dla sieci $S^{(r)}$. Niech $X_*^{(r)}$ oznacza reprezentację uzyskaną w wyniku rozwiązania tego problemu. Jeżeli ten problem nie ma rozwiązania, to stop. Problem wyznaczania przepływów, przepustowości kanałów i struktury sieci (12.24–12.27) nie ma rozwiązania. W przeciwnym razie przejść do kroku 3.

Krok 3. Jeżeli $\{w_{e(j)+1}^j; j \in B^{(r)}\} \cap X_*^{(r)} = \emptyset$, to zakończyć obliczenia. Aktualny zbiór $B^{(r)}$ określa, które kanały wchodzi w skład sieci, aktualny zbiór $X_*^{(r)}$ definiuje przepustowości tych kanałów, a $T(X_*^{(r)})$ jest średnim opóźnieniem pakietu dla znalezionej struktury sieci. Oznacza to również, że znaleziono przybliżone rozwiązanie problemu (12.24–12.27). W przeciwnym razie wybrać łuk $w_{e(i)+1}^i$ taki, że

$$\frac{f^{(r)}(w_{e(i)+1}^i)}{c(w_{e(i)+1}^i) - f^{(r)}(w_{e(i)+1}^i)} = \min_{w_{e(j)+1}^j \in X_*^{(r)}} \frac{f^{(r)}(w_{e(j)+1}^j)}{c(w_{e(j)+1}^j) - f^{(r)}(w_{e(j)+1}^j)},$$

gdzie $f^{(r)}(w_{e(i)+1}^i)$ jest sumarycznym przepływem w łuku $w_{e(i)+1}^i$ wyznaczonym w wyniku rozwiązania problemu (12.18–12.20) w sieci $S^{(r)}$. Następnie wykonać $L^{(r+1)} = L^{(r)} - W^i$ i utworzyć sieć $S^{(r+1)} = \langle G^{(r+1)}; c, d \rangle$, gdzie $G^{(r+1)} = \langle N, L^{(r+1)} \rangle$. Przejść do kroku 4.

Krok 4. Obliczyć $V^{(r+1)}$ dla sieci $S^{(r+1)}$.

Jeżeli $V^{(r+1)} \geq CON$, to podstawić $B^{(r+1)} = B^{(r)} - \{i\}$ oraz $r = r + 1$ i przejść do kroku 2.

W przeciwnym razie podstawić $W^i = W^i - \{w'_{e^{(i)+1}}\}$. Następnie wykonać $L^{(r+1)} = L^{(r+1)} \cup W^i$ i utworzyć sieć $S^{(r+1)} = \langle G^{(r+1)}; c, d \rangle$, gdzie $G^{(r+1)} = \langle N, L^{(r+1)} \rangle$. Podstawić $B^{(r+1)} = B^{(r)}$, a następnie $r = r + 1$ i przejść do kroku 2.

Do rozwiązania problemu wyznaczania przepływów i przepustowości kanałów, o którym mowa w kroku 2 algorytmu możemy użyć algorytmu dokładnego lub algorytmu heurystycznego przedstawionych w punkcie 12.3. Zaleca się stosowanie algorytmu dokładnego dla rozległej sieci komputerowej o liczbie węzłów nie większej od $15 \div 17$.

13. Metodologia projektowania i realizacji sieci rozległych

Budowa rozległej sieci komputerowej jest przedsięwzięciem złożonym. Po to, aby sieć rozległa spełniła oczekiwania użytkownika, powinna zostać zaplanowana i wykonana w oparciu o szczegółowo opracowany plan działań. W niniejszym rozdziale zostaną przedstawione czynności, które musimy wykonać projektując, instalując i wdrażając sieć rozległą. Wymienione zostaną podstawowe zagadnienia, na które powinniśmy zwrócić uwagę. Jednak należy mieć świadomość tego, że przy projektowaniu sieci często napotyka się na problemy, które trudno sklasyfikować proponując metodologię postępowania przy projektowaniu sieci rozległej. Przedstawione tu problemy należy zatem traktować jako punkt wyjścia przy podejmowaniu działań związanych z projektowaniem rozległej sieci komputerowej, a w sytuacjach nietypowych należy kierować się przede wszystkim doświadczeniem.

Poszczególne czynności wykonywane w procesie od planowania do realizacji sieci rozległej można podzielić na trzy kolejne etapy:

- ♣ etap wstępnego rozpoznania,
- ♣ etap projektowania,
- ♣ etap instalacji i wdrożenia.

Etapy te zostaną dokładniej omówione w dalszej części tego rozdziału.

Przedstawiona tu metodologia dotyczy wprawdzie przede wszystkim prywatnych rozległych sieci komputerowych, jednak pomijając lub modyfikując szczegółowe wskazania związane z samym przedsięwzięciem, może być zastosowana również w procesie projektowania sieci publicznych. Etap projektowania jest identyczny dla obu rodzajów sieci.

13.1. Etap wstępnego rozpoznania

Podstawowym celem tego etapu jest zebranie wiadomości o użytkowniku, niezbędnych do wykonania projektu sieci rozległej. Pod pojęciem użytkownika rozumiemy tu podmiot, dla którego sieć rozległa jest realizowana. Może to być przedsiębiorstwo, bank czy też urząd administracji państwowej. Na podstawie uzyskanych

danych powinniśmy na tym etapie ocenić celowość budowy rozległej sieci komputerowej. Etap ten zatem możemy podzielić na podetapy:

- ♣ przygotowania danych,
- ♣ celowości przedsięwzięcia.

Przygotowanie danych polega na zebraniu potrzebnych informacji oraz na dokonaniu ich analizy. Na tym podetapie możemy wyróżnić pięć następujących czynności:

- ♣ zebranie informacji o użytkowniku,
- ♣ inwentaryzacja zasobów informatycznych użytkownika,
- ♣ określenie wymagań użytkownika,
- ♣ oszacowanie natężeń strumieni bitów przesyłanych między poszczególnymi lokalizacjami, np. oddziałami banku, przedsiębiorstwa,
- ♣ przygotowanie raportu dokumentującego przeprowadzone działania.

Zebranie informacji o użytkowniku jest niezbędne do przeprowadzenia analizy przedsięwzięcia. Informacje te powinny obejmować:

- ♣ stan obecny,
- ♣ strukturę organizacyjną i przestrzenną,
- ♣ sytuację lokalową,
- ♣ sposób zarządzania,
- ♣ specyfikę działalności,
- ♣ procedury obiegu dokumentów,
- ♣ plany rozwojowe użytkownika.

Ponadto należy zebrać, najlepiej w postaci wcześniej przygotowanych ankiet, opinie osób (informatyków), które będą odpowiedzialne za utrzymanie i eksploatację sieci rozległej. Ważnym elementem są również opinie kierownictwa o oczekiwaniach jakie wiąże z posiadaniem sieci rozległej. Należy zwrócić szczególną uwagę na konieczność ścisłego współdziałania z przyszłym użytkownikiem sieci, gdyż tylko w ten sposób będzie można przygotować dane pozwalające zaprojektować sieć spełniającą jego oczekiwania.

Inwentaryzacja zasobów informatycznych to sprawdzenie jaki sprzęt komputerowy i sieciowy oraz jakie oprogramowanie jest w dyspozycji użytkownika. Przede wszystkim należy określić konfiguracje posiadanych sieci lokalnych, systemów komputerowych klasy mainframe lub klasy midrange, rodzaje posiadanych systemów operacyjnych, programów aplikacyjnych, a w tym systemów poczty elektronicznej. Taką inwentaryzację należy wykonać oddzielnie dla każdej lokalizacji, np. dla każdego oddziału banku na terenie kraju. Ponadto należy ocenić stopień faktycznego wykorzystania posiadanych zasobów.

Ponieważ sieć rozległa jest inwestycją mającą służyć użytkownikowi przez kilka lat, konieczne jest zebranie w miarę szczegółowych wiadomości dotyczących planowanych zakupów sprzętu, oprogramowania i sieci lokalnych. Informacje te mogą mieć istotny wpływ na projekt sieci rozległej.

Przestrzennie rozmieszczone lokalizacje użytkownika należy podzielić na następujące grupy:

- ♣ lokalizacje z sieciami lokalnymi zawierającymi dużą liczbę stacji i ewentualnie system komputerowy klasy mainframe lub klasy midrange,
- ♣ lokalizacje z sieciami lokalnymi składającymi się z niewielkiej liczby stacji,
- ♣ lokalizacje z pojedynczymi mikrokomputerami,
- ♣ lokalizacje z małą siecią lokalną lub pojedynczym mikrokomputerem, których rozwój (zdecydowane powiększenie zasobów informatycznych) jest planowany w najbliższym czasie.

Taka klasyfikacja będzie konieczna do późniejszego określenia lokalizacji węzłów sieci rozległej.

Ponadto, na tym etapie należy dokonać rozpoznania jakiego rodzaju dzierżawione łącza transmisyjne (np. kanały telefoniczne, kanały cyfrowe, kanały satelitarne lub kanały radiowe) mogą być dostępne w każdej lokalizacji na terenie kraju. Wymaga to sprawdzenia warunków technicznych u operatora sieci telekomunikacyjnej, np. w TP S.A. Przede wszystkim należy określić liczbę i przepustowość dostępnych do wykorzystania łączy dzierżawionych oraz należy sprawdzić dostępność łączy komutowanych w każdej lokalizacji.

Określenie wymagań użytkownika jest konieczne po to, aby zaplanowana i wybudowana sieć rozległa spełniła jego oczekiwania, a nie stała się bezużyteczną inwestycją. Należy określić do jakich celów będzie ta sieć wykorzystywana. Czy będzie to tylko przesyłanie plików z danymi, czy ma zapewnić również współpracę rozproszonych systemów użytkownika w czasie rzeczywistym. Należy określić przede wszystkim czy systemy komputerowe dołączone do sieci rozległej pracują na zasadzie zdalnego dostępu terminalowego, jak np. w systemie AS/400. Te informacje są niezbędne do określenia wskaźnika (lub wskaźników) jakości działania sieci rozległej, ze względu na który będziemy wyznaczać jej strukturę.

Ważną czynnością jest oszacowanie jakie nakłady na budowę sieci rozległej może ponieść użytkownik. Na tym etapie musi zostać ustalony budżet całego przedsięwzięcia, ponieważ będzie on silnie rzutował na sposób rozwiązania i na możliwość osiągnięcia założonych wartości wskaźników jakości działania sieci.

Ocena personelu zdolnego do konserwacji sieci i do zarządzania siecią pozwoli na określenie zakresu niezbędnego szkolenia oraz pozwoli na wskazanie osób bezpośrednio zajmujących się siecią rozległą. W razie braku odpowiedniego personelu zajdzie konieczność zatrudnienia dodatkowych informatyków o odpowiednich kwalifikacjach.

Powinno się ponadto w miarę dobrze poznać potrzeby i wymagania użytkownika w najbliższej przyszłości. Należy je podzielić na potrzeby w ciągu najbliższego roku, dwóch lat, a nawet czterech lat, gdyż pozwoli to na zaplanowanie harmonogramu prac związanych z dalszą rozbudową projektowanej sieci rozległej.

Oszacowanie natężeń strumieni bitów przesyłanych między poszczególnymi lokalizacjami jest bardzo ważną i odpowiedzialną czynnością, ponieważ właśnie te wartości mają istotny i bezpośredni wpływ na wybór struktury sieci rozległej i na poziom kosztów jej budowy. Czynność ta nie należy do łatwych, gdyż na tym etapie nie jesteśmy w stanie precyzyjnie określić wartości natężeń strumieni bitów przesyłanych między lokalizacjami, a jedynie możemy je oszacować. Trudno jest również podać jednoznaczny algorytm postępowania przy tej ocenie.

Strumienie bitów w sieci rozległej modeluje się jako stacjonarne strumienie Poissona. Możemy zatem przyjąć, że strumień całkowity jest sumą strumieni składowych. Wskazuje to na sposób oszacowania natężeń strumieni między poszczególnymi lokalizacjami. Dla każdego oprogramowania użytkowego zainstalowanego w systemach komputerowych różnej lokalizacji należy oszacować generowane przez to oprogramowanie natężenia strumieni bitów między lokalizacjami. To samo należy wyznaczyć dla każdego oprogramowania użytkowego przewidywanego do zainstalowania w najbliższym czasie. Następnie, po zsumowaniu tych natężeń cząstkowych strumieni między każdą parą lokalizacji otrzymujemy natężenie całkowitego strumienia bitów między wszystkimi parami lokalizacji.

Wartości natężeń strumieni bitów możemy ocenić na podstawie objętości plików przesyłanych obecnie między lokalizacjami, np. z wykorzystaniem sieci telefonicznej. Należy jednak pamiętać, że mając w przyszłości dostępną sieć rozległą, a więc mając możliwość szybkiej komunikacji w dowolnej chwili, tak oszacowane wartości natężeń strumieni mogą być zbyt małe. Należy zatem pomnożyć wyznaczone wartości natężeń strumieni przez współczynnik bezpieczeństwa, który uwzględnia przyrost strumieni ruchu wynikający z ułatwień w transmisji jakie wniesie prywatna sieć rozległa. Zastosowanie takiego współczynnika jest szczególnie widoczne dla systemu poczty elektronicznej. Współczynnik ten zwykle jest większy od 1,5, a jego ostateczna wartość zależy od stopnia zaufania do wcześniej oszacowanych wartości strumieni, od liczby nadmiarowych bitów związanych z przewidywanym do użycia w sieci rozległej protokołem komunikacyjnym oraz od przewidywanego w najbliższej przyszłości rozwoju istniejących systemów komputerowych użytkownika.

Przygotowanie raportu dokumentującego zebrane informacje pozwala na uporządkowanie uzyskanych danych i faktów. Opracowana dokumentacja będzie potrzebna na podetapie związanym z oceną celowości przedsięwzięcia i na etapie projektowania sieci.

Ocena celowości przedsięwzięcia jest konieczna dla podjęcia ostatecznej decyzji co do budowy sieci rozległej. W tym celu należy:

- ♣ oszacować koszt budowy sieci rozległej spełniającej oczekiwania i wymagania użytkownika,
- ♣ oszacować wymierne korzyści (przeliczone na pieniądze) jakie przyniesie realizacja sieci rozległej.

Koszt budowy sieci można oszacować na podstawie wstępnej koncepcji sieci rozległej oraz doświadczeń w realizacji podobnych przedsięwzięć przez wyspecjalizowaną firmę budującą sieć rozległą.

Korzyści wynikające z posiadania przez użytkownika sieci rozległej można określić na podstawie danych o przychodach wynikających ze:

- ♣ zwiększenia efektywności wykorzystania systemów i lokalnych sieci komputerowych znajdujących się u użytkownika,
- ♣ zapewnienia zdalnego, bezpośredniego nadzoru nad odległymi lokalizacjami, np. oddziałami banku, przedsiębiorstwa,
- ♣ zwiększenia wydajności pracy personelu,
- ♣ wspólnego korzystania z usług dużych systemów komputerowych, gdyż np. nie ma potrzeby instalowania ich w każdej lokalizacji,
- ♣ zabezpieczenia danych przed niepowołanym dostępem,
- ♣ wyższego poziomu usług świadczonych klientom, co jest szczególnie widoczne u użytkowników posiadających centralną bazę danych. Sieć rozległa umożliwi natychmiastowy dostęp do tej bazy, a to skraca np. czas kompleksowej obsługi klienta.

Podsumowaniem prac związanych z oceną celowości przedsięwzięcia powinien być raport wskazujący na:

- ♣ konieczność przerwania prac nad budową sieci rozległej z uwagi np. na nieopłacalność inwestycji,
- ♣ konieczność wykonania dodatkowych prac rozpoznawczych i analitycznych,
- ♣ celowość prowadzenia dalszych prac związanych z projektem i budową rozległej sieci komputerowej.

13.2. Etap projektowania

Po podjęciu decyzji co do budowy sieci rozległej możemy przystąpić do jej projektowania. W trakcie prac projektowych musimy uwzględnić uzgodnienia dokonane podczas konsultacji z przyszłym użytkownikiem na poprzednim etapie. Zwłaszcza rozległa sieć komputerowa musi zostać tak zaprojektowana, aby jej koszt nie przekroczył wcześniej uzgodnionego i zatwierdzonego budżetu.

Do zadań, które powinny być wykonane na etapie projektowania rozległej sieci komputerowej należą:

- ♣ określenie lokalizacji węzłów,
- ♣ ustalenie sposobu i miejsca dostępu do sieci rozległej dla wszystkich lokalizacji,
- ♣ wybór protokołu komunikacyjnego,
- ♣ wyznaczenie struktury sieci,
- ♣ określenie sposobu dołączenia sieci prywatnej do publicznej sieci rozległej,

- ♣ ustalenie stopnia ochrony danych przesyłanych w sieci,
- ♣ dokonanie oceny dostępnego sprzętu i wybór platformy sprzętowej,
- ♣ opracowanie schematu adresacji dla poszczególnych lokalizacji użytkownika,
- ♣ ustalenie sposobu zarządzania siecią,
- ♣ przygotowanie projektu sieci rozległej w postaci raportu.

W prywatnych sieciach rozległych *lokalizacja węzłów* jest silnie zdeterminowana strukturą organizacyjną użytkownika. W zasadzie węzły możemy umieścić wyłącznie w miejscach, gdzie znajdują się oddziały. Decyzję co do wyboru lokalizacji węzła dokonujemy z uwzględnieniem następujących elementów charakteryzujących każdą potencjalną lokalizację:

- ♣ dostępność dzierzawionych łączy transmisyjnych zorganizowanych w oparciu o kanały telefoniczne i kanały cyfrowe,
- ♣ dostępność łączy komutowanych,
- ♣ możliwości uzyskania łączy satelitarnych,
- ♣ istnienie sieci lokalnej lub dużego systemu komputerowego,
- ♣ konieczność obsługi innych oddziałów,
- ♣ pozycja w strukturze organizacyjnej,
- ♣ natężeń strumieni bitów wymienianych z innymi oddziałami znajdującymi się na tym samym poziomie hierarchii w strukturze organizacyjnej,
- ♣ warunków lokalowych.

W większości przypadków struktura organizacyjna użytkownika sprowadza się do trzech poziomów:

- ♣ centrali,
- ♣ oddziałów,
- ♣ punktów obsługi (małych oddziałów).

Tak więc rozmieszczenie węzłów może dotyczyć jedynie lokalizacji centrali i oddziałów. Ostateczny wybór schematu rozmieszczenia węzłów dokonany zostanie w oparciu o wcześniej wymienione elementy, a szczególnie z uwzględnieniem elementów związanych z infrastrukturą telekomunikacyjną.

Ustalenie sposobu i miejsca dostępu do sieci rozległej, dla każdej lokalizacji, dotyczy wyboru dwóch elementów:

- ♣ węzła, do którego lokalizacja ma zostać dołączona,
- ♣ rodzaju łącza transmisyjnego, za pomocą którego zostanie zrealizowane połączenie lokalizacji z węzłem.

Po podjęciu decyzji co do lokalizacji węzłów wiemy, w których oddziałach należy umieścić przełączniki, będące podstawowym wyposażeniem węzła sieci rozległej. Zwykle umieszczamy je w tych samych pomieszczeniach, w których znajdują się urządzenia sieci lokalnej. Nie ma zatem problemu z określeniem wyżej wymienionych elementów dla tych oddziałów, w których będą znajdować się przełączniki, ponieważ miejsce dołączenia jest znane, a połączenia dokonujemy zwykle używając wyłącznie standardowych kabli styku S2 (patrz rozdz. 3.2).

Dla pozostałych oddziałów i punktów obsługi musimy sprawdzić czy ich miejsce w strukturze organizacyjnej nie wymusza dołączenia do ściśle określonego oddziału nadrzędnego, znajdującego się na wyższym poziomie hierarchii. Jeśli tak jest, to dołączamy ten punkt obsługi do tego węzła, do którego dołączony jest oddział nadrzędny. W takim wypadku pozostaje nam jedynie wybór rodzaju łącza transmisyjnego. Natomiast jeśli nie ma bezwzględnych wskazań co do połączenia punktu obsługi (oddziału) z oddziałem nadrzędnym, to zadanie to rozwiązujemy w prosty sposób. Dla punktu obsługi wyznaczamy długość połączenia ze wszystkimi węzłami sieci, następnie wybieramy połączenie najkrótsze. Przyjęcie wskaźnika związanego z odległością w kilometrach jest równoważne kosztowi tego połączenia (np. opłatom miesięcznym), ponieważ zazwyczaj taryfy usług telekomunikacyjnych są tak skonstruowane, że opłaty za korzystanie z łączy transmisyjnych są proporcjonalne do ich długości.

Wybór rodzaju łącza transmisyjnego powinien być tak dokonany, aby minimalizować koszty przy uwzględnieniu:

- ♣ natężeń strumieni bitów przesyłanych w obu kierunkach między oddziałem a punktem obsługi,
- ♣ dostępnych rodzajów łączy transmisyjnych, które mogą być użyte do połączenia oddziału z punktem obsługi.

Znając wartości strumieni bitów możemy wyznaczyć dzienny czas transmisji w każdym brany pod uwagę łączy transmisyjnym. Na tej podstawie z kolei wyznaczamy miesięczny koszt dzierżawy łączy dzierżawionych lub miesięczny koszt korzystania z łączy komutowanych. Wybieramy ten rodzaj łącza transmisyjnego, dla którego obliczony koszt jest najmniejszy.

Wybór protokołu komunikacyjnego sprowadza się praktycznie do wyselekcjonowania jednego z trzech protokołów: X.25, Frame Relay lub TCP/IP. Wyboru protokołu komunikacyjnego, w większości przypadków, dokonujemy na podstawie:

- ♣ rodzajów dostępnych łączy transmisyjnych,
- ♣ przepustowości dostępnych łączy transmisyjnych,
- ♣ jakości dostępnych łączy transmisyjnych,
- ♣ stopnia zabezpieczeń przed błędami,
- ♣ dostępności serwisu sprzętu i oprogramowania,
- ♣ dostępności wyposażenia,
- ♣ kompletności opracowanych standardów,
- ♣ preferencji w stosowaniu protokołów w sieciach rozległych wybudowanych dla tego samego typu użytkowników, np. dla banków,
- ♣ kosztów urządzeń i oprogramowania komunikacyjnego,
- ♣ posiadanych przez użytkownika urządzeń dostępowych do sieci rozległych, np. routerów i protokołów komunikacyjnych realizowanych przez te urządzenia.

Wyznaczanie struktury sieci jest możliwe po ustaleniu wskaźnika jakości działania sieci rozległej, np. średniego opóźnienia pakietu, oraz po określeniu ograniczeń, np.

zadanego dopuszczalnego kosztu budowy sieci (budżetu). Zadanie to można rozwiązać na podstawie algorytmów przedstawionych w rozdz. 12.

Określenie sposobu dołączenia sieci prywatnej do sieci publicznej polega na:

- ♣ wyborze publicznej sieci rozległej w oparciu o oferowane przez nią usługi,
- ♣ określeniu węzła sieci publicznej i węzła sieci prywatnej, między którymi zostanie zainstalowane łącze transmisyjne,
- ♣ określeniu przepustowości połączenia sieć publiczna–sieć prywatna,
- ♣ ustaleniu procedury korzystania z usług sieci publicznej przez pracowników, a w tym podjęcie ewentualnej decyzji o ograniczeniu praw dostępu dla wybranych grup osób.

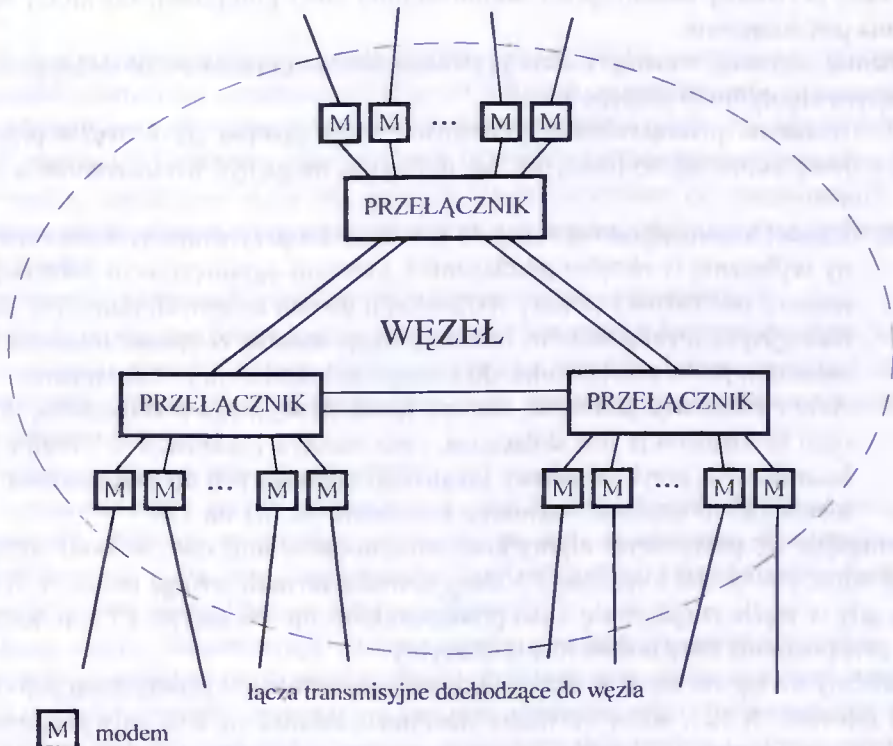
Ustalenie stopnia ochrony danych przesyłanych poprzez sieć rozległą zależy od wymagań użytkownika co do bezpieczeństwa swoich informacji. O ile zagadnienia związane z korekcją błędów są rozwiązywane przez protokół komunikacyjny, to pozostaje do rozwiązania kwestia poufności i tajności danych przesyłanych przez sieć rozległą. To zadanie ochrony danych można zrealizować przez:

- ♣ ustalenie systemu haseł umożliwiających dostęp uprawnionych lokalizacji do sieci rozległej,
- ♣ staranne monitorowanie sieci w celu wykrycia przypadków nieuprawnionego dostępu,
- ♣ zastosowanie odpowiedniego algorytmu szyfrującego dane przesyłane łącami transmisyjnymi sieci rozległej (patrz rozdz. 3.4),
- ♣ uniemożliwienie swobodnego dostępu do urządzeń sieci rozległej,
- ♣ wykonanie kopii plików konfiguracyjnych urządzeń sieciowych i przechowywanie ich w bezpiecznym miejscu,
- ♣ opracowaniu procedury postępowania w razie wykrycia nieuprawnionego dostępu.

Wybór platformy sprzętowej powinien być poprzedzony oceną dostępnego na rynku sprzętu realizującego wybrany protokół komunikacyjny. Wybór przełączników powinien opierać się na takich elementach jak:

- ♣ pozycja producenta na rynku urządzeń sieciowych,
- ♣ zgodność sprzętu z obowiązującymi normami i standardami,
- ♣ istnienie jednolitej, elastycznej platformy sprzętowo-programowej, która umożliwi łatwą rozbudowę i zaspokoi bieżące i przyszłe potrzeby użytkownika,
- ♣ dostępność oprogramowania współpracującego z przełącznikami, a w tym istnienie oprogramowania zarządzającego siecią,
- ♣ możliwość wymiany dotychczasowej wersji oprogramowania na nowszą (upgrade),
- ♣ dostępność takiej liczby portów w przełączniku, która może obsłużyć wszystkie łącza transmisyjne dochodzące do węzła,
- ♣ czas gwarancji i dostępność serwisu pogwarancyjnego,
- ♣ jakość dokumentacji sprzętu i oprogramowania,
- ♣ możliwość przeprowadzenia szkoleń,
- ♣ cena sprzętu i oprogramowania.

Należy zwrócić uwagę na to, że przełączniki mają ograniczoną z góry liczbę portów. Jeśli liczba łączy transmisyjnych dochodzących do węzła przewyższa liczbę portów pojedynczego przełącznika, to w węźle możemy połączyć ze sobą dwa lub trzy przełączniki w jedną mikrosieć. W przypadku połączenia ze sobą trzech przełączników zalecane jest ich połączenie w trójkąt jak pokazano na rys. 13.1.



Rys. 13.1. Konfiguracja przełączników w „trójkąt” w węźle

Ponadto należy wybrać odpowiedni typ modemów w sytuacji korzystania z kanałów telefonicznych. Należy zwrócić uwagę, aby modemy były dostępne w różnych wykonaniach, a zwłaszcza w obudowie wolno stojącej i w postaci kart do typowych kaset. To ostatnie wykonanie ma istotne znaczenie w przypadku istnienia dużej liczby łączy transmisyjnych dochodzących do węzła, ponieważ pozwala ograniczyć gabaryty miejsca przeznaczonego do składowania modemów oraz umożliwia wspólne zarządzanie modemami.

Należy również zwrócić uwagę na to, że problem doboru modemów jest rozwiązywany przez niektórych producentów przełączników w ten sposób, że modemy stanowią integralną część każdego portu przełącznika.

Ponadto należy zwrócić uwagę, aby wybrane modemy (oddzielne urządzenia lub części składowe przełączników) miały homologację operatora sieci telekomunikacyjnej, od którego dzierżawimy łącza transmisyjne.

Schemat adresacji powinien być tak opracowany, aby zapewnić bezproblemowe dołączenie do sieci nowych węzłów i nowych lokalizacji. Ponadto powinien uwzględnić adres sieci prywatnej nadany przez administratora sieci publicznej, do której ta sieć prywatna jest dołączona.

Schemat adresacji wewnątrz sieci prywatnej można opracować posługując się następującym algorytmem postępowania.

Krok 1. Każdemu przełącznikowi (routerowi) znajdującemu się w węźle przypisujemy numer identyfikacyjny, np. numery te mogą być wielokrotnością liczby 100.

Krok 2. Każdej lokalizacji dołączonej do przełącznika przypisujemy numer nadawany wyłącznie w obrębie przełącznika. Górnym ograniczeniem wartości tego numeru jest różnica między wartościami dwóch kolejnych numerów identyfikacyjnych przełączników. Można przyjąć zasadę, że numer lokalizacji jest numerem portu przełącznika, do którego ta lokalizacja jest dołączona.

Krok 3. Adres lokalizacji jest sumą numeru identyfikacyjnego przełącznika, do którego ta lokalizacja jest dołączona, oraz numeru lokalizacji w obrębie przełącznika. Na przykład adresy lokalizacji dołączonych do przełącznika o numerze 100 mogą mieć wartości z przedziału od 101 do 199.

Posługując się powyższym algorytmem otrzymujemy unikalny, w skali sieci prywatnej, adres dla każdej lokalizacji. Należy również zwrócić uwagę na to, że w przypadku, gdy w węźle znajduje się kilka przełączników, np. jak na rys. 13.1, to każdemu z nich przypisujemy inny numer identyfikacyjny.

Zwróćmy uwagę na to, że w przypadku sieci prywatnych wykorzystujących do adresacji zalecenie X.121, adres wewnątrz sieci może składać się z co najwyżej czterech cyfr. W zdecydowanej większości przypadków sieci prywatnych te cztery cyfry całkowicie wystarczają do określenia adresów wewnętrznych. Jeśli pakiet jest wysyłany na zewnątrz sieci prywatnej, to uzupełnia się adres wewnętrzny o identyfikator sieci prywatnej i identyfikator sieci publicznej, w sposób przedstawiony na rys. 9.2.

W przypadku sieci wykorzystujących protokół IP, schemat adresacji może być odmienny od zaprezentowanego, a zależy to od przydzielonego zakresu adresów IP.

Rozproszone zarządzanie siecią polega na scentralizowanym zarządzaniu działaniem sieci rozległej. System zarządzania siecią jest zwykle zdeterminowany wybraną serią urządzeń (przełączników). Zazwyczaj jest to własny, właściwy dla producenta, system zarządzania o funkcjach wymienionych w rozdz. 3.1. W wielu wypadkach systemy te są oparte na protokole SNMP (Simple Network Management Protocol).

Raport podsumowujący etap projektowania powinien zawierać projekt logiczny rozległej sieci komputerowej. Po zaakceptowaniu tego raportu przez użytkownika lub

wyznaczonych przez niego ekspertów, można przystąpić do następnego etapu wdrażania sieci rozległej.

13.3. Etap instalacji i wdrażania

Prace związane z instalacją i wdrażaniem sieci rozległej polegają na zgromadzeniu wszystkich elementów sprzętowo-programowych sieci, zainstalowaniu, testowaniu i doprowadzeniu sieci do stanu gotowości do rozpoczęcia działania. Na tym etapie mogą zastać zamienione elementy sieci przyjęte w projekcie. Równocześnie można jeszcze wprowadzić dodatkowe elementy, których nie przewidziano do zastosowania na poprzednim etapie. Jednak wszelkie zmiany powinny być uzgodnione i zatwierdzone przez użytkownika.

Podstawowe czynności wykonywane na tym etapie są następujące:

- ♣ *Zaplanowanie implementacji sieci.* Należy opracować harmonogram wykonywanych prac, uwzględniający przede wszystkim terminy dostaw sprzętu i oprogramowania oraz terminy udostępnienia łączy transmisyjnych przez operatora sieci telekomunikacyjnej.
- ♣ *Instalacja sprzętu i oprogramowania.*
- ♣ *Testowanie sieci.* Każdy element sieci musi być przetestowany zaraz po zainstalowaniu. Pozwala to uzyskać pewność, że jest on sprawny. Następnie należy przetestować całą sieć, sprawdzając czy wszystkie jej elementy sprzętowo-programowe prawidłowo ze sobą współpracują.
- ♣ *Opracowanie dokumentacji.* Dokumentacja powinna zawierać wszystko, co ma wpływ na projekt i pracę sieci rozległej. Powinna ona zawierać przede wszystkim wszystkie parametry instalacyjne każdego elementu sieci, dokumentację wszystkich typów kabli oraz wykazy miejsc zlokalizowania sprzętu i miejsc zakończenia (styków *SI*) dzierzawionych łączy transmisyjnych. Ponadto w dokumentacji powinny być zawarte instrukcje dla administratora prywatnej rozległej sieci komputerowej.
- ♣ *Przeprowadzenie szkoleń.* Wdrażana prywatna sieć rozległa jest zwykle na tyle złożonym systemem, że należy przeprowadzić szkolenia. Szkoleniami tymi powinni zostać objęci informatycy przewidziani do nadzorowania pracy sieci rozległej.

Zakończenie instalacji i wdrażania sieci rozległej umożliwia przejście do etapu jej normalnej pracy. Należy jednak zdawać sobie sprawę, że wszystkie przedsięwzięcia, a więc i wybudowana sieć rozległa, podlegają ciągłym zmianom. W miarę rozwoju lokalizacji użytkownika mogą okazać się konieczne zmiany w rozległej sieci komputerowej. W związku z tym, pożądana staje się ciągła współpraca administratora prywatnej sieci rozległej z firmą, która tę sieć projektowała i wdrażała.

Literatura

- [1] AHUJA R. K., MURTY V. V., *New Lower Planes for the Network Design Problem*, Networks, Vol. 17, 1987, s. 113–127.
- [2] ASSAD A. A., *Multicommodity Network Flows – A Survey*, Network, Vol. 8, 1978, s. 37–91.
- [3] BARRETT J. J., WUNDERLICH E. F., *LAN Interconnect Using X.25 Network Services*, IEEE Network Magazine, Sept. 1991, s. 12–16.
- [4] BATYCKI T., KASPRZAK A., *Wybrane algorytmy optymalizacji przepływów w sieciach teleinformatycznych*, Wydawnictwo Politechniki Wrocławskiej, Wrocław, 1983.
- [5] BATYCKI T., KASPRZAK A., *Podstawy telemechaniki*, Wydawnictwo Politechniki Wrocławskiej, Wrocław, 1990.
- [6] BEM D. J., *Naukowa i Akademicka Sieć Komputerowa w Polsce*, DECforum, 6, 1993, s. 44–48.
- [7] BERNSTEIN L., YOHAS C. M., *Network Architectures for the 21st Century*, IEEE Communications Magazine, Vol. 34, No. 1, 1996, s. 24–28.
- [8] BERTEKAS D., GALLAGER R., *Data Networks*, Englewood Cliffs, Prentice – Hall, New Jersey, 1992.
- [9] BLACK U., *Computer Networks, Protocols, Standards and Interfaces*, Prentice – Hall, Englewood Cliffs, 1993.
- [10] BLACK U., *Frame Relay Networks: Specifications and Implementations*, 2nd ed., McGraw-Hill, New York, 1995.
- [11] BOORSTYN R. R., FRANK H., *Large-Scale Network Topological Optimization*, IEEE Trans. Commun., Vol. COM-25, 1977, s. 29–47.
- [12] BORZEMSKI L., GRZECH A., KASPRZAK A., *Design of Internetworking Structures*, Proc. ISAT School/IFIP TC 8/WG 8.5, Wydawnictwo PWr., Wrocław, 1993, s. 161–168.
- [13] BORZEMSKI L., GRZECH A., KASPRZAK A., *Linking the Personal Computers to Host Computers using Wide Area Network X.25*, Acta MOSIS No. 54, House of Technology Ostrava Ltd., 1994, s. 84–89.
- [14] BORZEMSKI L., GRZECH A., KASPRZAK A., *Design Methodology for Private Wide Area Networks in Poland*, Proc. 16th ISAT Scientific School, Wydawnictwo PWr., Wrocław, 1994, s. 243–255.

- [15] BORZEMSKI L., KASPRZAK A., *Optimal network design for the needs of distributed database management system*, Proc. 5-th Intern. IEEE Conf. on Systems Engineering, Dayton, 1987, s. 517–520.
- [16] BUTRIMENKO A. W., *Projektowanie i eksploatacja sieci komputerowych*, WNT, Warszawa, 1983.
- [17] CANTOR D. G., GERLA M., *Optimal Routing in a Packet-Switched Computer Network*, IEEE Trans. Commun., Vol. COM-23, 1974, s. 1062–1069.
- [18] COFFMAN E., *Teoria szeregowania zadań*, WNT, Warszawa, 1980.
- [19] COOVER E. R., ed., *Systems Network Architecture (SNA) Networks*, IEEE Computer Society Press, Los Alamitos, 1992.
- [20] DIONNE R., FLORIAN M., *Exact and Approximate Algorithms for Optimal Network Design*, Networks, Vol. 9, 1979, s. 37–59.
- [21] DIXIT S., ELBY S., *Frame Relay and ATM Networking*, IEEE Communications Magazine, Vol. 34, No. 6, 1996, s. 64–82.
- [22] FALK B., *Internet*, Helion, Gliwice, 1995.
- [23] FINDEISEN W., SZYMANOWSKI J., WIERZBICKI A., *Teoria i metody obliczeniowe optymalizacji*, PWN, Warszawa, 1977.
- [24] FOLTS H. C., ed., *Mc Graw-Hill's Compilation of Data Communications Standards*, Vol. 1, McGraw-Hill, New York, 1986.
- [25] FOLTS H. C., ed., *Mc Graw-Hill's Compilation of Data Communications Standards*, Vol. 2, McGraw-Hill, New York, 1986.
- [26] FOLTS H. C., ed., *McGraw-Hill's Compilation of Data Communications Standards*, Vol. 3., McGraw-Hill, New-York, 1986.
- [27] FORD L. R., FULKERSON D. R., *Przepływy w sieciach*, PWN, Warszawa, 1969.
- [28] FRANK H., FRISCH I. T., *Communication, Transmission and Transportation Networks*, Addison-Wesley, Reading, 1971.
- [29] FRATTA L., GERLA M., KLEINROCK L., *The Flow Deviation Method: An Approach to Store-and-Forward Communication Network Design*, Networks, Vol. 3, 1973, s. 97–133.
- [30] FREEMAN R. L., *Practical Data Communications*, John Wiley & Sons, New York, 1995.
- [31] FULKERSON D. R., *An out-of-kilter method for minimal cost flow problem*, SIAM J. Appl. Math., Vol. 9, 1961, s. 18–27.
- [32] GARFINKEL R. S., NEMHAUSER G. L., *Programowanie całkowitoliczbowe*, PWN, Warszawa, 1978.
- [33] GAVISH B., *Topological Design of Centralized Computer Networks – Formulations and Algorithms*, Networks, Vol. 12, 1982, s. 355–377.
- [34] GAVISH B., NEUMAN I., *A System for Routing and Capacity Assignment in Computer Communication Networks*, IEEE Trans. Commun., Vol. 37, 1989, s. 360–366.

- [35] GERLA M., KLEINROCK L., *On the Topological Design of Distributed Computer Networks*, IEEE Trans. Commun., Vol. COM-25, 1977, s. 48–60.
- [36] GILSTER P., *Internet. Przewodnik użytkownika*, WNT, Warszawa, 1995.
- [37] GOLA M., KASPRZAK A., *An Exact Algorithm for Capacity and Flow Assignment in Wide Area Computer Networks*, Proc. 13th European Meeting on Cybernetics and Systems Research "Cybernetics and Systems'96", Vienna, Vol. II, 1996, s. 855–860.
- [38] GRIFFITHS J. M., *ISDN Explained*, John Wiley & Sons, New York, 1992.
- [39] GRZECH A., KASPRZAK A., *An exact algorithm for the topology, capacity and multicommodity maximal flow assignment problem in a computer network*, Systems Science, Vol. 20, No. 2, 1994, s. 83–94.
- [40] HELD G., *Network Management Techniques, Tools and Systems*, John Wiley & Sons, Chichester, 1992.
- [41] HOANG H. H., *Topological Optimization Networks: A Nonlinear Mixed Integer Model Employing Generalized Benders Decomposition*, IEEE Trans. Aut. Control, Vol. AC-27, 1982, s. 164–169.
- [42] HUNT C., *TCP/IP – Administracja sieci*, Oficyna Wydawnicza READ ME, Warszawa, 1996.
- [43] JENKINS L., *Packet Switching and Frame Relay in a Broadband Network*, Alcatel Telecommunications Review, 2nd Quarter 1996, s. 138–143.
- [44] KASPRZAK A., *Optimal Capacity and Non-bifurcated Flow Assignment in a Computer Communication Network*, Systems Science, Vol. 11, No. 1, 1985, s. 47–58.
- [45] KASPRZAK A., *Lower Bounds for the Topological Design of Computer Communication Networks*, Systems Science, Vol. 14, No. 4, 1988, s. 69–75.
- [46] KASPRZAK A., *Optymalizacja przepływów i przepustowości kanałów w sieciach teleinformatycznych*, Archiwum Automatyki i Telemekhaniki, z. 1–2, 1989, s. 233–252.
- [47] KASPRZAK A., *Optymalizacja kosztów budowy podsieci w projektowaniu wielkich sieci teleinformatycznych*, Postępy Cybernetyki, z. 2, 1989, s. 81–90.
- [48] KASPRZAK A., *Algorytmy równoczesnej optymalizacji przepływów, przepustowości kanałów i struktur topologicznych sieci teleinformatycznych*, Wydawnictwo Politechniki Wrocławskiej, Wrocław, 1989.
- [49] KASPRZAK A., *An exact algorithm for routing and capacity assignment in computer communication networks*, Systems Science, Vol. 19, 1993, s. 69–81.
- [50] KASPRZAK A., *Topological Design of the Wide Area Networks with Non-simultaneous Single Commodity Flow*, Systems Analysis, Modeling, Simulation, Vol. 18–19, 1995, s. 579–582.
- [51] KENNINGTON J. L., *A Survey of Linear Cost Multicommodity Networks Flows*, Operations Research, Vol. 26, 1978, s. 209–236.

- [52] KLEINROCK L., *Communication Nets: Stochastic Message Flow and Delay*, McGraw-Hill, New York, 1964.
- [53] KLEINROCK L., *Queueing Systems, Volume II: Computer Applications*, John Wiley and Sons, New York, 1976.
- [54] KOŚCIELNIK D., *ISDN – Cyfrowe sieci zintegrowane usługowo*, WKŁ, Warszawa, 1996.
- [55] KULIKOWSKI J. L., *Zarys teorii grafów*, PWN, Warszawa, 1986.
- [56] MINOUX M., *Network Synthesis and Optimum Network Design Problems: Models, Solution Methods and Applications*, Networks, Vol. 19, 1989, s. 313–360.
- [57] MUKHERJEE B., et al., *Some Principles for Designing a Wide Area WDM Optical Network*, IEEE/ACM Trans. Networking, Vol. 4, 1996, s. 684–696.
- [58] Networkworld, wydanie specjalne *Szybkie sieci teleinformatyczne*, marzec 1996.
- [59] Networkworld, wydanie specjalne *Przegląd produktów sieciowych*, jesień 1996.
- [60] NOAKES M. D., et al., *An Adaptive Link Assignment Algorithm for Dynamically Changing Topologies*, IEEE Trans. Commun. Vol. 41, 1993, s. 694–705.
- [61] NOWICKI T., STAŃCZAK W., *O metodzie wstępnego oprojektowania struktur topologicznych i konfiguracji sieci teleprzetwarzania*, PWN, Warszawa, 1980.
- [62] NOWICKI T., STACHOWIAK T., STAŃCZAK W., *Wybrane zagadnienia sieci teleinformatycznych*, PWN, Warszawa, 1985.
- [63] NUNEMACHER G., *Przewodnik po sieciach lokalnych*, ZNI "MIKOM", Warszawa, 1996.
- [64] PASZCZYŃSKI S., red., *Podręcznik użytkownika sieci komputerowej*, NASK, Warszawa, 1995.
- [65] POTTS B., *Modemy*, Oficyna Wydawnicza READ ME, Warszawa, 1993.
- [66] PUJOLLE G., et al., *Integrated Digital Communications Networks*, Vol. 1, John Wiley & Sons, New York, 1988.
- [67] PUJOLLE G., et al., *Integrated Digital Communications Networks*, Vol. 2, John Wiley & Sons, New York, 1988.
- [68] SCHNEIER B., *Kryptografia dla praktyków*, WNT, Warszawa, 1995.
- [69] SCHWARTZ M., CHEUNG C., *The Gradient Projection Algorithm for Multiple-Routing in Message Switched Networks*, IEEE Trans. Commun., Vol. COM–24, 1976, s. 449–456.
- [70] SEIDLER J., *Analiza i synteza sieci łączności dla systemów teleinformatycznych*, PWN, Warszawa, 1979.
- [71] SIMMONARD M., *Programowanie liniowe*, PWN, Warszawa, 1967.
- [72] SIWAK-SZCZEPEK E., *Uwarunkowania sieciowe transmisji danych*, Westa-Telecommunication, 1991.
- [73] SMITH P., *Frame Relay: Principles and Applications*, Addison-Wesley, Reading, 1993.
- [74] SOBCZAK W., red., *Wprowadzenie do teleinformatyki*, WKŁ, Warszawa, 1979.
- [75] SOBCZAK W., red., *Problemy teleinformatyki*, WKŁ, Warszawa, 1984.

- [76] STALLINGS W., *Data and Computer Communications*, Prentice-Hall, New Jersey, 1994.
- [77] STALLINGS W., *ISDN and Broadband ISDN with Frame Relay and ATM*, Prentice Hall, New Jersey, 1995.
- [78] SYSŁO M., DEO N., KOWALIK J., *Algorytmy optymalizacji dyskretnej*, PWN, Warszawa, 1993.
- [79] TANENBAUM A. S., *Sieci komputerowe*, WNT, Warszawa, 1988.
- [80] TANENBAUM A. S., *Computer Networks*, 2nd ed., Englewood Cliffs, Prentice-Hall, 1989.
- [81] WALUKIEWICZ S., *Programowanie dyskretne*, PWN, Warszawa, 1986.
- [82] WOLISZ A., *Podstawy lokalnych sieci komputerowych. Sprzęt sieciowy*, WNT, Warszawa 1990.
- [83] WOLISZ A., *Podstawy lokalnych sieci komputerowych. Oprogramowanie komunikacyjne i usługi sieciowe*, WNT, Warszawa, 1992.
- [84] WOŹNIAK J., *Analiza i projektowanie protokołów komunikacyjnych dla radiowych sieci teleinformatycznych*, Wydawnictwo Politechniki Gdańskiej, Gdańsk, 1991.
- [85] ZABŁUDOWSKI A., *Algorytmy optymalizacji struktur topologicznych sieci*, Wydawnictwo ATR, Bydgoszcz, 1982.

S.01





BIBLIOTEKA GŁÓWNA

30 1645 W/B

*Książka dotyczy problematyki z
waniem i projektowaniem rozległych
wykorzystujących technikę komutacji pakietów.*

*Omówiono podstawowe elementy sieci rozległych,
zasady ich budowy oraz działania. Przedstawiono protokoły
X.25, Frame Relay i TCP/IP najczęściej wykorzystywane
w tych sieciach. Zaprezentowano zestaw algorytmów
pozwalający zaprojektować strukturę sieci rozległej oraz
zaproponowano metodologię postępowania przy
projektowaniu i wdrażaniu rozległej sieci komputerowej.*

*Książka jest przeznaczona dla studentów kierunku
informatyka wyższych uczelni technicznych oraz inżynierów
zajmujących się sieciami rozległymi.*

*Wydawnictwa Politechniki Wrocławskiej
są do nabycia w następujących księgarniach:
„Politechnika”*

*Wybrzeże Wyspiańskiego 27, 50-370 Wrocław
bud. A-1 PWr., tel. (0-71) 320-25-34*

„Tech”

*plac Grunwaldzki 13, 50-377 Wrocław
bud. D-1 PWr., tel. (0-71) 320-32-52*

Prowadzimy sprzedaż wysyłkową

ISBN 83-7085-439-7