

**TELEKOMUNIKACJA**

**MICHAŁ PIÓRO**

**PODSTAWY  
PROJEKTOWANIA  
CYFROWYCH SIECI  
TELEKOMUNIKACYJNYCH**



**FRANCUSKO-POLSKA  
WYŻSZA SZKOŁA NOWYCH TECHNIK  
INFORMATYCZNO-KOMUNIKACYJNYCH**

Francusko-Polska Wyższa Szkoła  
Nowych Technik Informatyczno-Komunikacyjnych  
*EFP*

**Michał Pióro**

# **Podstawy projektowania cyfrowych sieci telekomunikacyjnych**

POLITECHNIKA WARSZAWSKA  
Wydział Elektroniki i Technik Informatycznych  
Instytut Telekomunikacji  
**BIBLIOTEKA**  
ul. Nowowiejska 15/19  
00-665 WARSZAWA  
tel. 660-7799; fax 25-49-50

- 1 -  
**1998 j/p**

Poznań, 1995

Recenzent  
prof. dr hab. inż. Janusz Filipiak

Wydano za zgodą JM Rektora  
Francusko-Polskiej Wyższej Szkoły  
Nowych Technik Informatyczno-Komunikacyjnych

ISBN 83-902650-9-5

**2**

Wydawnictwa Francusko-Polskiej Wyższej Szkoły Nowych Technik  
Informatyczno-Komunikacyjnych  
P. Mansfelda 4, skr. 31, 60-854 Poznań 6  
tel: (61)48.34.06, fax: (61)48.35.82

---

Wydanie I, Nakład 350 egz. Przyjęto do druku w październiku 1995 r. Druk ukończono w listopadzie 1995 r.

# Spis treści

1. Wstęp	5
2. Architektura warstwowa zasobów sieci	11
2.1. Wprowadzenie	11
2.2. Warstwy sieci	12
2.3. Opis warstw w języku teorii grafów	14
2.3.1. Język teorii grafów	14
2.3.2. Elementy grafów warstw	16
2.3.3. Opis warstw	17
2.4. Przykład	19
3. Projektowanie warstwy komutacyjnej	23
3.1. Metody kierowania ruchem	23
3.1.1. Struktura hierarchiczna sieci telekomunikacyjnej	23
3.1.2. Kierowanie hierarchiczne drogami alternatywnymi	26
3.1.3. Niehierarchiczne kierowanie ruchem	27
3.1.4. Systemy niehierarchicznego kierowania ruchem	29
3.2. Elementy teorii ruchu	34
3.2.1. Pojęcie ruchu telefonicznego	34
3.2.2. Wzór Erlanga	37
3.2.3. Prawo wiązki	39
3.3. Wymiarowanie i analiza sieci hierarchicznych	40
3.3.1. Macierz ruchu	40
3.3.2. Wymiarowanie podsieci z jedną centralą tranzytową	41
3.3.3. Przypadek ogólny	45
3.3.4. Wymiarowanie za pomocą modelu dwuparametrowego	46
3.3.5. Analiza ruchowa sieci hierarchicznej	47
3.4. Analiza i wymiarowanie sieci niehierarchicznych	48
3.4.1. Model jednoparametrowy	48
3.4.2. Metody wymiarowania	51
3.4.3. Problem wymiarowania a GPKZ	54
3.4.4. Dokładność modelu jednoparametrowego i jego rozszerzenia	54
3.5. Symulacja sieci	58
3.6. Efektywność ruchowa systemów kierowania ruchem	59
3.6.1. Efektywność kierowania hierarchicznego z drogami alternatywnymi	59
3.6.2. Efektywność kierowania niehierarchicznego z drogami alternatywnymi	65
Ćwiczenia do rozdziału 3	78

4.	Projektowanie warstwy transmisyjnej	81
4.1.	Struktura sieci SDH	81
4.2.	Sieci pierścieniowe	82
4.2.1.	Zasada realizacji przepustowości w pierścieniu	82
4.2.2.	Zabezpieczenie przepustowości realizowanej w pierścieniu	84
4.2.3.	Wymiarowanie pierścieni	86
4.3.	Sieci kratowe	88
4.3.1.	Zasada budowy sieci kratowej	88
4.3.2.	Metody zabezpieczania przepustowości	89
4.3.3.	Konfiguracja i wymiarowanie sieci kratowych	93
4.3.4.	Efektywność sieci kratowych	98
	Ćwiczenia do rozdziału 4	101
5.	Podejście warstwowe do projektowania sieci	103
5.1.	Generyczny problem projektowania	103
5.2.	Zadanie 1: Alokacja ruchu w WK	104
5.3.	Zadanie 2: Alokacja grup łączy w ścieżkach WS	105
5.4.	Zadanie 3: Alokacja strumieni cyfrowych w systemach transmisyjnych	107
5.5.	Uwagi do GPKZ	107
5.6.	Projektowanie sieci jako proces iteracyjny	109
5.6.1.	Projektowanie rekonfiguracji sieci	109
5.6.2.	Projektowanie rozbudowy sieci	110
	Ćwiczenia do rozdziału 5	111
	Literatura	113
	Skorowidz	117

# 1. Wstęp

Głównym zadaniem sieci telekomunikacyjnej jest świadczenie usług telekomunikacyjnych. Proces świadczenia usług przebiegać powinien w sposób ciągły, zapewniający założoną jakość obsługi niezależnie od występujących awarii czy nieprzewidzianych zmian w bieżącym zapotrzebowaniu (tzn. zmian w ruchu oferowanym). Sieć telekomunikacyjna jest tworem złożonym i kosztownym, a w związku z tym jej zasoby powinny być lokowane i wykorzystywane efektywnie, tak aby sieć spełniała swoje zadanie przy jak najmniejszych nakładach inwestycyjnych. Stan taki można uzyskać tylko dzięki skutecznemu systemowi zarządzania siecią, zawierającemu, oprócz innych elementów, adekwatne środki projektowania. Projektowanie sieci polega na przygotowywaniu scenariuszy rekonfiguracji i rozbudowy jej zasobów dla efektywnego, w sensie kosztów inwestycji, nadążania za ciągle zwiększającym się zapotrzebowaniem i zaostrzającymi się wymaganiami na jakość obsługi. Na podstawie danych dostarczanych przez procedury projektowania, system zarządzania siecią dokonuje rekonfiguracji istniejących zasobów sieci lub, gdy to nie wystarcza, działań inwestycyjnych polegających na wymianie i rozbudowie tych zasobów. Nie trzeba uzasadniać, że projektowanie sieci jest zadaniem ważkim: dla dużych sieci nawet skromnie wyglądające procentowo oszczędności w koszcie instalowanego sprzętu dają w wyniku duże kwoty wyrażone w liczbach bezwzględnych.

Celem prezentowanego skryptu jest przedstawienie podstaw procesu projektowania sieci telekomunikacyjnych w opisanym powyżej rozumieniu. Ze względu na założoną objętość skryptu i wobec rozległości problematyki, zakres rozpatrywanych sieci został ograniczony do publicznych komutowanych sieci telekomunikacyjnych (ang. PSTN – *public switched telephone networks*). Wybór PSTN wynika z dwóch przesłanek. Po pierwsze, zarówno obecnie jak i w ciągu najbliższych lat, PSTN jest i będzie podstawową z całej gamy istniejących i powstających sieci telekomunikacyjnych. Wynika to z zasięgu tej sieci (globalny), jej rozmiaru (olbrzymia liczba abonentów), dostępności (powszechna), zakresu usług (obok usług telefonicznych, cały szereg innych, takich jak transmisja danych czy faks oraz usługi wzbogacone), wielkości przenoszonego ruchu i generowanych zysków (wielokrotnie większe w porównaniu ze wszystkimi innymi sieciami rozpatrywanymi łącznie), wielkości zaangażowanych środków (olbrzymia) oraz perspektyw jej rozwoju (niezagrożone). Ta ostatnia obserwacja wiąże się ze zjawiskiem ewolucji sieci PSTN w kierunku tzw. sieci cyfrowej z integracją usług (ang. *integrated services digital network* – ISDN) oraz z tym, że środki transportowe

PSTN (jej warstwa transmisyjna) wykorzystywane są i będą w postaci tzw. sieci wydzielonych przez większość innych sieci o zasięgu wykraczającym poza lokalny, takich jak np. duże sieci transmisji danych czy sieci ATM (ang. *asynchronous transfer mode*). Drugą przesłanką wyboru PSTN jest to, że sieci publiczne oraz ich zasoby są ogólnie znane, a występujące przy ich modelowaniu i projektowaniu zagadnienia są natury ogólnej i obejmują większość aspektów tej problematyki spotykanych w przypadku innych sieci.

Nowoczesna sieć PSTN różni się znacznie od swoich poprzedniczek z minionych dekad i cechuje się m.in.:

- cyfrowymi (głównie światłowodowych) systemami transmisyjnymi o dużej szybkości transmisji i dużej modularności oferowanej przepustowości
- węzłami transmisyjnymi pozwalającymi na automatyczną rekonfigurację strumieni cyfrowych
- cyfrowymi systemami komutacyjnymi pozwalającymi na stosowanie zaawansowanych systemów kierowania ruchem
- powyższe własności umożliwiają ekonomiczną konfigurację zasobów odznaczającą się znaczną odpornością na awarie oraz na zmiany w rozplywie ruchu oferowanego.

Wszystkie te aspekty powodują, że tradycyjne metody projektowania sieci (opisane np. w [RAPP64], [GENE83], [BEAR88], [GIRA90] i [CLAR91]) wymagają rewizji i uaktualnienia, gdyż stają się coraz mniej adekwatne w nowym warunkach. Trzeba podkreślić, że choć prace nad unowocześnieniem metod projektowania poszczególnych warstw współczesnych sieci telekomunikacyjnych są prowadzone intensywnie, to brak jest jak dotychczas w literaturze światowej podręczników ujmujących problem projektowania PSTN całościowo. Autor ma nadzieję, że niniejszy skrypt przyczyni się do zapalenia tej luki.

Wykład zawarty w skrypcie oparty jest na podejściu warstwowym do zagadnienia projektowania sieci, rozwijanym od kilku już lat w Zakładzie Teleinformatyki i Telekomunikacji Instytutu Telekomunikacji Politechniki Warszawskiej. Podejście warstwowe, i wiążący się z nim iteracyjny charakter procesu projektowania sieci, było znane od dawna. Jednak w przypadku sieci starszych generacji podejście to było stosowane w zbytnim, w stosunku do dzisiejszych potrzeb, uproszczeniu.

Mówiąc w skrócie, podejście tradycyjne polega na wyróżnieniu w modelu sieci dwóch zasadniczych warstw – komutacyjnej i transmisyjnej. Podstawowymi zasobami warstwy komutacyjnej są centrale i grupy łączy międzycentralowych, a ich pojemność dobierana jest dla zadanej macierzy ruchu pomiędzy centralami i założonego poziomu

jakości jego obsługi. Z kolei grupy łączy realizowane są za pomocą ścieżek zbudowanych z węzłów transmisyjnych i systemów transmisyjnych, stanowiących warstwę transmisyjną. Podstawowymi parametrami procedur wymiarowania (tzn. optymalizacji pojemności grup łączy, czyli ich wymiarów) są koszty realizacji grup łączy w warstwie transmisyjnej. W trakcie wymiarowania koszty te nie są znane i muszą być estymowane na podstawie pewnego przybliżenia docelowej konfiguracji warstwy transmisyjnej. Jest tak dlatego, że w momencie wymiarowania, konfiguracja warstwy transmisyjnej nie może być jeszcze ustalona, jako że wyniknie ona dopiero z otrzymanych (w wyniku optymalizacji) pojemności grup łączy. Dopiero po zwymiarowaniu tych grup można dobrać wymaganą dla ich realizacji konfigurację warstwy transmisyjnej. W wyniku zazwyczaj okazuje się, że przyjęte do wymiarowania warstwy komutacyjnej estymaty kosztów były różne od kosztów wynikających z otrzymanej właśnie konfiguracji warstwy transmisyjnej. Należy zatem powtórzyć procedurę optymalizacji grup łączy dla nowych współczynników kosztów realizacji łączy, a następnie powtórnie zrealizować otrzymane pojemności grup w warstwie transmisyjnej. Tak opisany proces iteracyjny należy powtarzać, aż do uzyskania zbieżności, tzn. do momentu gdy nowootrzymane współczynniki kosztów realizacji łączy pokryją się z estymowanymi.

We współczesnych sieciach telekomunikacyjnych tradycyjne podejście do procesu projektowania należy rozszerzyć o następujące elementy:

- należy wyróżnić większą liczbę warstw, co wynika z istnienia hierarchii strumieni cyfrowych i urządzeń służących do ich komutacji w systemach transmisyjnych SDH (i w starszych systemach PDH)
- należy uwzględnić nowe systemy kierowania ruchem (poza tradycyjnym kierowaniem hierarchicznym z drogami obejściowymi)
- poza tradycyjnie rozpatrywanymi problemami wymiarowania zasobów sieci, należy opracować metody rekonfiguracji zasobów sieci na wypadek awarii i zmian w przepływie ruchu
- przy wymiarowaniu i rekonfiguracji należy uwzględnić modularność pojemności grup łączy oraz strumieni cyfrowych i systemów transmisyjnych poprzez stosowanie metod optymalizacji dyskretnej, a nie, jak w podejściu tradycyjnym – ciągłej
- w sformułowaniu problemów wymiarowania i rekonfiguracji zasobów poszczególnych warstw należy uwzględnić zwiększone wymagania niezawodnościowe i służące do ich zaspokojenia nowoczesne sposoby protekcji zasobów.

Powyższe elementy omówione są w prezentowanym skrypcie. Zasoby sieci modelowane są za pomocą architektury warstwowej – zasoby danej warstwy służą do realizacji zapotrzebowań pochodzących z warstwy leżącej bezpośrednio powyżej. I tak



na przykład, grupy łączy i centrale, będące podstawowymi zasobami warstwy komutacyjnej służą do realizacji zapotrzebowań ruchowych. Z kolei grupy łączy realizowane są za pomocą strumieni cyfrowych, a te ostatnie za pomocą systemów transmisyjnych itd. Opisany w skrypcie iteracyjny proces wymiarowania i rekonfiguracji zasobów sieci jest ściśle związany ze strukturą warstwową zasobów sieci – w praktyce nie jest możliwe wymiarowanie bądź rekonfiguracja wszystkich warstw na raz, polegające na rozwiązywaniu jednego (olbrzymiego) zadania optymalizacji.

Ze względu na szerokość tematyki projektowania sieci PSTN, materiał zawarty w skrypcie został ograniczony do problematyki wymiarowania i rekonfiguracji zasobów sieci międzycentralowych, takich jak sieć międzymiastowa, czy sieci miejskie. Wyjście poza tę problematykę, np. przez omówienie sieci dostępowej (abonenckiej i rozdzielczej) czy problemów projektowania sieci wydzielonych (np. sieci transmisji danych, sieci ATM), spowodowałoby nadmierne rozszerzenie założonej objętości wykładanego materiału. Autor ma nadzieję, że opanowanie materiału zawartego w skrypcie ułatwi studiowanie wyżej wymienionej, rozszerzonej problematyki.

Układ oraz treść przedstawionego skryptu są oryginalne. Niemal cała zawartość skryptu została zweryfikowana w trakcie studiów prowadzonych przez autora lub z jego udziałem w takich ośrodkach naukowych jak Instytut Telekomunikacji Politechniki Warszawskiej, Lund Institute of Technology (Szwecja) oraz Alcatel Standard Electrica (Madryt) dla zleceniodawców krajowych, takich jak Telekomunikacja Polska S.A. i Ministerstwo Łączności oraz zagranicznych, takich jak Ericsson czy Alcatel.

Skrypt składa się z pięciu rozdziałów – ze wstępu oraz z czterech rozdziałów zasadniczych, dotyczących projektowania sieci.

Rozdział drugi „Architektura warstwowa zasobów sieci” przedstawia model warstwowy zasobów sieci telekomunikacyjnej. Opisana wersja architektury zasobów sieci, oznaczona skrótem LANR, służy do modelowania i opisu zasobów publicznej komutowanej sieci telekomunikacyjnej, czyli PSTN. Przedstawione podejście jest szczególnie istotne w sieciach nowoczesnych, opartych na cyfrowych urządzeniach transmisyjnych i cyfrowych systemach komutacyjnych, w których istnieje wiele warstw zasobów, zarówno fizycznych jak i logicznych.

Rozdział trzeci, zatytułowany „Projektowanie warstwy komutacyjnej” omawia problemy projektowania sieci central komutacyjnych i grup (wiązek) łączy międzycentralowych w PSTN. Omówione są tradycyjne metody hierarchicznego kierowania ruchu oraz metody nowe, związane z rozwijającym na świecie alternatywnym kierowaniem niehierarchicznym, których implementację umożliwiają cyfrowe systemy komutacyjne. Omówione są problemy alokacji strumieni ruchu i wymiarowania grup łączy dla tradycyjnych i nowych systemów kierowania ruchu oraz metody ich rozwiązywania.



Nacisk położony jest na metody optymalizacji uwzględniające modularność cyfrowych grup łączy. Efektywność systemów kierowania ruchem jest zilustrowana dość szczegółowo w Rozdziale 3.6 na przykładzie zmodernizowanej ostatnio sieci Warszawskiego Węzła Telekomunikacyjnego. Objętość tego rozdziału jest nieproporcjonalnie duża w stosunku do innych. Jest tak dlatego, że omówione w nim wyniki ilustrują możliwości systemu komputerowego wspomaganie projektowania sieci ToolNet, używanego w laboratorium towarzyszącemu wykładowi, na podstawie którego powstał niniejszy skrypt.

Następny rozdział nosi tytuł „Projektowanie warstwy transmisyjnej” i zawiera omówienie problemów związanych z wymiarowaniem i rekonfiguracją światłowodowych sieci transmisyjnych opartych na technice SDH, która zastępuje stosowane dotychczas techniki transmisji, również w sieci krajowej. Przedstawione problemy są stosunkowo nowe, gdyż z jednej strony uwzględniają specyficzne dla techniki SDH samonaprawialne struktury pierścieniowe, a z drugiej – nowe mechanizmy zabezpieczania przed awariami struktur kratowych, obok mechanizmów stosowanych w sieciach tradycyjnych (stosujących technikę PDH). Efektywność poszczególnych mechanizmów zabezpieczania sieci transmisyjnej SDH omówiona jest na przykładzie projektu krajowej, międzymiastowej sieci transmisyjnej.

Ostatni rozdział, „Podejście warstwowe do projektowania sieci”, omawia problematykę projektowania sieci jako całości, w oparciu o model warstwowy zasobów sieci, przedstawiony w Rozdziale 2. Przedyskutowany jest iteracyjny proces projektowania poszczególnych warstw sieci, oparty na ogólnym (generycznym) schemacie problemu wymiarowania i rekonfiguracji poszczególnych warstw, dla którego danymi są zapotrzebowania pochodzące z warstwy wyższej i funkcja kosztów pochodząca z warstwy niższej. Problem generyczny jest uogólnieniem szczegółowych zadań optymalizacji sformułowanych w rozdziałach 3 i 4.

Na końcu rozdziałów 3, 4 i 5 zamieszczone są ćwiczenia do samodzielnego rozwiązania, ilustrujące i rozszerzające tematykę omówioną w tekście skryptu.

Skrypt przeznaczony jest przede wszystkim dla studentów starszych lat kierunku „telekomunikacja” wyższych uczelni technicznych. Może on być również przydatny dla planistów i operatorów sieci oraz dla projektantów systemów telekomunikacyjnych i poszczególnych fragmentów sieci, pragnących poznać podstawy całościowego procesu projektowania nowoczesnych sieci cyfrowych. Skrypt napisany został w oparciu o notatki do wykładu „Sieci Telekomunikacyjne”, prowadzonego w latach 1993 i 1994 dla studentów II roku (odpowiednik IV roku studiów na polskich politechnikach państwowych) Francusko-Polskiej Wyższej Szkoły Nowych Technik Informatyczno-Komunikacyjnych (EFP) w Poznaniu.

Niniejszy skrypt może stanowić podstawę jednosemestralnego wykładu na temat projektowania sieci dla studentów III-V roku studiów politechnicznych. Prowadzone przez autora zajęcia w EFP w 1994 roku obejmowały 16 godzin wykładu w następującej proporcji: Rozdział 2-1,5 godziny, Rozdział 3-8 godzin, Rozdział 4-5 godzin, Rozdział 5-1,5 godziny. Ponadto zajęcia obejmowały 6 godzin ćwiczeń prowadzonych na podstawie zadań zamieszczonych na końcu poszczególnych rozdziałów oraz 8 godzin projektowania sieci miejskiej za pomocą systemu komputerowego ToolNet [TOOL91].

## 2. Architektura warstwowa zasobów sieci

### 2.1. Wprowadzenie

Przedstawiona poniżej architektura zasobów sieci telekomunikacyjnej stanowi naturalną i dogodną bazę do rozważania problemów projektowania, analizy i zarządzania siecią, szczególnie przydatną w przypadku nowoczesnych sieci cyfrowych o skomplikowanej (lecz elastycznej) strukturze warstwy transmisyjnej. Rozważana dla potrzeb tego wykładu architektura oznaczana jest skrótem LANR od angielskiego *Layered Architecture of Network Resources*. LANR oparta jest na ogólnej koncepcji znanej pod nazwą „Architektura-Z” i przedstawionej po raz pierwszy w pracy [LUBA90]. LANR składa się z sześciu warstw, uporządkowanych hierarchicznie i ponumerowanych od 0 do 5. Ogólnie rzecz biorąc, wszystkie warstwy spełniają tę samą generyczną funkcję: dostarczają środków, fizycznych lub logicznych, do tworzenia połączeń. Elementy tworzące daną warstwę są tworzone z elementów sąsiedniej warstwy niższej: elementy warstwy  $i$  tworzone są z elementów warstwy  $i-1$ .

Każda warstwa modelowana jest za pomocą multigrafu składającego się z trzech typów elementów: węzłów, krawędzi oraz ścieżek. Każda krawędź łączy dwa węzły, a ścieżki budowane są z krawędzi i węzłów, przy użyciu techniki komutacji specyficznej dla danej warstwy. Ścieżka jest ciągiem sąsiednich krawędzi; w szczególności ścieżka może składać się tylko z jednej krawędzi. Każda warstwa, za wyjątkiem warstwy najwyższej, dostarcza ścieżek dla tworzenia połączeń warstwy wyższej: ścieżki warstwy  $i$  budowane są z krawędzi warstwy  $i$ , te ostatnie budowane są ze ścieżek warstwy  $i-1$  itd. Krawędzie charakteryzują się ustaloną przepustowością, wyrażaną we właściwych danej warstwie jednostkach. Również ścieżki mają przepustowość – przepustowość ścieżki warstwy  $i$  wyrażana jest w jednostkach przepustowości krawędzi warstwy  $i+1$ .

LANR może być formułowana w ogólnej postaci pozwalającej objąć większość przypadków sieci telekomunikacyjnych; poniżej przedstawimy jej ograniczoną wersję, właściwą dla publicznej komutowanej sieci telekomunikacyjnej (ang. PSTN – *public switched telephone network*) opartej na optycznych systemach transmisyjnych i cyfrowych systemach komutacyjnych.

## 2.2. Warstwy sieci

### Warstwa Duktów (WD-0)

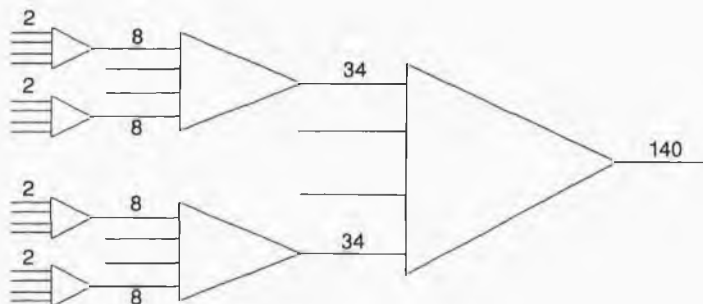
- Węzeł: – studzienka, węzły warstw wyższych  
 Krawędź: – dukt  
 Ścieżka: – ciąg duktów służący do układania kabli światłowodowych.

### Warstwa Fizyczna (WF-1)

- Węzeł: – przełącznica fizyczna włókien (PFW)  
 Krawędź: – para włókien światłowodowych (lub jedno włókno w przypadku pierścieni jednokierunkowych, por. Paragraf 4.2.1); krawędzie takie pomiędzy parą węzłów powstają przez zrealizowanie odcinka kabla światłowodowego ścieżką duktów i wydzielenie z niego par włókien, które kończą się na PFW znajdujących się na końcach kabla (jedna ścieżka WD realizuje na ogół wiele krawędzi WF)  
 Ścieżka: – ciąg par włókien tego samego typu łączonych za pomocą PFW służący do realizacji systemów transmisyjnych; wyróżniamy trzy typy systemów transmisyjnych plezjochronicznych (tzw. systemy PDH), o pojemności 2Mbps, 34 Mbps i 140Mbps (por. Rys. 2.1) oraz trzy typy systemów transmisyjnych synchronicznych (SDH): STM-1, STM-4 i STM-16 (por. Rys. 2.2).

---

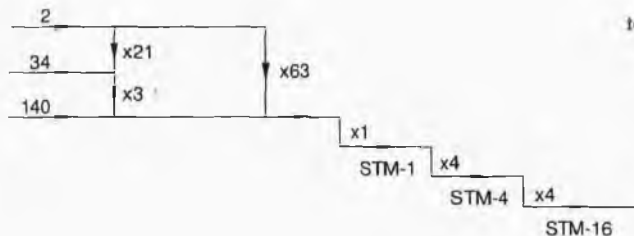
2 Mbps	-	30	łączy (1 łączy=64kbps)
8 Mbps	-	120	łączy
34 Mbps	-	480	łączy
140 Mbps	-	1920	łączy



Rys. 2.1. Hierarchia PDH

2 Mbps	VC-12	30 łączy	
34 Mbps	VC-3	630 łączy	(x21)
140 Mbpd	VC-4	1890 łączy	(x21x3=x63)
155 Mbps	STM-1	1890 łączy	
622 Mbps	STM-4	7560 łączy	(x4)
2.5 Mbpd	STM-16	30240 łączy	(x4x4=x16)

POLITECHNIKA WARSZAWSKA  
Wydział Elektroniki i Techniki Informatycznych  
Instytut Telekomunikacji  
**BIBLIOTEKA**  
ul. Nowowiejska 15/19  
00-665 WARSZAWA  
tel. 660-7799; fax 25-49-50  
- 1 -



Rys. 2.2. Hierarchia SDH

**Warstwa Transmisyjna (WT-2)**

- Węzeł:** – przełącznica fizyczna
- Krawędź:** – system transmisyjny realizowany na ścieżce WF (jeden system na jednej ścieżce) poprzez zakończenie par włókien na urządzeniach LT (zakończenia linii); pojemnością krawędzi WT jest przepustowość odpowiadającego jej systemu transmisyjnego
- Ścieżka:** – trakt transmisyjny, czyli ciąg systemów transmisyjnych tego samego typu (np. systemy PDH o przepływności 34Mbps) połączonych w węzłach pośrednich za pomocą przełącznic fizycznych.

**Warstwa Strumieni cyfrowych (WS-3)**

- Węzeł:** – multiplexer (MUX), automatyczna przełącznica cyfrowa (DXC), multiplexer przelotowy (ADM), multiplexer końcowy (TM)
- Krawędź:** – jest to strumień cyfrowy ustalonego typu (jego przepływność binarna jest przepustowością krawędzi); zbiór krawędzi pomiędzy parą węzłów WS powstaje z traktu transmisyjnego (sekwencji systemów transmisyjnych) zakończonego na portach węzłów WS, podzielonego na zbiór równoległych strumieni cyfrowych (mogą mieć one różne przepływności) określony przez porty kończące trakt transmisyjny
- Ścieżka:** – ciąg strumieni cyfrowych o tej samej przepływności.

- Uwaga 1:** – WS składa się z podwarstw odpowiadającym poszczególnym typom strumieni cyfrowych związanym z hierarchią strumieni cyf-

rowych. W sieciach plezjochronicznych PDH (ang. *plesiochronous digital hierarchy*) wyróżniamy cztery podwarstwy odpowiadające strumieniom o przepływnościach 2Mbps, 8Mbps, 34Mbps oraz 140Mbps (por. Rys. 2.1). W sieciach synchronicznych SDH (ang. *synchronous digital hierarchy*) wyróżniamy natomiast następujące podwarstwy WS: VC-12 (2Mbps), VC-3 (34Mbps), VC-4 (140Mbps), STM-1 (155Mbps) (por. Rys. 2.2).

- Uwaga 2: – Dla wszystkich powyższych warstw (i podwarstw) krawędzie warstwy wyższej powstają w wyniku podziału przepustowości ścieżek warstwy niższej (*demultipleksacja ścieżek*).

#### Warstwa Komutacyjna (WK-4)

- Węzeł: – centrala komutacyjna
- Krawędź: – grupa łączy, tzn. zbiór wiązek łączy międzycentralowych (każda taka wiązka zbudowana jest z jednej ścieżki najwyższej podwarstwy WS (2Mbps) i realizuje 30 cyfrowych łączy telefonicznych); wszystkie wiązki z grupy zakończone są na portach tej samej pary central; pojemność wiązki jest liczbą jej łączy
- Ścieżka: – sekwencja grup łączy; połączenie międzycentralowe może być utworzone w wyniku skomutowania po jednym łączy z każdej krawędzi danej ścieżki.

#### Warstwa Połączeń (WP-5)

- Węzeł: – centrala komutacyjna
- Krawędź: – odpowiada relacji ruchowej w sieci – krawędź WP jest zbiorem ścieżek WK pomiędzy węzłami jej relacji, używanych do zestawiania połączeń; pojemnością krawędzi jest ruch oferowany odpowiadającej jej relacji.

- Uwaga 3: – Zarówno krawędzie warstwy WK jak i WP buduje się w oparciu o grupowanie ścieżek warstwy niższej (*multipleksacja ścieżek*).

## 2.3. Opis warstw w języku teorii grafów

### 2.3.1. Język teorii grafów

Każda warstwa opisana jest *multigrafem*  $G = (V, E, P)$ , gdzie:

- $V$  jest zbiorem węzłów warstwy
- $E$  jest zbiorem krawędzi warstwy

- $P$  jest relacją incydencji określoną na iloczynie kartezjańskim  $V \times E \times V$  (tzn.  $P \subseteq V \times E \times V$ ) wyznaczającą związki między węzłami i krawędziami.

Zakładamy, że:

- $\forall e \in E \exists v, w \in V, (v, e, w) \in P$   
(każda krawędź łączy dwa węzły)
- $\forall e \in E \forall v, w \in V, (v, e, w) \in P \Rightarrow (w, e, v) \in P$   
(krawędzie są nieskierowane)
- $\forall e \in E \forall v, w \in V, (v, e, w) \in P \Rightarrow v \neq w$   
(nie ma pętli)
- $\forall e \in E \forall v, w, u, t \in V, (v, e, w) \in P \ \& \ (u, e, t) \in P \Rightarrow (v=u \ \& \ w=t) \vee (v=t \ \& \ w=u)$   
(krawędź łączy tylko jedną parę węzłów).

Zauważmy, że  $G$  (jako multigraf) pozwala na istnienie wielu krawędzi między tą samą parą węzłów. Każda krawędź  $e \in E$  charakteryzuje się pewnymi atrybutami, takimi jak typ  $t(e)$  czy pojemność  $c(e)$ .

Ścieżką (drogą) między węzłami  $v$  oraz  $w$  (o długości  $n$ ) nazywamy ciąg postaci:

- $p = (u_0, e_1, u_1, e_2, u_2, \dots, u_{n-1}, e_n, u_n)$ ,

taki że

- $u_i \in V$ , dla  $i=0, 1, \dots, n$
- $e_i \in E$ , dla  $i=1, 2, \dots, n$
- $(v=u_0, w=u_n)$  lub  $(v=u_n, w=u_0)$
- wszystkie krawędzie  $e_i$  są różne
- wszystkie krawędzie  $e_i$  są tego samego typu  $t(e_i)$
- $(u_{i-1}, e_i, u_i) \in P$ , dla  $i=1, 2, \dots, n$ .

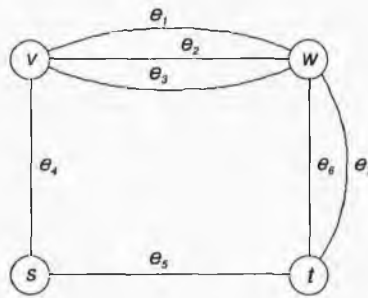
Ścieżkę  $p$  nazywamy prostą gdy wszystkie jej węzły  $u_i$  są różne. Dwie ścieżki proste nazywamy rozłącznymi krawędziowo jeśli zbiory ich krawędzi są rozłączne. Dwie ścieżki proste łączące węzły  $v$  i  $w$  są rozłączne węzłowo jeżeli ich zbiory wierzchołków mają tylko dwa wspólne elementy:  $v$  oraz  $w$ . W dalszym ciągu rozważać będziemy wyłącznie ścieżki proste. Ścieżkę identyfikować będziemy ze zbiorem jej krawędzi:  $p = \{e_1, e_2, \dots, e_n\}$ . Zbiór ścieżek dopuszczalnych warstwy  $i$  będzie oznaczany przez  $P^i$ . Zauważmy, że reguły tworzenia zbioru  $P^i$  są specyficzne dla każdej warstwy (np. w WT krawędź może występować w co najwyżej jednej ścieżce, a w warstwie WK krawędź może występować w wielu ścieżkach).



Wprowadzone pojęcia ilustruje Rysunek 2.3. Węzły  $v$  i  $w$  połączone są trzema krawędziami  $e_1$ ,  $e_2$  i  $e_3$ , a węzły  $s$  i  $v$  – jedną ( $e_4$ ). Ścieżka  $p_1=(s,e_4,v,e_1,w,e_2,v)$  łącząca węzły  $s$  i  $w$  nie jest prosta, natomiast ścieżka  $p_2=(s,e_4,v,e_1,w)$  łącząca węzły  $s$  i  $w$  jest ścieżką prostą. Ścieżki proste  $p_3=\{e_1,e_6\}$  i  $p_4=\{e_2,e_7\}$  łączące węzły  $v$  i  $t$  są rozłączne krawędziowo, lecz nie węzłowo. Ścieżki  $p_3=\{e_1,e_6\}$  i  $p_5=\{e_4,e_5\}$  łączące węzły  $v$  i  $t$  są natomiast rozłączne węzłowo (i krawędziowo).

### 2.3.2. Elementy grafów warstw

Graf  $G$  opisujący warstwę nr  $i$  oraz wszystkie jej elementy indeksować będziemy wskaźnikiem górnym  $i$  ( $G^i=(V^i,E^i,P^i)$ ,  $v^i$ ,  $e^i$ ,  $p^i$ ,  $P^i$  itp). Zakładamy, że zbiory krawędzi grafów kolejnych warstw są parami rozłączne. Mówimy, że konfiguracja warstwy  $i$  jest dana, gdy ustalony jest zbiór jej ścieżek dopuszczalnych  $P^i$ .



Rys. 2.3. Przykład multigrafu

Naczelną cechą przedstawianej architektury zasobów sieci jest to, że krawędzie warstwy wyższej tworzone są ze ścieżek warstwy niższej. Dlatego też obok naturalnych atrybutów krawędzi (koszt, pojemność itp.) wprowadzamy atrybuty  $L(\cdot)$ ,  $O(\cdot)$  oraz  $U(\cdot)$ ; dla  $e^i \in E^i$  mamy:

$$\begin{aligned} L(e^i) &= \{p_1^{i-1}, p_2^{i-1}, \dots, p_l^{i-1}\} \\ O(e^i) &= \{p_1^i, p_2^i, \dots, p_l^i\} \\ U(e^i) &= \{e_1^{i+1}, e_2^{i+1}, \dots, e_j^{i+1}\}. \end{aligned}$$

Pierwszy z atrybutów oznaczać będzie zbiór ścieżek warstwy niższej, którymi realizowana jest dana krawędź. Drugi atrybut określa zbiór ścieżek tej samej warstwy, w których skład dana krawędź wchodzi. Wreszcie trzeci atrybut oznacza zbiór krawędzi warstwy wyższej, które realizowane są z użyciem ścieżek warstwy niższej, przechodzących przez rozpatrywaną krawędź.

Jeśli  $P$  jest rodziną zbiorów, wówczas  $\cup P$  oznacza zbiór złożony ze wszystkich elementów należących do przynajmniej jednego ze zbiorów rodziny  $P$ , czyli  $x \in \cup P \equiv \exists p \in P, x \in p$ . Zauważmy, że

$$e' \in \cup L(e^{i+1}) \equiv e^{i+1} \in U(e').$$

### 2.3.3. Opis warstw

#### Warstwa 0 (WD)

$G^0$  jest multigrafem duktów opisującym „kanalizację” sieci.

#### Warstwa 1 (WF)

$G^1$  jest multigrafem par włókien. Krawędź pomiędzy węzłami  $v$  i  $w$  powstaje z pary włókien, wydzielonej z odcinka kabla światłowodowego poprowadzonego drogą duktów o końcach w węzłach  $v$  i  $w$ . Zauważmy, że w  $G^1$  pomiędzy każdą parą węzłów może istnieć wiele krawędzi odpowiadających wielu drogom w  $G^0$  (odcinkom kabla); zazwyczaj też jedna droga (odcinek kabla) realizuje kilka krawędzi WF. Dla każdej krawędzi  $e^1 \in E^1$ ,  $L(e^1)$  jest drogą (dokładniej: jednoelementowym zbiorem dróg) w  $G^0$ , którą ta krawędź jest realizowana. Zauważmy zatem, że jeśli  $c(e^0)$  oznacza pojemność duktu  $e^0 \in E^0$  (liczoną jako liczba par włókien jakie może on pomieścić), wówczas musi być  $c(e^0) \geq |\{e^1: e^0 \in U(e^1)\}|$ . Podobnie, dla każdej krawędzi  $e^0 \in E^0$ ,  $U(e^0)$  jest zbiorem tych krawędzi z  $E^1$ , które po niej przebiegają, tzn.  $U(e^0) \subseteq E^1$ . Dla każdej krawędzi  $e^1 \in E^1$  zbiór  $\{e^0: e^1 \in U(e^0)\}$  jest drogą w  $G^0$ . Musi również zachodzić  $c(e^0) \geq |U(e^0)|$ . Pojemność każdej krawędzi i drogi w WF wynosi 1. Atrybutem krawędzi w WF jest również typ tworzących ją włókien światłowodowych – drogi w WF tworzy się z krawędzi o tym samym typie włókien.

#### Warstwa 2 (WT)

Krawędź  $e^2 \in E^2$  WT odpowiada systemowi transmisyjnemu poprowadzonemu drogą  $p^1$  WF:  $L(e^2) = \{p^1\}$ . Co więcej, przy obecnej technologii światłowodowej każda krawędź  $e^1 \in E^1$  WF może uczestniczyć w realizowaniu co najwyżej jednego systemu WT, tzn.  $|U(e^1)| \leq 1$ . (Zaznaczyć tu należy, że rozważane są już technologie, jak WDM – ang. *wave division multiplexing*, pozwalające na realizację więcej niż jednego systemu transmisyjnego w jednej parze włókien.) Pojemność krawędzi WT jest utożsamiana z typem (wyznaczającym m.in. pojemność systemu) odpowiadającego jej systemu transmisyjnego. Drogi w WT tworzy się z krawędzi tego samego typu.

### Warstwa 3 (WS)

WS składa się z podwarstw  $G^{31}, G^{32}, \dots, G^{3S}$ , gdzie  $S$  jest liczbą wyróżnianych typów strumieni cyfrowych, uszeregowanych wg malejącej przepływności (np. w SDH można przyjąć  $S=4$  oraz  $s=1$ : STM-1,  $s=2$ : VC-4,  $s=3$ : VC-3,  $s=4$ : VC-12). Najwyższa podwarstwa  $S$  odpowiada zawsze przepływności 2Mbps (strumienie cyfrowe o tej przepływności służą bezpośrednio do tworzenia wiązek 30 łączy cyfrowych WK). Krawędzie podwarstw WS otrzymujemy w wyniku synchronicznego podziału przepustowości drogi WT (tzn. traktu transmisyjnego). Załóżmy, że trakt taki łączy węzły  $v$  i  $w$ . Jeśli w węzłach  $v$  i  $w$  urządzenia multipleksujące umożliwiają (dzięki zastosowaniu odpowiednich portów na obu końcach drogi) dostęp do strumienia typu  $s$  realizowanego w rozważanym trakcie, wówczas strumień ten wyznacza krawędź w grafie  $G^{3s}$ . Z kolei ścieżka w  $G^{3s}$  może służyć do tworzenia krawędzi w podwarstwach wyższych  $s+1, s+2, \dots, S$ ; w tym celu oba końce ścieżki złożonej ze strumieni typu  $s$  należy zaopatrzyć w urządzenia multipleksujące umożliwiające dostęp do strumieni odpowiedniego typu  $s' > s$  (istotne jest, że w węzłach pośrednich rozpatrywanej ścieżki podwarstwy  $WS^s$  nie ma dostępu do jej podstrumieni). Zauważmy, że podział drogi WT dostarcza na ogół wielu krawędzi różnych podwarstw WS. Dla przykładu z drogi WT typu STM-1 (tzn. drogi złożonej z systemów STM-1) można utworzyć 63 krawędzie warstwy  $G^{3S}$ . Oznaczmy na chwilę graf  $G^2$  WT przez  $G^{30}$ . Dla  $s=0, 1, \dots, S-1$  oraz dla każdej krawędzi  $e^{3s} \in E^{3s}$ ,  $U(e^{3s})$  jest zbiorem tych krawędzi z podwarstw wyższych, które „po niej przebiegają” bezpośrednio, tzn.  $U(e^{3s}) \subseteq E^{3(s+1)} \cup E^{3(s+2)} \cup \dots \cup E^{3S}$ . Dla  $s=1, 2, \dots, S$  oraz dla każdej krawędzi  $e^{3s} \in E^{3s}$  istnieje dokładnie jeden indeks  $i$  ( $i < s$ ) taki, że zbiór  $\{e^{3i}; e^{3s} \in U(e^{3i})\} \cap E^{3i}$  ( $i < s$ ) jest ścieżką w  $G^{3i}$  realizującą bezpośrednio krawędź  $e^{3s}$ ; dla pozostałych indeksów  $i < s$  zbiór ten jest pusty. W sieci SDH jeśli  $e^{31}$  jest krawędzią w  $E^{31}$ , wówczas np. musi być  $|U(e^{31}) \cap E^{34}| \leq 63$ .

### Warstwa 4 (WK)

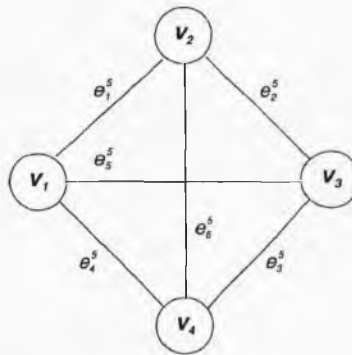
Krawędzie grafu  $G^4$  tworzone są ze ścieżek grafu  $G^{3S}$  ( $S$  oznacza podwarstwę strumieni 2Mbps). Każda taka ścieżka, zakończona na portach pary central tworzy wiązkę 30 łączy międzycentralowych. Krawędź WK (nazywana *grupą łączy*)  $e^4 \in E^4$  pomiędzy węzłem  $v$  i  $w$  składa się z grupy wiązek łączy pomiędzy tymi węzłami (niekoniecznie ze wszystkich takich wiązek). Zatem dla każdej krawędzi  $e^4$ ,  $L(e^4)$  jest zbiorem postaci  $\{p_1^{3S}, p_2^{3S}, \dots, p_k^{3S}\}$  parami rozłącznych krawędziowo ścieżek warstwy  $G^{3S}$  (liczba ścieżek  $k$  jest oczywiście zależna od rozpatrywanej krawędzi). Pojemność  $c(e^4)$  tak określonej krawędzi wynosi  $k$  modułów (moduł=30 łączy). Zauważmy, że zachodzi implikacja  $e, f \in E^4 \Rightarrow \cup L(e) \cap L(f) = \emptyset$ .

### Warstwa 5 (WP)

Krawędzie grafu  $G^5$  tworzone są z dróg grafu  $G^4$ . Krawędź  $e^5 \in E^5$  łącząca węzły  $v$  i  $w$  obsługuje połączenia relacji  $\{v, w\}$ , zatem  $L(e^5)$  jest zbiorem dróg  $\{p_1^4, p_2^4, \dots, p_k^4\}$  w WK pomiędzy węzłami  $v$  i  $w$ . Tym razem drogi te nie muszą być krawędziowo rozłączne. Przepustowością  $c(e^5)$  krawędzi WP jest ruch oferowany w odpowiadającej jej relacji.

## 2.4. Przykład

### Warstwa Połączeń (WP-5)



Rys. 2.4. Warstwa Połączeń

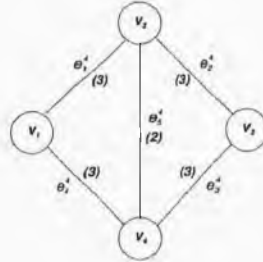
Macierz ruchu  $A$  [erl]

	1	2	3	4
1	-	60	30	60
2	-	-	60	40
3	-	-	-	60
4	-	-	-	-

krawędź WP  $\equiv$  relacja

$e_1^5:$	$\{v_1, v_2\}$	$A_1 = 60$ [erl]	$L(e_1^5) = \{p_1^4\}$	
$e_2^5:$	$\{v_2, v_3\}$	$A_2 = 60$ [erl]	$L(e_2^5) = \{p_2^4\}$	
$e_3^5:$	$\{v_3, v_4\}$	$A_3 = 60$ [erl]	$L(e_3^5) = \{p_3^4\}$	
$e_4^5:$	$\{v_1, v_4\}$	$A_4 = 60$ [erl]	$L(e_4^5) = \{p_4^4\}$	
$e_5^5:$	$\{v_1, v_3\}$	$A_5 = 30$ [erl]	$L(e_5^5) = \{p_5^4, p_6^4\}$	(50/50)
$e_6^5:$	$\{v_2, v_4\}$	$A_6 = 40$ [erl]	$L(e_6^5) = \{p_7^4\}$	

**Warstwa Komutacyjna (WK-4)**



Rys. 2.5. Warstwa Komutacyjna

$$p_i^4 = (e_i^4), \quad i=1,2,3,4, \quad (p_5^4) = (e_1^4, e_2^4), \quad p_6^4 = (e_4^4, e_3^4) \quad (p_7^4) = (e_5^4)$$

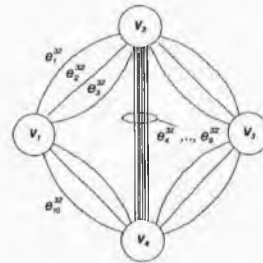
\$a\_i\$ – ruch oferowany \$e\_i^4\$      \$n\_i\$ – liczba łączy (\$c(e\_i^4)\$)      \$b \le 1\%\$ – blokada krawędzi

Kryterium: \$\epsilon\_{ni}(a\_i) \le b\$ (gdzie \$\epsilon\_\*(\cdot)\$ oznacza Pierwszy wzór Erlanga)

\$e_1^4\$ :	\$a_1 = 75\$ [erl]	\$n_1 = 90\$ (3 moduły)	\$L(e_1^4) = \{p_1^{32}, p_2^{32}, p_3^{32}\}\$
\$e_2^4\$ :	\$a_2 = 75\$ [erl]	\$n_2 = 90\$ (3 moduły)	
\$e_3^4\$ :	\$a_3 = 75\$ [erl]	\$n_3 = 90\$ (3 moduły)	
\$e_4^4\$ :	\$a_4 = 75\$ [erl]	\$n_4 = 90\$ (3 moduły)	
\$e_5^4\$ :	\$a_5 = 40\$ [erl]	\$n_5 = 60\$ (2 moduły)	\$L(e_5^4) = \{p_4^{32}, p_5^{32}\}\$

**Warstwa Strumieni cyfrowych (WS-3)**

\$s=2\$: podwarstwa strumieni 2Mbps (pojemność krawędzi = 1)



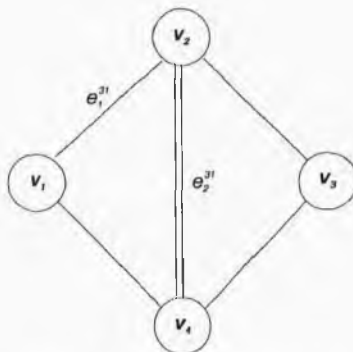
Rys. 2.6. Warstwa Strumieni 2Mbps

$$p_1^{32} = (e_1^{32}) \quad p_3^{32} = (e_{10}^{32}, e_4^{32})$$

$$p_2^{32} = (e_2^{32}) \quad p_4^{32} = (e_5^{32})$$

$$p_2^{32} = (e_6^{32}) \quad L(e_1^{32}) = L(e_2^{32}) = \{(e_1^{31})\}$$

**s=1: podwarstwa strumieni 8Mbps** (pojemność krawędzi = 1)



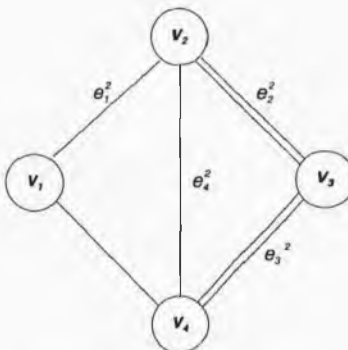
Rys. 2.7. Warstwa Strumieni 8Mbps

Każda krawędź  $WS^1$  realizuje trzy krawędzie  $WS^2$  (mogłaby cztery).

$$L(e_1^{31}) = \{(e_1^2)\}$$

$$L(e_2^{31}) = \{(e_2^2, e_3^2)\}$$

**Warstwa Transmisyjna (WT-2)**



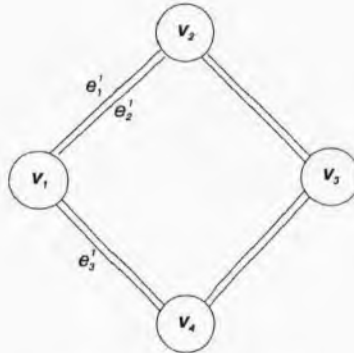
Rys. 2.8. Warstwa Transmisyjna

Wszystkie krawędzie mają pojemność 8Mbps.

$$L(e_1^2) = \{(e_1^1)\}$$

$$L(e_4^2) = \{(e_2^1, e_3^1)\}$$

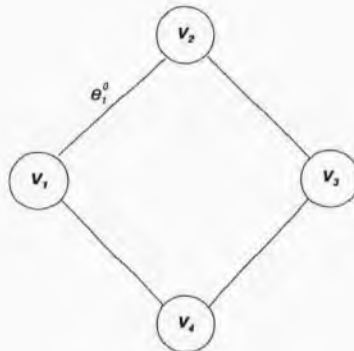
### Warstwa Fizyczna (WF-1)



Rys. 2.9. Warstwa Fizyczna

$$L(e_1^1) = \{e_1^0\}$$

### Warstwa Duktów (WD-0)



Rys. 2.10. Warstwa Duktów

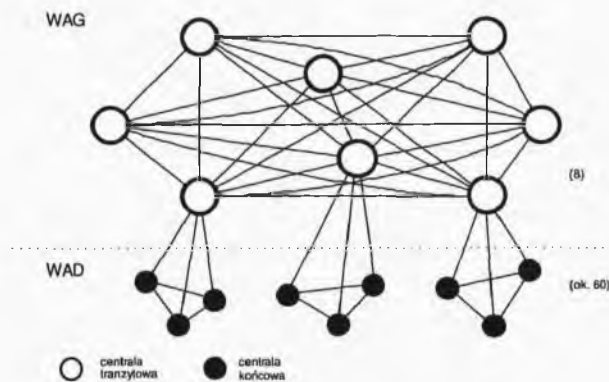
Każdy dukt zawiera odcinek kabla z dwiema „aktywnymi” parami włókien.

## 3. Projektowanie warstwy komutacyjnej

### 3.1. Metody kierowania ruchem

#### 3.1.1. Struktura hierarchiczna sieci telekomunikacyjnej

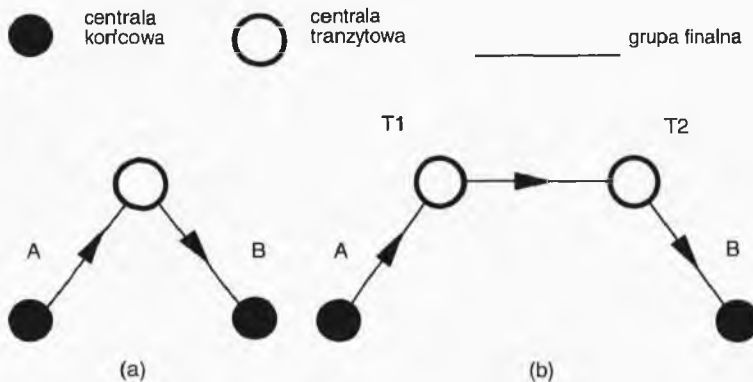
Na Rys. 3.1. przedstawiona jest sieć central Strefy Wewnętrznej Warszawskiego Węzła Telekomunikacyjnego (WWT), będąca przykładem dwuwarstwowej struktury hierarchicznej, typowej dla dużej sieci miejskiej. Centrale główne (CG) stanowią *warstwę dolną* (WAD), a centrale tranzytowe (CT) – *warstwę górną* (WAG). Podstawową funkcją central głównych jest obsługa ruchu generowanego i przyjmowanego przez swoich abonentów. Centrale tranzytowe służą do zestawiania połączeń pomiędzy centralami głównymi, a zatem ich główną funkcją jest tranzytowanie ruchu. Zbiór central głównych podzielony jest na strefy tranzytowe związane z poszczególnymi centralami tranzytowymi. Każda CG ma grupę łączy wychodzącą (lub kilka takich grup w przypadku CG biegowych) do swojej macierzystej CT oraz grupę łączy przychodzącą z centrali macierzystej. Grupy te nazywają się grupami finalnymi (używa się też nazwy: grupy hierarchiczne). Ponadto grupami finalnymi połączone są między sobą wszystkie CT. Grupy finalne charakteryzują się niskim prawdopodobieństwem blokady zgłoszeń; są to tzw. grupy niskostratne.



Rys. 3.1. Dwuwarstwowa sieć WWT



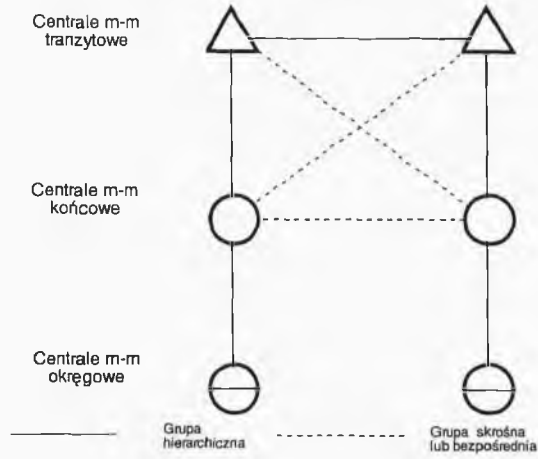
Zauważmy, że centrale tranzytowe mogą być wyposażone w stopnie abonenckie, a więc mogą pełnić również funkcje CG. W takim przypadku CT występuje w obu warstwach (w WAD i w WAG). Dla każdej *relacji sieci* (tzn. pary uporządkowanej central głównych) zapewniona jest droga połączeniowa złożona z grup finalnych (Rys. 3.2). W przypadku relacji między CG tej samej strefy tranzytywnej taka droga finalna składa się z dwu grup (Rys. 3.2(a)), a w przypadku relacji między centralami z dwu różnych stref – z trzech (Rys. 3.2(b)). Fakt, że grupy finalne są niskostratne zapewnia odpowiednią jakość obsługi ruchu (niskie prawdopodobieństwo straty w każdej relacji). Gdy grupy finalne wymiarowane są na prawdopodobieństwo blokady rzędu 0,3%, wówczas strata w żadnej relacji nie przekracza 1%. Często wielkość ruchu oferowanego w relacji uzasadnia wydzielenie dla jego obsługi osobnej grupy łącz – tzw. grupy bezpośredniej. Jeśli grupa ta jest również niskostratna, wówczas może ona stanowić jedyną drogę połączeniową dla danej relacji (droga finalna nie jest używana; tak jest zawsze w przypadku, gdy centralą generującą ruch jest centrala biegowa).



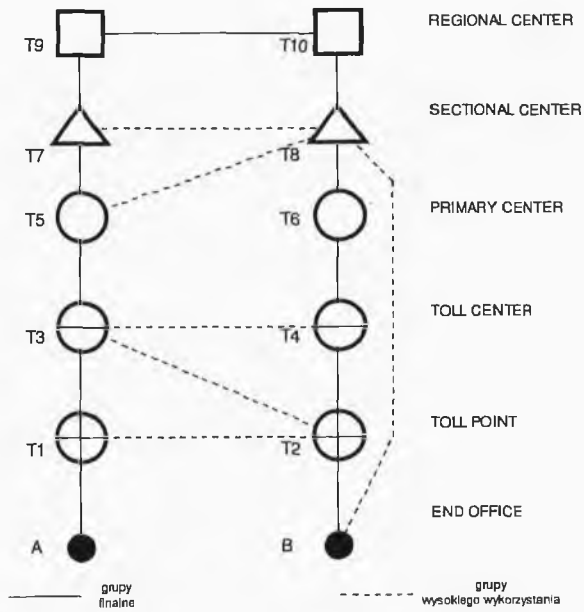
Rys. 3.2. Drogi połączeniowe niskostratne

W sieci międzymiastowej, z uwagi na jej zasięg, większą liczbę „szczepbli” administracyjnych oraz liczbę central występują na ogół więcej niż dwa stopnie hierarchii. Na Rys. 3.3. pokazana jest jeden z wariantów struktury sieci międzymiastowej w Polsce, przewidziany do ewentualnego wprowadzenia do roku 2000. Przewiduje się ok. 12 central tranzytowych, 49 central m-m końcowych ok. 400 central okręgowych. Ciągłymi liniami oznaczone są grupy finalne, które tak jak w przypadku sieci miejskiej są zawsze obecne i używane do tworzenia dróg ostatniego wyboru.

Zauważmy, że w przypadku dużego terytorium sieć międzymiastowa może zawierać większą liczbę stopni hierarchicznych niż sieć polska (por. Rys. 3.4).



Rys. 3.3. Hierarchia polskiej sieci m-m



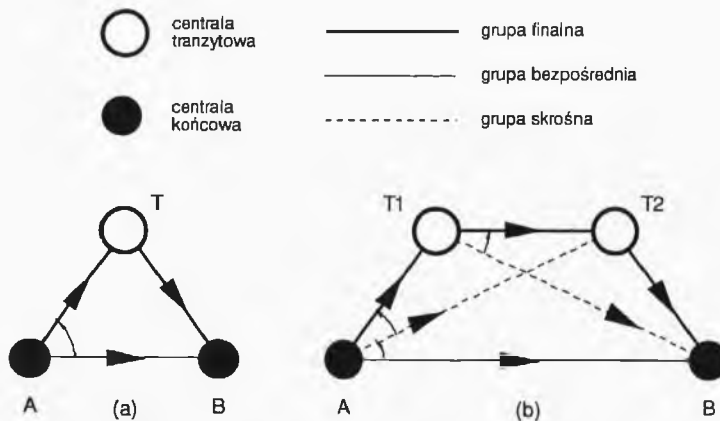
Rys. 3.4. Hierarchia sieci AT&T w 1987

### 3.1.2. Kierowanie hierarchiczne drogami alternatywnymi

Efektywność ruchową sieci można mierzyć za pomocą wielkości ruchu przenoszonego przypadającego na jedno łącze:

$$\eta_S = A(1-B)/N, \quad (3.1)$$

gdzie  $A$  jest sumarycznym ruchem oferowanym wszystkim relacjom sieci,  $B$  jest średnią stratą w relacji, a  $N$  – sumaryczną liczbą łączy międzycentralowych. Okazuje się (por. Rozdz. 3.3), że efektywność sieci  $\eta_S$  można zwiększyć wprowadzając alternatywne kierowanie ruchu. Kierowanie takie jest możliwe w relacjach, dla których centrala generująca ruch jest co najmniej centralą rejestrową (warunek ten spełniają centrale krzyżowe, elektroniczne i cyfrowe, nie spełniają natomiast centrale biegowe). Alternatywne kierowanie ruchu pomiędzy centralami tej samej strefy tranzytowej przedstawione jest na Rys. 3.5(a). Zgłoszenia generowane w centrali  $A$  i przeznaczone dla centrali  $B$  kierowane są najpierw na grupę bezpośrednią, a w przypadku zajętości jej wszystkich łączy na finalną drogę obejściową  $A-T-B$ . Grupa bezpośrednia charakteryzuje się na ogół dość wysokim poziomem blokady (20-30%). W przypadku relacji między CG z różnych stref tranzytowych (Rys. 3.5(b)) schemat kierowania może być wzbogacony o grupy skrośne „w górę” ( $A-T_2$ ) lub „w dół” ( $T_1-B$ ), również na ogół o wysokiej blokadzie. W przypadku obecności wszystkich grup w schemacie z Rys. 3.5(b), dla zestawienia połączenia z CG  $A$  do CG  $B$  próbowane są kolejno drogi  $A-B$  (bezpośrednia),  $A-T_2-B$  (skrośna w górę),  $A-T_1-B$  (skrośna w dół) oraz  $A-T_1-T_2-B$  (finalna).



Rys. 3.5. Schematy kierowania alternatywnego w sieci miejskiej

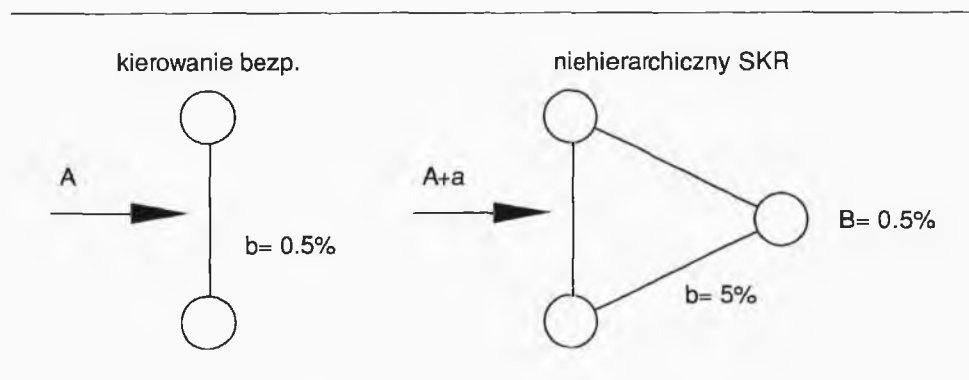
Należy zaznaczyć, że grupy bezpośrednie oraz grupy skrośne (w górę i w dół) są opcjonalne – kwestia ich obecności lub nieobecności rozstrzygana jest w procesie wymiarowania sieci.

W sieci międzymiastowej schemat kierowania ruchu w relacji jest na ogół bogatszy – ze względu na większą liczbę stopni hierarchicznych istnieje na ogół większa liczba dróg alternatywnych. Dla przykładu, relacja przedstawiona na Rys. 3.4 ma dostęp do następujących kolejnych dróg: A-B, A-T1-T2-B, A-T1-T3-T2-B, ... , A-T1-T3-T5-T7-T9-T10-T8-T6-T4-T2-B (droga ostatniego wyboru).

### 3.1.3. Niehierarchiczne kierowanie ruchem

Omówioną w poprzednim paragrafie powszechnie stosowaną, tradycyjną metodę kierowania ruchu można wzbogacić o kierowanie niehierarchiczne w obrębie pojedynczych warstw hierarchii sieci. Poniżej problematykę wprowadzania kierowania niehierarchicznego omówimy na przykładzie możliwości występujących w warstwie tranzytowej WAG w WWT.

Centrale tranzytowe w WWT połączone są grupami łączy „w wielobok zupełny”. Przy tradycyjnym sposobie kierowania w obrębie WAG stosuje się wyłącznie kierowanie bezpośrednie: cały ruch z centrali T1 do T2 kierowany jest na grupę bezpośrednią (niskostratną). Kierowanie bezpośrednio uczynić można bardziej efektywnym przez wprowadzenie dostępu do dróg obejściowych w obrębie WAG. W przypadku sieci o wysokiej spójności grafu warstwy komutacyjnej wystarczy ograniczyć się do zbioru dróg obejściowych złożonych z dwóch grup łączy komutowanych w węzle pośrednim. Efektywność tak otrzymanego kierowania alternatywnego niehierarchicznego bierze się z dwóch przyczyn:



Rys. 3.6. Źródła efektywności hierarchicznego kierowania ruchu

- (i) drogi obejściowe zapewniają możliwość uzyskania połączenia w relacji, nawet gdy utraci ona (z powodu awarii) wszystkie łącza bezpośrednie; dzięki temu skutki awarii (jak również skutki zmian w rozplywie ruchu oferowanego sieci) mogą zostać znacznie złagodzone, choć nie wyeliminowane
- (ii) grupy łączy wymiarować można na wyższe prawdopodobieństwo blokady zgłoszeń, co w wyniku pozwala użyć w sumie mniejszej liczby łączy przy założonym poziomie strat w relacjach, pomimo zwiększonego ruchu oferowanego grupom (por. Rys. 3.6).

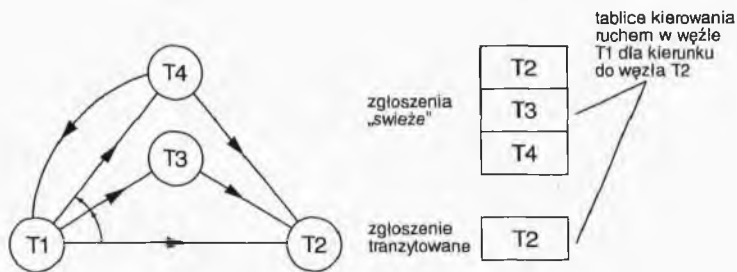
Wprowadzenie niehierarchicznych dróg obejściowych wiąże się z koniecznością zmian w procedurze nawiązywania połączeń stosowanej w centralach sieci. Tradycyjna, stosowana powszechnie procedura nawiązuje i zestawia połączenie na podstawie tablic kierowania ruchem (TKR) znajdujących się w pamięci central. W każdej centrali znajduje się zestaw TKR zawierający po jednej tablicy dla każdej centrali docelowej. Dla przykładu z Rys. 3.5(b) TKR w poszczególnych centralach dla kierunku docelowego B są następujące:

A: [B,T2,T1], T1: [B,T2], T2: [B].

Gdy procedura nawiązywania połączenia (powiedzmy połączenia z A do B) dociera do centrali pośredniej, wówczas dalsza droga zestawiana jest na podstawie TKR właściwej dla kierunku B, niezależnie od tego skąd zgłoszenie przychodzi. Należy również podkreślić, że dla omawianej tu tradycyjnej procedury nawiązywania połączenia, zwanej *progresywną procedurą zestawiania połączenia* (PPZP), w przypadku blokady wszystkich grup łączy wyznaczonych przez TKR dla danego kierunku, zestawianie połączenia kończy się porażką, a z węzła pośredniego, w którym taka blokada została napotkana wysyła się do węzła inicjującego połączenie wiadomość sygnalizującą ten fakt.

Dla kierowania hierarchicznego, dzięki specyficznej hierarchii grup łączy, PPZP działa sprawnie, jednak w przypadku kierowania niehierarchicznego procedura tradycyjna prowadziłaby do możliwości zapętlania się procesu nawiązywania połączeń. Sytuacja taka zilustrowana jest na Rys. 3.7. Załóżmy, że pojawia się zgłoszenie z T1 do T2 oraz, że grupy (T1,T3) i (T4,T2) mają wszystkie łącza zajęte (są, jak to się tradycyjnie mówi, w stanie natłoku), a grupy (T1,T4) i (T4,T1) mają niektóre łącza wolne. Wówczas procedura nawiązywania połączenia, zainicjowana dla rozpatrywanego zgłoszenia w T1, zacznie krążyć między centralami T1 i T4, zajmując kolejne łącza w grupach (T1,T4) i (T4,T1), aż do ich wyczerpania. Aby uniknąć takiej sytuacji, najprościej jest używać w każdej centrali dwóch TKR dla każdego kierunku docelowego. Pierwsza tablica, o postaci takiej jak górna TKR na Rys. 3.7 używana jest tylko dla zgłoszeń przychodzących do centrali inicjującej połączenie (centrali T1 w rozpatrywanym przypadku) z WAD. Natomiast zgłoszenia tranzytowane przez daną centralę

w ramach kierowania niehierarchicznego w WAG używają drugiej TKR, zawierającej tylko jeden element (w przypadku WAG będącej wielobokiem zupełnym będzie to identyfikator centrali docelowej w ramach WAG, tzn. T2). W ten sposób problem uniknięcia zapętlenia się procesu nawiązywania połączenia jest rozwiązany.



Rys. 3.7. TKR dla kierowania niehierarchicznego

### 3.1.4. Systemy niehierarchicznego kierowania ruchem

W poprzednim paragrafie omówiliśmy najprostszy system alternatywnego kierowania ruchem z użyciem dróg niehierarchicznych, który nazywać będziemy systemem klasy SDO (system ze *Stacynym Dostępem Ograniczonym* do dróg obciążonych; termin „stacynny” oznacza fakt niezmienności zestawów dróg alternatywnych). W ostatnich kilkunastu latach pojawiło się kilka propozycji wzbogacenia SDO poprzez modyfikację procedury zestawiania połączeń PPZP oraz poprzez możliwość dokonywania „dynamicznych” zmian w tablicach kierowania ruchem w celu reagowania na zmiany sytuacji w sieci związane z awariami systemów komutacyjnych i transmisyjnych oraz ze zmianami w rozplywie ruchu oferowanego sieci. Oto lista tych propozycji wraz z czasem ich opracowania:

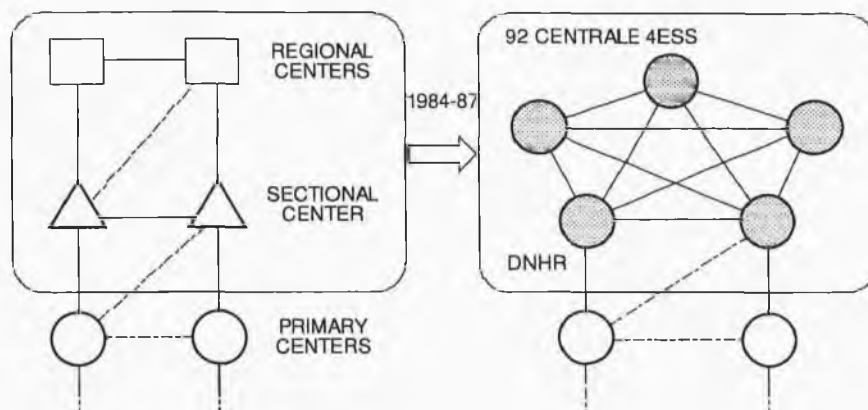
- DNHR – Dynamic Non-Hierarchical Routing, AT&T (przełom lat siedemdziesiątych i osiemdziesiątych)
- DCR – Dynamically Controlled Routing, Northern Telecom (koniec lat siedemdziesiątych)
- STAR – System to Test Adaptive Routing, France Telecom (pierwsza połowa lat osiemdziesiątych)
- DAR – Dynamic Alternative Routing, British Telecom (koniec lat osiemdziesiątych)
- DR-5 – Dynamic Routing 5, Bellcore (koniec lat osiemdziesiątych)

- STR – State and Time dependent Routing, NTT (początek lat dziewięćdziesiątych)
- RTNR – Real Time Network Routing, AT&T (początek lat dziewięćdziesiątych).

Poniżej omówimy w pewnym uproszczeniu zasady działania tych systemów (więcej informacji można znaleźć w materiałach przeglądowych [HURL87] i [ADVA90]).

## DNHR

Pierwsza wersja systemu DNHR wprowadzona została do sieci międzymiastowej AT&T w Stanach Zjednoczonych w 1984 r., a jego pełna wersja – w 1987 (w ostatnich latach DNHR został zastąpiony systemem RTNR). Miejscem działania DNHR była sieć niehierarchiczna powstała z połączenia dwóch najwyższych warstw w istniejącej hierarchii sieci (tzn. warstw „sectional centers” and „regional centers” uwidocznionych na Rys. 3.4). W tak utworzonej sieci 92 central międzymiastowych 4ESS zastosowane zostały drogi obejściowe przechodzące tylko przez jedną centralę pośrednią (tzn. drogi złożone tylko z dwu grup łączy). Ze względu na duży stopień spójności rozpatrywanej sieci, zgłoszenia w każdej relacji mają (na ogół) dostęp do grupy bezpośredniej i wielu dróg obejściowych. DNHR stosuje inną niż PPZP procedurę zestawiania połączeń, nazywaną po angielsku „crank-back procedure”; my nazywać ją będziemy *procedurą zestawiania połączenia z wycofywaniem* (PZPW). W przypadku sieci hierarchicznych z PPZP blokada w węźle pośrednim nie powoduje istotnego zwiększenia poziomu strat w relacjach ze względu na fakt istnienia niskostratnych grup finalnych (ostatniego wyboru) wychodzących z każdego węzła. W przypadku sieci niehierarchicznych, w których wszystkie grupy są na ogół „średniostratne” już tak nie jest. W DNHR, aby zapewnić skuteczniejszy dostęp do dróg obejściowych w stosunku do SDO, wzbogacono PPZP o możliwość wycofywania się z węzła pośredniego, dla którego grupa „w dół” jest niedostępna. Zastosowanie PZPW czyni z SDO system klasy SDE (system ze *Statycznym Dostępem Efektywnym* do dróg obejściowych). Dalszą modyfikacją zastosowaną w DNHR, wprowadzoną dla uwzględnienia zjawiska niepokrywania się godzin największego ruchu w centralach różnych stref czasowych w USA, jest wprowadzenie TKR zależnych od pory dnia. W każdej centrali przechowywany jest dziesięć zestawów TKR, aktywowanych lokalnie w odpowiednich momentach doby (zestawy takie są przygotowywane w ośrodku zarządzania siecią co ok. dwa tygodnie). Używanie TKR zmiennych w czasie umożliwia wykorzystywanie dróg obejściowych prowadzących przez węzły pośrednie nie będące w godzinie największego ruchu. Modyfikowanie TKR sprawia, że DNHR zaliczyć możemy do klasy systemów MDE (system z *Modyfikowanym Dostępem Efektywnym* do dróg obejściowych). W DNHR możliwe jest stosowanie tzw. *Dynamicznej Rezerwacji Łączy* (DRŁ) dla ochrony ruchu bezpośredniego (tzn. ruchu, dla którego dana grupa stanowi drogę bezpośrednią). Mechanizm DRŁ polega na niedopuszczaniu na daną grupę łączy zgłoszeń przelewowych (tzn. przelewanych z innych grup), gdy stan zajętości jej łączy jest zbyt wysoki.



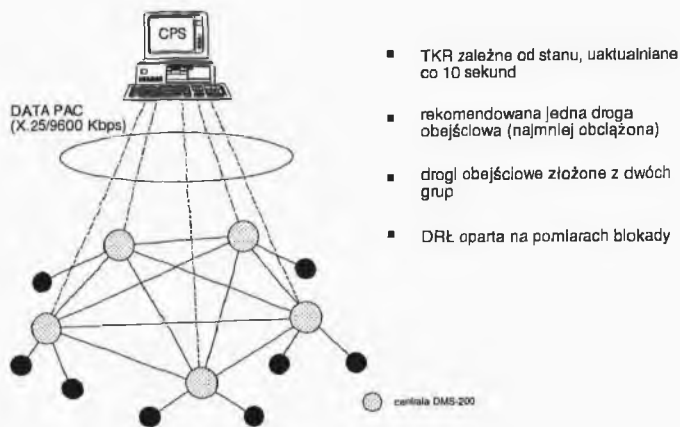
- TKR zmieniane 10 razy w ciągu doby, zaplanowane w centrum zarządzania
- drogi obejściowe złożone z dwóch grup
- procedura zestawiania połączenia z wycofywaniem (PZPW)

Rys. 3.8. System DNHR

## DCR

System DCR należy do klasy systemów DDE (system z *Dynamicznym Dostępem Efektywnym* do dróg obejściowych). Pierwsza wersja tego systemu została wypróbowana w sieci dziewięciu central miejskich w Toronto w 1979 r., a od 1991 r. jest on stosowany w górnej warstwie kanadyjskiej sieci międzymiastowej (sieć STENTOR). DCR jest oparty na centralnym procesorze sterującym (CPS), który jest połączony z podległymi centralami za pomocą łączy cyfrowych w celu wymiany danych. W cyklu rzędu 15 sekund każda centrala wysyła do CPS informacje o stanie zajętości wychodzących z niej grup łączy. Na tej podstawie CPS odtwarza stan grup całej sieci, wybiera dla każdej relacji drogę obejściową (złożoną z dwóch grup łączy), która będzie używana w następnym cyklu, a następnie wysyła informacje o rekomendowanych drogach do odpowiednich central. W każdym cyklu centrala kieruje zgłoszenie najpierw drogą bezpośrednią, a w wypadku jej zajętości – rekomendowaną drogą obejściową. Kryterium wyboru rekomendowanej drogi obejściowej opiera się na zasadzie „najmniej obciążonej drogi”: wybierana jest droga o największej w danej chwili liczbie wolnych łączy. Dla ochrony ruchu bezpośredniego na grupie łączy przy wyborze drogi uwzględniane są parametry rezerwacji: przy wyborze drogi obejściowej przez CPS, parametr rezerwacji jest odejmowany od liczby aktualnie wolnych łączy w grupie. W DCR stosowana jest tradycyjna procedura zestawiania połączeń PPZP, a efektywny dostęp do dróg obejściowych uzyskuje się dzięki używaniu najmniej obciążonych dróg i częstym ich uaktualnianiu.

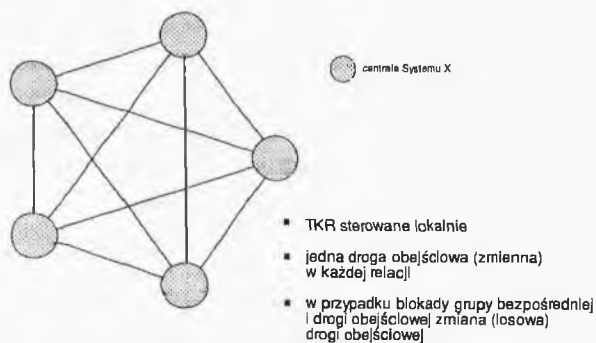




Rys. 3.9. System DCR

## DAR

System DAR powstał z myślą o górnej warstwie sieci międzymiastowej w Wielkiej Brytanii. Jest to system uczący się, oparty na informacji lokalnej, dostępnej w centrali. Przychodzące w relacji zgłoszenie kierowane jest najpierw na drogę bezpośrednią, a gdy ta jest niedostępna, wówczas próbowana jest *bieżąca* droga obejściowa. Gdy również droga obejściowa jest niedostępna, to zgłoszenie jest tracone i wybierana jest nowa bieżąca droga obejściowa. Wybór dokonywany jest przypadkowo spośród zbioru dostępnych dróg obejściowych dla danej relacji. DAR zaliczamy do klasy UDO (system z *Uczącym się Dostępem Ograniczonym* do dróg obejściowych). Jego efektywność ruchowa jest zaskakująco wysoka.



Rys. 3.10. System DAR

## STAR

System STAR (wypróbowano w sieci paryskiej w pierwszej połowie lat osiemdziesiątych) oparty jest na koncepcji DCR i stosuje podobną regułę wyboru rekomendowanych dróg obejściowych. STAR pracuje jednak ze znacznie dłuższym cyklem uaktualniania dróg obejściowych (rzędu 1 minuty) i może być zaliczony do klasy systemów z *Modyfikowanym Dostępem Ograniczonym* (MDO). Taka długość cyklu była podyktowana standardową prędkością przetwarzania danych związanych z zarządzaniem siecią.

## DR-5

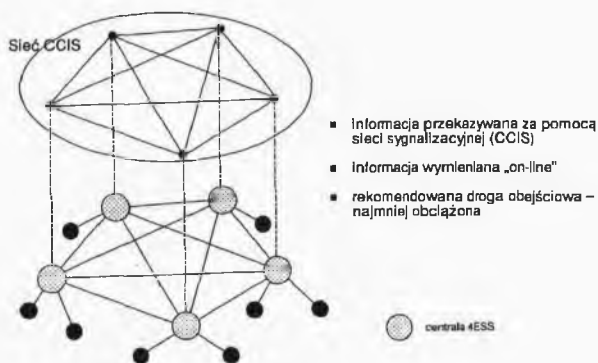
System DR-5 jest zbliżony do systemu STAR, a jego cykl uaktualniania dróg obejściowych wynosi ok. 5 minut. Stosowana jest nieco bardziej skomplikowana reguła wyboru rekomendowanych dróg, oparta na maksymalizacji przyszłego ruchu przenieszonego przez sieć.

## STR

System STR jest modyfikacją systemu DAR, umożliwiającą stosowanie zmiennych w czasie zbiorów dróg obejściowych dla poszczególnych relacji. Wzorem systemu DNHR, umożliwia to zwiększenie efektywności ruchowej sieci w przypadku występowania kilku stref czasowych.

## RTNR

System RTNR jest następcą systemu DNHR (od 1991r). RTNR należy do klasy DDE i jest zbliżony koncepcyjnie do systemu DCR. O ile jednak DCR oparty jest na implementacji scentralizowanej, to implementacja RTNR jest rozproszona, wykorzystująca do wymiany informacji sieć sygnalizacyjną (CCIS – Common Channel Interoffice Signalling network).

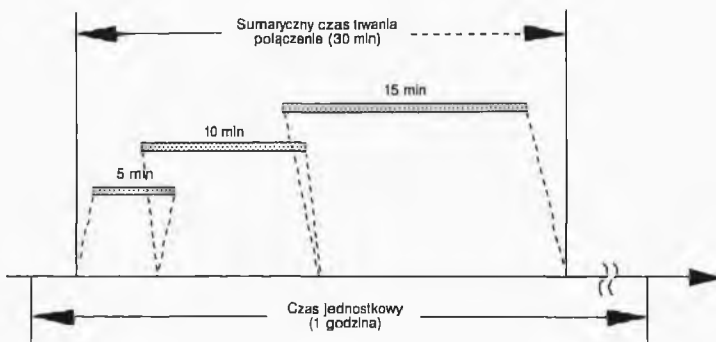


Rys. 3.11. System RTNR

## 3.2. Elementy teorii ruchu

### 3.2.1. Pojęcie ruchu telefonicznego

Nieformalnie *natężenie ruchu telefonicznego* można zdefiniować jako sumę czasów obsługi wszystkich zgłoszeń, które przysły w czasie obserwacji podzieloną przez czas obserwacji. Jednostką natężenia ruchu jest jeden Erlang [erl]. Zauważmy, że na natężenie ruchu mają wpływ dwa czynniki: intensywność napływu zgłoszeń oraz czas ich obsługi.



Rys. 3.12. Definicja natężenia ruchu

Dla przykładu z Rys. 3.12 ([AKIM93]) natężenie ruchu  $a$  wynosi:

$$a = (5+10+15)/60 \text{ [min/min]} = 0,5 \text{ [erl]}. \quad (3.2)$$

Zauważmy, że w myśl powyższego określenia, wielkość  $a$  występująca we wzorze (3.2) jest równa liczbie zgłoszeń napływających do sieci w jednostce czasu pomnożonej przez średni czas obsługi, a zatem mamy również:

$$a = \lambda \cdot h, \quad (3.3)$$

gdzie  $\lambda$  jest intensywnością napływu zgłoszeń, czyli średnią liczbą zgłoszeń napływających w jednostce czasu, a  $h$  jest średnim czasem obsługi. Równoważnie można powiedzieć, że natężenie ruchu jest równe średniej liczbie zgłoszeń napływających w czasie  $h$ .

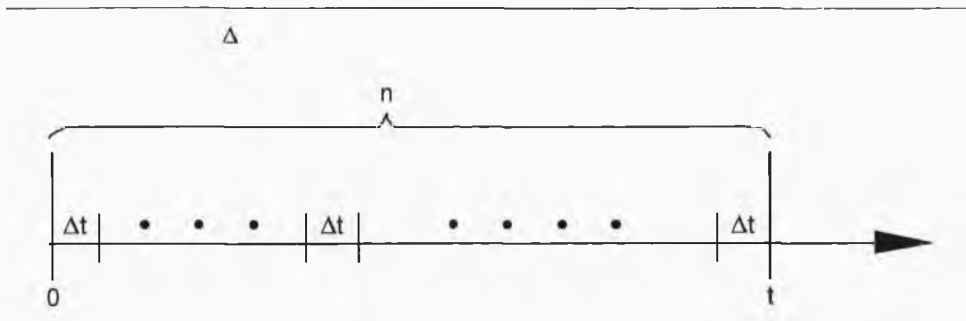
Natężenie *ruchu przenoszonego przez pojedyncze łącze* jest równe prawdopodobieństwu (ułamkowi czasu) zajętości tego łącza, a natężenie *ruchu przenoszonego przez grupę łącz* jest równe wartości oczekiwanej liczby zajętych łącz.

Dla określenia *procesu napływu zgłoszeń* do sieci telekomunikacyjnej można przyjąć następujące (naturalne) założenia, obowiązujące dla  $\Delta t \rightarrow 0$ :

- (i) prawdopodobieństwo, że zgłoszenie przyjdzie w czasie  $(t, t+\Delta t)$  jest równe  $\lambda \Delta t + o(\Delta t)$  niezależnie od  $t$ , gdzie  $\lambda$  jest stałą ( $o(\Delta t)$  oznacza funkcję nieskończenie małą rzędu  $\Delta t$ )
- (ii) prawdopodobieństwo, że dwa lub więcej zgłoszeń pojawi się w przedziale  $(t, t+\Delta t)$  dąży do zera (jest postaci  $o(\Delta t)$ ) niezależnie od  $t$
- (iii) zgłoszenia pojawiają się niezależnie od siebie.

Założenia te definiują tzw. *proces Poissona*. Niech  $p_k(t)$  oznacza prawdopodobieństwo, że w przedziale  $(0, t)$  pojawi się dokładnie  $k$  zgłoszeń. Niech  $\Delta t = t/n$ . Wówczas dla  $k=0, 1, \dots$  mamy (por. Rys. 3.13 [AKIM93]):

$$\begin{aligned} p_k(t) &= \lim_{n \rightarrow \infty} \binom{n}{k} (\lambda t/n)^k (1 - \lambda t/n)^{n-k} \\ &= \lim_{n \rightarrow \infty} (\lambda t)^k / k! (1 - \lambda t/n)^{n-k} n \cdot (n-1) \dots (n-k+1) / n^k \\ &= e^{-\lambda t} (\lambda t)^k / k!. \end{aligned} \quad (3.4)$$



Rys. 3.13. Model pojawiania się zgłoszeń

Jeśli  $L(t)$  oznacza zmienną losową określającą liczbę zgłoszeń przychodzących w czasie  $(0, t)$ , wówczas  $E[L(t)] = \lambda \cdot t$ , a więc parametr  $\lambda$  interpretujemy jako intensywność napływu zgłoszeń. Zauważmy ponadto, że prawdopodobieństwo tego, że w przedziale  $(0, t)$  nie przyjdzie żadne zgłoszenie wynosi

$$p_0(t) = e^{-\lambda t}. \quad (3.5)$$

Oznacza to, że jeśli przez  $X$  oznaczymy zmienną losową określającą czas upływający między dwoma kolejnymi zgłoszeniami, wówczas dystrybuanta zmiennej  $X$  dana jest wzorem:

$$A(t) = \text{Prob}\{X \leq t\} = 1 - e^{-\lambda t}, \quad (3.6)$$

a zatem  $X$  ma rozkład wykładniczy z parametrem  $\lambda$ . Wartość oczekiwana zmiennej  $X$  (tzn. średni czas międzyzgłoszeniowy) wynosi  $E[X]=\lambda^{-1}$ . Wzór (3.6) pozwala na sformułowanie alternatywnej definicji procesu Poissona, jako procesu napływu zgłoszeń, dla którego czas upływający między dwoma kolejnymi zgłoszeniami ma rozkład wykładniczy i jest niezależny od chwil pojawienia się dowolnych innych zgłoszeń.

Proces Poissona ma następujące własności (por. Rys. 3.14):

Twierdzenie 3.1.

Superpozycja  $n$  procesów Poissona o intensywnościach  $\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_n$  jest procesem Poissona o intensywności

$$\lambda = \lambda_1 + \lambda_2 + \dots + \lambda_n.$$

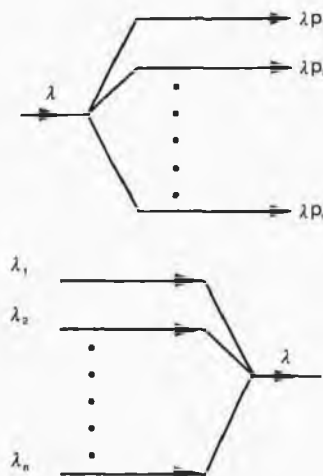
Twierdzenie 3.2.

Dekompozycja procesu Poissona o intensywności  $\lambda$  na  $n$  podprocesów wg rozkładu prawdopodobieństwa  $p_1, p_2, \dots, p_n$  daje w wyniku  $n$  procesów Poissona o intensywnościach  $\lambda_i = p_i \lambda$ ,  $i=1, 2, \dots, n$ .

Twierdzenie 3.3. (Chińczyn)

Superpozycja  $n$  niezależnych procesów punktowych, z których żaden nie dominuje innych daje w granicy (przy  $n$  dążącym do nieskończoności) proces Poissona.

Dzięki powyższym twierdzeniom proces napływu zgłoszeń w relacji sieci można z dobrym przybliżeniem opisywać procesem Poissona (por. Paragraf 3.2.2).



Rys. 3.14. Własności procesu Poissona

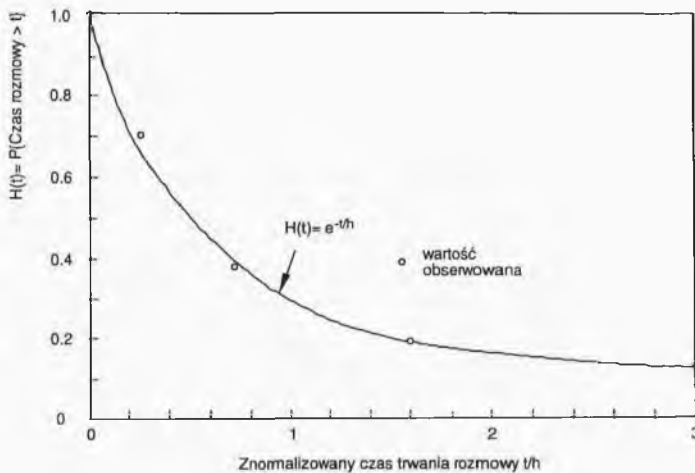
Na koniec tego paragrafu omówimy zagadnienie opisu *czasu trwania rozmowy*. Niech  $Y$  oznacza zmienną losową opisującą czas trwania rozmowy telefonicznej. Przyjmijmy założenie, że rozmowa kończy się w chwili przypadkowej, tzn. że prawdopodobieństwo, że rozmowa skończy się w przedziale  $(t, t+\Delta t)$  jest równe  $\mu\Delta t + o(\Delta t)$ , niezależnie od  $t$ . Wówczas dystrybuanta zmiennej  $Y$  wyraża się wzorem:

$$B(t) = \text{Prob}\{Y \leq t\} = 1 - e^{-\mu t}. \quad (3.7)$$

Oznacza to, że zmienna  $Y$  ma rozkład wykładniczy (z parametrem  $\mu$  nazywanym intensywnością kończenia się rozmowy). Średni czas trwania rozmowy wynosi  $h=1/\mu$ . Przypomnijmy tu, że zmienna losowa o rozkładzie wykładniczym ma własność bezamięciowości, tzn.

$$\text{Prob}\{Y > s+t \mid Y > s\} = \text{Prob}\{Y > t\}. \quad (3.8)$$

Na Rys. 3.15 ([AKIM93]) pokazana jest gęstość zmiennej  $Y$  w porównaniu z obserwowanym rozkładem czasu trwania rozmów telefonicznych.



Rys. 3.15. Gęstość rozkładu czasu trwania rozmowy

### 3.2.2. Wzór Erlanga

Rozważmy grupę  $n$  łączy telefonicznych, na którą podawany jest strumień zgłoszeń opisany procesem Poissona o intensywności  $\lambda$ . Jeśli jest choć jedno wolne łącze w grupie w momencie przyścia zgłoszenia, wówczas jest ono zajmowane na czas trwania rozmowy, który opisany jest zmienną losową o rozkładzie wykładniczym z parametrem  $\mu$ . W przeciwnym przypadku zgłoszenie jest odrzucane i nie wpływa na dalsze za-

chowanie się systemu. W takiej sytuacji mówimy, że grupie łączy oferowany jest *poissonowski strumień ruchu* (krótko: ruch Poissonowski) o natężeniu  $a=\lambda/\mu$  (por. Paragraf 3.2.1). Niech  $N(t)$  będzie zmienną losową określającą liczbę zajętych łączy w chwili  $t$ . Łatwo wykazać, że proces stochastyczny  $(N(t), t \geq 0)$  jest *łańcuchem Markowa*.

Niech  $P_k(t)$  oznacza prawdopodobieństwo zajęcia  $k$  łączy w chwili  $t$ , tzn.:

$$P_k(t) = \text{Prob}\{N(t)=k\}, \quad k=0,1,\dots,n. \quad (3.9)$$

Korzystając z twierdzenia o prawdopodobieństwie całkowitym oraz z założeń o procesie Poissona i czasie trwania rozmowy (por. Paragraf 3.2.1) możemy wypisać następujący układ równań:

$$\begin{aligned} P_k(t+\Delta t) &= P_{k-1}(t) \cdot (\lambda \Delta t + o(\Delta t)) + P_k(t) \cdot (1 - \lambda \Delta t - k\mu \Delta t + o(\Delta t)) + \\ &\quad P_{k+1}(t) \cdot ((k+1)\mu \Delta t + o(\Delta t)), \quad k=1,2,\dots,n-1, \\ P_0(t+\Delta t) &= P_0(t) \cdot (1 - \lambda \Delta t + o(\Delta t)) + P_1(t) \cdot (\mu \Delta t + o(\Delta t)), \\ P_n(t+\Delta t) &= P_{n-1}(t) \cdot (\lambda \Delta t + o(\Delta t)) + P_n(t) \cdot (1 - n\mu \Delta t + o(\Delta t)). \end{aligned} \quad (3.10)$$

Do wyprowadzenia (3.10) należy między innymi zauważyć, że prawdopodobieństwo zakończenia w czasie  $(t, t+\Delta t)$  dokładnie jednej spośród  $j$  toczących się rozmów wynosi  $j\mu \Delta t + o(\Delta t)$ . Po prostych przekształceniach i przejściu do granicy  $(\Delta t \rightarrow 0)$  otrzymujemy równania różniczkowe postaci:

$$dP_k(t)/dt = \lambda \cdot P_{k-1}(t) - (\lambda + k\mu) \cdot P_k(t) + (k+1)\mu \cdot P_{k+1}(t). \quad (3.11)$$

W stanie równowagi statystycznej rozważanego łańcucha Markowa rozkład prawdopodobieństwa  $P_k(t)$  ( $k=0,1,\dots,n$ ) ustala się, a zatem szukany stacjonarny rozkład prawdopodobieństwa  $P_k$  ( $k=0,1,\dots,n$ ) spełnia następujący układ równań liniowych:

$$\begin{aligned} (\lambda + k\mu) \cdot P_k &= \lambda \cdot P_{k-1} + (k+1)\mu \cdot P_{k+1}, \quad k=1,2,\dots,n-1, \\ \lambda \cdot P_0 &= \mu \cdot P_1, \quad n\mu \cdot P_n = \lambda \cdot P_{n-1}. \end{aligned} \quad (3.12)$$

Układ równań (3.12) jest zależny. Aby go rozwiązać należy jedno z równań (np. ostatnie) zastąpić równaniem normalizacyjnym:

$$\sum_{k=0}^n P_k = 1. \quad (3.13)$$

Łatwo pokazać indukcyjnie, że spełniona jest zależność:

$$k\mu \cdot P_k = \lambda \cdot P_{k-1}, \quad k=1,2,\dots,n \quad (3.14)$$

czyli

$$P_k = (a^k/k!) \cdot P_0, \quad k=1,2,\dots,n, \quad (3.15)$$

gdzie  $a$  jest ruchem oferowanym rozpatrywanej grupie łączy. Korzystając z równania normalizacyjnego (3.13) otrzymujemy ostatecznie rozkład prawdopodobieństwa

$$P_k = (a^k/k!)/\left(\sum_{j=0}^n a^j/j!\right), \quad k=0,1,\dots,n, \quad (3.16)$$

nazywany od nazwiska jego odkrywcy *rozkładem Erlanga*.

Wartość  $t=P_n$  wyraża prawdopodobieństwo (procent czasu) zajętości wszystkich łączy i nazywana jest *współczynnikiem natłoku* (ang. *time congestion*), a wzór ją określający – *Pierwszym wzorem Erlanga* (PWE) (oznaczenie  $t=\varepsilon_n(a)$ ). PWE spełnia następującą zależność rekurencyjną:

$$\varepsilon_0(a)=1, \quad \varepsilon_{n+1}(a) = a \cdot \varepsilon_n(a)/(n+1+a \cdot \varepsilon_n(a)), \quad \text{dla } n=1,2,\dots \quad (3.17)$$

Rozkład Erlanga obowiązuje dla dowolnego rozkładu czasu trwania rozmowy. Własność ta nazywa się własnością niewrażliwości (ang. *insensitivity property*). Własność niewrażliwości powoduje, że założenie o postaci (wykładniczej) rozkładu czasu trwania rozmowy nie jest decydujące w procesie projektowania sieci telekomunikacyjnej.

Następną ważną własnością rozpatrywanego systemu obsługi jest fakt, że prawdopodobieństwo blokady zgłoszeń (tzw. *współczynnik blokady*, ang. *call congestion*)  $b$  wyraża się również PWE, tzn.  $b=t$ . Co więcej, cały rozkład  $\Pi_k$  ( $k=0,1,\dots,n$ ), gdzie

$$\Pi_k = \text{Prob} \{ \text{przychodzące zgłoszenie zastaje } k \text{ łączy zajętych} \}$$

dany jest wzorem (3.16). Własność ta, przysługująca systemom obsługi o poissonowskim procesie napływu zgłoszeń, określana jest skrótem PASTA (od ang. *Poissonian arrivals see time averages*).

Wartość  $a$  nazywamy *natężeniem ruchu oferowanego grupie łączy*, wartość  $a(1-b)$  – *natężeniem ruchu przenoszonego przez grupę*, a  $a \cdot b$  – *natężeniem ruchu przelewanego z grupy*.

### 3.2.3. Prawo wiązki

*Prawo wiązki* (dokładniej: prawo grupy łączy) wynika z własności PWE i mówi, że:

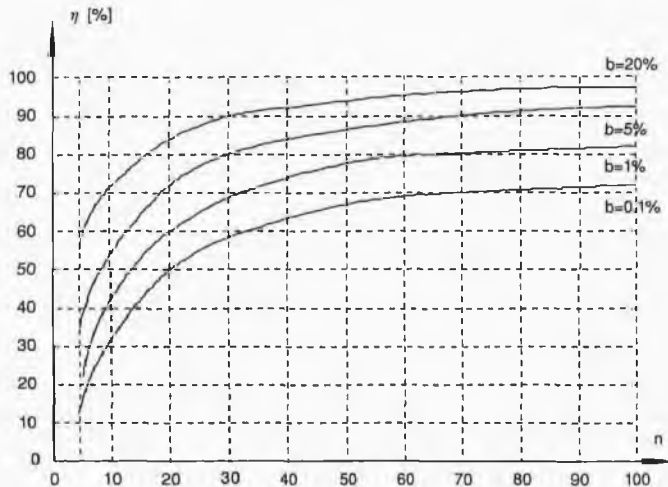
- (i) przy ustalonym współczynniku blokady większa grupa łączy może być obciążona większym ruchem przypadającym na jedno łącze (większe grupy są lepiej „obciążalne”); wśród grup o ustalonej liczbie łączy grupy o większym współczynniku blokady są efektywniejsze
- (ii) dla większej grupy łączy zwiększenie natężenia ruchu oferowanego o ustalony procent spowoduje większy wzrost współczynnika blokady niż w przypadku grupy o mniejszej liczbie łączy (większe grupy są słabiej „przeciążalne”, np. w przypadku utraty części łączy).



Prawo wiązki, a szczególnie pierwsza jego część, stanowi podstawę doboru struktury sieci telekomunikacyjnej, która powinna:

- (i) umożliwiać łączenie małych strumieni ruchu w większe, obsługiwane na wspólnych grupach łączy
- (ii) obsługiwać małe strumienie ruchu na grupach dopuszczających wysoki współczynnik blokady.

Pierwsza część prawa wiązki przedstawiona jest na Rys. 3.16, obrazującym wykres efektywności wykorzystania grupy  $\eta$  (tzn. ruchu przenieszonego przypadającego na jedno łącze) w funkcji wzrostu liczby łączy  $n$ , przy ustalonym współczynniku blokady  $b$  (wartość ruchu oferowanego  $a$  jest dobierana tak, aby  $E_n(a)=b$ ).



Rys. 3.16. Prawo wiązki

### 3.3. Wymiarowanie i analiza sieci hierarchicznych

#### 3.3.1. Macierz ruchu

Ruch generowany przez abonentów centrali telefonicznej (krótko: ruch generowany przez centralę) można wyznaczyć na podstawie liczby linii abonenckich  $X$  przyłączonych do centrali oraz współczynnika aktywności („ruchotwórczości”) abonenta  $x$ , zdefiniowanego jako ruch przenoszony przez łącze abonenckie w godzinie największego ruchu

(GNR). Zauważmy, że  $x$  jest wielkością łatwo mierzalną. Zakładając, że połowa ruchu przenoszonego przez łącze abonenckie wynika ze zgłoszeń generowanych (a druga połowa ze zgłoszeń przychodzących), natężenie ruchu generowanego przez centralę wynosi

$$A = Xx / 2 \text{ [erl]}. \quad (3.18)$$

Co więcej, z twierdzenia Chińczyka (por. Paragraf 3.2.1) wynika, że strumień ruchu generowanego przez centralę można aproksymować procesem Poissona. Intensywność  $\Lambda$  takiego strumienia jest równa  $A \cdot \mu$  [zgłoszeń/s].

Założmy teraz, że w sieci zgrupowanych jest  $M$  central oraz, że centrala  $i$  ( $i=1,2,\dots,M$ ) ma  $X_i$  abonentów. Wówczas natężenie ruchu między centralą  $i$  oraz centralą  $j$  (tzn. ruchu w relacji  $(i,j)$ ) można szacować jako:

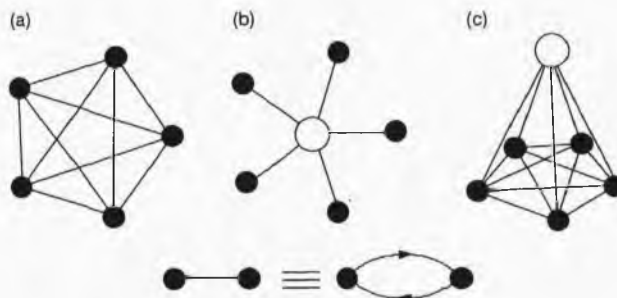
$$A_{ij} = A_i A_j / \left( \sum_{k=1}^M A_k \right), \quad (3.19)$$

gdzie  $A_i$  jest natężeniem ruchu generowanego przez abonentów centrali  $i$  obliczonym zgodnie ze wzorem (3.18).

Zauważmy, że wobec twierdzeń 1 i 2 z Paragrafu 3.2.1 strumienie ruchu oferowane relacjom sieci są poissonowskie. Macierz  $A=[A_{ij}]$  nazywamy *macierzą ruchu*. Macierz ruchu jest podstawową daną wejściową w procesie projektowania sieci.

### 3.3.2. Wymiarowanie podsieci z jedną centralą tranzytową

Założmy, że na pewnym obszarze należy połączyć między sobą grupami łączy  $M$  central. Na Rys. 3.17 pokazane są dwie skrajne możliwości doboru struktury sieci, w ramach której można to osiągnąć, jak również struktura pośrednia z drogą obejściową.



Rys. 3.17. Możliwe struktury sieci

### Przykład 3.1.

Rozważmy sieć złożoną z  $M=50$  central głównych, liczących po  $X=10.000$  abonentów każda. Liczba relacji w tej sieci wynosi  $K= M \cdot (M-1) = 50 \cdot 49 = 2450$ . Dla potrzeb wymiarowania zakładamy współczynnik straty w relacjach sieci  $\beta=1\%$ .

Przypadek 1: współczynnik aktywności abonenta:  $x=0,05$  [erl]

ruch generowany przez centralę:  $A = 0,5 \cdot x \cdot X = 250$  [erl]

ruch wychodzący do każdej z central:  $a = A/50 = 5$  [erl].

Kierowanie bezpośrednie (sieć pełna, Rys. 3.17(a)):

ruch oferowany grupie  $a=5$  [erl], dopuszczalna blokada  $b=1\%$

$\epsilon_{10}(5)=1,8\%$ ,  $\epsilon_{11}(5)=0,8\%$   $\rightarrow n=11$  ( $n=30$  łączy cyfrowych)

łączna liczba łączy:  $N = K \cdot n = \underline{26.950}$  (73.500).

Kierowanie tandemowe (sieć gwiazdzista, Rys. 3.17(b)):

ruch oferowany grupie  $(M-1) \cdot a = 49 \cdot 5 = 245$  [erl], dopuszczalna blokada  $b=0,5\%$

$\epsilon_{273}(245)=0,54\%$ ,  $\epsilon_{274}(245)=0,48\%$   $\rightarrow n=274$  ( $n=300$  łączy cyfrowych)

łączna liczba łączy:  $N = 2 \cdot M \cdot n = 100 \cdot 274 = \underline{27.400}$  (30.000).

Kierowanie alternatywne (Rys. 3.17(c)):

ruch oferowany grupie bezpośredniej  $a=5$  [erl], blokada  $b=20\%$

$\epsilon_6(5)=19,2\%$   $\rightarrow n=6$

ruch przelewany  $a_o=1$  [erl], ruch oferowany grupie finalnej  $a_f=49$  [erl],

blokada grupy finalnej  $b_f=2,5\%$  ( $b \cdot 2 \cdot b_f=1\%$ ),  $\epsilon_{60}(49)=1,7\%$   $\rightarrow n_f=60$

łączna liczba łączy:  $N = K \cdot n + 2 \cdot M \cdot n_f = \underline{20.700}$ .

Przypadek 2: współczynnik aktywności abonenta:  $x=0,03$  [erl]

ruch generowany przez centralę:  $A = 0,5 \cdot x \cdot X = 150$  [erl]

ruch wychodzący do każdej z central:  $a = A/50 = 3$  [erl].

Kierowanie bezpośrednie (sieć pełna, Rys. 3.17(a)):

ruch oferowany grupie  $a=3$  [erl], dopuszczalna blokada  $b=1\%$

$\epsilon_7(3)=2,2\%$ ,  $\epsilon_8(3)=0,8\%$   $\rightarrow n=8$  ( $n=30$  łączy cyfrowych)

łączna liczba łączy:  $N = K \cdot n = \underline{19.600}$  (73.500).

Kierowanie tandemowe (sieć gwiazdzista, Rys. 3.17(b)):

ruch oferowany grupie  $(M-1) \cdot a = 49 \cdot 3 = 147$  [erl], dopuszczalna blokada  $b=0,5\%$

$\epsilon_{170}(147)=0,57\%$ ,  $\epsilon_{171}(147)=0,49\%$   $\rightarrow n=171$  ( $n=180$  łączy cyfrowych)

łączna liczba łączy:  $N = 2 \cdot M \cdot n = 100 \cdot 171 = \underline{17.100}$  (18.000).

Kierowanie alternatywne (Rys. 3.17(c)):

ruch oferowany grupie bezpośredniej  $a=3$  [erl], blokada  $b=20\%$

$\varepsilon_4(3)=20,6\% \rightarrow n=4$

ruch przelewany  $a_0=0,6$  [erl], ruch oferowany grupie finalnej  $a_f=29.4$  [erl]

blokada grupy finalnej  $b_f=2.5\%$  ( $b \cdot 2 \cdot b_f=1\%$ ),  $\varepsilon_{38}(29.4)=2.6\% \rightarrow n_f=38$

łączna liczba łączy:  $N = K \cdot n + 2 \cdot M \cdot n_f = \underline{13.600}$ .

Z powyższego przykładu wynika, że struktura sieci oraz możliwość alternatywnego kierowania ruchu wpływają na efektywność, a co za tym idzie na koszt sieci. Poniżej przedstawiony jest algorytm optymalnego doboru wymiarów grup łączy w najprostszym przypadku sieci o jednej strefie tranzytowej (por. Rys. 3.17(c)).

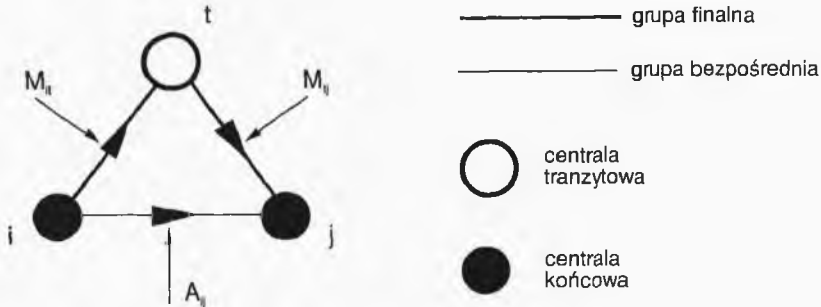
### Iteracyjny algorytm wymiarowania sieci hierarchicznej

Krok 0: for  $i, j := 1$  to  $M$  do if  $i \neq j$  then  $a_{ij}^{old} := 0.2 \cdot A_{ij}$ ;  
 for  $i := 1$  to  $M$  do  $M_{it}^{old} := \sum_{j \neq i} a_{ij}^{old}$ ;  
 for  $j := 1$  to  $M$  do  $M_{tj}^{old} := \sum_{i \neq j} a_{ij}^{old}$ ;

Krok 1: for  $i := 1$  to  $M$  do  $M_{it}^{new} := 0$ ;  
 for  $j := 1$  to  $M$  do  $M_{tj}^{new} := 0$ ;  
 for  $i, j := 1$  to  $M$  do if  $i \neq j$  then  
 begin  
   Dimension( $i, j, M_{it}^{old}, M_{tj}^{old}, a_{ij}^{old}, a_{ij}^{new}, n_{ij}$ );  
    $M_{it}^{new} := M_{it}^{new} + a_{ij}^{new}$ ;  
    $M_{tj}^{new} := M_{tj}^{new} + a_{ij}^{new}$ ;  
 end;  
 if converged {tzn. dla wszystkich  $i, j$   $a_{ij}^{new} = a_{ij}^{old}$ }  
 then goto Krok 3;

Krok 2: for  $i, j := 1$  to  $M$  do if  $i \neq j$  then  $a_{ij}^{old} := a_{ij}^{new}$ ;  
 for  $i := 1$  to  $M$  do  $M_{it}^{old} := M_{it}^{new}$ ;  
 for  $j := 1$  to  $M$  do  $M_{tj}^{old} := M_{tj}^{new}$ ;  
 goto Krok 1;

Krok 3: Dimension\_Final\_Circuit\_Groups;



Rys. 3.18. Relacja trójkątna związana z wymiarowaną grupą bezpośrednią

Zmienne występujące w powyższym algorytmie mają następującą interpretację (por. Rys. 3.18):

- $a_{ij}^{old}, a_{ij}^{new}$  – stara i nowa wartość natężenia ruchu przelewane z grupy bezpośredniej ( $i, j$ )
- $M_{it}^{old}, M_{it}^{new}$  – stara i nowa wartość natężenia ruchu oferowanego grupie finalnej ( $i, t$ )
- $M_{jt}^{old}, M_{jt}^{new}$  – stara i nowa wartość natężenia ruchu oferowanego grupie finalnej ( $t, j$ )
- $n_{ij}$  – liczba łączy grupy bezpośredniej.

Zadaniem procedury „Dimension( $i, j, M_{it}^{old}, M_{jt}^{old}, a_{ij}^{old}, a_{ij}^{new}, n_{ij}$ )” jest znalezienie zmiennej  $n_{ij}$  będącej wymiarem grupy bezpośredniej, minimalizującej funkcję kosztu układu trzech grup przedstawionego na Rys. 3.18:

$$C(n_{ij}) = c_{ij} \cdot n_{ij} + c_{it} \cdot n_{it}(n_{ij}) + c_{jt} \cdot n_{jt}(n_{ij}), \quad (3.20)$$

gdzie  $c_{ij}$ ,  $c_{it}$  oraz  $c_{jt}$  są kosztami jednego łącza w odpowiednich grupach (bezpośredniej, finalnej w górę oraz finalnej w dół). Zauważmy, że liczba łączy grup finalnych w rozpatrywanym układzie jest funkcją liczby łączy grupy bezpośredniej, gdyż wymiary grup finalnych dobierane są według następujących zależności:

$$\varepsilon_{n_{it}-1}(M_{it}^{old} - a_{ij}^{old} + a_{ij}^{new}) > b_f, \quad \varepsilon_{n_{it}}(M_{it}^{old} - a_{ij}^{old} + a_{ij}^{new}) \leq b_f, \quad (3.21)$$

$$\varepsilon_{n_{jt}-1}(M_{jt}^{old} - a_{ij}^{old} + a_{ij}^{new}) > b_f, \quad \varepsilon_{n_{jt}}(M_{jt}^{old} - a_{ij}^{old} + a_{ij}^{new}) \leq b_f,$$

gdzie  $a_{ij}^{new}$  jest natężeniem ruchu przelewane z grupy bezpośredniej o  $n_{ij}$  łączach, a  $b_f$  założonym współczynnikiem blokady grupy finalnej. Wielkość  $M_{it}^{old} - a_{ij}^{old}$  na-

zywana jest *ruchem tłowym* oferowanym grupie  $(i,t)$  (analogicznie  $M_{ij}^{old} - a_{ij}^{old}$  jest ruchem tłowym grupy  $(t,j)$ ).

Zadaniem procedury „Dimension\_Final\_Circuit\_Groups” jest obliczenie wymiarów wszystkich grup finalnych w sieci (wg. wzoru (3.21)) po zbiegnięciu się algorytmu.

Wartość  $n_{ij}$  minimalizującą funkcję kosztu (3.20) wyznaczyć można korzystając z rekurencyjnej postaci PWE (3.17). W dobie przedkomputerowej do tego celu używano się tzw. *metody Truitta* [TRUI54], opisanej poniżej.

Dla grupy o  $n$  łączach i ruchu oferowanym  $a$  definiujemy wielkości LTC (ang. *last trunk capacity*) i ATC (ang. *additional trunk capacity*):

$$\begin{aligned} LTC(n,a) &= a \cdot [\varepsilon_n(a) - \varepsilon_{n+1}(a)] \\ ATC(n,a,b) &= \Delta a: \varepsilon_n(a) = \varepsilon_{n+1}(a + \Delta a) = b. \end{aligned} \quad (3.22)$$

Metoda Truitta wykorzystuje fakt, że dla niewielkich współczynników blokady  $b$  wartość  $ATC$  jest mało czuła na wartość ruchu oferowanego  $a$  (i, co za tym idzie, na  $n$ ). Typowa wartość  $ATC$  wynosi ok. 0,8 [erl]. Koszt przeniesienia jednego dodatkowego Erlanga ruchu na drodze alternatywnej wynosi

$$c_A = (c_{it} + c_{ij}) / ATC(n_j, a_j, b_j), \quad (3.23)$$

a na drodze bezpośredniej

$$c_B = c_{ij} / LTC(n_{ij}, a_{ij}). \quad (3.24)$$

Przyjmując ustalony stosunek kosztów  $k = (c_{it} + c_{ij}) / c_{ij}$  warunek optymalności dla  $n_{ij}$  przybiera postać:

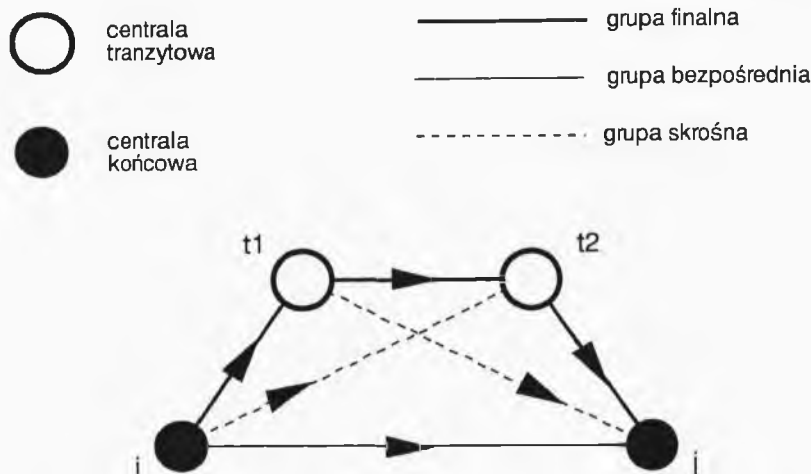
$$n_{ij} : c_A \geq c_B \rightarrow ATC/LTC \leq k. \quad (3.25)$$

### 3.3.3. Przypadek ogólny

W dwuwarstwowej sieci hierarchicznej o więcej niż jedna strefie tranzytowej procedura wymiarowania staje się bardziej skomplikowana (por. Rys. 3.19).

W tym przypadku występują trzy grupy łączy wysokiego wykorzystania (grupa bezpośrednia  $(i,j)$ , grupa skrośna w górę  $(i,t2)$  oraz grupa skrośna w dół  $(t1,j)$ ), co powoduje, że funkcja kosztu zależy od trzech zmiennych niezależnych:

$$\begin{aligned} C(n_{ij}, n_{it2}, n_{t1j}) &= c_{ij} \cdot n_{ij} + c_{it2} \cdot n_{it2} + c_{t1j} \cdot n_{t1j} + c_{it1} \cdot n_{it1}(n_{ij}, n_{it2}) + \\ &+ c_{t2j} \cdot n_{t2j}(n_{ij}, n_{it1}, n_{t1j}) + c_{it2} \cdot n_{it2}(n_{ij}, n_{it2}, n_{t1j}). \end{aligned} \quad (3.26)$$



Rys. 3.19. Relacja między CG z różnych stref tranzytowych

W przypadku grup o łączach analogowych, metody minimalizacji funkcji (3.26) polegają na iteracyjnym znajdowaniu miejsca zerowego jej gradientu ([PRAT67]). W przypadku grup cyfrowych, których wymiar jest wielokrotnością modułu 30 łączy minimum funkcji kosztu można znaleźć przez proste przeszukanie dyskretnej przestrzeni możliwych rozwiązań.

Zwróćmy również uwagę na fakt, że w rozpatrywanym układzie „trapezowym” kwestia obliczania ruchu tłowego oferowanego grupom łączy jest bardziej skomplikowana niż dla opisanego w poprzednim paragrafie przypadku układu „trójkątnego”.

Sposób rozszerzenia metody wymiarowania grup w relacjach na sieci hierarchiczne wielowarstwowe (por. Rys. 3.4) opisane jest w artykule [PRAT67].

### 3.3.4. Wymiarowanie za pomocą modelu dwuparametrowego

Stosowana w Paragrafie 3.3.2 metoda wymiarowania zakłada, że ruch oferowany grupom finalnym jest poissonowski. Założenie to nie jest jednak na ogół prawdziwe, gdyż strumień zgłoszeń przelewanych z grupy bezpośredniej (tzn. strumień tych zgłoszeń oferowanych grupie bezpośredniej, które są zablokowane) nie jest procesem Poissona. Można pokazać, że w procesie Poissona zgłoszenia są rozmieszczone przypadkowo na osi czasu, natomiast w przypadku procesu opisującego strumień zgłoszeń przelewanych już tak nie jest: zgłoszenia przychodzą w „zgęstkach”. Powoduje to, że współ-

czynnik blokady dla strumienia zgłoszeń przelewanych i oferowanych grupie finalnej (czy jakiegokolwiek innej) jest większy niż współczynnik natłoku tej grupy. W efekcie wymiarowanie grup finalnych za pomocą PWE (zakładającego poissonowski strumień ruchu oferowanego) jest niepoprawne i prowadzi do zaniżenia wymiarów grup finalnych.

Nie jest specjalnie trudno uwzględnić wpływ odkształcenia ruchu przelewane (tzn. jego odchylenie od strumienia poissonowskiego) na wymagane wymiary grup finalnych (i skrośnych w przypadku trapezu). W tym celu stosuje się tzw. model dwuparametrowy ruchu oferowanego, operujący oprócz natężenia (jak dla ruchu poissonowskiego) drugim parametrem – wariancją. Mówiąc precyzyjniej, jeśli  $N$  jest zmienną losową określającą liczbę zajętych łączy na nieskończonej grupie łączy, której oferowany jest odkształcony strumień zgłoszeń, wówczas strumień ruchu „indukowany” przez rozpatrywany strumień zgłoszeń identyfikujemy ze zmienną  $N$ , a zatem wariancja ruchu jest równa wariancji  $Var[N]$ . Metoda wymiarowania grupy łączy, której oferowane są odkształcone strumienie ruchu oznaczana jest skrótem ERT (ang. *Equivalent Random Theory* [WILK56]). Zastosowanie ERT do wymiarowania dwuwarstwowej sieci hierarchicznej opisane jest w [WALL69] i [RAPP64].

### 3.3.5. Analiza ruchowa sieci hierarchicznej

Niech  $b_{ij}$ ,  $b_{it}$  oraz  $b_{jt}$  oznaczają współczynniki blokady odpowiednich grup łączy z Rys. 3.18. Wówczas z dobrym przybliżeniem współczynnik straty (czyli prawdopodobieństwo odrzucenia zgłoszenia) rozpatrywanej relacji wyraża się wzorem

$$B_{ij} = b_{ij} \cdot (1 - (1 - b_{it}) \cdot (1 - b_{jt})) \approx b_{ij} \cdot (b_{it} + b_{jt}). \quad (3.27)$$

Współczynnik  $b_{ij}$  dla każdej grupy bezpośredniej można obliczyć z PWE na podstawie ruchu oferowanego odpowiadającej danej grupie relacji i liczbie jej łączy. Po obliczeniu współczynników blokady dla wszystkich grup bezpośrednich wyznaczyć można ruch oferowany grupom finalnym oraz, znając wymiary grup finalnych, ich współczynniki blokady (używając modelu jedno- lub dwuparametrowego). Zatem problem analizy ruchowej sieci, polegający na wyznaczeniu współczynników strat w relacjach dla zadanej macierzy ruchu  $A$  i ustalonych wymiarów grup łączy, jest w rozpatrywanym przypadku sieci hierarchicznej o jednej strefie tranzytowej prosty (rozwiązywalny iteracyjnie w dwóch krokach).

W przypadku sieci dwuwarstwowej o wielu strefach tranzytowych problem analizy wymaga znajomości wzoru analogicznego do (3.27) dla przypadku relacji trapezowej oraz większej liczby iteracji. Uwagi te dotyczą również sieci o więcej niż dwóch warstwach hierarchicznych.



### 3.4. Analiza i wymiarowanie sieci niehierarchicznych

Przed omówieniem metod analizy i wymiarowania rozważmy poniższy przykład, będący kontynuacją Przykładu 3.1. (Przedstawione wyniki uzyskane zostały symulacyjnie.)

#### Przykład 3.2.

##### Przypadek 1:

Kierowanie niehierarchiczne SDE (sieć pełna, Rys. 3.17(a)):

ruch oferowany relacji  $a=5$  [erl], dopuszczalna strata w relacji  $B=1\%$

średnia blokada grupy  $b=30\%$ ,  $n=8$ , ruch oferowany grupie  $a' = 8.6$  [erl]

łączna liczba łączy:  $N = K \cdot n = \underline{19.000}$ .

##### Przypadek 2:

Kierowanie niehierarchiczne SDE (sieć pełna, Rys. 3.17(a)):

ruch oferowany relacji  $a=3$  [erl], dopuszczalna blokada  $B=1\%$

średnia blokada grupy  $b=10\%$ ,  $n=6$ , ruch oferowany grupie  $a' = 3.7$  [erl]

łączna liczba łączy:  $N = K \cdot n = \underline{14.700}$ .

W porównaniu z Przykładem 3.1 widać, że alternatywne kierowanie niehierarchiczne pozwala uzyskać pewną oszczędność łączy w stosunku do kierowania hierarchicznego tylko dla ruchu oferowanego  $a=5$ ; jednak wraz ze wzrostem  $a$  zysk ten powiększa się.

#### 3.4.1. Model jednoparametrowy

Podstawowy model analityczny sieci niehierarchicznej z alternatywnym kierowaniem ruchu nazywany jest *modelem jednoparametrowym* (MJ) (por. [PIOR89]). MJ wyprowadza się w następujących krokach.

- (i) Zakładamy, że dla wszystkich relacji  $(i,j)$  strumień ruchu oferowanego (o natężeniu  $A_{ij}$ ) jest poissonowski. Ruch ten, nazywany ruchem „świeżym”, oferowany jest grupie bezpośredniej  $(i,j)$ .
- (ii) Strumienie cząstkowe ruchu przelewanego oferowane każdej grupie łączy  $(i,j)$  wynikają z uczestnictwa tej grupy w drogach obejściowych dla innych relacji. Zakładamy, że wszystkie te strumienie są również poissonowskie, a ich sumaryczne natężenie oznaczamy przez  $a_{ij}$ .
- (iii) Współczynnik natłoku grupy  $(i,j)$  oznaczamy przez  $t_{ij}$ . Współczynnik ten jest dany przez PWE:

$$t_{ij} = \varepsilon_{nij}(A_{ij} + a_{ij}). \quad (3.28)$$

Wobec założonej „poissonowskości” strumieni przelewanych, również współczynnik blokady  $b_{ij}$  dla wszystkich zgłoszeń oferowanych grupie dany jest wzorem (3.28).

- (iv) Dla ustalonych sekwencji dróg obejściowych, natężenia  $a_{ij}$  oraz współczynniki strat w relacjach  $B_{ij}$  są wymiernymi funkcjami zmiennych  $t = \{t_{ij} : i, j = 1, 2, \dots, M, i \neq j\}$  ( $M$  – liczba węzłów) danymi wzorami (3.36)-(3.38):

$$a_{ij} = a_{ij}(t), \quad i, j = 1, 2, \dots, M, \quad i \neq j, \quad (3.29)$$

$$B_{ij} = B_{ij}(t), \quad i, j = 1, 2, \dots, M, \quad i \neq j. \quad (3.30)$$

- (v) Wobec (3.29), spełniony jest następujący układ równań na zmienne  $t$  (nazywany skrótowo URS – układ równań sieci):

$$t_{ij} = T_{ij}(t), \quad i, j = 1, 2, \dots, M, \quad i \neq j, \quad (3.31)$$

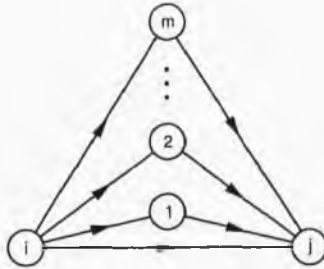
gdzie  $T_{ij}(t) = \varepsilon_{nij}(A_{ij} + a_{ij}(t))$ . W postaci wektorowej URS zapisujemy jako  $t = T(t)$ .

- (vi) Rozwiązanie  $t$  układu (3.31) uzyskujemy metodą kolejnych podstawień, obliczając kolejno:

$$t^0 := \mathbf{0}, \quad t^{i+1} := T(t^i), \quad i = 1, 2, \dots, \quad (3.32)$$

aż do uzyskania zbieżności.

- (vii) Współczynniki strat w relacjach obliczamy korzystając ze wzorów (3.33)-(3.35).



Rys. 3.20. Drogi alternatywne relacji sieci niehierarchicznej

Przy oznaczeniach z Rys. 3.20 postać wzorów (3.30) jest następująca ( $y_{ij}$  oznacza prawdopodobieństwo dostępności grupy łączy, tzn.  $y_{ij} = 1 - t_{ij}$ ):

$$\text{SDO:} \quad B_{ij}(t) = t_{ij} \cdot \left( 1 - \sum_{k=1}^m y_{ik} y_{kj} \prod_{l=1}^{k-1} (1 - y_{il}) \right), \quad (3.33)$$

$$\text{SDE:} \quad B_{ij}(t) = t_{ij} \cdot \prod_{k=1}^m (1 - y_{ik} \cdot y_{kj}), \quad (3.34)$$

$$\text{UDO:} \quad B_{ij}(t) = m \cdot t_{ij} / \left( \sum_{k=1}^m 1 / (1 - y_{ik} \cdot y_{kj}) \right) \quad (3.35)$$

Dla obliczenia całkowitego natężenia ruchu przelewanego oferowanego grupie łączy potrzebny jest wzór na cząstkowy strumień ruchu przenoszony przez tę grupę w związku z jej uczestnictwem w drodze obejściowej dla innej relacji. Dla sytuacji przedstawionej na Rys. 3.20 taki strumień cząstkowy dla grupy  $(i,k)$  określony jest następująco:

$$\text{SDO:} \quad f_{ik}^{ij}(t) = A_{ij} \cdot t_{ij} \cdot y_{ik} \cdot y_{kj} \cdot \prod_{l=1}^{k-1} (1 - y_{il}) \quad (3.36)$$

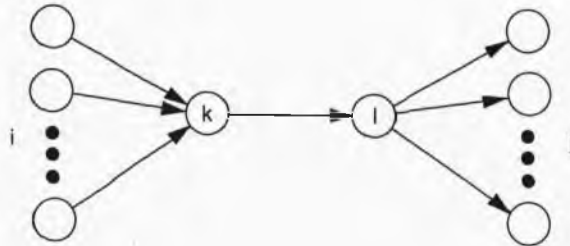
$$\text{SDE:} \quad f_{ik}^{ij}(t) = A_{ij} \cdot t_{ij} \cdot y_{ik} \cdot y_{kj} \cdot \prod_{l=1}^{k-1} (1 - y_{il} \cdot y_{ij}), \quad (3.37)$$

$$\text{UDO:} \quad f_{ik}^{ij}(t) = A_{ij} \cdot t_{ij} \cdot y_{ik} \cdot y_{kj} \cdot p_k / \left( \sum_{l=1}^m p_l \right), \quad (3.38)$$

gdzie  $p_l = 1 / (1 - y_{il} \cdot y_{lj})$ . Dla grupy  $(k,j)$  wzory są analogiczne. Natężenie całkowitego ruchu przelewanego oferowanego grupie  $(k,l)$  wyraża się we wszystkich przypadkach (SDO, SDE, UDO) wzorem:

$$a_{kl} = \left( \sum_i f_{kl}^{il} + \sum_j f_{kl}^{kj} \right) / y_{kl} \quad (3.39)$$

gdzie sumowania rozciągają się (por. Rys. 3.21) na wszystkie indeksy  $i$  takie, że  $k$  jest węzłem tranzytowym relacji  $(i,l)$  oraz na wszystkie indeksy  $j$  takie, że  $l$  jest węzłem tranzytowym relacji  $(k,j)$ .



Rys. 3.21. Relacje z grupą  $(k,l)$  w drodze obejściowej

### 3.4.2. Metody wymiarowania

Załóżmy, że sekwencje dróg obejściowych w relacjach są ustalone. W takim przypadku problem wymiarowania jest następujący:

Dane są:

- macierz ruchu  $A$
- sekwencje dróg alternatywnych  $S = \{S_{ij} : i, j = 1, 2, \dots, M, i \neq j\}$   
znaleźć
- wymiary grup łączy  $n = \{n_{ij} : i, j = 1, 2, \dots, M, i \neq j\}$   
minimalizujące
- funkcję kosztu  $C(n)$ , np.

$$C(n) = \sum_{ij} c_{ij} \cdot n_{ij} \quad (3.40)$$

przy spełnieniu ograniczeń jakościowych (dla zadanego parametru )

- $B_{ij} \leq \beta$  dla  $i, j = 1, 2, \dots, M, i \neq j$ . (3.41)

Narzucającym się podejściem do rozwiązania problemu wymiarowania jest przyjęcie  $n$  jako zbioru zmiennych optymalizacyjnych i zastosowanie którejś z technik optymalizacji dyskretnej (zauważmy, że w przypadku łączy cyfrowych zmienne  $n_{ij}$  mogą przybierać tylko wartości modularne, będące wielokrotnością liczby 30). Podejście takie nie jest jednak efektywne dla sieci o rozmiarach spotykanych w praktyce ze względu na olbrzymi rozmiar przestrzeni zmiennych optymalizacyjnych). Problem ten można obejść poprzez uciążlenie zmiennych optymalizacyjnych i zastosowanie procedury gradientowej minimalizacji funkcji wielu zmiennych przy ograniczeniach nieliniowych (por. [GIRA90]). Oczywiście, po uzyskaniu rozwiązania konieczne jest jego zaokrąglenie do wartości modularnych. Podejście takie ma jednak zasadniczą wadę polegającą na zbyt pamięcio- i czasochłonnej operacji obliczania pochodnych cząstkowych funkcji określających straty w relacjach  $B_{ij}(n)$ . Zauważmy, że obliczenie wartości tych funkcji wymaga rozwiązania URS, a obliczenie ich pochodnych cząstkowych względem wszystkich zmiennych  $n_{ij}$  – jeszcze bardziej skomplikowanych zabiegów (zauważmy, że liczba rozpatrywanych pochodnych cząstkowych jest rzędu  $M^4$ ).

Znacznie efektywniejsza obliczeniowo metoda jest opisana w [PIOR89]. Jako zmienne optymalizacyjne przyjmuje się w niej zbiór  $t$  współczynników natłoku grup. Zadany zbiór  $t$  (punkt w przestrzeni zmiennych optymalizacyjnych) wyznacza w prosty sposób zarówno wymiary grup (wymiar grupy  $n_{ij}$  otrzymujemy przez odwrócenie odpowied-

niego, pojedynczego równania układu (3.31)) jak i wartości współczynników strat  $B_{ij}$  (ze wzorów (3.33)-(3.35)). Wprowadzając funkcję kary:

$$\begin{aligned} P(B, \beta) &= (B - \beta)^2, \text{ gdy } B > \beta \\ &= 0 \text{ w przeciwnym przypadku,} \end{aligned} \quad (3.42)$$

formułujemy następujące zadanie optymalizacji:

#### Zadanie wymiarowania grup łączy:

Dane są:

- macierz ruchu  $A$
- sekwencje dróg alternatywnych  $S = \{S_{ij} : i, j = 1, 2, \dots, M, i \neq j\}$   
znaleźć
- zbiór współczynników blokady  $t = \{t_{ij} : i, j = 1, 2, \dots, M, i \neq j\}$   
minimalizujący
- funkcję kosztu

$$C(t) = \sum_{ij} (c_{ij} \cdot n_{ij}(t) + w \cdot A_{ij} \cdot P(B_{ij}(t), \beta)). \quad (3.43)$$

Współczynnik kary  $w$  występujący w funkcji kosztu wpływa na stopień spełnienia ograniczeń w otrzymywanych rozwiązaniach. Do minimalizacji funkcji (3.43) wygodnie jest używać metody Rosena [ROSE60] minimalizacji funkcji wielu zmiennych z ograniczeniami liniowymi, które w rozpatrywanym przypadku są postaci:

$$0 \leq t_{ij} \leq 1, \quad i, j = 1, 2, \dots, M, \quad i \neq j. \quad (3.44)$$

W przypadku systemu UDO, dla ustalonych zbiorów dopuszczalnych dróg obejściowych, rozwiązanie powyższego problemu stanowi zarazem rozwiązanie GPKZ (w wersji wymiarowania) dla warstwy komutacyjnej (por. Rozdz. 5.1). Dla systemów SDO i SDE istotny jest jeszcze problem znalezienia kolejności i liczby dróg alternatywnych dla poszczególnych relacji, tzn. problem znajdowania właściwych sekwencji dróg alternatywnych  $S$ .

#### Zadanie doboru sekwencji dróg alternatywnych:

Dane są:

- macierz ruchu  $A$
- zbiór współczynników blokady  $t = \{t_{ij} : i, j = 1, 2, \dots, M, i \neq j\}$

znaleźć

- sekwencje dróg alternatywnych  $S = \{S_{ij} : i, j=1, 2, \dots, M, i \neq j\}$
- minimalizujące
- funkcję kosztu

$$C(S) = \sum_{ij} (c_{ij} \cdot n_{ij}(S) + w \cdot A_{ij} \cdot P(B_{ij}(S), \beta)). \quad (3.45)$$

Postawione zadanie należy do zadań optymalizacji dyskretnej. Dla jego rozwiązania stosować można opisane poniżej podejście, przypominające metodę Truitta (por. wzór (3.22)).

Ustalmy na chwilę zbiór  $S$  oraz zdefiniujmy metrykę krawędzi  $(i, j)$  jako

$$d_{ij} = dn_{ij} / df_{ij} \mid_{t_{ij}=\text{const}}, \quad i, j=1, 2, \dots, M, \quad i \neq j, \quad (3.46)$$

gdzie  $f_{ij}$  oznacza ruch przenoszony przez rozpatrywaną grupę łączy, tzn.  $f_{ij} = a_{ij} \cdot (1 - t_{ij})$ . Z kolei długość drogi pomiędzy węzłami  $i$  oraz  $j$  przechodzącej przez węzeł tranzylowy  $k$  wyraża się jako

$$D_{ikj} = d_{ik} + d_{kj}. \quad (3.47)$$

Tak zdefiniowana długość wyraża koszt przeniesienia dodatkowego Erlanga ruchu na drodze przy ustalonych współczynnikach blokady obu krawędzi. Dla każdej relacji drogi obejściowe szeregowane są wg. wzrastającej długości. Liczba kolejnych dróg obejściowych w relacji może być ustalona z góry (np. 2-3 drogi w każdej relacji); można też użyć tylu dróg ze zbioru dróg dopuszczalnych, ilu trzeba dla spełnienia ograniczeń jakościowych

$$B_{ij}(S) \leq \beta \quad \text{dla } i, j=1, 2, \dots, M, \quad i \neq j. \quad (3.48)$$

Tak otrzymane uszeregowanie dróg w relacjach wyznacza nowy zbiór sekwencji dróg alternatywnych  $S'$ . Dla nowego zbioru sekwencji  $S'$  można wyznaczyć nowe metryki krawędzi (3.46) i nowe długości dróg (3.47), korzystając z nich wyznaczyć nowe sekwencje dróg alternatywnych w relacjach i tak dalej, aż do uzyskania zbieżności opisywanego procesu.

Zadania wymiarowania grup łączy i doboru dróg alternatywnych należy powtarzać naprzemiennie, do momentu, gdy cały proces optymalizacji się zbiegnie lub do momentu, gdy uznamy, że uzyskane rozwiązanie jest zadowalające. Przedstawiona metoda używana jest w systemie projektowania sieci ToolNet [TOOL91].

### 3.4.3. Problem wymiarowania a GPKZ

Zauważmy, że rozważany w poprzednim paragrafie problem wymiarowania sieci niehierarchicznej nie ma dokładnie postaci generycznej GPKZ (por. Rozdział 5.1). Postać generyczną otrzymujemy w przypadku kierowania niehierarchicznego z tzw. *podziałem ruchu* (ang. *load sharing*). Przy takim kierowaniu ruch oferowany każdej relacji rozdziela się na dostępne jej drogi alternatywne, jednak bez możliwości przelewania zgłoszeń z jednej drogi na inną.

### 3.4.4. Dokładność modelu jednoparametrowego i jego rozszerzenia

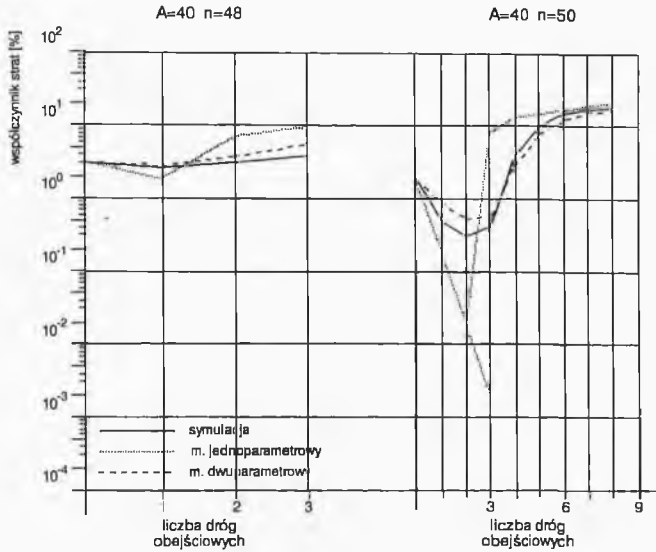
#### Dokładność MJ

Dokładność modelu jednoparametrowego MJ zilustrowana jest na rysunkach 3.22 i 3.23. Wyniki dotyczą sieci symetrycznych z systemem SDE o takich samych wymiarach grup łączy ( $n$ ), ruchach oferowanych w relacjach ( $A$ ) oraz o sekwencjach dróg obejściowych dobranych tak, aby każda krawędź pojawiała się dokładnie dwa razy (raz jako krawędź „w górę” i raz jako krawędź „w dół”) w drogach pierwszego wyboru, drugiego wyboru itd.

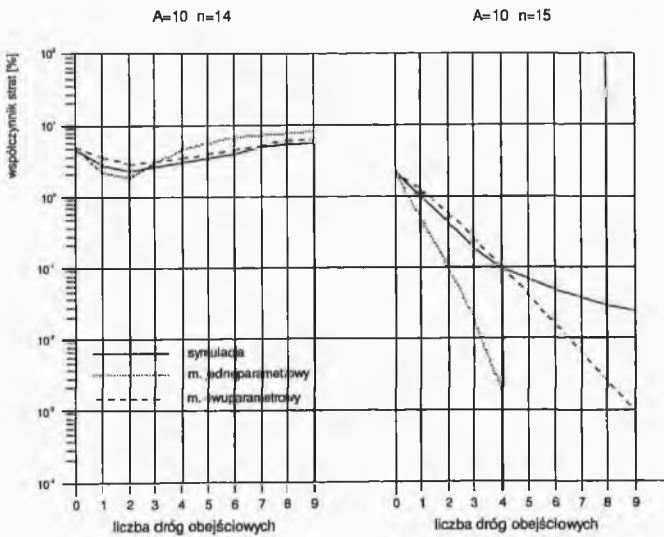
Rysunki 3.22 i 3.23 ilustrują następujące ogólne wnioski dotyczące systemu SDE:

- w zakresie dużych współczynników strat w relacjach (5% i więcej) MJ jest dość dokładny
- w zakresie małych strat (rzędu 1% i mniej) MJ zaniża aproksymowane współczynniki strat w relacjach; niedokładności mogą być bardzo duże (niedopuszczalne)
- dokładność jest tym lepsza im:
  - wyższy poziom strat w sieci
  - mniejsza liczba dróg obejściowych
  - mniejsze rozmiary grup łączy
- w wielu przypadkach MJ dostarcza podwójnych rozwiązań, z których żadne nie jest zadowalające.

Powyższe uwagi dotyczą również systemu SDO, choć w tym przypadku dokładność MJ jest nieco lepsza niż dla SDE; wynika to z faktu ograniczonego dostępu zgłoszeń do dróg obejściowych w SDO. Natomiast dla UDO dokładność MJ jest znacznie lepsza, co wynika z faktu, że w każdym momencie system ten używa dla każdej relacji tylko jednej drogi obejściowej (co prawda zmiennej).

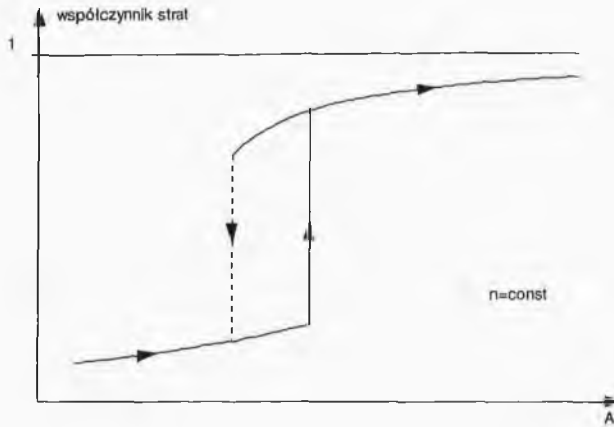


Rys. 3.22. Dokładność modelu jednoparametrowego



Rys. 3.23. Dokładność modelu jednoparametrowego



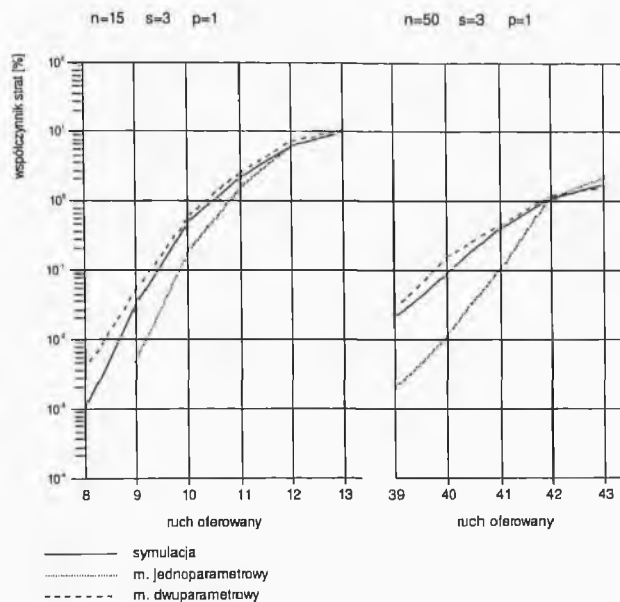


Rys. 3.24. Zjawisko skokowego pogorszenia jakości obsługi w sieci niehierarchicznej

### Dynamiczna rezerwacja łączy

Na Rysunku 3.24 zilustrowane jest zjawisko spotykane w sieci niehierarchicznej z alternatywnym kierowaniem ruchu. Przy niskim poziomie ruchu oferowanego w sieci *gros* ruchu przenoszone jest drogami bezpośrednimi, a więc efektywnie. Gdy ruch stopniowo narasta, współczynnik strat rośnie (co jest naturalne). Może się jednak zdarzyć, że po przekroczeniu pewnego progu strata rośnie skokowo. Oznacza to, że nagle zbyt wiele zgłoszeń łączonych jest drogą obejściową, gdyż prawdopodobieństwo znalezienia dostępnej drogi obejściowej jest zbyt duże w stosunku do prawdopodobieństwa dostępności drogi bezpośredniej. Oczywiście zrealizowanie zgłoszenia drogą obejściową jest na ogół nieefektywne, gdyż potencjalnie blokuje dwa zgłoszenia, dla których grupy łączy zaangażowane w drodze obejściowej stanowią drogi bezpośrednie. Co gorsza, gdy ruch maleje z powrotem do wartości początkowej, przeskoczenie do niskiego poziomu strat następuje dla mniejszej wartości ruchu oferowanego, niż dla przeskoku w górę (histereza).

Omawiane zjawisko można wyeliminować stosując mechanizm dynamicznej rezerwacji łączy (DRŁ), służące do protekcji ruchu bezpośredniego (por. Paragraf 3.1.4). Mechanizm DRŁ polega na niedopuszczaniu na daną grupę łączy zgłoszeń przelewowych (tzn. przelewanych z innych grup), gdy stan zajętości jej łączy jest zbyt wysoki. Dokładniej, zgłoszenia, dla których grupa jest bezpośrednia przyjmowane są o ile tylko jest choć jedno wolne łącze, natomiast wszystkie inne zgłoszenia przyjmowane są tylko, gdy wolnych jest więcej niż  $p$  łączy (wartość  $p$  nazywana jest parametrem rezerwacji). DRŁ eliminuje niekorzystne zjawisko przedstawione na Rysunku 3.24.

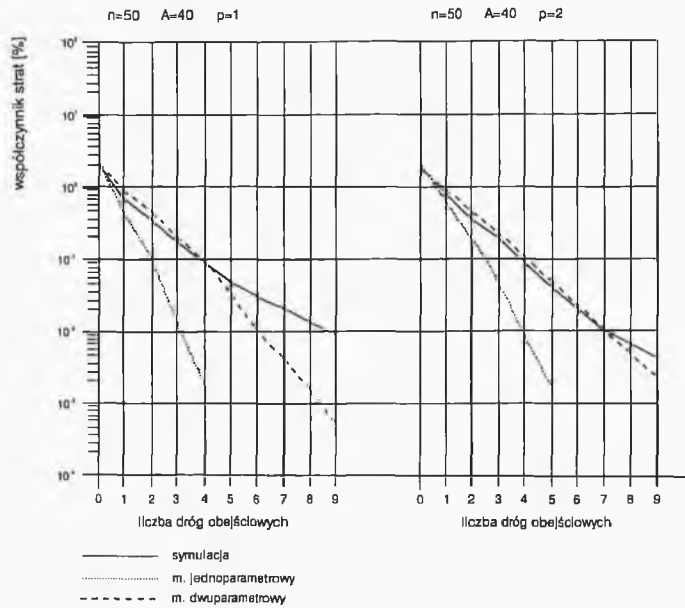


Rys. 3.25. Dokładność MJ dla przypadku rezerwacji łączy

Stosunkowo łatwo jest rozszerzyć MJ na przypadek DRŁ. W tym celu należy w miejsce PWE używać wzoru *Burke'a* (por. [PIOR89]). Okazuje się, że MJ jest dokładniejszy dla sieci z DRŁ, co ilustrują rysunki 3.25 i 3.26. DRŁ eliminuje także zjawisko występowania podwójnych rozwiązań w MJ.

### Model dwuparametrowy

Główną przyczyną obserwowanych niedokładności modelu jednoparametrowego MJ jest założenie poissonowskich strumieni ruchu przelewanych oferowanego grupom łączy. W rzeczywistości strumienie te są odkształcone i powinny być opisywane za pomocą co najmniej dwóch parametrów; średniej i wariancji (por. Paragraf 3.3.4). Istnieje wiele możliwości budowania *modeli dwuparametrowych*. Jeden z nich, który oznaczamy będziemy przez MD, opisany jest w monografii [PIOR89]. W modelu tym operuje się współczynnikiem natłoku dla poissonowskiego ruchu bezpośredniego oferowanego grupie łączy oraz wspólnym współczynnikiem blokady dla wszystkich cząstkowych strumieni przelewanych oferowanych grupie. MD można również rozszerzyć na przypadek DRŁ. Dokładność MD zilustrowana jest na rysunkach 3.22, 3.23, 3.25 i 3.26. Widoczna jest znaczna poprawa dokładności w stosunku do MJ.



Rys. 3.26. Dokładność MJ dla przypadku rezerwacji łączy

### 3.5. Symulacja sieci

Opisane w paragrafach 3.3.5 i 3.4.1 podejście analityczne do modelowania sieci jest przybliżone, a w przypadku niehierarchicznym dotyczy tylko systemów SDE, SDO i UDO. Rozszerzenie MJ (i MD) na inne systemy niehierarchicznego kierowania ruchem następuje z wieloma trudnościami i zwiększa jeszcze niedokładność uzyskiwanych oszacowań analizowanych parametrów. Ogólnym modelem sieci hierarchicznych i niehierarchicznych z dowolnym SKR jest, przy założeniu poissonowskich strumieni zgłoszeń w relacjach i wykładniczych czasów trwania rozmów, łańcuch Markowa. W praktycznych przypadkach łańcuch taki ma jednak astronomiczną liczbę stanów, co uniemożliwia jego dokładne rozwiązanie. Model oparty na łańcuchu Markowa pozwala jednak na skuteczną symulację sieci, za pomocą tzw. *metody Monte Carlo* (MMC).

W pewnym uproszczeniu MMC wygląda następująco. Ponumerujemy wszystkie relacje w sieci (jest ich co najwyżej  $M(M-1)$ ) kolejnymi liczbami naturalnymi od 1 do  $K$ . Załóżmy, że wszystkie intensywności napływu zgłoszeń w relacjach  $\lambda(k)$  są liczbami całkowitymi oraz, że intensywność kończenia się rozmów wynosi 1 ( $\mu=1$ ). Niech

$$\Lambda = \sum_k \lambda(k). \quad (3.49)$$

Niech  $m$  oznacza bieżącą liczbę trwających rozmów oraz niech  $M(m) = \Lambda + m$ . Wprowadzamy wektor (stanu)  $W(\cdot)$  o zmiennej długości  $M(m)$  i elementach określonych następująco:

- jeśli  $\lambda_1 + \lambda_2 + \dots + \lambda_{k-1} < j \leq \lambda_1 + \lambda_2 + \dots + \lambda_{k-1} + \lambda_k$  to element  $W(j)$  jest rekordem identyfikującym zgłoszenie w relacji  $k$
- jeśli  $\Lambda < j \leq M(m)$  to element  $W(j)$  jest rekordem identyfikującym trwającą rozmowę; rekord ten zawiera informację o drodze połączeniowej identyfikowanej rozmowy.

Założmy, że sieć jest w pewnym stanie opisanym wektorem  $W(m)$ . Następny stan jest wyznaczany za pomocą liczby losowej  $\xi$  z przedziału  $(0, M(m))$ .

**Przyjście zgłoszenia:**  $\xi < \Lambda$ .

Rekord  $W(\text{int}(\xi) + 1)$  (gdzie  $\text{int}(\cdot)$  oznacza część całkowitą) identyfikuje numer relacji z której przychodzi zgłoszenie. Zgłoszenie to jest przyjmowane lub odrzucane, zgodnie ze stosowanym SKR. W przypadku przyjęcia zgłoszenia długość  $m$  jest zwiększana o 1, a w rekordzie  $W(M(m))$  zapisywana jest informacja o wybranej drodze połączeniowej.

**Rozłączenie rozmowy:**  $\Lambda \leq \xi \leq M(m)$ .

Rekord  $W(j)$ , gdzie  $j = \text{int}(\xi) + 1$  identyfikuje drogę, którą połączona była rozłączana rozmowa. W każdej grupie łączy tej drogi zwalniane jest jedno łącze, w miejsce elementu  $W(j)$  podstawiany jest element  $W(M(m))$ , a długość  $m$  jest zmniejszana o 1.

Opisana powyżej metoda symulacji jest bardzo szybka, gdyż nie wymaga żadnych przeszukiwań, które są niezbędne w symulacji standardowej, opartej na liście zdarzeń. Wyniki symulacyjne zamieszczone na rysunkach 3.22, 3.23, 3.25 i 3.26 uzyskane zostały za pomocą MMC.

## 3.6. Efektywność ruchowa systemów kierowania ruchem

### 3.6.1. Efektywność kierowania hierarchicznego z drogami alternatywnymi

Efektywność ruchową hierarchicznego kierowania alternatywnego w przypadku podsiatki złożonej tylko z jednej strefy tranzytowej ilustruje Przykład 3.1 rozpatrywany w Paragrafie 3.3.2. Widoczne jest, że zysk wyrażony liczbą zaoszczędzonych łączy z zastosowania kierowania alternatywnego może być znaczny, zarówno w stosunku do kierowania bezpośredniego, jak i do kierowania tandemowego, szczególnie w przypadku cyfrowych grup łączy.

Szczegółowe badania efektywności ruchowej hierarchicznego kierowania alternatywnego w stosunku do kierowania tandemowego (bez dróg obejściowych) dla dwuwarstwowej sieci miejskiej (por. Rys. 3.1) zostały przeprowadzane w ramach pracy omówionej w [WWT92]. W sieci tej znajduje się osiem central tranzytowych (oznaczanych wspólnie jako układ 8CT), tworzących warstwę górną WAG oraz osiem związanych z nimi stref tranzytowych. Schemat kierowania ruchem przedstawiony jest dla przypadku kierowania tandemowego i bezpośredniego na Rysunku 3.2, a dla kierowania alternatywnego – na Rysunku 3.5. W wyniku optymalizacji zwymiarowane zostały grupy bezpośrednie WAD (warstwie dolnej central końcowych), grupy skrócone pomiędzy WAD i WAG oraz grupy finalne między węzłami WAD i WAG oraz w obrębie WAG.

### Dane wejściowe

Zbiór central WWT stanowiący dane dla procesu optymalizacji obejmował 58 central warstwy dolnej oraz 8 central tranzytowych. Podstawę do definicji macierzy zainteresowań ruchowych w relacjach WAD stanowiły wyniki pomiarów ruchu przenoszonego na grupach łączy międzycentralowych z jesieni 1991 roku. Ruch generowany przez centrale końcowe, dla których znana była wyłącznie całkowita liczba abonentów, szacowany był przy założeniu, że ruch generowany przez pojedynczego abonenta (współczynnik aktywności) wynosi 0,05 erl. Całkowity ruch generowany w sieci wyniósł około 26 200 erl.

Zbiór dopuszczalnych grup łączy międzycentralowych objął wszystkie grupy wychodzące central krzyżowych i cyfrowych, a dla central biegowych wyłącznie grupy wychodzące do ich macierzystych central tranzytowych lub do central końcowych tej samej strefy tranzytovej. Przyjęto założenie, że jeżeli choć jedna z pary central jest centralą cyfrową to prowadzona pomiędzy nimi grupa łączy realizowana jest z użyciem systemów cyfrowych i z ewentualnym wykorzystaniem translacji analogowo-cyfrowych. W przeciwnym przypadku zakłada się grupę analogową.

### Model kosztu

Kryterium optymalizacji jest minimalizacji kosztu całkowitego grup łączy, przy zapewnieniu wymaganej blokady 0,33% na grupach finalnych. Całkowity koszt sieci równy jest sumie kosztów wszystkich grup łączy międzycentralowych. Model kosztu pojedynczego łącza międzycentralowego obejmuje następujące elementy:

- koszt zakończenia łącza w centrali
- koszt wykorzystania systemu transmisyjnego
- koszt translacji analogowo-cyfrowych, jeżeli łącze realizowane z użyciem systemu cyfrowego obsługiwane jest w centrali analogowej.

Koszt zakończenia łącza międzycentralowego w centrali zależy jest od tego czy jest to centrala analogowa, czy też elektroniczna. Przyjętą wartością tego kosztu dla central cyfrowych jest \$200. Natomiast ze względu na fakt, że centrale analogowe już istnieją i z założenia nie mogą być rozbudowywane, przyjęto zerowy koszt zakończenia łącza w centrali analogowej. Koszt wykorzystania systemu transmisyjnego był również różny dla systemów cyfrowych i analogowych; odpowiednie wartości wynosiły \$200 i \$750. Przyjęty koszt translacji analogowo-cyfrowej to \$450.

Ponadto w modelu kosztu zakłada się, że składnik kosztu łącza związany z wykorzystaniem systemu transmisyjnego nie zależy w zasadzie od odległości pomiędzy centralami. Przyjmuje się jednak, że koszt ten jest modyfikowany stałym współczynnikiem większym od jedności (zwykle 1.5), jeżeli grupa łączy jest grupą skrośną lub też bezpośrednią pomiędzy centralami WAD o różnych centralach macierzystych.

### Wyniki

W optymalizacji przyjęto ograniczenie na wielkość grup bezpośrednich:

- grupa bezpośrednia realizowana może być tylko wtedy, gdy ruch na nią oferowany jest nie mniejszy niż
  - 5 erl. dla grup łączy analogowych
  - 16 erl. dla grup łączy cyfrowych.

Ponadto grupy finalne wymiarowane są na stratę nie większą niż 0,33%, co zapewnia dla każdej relacji ruchowej WAD straty ruchu nie większe niż 1%.

Optymalizacji podlegały wymiary grup bezpośrednich i skrośnych podstawowego schematu alternatywnego hierarchicznego kierowania ruchu dla układu 8CT (por. Rys. 3.5). Przypomnijmy, że ruch wewnątrz strefy tranzytowej danej CT kierowany jest z użyciem istniejących grup łączy, będących grupami finalnymi. Aby uwzględnić ten fakt, wyjściowa macierz ruchu, została zmodyfikowana poprzez pominięcie wszystkich relacji ruchowych, dla których obie centrale należą do tej samej strefy tranzytowej.

Dla oceny otrzymywanych rozwiązań zostały porównane 4 podstawowe parametry:

- koszt całkowity wymaganego sprzętu
- liczba grup łączy międzycentralowych w WWT; nadmierna liczba grup wychodzących utrudnia zarządzanie siecią i zwiększa jego koszt
- ruch oferowany grupom WAG; odnosząc ten ruch do całkowitego ruchu w sieci wynoszącego ponad 26 tysięcy erl., otrzymujemy część ruchu WWT, która może być przedmiotem alternatywnego niehierarchicznego kierowania ruchem w WAG (por. następny paragraf)
- łączna pojemność central układu 8CT.

W rozwiązaniu wyjściowym, traktowanym jako rozwiązanie odniesienia, ruch kierowany jest wyłącznie drogami finalnymi (bezpośrednimi lub przez WAG). Rozwiązanie to opisują następujące wartości zdefiniowanych wyżej parametrów:

- koszt całkowity wykorzystywanego sprzętu w sieci wynosi \$54.5 mln
- ruch oferowany grupom WAG wynosi 21 817 erl.
- wykorzystywana pojemność central WAG wynosi 97 tysięcy zakończeń łączy międzycentralowych; stanowi to 69% pojemności zakontraktowanej
- liczba wszystkich grup w sieci (uwzględniając bezpośrednie grupy finalne pomiędzy centralami tej samej strefy) wynosi 580.

Optymalizację sieci przeprowadzono dla trzech określonych poniżej wariantów alternatywnego hierarchicznego kierowania ruchu:

- A) kierowanie ruchu pomiędzy węzłami WAD odbywa się z użyciem (poza drogami finalnymi) zarówno grup bezpośrednich, grup skrośnych do central WAG, jak i grup skrośnych od central WAG (czyli realizuje pełny schemat kierowania hierarchicznego)
- B) kierowanie ruchu pomiędzy węzłami WAD odbywa się wyłącznie z użyciem grup skrośnych od central WAG do central WAD oraz dróg finalnych (nie używa się grup bezpośrednich pomiędzy centralami różnych stref tranzytowych oraz grup skrośnych z WAD do WAG)
- C) kierowanie odbywa się podobnie jak w wariancie A, ale narzuca się dodatkowe wymaganie, aby grupy skrośne były grupami wysokiego wykorzystania o stracie nie mniejszej niż 10% (w wariancie A wartości blokad dla większości grup bezpośrednich w WAD wyniosły 10%-20%, natomiast blokady dla grup skrośnych – od 1% do ponad 30%).

Jako punkt odniesienia przyjęto:

- P) rozwiązanie wyjściowe bez dróg obejściowych opisane powyżej.

Tabela 3.1.

Wariant	Koszt (\$)	Liczba grup	Ruch WAG	Pojemność central WAG
P	54,5 mln	580	100%	100%
A	42,5 mln	1515	10%	47%
B	45,7 mln	967	15%	61%
C	44,2 mln	1350	32%	55%

Otrzymane w wyniku optymalizacji rozwiązania dla każdego z wymienionych wariantów odniesiono do rozwiązania wyjściowego P. Parametry wszystkich rozwiązań porównuje w sposób syntetyczny Tabela 3.1 (porównywane są wartości bezwzględne parametrów, lub też względne, odnoszone do ich wartości w wariancie podstawowym).

Najważniejszym wnioskiem z Tabeli 3.1 jest to, że wprowadzenie alternatywnego hierarchicznego kierowania ruchu może zmniejszyć koszt wykorzystywanego sprzętu o blisko 20%, a wymaganą pojemność central tranzytowych, mierzoną liczbą zakończeń łączy międzycentralowych, o około 50%. Pojemność ta może zostać wykorzystana np. dla dołączenia do central tranzytowych kilkuset typowych central abonenckich (PABX). Ceną za to jest ponad 2-krotny wzrost liczby grup łączy w sieci.

Wymagane pojemności central WAG dla poszczególnych wariantów nie różnią się między sobą o więcej niż 25%, co odpowiada jednak możliwości dołączenia ponad 100 typowych central abonenckich. Koszt inwestycji dla rozwiązań w wariantach A, B i C różni się stosunkowo niewiele (w granicach 7%), natomiast różnice w liczbie grup łączy, a więc w komplikacji zarządzania, są znacznie większe. Należy zauważyć, że w rozwiązaniu A z central tranzytowych wyprowadzanych jest wiele grup skrośnych (średnio ok. 50). W rozwiązaniu C ich liczba jest niższa o 20%, co, uwzględniając fakt, że koszty obu rozwiązań różnią się nieznacznie, może faworyzować ten wariant.

Wielkość ruchu tranzytowanego przez grupy WAG może różnić się nawet 3-krotnie. W szczególności przedstawiona w Tabeli 3.2 macierz zainteresowań ruchowych pomiędzy centralami tranzytowymi dla wariantu A odbiega wyraźnie od analogicznej macierzy otrzymanej dla wariantu C (por. Tab. 3.3).

Przedstawione różnice w wartościach wprowadzonych parametrów mogą mieć istotny wpływ na, liczone w skali całego WWT, zyski z zastosowania alternatywnego niehierarchicznego kierowania ruchu w WAG. Zyski te należy rozpatrywać zarówno w kategoriach zmniejszonych inwestycji w miarę wzrostu ruchu w WWT, jak i jakości obsługi ruchu (np. w sytuacjach odkształceń macierzy ruchu lub awarii).

Tabela 3.2.

		1	2	3	4	5	6	7	8
1	CT Mokotów	0	56	66	37	39	54	37	42
2	CT Piękna	147	0	63	27	58	44	12	15
3	CT Barska	62	32	0	18	31	30	22	26
4	CT Broniewskiego	59	26	33	0	43	15	27	33
5	CT Muranów	54	78	31	32	0	42	45	42
6	CT Szembeka	36	29	12	20	22	0	23	38
7	CT Żerań	93	15	50	27	44	32	0	40
8	CT Żąbkowska	50	12	23	11	40	31	32	0



Tabela 3.3.

		1	2	3	4	5	6	7	8
1	CT Mokotów	0	107	87	87	109	95	67	95
2	CT Piękna	189	0	108	145	175	103	111	110
3	CT Barska	246	146	0	97	143	90	108	130
4	CT Broniewskiego	250	123	160	0	144	137	84	132
5	CT Muranów	190	78	100	91	0	90	83	82
6	CT Szembeka	264	167	139	70	112	0	40	102
7	CT Żerań	194	209	115	88	104	56	0	137
8	CT Żąbkowska	150	174	120	56	101	89	69	0

Na sumaryczny koszt rozwiązania składają się koszty inwestycji, koszt zarządzania, koszt dołączania nowych abonentów; zależy on także od dodatkowych możliwych do osiągnięcia zysków (np. w wyniku niehierarchicznego kierowania ruchem). Z tego też powodu, nie można jednoznacznie stwierdzić, który z rozważanych wariantów jest najlepszym wariantem z ekonomicznego punktu widzenia. Świadczy to o tym, że przyjęty model kosztu należałoby rozszerzyć o elementy, które pozwoliłyby ten dodatkowy (w stosunku do kosztu inwestycji) zysk uwzględnić.

### Podsumowanie

Przeprowadzone powyżej badania polegały na znalezieniu optymalnej konfiguracji grup sieci przy założeniu alternatywnego hierarchicznego kierowania ruchem z wykorzystaniem warstwy tranzytowej (układ 8CT). Założono, że ruch wewnątrz każdej ze stref tranzytowych ułatwiany jest istniejącymi grupami bezpośrednimi, co pozwala pominąć koszt jego obsługi w koszcie rozważanych rozwiązań.

Założony model kosztu uwzględnia koszt systemów teletransmisyjnych (analogowych i cyfrowych), koszt zakończeń łączy w centralach komutacyjnych poszczególnych typów oraz koszt translacji analogowo-cyfrowych. W modelu optymalizacyjnym uwzględniono modularność grup łączy realizowanych za pomocą cyfrowych systemów teletransmisyjnych. Przyjęta macierz zainteresowań ruchowych opierała się na dostarczonych wynikach pomiarów zajętości grup oraz informacji o liczbie abonentów poszczególnych central końcowych.

W procesie optymalizacji otrzymano konfiguracje o minimalnym koszcie, spełniające klasyczny warunek na jakość obsługi, wymagający aby blokada na żadnej grupie finalnej nie przekraczała 0,33%. W wyniku uwzględnienia dodatkowych warunków, za optymalne uznać należy rozwiązanie C, które ogranicza liczbę grup skrośnych pomiędzy WAG i WAD, dopuszczając zarazem pełny schemat kierowania ruchem. Oto

podstawowa charakterystyka konfiguracji C, w odniesieniu do konfiguracji P nie przewidującej kierowania alternatywnego:

- koszt całkowity wymaganego sprzętu: spadek kosztu o 19% (równowartość \$10 mln.)
- ruch oferowany grupom WAG: spadek o 70%, z 21 000 do 6000 erl.
- łącna wymagana pojemność central układu 8CT: spadek o 45%, z 100 000 do 55 000 NN przeliczeniowych
- liczba grup łączy międzycentralowych: prawie dwu i półkrotny wzrost, z 580 na 1350.

Powyższe rezultaty świadczą dobitnie o opłacalności wprowadzenia alternatywnego hierarchicznego kierowania ruchu w WWT. Podstawowym źródłem oszczędności w przyjętym przez nas modelu kosztu jest zmniejszenie liczby wymaganych portów central tranzytowych.

### **3.6.2. Efektywność kierowania niehierarchicznego z drogami alternatywnymi**

#### **Klasyfikacja SKR pod względem efektywności ruchowej**

Z punktu widzenia efektywności w przenoszeniu ruchu wyróżnić można pięć podstawowych cech niehierarchicznych systemów kierowania ruchem (por. Paragraf 3.1.4):

- a) liczba grup wychodzących dla kierunku wyjściowego (liczba dróg alternatywnych);  
możliwości: jedna grupa wychodząca, 2-3 grupy alternatywne, wiele grup wychodzących
- b) algorytm wyszukiwania grupy wychodzącej z centrali spośród zbioru grup dopuszczalnych określonych tablicą kierowania ruchem (TKR);  
możliwości: sekwencyjne przeszukiwanie wszystkich dróg z TKR, wybór tylko jednej drogi obejściowej z TKR wg aktualnego wskaźnika
- c) algorytm ustalania dostępności grupy wychodzącej;  
możliwości: wolny dostęp do łączy dla wszystkich rodzajów ruchu, dynamiczna rezerwacja łączy (DRŁ) dla ruchu bezpośredniego
- d) procedura zestawiania połączenia między centralami;  
możliwości: PPZP, PZPW (por. paragrafy 3.1.3 i 3.1.4)
- e) częstotliwość i zakres zmian TKR w centralach;  
możliwości: sporadycznie (ręcznie) w przypadku poważnych awarii, co kilka minut, globalnie co kilka sekund, lokalnie po każdym odrzuceniu zgłoszenia.

W Tabeli 3.4 podano zestawienie wprowadzonych cech (oznaczonych literami od „a” do „e”) dla każdej z następujących wyróżnianych siedmiu klas SKR (por. Paragraf 3.1.4):

- (i) KB – Kierowanie Bezpośrednie bez dróg obejściowych
- (ii) SDO – Statyczny Dostęp Ograniczony (do dróg obejściowych)
- (iii) MDO – Modyfikowany Dostęp Ograniczony
- (iv) UDO – Uczący się Dostęp Ograniczony
- (v) SDE – Statyczny Dostęp Efektywny
- (vi) MDE – Modyfikowany Dostęp Efektywny
- (vii) DDE – Dynamiczny Dostęp Efektywny.

Tabela 3.4.

	a	b	c	d	e	system
KB	1	sekwen.	wolny	PPZP	ręcznie	tradycyjny
SDO	2-3	sekwen.	wolny	PPZP	ręcznie	najprostszy
MDO	2-3	sekwen.	wolny	PPZP	co 3 min.	STAR, DR-5
UDO	wiele (6)	wskaźnik	DRŁ	PPZP	po stracie	DAR, STR
SDE	wiele (6)	sekwen.	DRŁ	PZPW	ręcznie	DNHR
MDE	wiele (6)	sekwen.	DRŁ	PZPW	co 1 godz.	DNHR
DDE	wiele (6)	wskaźnik	DRŁ	PPZP	co 10 sek.	DCR, RTNR

We wszystkich systemach z reguły próbowana jest najpierw droga bezpośrednia, a dopiero w przypadku jej niedostępności, próbowane są drogi obejściowe złożone z dwóch krawędzi. TKR mogą być stałe, zmieniane asynchronicznie w miarę potrzeb z centrum zarządzania sieci, cyklicznie (np. co 1-3 godziny) lokalnie w centrali lub też cyklicznie co kilkanaście sekund. Jeżeli w metodzie dla każdej relacji wykorzystywana jest pojedyncza (ale zmienna) droga obejściowa, to wskaźnik na nią zmieniany może być asynchronicznie w przypadku odrzucenia zgłoszenia w tej relacji, lub też synchronicznie (cyklicznie) dla wszystkich relacji. Nowy wskaźnik wskazywać może np. przypadkowo wybraną drogę obejściową lub drogę obejściową najmniej w danej chwili obciążoną.

W Tabeli 3.5 przedstawiony jest jakościowy obraz efektywność poszczególnych klas SKR w następujących warunkach:

- ruch nominalny (przyjęty do wymiarowania sieci)
- niewielkie odkształcenia ruchu wokół poziomu nominalnego (modelujące realne fluktuacje ruchu obserwowane w sieci)
- awaria systemów teletransmisyjnych (powodująca np. utratę części pojemności kilku grup w sieci).

Dla poszczególnych sytuacji używane są następujące miary:

- ruch nominalny: koszt grup łączy sieci zwymiarowanej z ograniczeniem na stratę w każdej relacji WAG ( $B \leq 0,5\%$ ) lub alternatywnie – dodatkowy ruch oferowany, który może być przeniesiony, w sieci zwymiarowanej dla kierowania bezpośredniego, przy nie zmienionym poziomie strat ( $B=0,5\%$ ); w Tabeli 3.5 pokazano wyniki dla drugiej z tych miar
- odkształcenie: procent ruchu oferowanego, obsługiwanego ze stratą większą niż nominalna (2 razy większa, 3 razy większa itd.); w Tabeli 3.5 pokazano wyniki dla straty większej niż nominalna
- awaria: procent traconego ruchu w najbardziej poszkodowanej relacji lub procent ruchu przenoszonego ze stratą większą niż 10%, 15%, 20% itd.; w Tabeli 3.5 pokazano wyniki dla pierwszej z tych miar.

Tabela 3.5.

	Ruch nominalny (ruch dodatkowy)	Odkształcenie	Awaria
KB	0%	11%	51%
SDO	12%	1%	33%
MDO	12%	2%	11%
UDO	10%	4%	16%
SDE	14%	2%	15%
MDE	14%	1%	7%
DDE	14%	1%	7%

Przedstawiony w Tabeli 3.5 obraz efektywności poszczególnych SKR wynika z „uśrednienia” wyników badań dla warstwy tranzytowej WWT [WWT92] oraz wyników z [PIOR91], a więc dotyczy sieci tranzytowych o niezbyt wielkiej liczbie węzłów (6-8) i o ruchu przenoszonym poniżej 10.000 erl.

Przedstawiona w dalszej części tego paragrafu szersza analiza porównawcza SKR oparta jest na wynikach opracowania [WWT92]. System dynamicznego dostępu efektywnego (DDE) nie będzie *explicitie* omawiany, bowiem, jak wynika ze szczegółowych badań cytowanych w [PIOR91], jego efektywność we wszystkich rozpatrywanych przypadkach jest, dla przyjętych miar, praktycznie taka sama jak efektywność MDE.

Przyjęta do badań macierz zainteresowań ruchowych w relacjach WAG podana jest w Tabeli 3.3 – jest ona wynikiem optymalizacji systemu kierowania ruchem z użyciem dróg hierarchicznych, omówionej w poprzednim paragrafie. Sumaryczny ruch generowany przez węzły wynosi ok. 6.000 erl. Obliczenia przeprowadzone zostały przy użyciu komputerowego systemu projektowania i analizy sieci ToolNet [TOOL91].

Koszty sieci wyrażane są jako koszty realizacji zaprojektowanych grup łączy. Na koszt grupy składa się koszt zakończenia grupy w centralach oraz koszt transmisyjnej realizacji jej pojemności (por. Paragraf 3.6.1). Pominięto natomiast koszty stałe, takie jak koszty budynków, koszty infrastruktury itp. Koszt realizacji transmisyjnej grupy łączy w podstawowym grafie transmisyjnym obliczano zakładając, że pojemność każdej grupy łączy realizowana jest dwiema (równno obciążonymi) drogami w grafie transmisyjnym sieci WWT, z użyciem optoelektronicznych systemów transmisyjnych PDH o przepływności 34Mbit/s.

### Sieci zaprojektowane dla warunków nominalnych

W celu porównania efektywności wykorzystania zasobów sieci, przeprowadzono dla każdego z rozważanych SKR optymalizację WAG, polegającą na zwymiarowaniu wszystkich 56 grup łączy międzycentralowych oraz na doborze sekwencji dróg obejściowych dla wszystkich 56 relacji, przy przyjęciu macierzy zainteresowań ruchowych (tzn. macierzy ruchu oferowanego – ozn. A) wg Tabeli 3.3. Kryterium optymalizacji była minimalizacja kosztu sieci, przy zapewnieniu straty średniej w relacjach na poziomie 0,5% oraz spełnieniu wymagania, by strata maksymalna w relacjach nie przekroczyła 1% (por. Przykład 3.2). Optymalizację przeprowadzono dwukrotnie: bez i z uwzględnieniem modularności systemów transmisyjnych (wartość modułu pojemności grupy wynosi 30 łączy). Tabela 3.6 podaje względne koszty otrzymanych konfiguracji. Jako 100% kosztu przyjęto koszt sieci dla kierowania bezpośredniego, przy pominięciu modularności grup. Liczba modułów PCM dla sieci KB wyniosła około 250.

Tabela 3.6.

	KB	UDO	SDO	MDO	SDE	MDE
Grupy analogowe	100%	90%	89%	89%	87.5%	87.5%
Grupy modularne	105%	93%	92%	92%	91%	91%

Jak wynika z Tabeli 3.6, koszty sieci z SKR mającym dostęp do dróg obejściowych są niższe o 10-14% stosunku do kosztu sieci z kierowaniem bezpośrednim (zarówno dla grup modularnych jak i niemodularnych), co odpowiada przy przyjętych cenach kwocie ponad \$500.000. Równoważnie można powiedzieć, że zastosowanie któregoś z SKR z kierowaniem alternatywnym w konfiguracji grup łączy zwymiarowanych dla KB, pozwoli na przeniesienie, przy tym samym poziomie strat, ruchu oferowanego zwiększonego o procent zbliżony do odpowiedniego zysku procentowego podanego w Tabeli 3.6.

### Sieci zaprojektowane dla warunków realistycznych

Należy zwrócić uwagę, że dotychczasowe porównanie dotyczyło warunków nominalnych. Sieci z kierowaniem alternatywnym zaprojektowane optymalnie dla takich warunków posiadają na ogół grupy o wysokim stopniu wykorzystania (współczynnik blokady  $\geq 5\%$ ) i dlatego, zgodnie z prawem wiązki, są bardziej wrażliwe na zmiany w rozkładzie ruchu zachodzące w stosunku do rozkładu nominalnego. Do funkcjonowania w warunkach realistycznych powinny one więc posiadać pewne nadmiary pojemności, by mogły sprostać zwiększonemu zapotrzebowaniu ruchowemu, wynikającemu np. ze zwykłych, codziennych fluktuacji ruchu wokół wartości nominalnych, lub być zdolne do przenoszenia dodatkowego ruchu związanego z odkształceniem macierzy ruchu lub uszkodzeniami.

W przypadku sieci z kierowaniem bezpośrednim grupy projektowane są na bardzo niską blokadę (0,33%-0,5%) i w efekcie są mniej wrażliwe, w stosunku do pozostałych SKR, na sytuacje nienominalne (grupy są stosunkowo mało wykorzystane). Dla sieci z kierowaniem alternatywnym, w celu zmniejszenia stopnia wykorzystania grup, dokonano, dla poszczególnych SKR, optymalizacji sieci dla macierzy ruchu  $A'$ , której wszystkie elementy zwiększono o 5% w stosunku do macierzy nominalnej  $A$ . Uzyskano w ten sposób sieci z alternatywnym kierowaniem (ozn.  $Z'$ ) o nieco wyższym koszcie, niemniej w dalszym ciągu o ok. 8% tańsze od sieci z kierowaniem bezpośrednim  $Z$  (tej samej, co sieć KB w Tabeli 3.6). W Tabeli 3.7 podano względne koszty oraz średnie straty dla macierzy ruchu  $A$  dla sieci modularnych z różnymi SKR.

Tabela 3.7.

	KB	UDO	SDO	MDO	SDE	MDE
Koszt sieci	100%	92,5%	92,5%	92,5%	91%	91%
Średnia strata	0,18%	0,13%	0,10%	0,10%	0,037%	0,037%

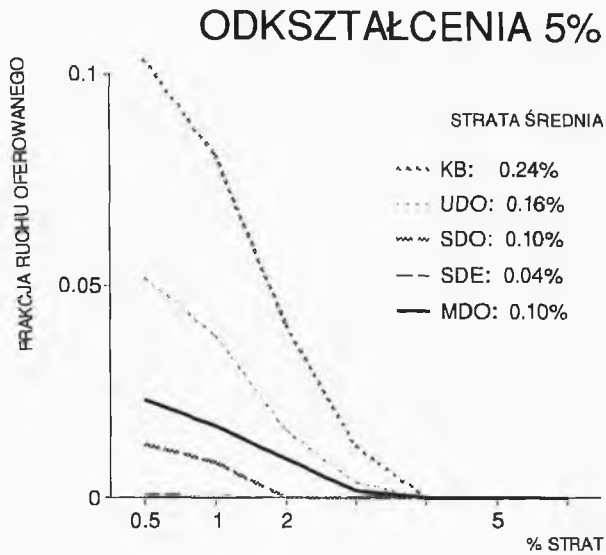
### Odształcenie macierzy ruchu oferowanego

Występujące na codzień w sieci fluktuacje ruchu wokół wartości nominalnych zbadane zostały poprzez analizę efektywności SKR dla odpowiednio zaburzonych macierzy ruchu w sieciach zaprojektowanych z 5% zapasem (oznaczonych powyżej przez  $Z'$ ). Odształcone macierze ruchu tworzone były w sposób losowy na podstawie nominalnej macierzy  $A=[A_{ij}]$ . Dla każdej relacji WAG generowano nową wartość, zgodnie z normalnym rozkładem prawdopodobieństwa. Wartość średnia tego rozkładu była równa  $A_{ij}$ , a odchylenie standardowe zmieniało się od 5% do 25%. Dla tak wygenerowanych macierzy zbadana została efektywność obsługi ruchu dla poszczególnych SKR. Systemy porównywano pod względem straty średniej oraz rozrzutu wielkości strat w poszczególnych relacjach. Rozrzut strat mierzono stosunkiem całkowitego ruchu oferowanego obsługiwanego ze stratą większą niż ustalony parametr  $\beta$  do całkowitego ruchu oferowanego sieci. Stosunek ten nazwano *frakcją ruchu oferowanego*, a jego przebieg w funkcji parametru  $\beta$  zilustrowano na rysunkach 3.27 i 3.28, zamieszczając również wartości średniej straty dla każdego SKR.

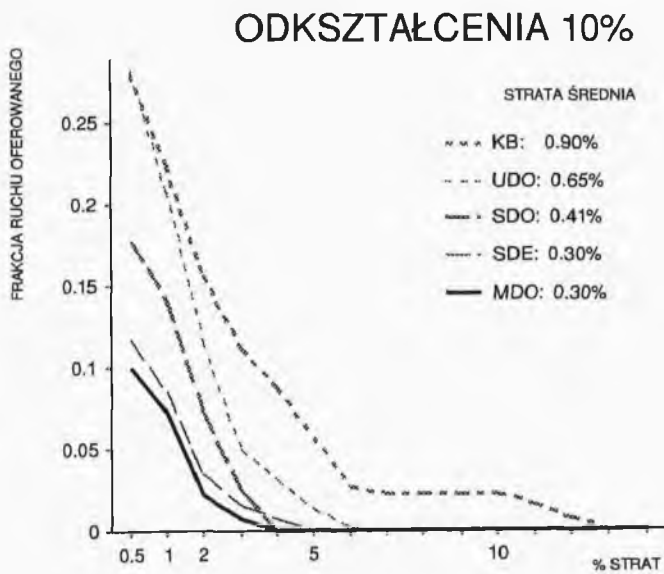
Na podstawie rysunków 3.27 i 3.28 (oraz nie zamieszczonych tu wyników dla odształceń 15%, 20% i 25%) można porównać efektywność SKR w odniesieniu do KB. Obserwując wykresy dla poszczególnych odształceń ruchu łatwo zauważyć, że krzywa dla KB w dużym przedziale rozpatrywanych strat przebiega powyżej krzywych dla pozostałych SKR. Oznacza to, że większa część ruchu oferowanego, w porównaniu z innymi SKR, obsługiwana jest ze stratami przekraczającymi odpowiednie wartości odkładane na osi poziomej (dla odształceń 5% i 10% krzywa KB przewyższa krzywe pozostałych SKR w całym przedziale rozpatrywanych strat). Dodatkowy ruch związany z zaburzeniem rozkładany jest przez SKR na różne drogi obejściowe i w związku z tym przenoszony jest z mniejszymi stratami (dla KB nie jest to możliwe).

Systemy MDE, SDE i MDO wykazują niższe wartości frakcji ruchu oferowanego w całym zakresie strat dla wszystkich odształceń ruchu w stosunku do SDO i UDO. Z przebiegu krzywych dla systemów SDE i MDO widać, że ich własności wyrównywania strat są zbliżone. Wykazują one również niskie straty maksymalne, przy czym wartość tych strat dla MDO jest jednak wyraźnie niższa niż dla SDE.

Tendencję do koncentracji strat ilustruje Rysunek 3.29, na którym przedstawiono, jak w funkcji odształcenia nominalnej macierzy ruchu  $A$  dla WAG, zmienia się wielkość ruchu oferowanego obsługiwanego ze stratą większą niż 5% (a więc co najmniej dziesięciokrotnie wyższą od straty nominalnej). Jak widać w zakresie spotykanych w normalnych warunkach pracy sieci odształceń (do 10%), efektywność systemu SDO jest wyraźnie lepsza od efektywności KB. Przy większych odształceniach należałoby stosować modyfikowanie sekwencji dróg obejściowych (tzn. system MDO).

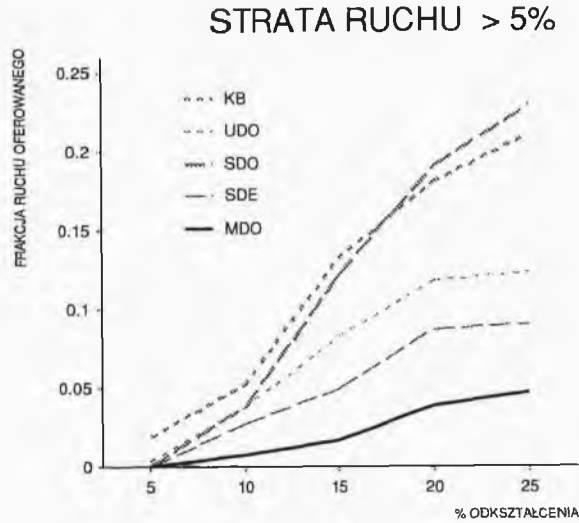


Rys. 3.27. Efektywność SKR dla 5% odkształcenia macierzy ruchu



Rys. 3.28. Efektywność SKR dla 10% odkształcenia macierzy ruchu





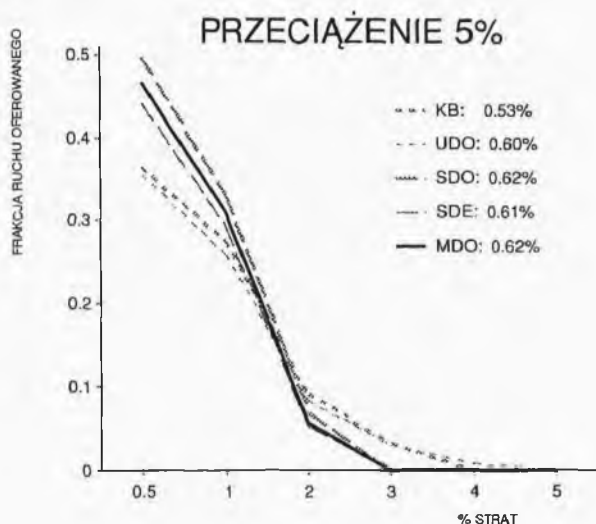
Rys. 3.29. Efektywność SKR w funkcji odkształcenia macierzy ruchu

### Przeciążenie sieci

Efektywność rozważanych SKR w warunkach przeciążenia sieci zbadano zwiększając (a nie, jak w przypadku odkształceń ruch, zaburzając) ruch oferowany o 5% we wszystkich relacjach WAG. Analiza została przeprowadzona dla sieci **Z** i **Z'** zoptymalizowanych odpowiednio dla KB i dla poszczególnych systemów kierowania alternatywnego. Wartość straty średniej oraz rozkład strat w relacjach przedstawione zostały na Rysunku 3.30. Jak widać z Rysunku 3.30, zarówno przebiegi krzywych jak i wartości średniej straty wszystkich systemów kierowania ruchem są zbliżone. Niemniej, należy zwrócić uwagę, że rozproszenie rozkładu strat dla systemów z alternatywnym kierowaniem ruchu jest mniejsze niż dla KB. Wszystkie systemy alternatywnego kierowania ruchem wykazują podobne własności, a wartości ich średnich strat są zbliżone.

### Awarie systemów transmisyjnych

Badania przeprowadzono w celu określenia efektywności rozważanych SKR w warunkach ruchowych związanych z uszkodzeniem łączy międzycentralowych. W szczególności dążono do ustalenia, na ile wprowadzenie alternatywnego kierowania do sieci zaprojektowanej dla kierowania bezpośredniego poprawia jakość obsługi ruchu w warunkach niezbyt dużych, w sensie liczby uszkodzonych łączy, awarii. (W przypadku bardzo rozległych awarii systemów transmisyjnych niezbędna są inne środki, np. rekonfiguracja zasobów warstwy transmisyjnej.)



Rys. 3.30. Efektywność SKR dla 5% przeciążenia

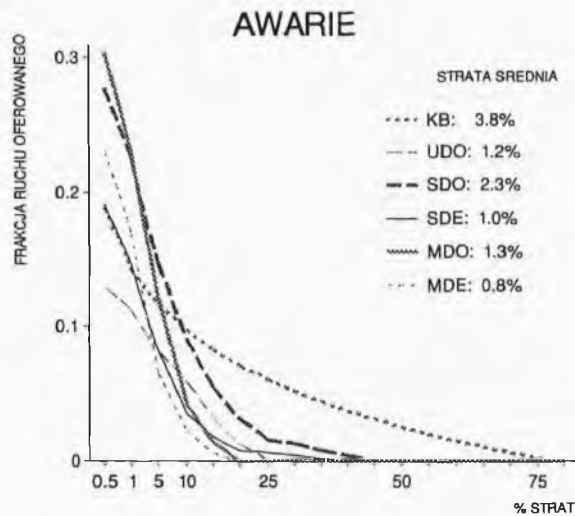
Eksperymenty przeprowadzono dla sieci WAG o macierzy zainteresowań ruchowych A podanej w Tabeli 3.3. Grupy łączy zwymiarowane zostały przy założeniu kierowania bezpośredniego. Łączna ich pojemność wynosiła około 250 modułów PCM. Dla tak zaprojektowanej sieci dobrano optymalne sekwencje dróg alternatywnych dla każdego z rozważanych SKR.

W rozważaniach brano pod uwagę awarie pojedynczego systemu transmisyjnego. Przyjęto, że grupy łączy WAG realizowane są w większości z użyciem systemów o przepustowości 34 Mbit/s, co odpowiada pojemności 16 modułów PCM. Uwzględniając, że blisko 25% przepustowości systemów stanowi rezerwę sieci założono, że awaria pojedynczego systemu pociąga za sobą zmniejszenie pojemności kilku grup łącznie o 12 modułów (czyli prawie 5% pojemności sieci). Każdą grupę realizowano dwiema najkrótszymi rozłącznymi drogami w grafie transmisyjnym.

Scenariusz analizy skutków awarii jest następujący:

- krawędzie grafu transmisyjnego podlegające uszkodzeniu wybierane są z prawdopodobieństwem proporcjonalnym do liczby systemów nimi prowadzonych (prawdopodobieństwo awarii systemu jest największe dla krawędzi o największej przepustowości)
- uszkodzany system transmisyjny jest wybierany w sposób losowy
- wyniki otrzymane dla poszczególnych awarii są uśrednione (por. Rys. 3.31).

W warunkach awarii wyznaczano średnie straty ruchu w WAG, rozkład strat w re-lacjach oraz stratę maksymalną. Wyniki podsumowane są na Rysunku 3.31 i w Tabeli 3.8. Zamieszczone wartości otrzymano uśredniając wyniki dla wszystkich analizowa-nych awarii. Na Rysunku 3.31 punkty zetknięcia krzywych z osią poziomą przesunięte są poza wartości maksymalnych strat podanych w Tabeli 3.8, co wynikało z zastosowania standardowych środków aproksymacji krzywych dostępnych w systemie użytego edytora graficznego.



Rys. 3.31. Efektywność SKR dla awarii systemu transmisyjnego

Porównując wartości maksymalnej straty umieszczone w Tabeli 3.8 łatwo zauważyć, że strata ta dla KB przewyższa znacznie straty dla pozostałych SKR. Strata maksymalna dla KB wynosi 51% i jest znacznie większa niż dla systemów z kierowaniem alternatywnym. W przypadku systemów z dostępem modyfikowanym lub uczących się (MDO, MDE i UDO) wartości strat maksymalnych są wyraźnie niższe niż dla systemów statycznych.

Tabela 3.8.

	KB	UDO	SDO	SDE	MDO	MDE
Strata maksymalna	51%	16%	33%	30%	11%	7%

System KB nie jest zdolny do koncentracji rozkładu strat (por. Rys. 3.31) – nie jest on w stanie obniżyć wartości strat w dotkniętych relacjach kosztem nieznacznego pogorszenia jakości obsługi ruchu w relacjach, w których strata jest niska. Jego efektywność jest niezadowolająca i nieporównywalnie gorsza od wykazywanej przez systemy kierowania alternatywnego.

Przebieg frakcji ruchu oferowanego jest zbliżony dla wszystkich SKR z alternatywnym kierowaniem ruchu w całym zakresie strat (za wyjątkiem krzywej dla UDO, która dla małych wartości strat przebiega nieco niżej), choć rozproszenie strat jest największe dla SDO. Własności systemów SDE i MDO są również zbliżone, ale zdolność MDO do wyrównywania strat w przypadku awarii jest jednak nieco wyższa.

Uzyskane wyniki wskazują na zwiększenie, w sytuacjach awarii grup łączy, jakości obsługi ruchu w WAG, w wyniku zastosowania alternatywnego niehierarchicznego kierowania ruchu. Odporność na awarie jest szczególnie ważna w przypadku sieci, dla których nie przewidziano automatycznych urządzeń zabezpieczających przepustowość systemów teletransmisyjnych.

## Podsumowanie

### Ruch nominalny

Rozważmy sieć WAG zwymiarowaną dla ruchu nominalnego (macierz  $A$ ) przy założeniu KB. Przy użyciu w tej sieci systemu z kierowaniem niehierarchicznym możliwe jest przeniesienie większego ruchu na nie zwiększonym poziomie strat (0,33%). Wzrost sięga kilkunastu procent – typową wartością jest 10%. Z tego zysku, ok. 80% osiągnane jest przy użyciu najprostszego systemu SDO. Podobnie, sieć zwymiarowana przy założeniu SKR z kierowaniem niehierarchicznym jest tańsza o ok. 10%, w porównaniu z siecią wyjściową dla KB (por. Tab. 3.6).

### Fluktuacje ruchu

Rozważmy sieć  $Z$  zwymiarowaną dla KB i macierzy nominalnej  $A$  oraz sieć  $Z'$ , zwymiarowaną dla macierzy  $A'$  (macierz  $A'$  powstaje z  $A$  poprzez zwiększenie wszystkich elementów o 5%) przy założeniu kierowania alternatywnego. Sieć  $Z'$  jest ciągle tańsza od  $Z$  o ok. 8% dla wszystkich SKR (por. Tab. 3.7). Dla zbadania zachowania poszczególnych SKR w warunkach fluktuacji rozważaliśmy odkształcenia (wg rozkładu normalnego) macierzy ruchu  $A$  dla wartości odchylenia do 10%. Z badań wynika, że systemy z kierowaniem alternatywnym lepiej przenoszą ruch w swoich sieciach  $Z'$  (por. Rys. 3.27 i Rys. 3.28); zarówno średnia strata, jak i rozproszenie rozkładu strat w poszczególnych relacjach są dużo niższe (kilka razy) niż przy KB w sieci  $Z$ . Jakość SDO jest zadowolająca – niewiele ustępuje jakości uzyskiwanej przez systemy z mo-

dyfikacją (MDO) lub efektywnym dostępem do dróg obejściowych (SDE). Jest to o tyle ważne, że reagowanie na fluktuacje poprzez modyfikowanie sekwencji dróg obejściowych byłoby trudne do realizacji w praktyce.

#### Odstępstwa od nominalnej macierzy ruchu

Podobnie jak dla fluktuacji, badane było zachowanie SKR dla macierzy odkształconych, ale tym razem zakładane było odchylenie od 15% do 25%. Przewaga SKR z alternatywnym kierowaniem (również statycznych) nad KB jest nadal widoczna (zachowanie KB jest niezadowolające – straty w niektórych relacjach sięgają 30%). Przy tak dużych odkształceniach macierzy ruchu zaznacza się jednak wyraźnie korzyść ze stosowania modyfikacji. Najlepszym systemem jest MDE (Rys. 3.29). MDO ustępuje mu zauważalnie, jednak w porównaniu z SDO pozwala na obniżenie maksymalnej straty prawie dwukrotnie (np. przy odchyleniu 20% z 16% na 7%).

#### Awaria systemu teletransmisyjnego

Badane były przypadki awarii pojedynczego systemu 34 Mbit/s w grafie transmisyjnym WWT, przy przyjęciu sieci grup łączy międzycentralowych zaprojektowanej dla KB (Z). W sieci tej przy normalnie funkcjonujących zasobach sieci z kierowaniem alternatywnym wykazują pomijalnie małą stratę. Uszkodzenie pojedynczego systemu (w losowo wybranej krawędzi grafu transmisyjnego) powoduje utratę części przepustowości w grupach bezpośrednich dla kilku par central WAG. W takim przypadku decydująca jest jakość obsługi ruchu w relacjach, których grupy bezpośrednio utraciły część przepustowości. KB, jak należało się spodziewać, nie jest efektywne w przypadku awarii (por. Rys. 3.31) – wykazuje średnią stratę ok. 3 razy wyższą niż pozostałe SKR (a ośmiokrotnie wyższą od nominalnej), stratę maksymalną większą niż 50% oraz wielki rozrzut strat w relacjach WAG. Zastosowanie systemu SDO znacznie poprawia efektywność ruchową sieci – zarówno średnia jak i maksymalna strata są prawie dwukrotnie niższe. Zastosowanie modyfikacji pozwala ograniczyć straty w relacjach do 20% i uzyskać stratę średnią tylko 2 razy większą od nominalnej. Wydaje się, że w tym przypadku (stosunkowo niewielka utrata przepustowości) zysk z kierowania alternatywnego jest największy.

#### Przeciążenie lokalne

W przypadku wzrostu ruchu skierowanego do pojedynczej centrali WAG (nazwijmy ją centralą B) od wszystkich pozostałych central, kierowanie alternatywne nie może wiele pomóc w stosunku do KB, ponieważ wszystkie grupy przychodzące do B są nadmiernie obciążone. W takim przypadku jedyna korzyść z kierowania alternatywnego (w sieci Z) polega na możliwości wykorzystania wszystkich łączy przychodzących do B jako wspólnej puli zasobów i, dzięki temu, wyrównać straty dla wszystkich relacji

do B. W takiej sytuacji zastosowanie systemu bez dynamicznej rezerwacji łączy dla ruchu bezpośredniego, tzn. SDO (MDO) jest korzystniejsze w stosunku do systemów korzystających z takiej rezerwacji (UDO,SDE,MDE).

#### Przeciążenie globalne

W przypadku wzrostu ruchu oferowanego wszystkim relacjom WAG korzystne jest ograniczenie możliwości przelewania ruchu z grup bezpośrednich. W przypadku SKR wykorzystujących dynamiczną rezerwację łączy (UDO, SDE, MDE) ograniczenie takie jest automatyczne: nadmierny ruch przelewany nie jest akceptowany na grupie. W przypadku SDO (MDO) zapewnia to mechanizm PPZP w połączeniu z ograniczoną liczbą dróg obejściowych. Podkreślić należy, że w sieci Z z SDO i w sieci Z z KB, zarówno wartość średniej straty ruchu, jak i rozrzut strat są zbliżone.

### Ćwiczenia do rozdziału 3

- 3.1. Dlaczego w przypadku sieci hierarchicznych blokada zgłoszenia w węźle pośrednim nie ma istotnego wpływu na prawdopodobieństwo blokady w relacji (a co za tym idzie PPZP wystarcza)? Dlaczego tak nie jest w sieciach niehierarchicznych i w związku z tym warto używać PZPW, jak w DNHR?
- 3.2. Napisać dla DCR wzór na wybór drogi wynikający z zasady wyboru „najmniej obciążonej drogi”.
- 3.3. W jaki sposób można wyprowadzić wzór na natężenie ruchu przenoszonego przez grupę łączy z definicji natężenia ruchu przenoszonego przez jedno łącze?
- 3.4. Mówimy, że ruch jest równy  $X$  [CCS], jeśli w czasie 1 godziny przychodzi  $X$  zgłoszeń, każde o średnim czasie trwania równym 100 sekund. Ile wynosi 1 erl. wyrażony w CCS?
- 3.5. Wyprowadzić wzór:
  - (a) na wariancję zmiennej losowej  $L(t)$  (por. wzór (3.4))
  - (b) (3.6) na wariancję zmiennej losowej  $X$  określającej czas między zgłoszeniowy w procesie Poissona
  - (c) (3.7) na dystrybuantę czasu trwania rozmowy
  - (d) (3.8) ilustrujący własność bezpamięciowości rozkładu wykładniczego.
- 3.6. Pokazać (przy założeniach sformułowanych na początku Paragrafu 3.2.2), że prawdopodobieństwo zakończenia w czasie  $(t, t+\Delta t)$  dokładnie jednej spośród  $j$  toczących się rozmów wynosi  $j\mu\Delta t + o(\Delta t)$ .
- 3.7. Uzasadnić wzory (3.10), (3.11) i (3.12).
- 3.8. Wyprowadzić wzór rekurencyjny (3.17).
- 3.9. Zastanowić się, w jaki sposób prawo wiązki znajduje odzwierciedlenie w zasadach budowy dwuwarstwowej sieci hierarchicznej z alternatywnym kierowaniem ruchu, opisanej w Paragrafie 3.1.2?
- 3.10. W jaki sposób z twierdzenia Chińczyzna (por. Paragraf 3.2.1) wynika fakt, że strumień ruchu generowanego przez centralę można aproksymować procesem Poissona?
- 3.11. Pytanie do Przykładu 3.1: jakie jest natężenie ruchu zamykanego w centrali w przypadku  $x=0,05$  [erl] oraz  $M=50$  i  $X_i=10.000$  dla  $i=1,2,\dots,M$ ?
- 3.12. Obliczyć macierz ruchu  $A=[A_{ij}]$  dla układu 3 central. Do kolejnych central przyłączonych jest  $N_1=5.000$  abonentów mieszkaniowych i  $M_1=100$  abonentów

- urzędowych,  $N_2=10.000$  i  $M_2=500$  oraz  $N_3=5.000$  i  $M_3=100$ . Linia abonenta mieszkaniowego w GNR zajęta jest średnio przez 4% czasu, a urzędowego – przez 40% czasu.
- 3.13. Jaki jest wzór służący do wyznaczenia natężenia ruchu przelewanego z wiązki bezpośredniej używanego we wzorze (3.21)?
  - 3.14. Jaka jest liczność przestrzeni zmiennych optymalizacyjnych (wymiarów grupy bezpośredniej i grup skośnych) dla sieci z Przykładu 3.1 (por. Rys. 3.19)?
  - 3.15. Jak wygląda wzór analogiczny do (3.27) dla przypadku sieci dwuwarstwowej o wielu strefach tranzytowych (czyli dla relacji „trapezowej”)?
  - 3.16. Wyprowadzić wzory (3.33)-(3.38) (przede wszystkim dla UDO).
  - 3.17. Dana jest niehierarchiczna sieć symetryczna z SDE (bez DRŁ). Prawdopodobieństwo dostępności każdej grupy łączy wynosi  $y=0.95$ . Ilu co najmniej dróg obejmujących potrzeba w każdej relacji, aby strata w relacji wynosiła ok. 0.5%?
  - 3.18. Sformułować problem wymiarowania WK (w notacji Rozdziału 5.1) dla kierowania niehierarchicznego z podziałem ruchu. Następnie podać analogiczne sformułowanie dla sieci z niepokrywającymi się godzinami największego ruchu dla central (odpowiada to zagadnieniu wymiarowania sieci dla kilku różnych macierzy ruchu).
  - 3.19. Wyprowadzić wzór Burke’a dla grupy łączy z DRŁ.
  - 3.20. Dlaczego w symulacji MMC przypadek  $\xi < \Lambda$  odpowiada przyścisłu zgłoszenia.

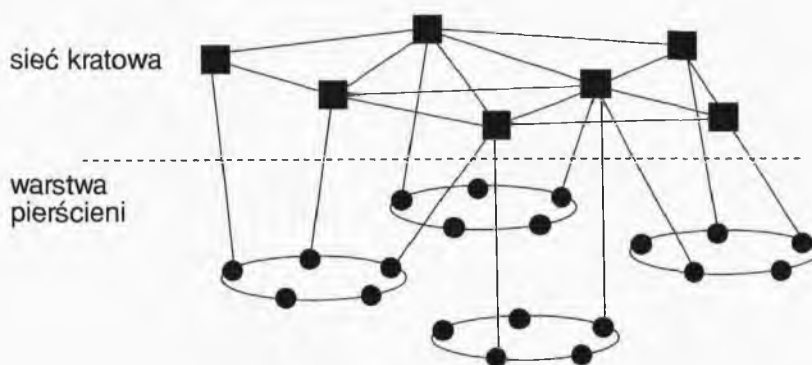




## 4. Projektowanie warstwy transmisyjnej

### 4.1. Struktura sieci SDH

Rysunek 4.1 przedstawia typową strukturę warstwy transmisyjnej (WT) publicznej sieci międzymiastowej, opartą na systemach SDH [ALLM93]. WT składa się z dwóch płaszczyzn: z dolnej, złożonej z pierścieni oraz z górnej, mającej strukturę kratową. Pierścienie służą do realizacji zapotrzebowań na przepustowość (grupy łączy) między centralami obsługiwanych przez siebie regionów, a sieć kratowa – do realizacji grup łączy między centralami z różnych regionów. WT o takiej strukturze zapewnia duży stopień zabezpieczenia realizowanej przepustowości. W płaszczyźnie dolnej przepustowość zabezpieczona jest dzięki własnościom „samonaprawialności” pierścieni (por. Paragraf 4.2.2), a w płaszczyźnie górnej – dzięki efektywnym metodom zabezpieczania realizowanym w automatycznych przełącznicach cyfrowych. Istotna dla niezawodności sieci jest zasada przyłączania każdego pierścienia do co najmniej dwóch węzłów płaszczyzny górnej.



Rys. 4.1. Struktura sieci transmisyjnej SDH

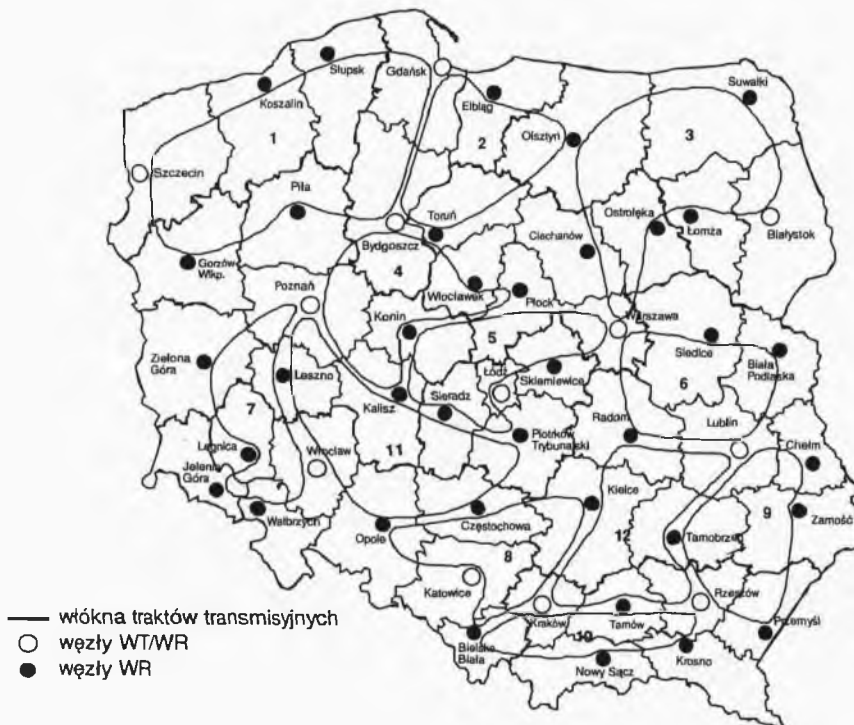
Należy podkreślić, że alternatywą dla rozwiązania kratowego w płaszczyźnie górnej jest sieć pierścieniowa, tzn. „superpierścień” służący do łączenia pierścieni regionalnych. Rozwiązanie kratowe jest z kolei jedynym możliwym do stosowania w sieci opartej na systemach PDH, gdyż sieci pierścieniowe w technice PDH nie występują.

## 4.2. Sieci pierścieniowe

Przykładowe rozwiązanie płaszczyzny sieci pierścieniowych regionalnych dla krajowej sieci publicznej przedstawia Rysunek 4.2 [PROJ93]. Zauważmy, że każdy pierścień ma dostęp do sieci kratowej w co najmniej dwóch węzłach, co widać, gdy spojrzymy również na Rysunek 4.10.

### 4.2.1. Zasada realizacji przepustowości w pierścieniu

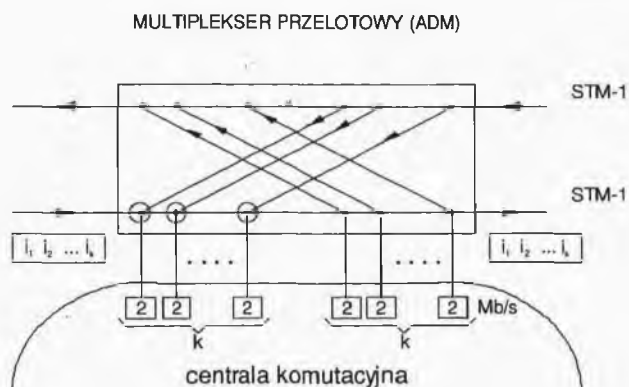
Sieć pierścieniowa (krótko: pierścień) jest charakterystyczna dla techniki SDH [HAQU91]. Pierścień jest realizowany na zamkniętym w obwód systemie transmisyjnym STM-1 lub STM-4 (lub na dwóch systemach tego samego typu) za pomocą multiplexerów przelotowych (ang. *add/drop multiplexer* – ADM [WU92], por. Rys. 4.3), będących węzłami sieci pierścieniowej.



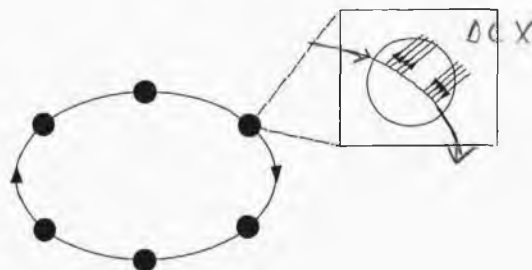
Rys. 4.2. Płaszczyzna pierścieni

### Pierścień jednokierunkowy

Rysunek 4.4 przedstawia ideę działania pierścienia jednokierunkowego (ang. *unidirectional ring* – UR) o  $M$  węzłach ADM, wykorzystującego jedno włókno światłowodowe realizujące system transmisyjny STM-1. System taki realizuje 63 kontenery VC-12, krążące po obwodzie pierścienia w ustalonym kierunku (np. w kierunku zgodnym z ruchem wskazówek zegara). Załóżmy, że pomiędzy węzłami  $v_i$  oraz  $v_j$  istnieje zapotrzebowanie na  $n_{ij}$  wiązek łączy (w obie strony razem). Przypomnijmy, że każda wiązka liczy 30 łączy, a jej realizacja wymaga strumienia o przepływności 2Mbps (w obie strony). W jedną stronę, od  $v_i$  do  $v_j$ , zapotrzebowanie to jest realizowane za pomocą  $n_{ij}$  kontenerów VC-12 biegnących od  $v_i$  do  $v_j$ , a w drugą – za pomocą (tych samych)  $n_{ij}$  kontenerów VC-12 biegnących od  $v_j$  do  $v_i$ . Tak więc realizacja każdego zapotrzebowanie na  $n_{ij}$  wiązek wymaga tyluż kontenerów VC-12 na całym obwodzie pierścienia.



Rys. 4.3. Multiplexer przelotowy



Rys. 4.4. Pierścień jednokierunkowy

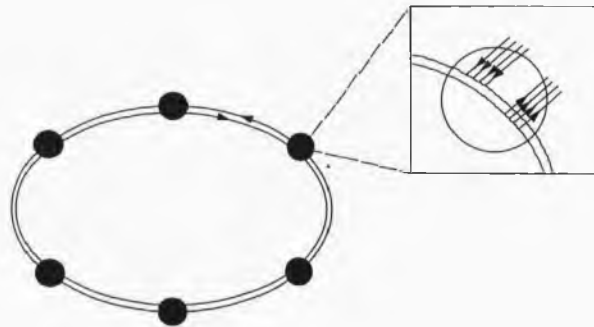
### Pierścień dwukierunkowy

Podstawowa realizacja pierścienia dwukierunkowego (ang. *bidirectional ring* – BR) wymaga dwóch włókien i zrealizowanych na nich dwóch systemów STM-1 (por. Rys. 4.5). Tym razem realizacja przepustowości  $n_{ij}$  wykorzystuje z reguły ten sam odcinek obwodu pierścienia w obu kierunkach, a każdy kierunek wykorzystuje inny z dwóch systemów. Pozwala to w niektórych przypadkach na efektywniejsze, w stosunku do pierścienia jednokierunkowego, wykorzystanie przepustowości.

### Realizacja pierścieni za pomocą systemów STM-4

Przez wzbogacenie funkcjonalne multiplexerów przelotowych można również re-alizować pierścienie za pomocą systemów SDH o pojemności STM-4. Pierścień taki (UR lub BR) w aspekcie wymiarowania jest równoważny funkcjonalnie czterem pierścieniom STM-1 opisanym powyżej.

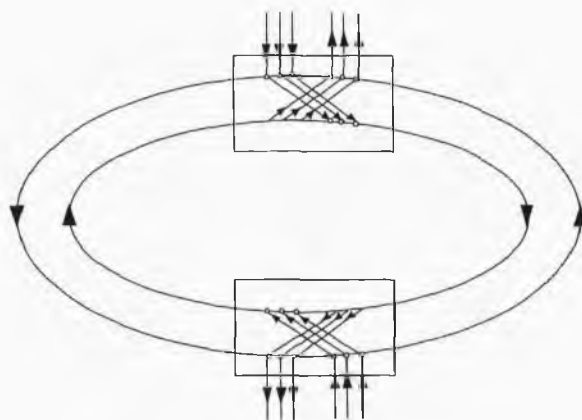
W dalszym ciągu *segmentem pierścienia* nazywać będziemy jego odcinek pomiędzy dwoma kolejnymi węzłami. W sieci pierścieniowej użyte do jej tworzenia krawędzie warstw WD, WF, WT, WS/STM-1 oraz WS/2Mbps można zazwyczaj utożsamiać.



Rys. 4.5. Pierścień dwukierunkowy

### Zabezpieczenie przepustowości realizowanej w pierścieniu

Samonaprawialność pierścieni uzyskuje się wprowadzając obok włókien (systemów) podstawowych, włókna zabezpieczające oraz wykorzystując wzbogacone własności funkcjonalne multiplexerów przelotowych (por. Rys. 4.3). Termin „samonaprawialność” oznacza zdolność pierścienia do odtwarzania całej uszkodzonej przepustowości w przypadku awarii dowolnego segmentu (jednego na raz).



Rys. 4.6. Zabezpieczony pierścień jednokierunkowy

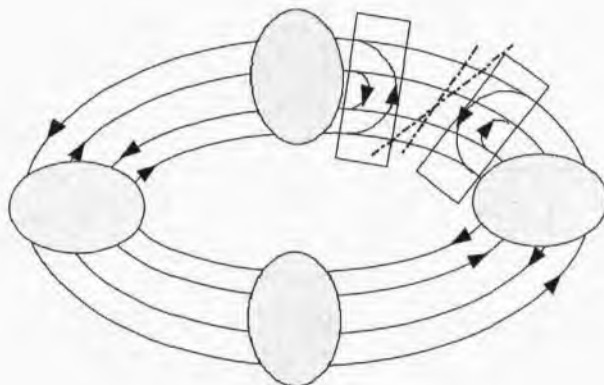
### Pierścień jednokierunkowy

Samonaprawialny pierścień jednokierunkowy (ang. *unidirectional self-healing ring* – USHR) oparty jest na dwóch systemach transmisyjnych STM-1 – podstawowym i zabezpieczającym. Każdy węzeł umieszcza wychodzące strumienie bitów realizujące wiązki łączy w odpowiednich kontenerach obu systemów STM-1, a odbiera przeznaczone dla siebie strumienie tylko z systemu podstawowego. W przypadku awarii odcinka pierścienia od węzła  $v_i$  do węzła  $v_j$  (zakładamy, że węzły te pozostają sprawne) spowodowanej np. przecięciem kabla światłowodowego, każdy nieuszkodzony węzeł dla odbioru przeznaczonych dla siebie, a zniszczonych w wyniku awarii strumieni bitów, przełącza się na system zabezpieczający (por. Rys. 4.6).

Opisany powyżej sposób zabezpieczenia nazywany jest w sieci kratowej „zabezpieczeniem wiązek” (por. Paragraf 4.3.2).

### Pierścień dwukierunkowy

Samonaprawialny pierścień dwukierunkowy (ang. *bidirectional self-healing ring* – BSHR) oparty jest na dwóch parach systemów transmisyjnych STM-1 – parze podstawowej i parze zabezpieczającej. W przypadku awarii segmentu pierścienia od węzła  $v_i$  do węzła  $v_j$ , węzły  $v_i$  i  $v_j$  (zakładamy, że węzły te pozostają sprawne) dokonują przełączenia (w całości) strumieni STM-1 biegnących zniszczonymi odcinkami włókien podstawowych na nie zniszczone odcinki włókien zabezpieczających, omijając w ten sposób uszkodzony segment (por. Rys. 4.7).



Rys. 4.7. Zabezpieczony pierścień dwukierunkowy

Opisany powyżej sposób zabezpieczenia nazywany jest w sieci kratowej „zabezpieczeniem strumieni cyfrowych” (por. Paragraf 4.3.2).

Na koniec tego paragrafu zauważmy, że stosuje się jeszcze inne typy pierścieni [HAQU91]. Są to:

- USHR z zabezpieczeniem strumieni (czyli z mechanizmem zabezpieczenia stosowanym w opisanym powyżej pierścieniu BSHR)
- BSHR zbudowany na dwóch włóknach (połowa przepustowości każdego włókna jest wykorzystywana jako przepustowość podstawowa, a połowa – jako zabezpieczająca).

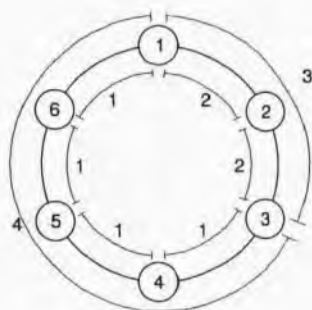
### 4.2.3. Wymiarowanie pierścieni

Wymiarowanie pierścieni jednokierunkowych jest zadaniem prostym, gdyż w takich pierścieniach realizacja każdej wiązki łączy wymaga zajęcia jednego kontenera VC-12 na całym obwodzie i w związku z tym całkowita realizowana pojemność nie może przekraczać (w przypadku pierścienia opartego na systemach STM-1) pojemności systemu STM-1, tzn. 63 kontenerów VC-12:

$$\sum_{i,j} n_{ij} \leq 63. \quad (4.1)$$

W przypadku pierścieni dwukierunkowych rozmieszczenie poszczególnych wiązek łączy nie jest takie proste, gdyż należy zdecydować, który odcinek obwodu pierścienia ma to przeznaczyć dla każdej wiązki (por. Rys. 4.8). Zauważmy, że w niektórych

przypadkach warto niektóre wiązki zrealizować korzystając z dwóch uzupełniających się odcinków, gdyż w ten sposób można „dopełnić” resztkę przepustowości pierścienia (w ten sposób zrealizowana jest na Rysunku 4.8 grupa łączy  $n_{13}=7$ ).



Rys. 4.8. Wymiarowanie pierścienia BR

$$\begin{aligned} n_{13}=7, n_{12}=n_{23}=2, \\ n_{34}=n_{45}=n_{56}=n_{16}=1 \end{aligned}$$

wymagana przepustowość UR = 15

wymagana przepustowość BR = 5.

Ogólnie problem wymiarowania pierścieni dwukierunkowych można postawić w następujący sposób. Rozważmy symetryczne zapotrzebowania na przepustowość (na łączy) między węzłami. Niech  $n_{ij}$  ( $i < j$ ) oznacza zapotrzebowanie na przepustowość między węzłem  $v_i$  a węzłem  $v_j$  oraz niech  $x_{ij}$  oznacza część tego zapotrzebowania zrealizowaną na odcinku pierścienia od  $v_i$  do  $v_j$  zgodnie z kierunkiem ruchu wskazówek zegara, a  $y_{ij}$  – część tego zapotrzebowania zrealizowaną na odcinku komplementarnym.

#### Zadanie wymiarowania pierścienia dwukierunkowego:

Dla danego

- wektora zapotrzebowań  $n = \{n_{ij} : i, j=1, 2, \dots, M, i < j\}$

znaleźć

- zbiór całkowitych nieujemnych wartości  $\{x_{ij}, y_{ij} : i, j=1, 2, \dots, M, i < j\}$  spełniających ograniczenia

$$x_{ij} + y_{ij} = n_{ij}, \text{ dla } i, j=1, 2, \dots, M, i < j \quad (4.2)$$

$$\sum_{(i,j)} x_{ij} + \sum_{(k,l)} y_{kl} \leq 63, \quad (4.3)$$



gdzie sumowanie przebiega po  $m=1,2,\dots,M$  i dla każdego  $m$  po

- wszystkich parach  $(i,j)$  takich, że  $i < j$  oraz że odcinek pierścienia od węzła  $v_i$  do węzła  $v_j$  biegnący zgodnie z ruchem wskazówek zegara zawiera segment pierścienia między węzłami  $v_m$  i  $v_{m+1}$  (gdy  $m+1$  wynosi  $M+1$ , wówczas należy przyjąć wartość 1)
- wszystkich parach  $(k,l)$  takich, że  $k < l$  oraz że odcinek pierścienia od węzła  $v_l$  do węzła  $v_k$  biegnący przeciwnie do ruchu wskazówek zegara zawiera segment między węzłami  $v_m$  i  $v_{m+1}$  (gdy  $m+1$  wynosi  $M+1$ , wówczas należy przyjąć wartość 1).

Możliwości pierścieni o  $M$  węzłach ADM związane z realizacją przepustowości podsumowuje Tabela 4.1 [HAQU91]. W ostatniej kolumnie podane są, dla porównania, dane dla „linii” zrealizowanej na dwóch parach włókien, która odpowiada pojedynczej ścieżce transmisyjnej łączącej  $M$  węzłów.

Tabela 4.1.

atrybuty	USHR	BSHR	linia
liczba par włókien	1	2	2
liczba par N/O <sup>*)</sup> w węźle	2	4	4
pojemność odcinka między węzłami	STM-1	STM-1	STM-1
maksymalna realizowalna pojemność (VC-12)	63	$\geq 2 \cdot 63$ $\leq M \cdot 63$	$\geq 63$ $\leq (M-1) \cdot 63$
zabezpieczenie N/O	dwie ścieżki	obejście	obejście
zabezpieczenie przed przecięciem kabla lub całkowitą awarią węzła	dwie ścieżki	obejście	brak

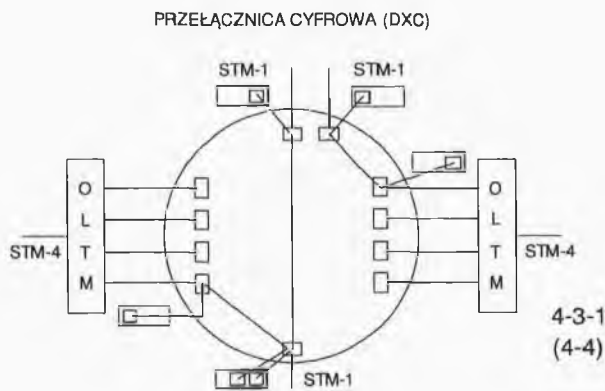
\*)N/O = nadajnik/odbiornik

## 4.3. Sieci kratowe

### 4.3.1. Zasada budowy sieci kratowej

W sieci kratowej, zarówno z użyciem techniki PDH, jak i SDH, systemy transmisyjne służące do realizacji wiązek łączy budowane są w oparciu o pary włókien światłowodowych – każde z włókien realizuje część systemu odpowiedzialną za transmisję

informacji w jedną stronę. W węzłach sieci kratowej SDH znajdują się automatyczne przełącznice cyfrowe (ang. *digital cross connect* – DXC [WU92], por. Rys. 4.9). Przypomnijmy, że urządzenia DXC typu 4-4 umożliwiają komutację strumieni cyfrowych STM-1, a DXC typu 4-3-1 – komutację na poziomie STM-1 oraz na poziomach niższych (por. Rys. 2.2). Zatem, mówiąc w pewnym uproszczeniu, z punktu widzenia PSTN węzły zaopatrzone w DXC/4-3-1 są widoczne w podwarstwie WS/2Mbps, a węzły DXC/4-4 – w podwarstwie WS/STM-1.



Rys. 4.9. Automatyczna przełącznica cyfrowa

Przykładowe rozwiązanie płaszczyzny kratowej łączącej węzły regionalne w krajowej sieci publicznej przedstawia Rysunek 4.10 [PROJ93].

### 4.3.2. Metody zabezpieczania przepustowości

Poniżej omówimy mechanizmy zabezpieczania przed awariami przepustowości (tzn. wiązek łączy) realizowanej w sieci transmisyjnej. Skoncentrujemy się na rozpatrywaniu awarii pojedynczych (lecz całych) węzłów i duktów. W sieciach kratowych stosowane są tradycyjnie dwie następujące metody zabezpieczania.

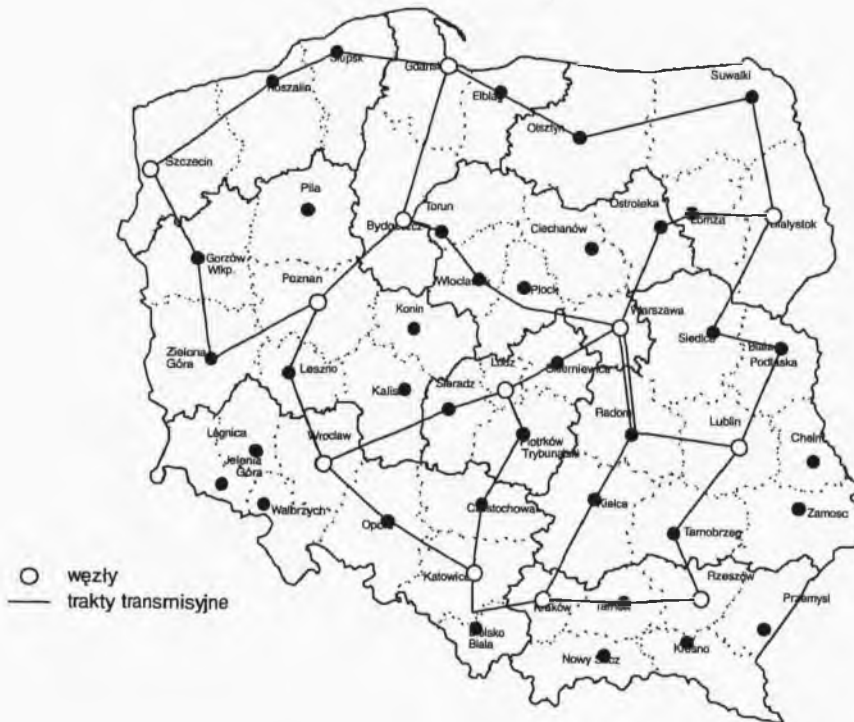
#### Rozłączność ścieżek – PD (ang. *path diversity*)

Mechanizm zabezpieczania PD działa na poziomie WS/2Mbps. Zabezpieczenie to jest oparte na zasadzie realizowania zapotrzebowania na wiązki łączy pomiędzy parą central na kilku ścieżkach, rozłącznych w warstwie duktów (por. Rys. 4.11). Dla przykładu, zapotrzebowanie na 6 wiązek realizowane może być w któryś z następujących sposobów:

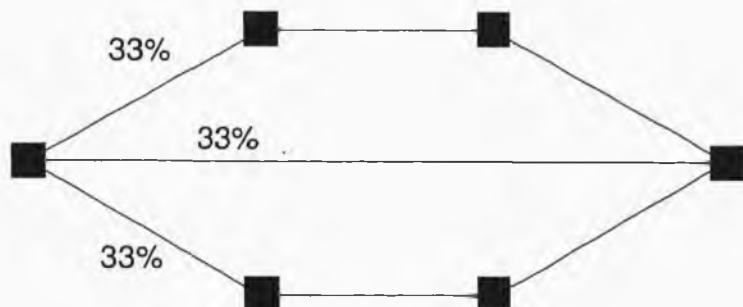
- na dwóch drogach, po 3 wiązki na każdej (podział 50-50)
- na dwóch drogach, 4 wiązki na pierwszej (krótszej) i 2 na drugiej (podział 66-33)
- na trzech drogach, po 2 wiązki na każdej (podział 33-33-33) itp.

Z zasady rozłączność ścieżek powinna dotyczyć rozłączności zbiorów duktów (i węzłów pośrednich WD), których używają wykorzystywane ścieżki (jeśli jest to niemożliwe, należy zapewnić rozłączność w jak najniższej warstwie powyżej WD). Zauważmy, że w razie awarii pojedynczego duktu lub węzła pośredniego tracona jest jedynie pewna część przepustowości pomiędzy parą central. Metoda PD nie pozwala ma zabezpieczenie 100% przepustowości, nawet w przypadku pojedynczych awarii; jest jednak metodą prostą (strukturalną) i działającą natychmiast.

Zauważmy, że w przypadku zabezpieczania przed awariami węzłów, równie naturalnym jak PD sposobem jest realizowanie przepustowości na drogach bezpośrednich, nie przechodzących przez węzły pośrednie.



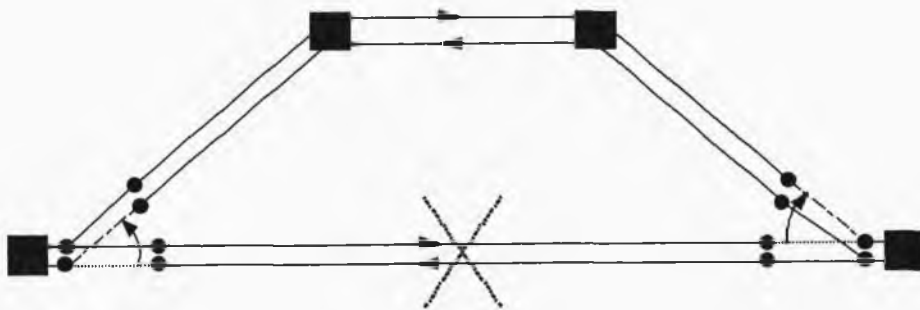
Rys. 4.10. Płaszczyzna kratowa sieci transmisyjnej



Rys. 4.11. Zabezpieczenie typu „rozłączność ścieżek”

#### Gorąca rezerwa – HS (and. *hot-standby*)

Mechanizm HS działa na poziomie warstwy transmisyjnej WT, tzn. zabezpiecza krawędzie WT. Jest to sposób polegający na zabezpieczeniu całych systemów transmisyjnych (wraz z całą realizowaną w nich przepustowością) przed awariami duktów. W tym celu system podstawowy realizowany za pomocą ciągu par włókien (na ścieżce WF) zaopatrywany jest w system rezerwowy realizowany na ścieżce WF, która przebiega w ścieżce duktów rozłącznej z duktami zaangażowanymi w realizację ścieżki WF systemu podstawowego (por. Rys. 4.12). W razie awarii któregoś z duktów, po którym przebiega para włókien systemu podstawowego, każdy z dwóch automatycznych przełączników (ang. *protection switch*) znajdujących się po stronie odbiorczej przełącza się automatycznie (w czasie mniejszym od 50 ms) na system zapasowy.



Rys. 4.12. Zabezpieczenie typu „gorąca rezerwa”

W technice SDH rozważa się również dwa bardziej zaawansowane mechanizmy zabezpieczania przed awariami. Są to:

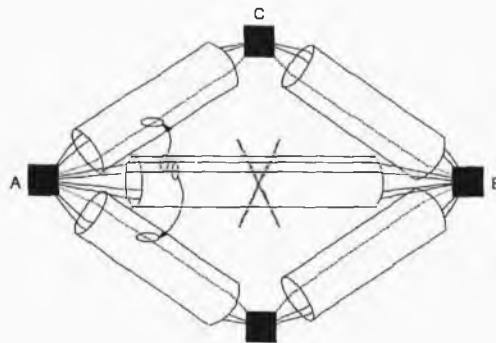
#### Zabezpieczenie strumieni cyfrowych – LP (and. *link protection*)

LP działa na poziomie podwarstwy STM-1 warstwy WS i polega na indywidualnym odtwarzaniu uszkodzonych w wyniku awarii strumieni STM-1, realizowanych pomiędzy portami węzłów DXC (4-4 lub 4-3-1). Dla sytuacji przedstawionej na Rysunku 4.13 w wyniku awarii (duktu) tracone są 4 strumienie STM-1 pomiędzy węzłami A i B. Każdy z nich odtwarzany jest indywidualnie na drodze obejściowej, z wykorzystaniem nie uszkodzonych zapasowych (przewidzianych dla tego celu) strumieni STM-1 (np. na ścieżce A-C-B) oraz zdolności komutacyjnych DXC w węzłach końcowych (A i B) oraz pośrednich (C). Zauważmy, że to, ile uszkodzonych strumieni można w danej sytuacji awaryjnej odtworzyć zależy od przewidzianej konfiguracji zapasowych strumieni STM-1 oraz algorytmu odtwarzania.

Można wyobrazić sobie rozmaite algorytmy rekonfiguracji sieci przy mechanizmie LP, np. scentralizowane lub rozproszone. Naturalnym podejściem jest stosowanie algorytmów rozproszonych [SAKA90]. Przy takim podejściu węzły rozpoznające awarię sygnalizują ten fakt swoim sąsiadom, a działania komutacyjne węzłów oparte są na predefiniowanych akcjach: węzeł otrzymujący sygnał o konkretnej awarii podejmuje zaplanowaną w tym celu akcję polegającą na przekomutowaniu odpowiednich strumieni STM-1.

Czas rekonfiguracji sieci przy mechanizmie LP nie powinien przekraczać 1 s.

Przedstawiony powyżej najprostszy przypadek mechanizmu LP można wzbogacić w celu uzyskania możliwości zabezpieczania przepustowości przed rozleglejszymi awariami, np. przed awariami węzłów pośrednich w podwarstwie synchronicznej STM-1 (i w warstwach niższych).



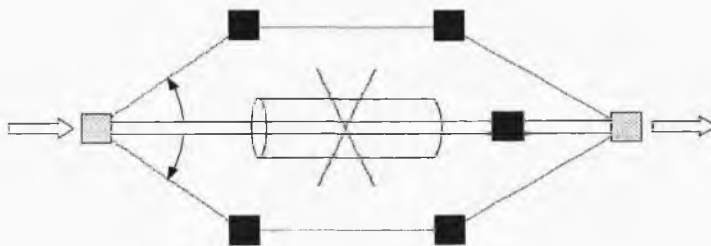
Rys. 4.13. Zabezpieczenie strumieni STM-1

### Zabezpieczenie wiązek łączy – PP (ang. *path protection*)

Mechanizm PP, podobnie jak PD, działa na poziomie podwarstwy WS/2Mbps i polega na indywidualnym odtwarzaniu przerwanych ścieżek krawędzi tej warstwy (każda taka ścieżka realizuje jedną wiązkę łączy) z użyciem wolnych strumieni 2Mbps (czyli krawędzi tej podwarstwy WS/2Mbps) i zdolności komutacyjnych węzłów DXC/4-3-1 (por. Rys. 4.14). Oprócz specjalnie w tym celu przewidzianych strumieni, do odtwarzania służyć mogą strumienie odzyskane w wyniku awarii, będące nieuszkodzonymi ogniwami przerwanych ścieżek. W prostszej wersji mechanizm PP polega na odtwarzaniu uszkodzonych ścieżek bez naruszania ścieżek nieuszkodzonych. Najbardziej skomplikowana wersja dopuszcza realizację wszystkich zapotrzebowań od nowa.

Można rozważać różne implementacje algorytmów odtwarzania, od scentralizowanych po rozproszone [SAKA90]. Podobnie jak w przypadku LP, to, ile uszkodzonych wiązek można w każdej sytuacji awaryjnej odtworzyć, zależy od przewidzianej konfiguracji zapasowych strumieni 2Mbps oraz algorytmu odtwarzania.

Przewiduje się, że czas rekonfiguracji sieci przy zastosowaniu mechanizmu PP nie powinien przekraczać kilku sekund.



Rys. 4.14. Zabezpieczanie wiązek łączy

### 4.3.3. Konfiguracja i wymiarowanie sieci kratowych

Na ogół problemy rekonfiguracji i wymiarowania sieci SDH są *NP*-zupełne, a więc trudne. Poniżej omówimy najważniejsze z nich, używając oznaczeń zbliżonych do stosowanych przy sformułowaniu GPKZ (Rozdz. 5.1).

#### Problem wymiarowania sieci z zabezpieczeniem PD

Niech  $n = \{n_{ij} : i, j=1, 2, \dots, M, i \neq j\}$  oznacza wektor (dokładniej: zbiór indeksowany) zapotrzebowań na łącza między centralami, wyrażonych w modułach liczących 30

łączy. Moduły te należy zrealizować w unigrafie niezorientowanym  $G$  (podwarstwy WS/2Mbps), gdzie  $G = (V, E)$  oraz  $V = \{v_1, v_2, \dots, v_M\}$  i  $E \subseteq V^{|2|}$  jest zbiorem krawędzi ( $V^{|2|}$  oznacza rodzinę wszystkich dwuelementowych podzbiorów zbioru  $V$ ). Zauważmy, że  $G$  nie jest multigrafem; każda jego krawędź  $e = \{v(e), w(e)\} \in E$  o przepustowości  $c(e)$  modułów reprezentuje zbiór wszystkich multikrawędzi łączących węzły  $v(e)$  i  $w(e)$  w multigrafie  $G^{3S}$  (por. Paragraf 2.3.3). Zbiór taki liczy  $c(e)$  elementów (jedna multikrawędź odpowiada jednemu modułowi).

Niech  $P^{ij} = \{p_1^{ij}, p_2^{ij}, \dots, p_{m(i,j)}^{ij}\}$  będzie zbiorem ścieżek w grafie  $G$ , którymi można realizować moduły zapotrzebowania pomiędzy węzłami  $v_i$  i  $v_j$ . Wektor alokacji jest następujący:

$$y = \{y_k^{ij}: i, j=1, 2, \dots, M, i \neq j, k=1, 2, \dots, m(i, j)\}, \quad (4.4)$$

gdzie  $y_k^{ij}$  jest liczbą naturalną oznaczającą część zapotrzebowania  $n_{ij}$  realizowaną drogą  $p_k^{ij}$ . Obciążenie krawędzi  $e \in E$  implikowane przez wektor  $y$  wyraża się wzorem:

$$x(e, y) = \sum \{y_k^{ij}: i, j=1, 2, \dots, M, i \neq j, k=1, 2, \dots, m(i, j), e \in p_k^{ij}\}. \quad (4.5)$$

Niech  $g_k^{ij}$  oznacza koszt zrealizowania jednego modułu zapotrzebowania pomiędzy węzłami  $v_i$  i  $v_j$  ścieżką  $p_k^{ij}$  ( $k=1, 2, \dots, m(i, j)$ ). Problem wymiarowania warstwy WS/2Mbps formułujemy następująco:

Wyznacz wektor alokacji  $y$  o wartościach naturalnych minimalizujący funkcję kosztu

$$\bullet \quad C(y) = \sum \{g_k^{ij} \cdot y_k^{ij}: i, j=1, 2, \dots, M, i \neq j, k=1, 2, \dots, m(i, j)\} \quad (4.6)$$

przy ograniczeniach:

$$\bullet \quad 0 \leq \sum \{y_k^{ij}: p_k^{ij} \in P_s^{ij}\} \leq h(i, j), \quad i, j=1, 2, \dots, M, i \neq j, s=1, 2, \dots, S(i, j) \quad (4.7)$$

(gdzie  $P_1^{ij}, P_2^{ij}, \dots, P_{S(i,j)}^{ij}$  jest pewnym podziałem zbioru  $P^{ij}$  na rozłączne podzbiory, takim że ścieżki z dwóch różnych podzbiorów są rozłączne)

$$\bullet \quad \sum_{k=1}^{m(i,j)} y_k^{ij} = n_{ij}, \quad i, j=1, 2, \dots, M, i \neq j. \quad (4.8)$$

Granice  $h(i, j)$  ustalają stopień rozłączności ścieżkowej realizacji przepustowości  $n_{ij}$  (każde dwie drogi z różnych podzbiorów  $P_s^{ij}$  są rozłączne węzłowo).

Przy przyjętej (liniowej) postaci funkcji kosztu (4.6) rozwiązanie postawionego powyżej problemu jest łatwe i wynika z warunków Kuhna-Tuckera (K-T) [FIND77]. W celu uzyskania rozwiązania należy w każdym zbiorze  $P^{ij}$  uszeregować ścieżki według rosnących wartości  $g_k^{ij}$  i alokować maksymalną (naturalną) liczbę modułów  $y_k^{ij}$  na kolejnych najtańszych ścieżkach, na każdej ścieżce tyle na ile pozwalają ograniczenia (4.7). Rozwiązanie to jest również właściwe dla wypukłych (względem zmiennych  $y_k^{ij}$ ) funkcji kosztu (4.6).

Postać (4.6) funkcji kosztu jest jednak tylko dość zgrubnym przybliżeniem. W rzeczywistości funkcja taka zależy od obciążeń krawędzi  $x(e,y)$  i nie jest ciągła. W sieciach SDH związane to jest z modularnością strumieni STM-1 i systemów transmisyjnych STM-1, STM-4 i STM-16. Jeśli podwarstwa WS/STM-1 jest ustalona (skonfigurowana) wówczas można założyć, że funkcja kosztu jest postaci

$$c(y) = \sum_{e \in E} f_e(x(e,y)). \quad (4.9)$$

Funkcja  $f_e$  wyrażająca koszt krawędzi  $e \in E$  przy obciążeniu  $x$  może wyglądać na przykład następująco:

$$f_e(x) = 0, \quad \text{gdy } x \leq c(e) \cdot 63 \quad (4.10)$$

$$z(e) \cdot \lfloor (x - c(e) \cdot 63) / 63 \rfloor, \quad \text{w przeciwnym przypadku,}$$

gdzie  $c(e)$  jest ustaloną pojemnością krawędzi, tzn. liczbą ścieżek w grafie podwarstwy WS/STM-1 przeznaczonych do realizacji krawędzi  $e$ , a  $z(e)$  jest kosztem dodania takiej ścieżki dla krawędzi  $e$ .

W przypadku funkcji kosztu (4.10) prosty sposób wymiarowania oparty na warunkach K-T przestaje obowiązywać, a problem staje się *NP*-zupełny. Do jego rozwiązania można zastosować odpowiednie pakiety optymalizacyjne (np. pakiet CPLEX [CPLE94]) lub metody heurystyczne (np. metodę Symulowanej Alokacji [PIOR94a]). Można też zastosować opisane poniżej podejście iteracyjne, zachowujące jako główną procedurę optymalizacyjną znajdowanie wektora alokacji oparte na funkcji kosztu postaci (4.6) i warunkach K-T.

W pierwszym kroku za wartości współczynników kosztu  $g_k^{ij}$  przyjmujemy liczbę krawędzi w odpowiednich ścieżkach grafu  $G$  i dokonujemy alokacji opartej na warunkach K-T. Następnie, korzystając z funkcji o postaci (4.10) znajdujemy właściwy koszt otrzymanego rozwiązania i dla każdej ścieżki  $p_k^{ij}$  obliczamy nowe współczynniki kosztu  $g_k^{ij}$  korzystając z kosztu  $f_e(x)$  krawędzi przypadającego na jeden zrealizowany moduł 2Mbps. Następnie powtarzamy alokację K-T. Tak opisane postępowanie iteracyjne powtarzamy aż do uzyskania zbieżności. Gdy jest to niemożliwe do osiągnięcia w rozsądnej liczbie kroków, wówczas zadowalamy się najlepszym rozwiązaniem uzyskanym w dotychczas wykonanych iteracjach.

Zauważmy, że sformułowanie problemu wymiarowania warstwy WT dla zadanej podwarstwy WS/STM-1 wygląda analogicznie.

### Problem wymiarowania sieci z zabezpieczeniem LP

Niech teraz unigraf nieskierowany  $G$  reprezentuje podwarstwę WS/STM-1. Podstawowa pojemność krawędzi  $c(e)$  wyraża liczbę strumieni STM-1 zrealizowanych pomiędzy węzłami końcowymi krawędzi  $e$ , pracujących w stanie nominalnym (bez-



awaryjnym). Zakładamy, że unigraf  $G$  oraz podstawowe pojemności krawędzi są dane. Niech  $d(e)$  oznacza rezerwową przepustowość krawędzi  $e \in E$ , wyrażoną jako liczba zapasowych modułów STM-1, wykorzystywaną do odtwarzania przepustowości podstawowej innych krawędzi w przypadku awarii. Zakładamy, że w przypadku awarii niszczone jest cała przepustowość jednej z krawędzi (podstawowa i rezerwowa). Rozpatrywany w tym paragrafie problem polega na alokacji przepustowości rezerwowej, tak aby możliwe było zabezpieczenie przepustowości każdej krawędzi z osobna. Odpowiada to scenariuszowi awarii przewidującemu awarię dowolnej całej krawędzi  $e \in E$ , lecz tylko jednej na raz. Niech  $P(e) = \{p_1^e, p_2^e, \dots, p_{m(e)}^e\}$  oznacza zbiór ścieżek w unigrafie  $G$ , które mogą być wykorzystane do odtwarzania modułów (STM-1) realizowanych na krawędzi  $e$ . Każdy element  $y_k^e$  wektora alokacji  $y = \{y_k^e: e \in E, k=1, 2, \dots, m(e)\}$  wyraża liczbę modułów pojemności podstawowej krawędzi  $e$  odtwarzanych  $k$ -tą ścieżką ze zbioru  $P(e)$ . Wektor pojemności rezerwowych oznaczamy będziemy przez  $d = \{d(e): e \in E\}$ . Rozwiązujemy następujący problem:

Dany jest unigraf  $G$ , podstawowe pojemności krawędzi  $c(e)$ , koszt  $z(e)$  realizacji jednego rezerwowego modułu STM-1 na krawędzi  $e$  oraz zbiory ścieżek zabezpieczających  $P(e)$  ( $e \in E$ ). Należy wyznaczyć wektor alokacji  $y$  oraz wektor pojemności rezerwowych  $d$  minimalizujący funkcję kosztu

$$\bullet \quad C(d) = \sum_{e \in E} z(e) \cdot d(e) \quad (4.11)$$

przy ograniczeniach

$$\bullet \quad y_k^e \text{ jest liczbą naturalną, } e \in E, k=1, 2, \dots, m(e) \quad (4.12)$$

$$\bullet \quad \sum_{k=1}^{m(e)} y_k^e \geq c(e), e \in E \quad (4.13)$$

$$\bullet \quad d(e) \text{ jest liczbą naturalną, } e \in E \quad (4.14)$$

$$\bullet \quad \text{dla każdej krawędzi } e \in E: \\ d(e) \geq \sum \{y_k^f: k=1, 2, \dots, m(f), e \in p_k^f\}, f \in E. \quad (4.15)$$

Powyższy problem, pomijając wymagania całkowitoliczbowości (4.12) i (4.14), jest zadaniem programowania liniowego i może być rozwiązywane w praktyce za pomocą odpowiednich pakietów optymalizacyjnych (np. CPLEX). W przypadku gdy uzyskane rozwiązanie nie jest całkowitoliczbowe, jego zaokrąglenie dostarcza zwykle zadowalającego wyniku.

Zauważmy, że scenariusze przewidujące bardziej rozległe awarie (np. awaria węzła) daje się uwzględnić przez proste rozszerzenie zaprezentowanego powyżej podejścia (szczegóły można znaleźć w [HERZ94]).

### Problem rekonfiguracji wiązek łączy przy mechanizmie PP

Mechanizm PP polega na indywidualnym odtwarzaniu wiązek łączy uszkodzonych w wyniku awarii w grafie  $G$  podwarstwy WS/2Mbps. W związku z tym przy omawianiu rozważanego problemu używać będziemy oznaczeń wprowadzonych przy formułowaniu problemu wymiarowania sieci z mechanizmem PD. Rozważany problem rekonfiguracji polega na tym, aby w wypadku awarii odtworzyć wektor  $n' = \{n_{ij}' : i, j = 1, 2, \dots, M, i \neq j\}$  zapotrzebowań na uszkodzone wiązki łączy (moduły). Wiązki te należy odtworzyć w unigrafie  $G$ , korzystając zarówno z rezerwowej jak i z odzyskanej w wyniku awarii przepustowości krawędzi (skąd bierze się taka odzyskana przepustowość?). Poniżej  $d(e)$  oznaczać będzie łącznie rezerwową i odzyskaną przepustowość dla krawędzi  $e \in E$  w wyniku ustalonej awarii. Niech  $P^{ij} = \{p_1^{ij}, p_2^{ij}, \dots, p_{m(i,j)}^{ij}\}$  będzie zbiorem ścieżek w unigrafie  $G$ , którymi można realizować moduły zapotrzebowania pomiędzy węzłami  $v_i$  i  $v_j$ . Wektor alokacji jest definiowany analogicznie jak we wzorze (4.4) ( $y_k^{ij}$  jest liczbą naturalną oznaczającą część zapotrzebowania  $n_{ij}'$  realizowaną drogą  $p_k^{ij}$ ). Podobnie do (4.5) definiujemy również obciążenie  $x(e, y)$  krawędzi  $e \in E$  implikowane przez wektor  $y$ . Problem rekonfiguracji jest następujący:

Wyznacz wektor alokacji  $y$  o wartościach naturalnych spełniający ograniczenia:

$$\bullet \sum_{k=1}^{m(i,j)} y_k^{ij} = n_{ij}' \quad i, j = 1, 2, \dots, M, i \neq j. \quad (4.16)$$

$$\bullet \sum \{y_k^{ij} : i, j = 1, 2, \dots, M, i \neq j, k = 1, 2, \dots, m(i, j), e \in p_k^{ij}\} \leq d(e), e \in E. \quad (4.17)$$

Tak sformułowany problem jest klasycznym ( $NP$ -zupełnym) problemem znajdowania przepływu wielotowarowego w grafie o ustalonych przepustowościach krawędzi. Do jego rozwiązania można użyć narzędzi programowania liniowego (całkowitoliczbowego) lub metod heurystycznych, np. Symulowanej Alokacji.

Oczywiście, postawionym powyżej problem jest wtórny w stosunku do problemu optymalnej alokacji przepustowości rezerwowej  $d(e)$  ( $e \in E$ ), który trzeba rozwiązać, aby rekonfiguracja awaryjna była w ogóle możliwa.

### Ogólny problem wymiarowania sieci zabezpieczonych

Przedstawione powyżej problemy cząstkowe związane są ściśle z ogólnym problemem wymiarowania sieci zabezpieczonych, który nieco nieformalnie można sformułować następująco:

Wyznacz wielkość zasobów sieci WT, tzn.

- dla każdej pary węzłów zestaw systemów transmisyjnych je łączących .
- dla każdego węzła typ i konfigurację urządzenia DXC

- sposób kierowania (realizacji) wiązek łączy w poszczególnych systemach transmisyjnych w warunkach nominalnych
- sposób kierowania wiązek łączy w poszczególnych nieuszkodzonych systemach transmisyjnych dla każdej z przewidywanych sytuacji awaryjnych

w taki sposób, aby zminimalizować koszt uzyskanej konfiguracji sprzętu oraz zapewnić

- spełnienie zapotrzebowań w warunkach nominalnych
- spełnienie zapotrzebowań w przewidzianych sytuacjach awaryjnych w założonym stopniu przy użyciu poszczególnych mechanizmów zabezpieczenia.

Ostatni warunek oznacza na przykład wymaganie, aby dla danej pary węzłów 50% zapotrzebowania  $n_{ij}$  odtworzone zostało w czasie nie dłuższym niż 50 ms (mechanizmy PD i HS), 80% w czasie nie dłuższym niż 1 s (mechanizm LP) i 100% – w czasie nie dłuższym niż 5 s (mechanizm PP).

Tak postawiony problem jest bardzo trudny do dokładnego rozwiązania. Pewne skuteczne podejście heurystyczne jest opisane w pracy [PIOR94b].

#### 4.3.4. Efektywność sieci kratowych

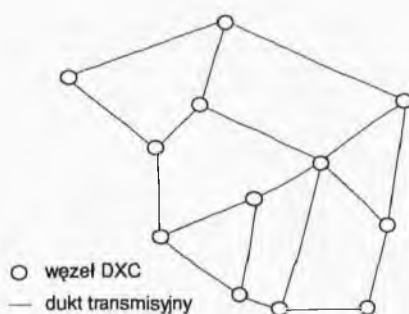
Na koniec tego rozdziału przedyskutujemy kwestię efektywności poszczególnych rodzajów zabezpieczeń. Przedstawione rezultaty pochodzą z pracy [PIOR94b] i wynikają z rozwiązania zdefiniowanego powyżej ogólnego problemu wymiarowania sieci zabezpieczonych.

Warstwa duktów rozważanej sieci kratowej SDH jest przedstawiona schematycznie na Rysunku 4.15 (jest to ta sama sieć co na Rys. 4.10). Przyjęto założenie, że warstwy WD, WF, WT oraz WS/STM-1 i WS/2Mbps mają taką samą strukturę opisującego je grafu. Oznacza to, że wszystkie wyżej wymienione warstwy mają te same węzły i „superkrawędzie” (termin ten oznacza zbiór wszystkich multikrawędzi między dwoma ustalonymi węzłami). Założenie to zapewnia dużą elastyczność (rekonfigurowalność) sieci.

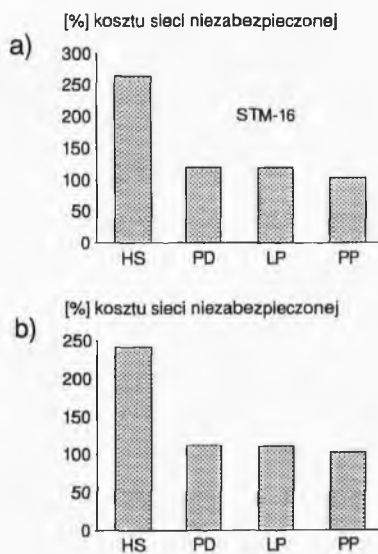
Przedstawiony graf ma 12 węzłów i 18 krawędzi. Wektor zapotrzebowań  $n$  liczy 66 elementów, których wartości wahają się od 5 do 40 modułów 2Mbps (po 30 łączy). W sumie pomiędzy wszystkimi parami węzłów należy zrealizować zapotrzebowanie na 1702 moduły. Zakładamy również, że w warstwie WS wszystkie węzły wyposażone są w urządzenia DXC/4-3-1.

Przyjęty model kosztu uwzględnia koszt następujących elementów:

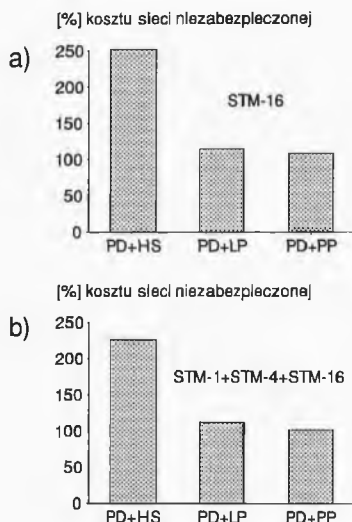
- medium transmisyjne (kable światłowodowe)
- regeneratory w traktach transmisyjnych
- zakończenia linii (LT)
- dodatkowe wyposażenia traktów transmisyjnych z zabezpieczeniem HS.



Rys. 4.15. Rozważana sieć kratowa



Rys. 4.16. Koszt zabezpieczenia 50%



Rys. 4.17. Koszt zabezpieczenia 90%

Na Rysunku 4.16 przedstawiona jest zależność kosztu sieci od stosowanego mechanizmu zabezpieczenia. Punktem odniesienia (100%) jest koszt sieci niezabezpieczonej. We wszystkich przypadkach wymagane jest, aby 50% każdego zapotrzebowanie pozostało sprawne po dowolnej pojedynczej awarii duktu (każdego z 18) w czasie odpowiednim dla danego mechanizmu.

Rysunek 4.17 ilustruje podobną zależność dla stopnia zabezpieczenia 90% i mechanizmów HS, LP i PP w połączeniu z (naturalnym) mechanizmem PD (czas odzyskania 90% przepustowości jest właściwy dla poszczególnych mechanizmów HS, LP i PP).

Z przedstawionych wyników (i z innych, tu nie przytoczonych) wynikają następujące wnioski:

- dla protekcji 50% i mniejszej mechanizmy PD (rozłącność ścieżek), LP (zabezpieczenie strumieni) i PP (zabezpieczenie wiązek) są prawie równoważne ze względu na koszt wymaganego dodatkowego sprzętu (oczywiście mechanizmy te różnią się czasem potrzebnym do odtworzenia przepustowości); wszystkie są zaledwie od 10% do 5% droższe od rozwiązania bez protekcji
- mechanizm HS (gorąca rezerwa) jest znacznie droższy (240% kosztu sieci niezabezpieczonej)
- dla wyższych poziomów wymaganej protekcji (powyżej 60%) mechanizm PD powinien być wzbogacony o LP lub PP (jest tak dlatego, że przy użyciu samego me-

chanizmu PD należy używać więcej niż dwóch ścieżek dla każdego zapotrzebowania – dlaczego?)

- również dla wyższych poziomów protekcji kombinacje PD+LP i PD+PP są prawie równoważne pod względem kosztu i kosztują niewiele więcej niż sieć bez protekcji
- kombinacje PD+LP i PD+PP dla zabezpieczenia 90% dostarczają rozwiązania porównywalnego pod względem kosztu z rozwiązaniami PD, LP i PP dla zabezpieczenia 50%
- rekomendowanym rozwiązaniem jest PD+LP z uwagi na to, że
  - jest około dwóch razy tańsze od PD+HS
  - jest niewiele droższe niż PD+PP
  - mechanizm LP jest znacznie prostszy i tańszy w implementacji niż PP (w szczególności nie wymaga DXC/4-3-1).

Z powyższych uwag wynika, że przy wyposażeniu węzłów sieci WT w automatyczne przełącznice cyfrowe, skuteczne zabezpieczenie przed awariami uzyskać można stosunkowo niewielkim dodatkowym nakładem kosztu.

## ĆWICZENIA DO ROZDZIAŁU 4

- 4.1. Dlaczego w sieci pierścieniowej każdą krawędź WF, WT, WS/STM-1 i WS/2Mbps można utożsamić z odpowiadającym jej segmentem pierścienia?
- 4.2. Jak wygląda ograniczenie (4.1) w przypadku pierścienia opartego na systemach STM-4?
- 4.3. Wyrazić zadanie wymiarowania pierścienia dwukierunkowego (por. wzory (4.2) i (4.3)) w języku GPKZ (por. Rozdz. 5.1).
- 4.4. Dany jest pierścień SDH o 6 węzłach. Zapotrzebowania na przepustowość pomiędzy węzłami (wyrażoną w liczbie kontenerów VC-12) są następujące:  
 $\{1,3\} - 7$ ,  $\{1,2\} - 9$ ,  $\{2,3\} - 10$ ,  $\{3,4\}, \{4,5\}, \{5,6\}, \{6,1\} - 1$ .  
 Jaka minimalna przepustowość (wyrażona liczbą kontenerów VC-12) jest potrzebna na jednym włóknie podstawowym dla  
 a) UR (pierścień jednokierunkowy)  
 b) BR (pierścień dwukierunkowy)?  
 Narysować realizację zapotrzebowań w przypadku b).
- 4.5. Rozważamy pierścienie typu UR i BR o sześciu węzłach, oparte na systemach transmisyjnych SDH o pojemności STM-1 (63 moduły 2Mbps). Ilu minimalnie systemów transmisyjnych STM-1 potrzeba w każdym pierścieniu dla realizacji następujących zapotrzebowań (wyrażonych w modułach 2Mbps)  
 $n_{13}=n_{35}=n_{51}=61$ ,  $n_{12}=n_{26}=n_{61}=1$ ,  $n_{24}=2$ ?
- 4.6. Zastanowić się dlaczego sformułowanie problemu wymiarowania podwarstwy WS/STM-1 w warstwie WT wygląda analogicznie do problemu wymiarowania sieci z zabezpieczeniem PD.
- 4.7. Jak za pomocą mechanizmu LP można zabezpieczać przepustowość WS/STM-1 przed awarią węzła DXC?
- 4.8. Dana jest kratowa sieć transmisyjna o grafie duktów w formie sześcianu. W każdym węzle znajduje się urządzenie DXC/4-4. Przepustowość realizowana na każdej krawędzi (tożsamej z duktem) w stanie nominalnym wynosi jeden moduł STM-1. Pokazać, jak należy rozmieścić optymalnie przepustowość zapasową na krawędziach, aby zapewnić 100% protekcji w przypadku jednokrotnej awarii dowolnego duktu zakładając  
 a) mechanizm HS  
 b) mechanizm LP.  
 Ile zapasowych modułów potrzeba w sumie dla każdego z tych mechanizmów?

- 4.9. Dany jest graf pełny strumieni STM-1 (każda krawędź ma pojemność 1, tzn. realizuje jeden moduł STM-1). W węzłach grafu znajdują się przełącznice cyfrowe DXC/4-4. Jaka jest minimalna liczba dodatkowych krawędzi (o pojemności 1), która pozwala zabezpieczyć krawędzie bazowe przed wszystkimi pojedynczymi awariami duktów? Jak te dodatkowe krawędzie rozmieścić?
- 4.10. Dany jest trójkątny graf transmisyjny o trzech węzłach i trzech krawędziach. Zapotrzebowanie na przepustowość dla każdej z trzech par węzłów wynosi 84 strumienie 2Mbps. Należy te zapotrzebowania zrealizować (minimalizując koszt) stosując zabezpieczenie polegające na rozłączości dróg w taki sposób, aby w przypadku awarii dowolnej pojedynczej krawędzi przetrwało co najmniej 1/4 pojemności każdego zapotrzebowania. W każdej krawędzi stosować można systemy STM-1 i STM-4; koszt systemu STM-1 wynosi 1, a koszt systemu STM-4 wynosi 2.
- 4.11. Udowodnić, że dla liniowej funkcji kosztu (4.6) rozwiązanie problemu wymiarowania jest następujące: należy w każdym zbiorze  $P^{ij}$  uszeregować ścieżki według rosnących wartości  $g_k^{ij}$  i alokować maksymalną (naturalną) liczbę modułów  $y_{kij}$  na kolejnych najtańszych ścieżkach, na każdej ścieżce tyle na ile pozwalają ograniczenia (4.7).





## 5. Podejście warstwowe do projektowania sieci

W tym rozdziale omówimy iteracyjne podejście do projektowania rekonfiguracji i rozbudowy wszystkich warstw sieci, oparte na modelu warstwowym zasobów sieci LANR omówionym w Rozdziale 2. Idea przedstawionego podejścia zaprezentowana była w artykule [LUBA93].

### 5.1. Generyczny problem projektowania

Problem projektowania sieci telekomunikacyjnej można przedstawić jednolicie dla wszystkich warstw w postaci generycznej w języku *przepływów wielotowarowych*.

Rozważmy ustaloną warstwę sieci, powiedzmy warstwę  $i$  ( $1 \leq i \leq 5$ ). *Wektorem alokacji* nazywamy zbiór indeksowany postaci:

$$\mathbf{y} = \{y(e^{i+1}, p^i): e^{i+1} \in E^{i+1}, p^i \in L(e^{i+1})\}, \quad (5.1)$$

gdzie  $y(e^{i+1}, p^i)$  oznacza część przepustowości krawędzi  $e^{i+1}$  warstwy wyższej realizowaną drogą  $p^i$  rozważanej warstwy  $i$ . Dla danego wektora  $\mathbf{y}$ , *obciążenie krawędzi*  $e^i \in E^i$  definiujemy jako

$$x(e^i, \mathbf{y}) = \sum \{y(e^{i+1}, p^i): e^{i+1} \in E^{i+1}, p^i \in L(e^{i+1}), e^i \in p^i\}. \quad (5.2)$$

Zauważmy, że obciążenie krawędzi  $e^i$  wyrażone jest w jednostkach przepustowości warstwy  $i+1$  (np. obciążenie krawędzi komutacyjnej wyrażane jest w jednostkach ruchu – Erlangach). Przez *stopień realizacji* krawędzi  $e^{i+1}$  rozumiemy wielkość

$$r(e^{i+1}, \mathbf{y}) = \sum \{y(e^{i+1}, p^i): p^i \in L(e^{i+1})\}, \quad (5.3)$$

wyrażaną również w jednostkach przepustowości warstwy  $i+1$ .

Generyczny problem projektowania dla warstwy  $i$  wygląda następująco:

#### Generyczny Problem Konfiguracji Zasobów (GPKZ)

Wyznacz wektor alokacji  $\mathbf{y}$  minimalizujący funkcję kosztu  $C^i(\mathbf{y})$  przy ograniczeniach:

$$\bullet \quad 0 \leq \sum \{y(e^{i+1}, p^i): p^i \in L_j(e^{i+1})\} \leq h(e^{i+1}), \quad e^{i+1} \in E^{i+1}, \quad j=1, 2, \dots, J(e^{i+1}) \quad (5.4)$$

(gdzie  $L_1(e^{i+1}), L_2(e^{i+1}), \dots, L_{J(e^{i+1})}(e^{i+1})$  jest podziałem zbioru  $L(e^{i+1})$ )

$$\bullet \quad f^i(x(e^i, y)) \leq a(e^i), \quad e^i \in E^i \quad (5.5)$$

$$\bullet \quad r(e^{i+1}, y) \geq b(e^{i+1}), \quad e^{i+1} \in E^{i+1}. \quad (5.6)$$

Granice  $h(e^{i+1})$  mogą być narzucone ze względów niezawodnościowych, dla zapewnienia np. tzw. „rozłączności ścieżkowej” realizacji przepustowości krawędzi warstwy  $i+1$  przy założeniu, że każde dwie drogi z różnych podzbiorów  $L_j(e^{i+1})$  są rozłączne węzłowo. Funkcja wymiarowania  $f^i(x)$  warstwy  $i$  wyznacza minimalną przepustowość krawędzi warstwy  $i$  (wyrażoną w odpowiednich dla rozważanej warstwy jednostkach) niezbędną dla realizacji obciążenia  $x$  (wyrażonego w jednostkach warstwy  $i+1$ ). Funkcja wymiarowania może również zależeć od krawędzi (możliwość ta jest pominięta w stosowanej notacji). Progi  $b(e^{i+1})$  ( $b(e^{i+1}) \leq c(e^{i+1})$ ) mogą być wprowadzone, w miejsce naturalnych progów  $c(e^{i+1})$ , dla zapewnienia rozwiązywalności problemu.

Wektor alokacji  $y$  nazywamy *dopuszczalnym*, jeśli spełnia ograniczenia (5.4) i (5.5) oraz *dostatecznym*, jeśli spełnia (5.6).

GPKZ nazywamy *problemem rozmieszczania* gdy ustalone są pojemności jej krawędzi (tzn. dane są wielkości  $c(e^i)$ ,  $e^i \in E^i$ ); wtedy w ograniczeniu (5.5) w miejsce  $a(e^i)$  przyjmujemy  $c(e^i)$  ( $e^i \in E^i$ ). W przeciwnym przypadku GPKZ jest *problemem wymiarowania*. Wtedy przyjmujemy  $a(e^i) = \infty$ , a koszt zainstalowania przepustowości  $f^i(x(e^i, y))$  na krawędziach  $e^i \in E^i$  uwzględniamy w funkcji kosztu  $C^i(y)$ . Również w *problemach mieszanych* ograniczenia (5.5) nie są aktywne; zakłada się natomiast, że pojemność krawędzi nic nie kosztuje, jeśli bieżące obciążenie krawędzi  $e^i$  nie wymaga przekroczenia jej pojemności (tzn. gdy  $f(x(e^i, y)) \leq c(e^i)$ ).

W ogólnym przypadku GPKZ jest *NP-zupełny*. Poniżej omówimy instancje GPKZ dla poszczególnych warstw dla przypadku PSTN z systemami transmisyjnymi SDH.

## 5.2. Zadanie 1: Alokacja ruchu w WK

Jest to zadanie realizacji ruchu oferowanego relacjom sieci (to znaczy realizacji przepustowości krawędzi WP) w warstwie komutacyjnej. Ruch oferowany każdej relacji należy rozdzielić na drogi WK, złożone z grup łączy pomiędzy centralami końcowymi. W wyniku otrzymujemy obciążenie ruchowe grup łączy (czyli krawędzi WK). Zadane kryterium jakości obsługi ruchu na grupach (np. prawdopodobieństwo blokady równe 1%) wyznacza funkcję wymiarowania  $f^A(x)$  (np. z wykorzystaniem Pierwszego wzoru Erlanga).

W problemie rozmieszczania należy znaleźć wektor alokacji ruchu pozwalający „ułożyć” ruch oferowany sieci w istniejących grupach łączy. W problemie wymiarowania należy znaleźć wektor alokacji, który wyznacza najtańszą konfigurację przepu-

stowości grup łączy. W tym przypadku koszt poszczególnych grup łączy estymuje się na podstawie konfiguracji warstwy synchronicznej WS (np. przez podanie średniego kosztu realizacji łącza dla każdej grupy lub przez podanie kosztu dzierżawy wiązek łączy pomiędzy poszczególnymi centralami).

### 5.3. Zadanie 2: Alokacja grup łączy w ścieżkach WS

Grupy łączy (krawędzie WK) składają się z modułów będących wiązkami 30 łączy, realizowanymi strumieniami cyfrowymi 2Mbps (VC-12 w SDH) podwarstwy  $WS^S$  (przypomnijmy, że jest to warstwa strumieni 2Mbps – najwyższa podwarstwa WS). Zadanie 2 polega na znalezieniu wektora alokacji łączy. Dla każdej grupy łączy należy ustalić ścieżki w  $WS^S$ , którymi będą realizowane wiązki łączy wchodzące w skład danej grupy. W wyniku, dla każdej pary węzłów  $WS^S$  otrzymamy liczbę krawędzi je łączących, wymaganą dla realizacji założonego wektora alokacji. Przypomnijmy, że każda krawędź  $WS^S$  ma pojemność jednostkową, odpowiadającą przepływności 2Mbps. Zauważmy też, że jedna ścieżka strumieni 2Mbps realizuje jedną wiązkę łączy oraz, że każda krawędź warstwy 2Mbps służy do realizacji co najwyżej jednej wiązki łączy.

W problemie rozmieszczania należy znaleźć taki wektor alokacji wiązek łączy, dla realizacji którego wystarczają istniejące już w  $WS^S$  strumienie 2Mbps. Natomiast rozwiązanie problemu wymiarowania ma dostarczyć wektora alokacji wyznaczającego najtańszą konfigurację strumieni  $WS^S$ . W tym przypadku funkcja kosztu musi odzwierciedlać koszt utworzenia strumieni 2Mbps z zasobów warstw (i podwarstw w ramach WS) niższych.

W dalszym ciągu warstwę WS ograniczymy do dwóch podwarstw ( $S=2$ ): warstwy strumieni STM-1 ( $s=1$ ) oraz 2Mbps ( $s=2$ ); sytuacja taka ma miejsce w sieci PSTN. W takim przypadku następnym zadaniem jest alokacja krawędzi podwarstwy  $WS^2$  (czyli strumieni 2Mbps) w podwarstwie  $WS^1$ . Zatem dla każdej krawędzi  $e^{32} \in E^{32}$  (o pojemności 2Mbps) należy znaleźć jedną ścieżkę w podwarstwie  $WS^1$ , którą dany strumień 2Mbps będzie przebiegał. W wyniku, każdej krawędzi podwarstwy  $WS^1$  przydzielimy do realizacji pewną liczbę strumieni 2Mbps. Tym razem jedna krawędź  $e^{31} \in E^{31}$  realizować może do 63 strumieni 2Mbps (VC-12), a zatem może uczestniczyć na ogół w wielu ścieżkach realizujących krawędzie podwarstwy  $WS^2$ . Zauważmy, że gdy w  $WS^1$  używane są węzły wyposażone w przełącznice DXC/4-4 komutujące tylko strumienie STM-1 (por. Paragraf 4.3.1), wówczas rozważany problem komplikuje się, gdyż nie ma prostej odpowiedniości między krawędziami obu podwarstw synchronicznych (taka odpowiedniość ma miejsce, gdy w WS używane są tylko przełącznice DXC/4-3-1, komutujące strumienie 2Mbps).

W konsekwencji Zadanie 2 rozbija się na dwa podzadania: Zadanie 2' (alokacja wiązek łączy w warstwie strumieni 2Mbps) oraz Zadanie 2'' (alokacja strumieni 2Mbps w strumieniach STM-1).

#### 5.4. Zadanie 3: Alokacja strumieni cyfrowych w systemach transmisyjnych

Ostatnią rozważaną instancją GPKZ jest zadanie alokacji strumieni STM-1 w systemach transmisyjnych. Dla każdej krawędzi  $WS^1$  (czyli dla każdego strumienia STM-1) należy znaleźć dla jej realizacji drogę w WT złożoną z ciągu systemów transmisyjnych tego samego typu. Zauważmy, że krawędź WT (system transmisyjny) może uczestniczyć na ogół w realizacji kilku krawędzi podwarstwy  $WS^1$  (system STM-1 w realizacji jednej krawędzi, STM-4 w realizacji czterech, a system STM-16 w realizacji szesnastu), lecz tylko pomiędzy tą samą parą węzłów, gdyż system transmisyjny występować może tylko w jednym trakcie transmisyjnym (tzn. w jednej drodze grafu WT, drogi te mogą być rekonfigurowane). Problem wymiarowania można rozwiązać ustalając najpierw drogi dla wszystkich strumieni STM-1 w grafie  $G^2$  traktowanym jako *unigraf* (co najwyżej jedna krawędź pomiędzy parą węzłów), a potem wymiarując krawędzie w unigrafie (tzn. ustalając liczbę systemów transmisyjnych każdego rodzaju w każdej krawędzi), pamiętając, że system transmisyjny może występować tylko w jednej drodze unigrafu (opisane postępowanie ilustruje Ćwiczenie 5.1).

#### 5.5. Uwagi do GPKZ

W problemie wymiarowania na ogół należy dążyć do realizacji krawędzi warstwy  $i+1$  drogami warstwy  $i$  o jak najmniejszej liczbie krawędzi, z uwzględnieniem ograniczeń (5.4). Wynika to z tego, że realizacja każdej jednostki przepustowości związana jest z pewnym kosztem odpowiadającym każdej krawędzi tej drogi (niezależnie od kosztu proporcjonalnego do długości całej drogi), a wynikającym z kosztu zakończeń krawędzi w jej węzłach końcowych (w portach).

W najprostszym przypadku problemu wymiarowania, gdy funkcja kosztu krawędzi względem pojemności jest liniowa, a wartości przepływów są ciągłe (niemodularne), to optymalna realizacja przepustowości jest łatwa: każde zapotrzebowanie  $c(e^{i+1})$  realizuje się na kolejnych najtańszych drogach, a na każdej takiej drodze realizuje się maksymalną przepustowość dopuszczalną przez ograniczenia (5.4). Za koszt drogi przyjmuje się np. sumę kosztów realizacji jednostki przepustowości na każdej krawędzi (por. Paragraf 4.3.3).

Zauważmy również, że w poszczególnych instancjach GPKZ mogą występować, obok (5.4), (5.5) i (5.6), również specyficzne ograniczenia właściwe rozpatrywanej instancji. Takie dodatkowe ograniczenia mogą wystąpić np. w Zadaniu 1 związanym z alokacją ruchu w grupach łączy (por. ograniczenia (3.41)).

Omówiony powyżej GPKZ w postaci wymiarowania uwzględnia aspekt niezawodnościowy poprzez ograniczenia (5.4), które w przypadku narzucenia rozłączności węzłowej dróg realizujących krawędzie warstwy  $i+1$  (zbiór  $L(e^{i+1})$ ) zapewniają automatycznie pewien stopień odporności sieci na pojedyncze awarie krawędzi i węzłów konfigurowanej warstwy  $i$ . Wiąże się to z tzw. *projektowaniem odpornym* (ang. *robust design*), w którym przy wymiarowaniu uwzględnia się nie tylko stan nominalny, lecz również wybrane stany awaryjne i żąda, aby wymiarowane zasoby wystarczały również dla zapewnienia założonej jakości obsługi w uwzględnianych stanach awaryjnych (por. problem (4.11)-(4.15)).

## 5.6. Projektowanie sieci jako proces iteracyjny

Głównym zadaniem sieci PSTN jest obsługa ruchu oferowanego relacjom (odpowiadającym krawędziom WP) zapewniająca odpowiednią jakość obsługi (ang. *grade of service* – GOS) w spotykanych w praktyce sytuacjach. Zadanie to realizuje się poprzez odpowiednie konfigurowanie istniejących zasobów lub, gdy jest to niemożliwe, poprzez instalację nowych zasobów. Rozważane sytuacje uwzględniają stan nominalny (wszystkie zasoby sprawne, normalny poziom ruchu w relacjach) oraz wybrane warunki nienormalne (nienominalne), związane z nieprzewidzianymi zmianami w rozplywie ruchu (przeciążenia lokalne i globalne) lub z awariami zasobów (central komutacyjnych, węzłów i systemów transmisyjnych, kabli itp). Zasoby sieci są na ogół dobierane w taki sposób, aby były w stanie przenieść ruch nominalny, a także aby miały pewną rezerwę przepustowości dla łagodzenia skutków awarii czy zmian w rozplywie ruchu.

### 5.6.1. Projektowanie rekonfiguracji sieci

Gdy powstaje sytuacja nienormalna związana z istotną zmianą w rozplywie ruchu powodującą zauważalną degradację GOS, wywoływane jest Zadanie 1 (problem rozmieszczania). Jeśli możliwe jest zrealizowanie GOS w nowej sytuacji (zauważmy, że wymagania na GOS mogą być osłabione w stosunku do wymagań nominalnych) poprzez zmianę wektora alokacji ruchu, rekonfiguracja sieci (Zadanie 1) kończy się sukcesem. Jeśli nie jest to możliwe, wówczas wywoływane jest Zadanie 1 w postaci wymiarowania. Rozwiązanie tego zadania (wynikające z funkcji kosztu grup łączy obliczanej na podstawie istniejącej konfiguracji WK oraz warstw niższych) dostarcza nowych zapotrze-

bować na przepustowości poszczególnych grup łączy. Ich realizacji wymaga z kolei rozwiązania Zadania 2 (w wersji problemu rozmieszczania), i tak dalej. W efekcie, zagadnienie rekonfiguracji sieci rozwiązywane jest dla kolejnych warstw, poczynając od warstwy najwyższej, zgodnie ze schematem zamieszczonym na Rysunku 5.1.

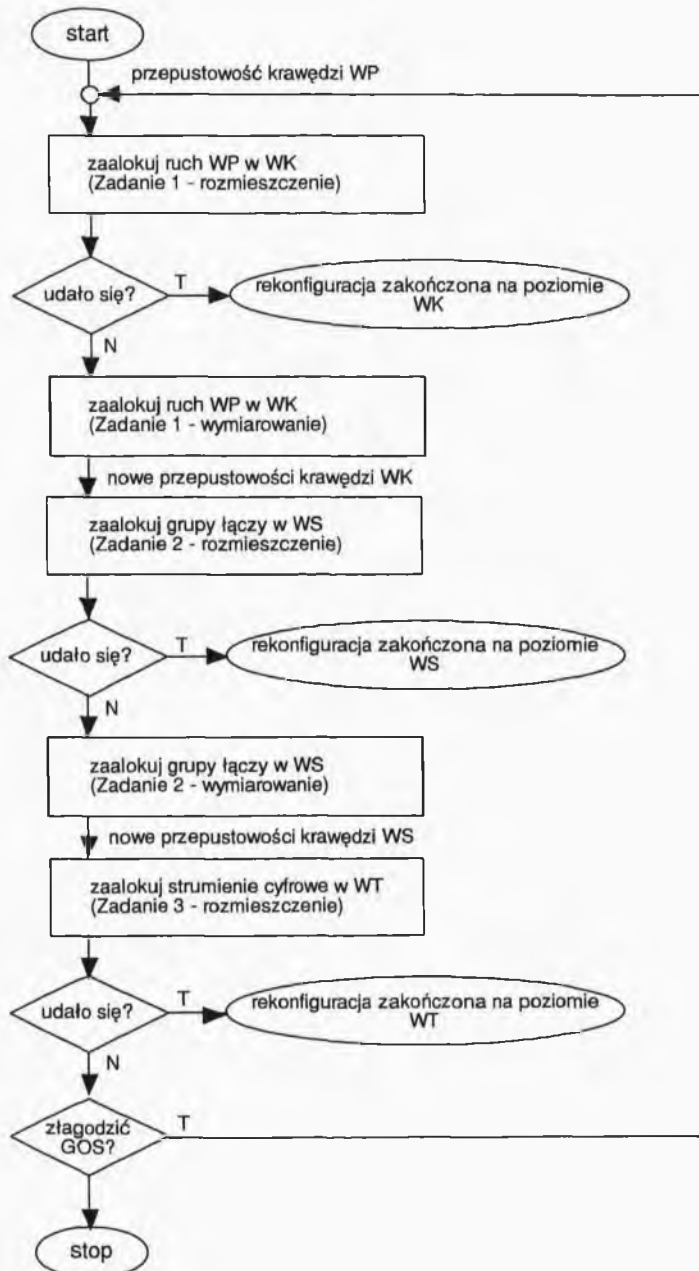
W zadaniach wymiarowania napotykanym w procesie projektowania rekonfiguracji funkcje kosztów muszą brać pod uwagę możliwość realizacji otrzymanych pojemności krawędzi w warstwie niższej (por. zadanie 5.2).

Zauważmy, że proces rekonfiguracji zobrazowany na Rysunku 5.1 jest uruchamiany nie tylko w wypadku zmiany rozpiętości ruchu, a więc zaczynając od warstwy najwyższej, lecz również w wypadku awarii zasobów. Gdy uszkodzeniu ulega zasób (lub zasoby) warstwy  $i$  (krawędzie bądź węzły), wówczas utracona przepustowość musi zostać odbudowana (w całości lub w części) w warstwach niższych. Oznacza to, że proces rekonfiguracji powinien być aktywowany na poziomie  $i-1$ .

Proces rekonfiguracji sieci powinien być prowadzony w sposób ciągły, w czasie prawie-rzeczywistym w odpowiedzi na pojawiające się sytuacje nienominalne. Gdy rekonfiguracja przedstawiona na Rys. 5.1 nie kończy się sukcesem, gdyż nie jest możliwe ulokowanie ruchu w dostępnych w danej chwili zasobach komutacyjno-transmisyjnych, wówczas można złagodzić wymagania na jakość obsługi i powtórzyć proces rekonfiguracji (w ten sposób można np. wyrównać jakość obsługi dla różnych relacji).

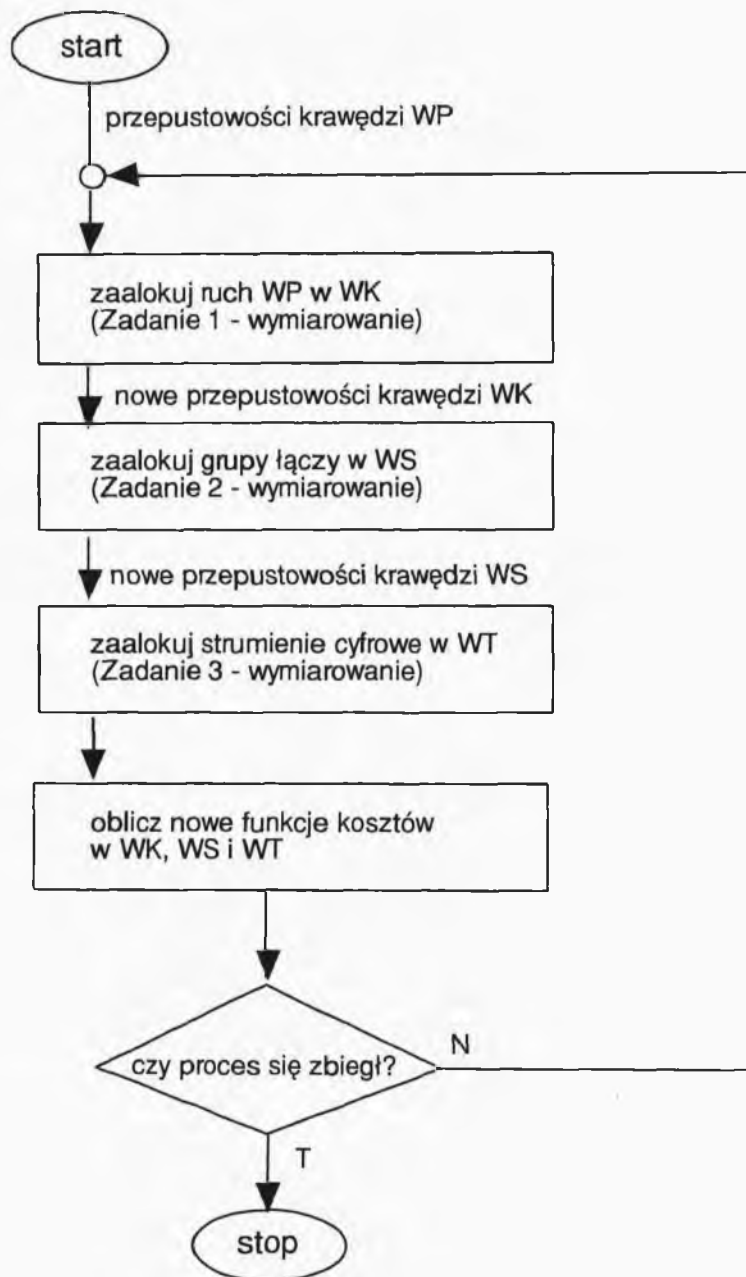
### 5.6.2. Projektowanie rozbudowy sieci

Innym przypadkiem jest rozbudowa zasobów sieci w odpowiedzi na zwiększające się zapotrzebowanie ruchowe. Wówczas można na ogół z góry założyć, że istniejące zasoby nie wystarczą i trzeba będzie zainstalować nowe systemy transmisyjne (i, być może, komutacyjne). Proces projektowania związany z rozbudową sieci ilustruje Rys. 5.2. Zwróćmy uwagę na występującą tam pętlę sprawiającą, że proces ten ma charakter iteracyjny. Potrzeba podejścia iteracyjnego wynika z tego, że w przypadku rozwiązywania problemu wymiarowania dla warstwy  $i$ , estymatory kosztów wpływające na funkcję kosztu  $C^i(y)$  zależą na ogół od konfiguracji warstw niższych. Zatem, po ponownym zwymiarowaniu warstwy  $i$  oraz zrealizowaniu jej krawędzi w warstwach niższych, funkcja  $C^i(y)$  ulegnie na ogół zmianie, co powoduje konieczność ponownego rozwiązania rozpatrywanego problemu. Zauważmy, że funkcja kosztu  $C^i(y)$  powinna brać pod uwagę istniejące zasoby warstw niższych, których obecność powoduje, że część przepustowości krawędzi warstwy  $i$  może nie kosztować nic.



Rys. 5.1. Proces projektowania rekonfiguracji sieci

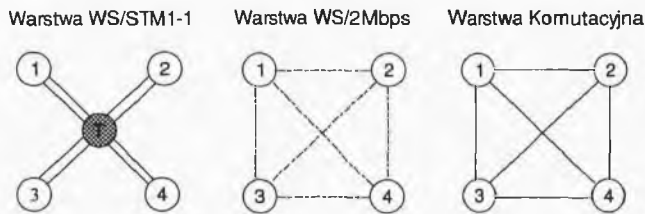




Rys. 5.2. Proces projektowania rozbudowy sieci

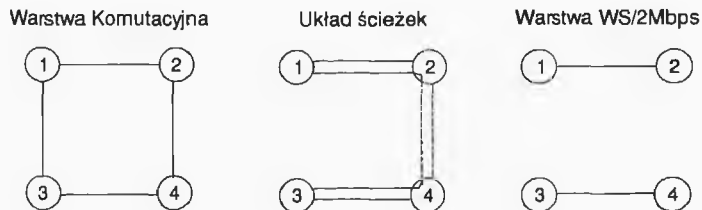
### ĆWICZENIA DO ROZDZIAŁU 5

- 5.1. Niech unigraf związany z grafem  $G^2$  warstwy transmisyjnej (por. Rozdz. 5.4) ma cztery krawędzie  $\{1,2\}, \{2,3\}, \{3,4\}$  oraz  $\{4,1\}$ . Koszt położenia jednego systemu STM-1 na każdej krawędzi wynosi 1, analogiczny koszt dla systemu STM-4 wynosi 2,5, a dla systemu STM-16 - 6,25. Zapotrzebowania na strumienie STM-1 podwarstwy WS<sup>1</sup> do zrealizowania w WT są następujące:  $c(\{1,2\})=10$ ,  $c(\{2,3\})=9$ ,  $c(\{3,4\})=1$ ,  $c(\{4,1\})=1$ ,  $c(\{1,3\})=10$  oraz  $c(\{2,4\})=1$ . Zwymiarować optymalnie (w sensie kosztu systemów) krawędzie WT.
- 5.2. Rozważmy trzy warstwy sieci przedstawione na Rysunku 5.3.



Rys. 5.3. Przykład sieci

- (a) Jakie są wszystkie możliwe konfiguracje WS/2Mbps, które można otrzymać z danej warstwy WS/STM-1? Na rysunku każda krawędź w WS/STM-1 odpowiada jednemu strumieniowi STM-1, a zaczerńiony węzeł reprezentuje przełącznicę DXC/4-4.
- (b) Załóżmy, że wszystkie cztery krawędzie WK przedstawione na Rysunku 5.4 wymagają przepustowości 63 modułów 2Mbps, a każda z dwóch krawędzi warstwy WS/2Mbps liczy  $2 \times 63$  moduły 2Mbps (jest to jedna z możliwych konfiguracji możliwych do uzyskania z warstwy WS/STM-1 przedstawionej na Rys. 5.3). Jak sformułować funkcję kosztu w GPKZ (problem mieszany) aby przedstawiony na Rysunku 5.4 układ ścieżek (wektor alokacji) był najtańszy? (Czy ten układ można zrealizować?)



Rys. 5.4. Przykładowa konfiguracja sieci

Jak sformułować funkcję kosztu aby najtańszy był układ ścieżek tożsamy z konfiguracją WK? (Ten układ jest możliwy do zrealizowania.)

- 5.3. Niech graf WK składający się z 4 węzłów będzie grafem pełnym i niech każda krawędź ma pojemność 20 modułów po 30 łączy. Niech graf warstwy WS/2Mbps ma te same cztery węzły. Niech każda krawędź WS/2Mbps pomiędzy węzłami 1-2, 2-3, 3-4 i 1-4 kosztuje 1 (jednostkę), a każda krawędź pomiędzy pozostałymi parami węzłów ma koszt nieskończony. Zrealizować optymalnie krawędzie WK w warstwie WS/2Mbps. Jak dobrać (modularną) funkcję kosztu dla krawędzi WS/2Mbps, aby otrzymane rozwiązanie nie było optymalne?
- 5.4. Zastanowić się nad sformułowaniem problemu wymiarowania wszystkich warstw sieci na raz dla
- zadanej Warstwy Duktów
  - zadanych zbiorów węzłów wszystkich warstw wyższych
  - zadanej macierzy ruchu (pojemności krawędzi Warstwy Połączeń)
  - zadanych kosztów wszelkich możliwych urządzeń komutacyjnych i transmisyjnych we wszystkich warstwach powyżej WD.
- 5.5. Załóżmy, że operator sieci złożonej z WP i WK (oznacmy go przez OPK) dzierżawi wiązki łączy od operatora sieci złożonej z warstw niższych (oznacmy go przez OPT). Co miesiąc OPK negocjuje z OPT ceny miesięcznej dzierżawy wiązek łączy. Zastanowić się, jaki związek tego rodzaju negocjacje mają z iteracyjnym procesem projektowania sieci przedstawionym na Rys. 5.2.

## Literatura

- [ADVA90] Advanced Traffic Control Methods For Circuit Switched Telecommunications Networks, *IEEE Communications Magazine*, Vol. 28, No. 10, 1990.
- [ALLM93] Allmis, S.: Implementing a Flexible Synchronous Network, *IEEE Communications Magazine*, Vol. 31, No. 9, 1993.
- [AKIM93] Akimaru, H., Kawashima, K.: *Teletraffic, Theory and Applications*, Springer-Verlag, 1993.
- [BEAR88] Bear, D.: *Principles of telecommunication traffic engineering*, Peter Peregrinus, 1988
- [CLAR91] *Networks and Telecommunications - Design and Operations*, J. Wiley & Sons, 1991.
- [CPLE94] *Using the CPLEX Callable Library*, CPLEX Optimization, Inc., 1994.
- [FIND77] Findeisen, W., Szymanowski, J., Wierzbicki, A.: *Teoria i metody obliczeniowe optymalizacji*, PWN, Warszawa, 1977.
- [GENE83] *General Network Planning*, CCITT, International Telecommunication Union, Geneva, 1983.
- [GIRA90] Girard, A.: *Routing and Dimensioning in Circuit-Switched Networks*, Addison-Wesley Publishing Comp., 1990.
- [HAQU91] Haque, I., Kremer, W., Raychaudhuri, K.: Self-Healing Rings in a Synchronous Environment, *IEEE LTS*, November 1991.
- [HERZ94] Herzberg, M., Bye, S.J.: Spare-Capacity Assignment in Survivable Networks for Multi-Link and Node Failures with Hop Limits, *GLOBECOM'94*, 1994.
- [HURL87] Hurley, B.R., Seidl, C.J.R., Sewell, W.F.: A Survey of Dynamic Routing Methods for Circuit Switched Traffic, *IEEE Communications Magazine*, Vol. 25, No. 9, 1987.
- [JAJS90] Jajszczyk, A.: *Podstawy komutacji kanałów*, WNT, 1990.

- [LUBA90] Lubacz J., Jarociński M., Pióro M., Soto O.: On the ATM Network Architecture and Routing Principles, *7th ITC Specialists' Seminar*, Morristown, 1990.
- [LUBA93] Lubacz, J., Pióro, M., Tomaszewski, A., Bursztynowski, D.: A Framework for Network Design and Management, COST 242 Document, 1993.
- [PIOR89] Pióro, M.: *Design Methods for Non-hierarchical Circuit-switched Networks with Advanced Routing*, Prace Naukowe – Elektronika, Zeszyt 87, Wydawnictwa Politechniki Warszawskiej, 1989.
- [PIOR91] Pióro M., Pita I., de Miguel M.: Routing Gain in Trunking and in Traffic Handling from Non-Hierarchical Alternative Call Routing, *IECICE Transactions on Communications*, Vol.E74, No.12, December 1991.
- [PIOR94a] Pióro M., Gajowniczek P.: Simulated Allocation – a Suboptimal Solution to the Multicommodity Flow Problem, *Proc. Eleventh UK Teletraffic Symposium*, Cambridge, 1994.
- [PIOR94b] Pióro M., Bursztynowski D., Gajowniczek P.: A Comparative Study of Protected Meshed SDH Transmission Networks, *Proc. 6th International Networks Symposium, NETWORKS'94*, Budapeszt, 1994.
- [PRAT67] Pratt, C.W.: The Concept of Marginal Overflow in Alternative Routing, *Australian Telecommunication Research*, No.1, 1967.
- [PROJ93] Projekt międzymiastowej i międzynarodowej sieci teletransmisyjnej SDH dla sieci telekomunikacyjnej TP S.A., Opracowanie zbiorowe, Instytut Telekomunikacji Politechniki Warszawskiej, 1993.
- [RAPP64] Rapp, Y.: Planning of Junction Network in a Multi-exchange Area, *Ericsson Technics*, No. 1, 1964.
- [ROSE60] Rosen, J.B.: The Gradient Projection Method for Non-Linear Programming. Part I. Linear Constraints, *JSIAM*, Vol. 8, No. 1, 1960.
- [SAKA90] Sakauchi, H., Nashimura, Y., Hasegawa, S.: A Self-Healing Network with an Economical Spare-Channel Assignment, *GLOBECOM'90*, 1990.
- [TOOL91] *ToolNet – System projektowania sieci telefonicznych*, Opracowanie zbiorowe, Instytut Telekomunikacji Politechniki Warszawskiej, Warszawa, 1991.
- [TRUI54] Truitt, C.J.: Traffic Engineering Techniques for Determining Trunk Requirements in Alternate Routing Trunk Networks, *Bell System Technical Journal*, 33, 1954.

- 
- [WALL69] Wallstroem, B.: Methods for Optimizing Alternative Routing Networks, *Ericsson Technics*, No. 1, 1969.
- [WILK56] Wilkinson, R.I.: Theories for Toll Traffic Engineering in the U.S.A., *Bell System Technical Journal*, 35, 1956.
- [WU92] Wu, T.: *Fiber Network Service Survivability*, Artech House, 1992.
- [WWT92] Koncepcja i założenia techniczne systemu kierowania ruchem w WWT. Opracowanie III: Analiza efektywności alternatywnego kierowania ruchu w WWT, Opracowanie zbiorowe, Instytut Telekomunikacji Politechniki Warszawskiej, Warszawa, 1992.



## Skorowidz

- Additional trunk capacity (ATC) 45
- Bieżąca droga obejściowa 32
- Centrala główna (CG) 23
- Centrala tranzytowa (CT) 23
- Common Channel Interoffice Signalling (CCIS) 33
- Czas trwania rozmowy 37
- Demultipleksacja ścieżek 14
- Dynamic Alternative Routing (DAR) 29
- Dynamic Non-Hierarchical Routing (DNHR) 29
- Dynamic Routing 5 (DR-5) 29
- Dynamically Controlled Routing (DCR) 29
- Dynamiczna Rezerwacja Łączy (DRŁ) 30
- Dynamiczny Dostęp Efektywny (DDE) 31
- Efektywność wykorzystania grupy łączy 40
- Equivalent Random Theory (ERT) 47
- Erlang [erl] 34
- Fracja ruchu oferowanego 70
- Funkcja wymiarowania 106
- Generyczny Problem Konfiguracji Zasobów (GPKZ) 105
- Grade of service (GOS) 109
- Grupa finalna 23
- Grupa łączy 18
- Krawędź 14
- Łańcuch Markowa 38
- Last trunk capacity (LTC) 45
- Layered Architecture of Network Resources (LANR) 11
- Macierz ruchu 41
- Metoda Monte Carlo (MMC) 58
- Metoda Truitta 45
- Model dwuparametrowy (MD) 57
- Model jednoparametrowy (MJ) 48
- Modyfikowany Dostęp Efektywny (MDE) 30
- Modyfikowany Dostęp Ograniczony (MDO) 33
- Multigraf 14



Multipleksacja ścieżek 14  
Multiplekser przelotowy (ADM) 82  
Natężenie ruchu oferowanego 39  
Natężenie ruchu przelewanego 39  
Natężenie ruchu telefonicznego 34  
Obciążenie krawędzi 105  
PASTA (ang. Poissonian arrivals see time averages) 39  
Pierścień dwukierunkowy (BR) 84  
Pierścień jednokierunkowy (UR) 83  
Pierwszy wzór Erlanga (PWE) 39  
Plesiochronous Digital Hierarchy (PDH) 13  
Podział ruchu (ang. load sharing) 54  
Poissonowski strumień ruchu 38  
Prawdopodobieństwo dostępności grupy łączy 49  
Prawo wiązki 39  
Problem mieszany 106  
Problem NP-zupełny 106  
Problem rozmieszczania 106  
Problem wymiarowania 106  
Procedura zestawiania połączenia z wycofywaniem (PZPW) 30  
Proces napływu zgłoszeń 35  
Proces Poissona 35  
Progresywna procedura zestawiania połączenia (PPZP) 28  
Projektowanie odporne 109  
Przepływ wielotowarowy 105  
Publiczna komutowana sieć telekomunikacyjna (PSTN) 11  
Real Time Network Routing (RTNR) 30  
Relacja incydencji 15  
Relacja sieci 24  
Rozkład Erlanga 39  
Ruch przenoszony 34  
Ruch tłowy 45  
Samonaprawialny pierścień dwukierunkowy (BSHR) 85  
Samonaprawialny pierścień jednokierunkowy (USHR) 85  
Ścieżka (droga) 15  
Ścieżka prosta 15  
Ścieżki dopuszczalne 15  
Ścieżki rozłączne krawędziowo 15  
Ścieżki rozłączne węzłowo 15  
Segment pierścienia 84

Sieci pierścieniowe 81  
State and Time dependent Routing (STR) 30  
Statyczny Dostęp Efektywny (SDE) 30  
Statyczny Dostęp Ograniczony (SDO) 29  
Stopień realizacji krawędzi 105  
Synchronous Digital Hierarchy (SDH) 12  
System to Test Adaptive Routing (STAR) 29  
Uczący się Dostęp Ograniczony (UDO) 32  
Unigraf 108  
Warstwa dolna (WAD) 23  
Warstwa górna (WAG) 23  
Warunki Kuhna-Tuckera (K-T) 94  
Wektor alokacji 105  
Wektor dopuszczalny 106  
Wektor dostateczny 106  
Węzeł 14  
Współczynnik blokady (ang. call congestion) 39  
Współczynnik natłoku (ang. time congestion) 39  
Wzór Burke'a 57

POLITECHNIKA WARSZAWSKA  
Wydział Elektroniki i Technik Informatycznych  
Instytut Telekomunikacji  
BIBLIOTEKA  
ul. Nowowiejska 15/19  
00-665 WARSZAWA  
tel. 660-7799; fax 25-49-50  
- 1 -