

Universidade Estadual de Campinas  
Faculdade de Engenharia Elétrica  
Departamento de Engenharia de Sistemas

**UM MÉTODO HEURÍSTICO DE ENFEIXAMENTO  
APLICADO A REDE DE TRANSMISSÃO  
DE GRANDE PORTE**

Marco Antonio Bergamaschi

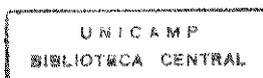
BANCA

TITULARES: Raul Vinhas Ribeiro (orientador)  
José Sabat  
Ivanil S. Bonatti

SUPLENTES: Hermâno F. Taóvares  
Michel D. Yacoub

Tese apresentada à Faculdade de Engenharia Elétrica da Universidade Estadual de Campinas - UNICAMP - como parte dos requisitos exigidos para obtenção do título de MESTRE EM ENGENHARIA ELÉTRICA.

JULHO DE 1996



Este exemplar corresponde à redação final da tese defendida por Marco Antonio Bergamaschi e aprovada pela Comissão Julgadora em 11 / 07 / 1996

UN  
N:  
V  
E  
R  
D  
R  
N.º PD

BC  
UNICAMP  
B452m  
128609  
667196  
D X  
R\$ 11,00  
18109186

CM.00092505-7

FICHA CATALOGRÁFICA ELABORADA PELA  
BIBLIOTECA DA ÁREA DE ENGENHARIA - BAE - UNICAMP

B452m Bergamaschi, Marco Antonio  
Um método heurístico de enfeixamento aplicado a rede  
de transmissão de grande porte / Marco Antonio  
Bergamaschi.--Campinas, SP: [s.n.], 1996.

Orientador: Raul Vinhas Ribeiro.  
Dissertação (mestrado) - Universidade Estadual de  
Campinas, Faculdade de Engenharia Elétrica.

1. Análise de redes (Planejamento). 2. Programação  
inteira. 3. Telecomunicações. 4. Fibras óticas. I. Ribeiro,  
Raul Vinhas. II. Universidade Estadual de Campinas.  
Faculdade de Engenharia Elétrica. III. Título.

# Agradecimentos

A todos que colaboraram para a realização deste trabalho e em especial

- ao Raul pela orientação e sugestões
- ao Hermano pelo enorme apoio
- ao Saulo e Eduardo pelo suporte computacional e técnico
- a todos os outros membros do convênio Unicamp/Telesp
- a Telesp pelo fornecimento dos dados
- a todos os amigos do DENSIS e da UNICAMP

***Dedico este trabalho***

***a Cláudia, pelo carinho, dedicação e compreensão de todas as horas,***

***aos meus amigos e minha família, presenças constantes e fundamentais.***

# SUMÁRIO

O aparecimento de uma nova tecnologia em equipamentos de transmissão para Redes de Telecomunicações, a chamada Hierarquia Digital Síncrona/SDH (Synchronous Digital Hierarchy), abre oportunidades de modernização e exige uma nova metodologia de planejamento.

A metodologia proposta nesta tese divide o planejamento em fases: (1) "clusterização" de Centros de Fios, (2) Enfeixamento, (3) rede de galerias/roteamento de cabos de fibras ópticas e (4) evolução dos equipamentos na rede. Esta divisão se impõe pela complexidade matemática do problema e corresponde a uma técnica do tipo "dividir para conquistar".

Esta tese apresenta um método heurístico, aplicado a redes de grande porte, que obtém soluções de boa qualidade para o problema do Enfeixamento, a fase de maior importância econômica desta nova metodologia.

No Enfeixamento, definimos o conjunto de equipamentos de custo minimizado a ser instalado na rede, suas taxas de transmissão e quais demandas serão transmitidas através de cada equipamento.

O modelo matemático obtido para este problema é um Programa Linear Inteiro Misto de difícil resolução. O grau de dificuldade aumenta para redes de grande porte, sendo necessário lançarmos mão de métodos heurísticos que auxiliem os pacotes computacionais disponíveis na busca de soluções.

O método desenvolvido é um Sistema Baseado em Regras. Apresentamos uma aplicação para a rede da Área Metropolitana de São Paulo, a maior rede urbana do país.

# ABSTRACT

The emerging SDH transmission technology provides new opportunities to reshape Transport Networks, enabling telecommunications companies to support modern services required in today's competitive markets. However, this new technology requires a new planning methodology.

One approach to satisfy this requirement is to divide the planning process in successive steps: (1) clustering of central offices, (2) bundling of channels over the equipment network, (3) laying-out of the fiber pairs over the physical network and, (4) equipment network evolution. This divide-and-conquer approach is imposed by the mathematical complexity of the problem to be solved.

Among those steps, it's the Bundling problem the one with higher complexity, and also the one with more cost-implications on metropolitan networks. That's the step where the decision about which are the equipment to be installed and the bit-rates to be used.

However, when applied to large metropolitan networks, the bundling mathematical modelling is too complex to be solved by search techniques.

This work presents an heuristic method that has been applied to large networks to obtain quality solutions to the Bundling problem. The heuristic method presented here is Rule-based technique, and it has been applied to São Paulo Metropolitan Area, the Brazilian largest one.

# ÍNDICE

<b>CAPÍTULO 1 - INTRODUÇÃO</b> .....	01
1.1. Objetivo .....	01
1.2. Composição da tese .....	02
<b>CAPÍTULO 2 - A TECNOLOGIA SDH (HIERARQUIA DIGITAL SÍNCRONA)</b> .....	04
2.1. Introdução: novas tendências do Setor de Telecomunicações .....	04
2.2. Limitações dos equipamentos da Hierarquia Digital Plesiócrona .....	05
2.3. Características da tecnologia SDH .....	06
2.4. Equipamentos SDH: OLTM, ADM e SDxC .....	07
2.5. Estrutura de rede: ponto-a-ponto, anel e cadeia .....	11
2.6. Confiabilidade em redes .....	14
<b>CAPÍTULO 3 - PLANEJAMENTO DE REDE DE TRANSMISSÃO</b> .....	18
3.1. Introdução: uma visão geral do Planejamento de Telecomunicações .....	18
3.2. Planejamento da Transmissão: novos conceitos e novos problemas .....	21
3.3. Fase 1: Agrupamento ou "Clusterização" .....	25
3.4. Fase 2: Enfeixamento ou "Bundling" .....	26
3.5. Fase 3: Rede de galerias / roteamento de cabos de fibras ópticas .....	26
3.6. Fase 4: Evolução .....	27
<b>CAPÍTULO 4 - O MODELO MATEMÁTICO DO ENFEIXAMENTO</b> .....	28
4.1. Introdução .....	28
4.2. Dados de entrada .....	29
4.3. Variáveis utilizadas .....	29
4.4. Forma geral do modelo matemático do Enfeixamento .....	34
4.5. As equações do modelo matemático do Enfeixamento .....	35
4.6. Comentários .....	37

4.7. Automatização da montagem do modelo .....	39
<b>CAPÍTULO 5 - UM MÉTODO HEURÍSTICO PARA RESOLVER O PROBLEMA</b>	
<b>DO ENFEIXAMENTO PARA REDES DE GRANDE PORTE .....</b>	<b>41</b>
5.1. A necessidade de um método heurístico para resolução de redes de grande porte .....	41
5.2. O funcionamento do método para resolução de problemas de grande porte: o primeiro "RODAUT" .....	43
5.3. Melhorias no "RODAUT": outras implementações .....	53
5.3.1. Heurística 1 .....	54
5.3.2. Heurística 2 .....	56
5.3.3. Heurística 3 .....	56
5.3.4. Heurística 4 .....	56
5.4. A técnica de Redução de Redes ou Agregação de Nós .....	56
<b>CAPÍTULO 6 - UM ESTUDO DE CASO: ÁREA METROPOLITANA DE SÃO PAULO ....</b>	<b>58</b>
6.1. Apresentação da rede: a AMSP .....	58
6.2. Comparação entre as diferentes implementações do "RODAUT" .....	63
6.2.1. Rede com 58 nós .....	63
6.2.2. Rede com 40 nós .....	65
6.2.3. Rede com 17 nós .....	67
6.2.4. Comentários gerais sobre o desempenho das heurísticas .....	69
6.3. Técnica de Redução de Rede: 58, 40 e 17 nós .....	69
6.4. Influência da "clusterização" .....	77
6.4.1. Rede com 58 nós .....	77
6.4.2. Rede com 40 nós .....	78
6.4.3. Comentários finais sobre "clusterização" .....	79
<b>CAPÍTULO 7 - CONCLUSÕES .....</b>	<b>80</b>
<b>ANEXOS .....</b>	<b>84</b>
Anexos 1 a 5 - Dados de entrada da rede da Área Metropolitana de São Paulo .....	85

Anexo 6 - Dados de entrada da rede da Área Metropolitana de Santos .....	90
Anexo 7 a 10 - Arquivos usados pelo programa "ENFEIXAMENTO" ..	92
Anexo 11 - TÉCNICAS DE RESOLUÇÃO DE UM PROBLEMA DE PROGRAMAÇÃO INTEIRA .....	105
11.1. A Programação Linear Inteira Mista .....	105
11.2. O conceito de Relaxação .....	106
11.3. Métodos Enumerativos .....	106
11.3.1. Enumeração Completa ou Exaustiva .....	107
11.3.2. O "Branch-and-Bound" .....	108
11.4. Métodos dos Planos de Corte .....	110
11.5. Métodos de Decomposição ou Partição .....	110
11.6. Métodos de Busca por Vizinhança .....	111
11.6.1. Algoritmos de Busca Local .....	112
11.6.2. Algoritmo de Descida .....	112
11.6.3. "Simulated Annealing" .....	113
11.6.4. A Busca Tabu .....	113
11.6.5. Algoritmos Genéticos .....	114
11.7. Técnicas de Redução .....	115
REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS .....	117

# CAPÍTULO 1

## INTRODUÇÃO

### 1.1. Objetivo

O uso cada vez mais frequente de fibras ópticas como meio transmissor e a oportunidade de atualização frente a novas tecnologias de equipamentos de transmissão, como, por exemplo, a SDH (Synchronous Digital Hierarchy - Hierarquia Digital Síncrona) vêm responder a um novo cenário caracterizado pelo alto crescimento por novos serviços de Telecomunicações. Neste contexto, o **Planejamento de Redes de Telecomunicações** assume um papel fundamental. O **Planejamento de Redes de Transporte ou de Transmissão** é uma das fases importantes deste processo de planejamento.

O Planejamento da Transmissão, devido à sua complexidade, pode ser dividido em várias etapas, uma das quais é a etapa do **Enfeixamento**, objeto desta tese. Nesta etapa, definimos, utilizando critérios de otimização tais como minimização de custo, o conjunto de equipamentos a ser instalado na rede, suas taxas de transmissão e a distribuição ou roteamento das demandas através da rede obtida. É a etapa mais importante do Planejamento da Transmissão do ponto de vista econômico [28].

Este problema é modelado matematicamente. O modelo obtido é um **Programa Linear Misto**, onde as variáveis inteiras (binárias) correspondem à decisão de instalar ou não um equipamento e as variáveis reais correspondem à parcela de uma demanda escoada por um dos caminhos que interligam os nós geradores desta demanda.

O problema **Enfeixamento** foi modelado por nós como um problema de escoamento multiproduto sobre um grafo. Os nós representam os Centros de Fios (Centrais Telefônicas), onde serão instalados os

equipamentos. Os equipamentos devem ter capacidades para escoar as demandas entre os Centros de Fios. Das abordagens classicamente utilizadas para este problema (fluxo por arco e fluxo por caminho), optamos pela abordagem de fluxo por caminho, a que melhor se aplicou às características da tecnologia SDH.

Para obter soluções para o problema do Enfeixamento, optamos pela utilização de pacotes computacionais que trabalham com a técnica "Branch-and-Bound", que é uma estratégia de busca em grafos. A resolução deste modelo, ou seja, a obtenção de soluções de boa qualidade, é uma tarefa bastante complexa. O grau de dificuldade aumenta bastante para redes de grande porte, dado que a complexidade do problema cresce exponencialmente com o tamanho (número de variáveis inteiras) do problema. Para essas redes, o uso desses pacotes perde a eficiência, sendo necessário a utilização de métodos heurísticos que auxiliem os pacotes na busca de soluções.

O objetivo desta tese é desenvolver alguns métodos heurísticos que possam obter, eficientemente, soluções de boa qualidade para o problema do **Enfeixamento** aplicado a rede de grande porte. Utilizaremos, para aplicação dos métodos, a rede da **Área Metropolitana de São Paulo**, que é a maior rede urbana do país.

## 1.2. Composição da tese

Esta tese está dividida em 7 capítulos e 11 anexos.

O Capítulo 1 é um capítulo introdutório.

O Capítulo 2 descreve as características e funcionamento dos equipamentos que utilizam a nova tecnologia SDH (Synchronous Digital Hierarchy - Hierarquia Digital Síncrona), quais as vantagens de se utilizar estes equipamentos nas novas Redes de Transmissão e quais as novas estruturas de rede que são possíveis de implementar com o uso desses equipamentos.

O Capítulo 3 fornece uma visão geral do Planejamento de Telecomunicações e apresenta uma metodologia baseada na estratégia de "dividir para conquistar". A ênfase é dada para o Planejamento

da Transmissão e suas várias etapas.

O Capítulo 4 apresenta o modelo matemático para a etapa do Enfeixamento e como construir este modelo com o uso de ferramentas computacionais.

No Capítulo 5 apresentamos as heurísticas desenvolvidas para obter soluções de boa qualidade para este problema: o "RODAUT" e suas diversas implementações e a Técnica de Redução de Redes.

No Capítulo 6 fazemos um estudo de caso, utilizando a rede da Área Metropolitana de São Paulo. Comparamos o desempenho das heurísticas e analisamos a influência de parâmetros de entrada na resolução. Destacamos a importância do planejador.

O Capítulo 7 apresenta alguns comentários e conclusões finais.

Os Anexos 1 a 5 mostram alguns dados de entrada da rede da Área Metropolitana de São Paulo.

Nos Anexos 6 a 10, utilizamos a rede da Área Metropolitana de Santos como exemplo para mostrar os arquivos utilizados pela ferramenta computacional desenvolvida.

Finalmente, no Anexo 11 é dada uma visão geral de algumas técnicas tradicionalmente utilizadas para resolver problemas de Programação Inteira Mista, que é o caso do Enfeixamento. São citadas alguns estudos que trataram de problemas semelhantes ao Enfeixamento.

## CAPÍTULO 2

# A TECNOLOGIA SDH (HIERARQUIA DIGITAL SÍNCRONA)

### 2.1. Introdução: novas tendências do Setor de Telecomunicações

O Setor de Telecomunicações vem passando por uma verdadeira revolução tecnológica.

A digitalização da **Rede de Telefonia**, tanto na comutação como na transmissão, está permitindo o atendimento de múltiplos serviços digitais, tais como, a transmissão de dados e serviços de linhas privadas não comutadas (LP), sinais de TV de alta definição, sistemas CAD/CAM, vídeo conferências, evoluindo-se para uma **Rede de Telecomunicações**, também chamada **Rede Digital de Serviços Integrados (RDSI)**.

Na área de Transmissão, esses avanços estão sendo possíveis graças à diminuição do custo da **fibra óptica**, cada vez mais usada como meio transmissor, e dos avanços da microeletrônica que permitiram a implementação de uma nova tecnologia em equipamentos de transmissão, a **SDH (Synchronous Digital Hierarchy - Hierarquia Digital Síncrona)**, que vem substituir os equipamentos de tecnologia **PDH (Plesiochronous Digital Hierarchy - Hierarquia Digital Plesiócrona)**.

Neste capítulo, discutiremos as principais diferenças entre essas duas concepções de equipamentos de transmissão. No capítulo seguinte, abordaremos os novos conceitos e problemas a serem resolvidos pelo **Planejamento da Transmissão**, decorrentes da nova tecnologia e do crescimento de demandas por novos serviços.

## 2.2. Limitações dos equipamentos da Hierarquia Digital Plesiócrons

O equipamento PDH (**Plesiochronous Digital Hierarchy - Hierarquia Digital Plesiócrons**), que vem sendo usado nas redes de transmissão até o momento, se mostra eficiente apenas na interligação de uma Central de Comutação a outra, ou seja, nos enlaces ponto-a-ponto. Para o novo cenário que se configura (capacidade de transporte para taxas da ordem de Gbps, atendimento ao cliente mais rápido e sob demanda, arquitetura de redes protegida contra falhas), o PDH se mostrou limitado. Eis algumas razões dessa deficiência:

1 - O seu grau de padronização não permite a instalação de equipamentos de diferentes fabricantes numa mesma rede devido a existência de 3 padrões diferentes de estrutura de quadro (europeu, japonês e americano), além do fato das interfaces de linha e de gerência serem proprietárias.

2 - Dificuldade de derivação e inserção de sinais de menor hierarquia (**tributários**) de um sinal de hierarquia mais alta (**agregado**). Os sinais de alta velocidade são multiplexados bit a bit e contêm ainda bits de preenchimento, o que torna necessário percorrer toda a cadeia de multiplexação/demultiplexação para inserir/derivar os tributários. Esta falta de flexibilidade é uma das causas da alta taxa de ociosidade destes equipamentos em alta velocidade.

3 - Pouca capacidade para gerência de rede já que os níveis hierárquicos da PDH destinam poucos bits para esta função.

Tornou-se necessário o desenvolvimento de uma nova tecnologia que suprisse essas limitações para a implementação de **Redes de Transmissão**, também chamada de **Rede de Transportes**. A tecnologia SDH é uma resposta bastante eficiente para esta finalidade.

## 2.3. Características da tecnologia SDH

A tecnologia **SDH** deverá permitir a convivência de vários fornecedores de equipamentos em uma mesma rede, tanto em relação a taxas de transmissão quanto em relação a gerência. As taxas de bits dos agregados padronizadas pela CCITT para a **SDH** são: **155 Mbps, 622Mbps, 2.5Gbps e 10 Gbps**. Também estão padronizadas as interfaces para os tributários de 2 Mbps e 155 Mbps (**SDH**), e 34 Mbps e 140 Mbps (**PDH**).

A compatibilidade entre as redes SDH emergentes e as redes PDH existentes é obtida através de "**containers**" virtuais (**VC - Virtual Containers**), que envelopam pacotes de informação plesiócrons de alguns níveis (2, 34 e 140 Mbps) desta hierarquia e os transportam, de forma transparente, através das redes **SDH**.

O quadro síncrono de hierarquia mais baixa da **SDH** opera à velocidade de 155 Mbps, permitindo o transporte de até 63 tributários de 2 Mbps ou de até 3 tributários de 34 Mbps envelopados em "containers" de 42 Mbps, através do entrelaçamento byte a byte. Permite ainda o transporte de 1 tributário de 140 Mbps.

O quadro de 155 Mbps contém um cabeçalho bastante extenso, cerca de 16% da capacidade, que podem ser utilizados para o transporte de informações necessárias à operação, controle, gerência e monitoramento da rede. Com isso surge uma nova conceituação de Gerência de Rede, chamada **TMN (Telecommunications Management Network)** [25].

Facilidades de derivação e inserção de tributários tornam a tecnologia **SDH** altamente flexível, pois o agregado (sinal de hierarquia mais alta) não necessita ser desmontado para que este tributário seja inserido/retirado. Desta forma, pequenos usuários ou usuários que necessitam de um serviço apenas temporariamente podem ser atendidos a custos mais baixos e com maior rapidez.

A possibilidade de comutação de tributários entre os agregados, realizada por matrizes de comutação controladas por

programas computacionais e facilmente reconfiguráveis, facilitando o roteamento de sinais na rede de transporte, também contribue para aumentar a flexibilidade da tecnologia **SDH**.

Essas facilidades de inserção/derivação e comutação permitem que uma vasta gama de novos tipos de equipamentos (OLTM, ADM e SDxC) sejam possíveis de implementar usando esta tecnologia. Por sua vez, esses novos equipamentos permitem a construção de novas estruturas de redes como, por exemplo, anéis de transmissão, mais **flexíveis, confiáveis**, com maior capacidade de **sobrevivenciabilidade** e de **auto-regeneração (self-healing)**. Essas características serão melhor definidas e discutidas posteriormente e terão um grande impacto no Planejamento de Redes de Transmissão.

## 2.4. Equipamentos SDH: OLTM, ADM e SDxC

Os equipamentos **SDH** são divididos em níveis hierárquicos de acordo com a taxa de bits da interface do agregado. Os tributários podem ser tanto **PDH** como **SDH**. Os tributários **PDH** devem ser mapeados em um **VC** para serem transportados por um sinal **SDH**. A **tabela 2.1.a** apresenta os níveis hierárquicos dos agregados da **SDH** com suas respectivas taxas de bits e número de tributários a 2 Mbps. A **tabela 2.1.b** apresenta essas informações para os tributários.

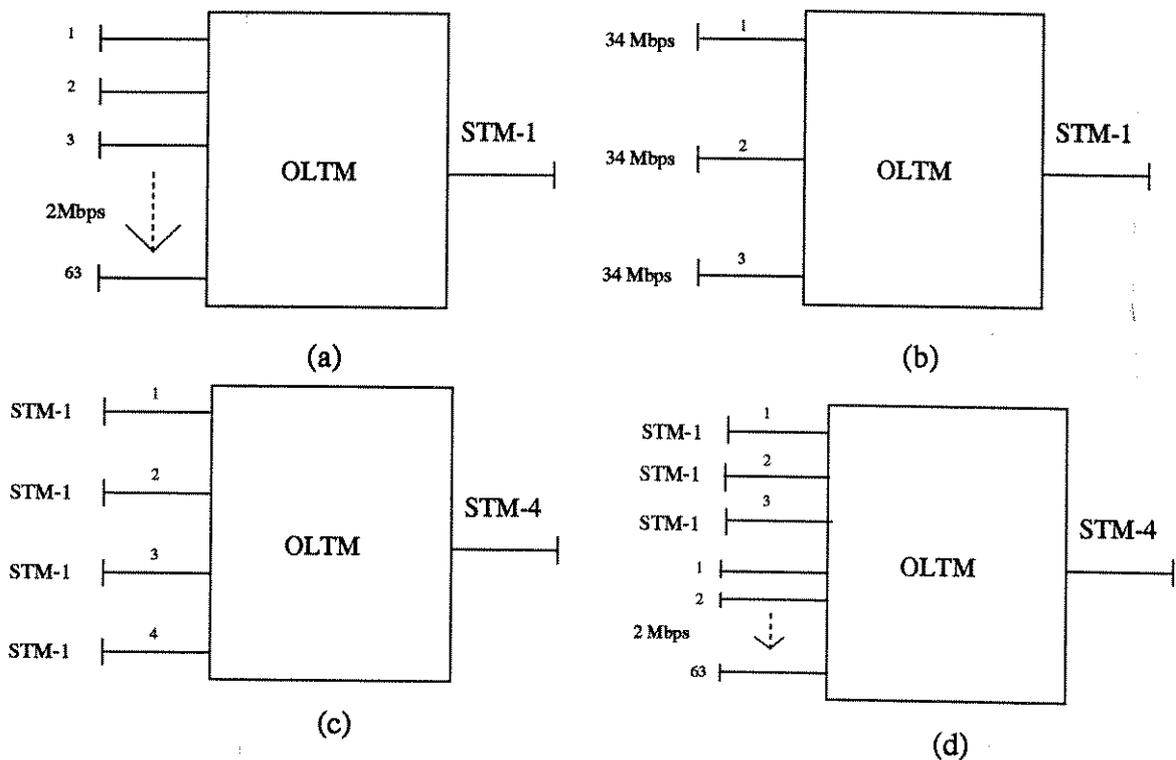
**TABELA 2.1.a - AGREGADOS DA SDH**

NÍVEL HIERÁRQUICO	TAXA DE BITS (Mbps)	Nº DE TRIBUTÁRIOS A 2 Mbps
STM-1	155,520	63
STM-4	622,080	252
STM-16	2.488,320	1008
STM-64	9.953,280	4032

**TABELA 2.1.b - TRIBUTÁRIOS**

NÍVEL HIERÁRQUICO DO TRIBUTÁRIO	TAXA DE BITS DO VC (Mbps)	Nº DE TRIBUTÁRIOS A 2 Mbps
2 Mbps	2,048	1
34 Mbps	51,840	16
140 Mbps	149,760	64

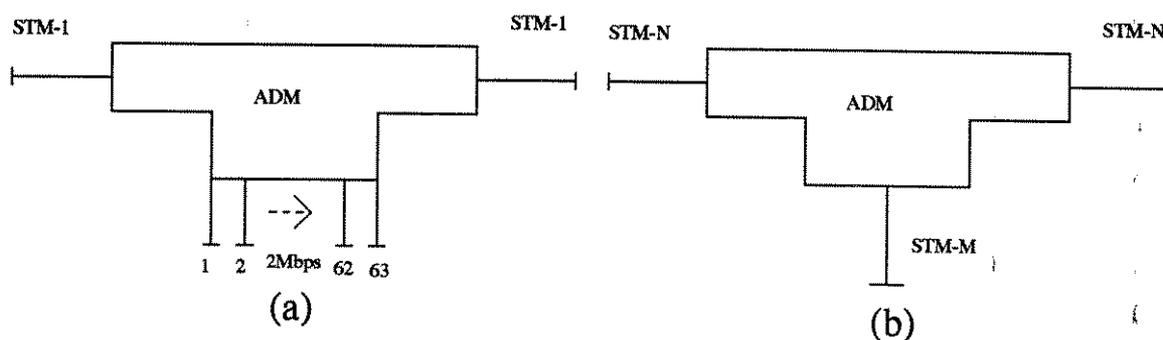
Os equipamentos **SDH** podem ser classificados segundo a sua **funcionalidade**.



**FIGURA 2.1 - ALGUMAS CONFIGURAÇÕES DE OLTM**

O equipamento **OLTM** (**Optical Line Terminal Multiplexer - Multiplexador de Terminal de Linha Óptica**) realiza a operação de multiplexação, ou seja, agrega diversos **tributários** em um sinal de hierarquia superior (**agregado** ou feixe principal) e a conversão do sinal elétrico em óptico.

A **figura 2.1** mostra 4 configurações possíveis de equipamentos **OLTM** que diferem quanto ao tipo de tributário. Na **figura 2.1.a**, 63 tributários de 2 Mbps (**SDH**) formam um agregado **STM-1** (155 Mbps). Na **figura 2.1.b**, foram usados 3 tributários de 34 Mbps (**PDH**), também formando um agregado **STM-1**. Na **figura 2.1.c**, 4 tributários **STM-1** (**SDH**) formam um agregado **STM-4** (622 Mbps). Finalmente, na **figura 2.1.d**, 3 tributários **STM-1** (**SDH**) mais 63 de 2 Mbps se juntam para formar o agregado **STM-4**.



**FIGURA 2.2 - ALGUMAS CONFIGURAÇÕES DE ADM**

O equipamento **ADM** (**Add/Drop Multiplexer - Multiplexador de Insere/Deriva**), além da função de multiplexação, realiza uma operação adicional de inserir/retirar tributários de um agregado. Devido ao sincronismo e a estrutura de quadro do agregado, os

tributários podem ser inseridos/retirados sem a necessidade de demultiplexar esses sinais. Esta característica confere maior flexibilidade à rede e se assemelha a uma operação de comutação simples.

Na **figura 2.2.a** mostramos a representação de um equipamento **ADM** com interface de sinal agregado **STM-1** onde podem ser inseridos/retirados tributários de 2 Mbps. Na **figura 2.2.b**, o nível hierárquico dos tributários (**STM-M**) deve ser menor que o dos agregados (**STM-N**).

O equipamento **SDxC** (**Synchronous Digital Cross-Connect - Transconector Cruzado Digital**) pode ser visto como uma composição

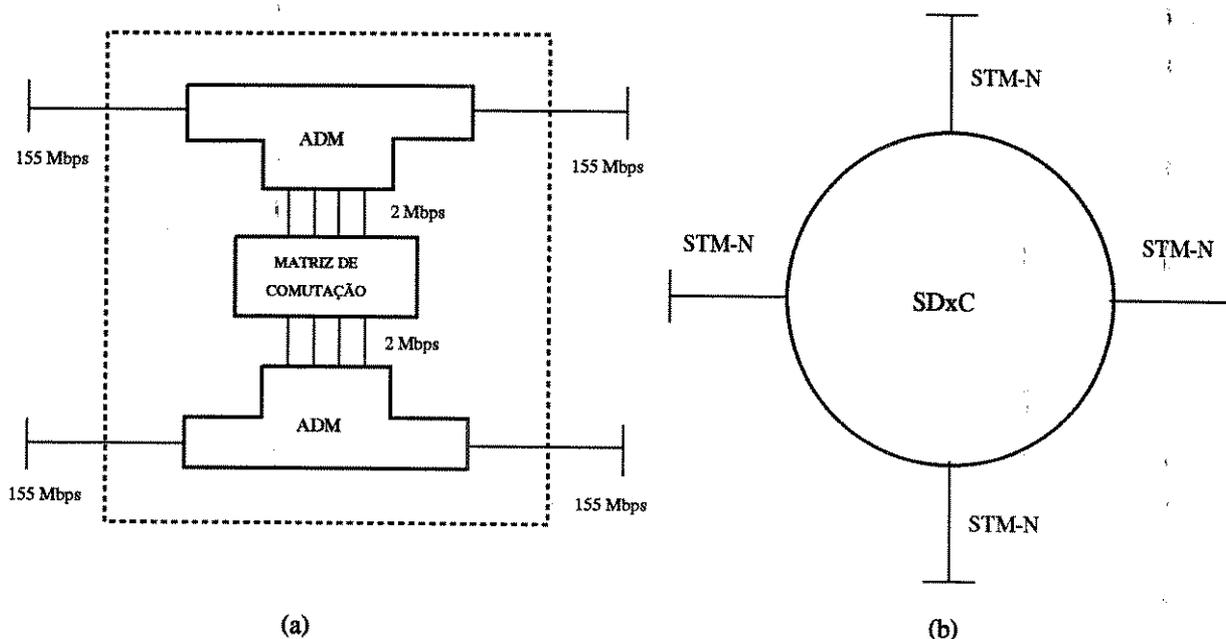


FIGURA 2.3 - SDxC

de dois ou mais ADM's e uma matriz de comutação (**figura 2.3.a**) que permite trocas de tributários entre os vários agregados de acordo com programas armazenados nesta matriz.

A matriz de comutação é dividida em 2 partes chamadas de **LPC** (Lower-Order Path Connection) e **HPC** (Higher-Order Path Connection). A **LPC** faz a comutação de sinais de mais baixa hierarquia (2 Mbps, por exemplo), enquanto que a **HPC** comuta os de hierarquia mais alta (155 Mbps, por exemplo).

A **figura 2.3.b** mostra um equipamento **SDxC** com 4 sinais agregados de nível **STM-N**. Entre esses 4 sinais podem ser comutados tributários tanto da hierarquia **PDH** como **SDH (STM-M)**.

Com esses novos equipamentos obtém-se maior eficiência de transmissão; é possível utilizar teoricamente 100% dos canais, enquanto que os sistemas PDH deixam de aproveitar em média 10% dos canais a cada elevação de hierarquia. A 140 Mbit/s, um terço dos canais poderiam estar ociosos [25].

## 2.5. Estrutura de redes: ponto-a-ponto, anel e cadeia

Utilizando os equipamentos **SDH** descritos acima, apresentaremos

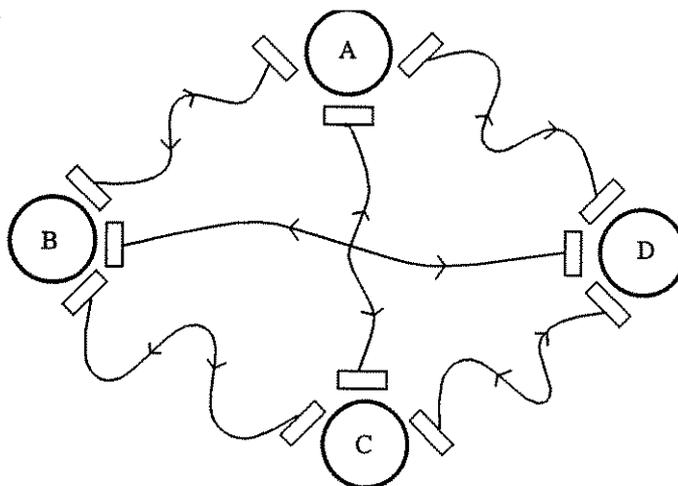
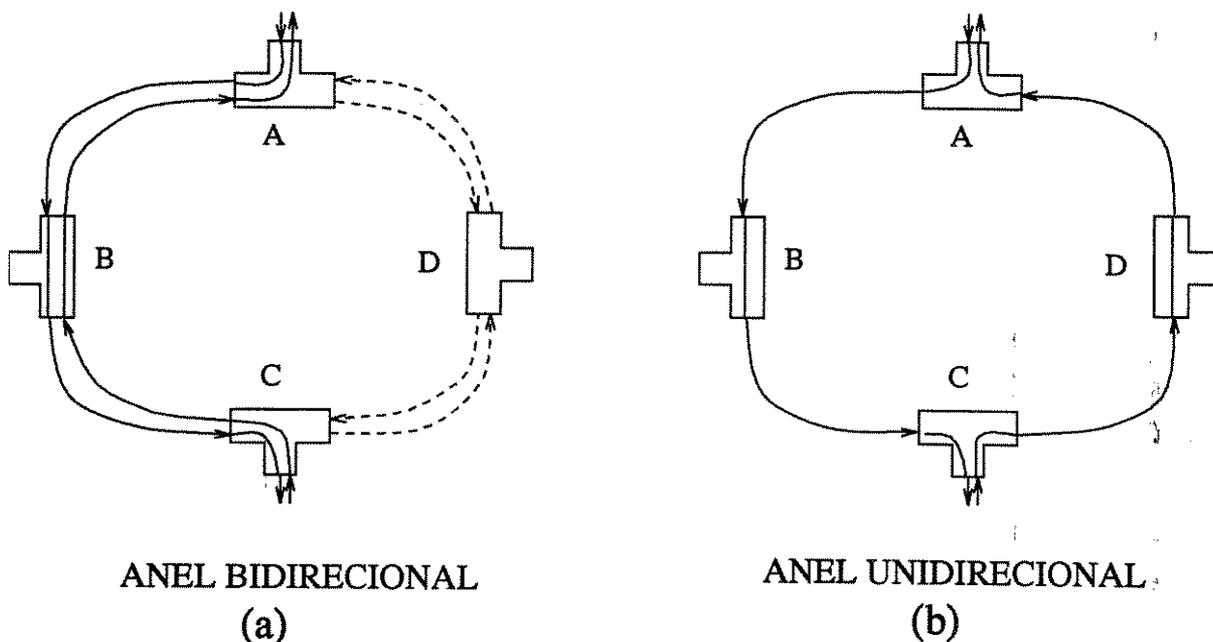


FIGURA 2.4 - LIGACÕES PONTO-A-PONTO

algumas estruturas de rede possíveis de serem construídas e que serão utilizadas no modelo matemático do problema que trataremos.

A ligação **ponto-a-ponto** é construída com um equipamento **OLTM** em cada extremidade. A **figura 2.4** mostra a interligação entre 4 nós realizada através de 12 equipamentos **OLTM**. Qualquer par de fibras que se romper, a comunicação entre os 2 nós envolvidos está



**FIGURA 2.5 - ESTRUTURAS DE REDE EM ANEL**

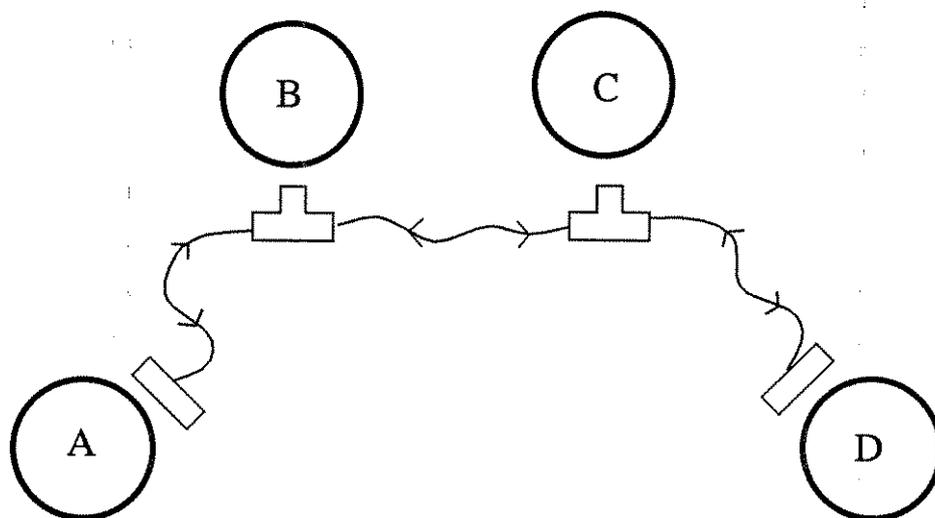
desfeita.

A estrutura em **anel**, usada em redes com 3 ou mais nós, pode ser construída colocando-se um equipamento **ADM** em cada nó. Esses anéis podem ser **unidirecionais** ou **bidirecionais**. Nos **anéis bidirecionais**, as informações podem trafegar em 2 sentidos (horário e anti-horário), enquanto que nos **anéis unidirecionais** apenas um sentido é permitido. A **figura 2.5** ilustra as principais diferenças entre essas 2 estruturas para uma pequena rede de 4 nós.

Na **figura 2.5.a**, utilizamos 4 equipamentos **ADM bidirecional**.

A demanda entre os nós A e C, por exemplo, pode ser atendida por 2 caminhos diferentes: (1) pelo sentido anti-horário, passando pelo nó B; (2) pelo sentido horário, passando pelo nó D. Então, se um par de fibras se romper, a demanda ainda continuaria sendo atendida pelo outro caminho. Podemos notar que qualquer que seja o caminho escolhido para escoar esta demanda, ele ocupa apenas alguns arcos do anel, enquanto os outros arcos ficam ociosos. O caminho de ida (A para C) e volta (C para A) ocupam sempre os mesmos arcos.

Para o **anel unidirecional** (figura 2.5.b), o fluxo de sinais tem apenas 1 sentido. Se A quiser falar com C, por exemplo, terá necessariamente que passar por B. Para C responder a A, terá que necessariamente passar por D. Neste caso, para se atender esta demanda foram percorridos todos os arcos do anel e não apenas parte dele.

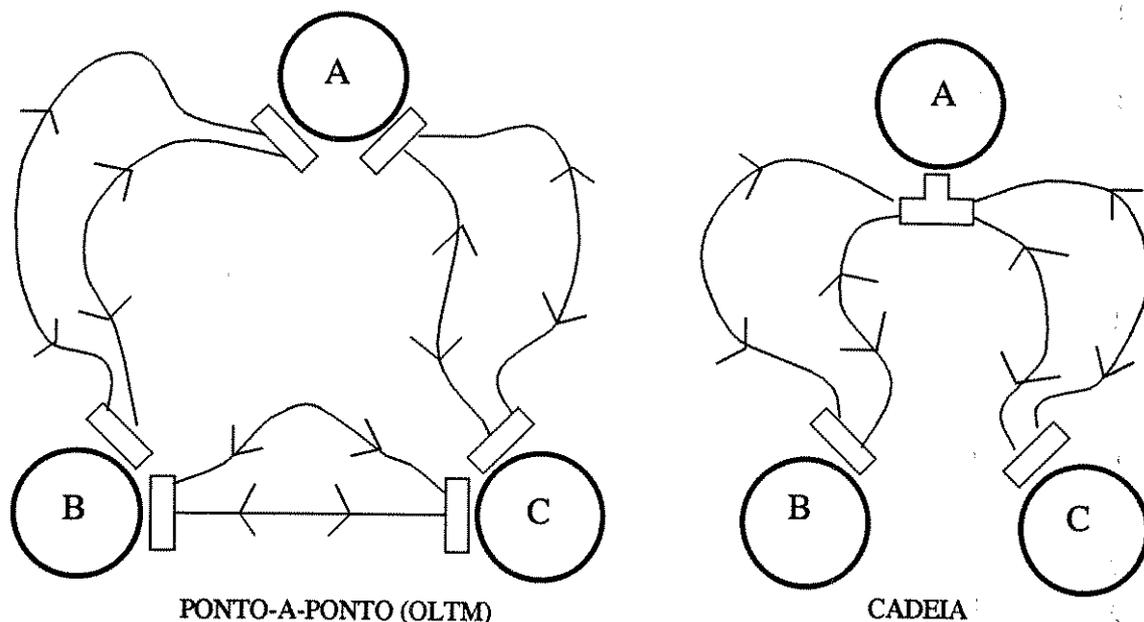


**FIGURA 2.6 - ESTRUTURA DE REDE EM CADEIA**

Retirando-se um arco de um anel bidirecional obtemos uma estrutura de rede em **cadeia**, que pode ser considerada um anel bidirecional aberto. Nas extremidades onde retirou-se este arco, substituí-se os **ADM's** por **OLTM's**. A **figura 2.6** mostra essa estrutura para uma rede de 4 nós. Se qualquer par de fibras se

romper, obteremos dois segmentos de rede que perdem a comunicação entre si.

Nos nós da rede que concentram vários equipamentos roteadores pode ser usado o equipamento **SDxC** em substituição a esses equipamentos.



**FIGURA 2.7 - PROTEÇÃO POR DUPLICAÇÃO DE PAR DE FIBRAS**

Essas estruturas de rede necessitam de mecanismos que possam garantir uma maior confiabilidade da rede, principalmente em pontos que concentram uma grande quantidade de informações. Apresentaremos algumas alternativas para garantir a continuidade dos serviços na presença de falhas.

## **2.6. Confiabilidade em redes**

Os estudos sobre confiabilidade em redes são classicamente tratados sob 2 aspectos: sobrevivenciabilidade e indisponibilidade.

O primeiro aspecto está relacionado com medidas de capacidade

de uma rede sobreviver após a ocorrência de catástrofes, ou desastres, enquanto o segundo faz medidas do tempo que uma rede fica indisponível ao longo de um ano.

Aqui, trataremos de dois tipos de falhas: cortes de cabos de fibras ópticas e queda de Centros de Fios.

Uma das alternativas para aumentar a confiabilidade das redes consiste em duplicar seus elementos, o que eleva muito o custo.

Para falhas decorrentes do corte de um cabo de fibras ópticas, pode-se duplicar apenas os componentes ópticos dos equipamentos e os pares de fibras ópticas. O par de fibras adicional é roteado por um caminho disjunto do realizado pelo primeiro par. Esta alternativa é bastante viável para **enlaces ponto-a-ponto** e estruturas de rede em **cadeia**, apenas para o caso de quebra de cabo e não para queda de nós, conforme mostrado na **figura 2.7**.

As estruturas de rede em **anel** têm capacidade de se reconfigurar automaticamente na presença dessas falhas, num processo conhecido como "**self-healing**" (auto-regeneração).

Nas redes que utilizam **anéis unidirecionais**, a confiabilidade é obtida fornecendo-se um percurso redundante adicional pelo anel no sentido inverso do primeiro. O mesmo sinal é transmitido pelos dois anéis.

A **figura 2.8** mostra um exemplo de como este anel pode se reconfigurar automaticamente se ocorrer uma interrupção no par de fibras. O processo mostrado é conhecido como "**Line Protection Switching**" (chaveamento para proteção de linha). Outros exemplos de auto-regeneração como o "**Path Protection Switching**" (chaveamento para proteção de caminho) podem ser encontrados em Wu [32]. O anel unidirecional também é protegido contra falhas num nó da rede: se um deles falhar o anel se reconfigura automaticamente, formando um percurso pelos outros nós.

As redes que utilizam **anéis bidirecionais** podem ser a **2 ou 4 fibras**.

No **anel bidirecional a 2 fibras**, o nível de confiabilidade depende da quantidade de informação que circula por cada arco do anel. Isto porque nestas redes sempre 2 percursos são possíveis.

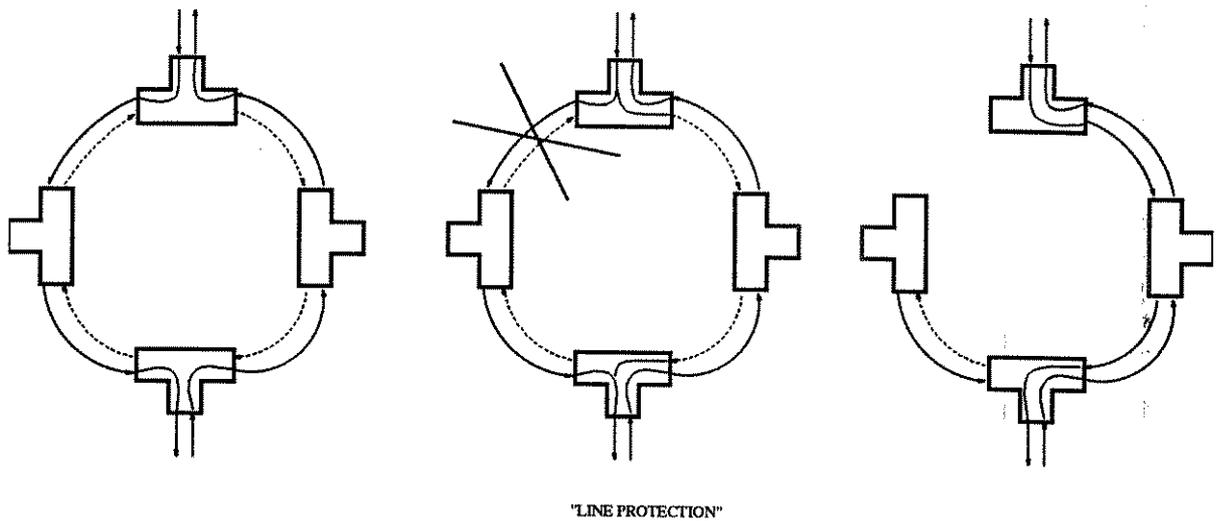


FIGURA 2.8 - RECONFIGURAÇÃO DE ANEL UNIDIRECIONAL

Então, se um percurso é interrompido pelo corte de um par de fibras, a informação pode ser escoada pelo outro percurso, desde que os arcos que formam este novo percurso não estejam saturados. Para se obter segurança total, é necessário que o anel esteja operando com 50% da sua capacidade.

O **anel bidirecional a 4 fibras**, pode operar com sua capacidade total, pois possui um par de fibras de reserva. Assim, na presença de falhas, como, por exemplo, corte de fibras, esta rede se reconfigurará automaticamente, num processo similar ao descrito para redes com anéis unidirecionais.

A literatura sobre características e funcionamento de equipamentos SDH é bastante ampla. Mais informações sobre este assunto pode ser encontrada em **Belamy [03], Wu [32] [33], Nakamura, Mendes e Souza Filho [25], Ferrari [11], Sexton e Reid [29]**.

Sobre confiabilidade/sobrevivenciabilidade de redes que utilizam equipamentos SDH, recomendamos a leitura de **Wu [32] [33]**.

Um estudo sobre auto-regeneração de redes em anel pode ser encontrado em **Nakamura, Mendes e Souza Filho [26]**.

## CAPÍTULO 3

# PLANEJAMENTO DE REDE DE TRANSMISSÃO

### 3.1. Introdução: uma visão geral do Planejamento de Telecomunicações

Uma **Rede de Telecomunicações** pode ser pensada como um conjunto de **Redes Urbanas** interligadas por uma **Rede Interurbana**.

Cada Rede Urbana, por sua vez, é constituída por uma ou mais **Áreas de Comutação** ou **zonas de filiação** ligadas entre si através de uma **Rede de Troncos**.

Cada área de comutação abrange um **Centro de Fio** (ou **Estação Telefônica**) e uma **Rede Externa**.

A **Rede Externa** é responsável pela interligação entre os Assinantes e os Centros de Fios, dividida em 2 seções:

- **Rede Secundária**: interliga os assinantes às Seções de Serviços;

- **Rede Primária**: interliga as diversas Seções de Serviços aos Centros de Fios.

Nos **Centros de Fios** encontramos as **Centrais de Comutação** e os **Equipamentos de Transmissão**. Estes equipamentos e os meios de transmissão interligam os Centros de Fios e constituem a **Rede de Transporte** ou **Transmissão**. São utilizados para o transporte dos Troncos de circuitos entre centrais e para o transporte de outros serviços como Linhas Privadas de voz, dados, sinais de vídeo, etc.

As **Centrais de Comutação** apresentaram uma grande evolução [11]: das centrais analógicas, ou seja, aquelas onde o controle do chaveamento era eletro-mecânico, para centrais CPA (Controle por

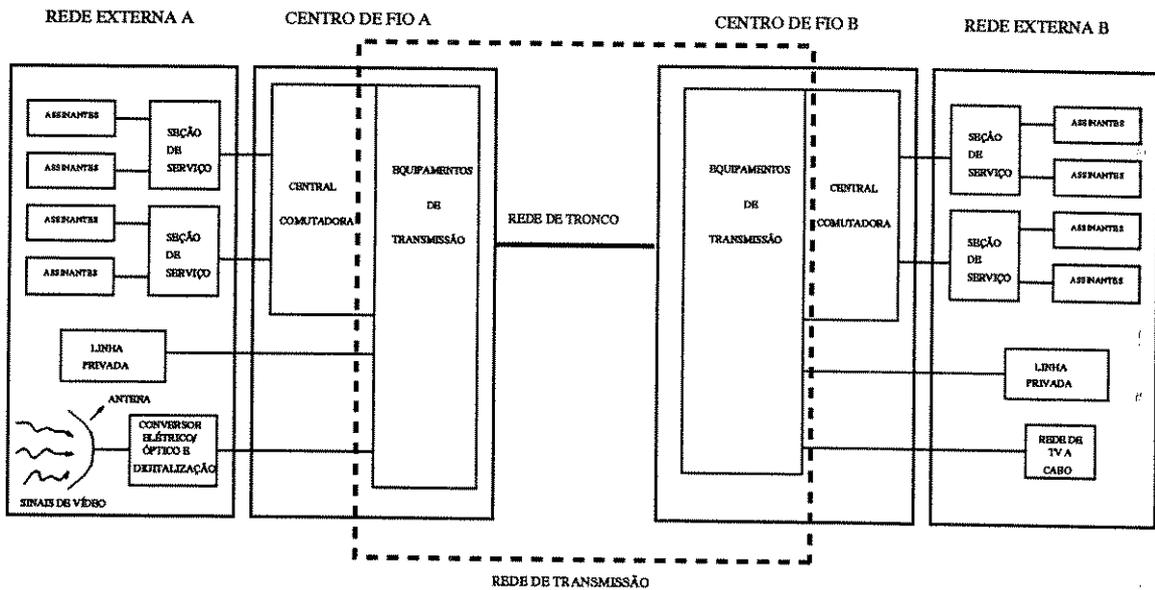


FIGURA 3.1 - REDE DE TELECOMUNICAÇÕES

Programa Armazenado) com comutação totalmente eletrônica e cujo controle do chaveamento é feito por programas armazenados nas memórias da central.

Evolução semelhante apresentaram **os equipamentos de transmissão** [11], transmitindo cada vez mais informações a

velocidades mais altas e de forma mais eficiente. Para isso contribuiu muito o uso de técnicas de **multiplexação**, das quais nos interessa particularmente a **PCM (Modulação por Código de Pulso)** usada nos equipamentos **SDH**.

A **figura 3.1** mostra um exemplo de uma Área Urbana com 2 Centros de Fios e 2 Redes Externas. Todos os assinantes da área A podem se comunicar com os assinantes da área B e vice-versa.

Dada a complexidade das Rede de Telecomunicações, recorre-se à estratégia de "dividir para conquistar" nas metodologias de planejamento. Nesse sentido, embora o Planejamento de Rede de Telecomunicações deva ser resolvido de forma integrada devido a interdependência dos subsistemas, classicamente podemos dividi-lo em 3 blocos: **Planejamento da Rede Externa, Planejamento de Comutação e Planejamento de Transmissão:**

- **Planejamento da Rede Externa**

Utilizando como dados de entrada a distribuição geográfica dos assinantes, nesta fase do planejamento são definidas a localização dos Centros de Fios, a área atendida por eles (cortes de área), bem como um cronograma de instalação de equipamentos de comutação destes centros.

- **Planejamento da Rede de Comutação**

Nesta fase do planejamento definem-se as capacidades das centrais de comutação em relação ao tráfego telefônico, ou seja, em relação à necessidade de um usuário se comunicar com outro.

As centrais possuem níveis hierárquicos dependendo da sua função na rede. Assim, faz-se necessário definir regras de ligações entre as centrais, ou seja, o encaminhamento das chamadas telefônicas através das centrais. O **Plano de Encaminhamento** executa essa função, além de dimensionar o número de circuitos necessários à interligação entre essas centrais, ou seja, os **troncos**. Desta forma, obtém-se uma **matriz de circuitos comutados**, cujos elementos

representam módulos de 30 canais de 64 Kbps. Esta matriz, por sua vez, é transformada numa **matriz de demanda de sistemas de 2 Mbps entre Centros de Fios**.

Outra etapa é o **Plano de Sinalização**, que trata da comunicação entre as centrais, enviando informações referentes a numeração dos assinantes (sinalização de assinante) e aos troncos (sinalização de linha).

#### • **Planejamento da Transmissão**

Utilizando como dados de entrada a matriz de demanda de sistemas de 2 Mbps obtida no dimensionamento da Rede de Comutação e de uma previsão da necessidade de transmissão para linhas privadas e outros serviços, esta fase do planejamento têm por objetivo dimensionar o número de equipamentos de transmissão que interligarão os Centros de Fios, suas respectivas taxas de transmissão, além do meio de transmissão a ser utilizado (fibras óticas, rádio, etc) e a rede de galerias utilizada pelo meio de transmissão. As novas tecnologias permitem uma concentração de grande quantidade de informação em poucos equipamentos com o uso de altas taxas de transmissão.

Neste capítulo, trataremos de algumas questões relativas ao problema do **Planejamento da Transmissão**, que é o assunto desta tese.

### **3.2. Planejamento da Transmissão: novos conceitos e novos problemas**

Os novos conceitos de rede e de transmissão, e os novos equipamentos projetados a partir destes conceitos, trazem um grande impacto no **Planejamento da Transmissão**, colocando-se novos problemas a serem abordados. Discutiremos alguns deles, tais como, custos, topologias de rede, confiabilidade, gerência de rede e flexibilidade.

Os equipamentos **SDH** apresentam **grandes economias de escala**, em relação aos seus custos, à medida que subimos para hierarquias mais altas. Por exemplo, o custo por canal transmitido a 622 Mbit/s é bastante inferior ao custo do canal transmitido a 155 Mbit/s. Este efeito também existe na tecnologia PDH, mas aqui é intensificado pela facilidade com que um canal de baixa hierarquia pode ser retirado/inserido de um de hierarquia maior. Essa facilidade permite o fornecimento em conjunto de múltiplos serviços digitais como, por exemplo, transmissão de dados e atendimento de linhas privadas não comutadas, além do tradicional serviço de voz.

As economias de escala sugerem que a rede tenderá a um número menor de arcos/enlaces, cada um deles de alta capacidade. Isso significa uma rede menos malhada fisicamente, com **grandes concentração de tráfego** tanto em nós (centros de fios) como em arcos (equipamentos de transmissão).

Nesta nova rede assume grande importância o agrupamento de centros de fios ("**clusterização**") que guardam grande interesse de tráfego entre si. Em cada "**cluster**" (grupo) é escolhido um centro de fio para ser o "**hub**" (centro), que age como interface entre o seu "**cluster**" e os demais. O "**hub**" é, portanto, um ponto de grande concentração de demanda e o sistema de interligação entre os "**hubs**", que será chamado de "**backbone**", é uma ligação de alta capacidade. Nos "**hubs**" estarão localizadas as facilidades de transmissão e comutação de grande porte, tais como, equipamentos roteadores (**SDxC**), **ADM's** e **Centrais-Mães**.

Com a alta concentração de tráfego, nos meios de transmissão e nos nós, permitidas pela nova tecnologia, a **segurança da rede** assume um papel muito importante já que um enlace de fibras ópticas pode transportar milhares de informação simultaneamente. Dois conceitos complementares ao de **confiabilidade** aparecem para dar conta dos novos problemas: **sobrevivenciabilidade** ("**survivability**") e **auto-regeneração** ("**self-healing**").

**Sobrevivenciabilidade** é a capacidade de um subsistema da rede, medida por algum critério, de funcionar parcialmente após uma falha, mantendo ainda a capacidade de transmitir parte das

informações. Durante o período de falha o sistema pode **auto-regenerar-se**, melhorando seu índice de sobrevivenciabilidade. Na tecnologia SDH essa operação é implementada com a utilização da estrutura de **rede em anel**, compostos por equipamentos **ADM's** e **SDxC**. Estas estruturas geram redundâncias como, por exemplo, capacidade ociosa e/ou caminhos disjuntos entre dois nós da rede. A tecnologia SDH permite ainda uma grande capacidade de gerência de rede (TMN).

A redundância e a gerência de rede permitem estas novas características de sobrevivenciabilidade e auto-regeneração.

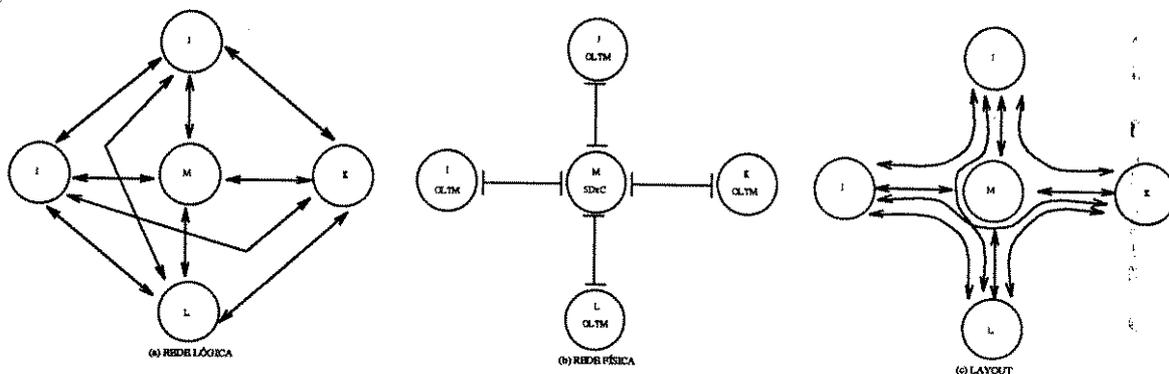


FIGURA 3.2 - REDE FÍSICA E REDE LÓGICA

Pelo que foi exposto até aqui sobre as características dos equipamentos de transmissão **SDH** e da nova Rede de Telefonia, podemos perceber que existe um alto grau de **flexibilidade**. Para

explicar um pouco mais profundamente este conceito, faz-se necessário distinguir na rede entre ligação física e ligação lógica entre nós.

Na **figura 3.2.a**, mostramos 5 nós dispostos em cruz, com ligações de todos os nós entre si, totalizando 10 ligações lógicas e representando sistemas ou canais de 2 Mbps. Do ponto de vista de ligações físicas, esta rede poderia ser representada pela **figura 3.2.b**; um possível assentamento da rede lógica na rede física está representado na **figura 3.2.c**. No nó "M" haveria um roteador distribuindo estes canais ou sistemas de acordo com seus destinos.

Podemos observar, neste exemplo, que a rede física pode ser representada por uma árvore, possuindo poucos enlaces, enquanto que a rede lógica é totalmente malhada. Uma árvore representa a rede física mínima.

Para redes mais complexas, a configuração lógica geralmente não é única. Dada uma única configuração física, é possível obter, a partir dela, uma quantidade bastante grande de configurações lógicas. Para isso basta reconfigurar os equipamentos roteadores ADM's e SDxC. Essa reconfiguração pode ser realizada através de um computador central ou através de algoritmos distribuídos, de **controle e gerência de redes**. A reconfiguração dos equipamentos programável e o controle centralizado possibilitam um alto grau de flexibilidade para a nova rede.

As novas características da Rede de Transmissão implicam na necessidade de uma nova Metodologia de Planejamento de Transmissão, que busque otimizar os recursos disponíveis.

O dimensionamento destas redes é uma tarefa complexa, onde alguns problemas devem ser resolvidos, levando em conta vários fatores. Inspirados nos estudos de **Tsong-Ho Wu [32]** propusemos uma divisão do **Planejamento da Transmissão** em várias etapas e levantamos alguns problemas principais:

- (1) definir a **topologia de rede**: nós concentradores ("hubs"), **estruturas em anel** e **enlaces ponto-a-ponto**;
- (2) definir as taxas de transmissão dos equipamentos que fazem parte da topologia de rede escolhida;

- (3) rotear os canais sobre os equipamentos, de forma a atender a demanda entre os centros de fios e levando em conta a capacidade dos equipamentos.

Dividimos o Planejamento da Transmissão em 4 fases:

- (1) "**Clusterização**" ou **agrupamento**;
- (2) "**Bundling**" ou **Enfeixamento**;
- (3) Rede de **galerias**/roteamento de cabos de **fibras ópticas**;
- (4) **Evolução**.

Passaremos a apresentar cada uma dessas etapas.

### **3.3. Fase 1: Agrupamento ou "Clusterização"**

Na etapa de "**clusterização**", procura-se organizar os centros de fios em **grupos** ou "**clusters**", segundo critérios de interesses de demanda entre os centros de fios ou proximidade geográfica, de modo a maximizar a **demand intracluster** [02].

Dentro de cada grupo, escolhe-se o nó mais importante, segundo algum critério, que será o "**hub**". A grosso modo, o "**hub**" é um nó que serve como ponto de contato dos centros de fios dum cluster com os demais.

Esta etapa visa organizar a rede para as etapas posteriores e está ilustrada na **figura 3.3**.

Neste trabalho, optamos pela não tradução das palavras "**cluster**" e "**hub**", conservando a terminologia utilizada em [02].

### **3.4. Fase 2: Enfeixamento ou "Bundling"**

Na etapa de **Enfeixamento** definem-se os tipos e hierarquias dos equipamentos de transmissão que serão instalados nos nós da rede, de modo a atender a matriz de demanda entre os centros de fios dada em número de circuitos ou canais de 2 Mbit/s e levando em conta critérios de otimização, tais como, custos,

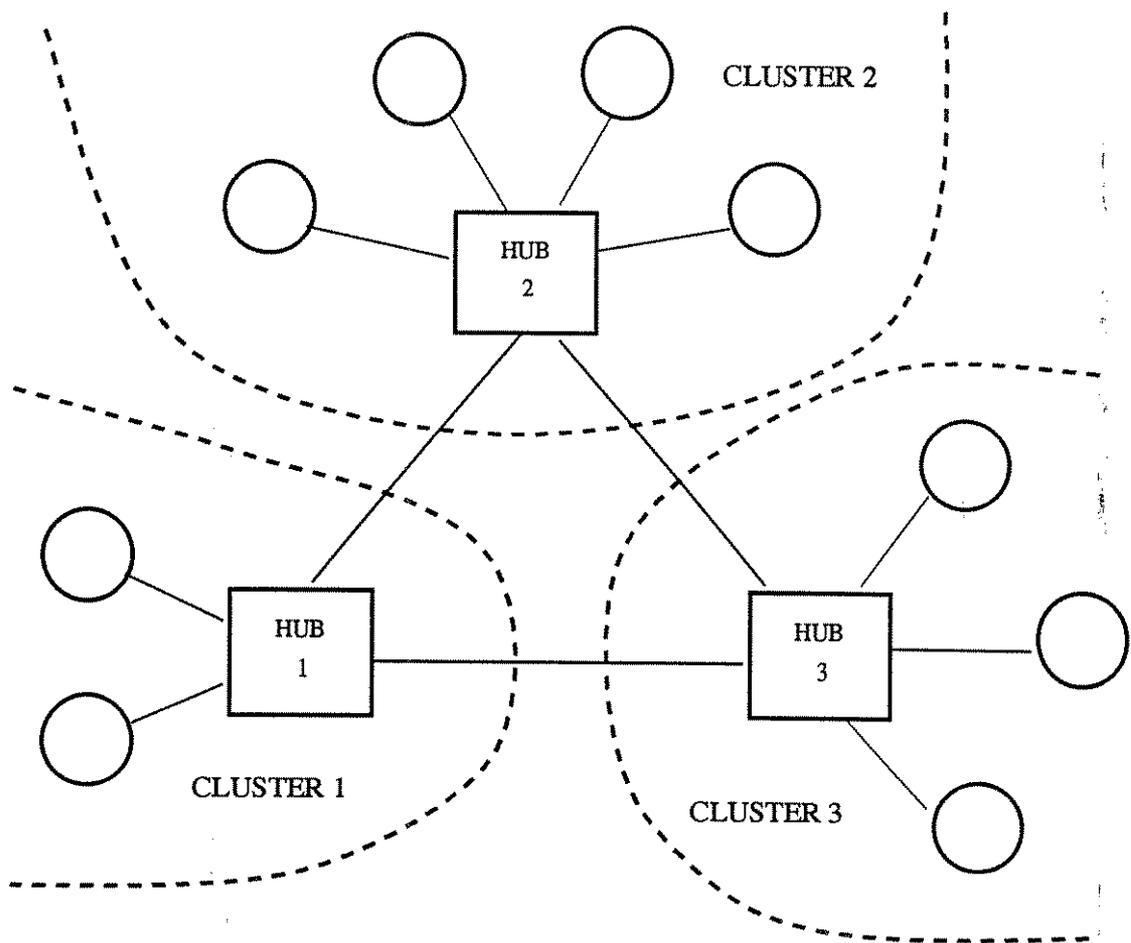


FIGURA 3.3 - AGRUPAMENTO OU "CLUSTERIZAÇÃO"

confiabilidade/sobrevivenciabilidade, número de enlaces totais da rede, folga na operação dos equipamentos, etc.

Definidos os equipamentos e a topologia física da rede (uso de enlaces ponto-a-ponto, anéis e cadeias), define-se quais demandas passarão por quais equipamentos, ou seja, define-se o roteamento das demandas que correspondem às ligações lógicas da rede.

A etapa de **Enfeixamento** é o assunto desta tese e será apresentado, no próximo capítulo, um modelo matemático para este problema.

### 3.5. Fase 3: Rede de galerias/roteamento de cabos de fibras ópticas

Nesta etapa define-se a rede de galerias que será utilizada para a instalação dos cabos de fibras ópticas, garantindo conectividade entre os centros de fios e levando em conta aspectos de confiabilidade discutidos anteriormente (sobrevivenciabilidade e indisponibilidade).

Utilizando os resultados obtidos no enfeixamento (equipamentos de transmissão e roteamento das demandas) e a definição da rede de galeria, resta definir a disposição ou os caminhos por onde passarão os cabos de fibras ópticos na rede de galeria, também considerando aspectos de confiabilidade.

### 3.6. Fase 4: Evolução

As 3 etapas descritas até aqui são executadas para apenas 1 período de planejamento (ano base).

Na etapa de **Evolução** estende-se o planejamento para mais de 1 período, objetivando-se alcançar um ano horizonte. Elabora-se um cronograma de instalação ou atualização de equipamentos ao longo dos períodos de planejamento, considerando-se o atendimento das demandas nos períodos intermediários e vários critérios de otimização, tais como, custos dos investimentos, confiabilidade, folga na operação dos equipamentos, etc.

## CAPÍTULO 4

# O MODELO MATEMÁTICO DO ENFEIXAMENTO

### 4.1. Introdução

O problema do Enfeixamento foi modelado como um problema de escoamento multiproduto sobre um grafo. Dentre as duas maneiras tradicionalmente utilizadas para abordar este problema [01] (fluxo por arco e fluxo por caminho), utilizamos a segunda alternativa, a melhor que se aplicou às características da tecnologia SDH, principalmente na modelagem de anéis. Este assunto é tratado com maior profundidade em [05].

O modelo obtido é um **Programa Linear Inteiro Misto** [13] [18] [27], no qual a variável inteira corresponde à decisão de instalar ou não (0 ou 1) um enlace ponto-a-ponto, anel (uni ou bidirecional) ou cadeia, e a variável real corresponde à parcela de uma demanda escoada por um dos caminhos que interligam os nós geradores desta demanda.

Utilizaremos simplesmente o termo "**candidatos**" para nos referir a um enlace ponto-a-ponto, anel (uni ou bidirecional) ou cadeia.

Neste capítulo apresentaremos o modelo matemático do Enfeixamento (dados de entrada, variáveis, equações matemáticas) acompanhado de uma rede exemplo (**Anexos 6 a 10**) e uma breve descrição dos programas computacionais desenvolvidos para automatizar a montagem deste modelo. A rede exemplo utilizada é a da Área Metropolitana de Santos.

## 4.2. Dados de entrada

Os dados de entrada que serão usados na etapa de **Enfeixamento** são:

- informações sobre os **Centros de Fios** (nós da rede): nome, situação na rede (nó pendente ou estação-mãe), posição geográfica (**Anexos 6.1 e 7.1**);

- "**clusterização**": lista dos nós que compõe cada "**cluster**" (grupo) e seus respectivos "**hubs**" (nós mais importantes) (**Anexos 6.3 e 7.2**);

- **matriz de demanda** entre cada par de Centros de Fios (i, j) em termos de sistemas de 2 Mbps (circuitos de comutação e linhas privadas) (**Anexos 6.2 e 7.3**);

- **candidatos (anel bidirecional e unidirecional, cadeia e enlace ponto-a-ponto)** especificando: número de nós, relação dos nós e sequência de arcos que compõe cada candidato, nome do candidato (**Anexos 6.5, 6.6 e 7.4**);

- informações de **custos e capacidades para cada hierarquia dos equipamentos** roteadores (OLT, ADM, SDxC e equipamentos PDH) (**Anexos 6.4 e 7.5**).

## 4.3. Variáveis utilizadas

Como optamos por modelar o problema do Enfeixamento utilizando a abordagem fluxo por caminho, dividimos as variáveis em 2 grupos:

- (1) variáveis binárias (0 ou 1), cada uma delas corresponde à decisão de instalação ou não de um enlace ponto-a-ponto, anel e cadeia;

- (2) variáveis reais que correspondem à parcela de uma demanda escoada por um dos caminhos (sequência de arcos) que interligam os nós geradores desta demanda.

Passemos a detalhar as variáveis do primeiro grupo.

A decisão de instalar ou não um enlace ponto-a-ponto, um anel

ou uma cadeia é representada pelas seguintes variáveis com os seguintes formatos:

$X_{mnk}$

$Z_{mnk}$

$U_{mnk}$

$W_{mnk}$

onde

**X** representa um enlace ponto-a-ponto

**Z** representa um anel bidirecional

**U** representa um anel unidirecional

**W** representa uma cadeia

**m** representa o número do candidato

**n** representa o seu nível hierárquico:

$n = 1 \Rightarrow 34 \text{ Mbps}$

$n = 2 \Rightarrow 155 \text{ Mbps}$

$n = 3 \Rightarrow 622 \text{ Mbps}$

$n = 4 \Rightarrow 2.5 \text{ Gbps}$

**k** representa um único candidato ( $k = p$ ) ou dois em paralelo ( $k=s$ ) num mesmo arco

Em relação ao índice **k**, cabe aqui observações importantes. Se uma demanda exigir 3 candidatos em paralelo num mesmo arco, podemos representá-los por 2 variáveis, uma com  $k=p$  (1 candidato), outra com  $k=s$  (2 candidatos). Já para 4 candidatos em paralelo, devido a economias de escala, é melhor utilizar equipamentos de nível hierárquico superior que tem capacidades 4 vezes maior. Se a economia de escala for muito forte pode não ser conveniente utilizar dois candidatos em paralelo, mas apenas 1 numa hierarquia superior.

Na função objetivo da rede do **Anexo 8 (pp.95)** encontramos vários exemplos dessas variáveis binárias. O primeiro deles é **XWLJM1pi** que representa um enlace ponto-a-ponto, interligando os Centros de Fios WL e JM, de hierarquia 34 Mbps.

No segundo grupo encontramos as variáveis reais. Cada uma delas corresponde à parcela de uma demanda escoada por um dos caminhos que interligam os nós geradores desta demanda e a qual denominaremos simplesmente de **caminho**. Cada demanda de tronco entre 2 Centros de Fios pode ser escoada por caminhos diferentes; existe ainda a possibilidade de uma parcela de uma demanda ser escoada por um caminho e outra parcela dessa mesma demanda ser escoada por um caminho distinto do primeiro. Usaremos no modelo matemático os seguintes **tipos de caminho**:

- **caminhos diretos entre 2 Centros de Fios**: esses caminhos são compostos apenas por um enlace. Os caminhos diretos serão classificados de acordo com a relação existente entre os 2 nós envolvidos. Assim, temos os seguintes tipos de caminhos diretos:

CF-HOME HUB: entre um nó e o "hub" de seu próprio "cluster"

CF-CF: entre 2 nós que não sejam "hubs"

HUB-HUB: entre 2 "hubs"

CF-FOREIGN HUB: entre um nó e o "hub" de outro cluster que não o seu.

Vários exemplos de caminhos diretos podem ser encontrados nas equações de demanda do **Anexo 8 (pp. 95-96)**. Um deles é **YWLJM** que representa um caminho direto entre os Centros de Fios WL e JM.

- **caminhos passando por um "hub"**: são caminhos compostos por 2 enlaces. O primeiro enlace envolve o nó originário do caminho e um hub (pode ser HOME HUB ou FOREIGN HUB); o segundo enlace envolve este mesmo "hub" e o nó destino do caminho. Um exemplo deste tipo de caminho é **YVCPPh** (**Anexo 8 - pp. 96**) que parte do nó VC, passa pelo seu "hub" (WL) chegando ao nó PP.

- **caminhos passando por 2 "hubs"**: são compostos por 3 enlaces e também chamados de **caminho por "backbone"**. O primeiro enlace envolve o nó origem e um "hub"; o segundo este "hub" e um segundo

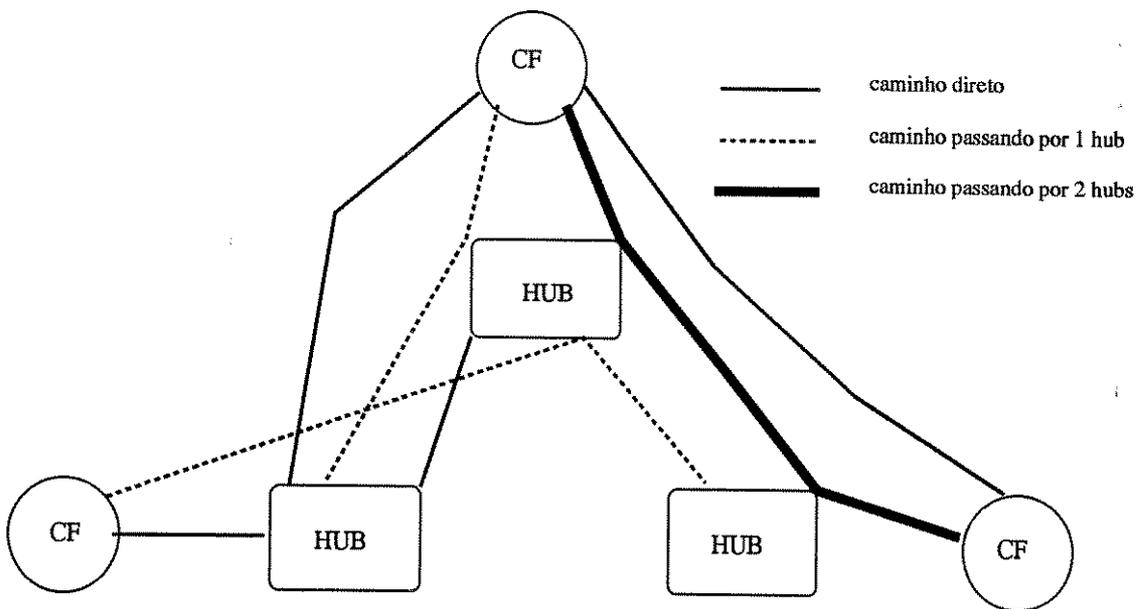


FIGURA 4.1 - CAMINHOS DIRETOS E PASSANDO POR HUBS

"hub"; e o terceiro enlace este segundo "hub" e o nó destino. Um exemplo deste tipo de caminho é **YABFBb** que parte do nó AB, passa pelo seu "hub" (JM), pelo segundo "hub" (WL), chegando ao nó FB.

- **caminhos que utilizam anel bidirecional**: podem ser compostos por 1, 2 ou mais enlaces. Devemos especificar o ponto de entrada e de saída do caminho no anel e se o percurso pelo anel é pela esquerda ou pela direita. Existe a possibilidade de caminhos que usam apenas arcos do anel ou caminhos mistos, compostos por arcos do anel e arcos não pertencentes a ele. Um exemplo deste tipo de caminho é **YWLJMadWLZ2JM** (Anexo 8 - pp. 95) que utiliza o anel bidirecional Z2 pelo percurso da direita, entrando pelo nó WL e saindo pelo nó JM.

- **caminhos que utilizam cadeia**: também podem ser compostos por 1, 2 ou mais enlaces e devemos especificar os pontos de entrada e

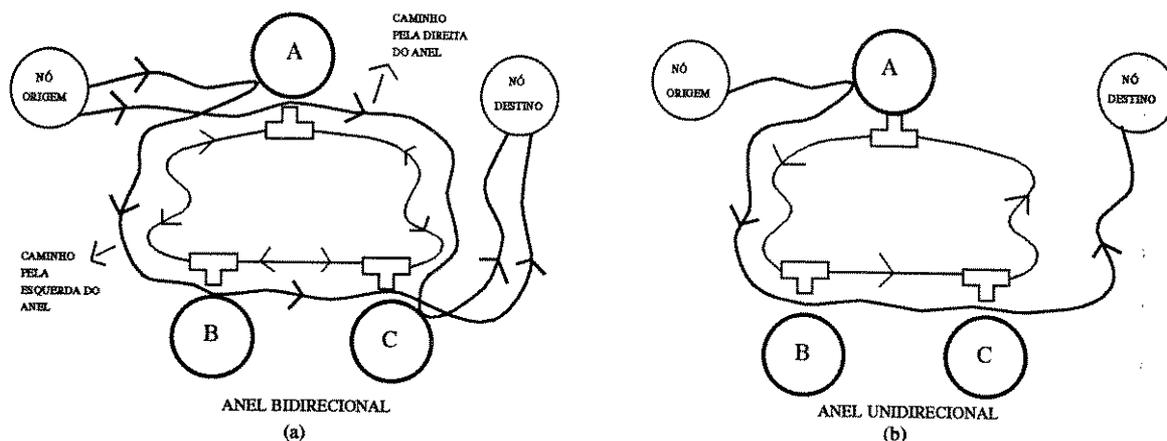


FIGURA 4.2 - CAMINHOS PASSANDO POR ANÉIS

saída da cadeia. Um exemplo é **YPPABaePTWLAB** (Anexo 8 - pp. 95) que utiliza a cadeia W1 pelo percurso da esquerda, entrando pelo nó PT e saindo pelo nó AB.

- **caminhos que utilizam anel unidirecional**: compostos por 2 enlaces ou mais, devemos especificar apenas os pontos de entrada e saída do anel; apenas um sentido é permitido para os caminhos que utilizam arcos deste anel. Um exemplo deste tipo de caminho é **YWLJM\_uWLU1JM** (Anexo 8 - pp. 95) que utiliza o anel unidirecional U1 entrando pelo nó WL e saindo pelo nó JM.

As figuras 4.1 e 4.2 mostram alguns desses caminhos possíveis de se escoar demanda entre Centros de Fios.

## 4.4. Forma geral do modelo matemático do Enfeixamento

Descritos os dados de entrada e as variáveis utilizadas, apresentaremos a forma geral do modelo de otimização para o problema de enfeixamento:

- **minimizar custo total da rede**  
(custo dos enlaces ponto-a-ponto + custo dos anéis bidirecionais + custos dos anéis unidirecionais + custo das cadeias)
- **sujeito a:**
  - **restrições de satisfação de demandas:**
    - somatória dos caminhos entre 2 nós  $i$  e  $j$  = demanda entre  $i$  e  $j$ ;
  - **restrições técnicas de capacidades:**
    - somatória dos caminhos que passam por um arco  $\leq$  capacidade do arco;
  - **restrições adicionais:**
    - limites superiores das variáveis, variáveis inteiras e binárias.

A capacidade do arco é expressa como uma soma da capacidade existente mais a capacidade de implantação, isto é, a capacidade dos candidatos a instalar-se neste arco.

A função objetivo adotada foi a minimização do custo total dos equipamentos. Entretanto, este não é o único critério possível. Poderíamos ter privilegiado, por exemplo, as folgas nas capacidades de operação dos equipamentos, ou questões referentes à confiabilidade de rede, flexibilidade para gerência, evolução da rede e custos operacionais. Em trabalhos futuros procuraremos introduzir estes critérios na avaliação da função objetivo de modo a torná-la mais abrangente.

Este modelo é um **Programa Linear Inteiro Misto**, pois as

variáveis podem ser inteiras ou reais. A seguir, definiremos algumas grandezas utilizadas para escrever esta forma geral do problema de otimização em linguagem matemática.

## 4.5. As equações do Modelo Matemático do Enfeixamento

Para apresentar o modelo matemático, definiremos algumas grandezas:

- $d_{ij}$  - demanda entre os nós  $i$  e  $j$ ;
- $c$  - caminho
- $\beta_{ij}$  - conjunto dos caminhos que atendem a demanda  $d_{ij}$  entre os nós  $i$  e  $j$ ;
- $\lambda_{ij}$  - conjunto dos caminhos que necessitam de enlace entre  $i$  e  $j$ ;
- $X = \{X_{mnk}\}$ ,  $Z = \{Z_{mnk}\}$ ,  $W = \{W_{mnk}\}$ ,  $U = \{U_{mnk}\}$  - conjunto de enlaces ponto-a-ponto, anéis e cadeias candidatas;
- $Y_c \geq 0$  - número de circuitos de 2Mbps (demandas) utilizados no caminho  $c$ ;
- $T_{ij}$  - número total de troncos que necessitam de enlace entre  $i$  e  $j$ ;
- $P_{ij}$  - conjunto de anéis bidirecionais e cadeias que passam pelo arco  $(i, j)$ ;
- $\alpha_{mnk}$ ,  $\mu_{mnk}$  - custo e capacidade dos candidatos na hierarquia  $k$ ;
- $\beta_{ij,u}$  - subconjunto de caminhos pertencentes a  $\beta_{ij}$  que passam por um anel unidirecional;
- $T_{ij,u}$  - número total de troncos que passam por um anel unidirecional;
- $CAPT_{ij}$ ,  $FLGT_{ij}$  - capacidade total e folga total do enlace entre  $i$  e  $j$ ;
- $CAPT_u$ ,  $FLGT_u$  - capacidade total e folga total do anel unidirecional.

A expressão de custo total será dada por:

$$CT = \sum_n ( \sum_x \omega_{mnk} \cdot X_{ijnk} + \sum_z \omega_{mnk} \cdot Z_{mnk} + \sum_u \omega_{mnk} \cdot U_{mnk} + \sum_w \omega_{mnk} \cdot W_{mnk} )$$

Um exemplo desta função objetivo está dado no **Anexo 8 (pp. 95)**.

As restrições de satisfação de demanda são:

$$\sum_{c \in \beta_{ij}} Y_c = d_{ij}$$

Mostramos essas restrições no **Anexo 8 (pp. 95-96)**.

Dividimos as restrições técnicas de capacidades dos arcos em 2 grupos:

$$\sum_{c \in \lambda_{ij}} Y_c = T_{ij} \text{ (Anexo 8 - pp. 97-99) e}$$

$$CAPT_{ij} = \sum_n ( \mu_{mnk} \cdot X_{ijnk} + \sum_{p_{ij}} ( \mu_{mnk} \cdot Z_{mnk} + \mu_{mnk} \cdot W_{mnk} ) ) \text{ (pp. 98)}$$

A folga na capacidade dos arcos é dada por:

$$CAPT_{ij} - T_{ij} = FLGT_{ij}$$

Para as restrições técnicas de capacidade do anel unidirecional temos:

$$\sum_{c \in \beta_{ij,u}} Y_c = T_{ij,u} \text{ (Anexo 8 - pp. 99)}$$

$$CAPT_u = \sum_n \mu_{mnk} \cdot U_{mnk} \text{ (Anexo 8 - pp.97)}$$

A folga na operação do anel unidirecional é dada por:

$$\text{CAPT}_u - T_{i,j,u} = \text{FLGT}_u$$

Para as restrições adicionais, temos:

$$X_{mnk} = 0 \text{ ou } 1$$

$$Z_{mnk} = 0 \text{ ou } 1$$

$$U_{mnk} = 0 \text{ ou } 1$$

$$W_{mnk} = 0 \text{ ou } 1$$

$$Y_c \geq 0$$

## 4.6. Comentários

Este modelo se aplica a redes urbanas e, com algumas adaptações, a redes interurbanas. Um estudo comparativo entre essas 2 aplicações pode ser encontrado em [05].

Nas redes urbanas, os custos dos cabos de fibra ópticas são bem mais baratos que o custo dos equipamentos de transmissão (relação aproximada de 1 para 9 no caso das redes das Áreas Metropolitanas de Santos [04] e São Paulo [05]), dado que as distâncias entre os Centros de Fios são pequenas. Portanto, os custos de fibra óptica, nestas redes, não serão considerados no modelo.

Essa consideração não se aplica a redes interurbanas, onde o custo da fibra óptica e de instalação dos cabos se torna predominante (relação aproximada de 9 para 1, no caso da Rede Interurbana do Estado de São Paulo [05]), já que as distâncias entre as Centrais de diferentes cidades podem ser grandes. Portanto, para se obter o custo dos candidatos nos arcos da rede somamos o custo dos equipamentos com o custo da fibra.

Vamos mostrar como se obtém os custos dos candidatos para uma rede urbana através do exemplo dado na **figura 4.3**.

O enlace ponto-a-ponto é formado por um equipamento OLTM em

cada extremidade, ligando 2 Centros de Fios distintos (**figura 4.3.a**). Para obter o custo desta estrutura basta multiplicar o custo do OLTM por 2.

O anél bidirecional (**figura 4.3.b**) liga 3 ou mais Centros de Fios, cada um contendo um equipamento ADM. O seu custo é obtido

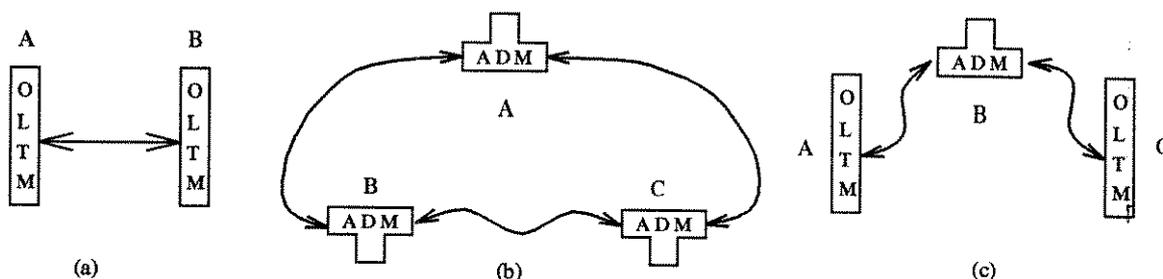


FIGURA 4.3 - CUSTO DOS CANDIDATOS

multiplicando-se o custo de um ADM bidirecional pelo número de nós que, no exemplo, é 3.

O custo do anel unidirecional é obtido de forma similar ao do anel bidirecional, substituindo-se o ADM bidirecional pelo ADM unidirecional.

O custo da cadeia (**figura 4.3.c**) é obtido somando-se o custo dos 2 OLTM's das extremidades com o custo dos ADM's dos nós intermediários.

Cabe ressaltar que o custo de cada candidato depende da sua

hierarquia e que todos os equipamentos que formam um candidato estão obrigatoriamente na mesma hierarquia.

## 4.7. Automatização da montagem do modelo

A construção das equações matemáticas para o modelo do Enfeixamento pode ser uma tarefa árdua. Para redes de grande porte, podem ser gerados arquivos de até 250 Kbytes. Daí a necessidade de se desenvolver programas computacionais que possam montar automaticamente estas equações.

O pacote computacional **ENFEIXAMENTO** possui programas usados para a montagem do modelo que descrevemos brevemente a seguir.

Os enlaces ponto-a-ponto, anéis e cadeias podem ser declaradas candidatas de 2 maneiras: automaticamente e pelo planejador.

O procedimento automático depende da "clusterização" e da demanda entre os nós.

Para os enlaces ponto-a-ponto, define-se um limiar mínimo de demanda, parâmetro do modelo, acima do qual é proposto um enlace candidato. Para cada um desses candidatos, calcula-se o fluxo máximo com possibilidade de ser transmitido por este arco. Este fluxo é obtido pela soma das demandas que utilizam caminhos que passam pelo arco no qual o enlace ponto-a-ponto será candidatado. Se uma mesma demanda utilizar mais de um caminho passando por um arco, ela será somada apenas 01 vez. O 1º candidato terá a menor taxa de transmissão ainda capaz de escoar este fluxo. Os demais candidatos ponto-a-ponto para o mesmo arco devem ter velocidades de transmissão menores.

Os anéis e cadeias são candidatados pelo planejador e suas hierarquias são definidas pelo arco de maior fluxo. O cálculo deste fluxo é feito pelo mesmo processo descrito para os enlaces ponto-a-ponto.

O planejador pode fazer mudanças na proposta de candidatos feita pelo programa através da manipulação de um arquivo que contém

todas os candidatos e suas respectivas hierarquias.

Para a geração automática de caminhos, o programa possui 9 algoritmos. Tais caminhos são gerados em função dos candidatos e devem ter a característica de enriquecer a qualidade da solução. Quanto mais caminhos por onde as demandas possam ser escoadas, o otimizador terá mais opções para encontrar as boas soluções. Portanto, o número de caminhos gerados, embora limitado, deve ser significativo.

Não apresentaremos aqui o programa computacional de montagem automática de forma detalhada. Nosso interesse está em, dada a formulação matemática, encontrar um conjunto de boas soluções, para que o planejador possa decidir qual a melhor. Um exemplo de aplicação de processos automáticos no Planejamento de Redes de Transmissão pode ser encontrado em **Cosares e outros [08]**.

Para resolver o problema do Enfeixamento da forma como foi formulado, propusemo-nos a utilizar alguns pacotes computacionais que são disponíveis comercialmente (CPLEX, OSL, LINDO). O que se mostrou adequado para nossas necessidades foi o **CPLEX [09]**, que trabalha com a técnica de "**Branch-and-Bound**". Contudo, para redes de grande porte, com número elevado de variáveis inteiras, necessitamos de métodos que auxiliem os pacotes a resolver este problema.

No próximo capítulo apresentaremos uma heurística desenvolvida para esta finalidade.

## CAPÍTULO 5

# UM MÉTODO HEURÍSTICO PARA RESOLVER O PROBLEMA DO ENFEIXAMENTO PARA REDES DE GRANDE PORTE

### 5.1. A Necessidade de um Método Heurístico para Resolução de Problemas de Grande Porte

A principal dificuldade no tratamento computacional de problemas de Programação Inteira Mista é a manipulação de um grande número ( $N$ ) de variáveis inteiras. Isto decorre do caráter exponencial típico desses problemas de Programação Inteira.

Para se ter uma idéia do desempenho dos algoritmos que resolvem estes problemas, lançaremos mão da **Análise de Complexidade de Algoritmos** [01], tomando como exemplo o "**Branch-and-Bound**".

A Análise de Complexidade pode ser aplicada a partir de vários enfoques. Escolheremos a **Análise de Pior Caso** que tem por objetivo encontrar um limite superior ao número de passos que o algoritmo pode executar para qualquer instância do problema. O parâmetro que utilizaremos para medir a eficiência do algoritmo é o **tempo de rodada**.

O pior caso para o algoritmo "Branch-and-Bound" é quando todos os nós da árvore de busca são visitados. Tomemos como exemplo inicial um problema com 60 variáveis inteiras e suponhamos que este problema é resolvido num tempo de 3 segundos. No pior caso, o

algoritmo visita  $2^{60}$  nós. Portanto,  $2^{60}$  nós correspondem a um tempo de rodada de 3 segundos.

Suponhamos, agora, um segundo problema com 66 variáveis inteiras. Utilizando como referência os dados obtidos para o primeiro problema, temos a seguinte relação:

$$2^{60} \Rightarrow 3s$$

$$2^{66} \Rightarrow x$$

donde obtemos  $x = 3$  minutos.

Aplicando várias vezes esta idéia e aumentando gradativamente o número de variáveis inteiras, construímos a **tabela 5.1**:

**TABELA 5.1: NÚMERO DE VARIÁVEIS X TEMPO DE EXECUÇÃO**

número de variáveis	tempo de execução
60	3 segundos
66	3 minutos
72	3 horas
78	9 dias
84	1 ano e 7 meses
90	1 século

Esses dados são aproximados, mas dão uma noção bastante clara da explosão combinatorial dos problemas de Programação Inteira e do aumento exponencial do tempo de execução do algoritmo com o aumento do número de variáveis inteiras.

Para se ter uma idéia da gravidade deste problema, adiantamos que o problema do Enfeixamento para a Área Metropolitana de São Paulo pode chegar a centenas de variáveis inteiras. Problemas de

Enfeixamento para rede menores, cidades de porte médio, com número de variáveis entre 40 e 60, gastam alguns minutos de tempo de CPU. Portanto, para resolver o problema de Enfeixamento para redes de grande porte, precisamos abrir mão dos métodos exatos, como o "Branch-and-Bound", e procurar solucionar o problema usando **métodos heurísticos**.

Apresentamos a seguir 2 métodos heurísticos. No primeiro, denominado "RODAUT" se trabalha com a rede em teste como um todo. Para este método foram desenvolvidas várias implementações. No segundo, reduz-se o tamanho da rede segundo algum critério de agregação de nós.

## 5.2. O Funcionamento do Método para Resolução de Problemas de Grande Porte: o primeiro "RODAUT"

No modelo matemático para a etapa de Enfeixamento que apresentamos, as variáveis que designam candidatos são todas inteiras binárias (0 ou 1). Vimos, também, que, para problemas de grande porte, à medida que este número de variáveis inteiras cresce, o tempo de resolução do problema varia exponencialmente, o que torna esta resolução impraticável.

Ao método que desenvolvemos e ao programa computacional que o implementa denominamos de "RODAUT", cujo nome vêm de **ROD**ada **AUT**omática.

No "RODAUT", as variáveis que representam candidatos assumem tipos diferentes a cada iteração, ou seja, ora elas são inteiras binárias (0 ou 1), ora são linearizadas (ou relaxadas, podendo assumir qualquer valor entre 0 e 1). Quando essas variáveis são relaxadas, a resolução do problema fica bastante simplificada, pois trata-se de um problema de Programação Linear e não mais de Programação Inteira [13] [27].

No problema do Enfeixamento cada anel, cadeia ou enlace ponto-

a-ponto poderia ser representada por várias variáveis binárias, uma para cada nível de hierarquia SDH. Com o intuito de diminuir o número de variáveis do problema, substituímos a combinação de várias variáveis por uma candidata acompanhada de uma outra colocada numa hierarquia imediatamente inferior sem restrição de capacidade e linearizada.

Esta variável candidata corresponde ao menor nível hierárquico que ainda comporta todas as demandas que tenham caminho passando pelos arcos do candidato. Para o anel bidirecional, esta capacidade corresponde ao arco mais carregado deste anel. Assim resolvemos o problema de factibilizar o dimensionamento inicial dos candidatos.

Podemos observar que se em algum momento uma variável for rebaixada de hierarquia e, portanto, passar a ter uma capacidade 4 vezes menor, qualquer excesso de fluxo nesta variável poderá ser transportado através de sua companheira de capacidade irrestrita. Evidentemente esta variável irrestrita, sendo de hierarquia inferior, devido às economias de escala terá custo por canal maior que a primeira variável. Este custo pode ser maior ainda no modelo porque aparece multiplicado por um fator de penalização.

As variáveis X, Z, W e U, descritas no Capítulo 4, durante o procedimento heurístico, poderão mudar de estado, passar de inteiras à reais e vice-versa, serem fixadas definitivamente nos valores 0 ou 1, ou serem rebaixadas de hierarquia. Para caracterizar seu estado receberão índices adicionais que poderão ser:

- **i** : **inteira** - pode assumir os valores 0 ou 1;
- **t** : **temporária** - pode assumir qualquer valor real entre 0 e 1 (relaxação da variável inteira);
- **f** : **fixada** - é fixada em 0 ou em 1;
- **l** : **linear** - pode assumir qualquer valor real; não possui limite superior e estará sempre acompanhando uma das variáveis com índice i, t ou f.

Uma variável X, Z, W e U apresenta então os seguintes índices:

- 1) índice **m** que especifica ou instancia um candidato em particular;
- 2) índice **n** que se refere ao nível hierárquico da variável e pode assumir valores de 1 a 4, onde
  - 1 se refere a hierarquia de **34 Mbps**
  - 2 se refere a hierarquia de **155 Mbps**
  - 3 se refere a hierarquia de **622 Mbps**
  - 4 se refere a hierarquia de **2.5 Gbps**;
- 3) índice que se refere ao número dos candidatos propostos, onde
  - p** representa **1** candidato
  - s** representa **2** candidatos em paralelo;
- 4) índice que se refere ao tipo da variável:
  - i** (inteira), **t** (temporária), **f** (fixada), **l** (linear).

Exemplificando:

- $X_{11\ 3\ s\ t}$  - representa um par de enlaces ponto-a-ponto, de número 11, a 622 Mbps, proposto como candidato entre 2 centros de fios particulares, variável temporariamente real
- $X_{12\ 4\ p\ i}$  - representa um enlace ponto-a-ponto de número 12, a 2.5 Gbps, variável inteira
- $Z_{23\ 2\ s\ i}$  - representa um par de anéis bidirecionais de número 23 (passando pelos nós f, g, h, i e j), a 155 Mbps, variável inteira.

As variáveis aparecerão, conforme dito anteriormente, aos pares, exceto nos seguintes casos:

- para enlaces ponto-a-ponto, as variáveis de nível 1 (34 Mbps), tipo p não tem companheira. É a menor hierarquia possível;
- para anéis e cadeias, a menor hierarquia possível é o nível 2 (155 Mbps).

Alguns exemplos do formato das variáveis estão mostrados abaixo:

- $X_{55 \ 1 \ p \ t}$
- $W_{15 \ 2 \ p \ t}$
- $X_{83 \ 1 \ s \ i} + X_{83 \ 1 \ p \ 1}$
- $X_{90 \ 3 \ s \ i} + X_{90 \ 2 \ p \ 1}$
- $Z_{53 \ 4 \ p \ f} + Z_{53 \ 3 \ p \ 1}$
- $W_{07 \ 2 \ s \ t} + W_{07 \ 2 \ p \ 1}$

A idéia central do "RODAUT" é iniciar a resolução do problema com todas as variáveis que representam candidatos linearizadas e, após a resolução do seu Programa Linear correspondente, dependendo de seus valores, essas variáveis são fixadas, integralizadas ou rebaixadas para uma hierarquia inferior. Dessa forma, o algoritmo é executado várias vezes, intercalando rodadas de Programação Linear com rodadas de Programação Inteira Mista, até que todas essas variáveis sejam fixadas, isto é, até que se decida quais os candidatos que serão instalados (fixados em 1) ou não (fixados em 0).

Para as variáveis do tipo t, precisamos definir um limiar superior acima do qual elas serão fixadas em 1, sofrendo uma alteração de índice de t para f, e um limiar inferior abaixo do qual elas passarão para uma hierarquia inferior. Variáveis t com valor entre estes limiares superior e inferior são candidatas a serem integralizadas e terem portanto seus índices mudados de t para i. Esses parâmetros são definidos como:

- **VMFns**: Valor Mínimo de Fixação para a hierarquia ns
- **VMFnp**: Valor Mínimo de Fixação para a hierarquia np
- **VMAns**: Valor Máximo de Abaixamento para a hierarquia ns
- **VMAnp**: Valor Máximo de Abaixamento para a hierarquia np

As variáveis do tipo l serão fixadas de acordo com a capacidade total do nível hierárquico em que ela está. Para isso, definiremos os seguintes parâmetros:

- **CAPns**: Capacidade Total de um candidato no nível ns
- **CAPnp**: Capacidade Total de um candidato no nível np

Mesmo reduzindo o número de variáveis e linearizando algumas, pode acontecer que, em alguma iteração, o número de variáveis inteiras ainda continue grande. Para resolver este problema, definimos um parâmetro que controla o número de variáveis inteiras máximo a cada iteração, definido como:

- **NVI**: Valor Máximo de Variáveis Inteiras por Iteração

Definidos estes parâmetros, passaremos a apresentar o funcionamento do método, que consiste de 4 operações básicas: **fixação, abaixamento, integralização e linearização.**

Na **fixação**, algumas variáveis são definitivamente fixadas em 0 ou 1.

No **abaixamento**, algumas variáveis passam de forma definitiva para uma hierarquia inferior.

Na **integralização**, algumas variáveis recebem a restrição de integralidade e passam a ser binárias.

Na **linearização**, são as variáveis inteiras que são relaxadas, tornando-se reais.

Essas operações são realizadas numa determinada sequência e interlacadas com rodadas dos pacotes computacionais disponíveis, conforme o fluxograma mostrado na **figura 5.1.**

No passo de INICIAÇÃO (1ª iteração), todas as variáveis são linearizadas (RODADA LINEAR). O modelo matemático gerado nesta situação entra no "Otimizador", gerando uma primeira solução que contém o fluxo que passa por cada variável. Nessa solução é aplicada a operação de FIXAÇÃO DE VARIÁVEIS, ou seja, dependendo do valor do seu fluxo, algumas variáveis serão fixadas, outras continuaram linearizadas.

Na 2ª iteração, é gerado um segundo modelo matemático contendo variáveis fixadas e linearizadas (RODADA LINEAR). Após a

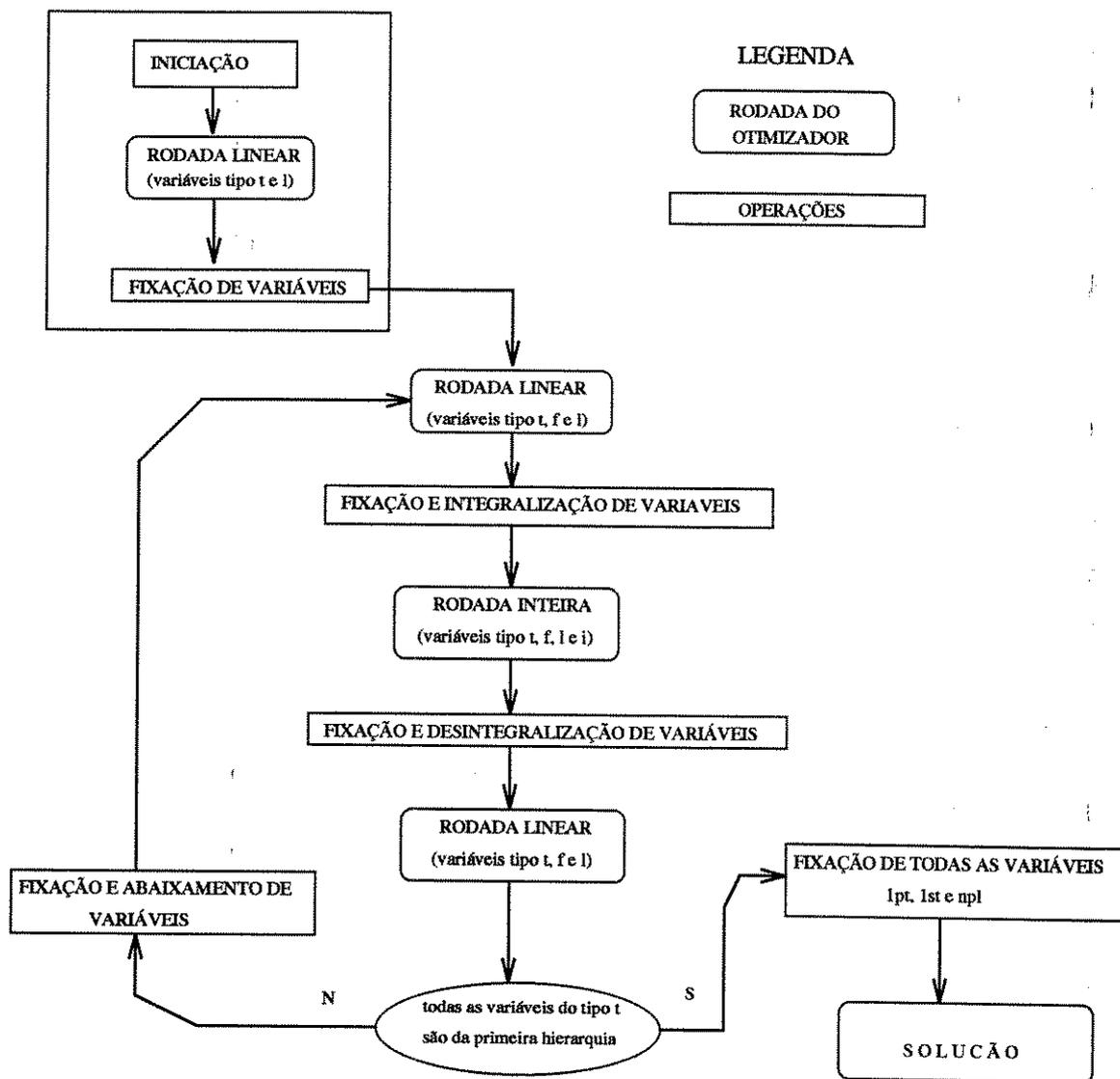


FIGURA 5.1 - ALGORITMO "RODAUT"

otimização, são aplicadas as operações de INTEGRALIZAÇÃO E FIXAÇÃO DE VARIÁVEIS, algumas variáveis se tornarão inteiras, outras serão fixadas e as demais continuaram linearizadas.

Na 3ª iteração, ocorrerá a primeira otimização contendo variáveis inteiras (RODADA INTEIRA). A solução obtida é submetida às operações de DESINTEGRALIZAÇÃO E FIXAÇÃO DE VARIÁVEIS. As variáveis inteiras são fixadas, se fizerem parte da solução; caso contrário, voltam a ser linearizadas.

Na 4ª iteração, temos uma nova RODADA LINEAR, sucedida pelas

operações de ABAIXAMENTO E FIXAÇÃO DE VARIÁVEIS.

O método termina quando todas as variáveis forem fixadas ou restarem apenas variáveis da hierarquia 1.

Acompanhando, passo a passo, o funcionamento do "RODAUT", podemos observar que as 4 operações dependem de alguns fatores:

- 1) o nível hierárquico que está a variável;
- 2) o tipo da variável (i, t, f ou l);
- 3) o que a variável representa (enlace ponto-a-ponto, anel ou cadeia);
- 4) o tipo de rodada que estiver sendo executada;
- 5) a porcentagem de ocupação ou fluxo da variável.

Isto significa que podemos apresentar o "RODAUT" como um **Sistema Baseado em Regra [22]**, ou seja, a cada operação realizada sobre uma variável, estaremos aplicando um conjunto de regras, cuja forma geral é do tipo

**IF "A" THEN "B"**

ou seja, se a sentença "A" for verdadeira, aplico a regra "B".

Definiremos, então, este conjunto de regras.

• **I** - Esta regra é composta por 5 sub-regras e tem o seguinte formato:

IF A AND B THEN C

IF A AND D THEN E

IF A AND F THEN G

IF A AND H THEN I

IF A AND J THEN L

Colocando-se a sentença A em evidência, temos:

**IF A AND → 1. B THEN C**

**2. D THEN E**

**3. F THEN G**

4. H THEN I

5. F THEN G

Utilizando este formato para 2 candidatos em paralelo ( $k=n$ ), exceto na hierarquia 1, temos:

Se os pares de variáveis são do tipo  $mnst + m(n-1)pl$ , válidas para  $n > 1$  e do tipo  $X, Z, W e U, e$

1. fluxo entre  $0 - (VMFns)/2$  então passam para  $mnpt + m(n-1)pl$  na operação de abaixamento;
2. fluxo entre  $VMAns - (VMFns)/2$  então passam para  $mnpi + m(n-1)pl$  na operação de integralização;
3. fluxo entre  $(VMFns)/2 - 0.50$  então passam para  $mnpf + m(n-1)pl$  na fixação;
4. fluxo entre  $0.50 - VMFns$  então passam para  $mnsi + m(n-1)pl$  na integralização;
5. fluxo entre  $VMFns - 1.00$  então passam para  $mnsf + m(n-1)pl$  na fixação.

• **II** - Este bloco tem o mesmo formato que o anterior e é aplicado a um único candidato ( $k = p$ ), exceto na hierarquia mais baixa. Aqui temos que levar em conta a existência da hierarquia imediatamente inferior no momento de fazer a operação de abaixamento.

Se os pares de variáveis são do tipo  $npt + (n-1)pl$ , válidas para  $n > 1$  do tipo  $X$  e  $n > 2$  do tipo  $Z, W e U, e$

a) existe a hierarquia  $(n-1)s$ :

6. fluxo entre  $0 - VMAnp$  então passam para  $m(n-1)st + m(n-2)pl$  no abaixamento;
7. fluxo entre  $VMAnp - VMFnp$  então passam para  $mnpi + m(n-1)pl$  na integralização;
8. fluxo entre  $VMFnp - 1.00$  então passam para  $mnpf + m(n-1)pl$  na

fixação.

b) se não existe o nível (n-1)s:

9. fluxo entre 0 - VMAnp então passam para  $m(n-1)pt + m(n-2)pl$  no abaixamento;
10. fluxo entre VMAnp - 1.00 então passam para  $mnpf + m(n-1)pl$  no abaixamento;
11. fluxo entre VMAnp - VMFnp então passam para  $mmpi + m(n-1)pl$  na integralização;
12. fluxo entre VMFnp - 1.00 então passam para  $mnpf + m(n-1)pl$  na fixação.

• **III** - Este bloco ainda possui o mesmo formato dos anteriores e é aplicado a dois candidatos ( $k = s$ ) enlaces ponto-a-ponto na hierarquia 1.

Se os pares de variáveis são do tipo **mlst + mpl** e **X**, e

13. fluxo entre 0 - 0.50 então passam para **mlpt** no abaixamento;
14. fluxo entre 0.50 - VMFls então passam para **mlsi + mpl** na integralização;
15. fluxo entre VMFls - 1.00 então passam para **mlsf + mpl** na fixação.

• **IV** - Esta regra tem o formato **IF A THEN B** e é aplicada a um candidato enlace ponto-a-ponto na hierarquia 1.

16. Se os pares de variáveis são do tipo **lpt** e **X** então não se alteram até a última iteração, quando então são fixadas em 1 se  $X_{mlpt} > 0$  ou em 0 se  $X_{mlpt} = 0$ .

• **V** - Esta regra tem o formato **IF A THEN (IF B THEN C)** e é aplicada a variáveis lineares quando sua companheira já foi fixada. Este formato é equivalente a **IF (A AND B) THEN C**.

17. **Se** os pares de variáveis são do tipo  $mn_f + mjpl$ , válidas para  $j > 1$  e  $j < n$  do tipo **X, Z, W e U**  
**então** calculamos  $a = (_mjpl)/(CAPjp)$ ;  
**se**  $a < VMAjp$  passam para  $mn_f + m(j-1)pl$   
no abaixamento.

• **VI** - Esta regra é do tipo **IF A THEN B** e se aplica a todos os candidatos com fluxo nulo. Essa regra é necessária porque desejamos que esses candidatos abaiquem mais rapidamente de hierarquia.

18. **se** os pares de variáveis são do tipo  $mn_t + m(n-1)pl$  com porcentagem de ocupação igual a 0  
**então** passam para  $m(n-1)pt + m(n-2)pl$  no abaixamento.

• **VII** - Esta regra é do formato **IF A THEN (B OR C)** e se aplica a toda operação de desintegralização de variáveis inteiras.

19. **se** a operação de desintegralização estiver sendo aplicada  
**então**  $mn_i = 1$  passa para  $mn_f = 1$  **ou**  
 $mn_i = 0$  passa para  $mn_t$ .

• **VIII** - Esta regra trata da integralização de variáveis linearizadas e é do formato **IF A THEN (B AND C AND D)**.

**Se** a operação de **integralização** estiver sendo aplicada

20. **então** ordenar as variáveis do tipo **t** em ordem decrescente, do nível hierárquico mais alto até o mais baixo;
21. dentro de cada nível, ordenar as variáveis do tipo **t** do maior valor ao menor valor;
22. integralizar as primeiras variáveis ordenadas do tipo **t** até um valor menor ou igual a NVI.

• **IX** - Esta regra se aplica aos anéis e cadeias da hierarquia 2 (a menor possível) e é do formato **IF A THEN (B OR C)**.

23. **se** as variáveis são do nível **2pt** e do tipo **Z, W e U**  
**então**  $m_{2pt} < 0.50$  passa para  $m_{2pf} = 0$  no abaixamento e fixação  
**ou**  $m_{2pt} \geq 0.50$  passa para  $m_{2pf} = 1$  no abaixamento e fixação

• **X** - Esta regra é dividida em 2 sub-regras de formato igual ao item anterior e trata da última iteração do método.

24. **se** as variáveis são do tipo **1pt** e **X**  
**então**  $X_{1pt} = 0$  passa para  $X_{1pf} = 0$  na última iteração  
**ou**  $X_{1pt} > 0$  passa para  $X_{1pf} = 1$  na última iteração

25. **se** as variáveis são do tipo **jpl** e estamos na última iteração  
calcular  $A = (m_{jpl}) / (CAP_{jp})$   
**então**  $A$  está entre 0 e 0.25 e as variáveis passam para  $m_{(j-1)pf}$   
**ou**  $A$  está entre 0.25 e 0.50 e as variáveis passam para  
 $m_{(j-1)sf}$   
**ou**  $A$  está entre 0.50 e 1.00 e as variáveis passam para  $m_{jpf}$   
**ou**  $A$  está entre 1.00 e 2.00 e as variáveis passam para  $m_{jsf}$

Este conjunto de regras não é fechado. Novas regras podem ser incorporadas à medida que situações não contempladas possam aparecer. Já a retirada de regras pode comprometer o funcionamento do método.

### 5.3. Melhorias no "RODAUT": outras implementações

Esta primeira melhoria corresponde a uma tentativa de compactação da rede, isto é, a um desejo de obter redes com menor número de arcos e equipamentos em hierarquias mais altas.

A hierarquia de 2,5 Gbit/s possui o menor custo por unidade de canal transmitido e a maior capacidade de transmissão. É razoável supor que uma rede bem organizada e de baixo custo deve se constituir de um "backbone" a 2.5 Gbps, o que a tornará mais

compacta, ou seja, com menor número de arcos.

Depois de aplicar o "RODAUT" em várias situações para a rede da Área Metropolitana de São Paulo (AMSP), observamos que as soluções de rede obtidas não eram muito compactas, ou seja, as soluções obtidas apresentavam poucos equipamentos na hierarquia 4 (2.5 Gbps) e a maioria na hierarquia 3 (622 Mbps) [vide Capítulo 6].

Portanto, a principal melhoria que fizemos no "RODAUT" foi dar prioridade à seleção de variáveis para concorrer como inteiras na hierarquia de 2,5 Gbps. A idéia central do método continua sendo a escolha de algumas variáveis para concorrerem como inteiras, mas com a seguinte prioridade:

- 1) variáveis do "backbone" a 2.5 Gbps;
- 2) demais variáveis a 2.5 Gbps;
- 3) variáveis a 622 Mbps com maior fluxo.

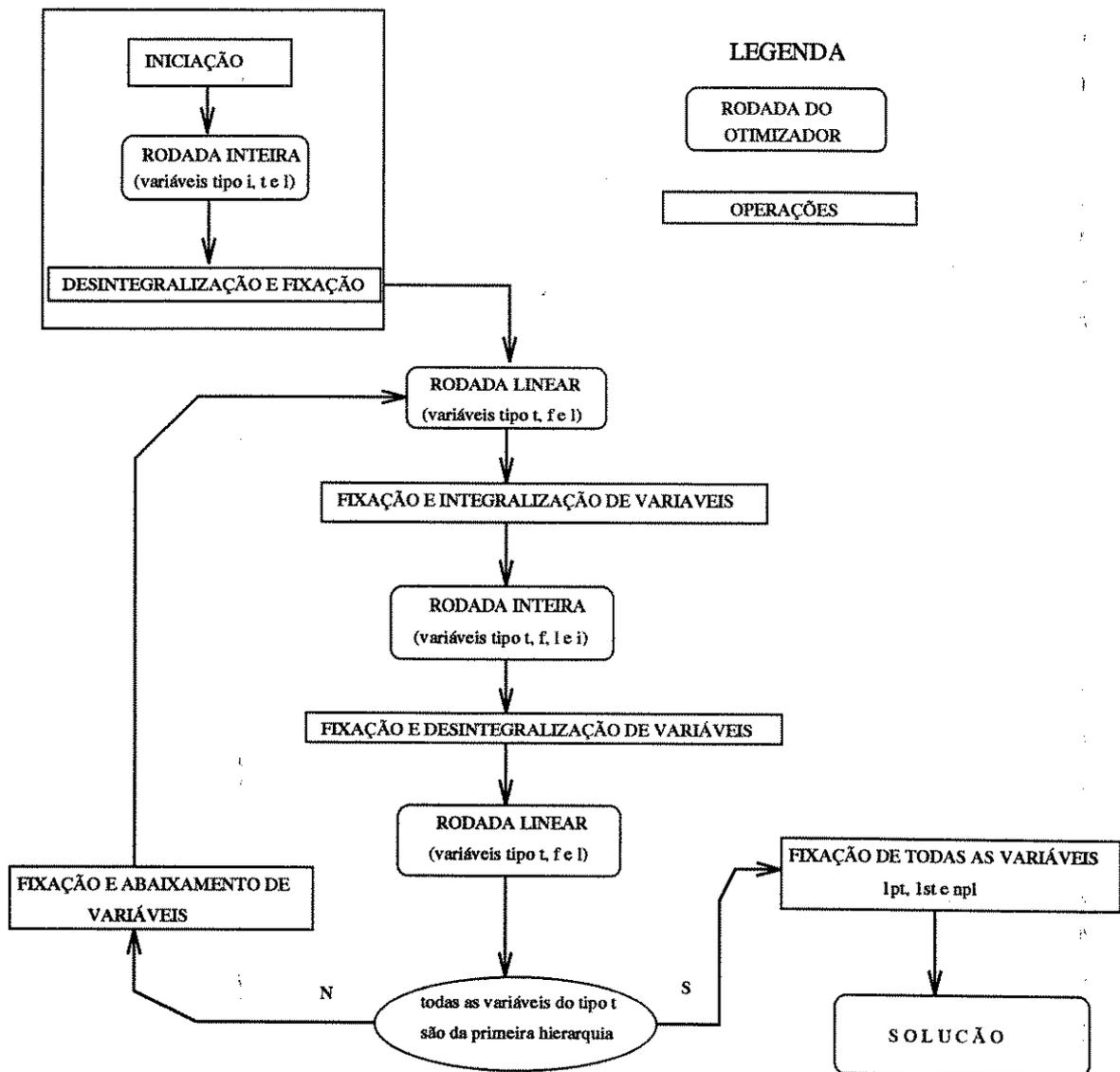
Existem várias maneiras de selecionar variáveis que serão integralizadas, utilizando este critério de prioridades. Desenvolvemos 4 implementações, cujas diferenças em relação ao primeiro "RODAUT" serão apresentadas a seguir.

Lembramos que cada iteração do "RODAUT" é composta por uma rodada do "Otimizador" seguida das operações que utilizam o conjunto de regras descrito.

### 5.3.1. Heurística 1

A modificação realizada foi apenas na 1ª iteração (INICIALIZAÇÃO), onde as variáveis do **nível 4** (2,5 Gbps) e do tipo **X, Z, U e W** são integralizadas; as restantes continuam linearizadas. Esta RODADA LINEAR é sucedida de uma operação de DESINTEGRALIZAÇÃO E FIXAÇÃO DE VARIÁVEIS.

Na 2ª iteração realiza-se uma RODADA LINEAR sucedida da INTEGRALIZAÇÃO DE VARIÁVEIS, selecionando-se apenas as variáveis de



**FIGURA 5.2 - HEURÍSTICA 1**

maior fluxo até o limite dado por **NVI**.

Na 3ª iteração, realiza-se, novamente, uma RODADA LINEAR.

Da 3ª iteração até o final, o processo é igual ao do 1º "RODAUT".

O novo algoritmo está mostrado na **figura 5.2**.

### 5.3.2. Heurística 2

A primeira iteração da **Heurística 2** é igual à da **Heurística 1**.

Na 2ª iteração, a única diferença entre essas 2 heurísticas está na maneira de selecionar as variáveis inteiras: além de escolher as de maior fluxo como na Heurística 1, agora damos uma nova oportunidade às do nível 4 que ainda não foram fixadas.

Daí em diante, o processo segue os passos do 1º "RODAUT".

### 5.3.3. Heurística 3

A diferença entre a **Heurística 3** e Heurística 2 está novamente apenas na 2ª iteração. Aqui, as variáveis do nível 4, que ainda não foram fixadas, mudam de hierarquia e concorrem como inteiras na hierarquia imediatamente inferior, ou seja, no nível 3 (hierarquia de 622 Mbit/s).

Os outros passos do processo são idêntidos a Heurística 2.

### 5.3.4. Heurística 4

A 1ª iteração da **Heurística 4** é idêntica as demais.

Na 2ª iteração, seleciona-se para concorrer como variáveis inteiras as variáveis do nível 4 numa hierarquia inferior (nível 3) e as variáveis do nível 3.

Na 3ª iteração, as variáveis do nível 3 concorrem como inteiras numa hierarquia inferior (nível 2).

Daí em diante, o processo segue os passos do 1º "RODAUT".

## 5.4. A técnica de Redução de Redes ou Agregação de Nós

A técnica de **Redução de Redes**, como o próprio nome sugere,

consiste em diminuir o número de nós da rede, através da agregação de vários nós em um único. Para isso, alguns nós serão declarados **pendentes** de uma **Estação-Mãe**, o que significa que toda a demanda que sai/chega neste nó pendente será enviada/recebida pela sua Estação-Mãe.

Portanto, a demanda total deste nó pendente é incorporada (somada) à demanda da sua Estação-Mãe e ele não precisa ser considerado no modelo matemático.

Após a obtenção da solução para a rede reduzida, acrescenta-se os enlaces que atendem a demanda entre os nós pendentes e as respectivas Estações-Mães, obtendo-se, dessa forma, a solução para a rede original.

Utilizamos dois critérios interdependentes para fazer a declaração de **pendência** de nós: 1) critério de **demanda** e 2) a **clusterização**.

Pelo critério de demanda, um nó será declarado pendente ao nó para o qual ele possuir maior interesse de demanda. Aqui também podemos definir algumas regras:

Um nó será declarado pendente **se**:

1. possuir apenas 01 demanda diferente de zero **ou**
2. possuir mais de 01 demanda diferente de zero, mas endereçada majoritariamente a apenas outro nó. Aqui precisamos definir um limiar acima do qual está regra é válida.

Pelo critério de "clusterização", o nó é declarado pendente ao seu "hub".

Para selecionar os nós que serão declarados como Estações-Mães pode ser utilizado também o critério de demanda, ou seja, seleciona-se aqueles que possuem maior demanda total.

É bom lembrar que essas decisões cabem ao planejador.

O 1º "RODAUT", as Heurísticas de 1 a 4 e a Técnica de Redução de Rede foram aplicadas à uma rede de grande porte: a **Área Metropolitana de São Paulo (AMSP)**. Esta aplicação e os resultados obtidos são descritos a seguir no Capítulo 6.

## CAPÍTULO 6

# UM ESTUDO DE CASO: ÁREA METROPOLITANA DE SÃO PAULO (AMSP)

## 6.1. Apresentação da Rede: a AMSP

Os dados da rede da **Área Metropolitana de São Paulo (AMSP)** foram fornecidos pelo grupo de Planejamento de Transmissão da **TELESP**. A **AMSP** engloba além da cidade de São Paulo, algumas cidades da Grande São Paulo (Guarulhos e Osasco, por exemplo) somando uma população em torno de 17 milhões de habitantes e cerca de 2,5 milhões de terminais telefônicos, conectados, através da Rede Externa, a 91 Centros de Fios. A rede básica que consideraremos para análise foi reduzida a 58 Centros de Fios, selecionando-se os mais importantes segundo critérios de demanda total e através de discussões com a **TELESP**.

Os serviços telefônicos da região do ABCD são fornecidos pela Companhia Telefônica Borda do Campo (CTBC) e esta região, incluída na AMSP, não fez parte deste estudo.

A **figura 6.1** mostra a localização geográfica dos 58 Centros de Fios e a Rede de Cabos de Fibras Ópticas para interconectar esse centros. As distâncias entre os Centros de Fios podem variar entre 0 e 60 Km.

Apresentamos, a seguir, os dados de entrada necessários à etapa do Enfeixamento para a rede de 58 nós: relação dos nós da rede, matriz de demanda, candidatos (enlaces ponto-a-ponto, anéis e cadeias), custo dos equipamentos SDH e "clusterização".



Centros de Fios. Esta demanda é concentrada em alguns nós (Liberdade, Perdizes, Penha, Paraíso, Americanópolis, Benjamin Constant e Ingleses Interurbano). Estes 7 nós representam 63% da demanda total.

No **Anexo 3** estão relacionados os 22 anéis bidirecionais e 28 cadeias candidatas. Essas propostas envolveram um trabalho conjunto entre Unicamp e Telesp.

Os enlaces ponto-a-ponto foram candidatados automaticamente pelo programa "Enfeixamento": um candidato para cada demanda superior a 15 circuitos de 2 Mbps, gerando um total de 385 candidatos.

Os anéis unidirecionais não foram considerados; estudos anteriores demonstraram sua inadequação para redes de entroncamento urbanas [04].

Na **tabela 6.1.a** são mostrados os custos dos equipamentos SDH para as 4 hierarquias, arbitrados em conjunto com a TELESP (dezembro/1994). Cabe ressaltar que é mais importante a relação entre os custos do que os seus valores em US\$. Além disso, esses valores estão em constante modificação e podem variar conforme o fabricante, embora sejam necessários como referência para podermos avaliar nossa função objetivo. A relação de custos e capacidades relativos é apresentada na **tabela 6.1.b**.

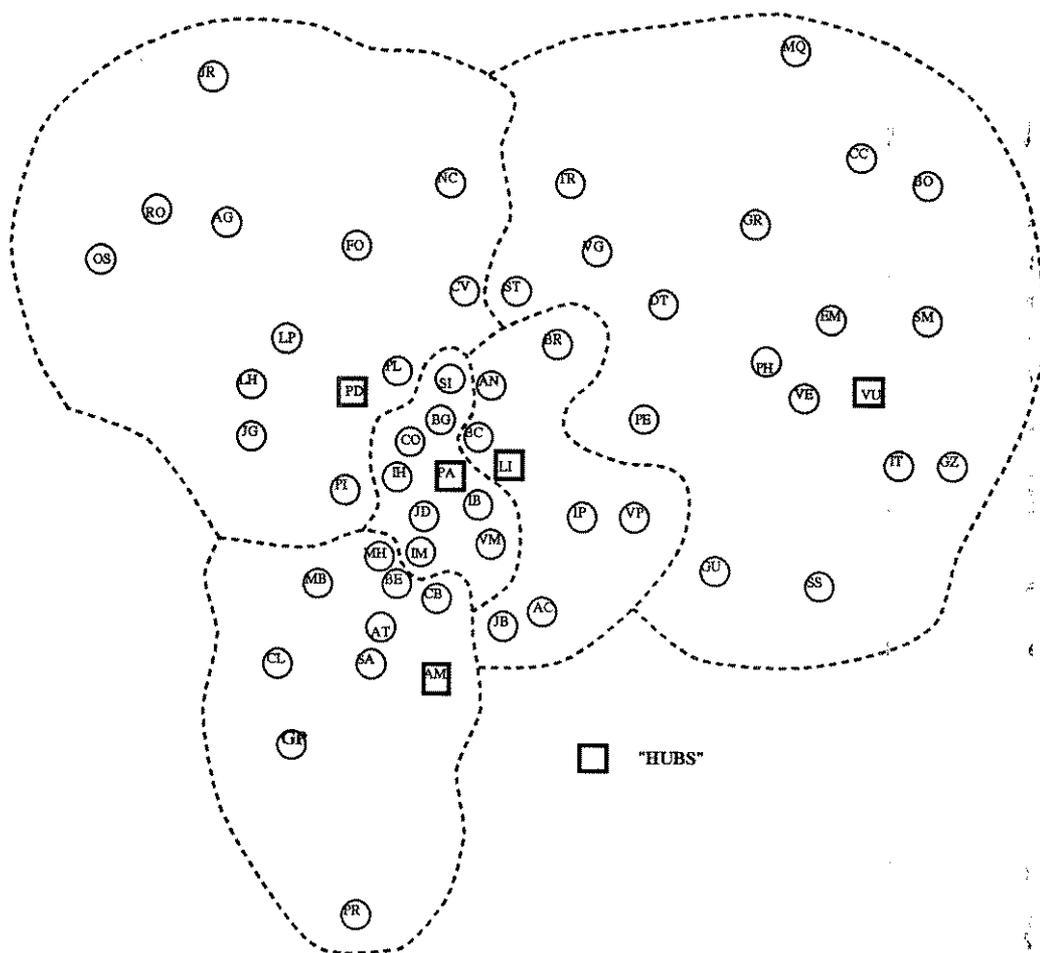
**TABELA 6.1.a - CUSTOS EM US\$ DOS EQUIPAMENTOS SDH**

Equipamentos	34 Mbps	155 Mbps	622 Mbps	2.5 Gbps
OLTM	22.000	60.000	120.000	270.000
ADM-BIDIRECIONAL	--	50.000	90.000	210.000
ADM-UNIDIRECIONAL	--	35.000	65.000	150.000

**TABELA 6.1.b. - CUSTOS E CAPACIDADES RELATIVOS DOS EQUIPAMENTOS SDH**

HIERARQUIA	34 Mbps	155 Mbps	622 Mbps	2.5 Gbps
capacidade	1	4	16	64
custo OLTM	1	2.73	5.45	12.27
custo ADM bi	---	2.27	4.09	9.55
custo ADM uni	---	1.59	2.95	6.82

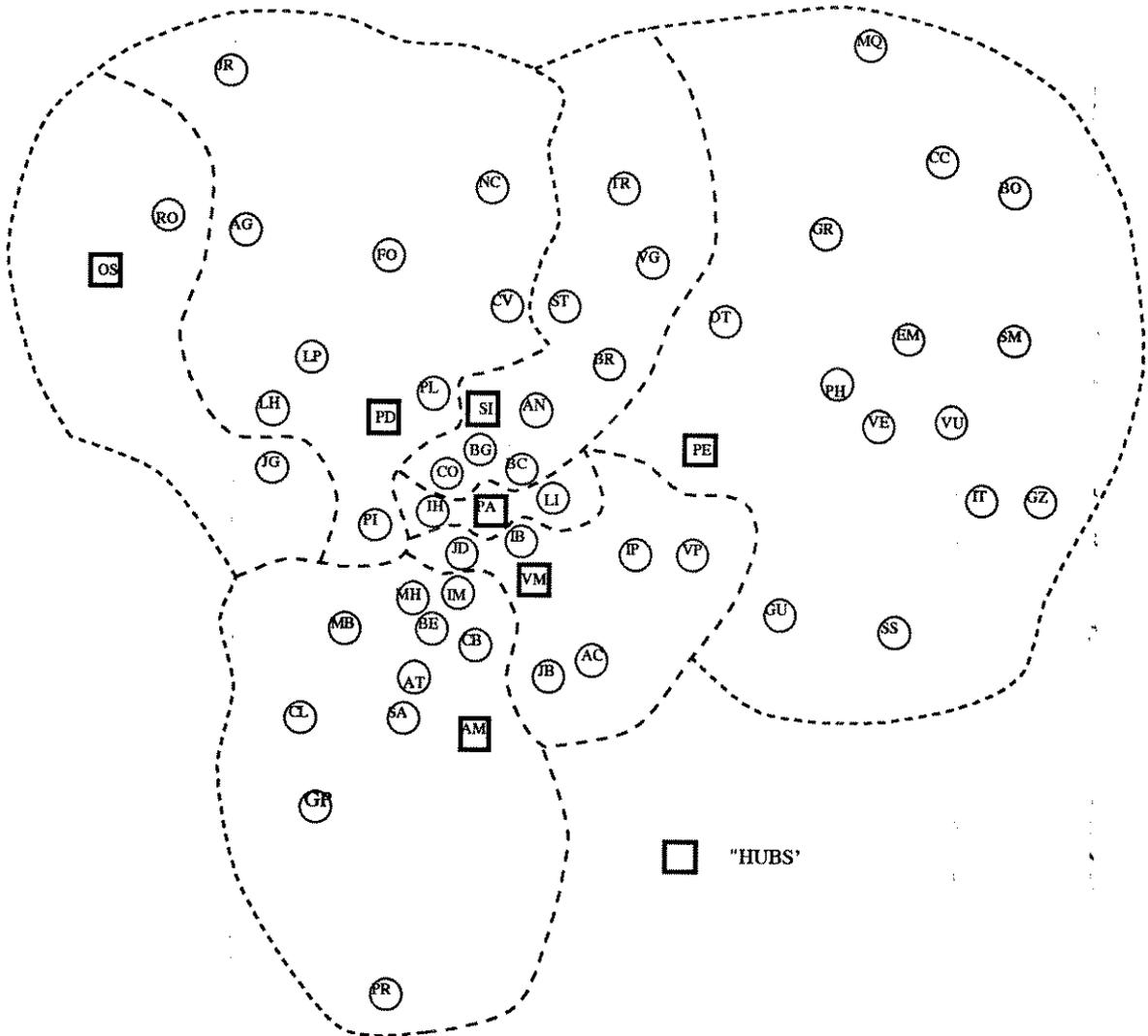
Os equipamentos SDxC ainda não estão considerados no modelo,



**FIGURA 6.2 - CLUSTERIZAÇÃO (5 HUBS)**

ficando para possíveis implementações futuras. Por ora, eles podem substituir ADM's e OLTM's em nós que concentrem muitos destes equipamentos, numa tarefa de pós-otimização.

Fizemos 2 propostas de "clusterização". O **Anexo 4** e a **figura**



**FIGURA 6.3 - CLUSTERIZAÇÃO (7 HUBS)**

**6.2** mostram uma "clusterização" com 5 "hubs". O **Anexo 5** e a **figura 6.3**, uma com 7 "hubs".

Foram realizados 3 conjuntos de experimentos: a) aplicação do "RODAUT" e suas implementações; b) aplicação da Técnica de Redução de Redes; c) uma análise de "clusterização".

## 6.2. Comparação entre as diferentes implementações do "RODAUT"

O objetivo desse primeiro conjunto de experiências é testar o comportamento das várias implementações do "RODAUT". Para isso, utilizaremos a rede dividida em 5 "clusters" e faremos testes para 3 reduções de rede diferentes: rede com 58 nós, 40 nós e 17 nós.

Para os resultados apresentados a seguir, os parâmetros das heurísticas foram ajustados, depois de vários experimentos, da seguinte forma:

- NVI (número máximo de variáveis inteiras) = 60
- VMF (valor mínimo de fixação) = 0.75
- VMA (valor máximo de abaixamento) = 0.25

Os experimentos foram rodados numa máquina **Sparc20** com 256 Mbytes de memória RAM.

### 6.2.1. Rede com 58 nós

Para a rede de 58 nós e 5 "hubs", foram gerados automaticamente 4.550 caminhos, gerando um arquivo de 256 Kbytes, com 435 candidatos (385 enlaces ponto-a-ponto, 22 anéis bidirecionais e 28 cadeias).

Testamos essa rede para o 1º "RODAUT" e para as 4 heurísticas. Os resultados estão dados na **Tabela 6.2.**

**TABELA 6.2 - RESULTADOS (58 NÓS, 5 CLUSTERS, 1º "RODAUT" E 4 HEURÍSTICAS)**

HEURÍSTICA	FÇ. OBJET	TEMPO (s)	TOTAL ARCOS	OLTM 2.5G	OLTM 622M	OLTM 34/155	ADM 2.5G	ADM 622M	Nº ANÉIS	CAP. TOTAL
1º ROD.	16.429	4.197	173	10	162	92	3	38	9	39892
1	15.826	5.633	109	48	92	38	11	9	4	49900
2	15.866	7.882	119	48	96	70	11	1	2	49280
3	15.598	6.758	113	48	96	50	11	5	2	49636
4	15.840	11.935	114	44	100	54	11	4	2	47952

**Legendas da tabela:**

- FÇ. OBJET: valor do custo total da rede dado em  $10^3$  US\$
- TEMPO: tempo de CPU gasto dado em segundos (s)
- TOTAL ARCOS: número total de arcos da rede
- OLTM 2.5 G: número total de equipamentos OLTM na hierarquia de 2.5 Gbps
- OLTM 622 M: idem para a hierarquia de 622 Mbps
- OLTM 34/155: idem para as hierarquias de 34 e 155 Mbps
- ADM 2.5 G: número total de equipamentos ADM na hierarquia de 2.5 Gbps
- ADM 622 M: idem para a hierarquia de 622 Mbps
- Nº ANÉIS: número total de anéis da rede
- CAP. TOTAL: soma das capacidades de todos os equipamentos instalados na rede.

Analisando os resultados da tabela acima, podemos notar algumas melhorias se compararmos o desempenho das 4 heurísticas com o 1º "RODAUT". Os ganhos de custo variaram de 3 a 5%. O número total de arcos da rede obtida pelo 1º "RODAUT" foi de 173 enquanto que para as heurísticas este número ficou entre 109 e 119. Um número menor de arcos significa uma rede mais compacta e mais fácil

de gerenciar. As redes obtidas pelas heurísticas tem capacidade instalada superior em torno de 10.000 circuitos de 2 Mbps e possui mais equipamentos na hierarquia de 2.5 Gbps, apesar de mais baratas. Aqui podemos perceber claramente a forte economia de escala da tecnologia SDH à medida que subimos para hierarquias mais altas.

O tempo de execução do 1º "RODAUT" (pouco mais de 1 hora) é menor, já que ele opera com um número menor de variáveis inteiras a cada interação. As heurísticas também rodam em tempos bem razoáveis, embora para a heurística 4 o tempo tenha sido praticamente o dobro. Aqui cabe uma explicação. O tempo de rodada destes algoritmos é consumido quase que integralmente (acima de 95%) nas RODADAS INTEIRAS. As RODADAS LINEARES gastam apenas alguns segundos. A heurística 4 é a única na qual as 3 primeiras iterações são de RODADAS INTEIRAS enquanto as outras heurísticas possuem 2 iterações. Além disso, a 2ª iteração desta heurística não seleciona apenas as variáveis de nível 3 de maior fluxo como as demais.

Utilizando vários critérios, as diferenças entre os desempenhos das 4 heurísticas são de difícil diferenciação. A heurística 1 roda num tempo menor e obtém uma solução um pouco mais compacta (109 arcos) se comparada com as heurísticas 2 (119), 3 (113) e 4 (104). O custo da solução obtida pela heurística 3 é um pouco melhor que as demais (1%, em média), mas esta diferença não é muito significativa. Todas as heurísticas tiveram um número muito próximo de equipamentos na hierarquia de 2.5 Gbps, com diferenças desprezíveis. A heurística 4 tem uma capacidade total ligeiramente inferior às demais.

### **6.2.2. Rede com 40 nós**

Para a rede de 40 nós e 5 "hubs", apresentamos a lista de nós pendentes na **Tabela 6.3**. O critério de pendência utilizado foi o de demanda, isto é, o nó é pendente naquele que possui o maior

interesse de demanda. Assim, foi gerado um arquivo de 176 Kbytes, constituído de 3150 caminhos e 300 enlaces ponto-a-ponto, 28 cadeias e 22 anéis bidirecionais candidatos.

**TABELA 6.3 - ESTAÇÕES-MÃES (40 NÓS) E NÓS PENDENTES (18)**

40 NÓS	AM PD PA LI VU CB SA PR BE MH AT MB OS LP CV FO LH PI PL JG BG CO IH JD SI VM IB IM JB AN BC BR IP PE DT ST CC GR GU PH
18 PEN- DENTES	BO(CC) SM(VU) VG(ST) MQ(GR) AC(JB) AG(LP) EM(VU) GZ(VU) IT(VU) JR(FO) SS(GU) TR(ST) VE(VU) RO(OS) VP(IP) CL(AT) GP(SA) NC(CV)

Na lista de nós pendentes, o Centro de Fio que aparece entre parênteses é a Estação-Mãe do nó pendente.

As soluções de rede obtidas para o 1º "RODAUT" e para as 4 heurísticas estão dadas na **tabela 6.4**.

**TABELA 6.4 - RESULTADOS (40 NÓS, 5 CLUSTERS, 1º RODAUT e 4 HEURÍSTICAS)**

HEURÍS- TICA	FÇ. OBJET	TEMPO (s)	ARCOS	OLTM 2.5G	OLTM 622M	OLTM 34/155	ADM 2.5G	ADM 622M	Nº ANÉIS	CAP. TOTAL
1º ROD.	14.797	3.042	132	12	146	20	4	39	11	38704
1	13.769	4.381	70	64	48	6	9	2	2	48000
2	13.750	4.398	70	62	54	4	9	1	2	47456
3	13.454	4.394	70	60	54	8	9	0	2	46276
4	13.809	4.682	74	58	58	14	9	0	2	45892

O 1º "RODAUT" obteve soluções mais caras (de 7 a 10%) que as

4 heurísticas e o seu número total de arcos obtidos (132), foi bem superior aos das heurísticas (70, em média), embora seu tempo de rodada tenha sido um pouco menor (menos de 1 hora). O número de equipamentos na hierarquia 4 e a capacidade total instalada também é bem inferior na rede obtida pelo 1º "RODAUT".

As 4 heurísticas tiveram um desempenho bastante semelhante em relação ao tempo de rodada (pouco mais de 1 hora), custos (diferenças inferiores a 2.5%), número total de arcos obtidos (apenas a heurística 4 apresentou uma pequena variação) e equipamentos na hierarquia 4 (70, em média). É interessante notar que os equipamentos a 2.5 Gbps representam cerca de metade do número total de equipamentos instalados. Como sua capacidade é 4 vezes superior a da hierarquia 3, isto significa que, pelo menos, 75% da demanda total está concentrada nestes equipamentos.

Aparentemente deveríamos promover uma comparação entre os resultados descritos nas **tabelas 6.2 e 6.4**; entretanto, o momento mais adequado de fazê-la será na aplicação da Técnica de Redução de Rede quando haverá um esforço de equalização dos custos. Neste ítem estamos interessados em comparar o desempenho das heurísticas para uma mesma rede. Assim, podemos afirmar que o comportamento das heurísticas para as 2 redes até aqui testadas conservou algumas características importantes. Vejamos o seu comportamento para a rede com 17 nós.

### **6.2.3. Rede com 17 nós**

Reduzimos o número de nós da rede para 17 Estações-Mães mostrados na **tabela 6.5**. Esses 17 nós são os que possuem as maiores demandas. O arquivo gerado automaticamente possui 53 Kbytes, com 820 caminhos e 111 enlances ponto-a-ponto, 15 anéis bidirecionais e 16 cadeias.

**TABELA 6.5 - ESTAÇÕES-MÃES (17 NÓS) E NÓS PENDENTES (41)**

17 NÓS	AM PD PA LI VU OS LP LH PI CO IH JD SI VM IB BC PE'
41 PEN- DENTES	CC (VU) GR (VU) AN (SI) BG (PA) BR (BC) CB (AM) DT (PE) IP (VM) PL (PD) SA (AM) ST (SI) CV (PD) FO (LP) GU (PE) IM (AM) JB (AM) MB (AM) PH (PE) PR (AM) BE (AM) JG (OS) MH (AM) AT (AM) BO (VU) SM (VU) VG (SI) MQ (VU) AC (AM) AG (LP) EM (VU) JR (LP) SS (PE) TR (SI) VE (VU) IT (VU) GZ (VU) RO (OS) VP (VM) CL (AM) GP (AM) NC (LP)

Os resultados obtidos para esta rede usando o 1º "RODAUT" e as 4 heurísticas estão fornecidos na **tabela 6.6**.

**TABELA 6.6 - RESULTADOS (17 NÓS, 5 CLUSTERS, 1º "RODAUT" e 4 HEURÍSTICAS)**

HEURÍS- TICA	FÇ. OBJET	TEMPO (s)	ARCOS	OLTM 2.5G	OLTM 622M	OLTM 34/155	ADM 2.5G	ADM 622M	Nº ANÉIS	CAP. TOTAL
1º ROD.	8.116	220	58	18	50	8	9	11	4	27376
1	7.620	594	36	30	16	0	12	1	3	29484
2	7.572	595	42	30	10	18	12	1	3	29088
3	7.565	600	38	30	12	8	12	1	3	29140
4	7.565	618	38	30	12	8	12	1	3	29140

Novamente, o 1º "RODAUT" obteve soluções mais caras (entre 6 e 7%) e menos compactas (58 arcos) em relação às 4 heurísticas. É interessante notar a redução do tempo computacional quando se trabalha com redes de um número menor de nós. Neste caso, o tempo se reduziu a cerca de 10 minutos para as heurísticas e pouco mais de 3 minutos para o "1º RODAUT".

A diferença de custo obtido pelas 4 heurísticas é desprezível. Todas obtiveram o mesmo número de equipamentos na hierarquia 4 (42). A heurística 1 gerou uma solução um pouco mais compacta (36 equipamentos) em relação a heurística 2 (42), 3 (38) e 4 (38).

#### **6.2.4. Comentários gerais sobre o desempenho das heurísticas**

Para as 3 redes testadas, as 4 heurísticas tiveram desempenho superior ao do 1º "RODAUT" e desempenho semelhante entre elas com pequenas variações. Os ganhos obtidos foram decorrência da priorização de variáveis nas hierarquias mais altas para concorrerem como inteiras, obtendo redes mais compactas e fáceis de gerenciar.

Cabe ressaltar também a importância de se obter uma variedade de soluções para uma mesma rede. Dessa forma, podemos optar por uma delas, sabendo que contamos com um conjunto de boas soluções.

#### **6.3. A Técnica de Redução de Redes: 58, 40 e 17 nós**

Ainda utilizando os dados de entrada do conjunto de experiências realizados anteriormente para as redes de 58, 40 e 17 nós, todas com 5 "clusters", aplicamos a Técnica de Redução de Redes. Escolhemos a heurística 1 para fazermos a análise.

Nos experimentos realizados no item 6.2, tomamos a rede de 58 nós como referência, e fizemos a redução do número de nós, primeiro para 40 nós e depois para 17 nós. Para podermos comparar os resultados, precisamos fazer o processo inverso, ou seja, expandir as redes de 40 e 17 nós para 58 nós. Para isso, somaremos às redes reduzidas todos os enlaces entre os nós pendentes e suas respectivas Estações-Mães. Dependendo da demanda total de cada nó pendente, instalaremos o enlace ponta-a-ponta adequado, com capacidade suficiente para atender esta demanda a custo mínimo. Para definir qual a hierarquia mais adequada para estes enlaces, utilizamos a **tabela 6.7**.

**TABELA 6.7 - HIERARQUIA DE EQUIPAMENTOS SDH POR FAIXA DE DEMANDA**

DEMANDA TOTAL (FAIXAS)	EQUIPAMENTOS OLTM (HIERARQUIA)
0 - 16	34 Mbps (1p)
17 - 32	2 x 34 Mbps (1s)
33 - 63	155 Mbps (2p)
64 - 95	2p + 1s
96 - 252	622 M (3p)
253 - 315	3p + 2p
316 - 504	2 x 622 Mbps (3s)
505 - 1008	2,5 Gbps (4p)

Cabe ressaltar que existem outras maneiras de se fazer a expansão da rede. Uma possibilidade seria considerar os resultados das redes de 40 e 17 nós como variáveis fixadas no modelo e otimizar para a rede de 58 nós. Este experimento será realizado futuramente, ficando como sugestão para a continuidade dos trabalhos.

Na rede de 40 nós expandida para 58 nós, foram necessários 16 enlaces ponta-a-ponta de 622 Mbps, 6 de 155 Mbps e 4 equipamentos de 34 Mbps para atender a demanda dos 18 nós pendentes, obtendo-se um custo adicional de 2,368 milhões de US\$, que somado ao custo obtido utilizando-se a Heurística 1 (13,769 milhões de US\$), totaliza um custo de 16,137 milhões de US\$.

Já para a rede de 17 nós expandida para 58 nós, foram necessários 9 enlaces de 2,5 Gbps, 38 de 622 Mbps, 10 de 155Mbps e 6 de 34 Mbps para escoar a demanda dos 41 nós pendentes a um custo adicional de 7,722 milhões de US\$, que somado ao custo obtido pela heurística (7,620 milhões de US\$), totaliza um custo de 15,342 milhões de US\$.

A **tabela 6.8** mostra a solução obtida para a rede de 58 nós e das redes de 40 e 17 nós expandidas para 58 nós, utilizando-se a Técnica de Redução de Redes e a Heurística 1 para solucionar as

redes reduzidas.

**TABELA 6.8 - RESULTADOS (TÉCNICA DE REDUÇÃO DE REDES)**

REDES	FÇ. OBJET	TEMPO (s)	ARCOS	OLTM 2.5G	OLTM 622M	OLTM 34/155	ADM 2.5G	ADM 622M	Nº ANÉIS	CAP. TOTAL
58	15.826	5.633	109	48	92	38	11	9	4	49900
40	16.137	4.381	96	64	80	26	9	2	2	52432
17	15.342	594	99	48	92	32	12	1	3	48772

Esses resultados estão mostrados também nas **figuras 6.4** (58 nós), **6.5** (40 nós) e **6.6** (17 nós) (Nota: nessas 3 figuras não estão contidos todos os equipamentos nas hierarquias mais baixas, 155 Mbps e 34Mbps, para facilitar suas visualizações).

Os dados da tabela 6.8 mostram a grande redução no tempo computacional à medida reduzimos a dimensão do problema: de 1.5 horas (58 nós) para menos de 10 minutos (17 nós).

Aqui também dispomos de 3 soluções distintas. Podemos analisá-las e decidir qual a melhor.

As solução obtida para a rede com 17 nós é a mais barata, mas possui menos equipamentos na hierarquia 2.5 Gbps e menor capacidade total que a de 40 nós. Segundo esses dois critérios (equipamentos a 2.5 Gbps e capacidade total), as redes de 17 e 58 são semelhantes. O número de arcos obtido pela rede de 40 nós (96) também é um pouco menor do que a de 17 (99) e 58 (109).

Na comparação dessas 3 soluções encontramos diferenças significativas que devem ser explicadas.

Um ponto que devemos explorar é o compromisso existente entre os parâmetros de rede que estamos considerando. A solução obtida pela rede com 40 nós é exemplar. Ela possui um grande número de equipamentos na hierarquia 4, o que elevou a sua capacidade total; em contrapartida, elevou também o seu custo. Esta análise pode ser aprofundada com o cálculo do fluxo total e da folga total das redes

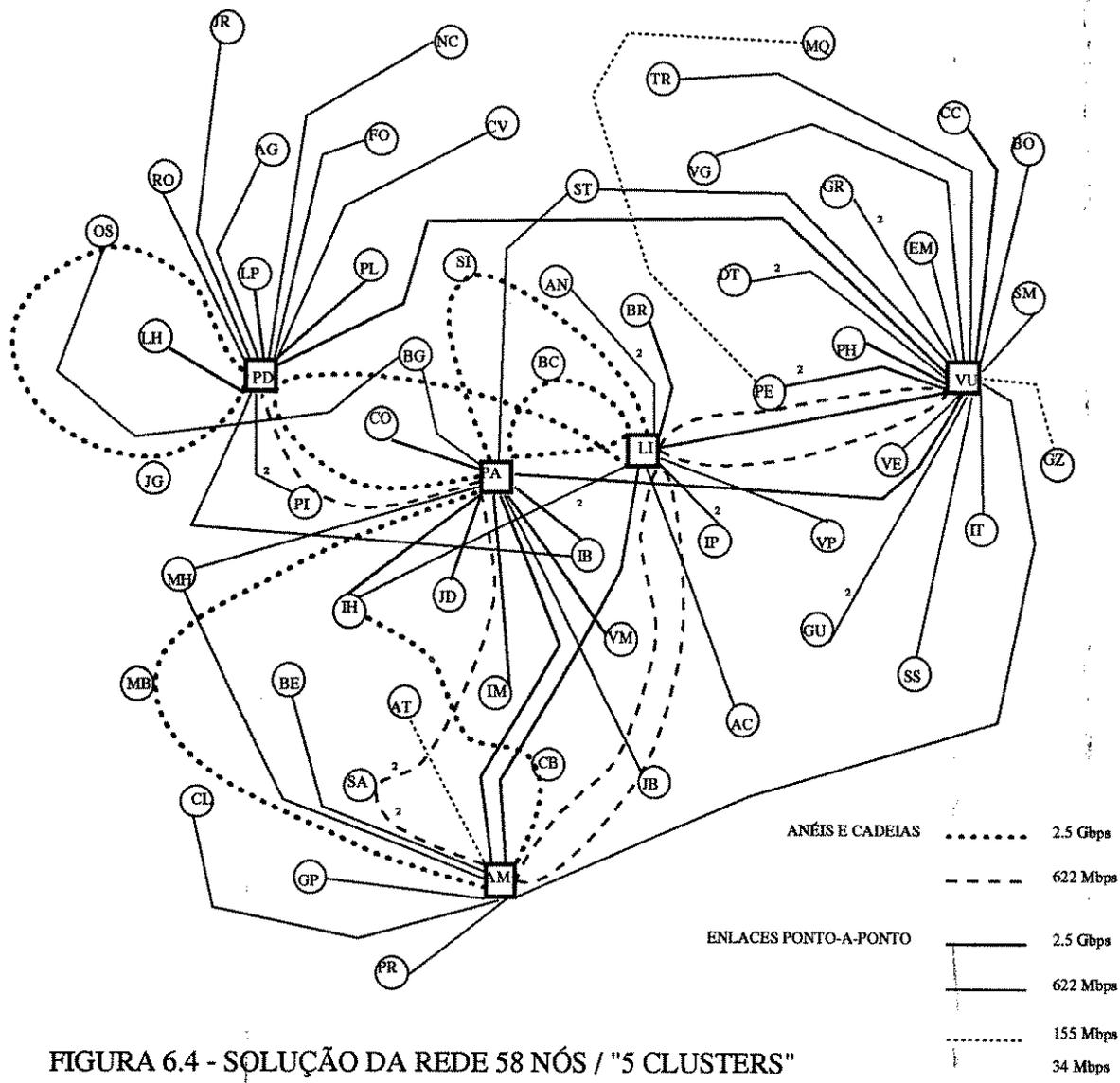


FIGURA 6.4 - SOLUÇÃO DA REDE 58 NÓS / "5 CLUSTERS"

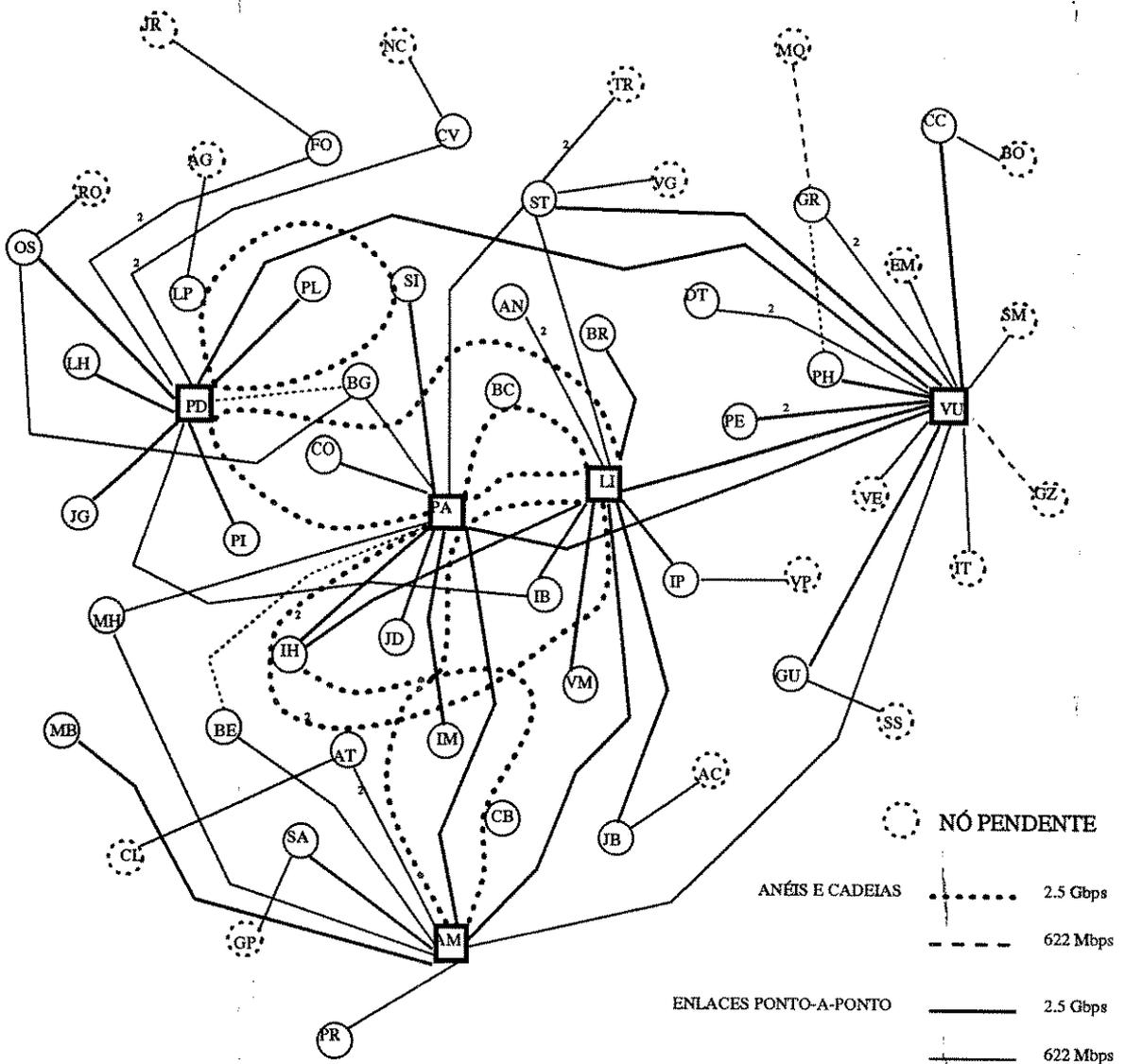


FIGURA 6.5 - SOLUÇÃO DA REDE 40 NÓS / "5 CLUSTERS"

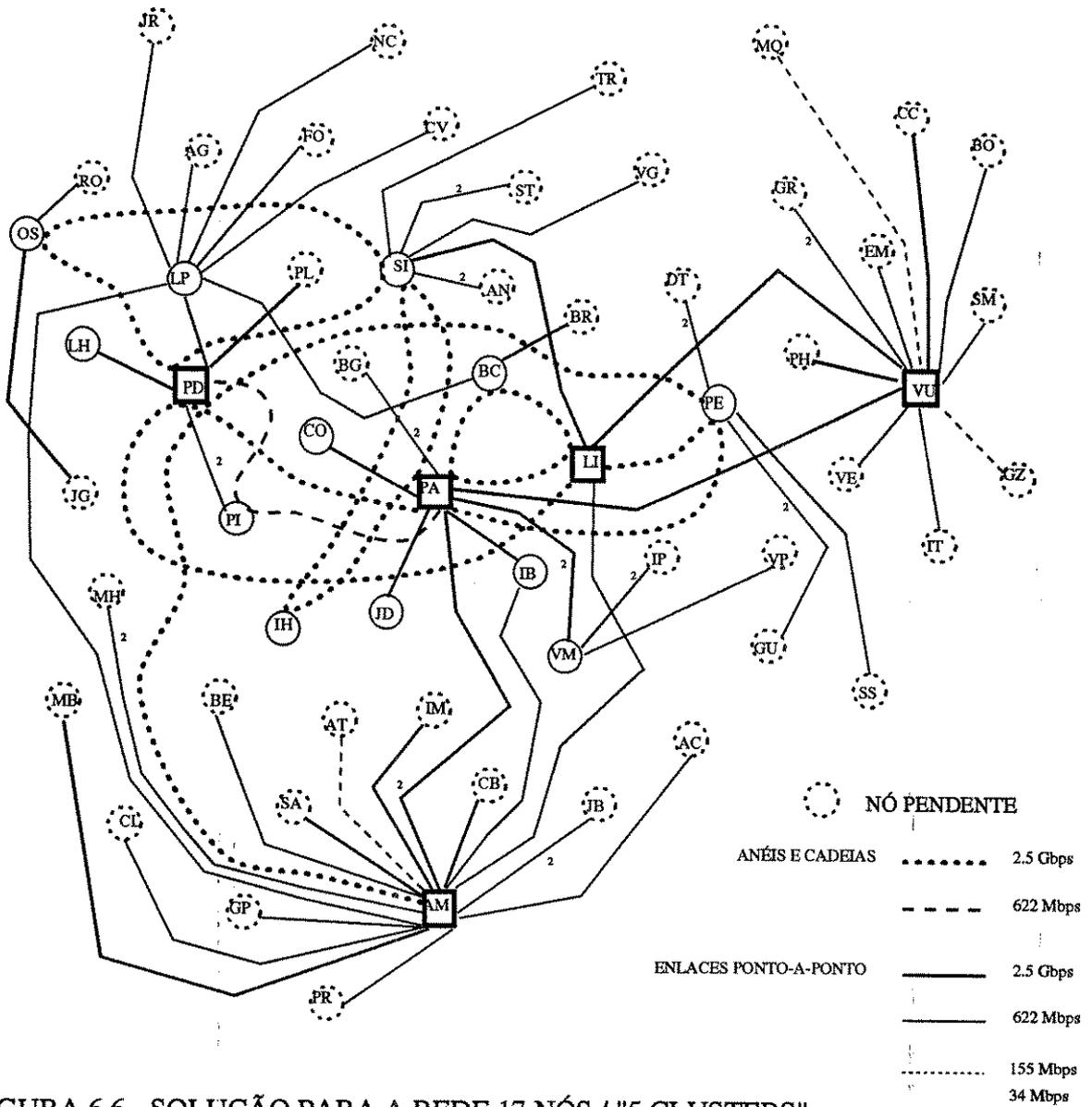


FIGURA 6.6 - SOLUÇÃO PARA A REDE 17 NÓS / "5 CLUSTERS"

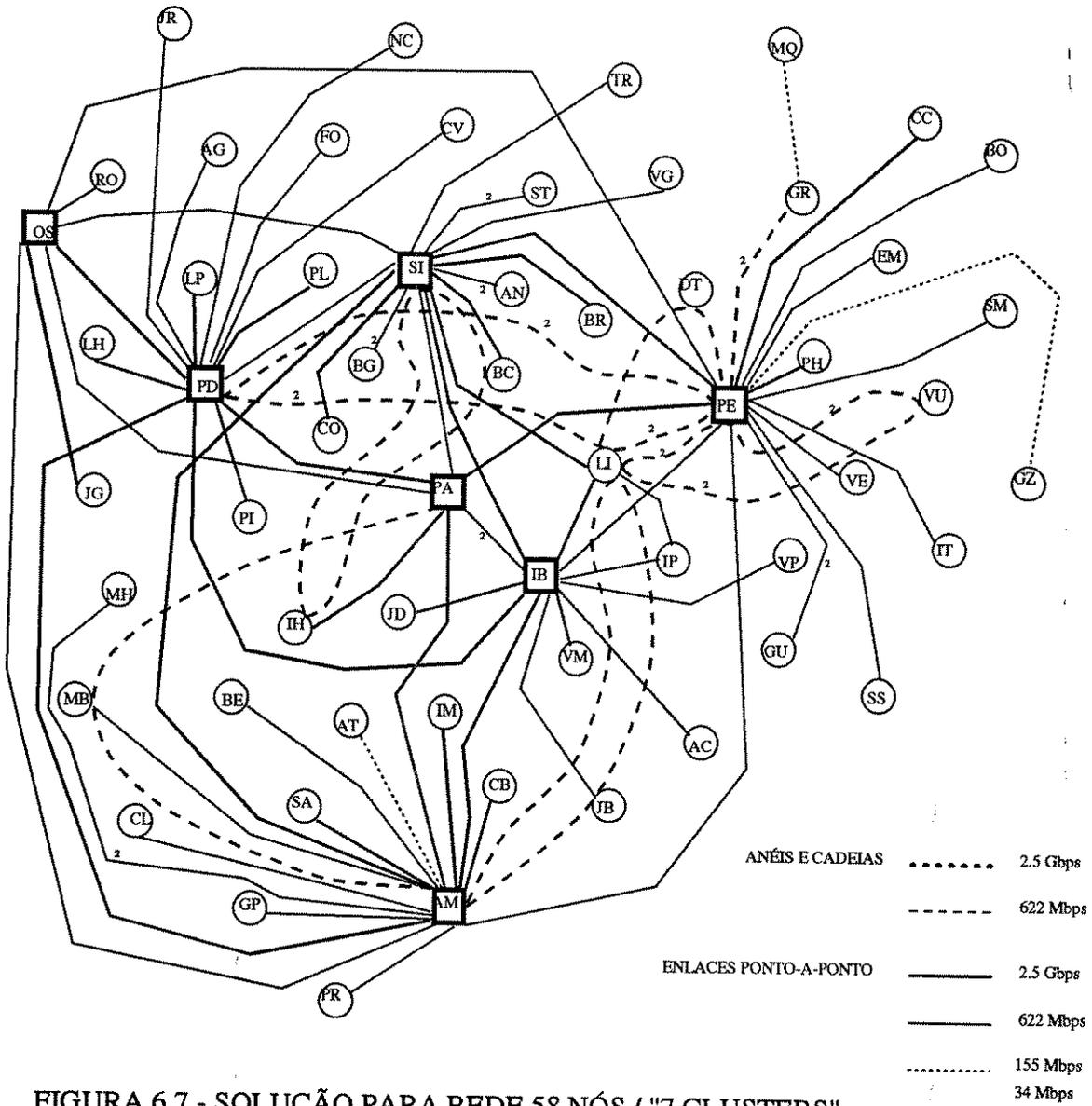


FIGURA 6.7 - SOLUÇÃO PARA REDE 58 NÓS / "7 CLUSTERS"

mostrados na **tabela 6.9**.

**TABELA 6.9 - FLUXO, FOLGA E CAPACIDADE TOTAL (58, 40 E 17 NÓS)**

REDES	FLUXO TOTAL	FOLGA TOTAL	CAP. TOTAL
58	32.002	17.898	49.900
40	34.537	17.895	52.432
17	38.051	10.721	48.772

A rede com 17 nós é a mais econômica, mas possui folga menor que as outras. A rede com 40 nós, a de maior custo, possui a maior capacidade e folga igual a de 58 nós. Podemos decidir entre a rede de menor custo ou com maior folga.

Outro ponto a ser discutido se refere ao fato de a redução do número de nós da rede não ter prejudicado a boa qualidade das soluções obtidas já que toda demanda de nó pendente é concentrada na sua Estação-Mãe e, portanto, a demanda entre 2 nós pendentes não é considerada na otimização. A **tabela 6.10** nos auxilia nesta explicação.

**TABELA 6.10 - NÚMERO DE NÓS E MATRIZ DE DEMANDA**

Nº NÓS	% DE NÓS CONSIDERADO	DEMANDAS CONSIDERADAS NA OTIMIZAÇÃO	ELEMENTOS DA MATRIZ NÃO NULOS
58	100%	100%	76%
40	69%	98%	90%
17	29%	93%	96%
7	12%	63%	100%

Os dados desta tabela mostram a forte concentração de demanda em alguns nós. Na rede de 40 nós (69% do total), concentra quase a totalidade da demanda (98%). Na rede de 17 nós (29% do total), estamos considerando 93% da demanda na otimização. Estes dados indicam que a redução de nós é uma boa estratégia para resolução de redes de grande porte onde exista concentração de demanda em alguns nós. No entanto, esta redução não é irrestrita. Os 7 nós mais importantes da rede (12% do total) concentram 63% da demanda. Neste caso, não podemos garantir que a solução obtida será de boa qualidade. Uma boa sugestão para estudos futuros seria um procedimento para encontrar este limite de redução sem comprometer a qualidade da solução.

## **6.4. A Influência da Clusterização**

Esse conjunto de experiências têm por objetivo analisar o impacto da "clusterização" nas soluções de rede obtidas. Para isso fixaremos todos os outros dados de entrada e faremos duas propostas de clusterização distintas, uma com 5 "hubs" e outra com 7 "hubs" e aplicaremos nas redes de 58 e 40 nós, utilizando a Heurística 1 para obter as soluções.

Na definição das "clusterizações" são levados em conta critérios de interesse de demanda entre os nós e proximidades geográficas. O planejador decide qual é o melhor número de "hubs" em função do tamanho da rede, dos critérios acima citados e da sua experiência. Maiores detalhes sobre "clusterização" podem ser encontrados em [02].

### **6.4.1. Rede com 58 nós**

Testamos a rede de 58 nós com as duas configurações de "clusterizações" (7 "hubs" e 5 "hubs") utilizando a Heurística 1. As duas soluções de rede obtidas estão mostradas na **tabela 6.11** e nas **figuras 6.4 e 6.7**.

**TABELA 6.11 - RESULTADOS (58 NÓS, 5 X 7 CLUSTERS)**

HUBS	FÇ. OBJET	TEMPO (s)	ARCOS	OLTM 2.5G	OLTM 622M	OLTM 34/155	ADM 2.5G	ADM 622M	Nº ANÉIS	CAP. TOTAL
5	15.826	5.633	109	48	92	38	11	9	4	49900
7	16.376	5.250	125	58	96	56	0	20	6	47488

Observando os dados da tabela acima, podemos notar que diferentes formas de organizar a rede, geram soluções com diferenças significativas.

A rede organizada com 5 "hubs" obteve uma solução mais barata (3.4%), mais compacta (109 arcos) e com maior capacidade instalada. Esta rede é composta por 11 equipamentos de 2.5 Gbps, enquanto que na rede de 7 hubs não há nenhum. Em contrapartida, analisando a figura 6.4, observamos que a rede organizada com 5 "clusters", concentrou muitos equipamentos nos nós "PA" e "LI", região central da cidade, e "PD", "VU" e "AM", os outros "hubs". Esta concentração excessiva não é um efeito desejável por questões de confiabilidade. A queda de um desses nós acarreta a perda de uma grande quantidade de informações. Na rede organizada com 7 "clusters", este efeito é minimizado. Podemos observar, na figura 6.7, que na região central os equipamentos foram melhor distribuídos entre os nós "PA", "IB" e "LI".

### **6.4.2. Rede com 40 nós**

O mesmo experimento realizado no item 6.4.1. foi repetido para a rede com 40 nós. Os resultados obtidos estão mostrados na **tabela 6.12.**

**TABELA 6.12 - RESULTADOS (40 NÓS, 5 X 7 CLUSTERS)**

HUBS	FÇ. OBJET	TEMPO (s)	ARCOS	OLTM 2.5G	OLTM 622M	OLTM 34/155	ADM 2.5G	ADM 622M	Nº ANÉIS	CAP. TOTAL
5	13.769	4.381	70	64	48	6	9	2	2	48000
7	14.428	3.831	101	60	78	32	1	15	4	45496

A rede de 40 nós organizada em 5 "hubs" também gerou uma solução mais barata (5%), com menor número total de arcos (70) que a rede com 7 hubs (101). Podemos notar que enquanto a rede organizada em 5 "clusters" concentrou a maioria dos seus equipamentos na hierarquia 4 (64 OLTM's e 9 ADM's), a com 7 "clusters" concentrou na hierarquia 3 (78 OLTM's e 15 ADM's).

### **6.4.3. Comentários finais sobre "clusterização"**

Vimos que as redes organizadas com um número menor de "clusters" geram soluções de rede mais compactas. O preço a pagar por este ganho é a concentração de equipamentos em poucos nós da rede. Quanto menor o número de hubs, maior a tendência dos equipamentos se concentrarem nesses nós. Por questões de confiabilidade, em muitas situações desejamos uma rede com uma distribuição mais uniforme de equipamentos. Portanto, existe um compromisso entre a forma de organizar a rede e a solução de rede desejável.

O estudo da influência da "clusterização" também pode ser aprofundado. Uma idéia seria determinar em quantos "clusters" organizar a rede de forma a obter redes compactas mas sem sobrecarregar alguns nós.

## CAPÍTULO 7

# CONCLUSÕES

Os investimentos previstos para os próximos anos no setor de Telecomunicações [30] e a revolução tecnológica pela qual passa o setor [05], justificam o empenho em pesquisar novas metodologias de planejamento.

A etapa mais importante sob o ponto de vista econômico do Planejamento de Transmissão é o Enfeixamento; nela se definem os equipamentos, os quais determinam o custo dominante da Transmissão. Nosso trabalho desenvolveu uma metodologia para solucionar este problema, com resultados muito satisfatórios.

Este problema, embora apresente um modelo matemático simples e elegante, é de difícil resolução devido ao seu caráter combinatório e requer experiência, maturidade e muito trabalho na análise dos resultados. A solução adotada deve ser boa do ponto de vista de custo, mas, deve também levar em conta a confiabilidade, facilidade de operação e outros detalhes importantes do ponto de vista de engenharia.

O modelamento admite várias possibilidades para escolha dos parâmetros de entrada: seleção dos nós principais e dos nós pendentes, agrupamento dos nós, definição dos "hubs", definição dos equipamentos candidatos e suas hierarquias. Queremos aqui deixar claro a importância que o planejador assume na definição desses parâmetros, interagindo constantemente com o programa.

A obtenção de soluções para este modelo apresenta alto grau de dificuldade, que aumenta ainda mais para redes de grande porte, dado o caráter combinatório do problema. O principal obstáculo é a manipulação de um número elevado de variáveis inteiras. Por isso precisamos abrir mão de métodos exatos e utilizar heurísticas que trabalham em conjunto com os pacotes computacionais existentes

como, por exemplo, o CPLEX.

Desenvolvemos 2 heurísticas (o RODAUT" e suas implementações, e a técnica de Redução de Redes), que foram aplicadas a rede da Área Metropolitana de São Paulo, a maior rede urbana do país. Ambas apresentaram resultados satisfatórios e cumpriram o seu papel, que é de gerar um conjunto de boas soluções. Podemos decidir qual dessas soluções é a mais conveniente de acordo com as nossas necessidades.

Convém lembrar que as soluções são dependentes da estrutura de custo usada e da forma como a rede é organizada. Mostramos este efeito, variando alguns parâmetros de entrada.

Quando estivermos comparando soluções podemos desejar fazer algumas modificações nos dados de entrada e refazer o processo de otimização. Por isso é conveniente que as soluções sejam obtidas num tempo relativamente curto. Também nesse ponto, o desempenho das heurísticas foi satisfatório. Para as diferentes configurações de redes que testamos, o tempo de rodada ficou sempre entre 1 e 3 horas, o que permite que em poucos dias se possa obter vários cenários alternativos. Dessa forma, vamos ganhando sensibilidade sobre a rede e chegando ao cenário que mais nos interesse.

Procuramos analisar o desempenho das heurísticas levando em conta as principais características que as redes atuais devem assumir para atender as demandas por novos serviços e as novas exigências dos usuários.

Assim, as redes atuais devem ser compactas, ou seja, devem possuir o menor número de arcos possível, para facilitar sua manipulação, manutenção e gerência. Um número maior de equipamentos em hierarquias mais altas (2.5 Gbps, por exemplo) contribui para formar redes mais compactas.

Por outro lado, é conveniente que não haja concentração de equipamentos das hierarquias muito altas em poucos nós da rede; por eles são transportadas uma grande quantidade de informação, que deve ser protegida contra falhas tanto dos nós da rede (Centros de Fios) como dos cabos de fibra óptica. Uma distribuição mais uniforme dos equipamentos pelos nós pode contribuir para aumentar

a confiabilidade da rede. Mostramos que essa característica pode ser ajustada na organização da rede num número conveniente de "clusters" . Um número muito grande de "clusters", torna a rede muito malhada; um número muito pequeno, concentra equipamentos em poucos nós.

Capacidade de sobrevivenciabilidade e auto-regeneração das redes na presença de falhas também é uma característica desejada que pode ser implementada com a utilização de anéis.

Com o aumento cada vez mais rápido das demandas, procura-se fazer com que a rede opere com folga, o que provoca, em contrapartida, uma elevação de custo. Novamente, deve-se procurar um equilíbrio entre os parâmetros da rede. Nem sempre devemos preferir a solução de menor custo ou a de maior capacidade.

À luz desses comentários, podemos fazer algumas comparações entre os desempenhos das diversas heurísticas desenvolvidas.

As diferenças entre o 1º "RODAUT" e as 4 heurísticas são bem claras para todas as redes testadas. O 1º "RODAUT" utilizava apenas o critério de menor capacidade ociosa para selecionar as variáveis inteiras. É inegável o ganho obtido quando utilizamos também a priorização das variáveis nas hierarquias mais altas como critério de seleção das variáveis inteiras. As 4 heurísticas combinam, de formas distintas, os 2 critérios. Cabe lembrar que, para todas essas implementações, o número de variáveis inteiras deve ser controlado a cada iteração.

As 4 heurísticas obtiveram soluções mais baratas e compactas que o 1º "RODAUT", com número maior de estruturas nas hierarquias mais altas e número maior de anéis, num tempo um pouco superior.

A comparação entre o desempenho das 4 heurísticas é de difícil diferenciação e requerem análises mais detalhadas. As diferenças entre o custo, tempo de rodada, número de arcos e capacidade total instalada nas soluções obtidas pelas 4 heurísticas são pequenas. Dependendo de qual característica de rede estamos querendo ressaltar, podemos optar por uma das heurísticas. Para as redes testadas, a heurística 1 apresentou soluções ligeiramente mais compactas, enquanto que a heurística 3 gerou soluções de custo um

pouco menor.

Os estudos sobre a influência da "clusterização" nos mostraram que uma rede organizada com um número menor de "clusters" é mais compacta, mas concentra a maioria dos equipamentos em um número menor de nós.

A Técnica de Redução de Rede se mostrou muito eficiente e é uma alternativa bastante viável. No entanto, ela depende do auxílio das outras heurísticas. Mesmo para a rede de 17 nós não é possível obter boas soluções apenas com o uso do CPLEX, já que este problema teria, no mínimo, 142 variáveis inteiras. Consideramos os resultados obtidos neste experimento como o mais significativo para a continuação dos nossos trabalhos. Com a redução de nós, obtemos soluções num tempo menor, o que possibilita a exploração de um número maior de cenários. Além disso, podemos conhecer com mais detalhes partes da rede e definir a sub-rede backbone, que é composta pelos nós concentradores de demanda. A condição que garante a eficiência da aplicação desta técnica é a de que, mesmo reduzindo o número de nós, a porcentagem de demanda tratada na otimização continue alta. Isto é possível para redes que tenham concentração da demanda total em alguns nós. É nosso interesse aprofundar estes estudos para encontrar o limite da redução de nós que não comprometa a qualidade da solução.

Finalizamos ressaltando, mais uma vez, a importância de se obter essa variedade de boas soluções para uma mesma rede. Só assim poderemos estar seguros em relação à nossa escolha.

## **ANEXOS**

ANEXO 1 - NOME DOS CENTROS DE FIOS

1	GRS BO	Bonsucesso
2	GRS CC	Cumbica
3	GRS GR	Centro
4	SPO AN	Anhangabau
5	SPO BC	Benjamin Constant
6	SPO BG	Basílio da Gama
7	SPO BR	Brás
8	SPO CB	Campo Belo
9	SPO CO	Consolação
10	SPO DT	Dutra
11	SPO IH	Inglese (Interurb.)
12	SPO IP	Ipiranga
13	SPO JD	Jardim
14	SPO LI	Liberdade
15	SPO PA	Paraíso
16	SPO PD	Perdizes
17	SPO PE	Penha
18	SPO PI	Pinheiros
19	SPO PL	Palmeiras
20	SPO SA	Santo Amaro
21	SPO SI	Santa Ifigênia
22	SPO SM	São Miguel
23	SPO ST	Santana
24	SPO VG	Vila Gustavo
25	SPO VM	Vila Mariana
26	GRS MQ	Mesquita
27	OCO OS	Osasco
28	SPO AC	Anchieta
29	SPO AG	Anhanguera

30	SPO AM	Americanópolis
31	SPO CV	Casa Verde
32	SPO EM	Ermelino Matarazzo
33	SPO FO	Freguesia do Ó
34	SPO GU	Guarani
35	SPO GZ	Guaianazes
36	SPO IB	Ibirabuera
37	SPO IM	Itaim Bibi
38	SPO IT	Itaquera
39	SPO JB	Jabaquara
40	SPO JR	Jaraguá
41	SPO LP	Lapa
42	SPO MB	Morumbi
43	SPO PH	Penha (Interurb.)
44	SPO PR	Parelheiros
45	SPO SS	São Mateus
46	SPO TR	Tremembé
47	SPO VE	Vila Esperança
48	SPO VU	Vila União
49	OCO RO	Rochdale
50	SPO BE	Berrini
51	SPO JG	Jaguaré
52	SPO VP	Vila Prudente
53	SPO CL	Campo Limpo
54	SPO GP	Guarapiranga
55	SPO LH	Lapa (Interurb.)
56	SPO NC	Nova Cachoeirinha
57	SPO MH	Morumbi (Interurb.)
58	SPO AT	Chacara S. Antonio

ANEXO 2 - DEMANDA TOTAL DOS CENTROS DE FIOS

1	GRS BO	113
2	GRS CC	555
3	GRS GR	477
4	SPO AN	496
5	SPO BC	1482
6	SPO BG	402
7	SPO BR	746
8	SPO CB	885
9	SPO CO	951
10	SPO DT	352
11	SPO IH	1438
12	SPO IP	477
13	SPO JD	861
14	SPO LI	3130
15	SPO PA	1896
16	SPO PD	2629
17	SPO PE	1934
18	SPO PI	772
19	SPO PL	600
20	SPO SA	682
21	SPO SI	1426
22	SPO SM	255
23	SPO ST	367
24	SPO VG	219
25	SPO VM	1000
26	GRS MQ	78
27	OCO OS	907
28	SPO AC	243
29	SPO AG	244

30	SPO AM	1797
31	SPO CV	294
32	SPO EM	172
33	SPO FO	255
34	SPO GU	425
35	SPO GZ	74
36	SPO IB	1185
37	SPO IM	753
38	SPO IT	255
39	SPO JB	495
40	SPO JR	99
41	SPO LP	810
42	SPO MB	521
43	SPO PH	589
44	SPO PR	181
45	SPO SS	258
46	SPO TR	221
47	SPO VE	261
48	SPO VU	462
49	OCO RO	168
50	SPO BE	296
51	SPO JG	710
52	SPO VP	214
53	SPO CL	247
54	SPO GP	119
55	SPO LH	1006
56	SPO NC	107
57	SPO MH	442
58	SPO AT	90

### ANEXO 3 - ESTRUTURAS DE REDE CANDIDATAS

#### ANÉIS BIDIRECIONAIS

1	AM SI IH
2	LP LH PD
3	PA PD SI
4	PA PD MB
5	PA IH LI
6	PA BC LI
7	PA LH PL
8	PA JD IB
9	PA IH SI
10	PE BC IH
11	PE LI MB
12	OS PD JG
13	BC IH SI
14	PD OS SI
15	VU PE LI
16	VU PE LI
17	IB JD VM
18	LI PD LP
19	SI PD LP
20	AM SI CB
21	LI AM JB
22	AM PD MB

#### CADEIAS

1	AM JB PA
2	AM IH SI PE
3	AM PD PE
4	AM IH PA
5	AM PA LI
6	AM MB PA
7	AM IH BC PE
8	AM OS PA
9	AM IM PA
10	AM SA PA
11	AM CB IH
12	AM PD LI
13	AM BC LI
14	AM SI LI
15	PA SI LI
16	PA SI PE
17	PA PE LI
18	PA PD LI
19	PA VM LI
20	PA PI PD
21	PE SI LI
22	PE JB LI
23	PE BR LI
24	PE DT LI
25	PE ST LI
26	PD PL SI
27	PD LH MB
28	OS PD JG

## ANEXO 4 - CLUSTERIZAÇÃO (5 HUBS)

CLUS- TER	HUB	NÓS
1	AM	AM CB SA PR BE MH AT MB CL JP
2	PD	PD OS LP CV FO LH PI PL JG AG JR RO NC
3	PA	PA BG CO IH JD SI VM IB IM
4	LI	LI JB AN BC BR IP AC VP
5	VU	VU PE DT ST CC GR GU PH BO SM VG MQ EM GZ IT SS TR VE

## ANEXO 5 - CLUSTERIZAÇÃO (7 HUBS)

CLUS- TER	HUB	NÓS
1	PD	PD LP PL FO NC CV JR AG LH PI
2	PA	PA LI IH
3	OS	OS RO JG
4	SI	SI CO ST AN BG BC BR TR VG
5	AM	AM PR MH BE SA CB AT MB GP CL IM
6	PE	PE GR CC BO EM PH SM VE VU IT GZ SS GU DT MQ
7	IB	IB VM JD JB VP IP AC

**ANEXO 6 - DADOS DE ENTRADA DA ÁREA METROPOLITANA DE SANTOS**

**ANEXO 6.1 - NOME DOS CENTROS DE FIO E DEMANDA TOTAL**

	NOME	DEMANDA TOTAL
1	STS WL (Washington Luís)	625
2	STS JM (José Menino)	142
3	STS PP (Ponta da Praia)	158
4	STS PT (Porto)	118
5	PGE VC (Vila Caiçara)	115
6	STS TO (Tocantins)	122
7	STS FB (Ferry-Boat)	36
8	STS AB (Areia Branca)	170

**ANEXO 6.2 - DEMANDAS ENTRE OS CENTROS DE FIOS**

	JM	PP	PT	VC	TO	FB	AB
WL	74	96	100	106	94	17	138
JM	--	12	8	4	13	3	28
PP	--	--	10	5	15	16	4

### ANEXO 6.3 - CLUSTERIZAÇÃO SUGERIDA

CLUSTER	HUB	CENTROS DE FIOS
1	WL	PT, VC, TO, FB
2	JM	AB
3	PP	--

### ANEXO 6.4 - CUSTOS E CAPACIDADES DOS EQUIPAMENTOS

	34 Mbps	155 Mbps	622 Mbps
capacidade	16	63	252
OLTM (custo em KUS\$)	22	60	120
ADM (custo em KUS\$)	--	50	90

### ANEXO 6.5 - ANÉIS BIDIRECIONAIS CANDIDATOS

1 VC JM WL PT AB	4 JM WL PT AB
2 WL JM PP	5 PP WL JM TO
3 VC WL PT AB	6 PP WL TO

### ANEXO 6.6 - CADEIAS CANDIDATAS

1 JM AB PT WL	3 JM PP WL
2 JM VC AB PT WL	4 JM TO PP WL

## ANEXO 7

### ARQUIVOS DE ENTRADA DO PROGRAMA "ENFEIXAMENTO" PARA A REDE DA ÁREA METROPOLITANA DE SANTOS

\*\*\*\*\* Anexo 7.1 - arquivo de nomes dos centros de fios \*\*\*\*\*

01	0	0	STS	WL	ESTACMAE	-	-
02	0	0	STS	JM	ESTACMAE	-	-
03	0	0	STS	PP	ESTACMAE	-	-
04	0	0	STS	TO	ESTACMAE	-	-
05	0	0	STS	PT	ESTACMAE	-	-
06	0	0	STS	AB	ESTACMAE	-	-
07	0	0	STS	FB	ESTACMAE	-	-
08	0	0	STS	VC	ESTACMAE	-	-

\*\*\*\*\* Anexo 7.2 - arquivo de clusterização \*\*\*\*\*

STS WL STS WL  
 STS TO STS WL  
 STS PT STS WL  
 STS FB STS WL  
 STS VC STS WL

STS JM STS JM  
 STS AB STS JM

STS PP STS PP

\*\*\*\*\* Anexo 7.3 - arquivo de demandas \*\*\*\*\*

VOZ1 STS WL	STS JM	74
VOZ1 STS WL	STS PP	96
VOZ1 STS WL	STS TO	94
VOZ1 STS WL	STS PT	100
VOZ1 STS WL	STS AB	138
VOZ1 STS WL	STS FB	17
VOZ1 STS WL	STS VC	106
VOZ1 STS JM	STS PP	12
VOZ1 STS JM	STS TO	13
VOZ1 STS JM	STS PT	8
VOZ1 STS JM	STS AB	28
VOZ1 STS JM	STS FB	3
VOZ1 STS JM	STS VC	4
VOZ1 STS PP	STS TO	15
VOZ1 STS PP	STS PT	10
VOZ1 STS PP	STS FB	16
VOZ1 STS PP	STS AB	4
VOZ1 STS PP	STS VC	5

\*\*\*\*\* Anexo 7.4 - arquivo de anéis e cadeias candidatas \*\*\*\*\*

ANELBIDIR 1 STS VC  
 ANELBIDIR 1 STS JM  
 ANELBIDIR 1 STS WL  
 ANELBIDIR 1 STS PT  
 ANELBIDIR 1 STS AB

ANELBIDIR 2 STS WL  
 ANELBIDIR 2 STS JM  
 ANELBIDIR 2 STS PP

ANELBIDIR 3 STS VC  
 ANELBIDIR 3 STS WL  
 ANELBIDIR 3 STS PT  
 ANELBIDIR 3 STS AB

ANELBIDIR 4 STS JM  
 ANELBIDIR 4 STS WL  
 ANELBIDIR 4 STS PT  
 ANELBIDIR 4 STS AB

ANELBIDIR 5 STS PP  
 ANELBIDIR 5 STS WL  
 ANELBIDIR 5 STS JM  
 ANELBIDIR 5 STS TO

ANELBIDIR 6 STS PP  
 ANELBIDIR 6 STS WL  
 ANELBIDIR 6 STS TO

CADEIABICON 1 STS JM  
 CADEIABICON 1 STS AB  
 CADEIABICON 1 STS PT  
 CADEIABICON 1 STS WL

CADEIABICON 2 STS JM  
 CADEIABICON 2 STS VC  
 CADEIABICON 2 STS AB  
 CADEIABICON 2 STS PT  
 CADEIABICON 2 STS WL

CADEIABICON 3 STS JM  
 CADEIABICON 3 STS PP  
 CADEIABICON 3 STS WL

CADEIABICON 4 STS JM  
 CADEIABICON 4 STS TO  
 CADEIABICON 4 STS PP  
 CADEIABICON 4 STS WL

\*\*\*\*\* Anexo 7.5 - arquivo de custo e capacidades dos equipamentos  
 \*\*\*\*\*

MUX	T34M	PADRAO	16	16	1	11.0
OLTM	T155M	PADRAO	63	63	1	30.0
OLTM	T622M	PADRAO	252	252	1	60.0
OLTM	T2488M	PADRAO	1008	1008	1	135.0
OLTM	T10G	PADRAO	4032	4032	1	275.0
PLACA_TRB155M	T155M	PADRAO	63	63	1	15.0
PLACA_TRB622M	T622M	PADRAO	252	252	1	30.0
PLACA_TRB2488M	T2488M	PADRAO	1008	1008	1	65.5
PLACA_TRB10G	T10G	PADRAO	4032	4032	1	117.5
SDXC	T2488M	PADRAO	16108	1008	64	500.0
ADMBI	T155M	PADRAO	126	63	4	50.0
ADMBI	T622M	PADRAO	504	252	4	90.0
ADMBI	T2488M	PADRAO	2016	1008	16	210.0
ADMBI	T10G	PADRAO	8064	1008	16	490.0
ADMUNI	T155M	PADRAO	126	63	4	35.0
ADMUNI	T622M	PADRAO	504	252	4	65.0
ADMUNI	T2488M	PADRAO	2016	1008	16	180.0
ADMUNI	T10G	PADRAO	8064	1008	16	450.0

## ANEXO 8

### ARQUIVO DE SAÍDA DO PROGRAMA "ENFEIXAMENTO" PARA A REDE DA ÁREA METROPOLITANA DE SANTOS

\*\*\*\*\* arquivo de formulação matematica \*\*\*\*\*

```

\
min

\ CUSTO EQUIPAMENTOS PONTO A PONTO   FUNCAO OBJETIVO

+ 0 INICIAL
+ 22 XWLJM1pi + 44 XWLJM1si + 60 XWLJM2pi + 120 XWLJM3pi
+ 22 XWLPP1pi + 44 XWLPP1si + 60 XWLPP2pi + 120 XWLPP3pi
+ 22 XWLTO1pi + 44 XWLTO1si + 60 XWLTO2pi + 120 XWLTO3pi
+ 22 XWLPT1pi + 44 XWLPT1si + 60 XWLPT2pi + 120 XWLPT3pi
+ 22 XWLFB1pi + 44 XWLFB1si + 60 XWLFB2pi
+ 22 XWLVC1pi + 44 XWLVC1si + 60 XWLVC2pi + 120 XWLVC3pi
+ 22 XWLAB1pi + 44 XWLAB1si + 60 XWLAB2pi + 120 XWLAB3pi
+ 22 XJMPP1pi + 44 XJMPP1si
+ 22 XJMT01pi
+ 22 XJMPT1pi
+ 22 XJMF1pi
+ 22 XJMV1pi
+ 22 XJMAB1pi + 44 XJMAB1si + 60 XJMAB2pi + 120 XJMAB3pi
+ 22 XPP1pi
+ 22 XPP1si
+ 22 XPP1tpi
+ 22 XPP1tspi
+ 22 XPP1v1pi + 44 XPP1v1si
+ 22 XPP1v2pi
+ 22 XPP1v3pi
\ CUSTO EQUIPAMENTOS ANEL BIDIRECIONAL   FUNCAO OBJETIVO
+ 250 Z1_2pi + 450 Z1_3pi
+ 150 Z2_2pi + 270 Z2_3pi
+ 200 Z3_2pi + 360 Z3_3pi
+ 200 Z4_2pi + 360 Z4_3pi
+ 200 Z5_2pi + 360 Z5_3pi
+ 150 Z6_2pi + 270 Z6_3pi
\ CUSTO EQUIPAMENTOS CADEIA   FUNCAO OBJETIVO
+ 160 W1_2pi + 300 W1_3pi
+ 210 W2_2pi
+ 110 W3_2pi
+ 160 W4_2pi
\ CUSTO EQUIPAMENTOS ANEL UNIDIRECIONAL   FUNCAO OBJETIVO
+ 105 U1_2pi + 195 U1_3pi
\ FINAL DA FUNCAO OBJETIVO
+ 0 FINALEQUIPO

```

SUBJECT TO

\ CAMINHOS DE CADA DEMANDA EQUACOES DE DEMANDA

```

+ YWLJM + YWLJMadWLZ2JM + YWLJMaEWLZ3PT + YWLJMadWLZ3VC + YWLJMaEWLZ6TO
+ YWLJMaEWLZ3AB + YWLJMadWLZ5JM + YWLJMaEWLZ6PP + YWLJMadWLZ3AB
+ YWLJMaEWLZ1JM + YWLJMadWLZ3PT + YWLJM_uWL1JM = 74

```

+ YWLPP + YWLPPadWLZ1JM + YWLPPaeWLZ1PT + YWLPPadWLZ3VC + YWLPPaeWLZ6PP  
 + YWLPPadWLZ4AB + YWLPPadWLZ1VC + YWLPPaeWLZ5PP + YWLPPaeWLZ1AB  
 + YWLPPadWLZ3AB + YWLPP\_uWLU1PP = 96  
  
 + YWLTO + YWLTO\_porJM + YWLTOadWLZ2PP + YWLTOadWLZ2JM + YWLTOaeWLZ2PP = 94  
  
 + YWLPT + YWLPTaeWLZ2JM + YWLPTadWLZ2PP + YWLPTadWLZ2JM + YWLPTaeWLZ2PP  
 + YWLPTadWLZ4PT + YWLPTaeWLZ6PP + YWLPTadWLZ3PT + YWLPTaeWLZ5PP  
 + YWLPTadWLZ5JM = 100  
  
 + YWLFB + YWLFB\_porPP + YWLFBadWLZ1JM + YWLFBadWLZ2JM + YWLFBaeWLZ2PP  
 + YWLFBaeWLZ6PP + YWLFBaeWLZ4JM + YWLFB\_uWLU1JM = 17  
  
 + YWLVC + YWLVCadWLZ1VC + YWLVCadWLZ2PP + YWLVCadWLZ2JM + YWLVCaeWLZ2PP  
 + YWLVCadWLZ4AB + YWLVCaeWLZ1VC + YWLVCaeWLZ6PP + YWLVCaeWLZ4JM  
 + YWLVCaeWLZ5PP + YWLVCadWLZ5JM = 106  
  
 + YWLAB + YABWLh + YWLABadWLZ2PP + YWLABaeWLZ1AB + YWLABadWLZ3AB  
 + YWLABadWLZ2JM + YWLABaeWLZ2PP + YWLABadWLZ1AB + YWLABaeWLZ6PP  
 + YWLABaeWLZ5PP + YWLABadWLZ5JM = 138  
  
 + YJMPP + YJMPP\_porWL + YJMPPadJMZ4AB + YJMPP\_uJMU1PP = 12  
  
 + YJMTO + YTOJmH + YJMTOaeJMZ2PP + YJMTO\_uJMU1WL = 13  
  
 + YJMPT + YPTJmH + YJMPTaeJMZ2PP + YJMPTadABZ3PT + YJMPT\_uJMU1WL = 8  
  
 + YJMFB + YFBJmH + YJMFBaeJMZ2PP + YJMFBaeJMZ2WL + YJMFBadJMZ2PP  
 + YJMFB\_uJMU1WL = 3  
  
 + YJMVC + YVCJmH + YJMVCaeJMZ2PP + YJMVC\_uJMU1WL = 4  
  
 + YJMAB + YJMAB\_porWL + YJMABaeJMZ2PP + YJMABaePTZ3AB + YJMABadJMZ1AB  
 + YJMABaeJMZ2WL + YJMABadJMZ2PP + YJMAB\_uJMU1WL = 28  
  
 + YPPTO + YTOPPh + YPPTOadPPZ2JM + YPPTO\_uPPU1WL = 15  
  
 + YPPPT + YPTPh + YPPPTadPPZ2JM + YPPPTadABZ1PT + YPPPT\_uPPU1WL = 10  
  
 + YPPFB + YFBPh + YPPFBadPPZ2JM + YPPFBaeJMZ1WL + YPPFBadWLZ1JM  
 + YPPFBadPTZ1WL + YPPFBaeVCZ3WL + YPPFBaeABZ4JM + YPPFBadPPZ6WL  
 + YPPFB\_uPPU1WL = 16  
  
 + YPPVC + YVCPPh + YPPVCadJMZ1VC + YPPVCaeABZ1VC + YPPVC\_uPPU1WL = 5  
  
 + YPPAB + YABPh + YPPAB\_porWL + YPPABaePTW1AB + YPPAB\_uPPU1WL = 4

\ CAPACIDADES DE CADA ANEL BIDIRECIONAL (CAPZ)

+ 63 Z1\_2pi + 252 Z1\_3pi - CAPZ1 = 0  
 + 63 Z2\_2pi + 252 Z2\_3pi - CAPZ2 = 0  
 + 63 Z3\_2pi + 252 Z3\_3pi - CAPZ3 = 0  
 + 63 Z4\_2pi + 252 Z4\_3pi - CAPZ4 = 0  
 + 63 Z5\_2pi + 252 Z5\_3pi - CAPZ5 = 0  
 + 63 Z6\_2pi + 252 Z6\_3pi - CAPZ6 = 0

\ CAPACIDADES DE CADA CADEIA (CAPW)

+ 63 W1\_2pi + 252 W1\_3pi - CAPW1 = 0  
 + 63 W2\_2pi - CAPW2 = 0  
 + 63 W3\_2pi - CAPW3 = 0  
 + 63 W4\_2pi - CAPW4 = 0

```

\ CAPACIDADES DO ARCO (CF A CF) EQUACAO CAPACIDADE EQUIPAMENTOS
\ ANEL BIDIRECIONAL CADEIA PONTO A PONTO
- 16 XWLJM1pi - 32 XWLJM1si - 63 XWLJM2pi - 252 XWLJM3pi - CAPZ1
- CAPZ2 - CAPZ4 - CAPZ5 + WLJMT + folgaWLJMT = 0
- 16 XWLPP1pi - 32 XWLPP1si - 63 XWLPP2pi - 252 XWLPP3pi - CAPZ2
- CAPZ5 - CAPZ6 - CAPW3 - CAPW4 + WLPPT + folgaWLPPT = 0
- 16 XWLTO1pi - 32 XWLTO1si - 63 XWLTO2pi - 252 XWLTO3pi - CAPZ6
+ WLTOT + folgaWLTOT = 0
- 16 XWLPT1pi - 32 XWLPT1si - 63 XWLPT2pi - 252 XWLPT3pi - CAPZ1
- CAPZ3 - CAPZ4 - CAPW1 - CAPW2 + WLPTT + folgaWLPTT = 0
- 16 XWLFB1pi - 32 XWLFB1si - 63 XWLFB2pi + WLFBT + folgaWLFBT = 0
- 16 XWLVC1pi - 32 XWLVC1si - 63 XWLVC2pi - 252 XWLVC3pi - CAPZ3
+ WLUCT + folgaWLUCT = 0
- 16 XWLAB1pi - 32 XWLAB1si - 63 XWLAB2pi - 252 XWLAB3pi + WLABT
+ folgaWLABT = 0
- 16 XJMPP1pi - 32 XJMPP1si - CAPZ2 - CAPW3 + JMPPT + folgaJMPPT = 0
- 16 XJMTOTpi - CAPZ5 - CAPW4 + JMTOT + folgaJMTOT = 0
- 16 XJMPT1pi + JMPTT + folgaJMPTT = 0
- 16 XJMF1pi + JMFBT + folgaJMFBT = 0
- 16 XJMV1pi - CAPZ1 - CAPW2 + JMVCT + folgaJMVCT = 0
- 16 XJMAB1pi - 32 XJMAB1si - 63 XJMAB2pi - 252 XJMAB3pi - CAPZ4
- CAPW1 + JMABT + folgaJMABT = 0
- 16 XPPTOTpi - CAPZ5 - CAPZ6 - CAPW4 + PPTOT + folgaPPTOT = 0
- 16 XPPPT1pi + PPPTT + folgaPPPTT = 0
- 16 XPPFB1pi - 32 XPPFB1si + PPFBT + folgaPPFBT = 0
- 16 XPPVC1pi + PPVCT + folgaPPVCT = 0
- 16 XPPAB1pi + PPABT + folgaPPABT = 0
- CAPZ1 - CAPZ3 - CAPZ4 - CAPW1 - CAPW2 + PTABT + folgaPTABT = 0
- CAPZ1 - CAPZ3 - CAPW2 + VCABT + folgaVCABT = 0

```

```

\ CAPACIDADES DE ANEL UNIDIRECIONAL EQUACAO CAPACIDADE EQUIPAMENTOS

```

```

- 63 U1_2pi - 252 U1_3pi + U1_T + folgaU1_T = 0

```

```

\ CAMINHOS QUE PASSAM POR CADA ARCO EQUACAO CAPACIDADE CAMINHOS

```

```

+ YWLJM + YABWLh + YTOJMh + YPTJMh + YFBJMh + YVCJMh + YWLTO_porJM
+ YJMPP_porWL + YJMAB_porWL + YWLPPadWLZ1JM + YWLPPadWLZ4AB + YWLPPadWLZ1VC
+ YWLPPaewLZ5PP + YWLTOaewLZ2PP + YWLPTaewLZ2JM + YWLPTaewLZ2PP

```

+ YWLPTadWLZ4PT + YWLPTaeWLZ5PP + YWLFBadWLZ1JM + YWLFbaeWLZ2PP  
+ YWLVCadWLZ1VC + YWLVcaeWLZ2PP + YWLVcadWLZ4AB + YWLVcaeWLZ5PP  
+ YWLAbaeWLZ2PP + YWLAbadWLZ1AB + YWLAbaeWLZ5PP + YJMFBadJMZ2PP  
+ YJMABadJMZ2PP + YPPFBaeJMZ1WL + YPPFBadWLZ1JM - WLJMT = 0

+ YWLPP + YTOPPh + YPTPh + YFBPh + YVCPh + YWLFb\_porPP + YJMPP\_porWL  
+ YPPAB\_porWL + YWLJMadWLZ2JM + YWLJMadWLZ5JM + YWLT\_OadWLZ2PP + YWLT\_OadWLZ2JM  
+ YWLPTadWLZ2PP + YWLPTadWLZ2JM + YWLPTadWLZ5JM + YWLFBadWLZ2JM + +  
YWLVcadWLZ2PP + YWLVcadWLZ2JM + YWLVcadWLZ5JM + YWLAbadWLZ2PP  
+ YWLAbadWLZ2JM + YWLAbadWLZ5JM + YJMFBaeJMZ2WL + YJMFBadJMZ2PP  
+ YJMABaeJMZ2WL + YJMABadJMZ2PP + YPPFBadWLZ1JM - WLPPT = 0

+ YWLTO + YTOJmH + YTOPPh + YWLJMaewLZ6TO + YWLJMaewLZ6PP + YWLPPaeWLZ6PP  
+ YWLPTaeWLZ6PP + YWLFbaeWLZ6PP + YWLVcaeWLZ6PP + YWLAbaeWLZ6PP  
+ YPPFBadPPZ6WL + YJMTO\_uJMU1WL + YPPTO\_uPPU1WL - WLTOT = 0

+ YWLPT + YPTJmH + YPTPh + YWLJMaewLZ3PT + YWLJMaewLZ3AB + YWLJMaewLZ1JM  
+ YWLPPaeWLZ1PT + YWLPPaeWLZ1AB + YWLFbaeWLZ4JM + YWLVcaeWLZ1VC  
+ YWLVcaeWLZ4JM + YWLAbaeWLZ1AB + YPPFBadPTZ1WL + YJMPT\_uJMU1WL  
+ YPPPT\_uPPU1WL - WLPTT = 0

+ YWLFb + YFBJmH + YFBPh + YJMFBaeJMZ2WL + YPPFBaeJMZ1WL + YPPFBadPTZ1WL  
+ YPPFBaeVCZ3WL + YPPFBadPPZ6WL + YJMFB\_uJMU1WL + YPPFB\_uPPU1WL - WLFBT = 0

+ YWLVc + YVCJmH + YVCPh + YWLJMadWLZ3VC + YWLJMadWLZ3AB + YWLJMadWLZ3PT  
+ YWLPPadWLZ3VC + YWLPPadWLZ3AB + YWLPTadWLZ3PT + YWLAbadWLZ3AB  
+ YPPFBaeVCZ3WL + YJMVC\_uJMU1WL + YPPVC\_uPPU1WL - WLVCT = 0

+ YWLAb + YJMAB\_porWL + YPPAB\_porWL + YJMABaeJMZ2WL + YJMAB\_uJMU1WL  
+ YPPAB\_uPPU1WL - WLAbT = 0

+ YJMPP + YABPh + YWLJMadWLZ2JM + YWLJMaewLZ6PP + YWLPPadWLZ1JM  
+ YWLT\_OadWLZ2JM+ YWLT\_OaeWLZ2PP + YWLPTadWLZ2JM + YWLPTaeWLZ2PP + YWLFBadWLZ2JM  
+ YWLFbaeWLZ2PP + YWLVcadWLZ2JM + YWLVcaeWLZ2PP + YWLAbadWLZ2JM+ YWLAbaeWLZ2PP  
+ YJMTOaeJMZ2PP + YJMPTaeJMZ2PP + YJMFBaeJMZ2PP + YJMFBaeJMZ2WL  
+ YJMVCaeJMZ2PP + YJMABaeJMZ2PP + YJMABaeJMZ2WL + YPPTOadPPZ2JM  
+ YPPPTadPPZ2JM + YPPFBadPPZ2JM + YPPFBaeJMZ1WL + YPPVCadJMZ1VC - JMPPT = 0

+ YJMTO + YWLTO\_porJM + YWLJMaewLZ6TO + YWLJMadWLZ5JM + YWLPPaeWLZ5PP  
+ YWLT\_OadWLZ2JM + YWLPTaeWLZ5PP + YWLPTadWLZ5JM + YWLVcaeWLZ5PP  
+ YWLVcadWLZ5JM + YWLAbaeWLZ5PP + YWLAbadWLZ5JM + YPPTOadPPZ2JM - JMTOT = 0

+ YJMPT + YWLJMaewLZ3PT + YWLJMadWLZ3PT + YWLPTaeWLZ2JM + YWLPTadWLZ2JM  
+ YWLPTadWLZ5JM + YJMABaePTZ3AB + YPPPTadPPZ2JM - JMPTT = 0

+ YJMFB + YWLFBadWLZ1JM + YWLFBadWLZ2JM + YWLFbaeWLZ4JM + YPPFBadPPZ2JM  
+ YPPFBadWLZ1JM + YPPFBaeABZ4JM + YWLFb\_uWLU1JM - JMFBT = 0

+ YJMVC + YWLJMadWLZ3VC + YWLJMaewLZ1JM + YWLPPadWLZ1VC + YWLVcadWLZ1VC  
+ YWLVcadWLZ2JM + YWLVcaeWLZ4JM + YWLVcadWLZ5JM + YWLAbadWLZ1AB  
+ YJMABadJMZ1AB + YPPVCadJMZ1VC - JMVCT = 0

+ YABWlh + YJMAB + YABPh + YWLJMaewLZ3AB + YWLJMadWLZ3AB + YWLPPadWLZ4AB  
+ YWLPTadWLZ4PT + YWLFbaeWLZ4JM + YWLVcadWLZ4AB + YWLVcaeWLZ4JM  
+ YWLAbadWLZ2JM + YWLAbadWLZ5JM + YJMPPadJMZ4AB + YJMPTadABZ3PT  
+ YPPFBaeABZ4JM - JMABT = 0

+ YPPTO + YWLJMadWLZ5JM + YWLJMaewLZ6PP + YWLPPaeWLZ6PP + YWLPPaeWLZ5PP  
+ YWLT\_OadWLZ2PP + YWLT\_OaeWLZ2PP + YWLPTaeWLZ6PP + YWLPTaeWLZ5PP  
+ YWLPTadWLZ5JM + YWLFbaeWLZ6PP + YWLVcaeWLZ6PP + YWLVcaeWLZ5PP  
+ YWLVcadWLZ5JM + YWLAbaeWLZ6PP + YWLAbaeWLZ5PP + YWLAbadWLZ5JM

$$+ YJMT0aeJMZ2PP + YPPFBadPPZ6WL - PPTOT = 0$$

$$+ YPPPT + YWLPPaeWLZ1PT + YWLPTadWLZ2PP + YWLPTaeWLZ2PP + YWLPTaeWLZ6PP + YWLPTaeWLZ5PP + YJMPTaeJMZ2PP + YPPFBadPTZ1WL + YPPABaePTZ1AB - PPPTT = 0$$

$$+ YPPFB + YWLFB_porPP + YWLFBaeWLZ2PP + YWLFBaeWLZ6PP + YJMFBAeJMZ2PP + YJMFBadJMZ2PP - PPFBT = 0$$

$$+ YPPVC + YWLPPadWLZ3VC + YWLPPadWLZ1VC + YWLVCadWLZ2PP + YWLVCaeWLZ2PP + YWLVCaeWLZ6PP + YWLVCaeWLZ5PP + YJMVCaeJMZ2PP + YPPFBaeVCZ3WL - PPVCT = 0$$

$$+ YPPAB + YWLPPadWLZ4AB + YWLPPaeWLZ1AB + YWLPPadWLZ3AB + YWLABadWLZ2PP + YWLABaeWLZ2PP + YWLABaeWLZ6PP + YWLABaeWLZ5PP + YJMPPadJMZ4AB + YJMABaeJMZ2PP + YJMABadJMZ2PP + YPPPTadABZ1PT + YPPFBaeABZ4JM + YPPVCaeABZ1VC - PPABT = 0$$

$$+ YWLJMaewLZ3AB + YWLJMaewLZ1JM + YWLJMadWLZ3PT + YWLPPaeWLZ1AB + YWLPTadWLZ4PT + YWLPTadWLZ3PT + YWLFBaeWLZ4JM + YWLVCaeWLZ1VC + YWLVCaeWLZ4JM + YWLABaeWLZ1AB + YJMPTadABZ3PT + YJMABaePTZ3AB + YPPPTadABZ1PT + YPPABaePTZ1AB - PTABT = 0$$

$$+ YWLJMadWLZ3AB + YWLJMaewLZ1JM + YWLJMadWLZ3PT + YWLPPadWLZ3AB + YWLPTadWLZ3PT + YWLVCadWLZ4AB + YWLVCaeWLZ1VC + YWLABadWLZ3AB + YWLABadWLZ1AB + YJMABadJMZ1AB + YPPVCaeABZ1VC - VCABT = 0$$

\ CAMINHOS QUE PASSAM POR ANEL UNIDIRECIONAL EQUACAO CAPACIDADE CAMINHOS

$$+ YWLJM_uWLU1JM + YWLPP_uWLU1PP + YWLFB_uWLU1JM + YJMPP_uJMU1PP + YJMT0_uJMU1WL + YJMPT_uJMU1WL + YJMFBA_uJMU1WL + YJMVC_uJMU1WL + YJMAB_uJMU1WL + YPPTO_uPPU1WL + YPPPT_uPPU1WL + YPPFB_uPPU1WL + YPPVC_uPPU1WL + YPPAB_uPPU1WL - U1_T = 0$$

\ FINAL DAS RESTRICOES  
FINALRESTRICOES = 1

BOUNDS

INICIAL = 1  
FINALEQUIPO = 1  
Z1\_2pi <= 1  
Z1\_3pi <= 1  
Z2\_2pi <= 1  
Z2\_3pi <= 1  
Z3\_2pi <= 1  
Z3\_3pi <= 1  
Z4\_2pi <= 1  
Z4\_3pi <= 1  
Z5\_2pi <= 1  
Z5\_3pi <= 1  
Z6\_2pi <= 1  
Z6\_3pi <= 1  
W1\_2pi <= 1  
W1\_3pi <= 1  
W2\_2pi <= 1  
W3\_2pi <= 1  
W4\_2pi <= 1  
U1\_2pi <= 1  
U1\_3pi <= 1  
XWLJM1pi <= 1  
XWLJM1si <= 1

XWLJM2pi <= 1  
XWLJM3pi <= 1  
XWLPP1pi <= 1  
XWLPP1si <= 1  
XWLPP2pi <= 1  
XWLPP3pi <= 1  
XWLT01pi <= 1  
XWLT01si <= 1  
XWLT02pi <= 1  
XWLT03pi <= 1  
XWLPT1pi <= 1  
XWLPT1si <= 1  
XWLPT2pi <= 1  
XWLPT3pi <= 1  
XWLFB1pi <= 1  
XWLFB1si <= 1  
XWLFB2pi <= 1  
XWLVC1pi <= 1  
XWLVC1si <= 1  
XWLVC2pi <= 1  
XWLVC3pi <= 1  
XWLAB1pi <= 1  
XWLAB1si <= 1  
XWLAB2pi <= 1  
XWLAB3pi <= 1  
XJMPP1pi <= 1  
XJMPP1si <= 1  
XJMT01pi <= 1  
XJMPT1pi <= 1  
XJMF1pi <= 1  
XJMVC1pi <= 1  
XJMAB1pi <= 1  
XJMAB1si <= 1  
XJMAB2pi <= 1  
XJMAB3pi <= 1  
XPPPT01pi <= 1  
XPPPT1pi <= 1  
XPPFB1pi <= 1  
XPPFB1si <= 1  
XPPVC1pi <= 1  
XPPAB1pi <= 1

INTEGERS

Z1\_2pi  
Z1\_3pi  
Z2\_2pi  
Z2\_3pi  
Z3\_2pi  
Z3\_3pi  
Z4\_2pi  
Z4\_3pi  
Z5\_2pi  
Z5\_3pi  
Z6\_2pi  
Z6\_3pi  
W1\_2pi  
W1\_3pi  
W2\_2pi  
W3\_2pi  
W4\_2pi  
U1\_2pi  
U1\_3pi

XWLJM1pi  
XWLJM1si  
XWLJM2pi  
XWLJM3pi  
XWLPP1pi  
XWLPP1si  
XWLPP2pi  
XWLPP3pi  
XWLT01pi  
XWLT01si  
XWLT02pi  
XWLT03pi  
XWLPT1pi  
XWLPT1si  
XWLPT2pi  
XWLPT3pi  
XWLFB1pi  
XWLFB1si  
XWLFB2pi  
XWLVC1pi  
XWLVC1si  
XWLVC2pi  
XWLVC3pi  
XWLAB1pi  
XWLAB1si  
XWLAB2pi  
XWLAB3pi  
XJMPP1pi  
XJMPP1si  
XJMT01pi  
XJMPT1pi  
XJMF1pi  
XJMVC1pi  
XJMAB1pi  
XJMAB1si  
XJMAB2pi  
XJMAB3pi  
XPPT01pi  
XPPPT1pi  
XPPFB1pi  
XPPFB1si  
XPPVC1pi  
XPPAB1pi  
END  
END

## ANEXO 9

\*\*\*\*\* arquivo de saída do otimizador CPLEX (Rede de Santos) \*\*\*\*\*

Problem 'sts.lp' read.  
Read Time = 0.13 sec.  
MIP Presolve eliminated 1 rows and 24 columns.  
MIP Presolve modified 1 coefficients.  
Aggregator did 3 substitutions.  
Reduced MIP has 67 rows, 218 columns, and 564 nonzeros.  
Presolve Time = 0.06 sec.

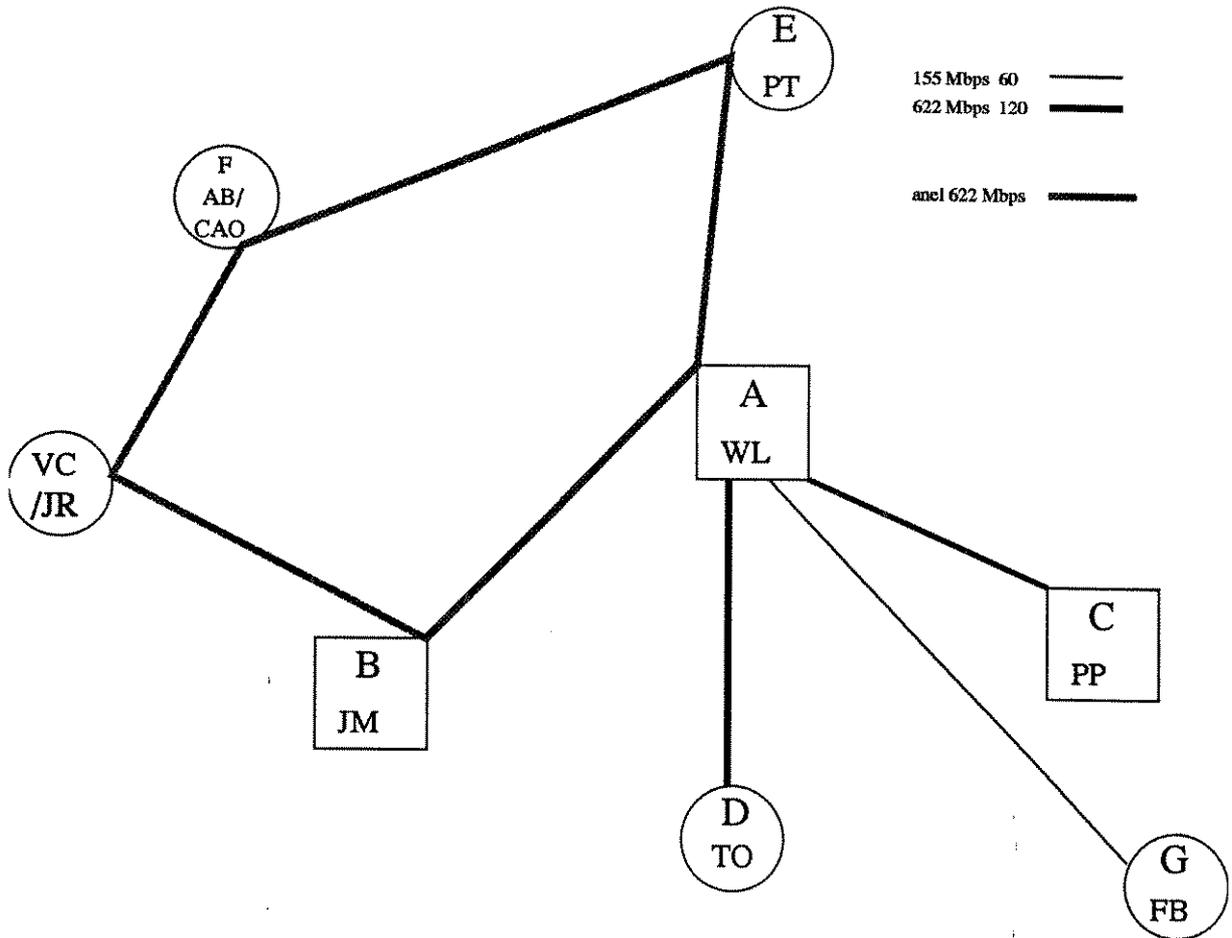
Integer Optimal Solution: Objective = 7.5000000000e+02  
Solution Time = 7.46 sec. Iterations = 6485 Nodes = 2104

Variable Name	Solution Value
INICIAL	1.000000
XWLTO3pi	1.000000
XWLFB2pi	1.000000
XWLPP3pi	1.000000
Z1_3pi	1.000000
FINALEQUIPO	1.000000
YWLJM	21.500000
YWLJMaeWLZ1JM	52.500000
YWLPP	44.000000
YWLPPadWLZ1JM	46.000000
YWLPPaeWLZ1PT	6.000000
YWLTO	94.000000
YWLPT	100.000000
YWLFB	16.000000
YWLFBadWLZ1JM	1.000000
YWLVCadWLZ1VC	48.500000
YWLVCaeWLZ1VC	57.500000
YWLABaeWLZ1AB	24.000000
YWLABadWLZ1AB	114.000000
YJMPP	12.000000
YTOJMh	13.000000
YPTJMh	8.000000
YJMFB	3.000000
YJMVC	4.000000
YJMABadJMZ1AB	28.000000
YTOPPh	15.000000
YPPPT	6.000000
YPTPPh	4.000000
YPPFB	16.000000
YPPVCadJMZ1VC	5.000000
YPPABaePTZ1AB	4.000000
CAPZ1	252.000000
CAPW3	63.000000

WLJMT	252.000000
WLPPT	63.000000
WLTOT	122.000000
folgaWLTOT	130.000000
WLPPT	252.000000
WLFBT	16.000000
JMPPT	63.000000
JMFBT	4.000000
folgaJMFBT	12.000000
JMVCT	252.000000
PPPTT	16.000000
PPFBT	16.000000
PTABT	138.000000
folgaPTABT	114.000000
VCABT	252.000000
FINALRESTRICOES	1.000000

All other variables in the range 1-245 are zero.

# ANEXO 10 - SOLUÇÃO OBTIDA (REDE DE SANTOS)



## ANEXO 11

# TÉCNICAS DE RESOLUÇÃO DE UM PROBLEMA DE PROGRAMAÇÃO LINEAR INTEIRA MISTA

### 11.1. A Programação Linear Inteira Mista

Um problema de **Programação Matemática** pode ser genericamente descrito como:

$$\begin{aligned} \max f(x) \\ x \in S \subseteq R^n \end{aligned}$$

onde  $R^n$  é o conjunto de todos os vetores de números reais de dimensão  $n$ ,  $f(x)$  é uma função de valores reais (**função objetivo**) definida no conjunto  $S$  (**conjunto de restrições**).

Quando o conjunto  $S$  é definido apenas para valores inteiros, estamos nos referindo a um problema de **Programação Inteira**, no qual vale a relação:

$$S \subseteq Z^n \subseteq R^n$$

onde  $Z^n$  é o conjunto de todos os vetores de números inteiros de dimensão  $n$ .

Num problema de **Programação Inteira Mista** pelo menos um, mas não todos, dos componentes de  $x \in S$  deve ser inteiro. Se neste problema,  $f(x)$  for uma função linear e as equações que formam o conjunto de restrições  $S$  forem todas lineares, estamos tratando de um problema de **Programação Linear Inteira Mista**, que é o caso do modelo matemático do problema de Enfeixamento apresentado

anteriormente. Antes de discutir algumas técnicas possíveis para resolver este problema, daremos uma noção geral sobre o conceito de **Relaxação**, que será bastante usado nestas técnicas.

## 11.2. O conceito de Relaxação

Consideramos dois problemas  $P_1$  e  $P_2$  tais que:

$$P_1 \Rightarrow \max_{x \in S_1} f(x) \quad \text{e} \quad P_2 \Rightarrow \max_{x \in S_2} f(x)$$

Se  $S_1 \subseteq S_2$ , dizemos que:

$P_1$  é um problema relaxado de  $P_2$  ou

$P_2$  é um problema restrito de  $P_1$ .

A maioria dos algoritmos que resolvem o problema de **Programação Linear Inteira Mista** dividem o problema original em vários **subproblemas de Programação Linear**, que são problemas relaxados do problema original e de fácil resolução. As restrições relaxadas são sempre as de integralidade. Podemos garantir que se  $x^0$  for um vetor de números inteiros e solução ótima do PL correspondente, então  $x^0$  será uma solução factível para o PLIM. Os **métodos enumerativos e de planos de corte** utilizam essa estratégia de dividir o PLIM em PL's, mas diferem quanto à forma de procurar soluções ótimas inteiras para o PL e, dentre elas, a solução ótima para o PLIM.

## 11.3. Métodos Enumerativos

A ramificação do problema original em subproblemas relaxados pode ser completa ou implícita.

### 11.3.1. Enumeração Completa ou Exaustiva

Para explicar o funcionamento do método de **enumeração completa** ou **exaustiva**, vamos considerar um problema onde todas as variáveis são inteiras binárias.

O problema original gera, inicialmente, dois subproblemas. Num deles, uma variável qualquer é selecionada e fixada em 0; no outro, esta mesma variável é fixada em 1. Essa operação é chamada de ramificação ("**branching**") e o método termina quando todas as variáveis forem ramificadas. As variáveis que ainda não tiverem sido ramificadas são relaxadas, ou seja, podem assumir qualquer valor real dentro do intervalo entre 0 e 1.

Neste método, todos os ramos da árvore são explorados com

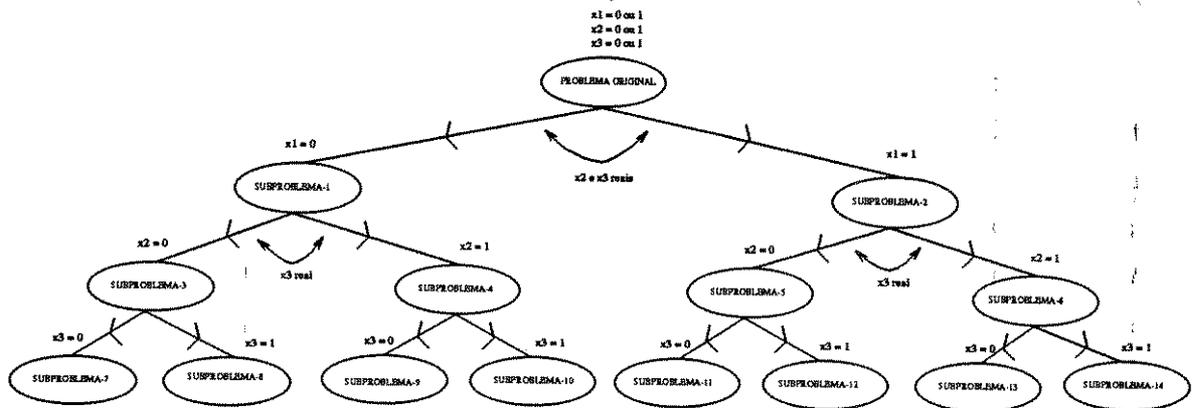


FIGURA 11.1 - ENUMERAÇÃO COMPLETA

todas as suas subramificações.

A **figura 11.1** mostra um pequeno exemplo com 3 variáveis inteiras. Podemos notar que os subproblemas resolvidos são casos de PL e o seu número é uma combinação exponencial do número de variáveis inteiras, o que torna este método impraticável a medida que cresce o número de variáveis inteiras.

### 11.3.2. O "Branch-and-Bound"

Nos **métodos enumerativos implícitos** procura-se eliminar, utilizando-se algum critério inteligente, a exploração de um ramo da árvore com todas as suas sub-ramificações; com isso, procura-se minimizar o problema do crescimento combinatorial. Apresentaremos um desses algoritmos, o "**Branch-and-Bound**", que é composto por 3 passos básicos: "**branching**" (ramificação), "**bounding**" (limites) e "**fathoming**" (sondagem).

No passo de ramificação, seleciona-se o subproblema (nó da árvore) que será ramificado segundo algum critério e a sua respectiva variável de ramificação.

No segundo passo, resolve-se o subproblema linear relaxado que foi escolhido e define-se os seus limites superiores e inferiores.

No último passo, faz-se a sondagem deste nó que depende dos resultados obtidos no passo anterior. O nó pode ser sondado em 3 situações:

a) a solução encontrada é factível mas de má qualidade, ou seja, já existe uma solução também factível de outro subproblema com valor ótimo melhor;

b) o subproblema é infactível;

c) a solução encontrada é factível e a melhor até o momento.

Nas 2 primeiras situações o nó em questão é eliminado e na terceira situação é escolhido como a melhor solução até o momento e não se faz nenhuma sondagem adicional a partir dele pois qualquer solução encontrada nestas sondagens será pior.

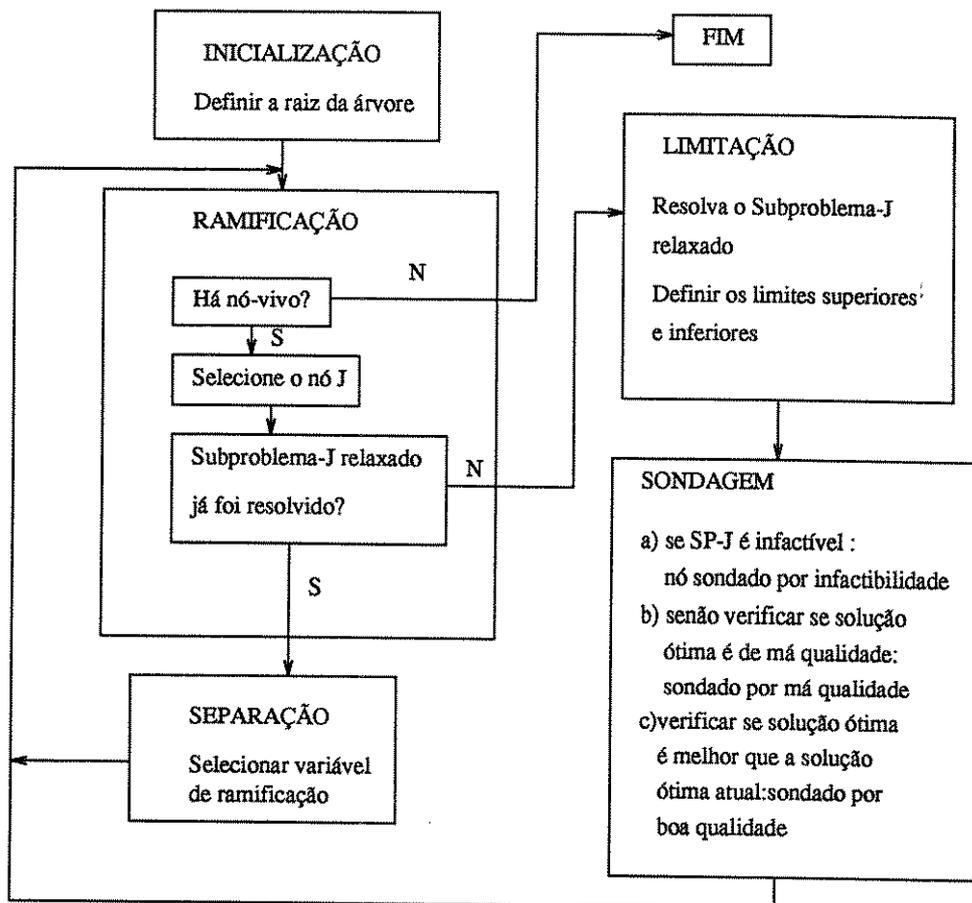


FIGURA 11.2 - ALGORITMO "BRANCH-AND-BOUND"

Se a solução encontrada não permite a sondagem do nó, retorna-se a etapa de ramificação. O processo continua até que não restem nós para ser ramificados. A **figura 11.2** mostra a sequência de passos do algoritmo "**Branch-and-Bound**".

O algoritmo "Branch-and-Bound" é aplicado em várias áreas de pesquisa. Exemplos podem ser encontrados em **Beasley [07]**, que trabalhou com o problema de alocação de facilidades.

## 11.4. Métodos dos Planos de Corte

Esses métodos são baseados na geração de uma seqüência de restrições adicionais ao PLIM original denominada de **Planos de Corte**. Esses planos possuem algumas características específicas que passaremos a descrever.

Consideremos um PLI genérico e seu problema relaxado:

$$\begin{array}{ll} \max f(x) & \max f(x) \\ \text{s.a. } A.x = b & \text{s.a. } A.x = b \\ x \geq 0 & x \geq 0 \\ x \in Z^n & \end{array}$$

Definimos o conjunto  $S$  como sendo o conjunto de soluções factíveis do problema original e  $T_0$  o conjunto de soluções do problema relaxado. Resolvemos o problema relaxado, encontrando  $x^0$  como sua solução ótima.

Se  $x^0$  não for inteira, acrescentamos, neste problema relaxado uma restrição adicional denominada Plano de Corte:

$$D.x = e$$

formando um novo conjunto de soluções que chamaremos de  $T_1$ .

Essa nova restrição deve ter 2 características principais:

- a) não pode cortar soluções inteiras, ou seja,  $S \subseteq T_1$ ;
- b) deve cortar a solução não inteira  $x^0$ , ou seja,  $x^0 \notin T_1$ .

A geração destes Planos de Corte é uma tarefa bastante complexa cuja descrição mais detalhada pode ser encontrada em **Garfinkel [13]**.

## 11.5. Métodos de Decomposição ou Partição

Consideremos o seguinte problema misto:

$$\begin{array}{ll} \min c.x + f(y) \\ \text{s.a } A.x + F(y) \end{array}$$

$$x \geq 0, y \in Y$$

onde  $x$  são variáveis reais e  $y$  variáveis inteiras.

Os algoritmos de decomposição são geralmente baseados no **Método de Partição de Benders** cuja idéia central é dividir o problema original em 2 subproblemas independentes: um com variáveis reais ( $x$ ), outro com variáveis inteiras ( $y$ ).

Estudos mais aprofundados sobre o uso desta técnica pode ser encontrado em **Geoffrion e Graves [14]**. Alguns exemplos de aplicação estão dados em **Van Roy [31]**.

## 11.6. Métodos de Busca por Vizinhança

**Busca por Vizinhança ("Neighbourhood Search")** é uma estratégia bastante utilizada em algoritmos heurísticos para Programação Inteira. Esses métodos são bastante genéricos na medida em que não fazem menção aos objetivos e as restrições do problema particular que estiverem tratando.

A idéia básica destes algoritmos é, partindo de uma solução inicial conhecida, aplicar um conjunto de perturbações na vizinhança dessa solução inicial.

Definimos o conjunto de vizinhanças de uma solução  $x$  como:

$$V(x) = \text{vizinhança de } x \in X$$

$$V(x) \subset X$$

onde  $X$  é o conjunto de todas as soluções  $x$  possíveis.

Cada  $x' \in V(x)$  pode ser atingido diretamente de  $x$  por uma operação chamada **movimento**.

É necessário definir-se critérios otimizantes para escolha do próximo vizinho que será testado e também critério de parada para o algoritmo. Esses critérios são definidos pelo programador. Como critério de parada podem ser usados o número de movimentos ou de iterações, o tempo de rodada do algoritmo, etc.

Apresentamos a seguir algumas variantes deste método.

## 11.6.1. Algoritmos de Busca Local

O algoritmo mais simples que utiliza Busca por Vizinhança é o **Algoritmo de Busca Local**, que apresentamos abaixo:

Passo 1 (Inicialização):

- (A) selecione uma solução de partida  $x^{\text{atual}}$  em  $X$ ;
- (B) guarde a melhor solução corrente  $x^* = x^{\text{atual}}$  e melhor custo = custo( $x^*$ );

Passo 2 (Escolha e Término)

- (A) escolha uma solução  $x^{\text{próximo}} \in V(x^{\text{atual}})$ ;
- (B) se  $\exists x^{\text{próximo}} \rightarrow$  aplica um critério de escolha para o próximo vizinho e vá para o passo 3;
- (C) se o critério de parada se aplica  $\rightarrow$  FIM;

Passo 3

- $x^{\text{atual}} = x^{\text{próximo}}$ ;
- se custo( $x^{\text{atual}}$ ) < melhor custo, vá para o passo 1B.

## 11.6.2. Algoritmo de Descida

O **Algoritmo de Descida** é uma variação do Algoritmo de Busca Local. No Passo 2 (Escolha), o Algoritmo de Descida escolhe sempre o vizinho de menor custo. Caso não houver, a busca termina. Essa operação resulta sempre num mínimo local.

Essa é a grande limitação do **Algoritmo de Descida**: ele produz apenas um **mínimo local**. O **Algoritmo de Busca Tabu** e o **Algoritmo Simulated Annealing** também utilizam essa estratégia de Busca por Vizinhança e procuram superar a limitação do Algoritmo de Descida. Brevemente daremos uma noção de algumas características desses 2 algoritmos.

### 11.6.3. "Simulated Annealing"

O **Simulated Annealing** se utiliza de várias maneiras para superar as deficiências do Algoritmo de Descida. Uma delas é rodar o Algoritmo de Descida várias vezes, partindo de diferentes soluções iniciais, produzindo vários ótimos locais e escolhendo o melhor deles. Outra estratégia é criar uma **função de aceitação**, que aceita ou rejeita um movimento de acordo com uma seqüência de números aleatórios, mas com probabilidade controlada. A forma desta função de aceitação faz com que os movimentos que causam pequenas variações no valor da função objetivo sejam preferidos. Movimentos que causam grandes variações podem deslocar a busca da região que contém o valor ótimo procurado. O **Algoritmo Simulated Annealing** foi proposto originalmente por **Kirkpatrick e outros [20]** usando uma analogia entre Programação Inteira e Sistemas Termodinâmicos. Um estudo mais aprofundado pode ser encontrado em **Egleese [10]**. Algumas pesquisas que utilizam esta estratégia pode ser encontrada em **Brandimarte[06]**.

### 11.6.4. Busca Tabu

O **Algoritmo de Busca Tabu** foi proposto originalmente por **Glover e Greenberg [16]** baseado em analogias com Inteligência Artificial. Pode ser usada por outros métodos para evitar a cilada da otimalidade local. A **Busca Tabu** é baseada em 3 princípios:

- 1) uso de memória flexível que permite uma busca mais informatizada, ou seja, que utiliza informações obtidas anteriormente;

- 2) mecanismo de controle de busca (proibição ou liberação de movimentos);

- 3) memórias com diferentes base de tempo para intensificar e diversificar a busca.

A **Busca Tabu** possui algumas características bastante peculiares: a) o caminho percorrido para se chegar a solução final

pode sair da região factível do problema; b) o critério de escolha do melhor vizinho não é feito aleatoriamente, mas de acordo com critérios definidos pelo programador.

Resumidamente, o mecanismo de busca consiste em classificar um subconjunto de movimentos em uma vizinhança como movimentos proibidos (tabus). Essa classificação depende da história da busca guardada numa memória e chamada **atributos de movimentos**.

Estudo mais aprofundados sobre Busca Tabu pode ser encontrado em **Glover**[15]. Uma aplicação desta técnica no planejamento de redes é dada em **Laguna** [21].

### 11.6.5. Algoritmos Genéticos

Os **Algoritmos Genéticos** são algoritmos de busca baseados em analogias com mecanismos de seleção natural e genética. Os programas computacionais (sistemas artificiais) são desenvolvidos de modo a conservar importantes mecanismos de adaptação e sobrevivência dos sistemas naturais.

Para entender melhor a idéia principal desses algoritmos podemos fazer uma analogia entre genética e busca computacional. A cada geração (iteração), novos indivíduos (pontos de busca/sequência de bits) são gerados a partir de uma combinação das partes (bits) mais adaptadas (de melhor qualidade) de seus antecessores.

A sequência de bits (strings) pode ser pensada como um cromossomo, responsável pela herança genética. Do cruzamento de 2 cromossomos, surge um novo indivíduo, constituído por partes de seus 2 geradores. Os algoritmos genéticos procuram conservar as melhores qualidades dos geradores, produzindo descendentes cada vez melhores.

Os algoritmos genéticos exploram eficientemente informações geradas em iterações anteriores (memória) para gerar novos pontos de busca com expectativa de melhores desempenhos. Foram desenvolvidos inicialmente por **J. Holland** [19] e estudos mais

aprofundados podem ser encontrados em **D. Goldberg [17]**. As aplicações desta técnica no planejamento de redes é um campo de pesquisa a ser explorado.

## 11.7. Técnicas de Redução

O grande problema da PLIM é o da explosão combinatorial. Este problema é agravado quando se trabalha com redes de grande porte.

A redução da dimensão do problema original pela abertura/fechamento de facilidades (variáveis inteiras) **a priori** através da aplicação de **testes de redução** é uma técnica que pode ser utilizada para resolver estas redes.

Um exemplo da aplicação desta técnica pode ser encontrado em **Mateus e Bornstein [23]** e **Mateus e Luna [24]**, que trabalharam com o problema de Alocação de Armazéns com Capacidades (Capacitated Warehouse Location). Este problema consiste de um conjunto de lugares candidatos a alocar um armazém e de um conjunto de consumidores. Cada armazém possui uma capacidade máxima e um custo para o caso de ser aberto (custo fixo). Cada consumidor possui uma demanda que deve ser atendida pelos armazéns e um custo de transporte (custo variável) por unidade de mercadoria que circula entre o armazém e o consumidor. O objetivo é minimizar o custo total (custo fixo + custo variável).

O algoritmo desenvolvido foi dividido em 2 estágios.

No estágio I são aplicados 2 testes exatos, uma para abertura e outro para fechamento de armazéns, baseados em critério dominante entre os custos fixos e variáveis. As facilidades são testadas uma a uma e se um dos testes for satisfeito, elas serão abertas/fechadas a priori.

O teste de abertura consiste em comparar o incremento no custo variável com o custo fixo de abrir um armazém. Se o custo fixo for menor, o armazém será aberto.

O teste de fechamento consiste em comparar o decremento no custo variável com o custo fixo de fechar um armazém. Se o custo

fixo for maior, o armazém será fechado.

Se a aplicação dos testes exatos não for suficiente para reduzir a dimensão do problema, passa-se para o estágio II do algoritmo, que consiste em 2 heurísticas gulosas: uma para abertura, outra para fechamento das facilidades. Essas heurísticas também se valem de comparações entre os custos fixados e variáveis.

Na heurística de fechamento, escolhe-se o armazém que provoca o maior incremento na função objetivo caso ele fosse aberto.

Na heurística de abertura, o armazém escolhido é aquele que provoca o maior decremento na função objetivo caso ele fosse fechado.

Combinando-se aplicações dos testes exatos e das heurísticas, é possível abrir/fechar vários armazéns a priori, reduzindo a dimensão do problema original. Após esta redução, outra técnica pode ser usada para resolvê-lo como, por exemplo, o "Branch-and-Bound".

Esse anexo teve por objetivo dar uma amostra da variedade de métodos que podem ser utilizados para resolver um problema de Programação Inteira, sem a pretensão de aprofundar cada um deles. A tarefa de escolher o método mais adequado ao problema que se está tratando é bastante complexa e pode variar com diferentes parâmetros, entre os quais, tamanho do problema, estrutura de dados, etc.

# REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

- [01] Ahuja, R.; Magnanti, T.; Orlin, J.; **Network Flows**. Prentice Hall, 1993.
- [02] Aubry, Nathan; Ribeiro, Raul; Tavares, Hermano; **"A Two-Step Clustering Method Applied to Telecommunications Network Planning"**. 3rd. Internacional Conference on Telecommunications Systems Modelling and Analysis, Nashville, TN, EUA, pp.264-272, march-1995.
- [03] Belamy, J. **Digital Telephony**. John Wiley & Sons, 1991.
- [04] Bergamaschi, Marco; Ribeiro, Raul; Tavares, Hermano; Quaglia, Eduardo; Bortolon, Saulo; **"O Uso de Estruturas de Rede em Anel e Cadeia na Fase do Enfeixamento: um Estudo de Caso"**. Apresentado no Congresso da Sociedade Brasileira de Pesquisa Operacional, Vitória/ES, novembro/1995.
- [05] Bortolon, Saulo; Ribeiro, Raul; Tavares, Hermano; Bergamaschi, Marco; Quaglia, Eduardo; **"Planejamento Otimizado de Redes SDH em Telecomunicações"**. Aceito no XI Simpósio Brasileiro de Automática, São Paulo/SP, 1996.
- [06] Brandimarte, Paolo; **"Neighbourhood Search-Based Optimization Algorithms for Production Scheduling: a Survey"**. Computed Integrated Magazine, vol. 5, nº 2, pp. 167-176, 1991.
- [07] Beasley, J. E.; **"An Algorithm for Solving Large Capacitated Warehouse Location Problems"**. European Journal of Operational Research, nº 33, pp. 314-325, 1988.
- [08] Cosares, S.; Deutsch, D.; Sannie, I.; Wasem, O. J.; **"Sonet**

**Toolkit: a Decision Support System for Designing Robust and Cost Effective Fiber-Optic Networks**". INTERFACES 25, pp.20-40, january/february - 1995.

- [09] CPLEX Optimization, Inc.; **"Using the CPLEX Callable Library"**, version 3.0, 1989-1994.
- [10] Egleese, R. W.; **"Simulated Annealing: a Tool for Operational Research"**. European Journal of Operational Research, nº 46, pp. 271-281, 1990.
- [11] Ferrari, Antonio; **Telecomunicações: Evolução e Revolução**. Editora Érica, São Paulo/SP, 1991.
- [12] Garcia, A. S. e outros; **"Um Método Heurístico para Planejamento de Redes de Troncos Digitais em Áreas Urbanas: Utilização de Fibras Ópticas"**. Revista da Sociedade Brasileira de Telecomunicações, vol. 3, nº 1, pp. 41-59, dezembro/1988.
- [13] Garfinkel, R. S.; Nemhauser, G. L.; **Integer Programming**. John Wiley & Sons, 1972. pp. 154-162.
- [14] Geoffrion, A.; Graves, G.; **"Multicommodity Distribution Systems Design by Benders Decomposition"**. Management Science, nº 20, pp. 822-844, 1974.
- [15] Glover, Fred; **"Tabu Search: a Tutorial"**. INTERFACES 20, nº 4, pp. 74-94, 1990.
- [16] Glover, F.; Greenberg, H.; **"New Approaches for Heuristic Search: a Bilateral Linkage with Artificial Intelligence"**. European Journal of Operational Research, nº 39, pp. 119-130, 1989.
- [17] Goldberg, David; **"Genetic Algorithms in Search Optimization**

- and Machine Learning".** Addison-Wesley, 1989. pp. 470-475.  
Metal/RN, 1992.
- [18] Hillier & Liebermann; **Introduction to Operation Research.** McGraw-Hill, 1995. ; Wolsey, L. A.; **Integer and Combinatorial Optimization.** John Wiley & Sons, 1988.
- [19] Holland, J. H.; **Adaptation in Natural and Artificial Systems.** University of Michigan Press, Ann Arbor, 1975. ; Raulo, J. O. **Esforços no Planejamento de Transmissão: um Estudo de**
- [20] Kirkpatrick, S.; Gelatt, C.; Vecchi, M.; **"Optimization on Simulated Annealing"**. Science, vol. 220, nº 13, pp. 621-680, 1983.
- [21] Laguna, Manuel; **"Clustering for the Design of Sonet Rings in Interoffice Telecommunications"**. Management Science, vol. 40, nº 11, pp. 1533-1541, november-1994. ; Revista Brasileira de Telecomunicações, pp. 16-25, janeiro/1996.
- [22] Luger, G. F.; Stubblefield, W. A.; **Artificial Intelligence.** The Benjamin/Cummings Publishing Company, Inc., 1993. ; **Capacitated Facility Location"**. Operational Research nº 34,
- [23] Mateus, G. R.; Bornstein, C. T.; **"Dominance Criteria for the Capacitated Warehouse Location Problem"**. Journal of the Operational Research Society, vol. 42, nº 2, pp. 145-149, 1991. 1992.
- [24] Mateus, G. R.; Luna, H. P.; **"Decentralized Decision-Making and Capacitated Facility Location"**. The Annals of Regional Science 26, pp. 361-377, 1992. 1995.
- [25] Nakamura, R.; Mendes, J. L.; Souza Filho, A.; **"Hierarquia Digital Síncrona (SDH): a Evolução das Redes de Transporte"**. XIII Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, pp. 470-475, Águas de Lindóia/SP, setembro de 1995.
- [26] Nakamura, R.; Mendes, J. L.; Souza Filho, A.; **"Anéis Tolerantes a Falhas em Redes ds Hierarquia Digital Síncrona"**.

XI Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, pp. 470-475, Natal/RN, 1992.

- [27] Nemhauser, George L.; Wolsey, L. A.; **Integer and Combinatorial Optimization**. John Wiley & Sons, 1988.
- [28] Quaglia, Eduardo; Tavares, Hermano; Ribeiro, Raul; **"O Enfeixamento no Planejamento de Transmissão: um Estudo de Caso"**. Anais do XIII Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, Águas de Lindóia/SP, pp. 458-463, 1995.
- [29] Sexton, Mike; Reid, Andy; **Transmission Networking: SONET and the Synchronous Digital Hierarchy**. Artech-House, 1992.
- [30] Siqueira, E.; **"Um Plano de 75 Bilhões"**. Revista Brasileira de Telecomunicações, pp. 16-26, janeiro/1996.
- [31] Van Roy, T. J. **"A Cross Decomposition Algorithm for Capacitated Facility Location"**. Operational Research nº 34, pp. 145-163.
- [32] Wu, Tsong-Ho; **Fiber Network Service Survivability**. Artech-House, 1992.
- [33] Wu, Tsong-Ho; **"Emerging Technologies for Fiber Network Survivability"**. IEEE Communications Magazine, vol. 33, nº 2, pp. 58-74, february - 1995.