

**DIMENSIONAMENTO DE REDES EM MALHA DA
HIERARQUIA DIGITAL SÍNCRONA COM
RESTABELECIMENTO DE ENLACE**

Autor: Argemiro O. Sousa Filho

Este exemplar corresponde a redação final da tese
defendida por Argemiro O. Sousa
Filho e aprovada pela Comissão
Julgada em 20/06/99
Hermano M. F. Tavares
Orientador

Orientador:
Dr. Hermano M. F. Tavares

Banca Examinadora:
Dr. Hermano M. F. Tavares
Dr. César A. P. D. Évora
Dr. Ivanil S. Bonatti



9916020

| | |
|----------------|-----------|
| UNIDADE | BC |
| NUM. DE FOLHAS | 10 |
| V. | Ex. |
| TOMBO BC | 38454 |
| PROC. | 229/99 |
| C | D |
| PREÇO | R\$ 11,00 |
| DATA | 24/08/99 |
| N.º CPD | |

CM-00125588-4

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

So85d

Sousa Filho, Argemiro O.

Dimensionamento de redes em malha da hierarquia digital síncrona com restabelecimento de enlace. / Argemiro O. Sousa Filho.--Campinas, SP: [s.n.], 1999.

Orientador: Hermano M. F. Tavares.

Dissertação (mestrado) - Universidade Estadual de Campinas, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação.

1. Análise de redes (Planejamento). 2. Comunicações óticas. 3. Telecomunicações. 4. Modelos matemáticos. I. Tavares, Hermano M. F.. II. Universidade Estadual de Campinas. Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação. III. Título.

RESUMO

Este trabalho trata do dimensionamento otimizado de redes em malha da Hierarquia Digital Síncrona com restabelecimento de enlace. Um modelo matemático é desenvolvido com o objetivo de minimizar o custo dos sistemas STM-N entre nós da rede. Através do modelo proposto são determinados conjuntamente o roteamento do tráfego principal e a alocação de capacidade de reserva requerida para o restabelecimento pleno da demanda de tráfego afetada por falha simples de enlace. Algumas considerações práticas foram incluídas, tais como integralidade de fluxo de tráfego entre nós e modularidade dos sistemas STM-N. O problema é modelado usando técnicas de Programação Linear Inteira (PLI) e o número de variáveis inteiras cresce exponencialmente com o tamanho (número de nós e enlaces) da rede. Como o tempo de execução do PLI depende diretamente do número de variáveis inteiras, um procedimento heurístico que trabalha com o PLI relaxado foi desenvolvido, o qual obtém uma solução inteira sub-ótima após uma seqüência de arredondamentos. Aplicações práticas são apresentadas ao final do trabalho, permitindo uma avaliação da heurística adotada.

ABSTRACT

This paper concerns optimized dimensioning of SDH meshed networks with line restoration. A mathematical model of the network is presented with the purpose of minimizing the total cost of STM-N systems between nodes. The model jointly determines the routing of the working traffic and the spare capacity allocation required for full restoration of the demand affected by any single link failure at a time. Some practical features have been included, such as flow integrality between network nodes and STM-N system modularity. The problem is modeled using Integer Linear Programming techniques and the number of integer variables grows exponentially according to the size of the network. Since the execution time depends greatly on number of integer variables, a heuristic has been developed that relaxes integer variables and, after iterative rounding off procedures, obtains the solution integrality. Practical applications are presented, which allow the heuristic evaluation.

AGRADECIMENTOS

Ao Prof. Hermano Tavares pelo incentivo e apoio à realização desta tese.

Aos colegas Claudia Povoas Schmidt, João Luis Mendes, José Antônio Martins, Roberto Nakamura e Roberto Petry pela amizade e discussões técnicas.

À Banca Examinadora.

À Rosemari e ao Caio pela paciência.

ÍNDICE

| | |
|---|-----|
| RESUMO/ABSTRACTS | iii |
| AGRADECIMENTOS | v |
| CAPÍTULO 1: INTRODUÇÃO | 1 |
| CAPÍTULO 2: HIERARQUIA DIGITAL SÍNCRONA | 5 |
| 2.1 Limitações da Hierarquia Digital Síncrona..... | 6 |
| 2.2 A Hierarquia Digital Síncrona..... | 8 |
| 2.3 Aumento da Disponibilidade em Redes da SDH..... | 15 |
| CAPÍTULO 3: REDES EM MALHA COM RESTABELECIMENTO | 19 |
| 3.1 Critérios para Seleção de Roteamento Alternativo..... | 20 |
| 3.2 Caracterização dos Nós..... | 24 |
| 3.3 Caracterização dos Enlaces..... | 26 |
| 3.4 Tipo de Restabelecimento Modelado..... | 27 |
| 3.5 Proteção x Restabelecimento..... | 29 |
| CAPÍTULO 4: DESENVOLVIMENTO DO MODELO | 31 |
| 4.1 Rede Utilizada para o Desenvolvimento do Modelo..... | 32 |
| 4.2 Restrições de Alocação de Capacidade de Reserva..... | 34 |
| 4.3 Modelo M1: Alocação da Capacidade de Reserva..... | 37 |
| 4.4 Modelo M2: Roteamento do Tráfego Principal e Alocação da Capacidade de Reserva..... | 39 |
| 4.5 Modelo M3: Determinação dos Tráfegos de Restabelecimento..... | 45 |
| CAPÍTULO 5: DESENVOLVIMENTO DA ESTRATÉGIA HEURÍSTICA | 49 |
| 5.1 Geração Automática de Restrições..... | 49 |
| 5.2 Abordagem Heurística..... | 52 |
| 5.2.1 Identificador de Subredes Piramidais..... | 53 |
| 5.2.2 Arredondamento das Variáveis T_l | 55 |
| 5.2.3 Arredondamento das Variáveis de Fluxo X_{ijk} | 58 |
| 5.3 Teste do Procedimento Heurístico..... | 63 |
| CAPÍTULO 6: APLICAÇÕES PRÁTICAS | 67 |
| 6.1 Rede com 11 Nós..... | 68 |
| 6.2 Rede com 17 Nós..... | 73 |
| 6.3 Resumo dos Resultados..... | 77 |
| CAPÍTULO 7: CONCLUSÃO | 79 |
| REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS | 83 |
| LISTA DE SIGLAS E ACRÔNIMOS | 87 |

CAPÍTULO 1:

INTRODUÇÃO

Nos últimos anos as redes de telecomunicações têm adotado a Hierarquia Digital Síncrona (SDH – *Synchronous Digital Hierarchy*) como tecnologia de transmissão, em substituição à antiga Hierarquia Digital Plesiócrons (PDH – *Plesyochronous Digital Hierarchy*). Esta nova tecnologia é fortemente baseada em meio de transmissão óptico, com sistemas que atualmente atingem a taxa de 10 bilhões de bits transportados por segundo (10Gbit/s). Com esta alta taxa de transmissão a necessidade da existência de algum mecanismo de sobrevivência a falha é um fator crucial, sendo que duas alternativas são objetos de padronização: proteção e restabelecimento de tráfego. O primeiro mecanismo tem as vantagens da simplicidade de operação, do baixo tempo de comutação e do avançado estágio de padronização. Já o restabelecimento apresenta como principal vantagem o bom aproveitamento da capacidade de transporte e se aplica bem em redes malhadas altamente conectadas.

O objetivo deste trabalho é o desenvolvimento de um modelo para rede em malha com restabelecimento de tráfego e de um método heurístico que permita a aplicação deste modelo a redes de grande porte. A solução do problema resulta no dimensionamento da rede em malha, a qual deve ser composta de um único nível hierárquico da SDH.

No Capítulo 2 são apresentadas as principais características da SDH, destacando-se as facilidades que fizeram com que esta tecnologia se mostrasse adequada ao atendimento dos

requisitos de qualidade exigidos por novos serviços de telecomunicações. Os mecanismos de proteção e restabelecimento de tráfego aplicados à SDH são sucintamente descritos.

O Capítulo 3 trata exclusivamente de redes em malha com restabelecimento de tráfego. Apresenta algumas alternativas de implementação, destacando-se a possibilidade de restabelecimento de via ou de enlace. Define o tipo de rede a ser modelado e realiza uma breve comparação entre proteção e restabelecimento de tráfego.

O modelo de rede em malha com restabelecimento é desenvolvido no Capítulo 4 a partir de um exemplo de rede de pequeno porte fornecido por uma empresa operadora do antigo Sistema Telebrás. Dois modelos de complexidades distintas são desenvolvidos e comparados, optando-se pela escolha do mais complexo, porém com um melhor desempenho em termos de aproveitamento da capacidade de transporte. Ambos correspondem a um problema de Programação Linear Inteira (PLI). Fica claro pelo número de variáveis inteiras do modelo que sua aplicação a redes de grande porte seria inviável, devido ao elevado tempo de execução do problema. Um terceiro modelo é desenvolvido para o roteamento do tráfego de restabelecimento.

No Capítulo 5 é desenvolvida a estratégia heurística, permitindo a aplicação do modelo para redes de grande porte. Consiste basicamente no relaxamento do PLI, transformando todas as variáveis inteiras em reais e passando a trabalhar como um problema de Programação Linear Real. A partir de dois procedimentos seqüenciais de arredondamento uma solução inteira é obtida em um tempo de execução viável. Foi implementada uma ferramenta de dimensionamento utilizando planilhas Excel, programação em Microsoft Visual Basic e um resolvidor da Frontline Systems. A estratégia heurística é aplicada ao exemplo utilizado para o desenvolvimento do modelo, chegando à mesma solução obtida pelo PLI.

Este procedimento heurístico é aplicado em duas redes de maior porte no Capítulo 6, onde o seu desempenho pode ser analisado. Aplicando-se a heurística à primeira rede, com onze nós e vinte e três enlaces e amplamente estudada em outros artigos sobre restabelecimento de tráfego, chegou-se a uma solução de menor custo que os já divulgados na literatura. Aplicando-se a heurística à segunda rede, com dezessete nós e trinta e dois enlaces e também fornecida por uma empresa operadora do antigo Sistema Telebrás, o seu bom desempenho pôde novamente ser comprovado.

No Capítulo 7 os principais aspectos deste trabalho são destacados, indicando também alguns melhoramentos possíveis de serem implementados na ferramenta.

Ao longo do desenvolvimento deste trabalho três artigos puderam ser gerados, os quais são listados a seguir por ordem de submissão:

- Sousa Filho, A. O., Tavares, H., “*Dimensionamento Otimizado de Redes em Malha da SDH*”, 12º Congresso Brasileiro de Automática, Brasil, 1998, pp. 465-470.
- Sousa Filho, A. O., Tavares, H., “*Sizing of Meshed Networks with Line Restoration*”, Proceedings of Networks’98, Italy, pp. 399-404 .
- Sousa Filho, A. O., Tavares, H., “*Mathematical Model and Heuristic Strategy for SDH Meshed Networks Dimensioning*”, Proceedings of ITS’98, Brazil, 1998, pp. 341-346.

No primeiro artigo o desenvolvimento do modelo é enfatizado e no segundo destaca-se a estratégia heurística. Já no terceiro artigo é explorado um desenvolvimento adicional ao trabalho aqui desenvolvido, permitindo a superposição de dois níveis hierárquicos distintos na solução de rede.

Finalmente, deve-se ressaltar que apesar deste trabalho ser direcionado para a tecnologia SDH, tanto o modelo quanto o procedimento heurístico desenvolvidos aplicam-se também a redes SONET (*Synchronous Optical Network*).

CAPÍTULO 2:

HIERARQUIA DIGITAL SÍNCRONA

No final da década de 70 teve início no Brasil a utilização de transmissão digital na rede nacional de telefonia, substituindo gradualmente a tradicional transmissão analógica. Os grandes motivadores para a implantação desta técnica eram a possibilidade de obter uma maior qualidade de transmissão independentemente da distância e a substancial diminuição de custo em relação aos custos da transmissão analógica. A Hierarquia Digital Plesiócrona (PDH - *Plesiochronous Digital Hierarchy*), combinando técnicas de modulação PCM (*Pulse Code Modulation*) e de multiplexação TDM (*Time Division Multiplex*), foi a tecnologia de transmissão digital adotada e parcialmente padronizada por organismos de padronização internacionais.

Enquanto os equipamentos de transmissão digital eram utilizados nas redes apenas com a função de interligação ponto-a-ponto de centros de fios (estações com uma ou mais centrais de comutação de canais telefônicos), a PDH mostrava-se adequada, apesar da evolução da tecnologia de componentes e fibras ópticas e da evolução das centrais de comutação.

Porém, a necessidade de aumentar a capacidade de transporte para taxas da ordem de Gbit/s (10^9 bit/s), de oferecer novos serviços com uma maior qualidade que a exigida pela telefonia tradicional e de atender ao cliente mais rapidamente e sob demanda, fizeram com que a tecnologia PDH se mostrasse limitada.

Surge então uma nova hierarquia de sistemas de transmissão, a Hierarquia Digital Síncrona (SDH - *Synchronous Digital Hierarchy*), que com um conjunto de facilidades e um alto grau de padronização proporciona uma nova rede de transmissão, mais flexível e capaz de prover a qualidade exigida pelos novos serviços de telecomunicações.

As limitações da PDH bem como as novas características da SDH, abordadas em [Men], são apresentadas nos próximos itens deste Capítulo.

2.1 LIMITAÇÕES DA HIERARQUIA DIGITAL PLESIÓCRONA

A tecnologia PDH mostrou-se limitada quando a rede de transmissão passou a ser demandada para o atendimento de novos serviços que exigiam uma maior qualidade de transmissão (menor taxa de erro) e maiores disponibilidade e flexibilidade de rede. Estas limitações podem ser resumidas em três itens: padronização parcial, dificuldade de derivação e inserção de sinais tributários e pouca capacidade para gerência de rede.

a) *Padronização Parcial*

O grau de padronização da PDH não permite que uma rede seja formada por equipamentos de fabricantes distintos, isto é, não permite a implementação de um ambiente multifornecedor. Se forem considerados, por exemplo, os Estados Unidos, o Japão e a Europa, a PDH apresenta níveis hierárquicos diferentes nos três ambientes, como pode ser verificado pela Tabela 2.1. A PDH implantada no Brasil pelo Sistema Telebrás segue o padrão europeu.

A PDH européia é formada por quatro níveis. O primeiro nível corresponde a um sinal de 2,048 Mbit/s (2M), que pode transportar 30 ou 31 canais de 64 kbit/s com informação de voz codificada em PCM ou dados a 64 kbit/s. A partir do segundo nível hierárquico, cada nível da PDH européia é formado através da multiplexação bit-a-bit de quatro sinais tributários do nível hierárquico inferior. Antes da multiplexação, os quatro tributários devem ser sincronizados em frequência através do processo de justificação de bit. Em seguida adicionam-se os bits de *overhead* (alinhamento de quadro, de multiquadro e bits de serviço), gerando o quadro do sinal agregado de nível superior.

| Taxas de Bit [kbit/s] | | |
|-----------------------|---------|--------|
| Europa | EUA | Japão |
| 2.048 (2M) | 1.544 | 1.544 |
| 8.448 (8M) | 6.312 | 6.312 |
| 34.368 (34M) | 44.736 | 32.064 |
| 139.264 (140M) | 139.264 | 97.728 |

Tabela 2.1: Taxas de Bit da PDH

As interfaces elétricas digitais internas à estação e as estruturas de quadro dos sinais de 2M, 8M, 34M e 140M são padronizadas. Um quinto nível hierárquico equivalente a 565Mbit/s com quatro tributários de 140M chegou a ser implementado por alguns fabricantes, porém sem uma padronização internacional. As interfaces de linha óptica de qualquer nível da PDH também nunca foram padronizadas.

Quanto às funcionalidades de gerência dos equipamentos da PDH, tantos os recursos gerenciados quanto as interfaces de gerência dos equipamentos eram implementados de modo proprietário, ou seja, sem uma padronização.

b) Dificuldade de Derivação e Inserção de Tributários

A PDH foi concebida para aplicações ponto-a-ponto e, à medida que a capacidade de tráfego entre os nós da rede de transporte foi aumentando, foram sendo criados novos níveis hierárquicos com maior capacidade de transporte.

Aplicações com deriva e insere, onde a partir de um sinal de um nível hierárquico superior (sinal agregado) passando por um determinado nó se deseja derivar e inserir alguns sinais de nível hierárquico inferior (sinais tributários), não se mostram economicamente viáveis quando se utiliza a PDH. Isto porque é necessário percorrer toda a cadeia hierárquica no processo de derivação (140M \rightarrow 34M \rightarrow 8M \rightarrow 2M) e inserção (2M \rightarrow 8M \rightarrow 34M \rightarrow 140M), implicando na necessidade de uma cadeia de equipamentos em configuração *back-to-back*. A Figura 2.1 mostra um exemplo desta configuração, onde um tributário de 2M sofre derivação e inserção a partir de um sinal de 140M.

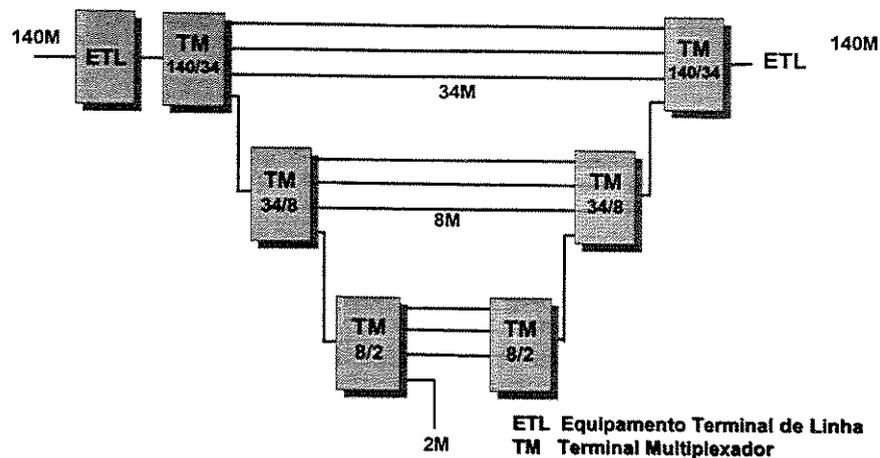


Figura 2.1: Exemplo de Deriva e Insere na PDH

c) Pouca Capacidade para Gerência de Rede

A estrutura de quadro padronizada para cada um dos quatro níveis hierárquicos da PDH destina poucos bits para gerência de rede. Tomando-se como exemplo o segundo nível hierárquico da PDH, tem-se que o quadro correspondente ao sinal de 8M tem 848 dígitos que se repetem a cada $100,38 \mu\text{s}$. Dos 848 dígitos apenas 2 estão reservados para gerência de rede, o 11º e o 12º dígitos do quadro. Neste caso, apenas 0,24% da capacidade do quadro de 8M é destinada para transporte de informações de gerência de rede.

2.2 A HIERARQUIA DIGITAL SÍNCRONA (SDH)

A seguir são descritas algumas características da SDH que mostram como as limitações apresentadas pela PDH foram suplantadas, bem como o grande avanço que essa hierarquia trouxe para as novas redes de transporte.

a) Padronização Total

Um dos objetivos da SDH é permitir a convivência de vários fornecedores de equipamentos (ambiente multifornecedor) em uma mesma rede de transmissão, considerando tanto aspectos de transmissão quanto de gerência. Para atingir tal objetivo, o ITU-T (*International*

Telecommunication Union-Telecommunication Standardization Sector) busca uma padronização completa da SDH que envolve taxas de bit, estruturas de quadro e de multiplexação, interfaces de tributário e de linha, mecanismos de proteção, funcionalidades dos equipamentos de transmissão, gerência e interfaces de gerência.

As taxas de bit padronizadas para a SDH, correspondentes a vários níveis hierárquicos denominados STM-N (*Synchronous Transport Module-level N*), são representadas na Tabela 2.2. Cada nível tem taxa equivalente a exatamente 4 vezes a taxa do nível inferior. Há também a padronização de um "sub-nível" com taxa de 51.840kbit/s, denominado STM-0 e não reconhecido pelo ITU-T como um nível hierárquico da SDH.

| Nível | Designação | Taxa de Bit [Mbit/s] |
|-------|------------|----------------------|
| 1 | STM-1 | 155,520 |
| 4 | STM-4 | 622,080 |
| 16 | STM-16 | 2.488,320 |
| 64 | STM-64 | 9.953,280 |

Tabela 2.2: Níveis Hierárquicos da SDH

A estrutura de quadro padroniza a estrutura dos sinais STM-N e a função de seus bytes. A Figura 2.2 mostra a estrutura de quadro do sinal STM-1 indicando a posição dos bytes de *overhead*.

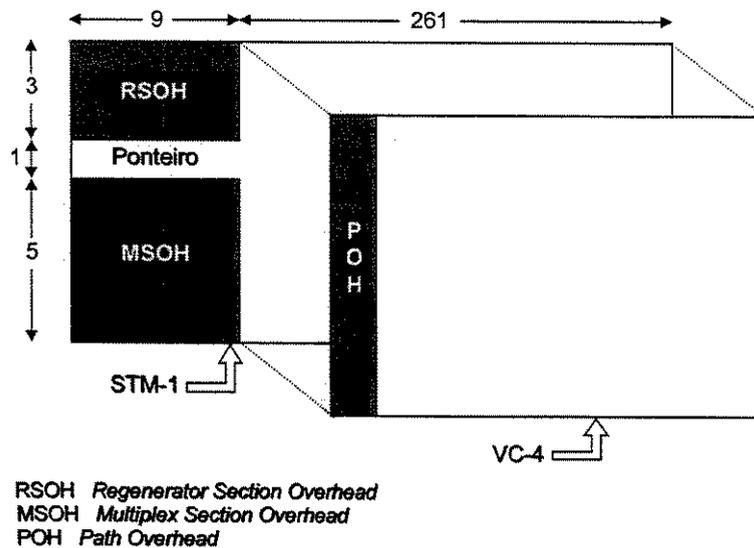


Figura 2.2: Estrutura de Quadro do STM-1

O quadro da SDH é representado de forma matricial (9 linhas por 270 colunas para o STM-1), onde cada elemento da matriz corresponde a um byte. Por exemplo, o quadro do STM-1 possui 270·9 bytes. O quadro de um sinal STM-4 é quatro vezes maior que o quadro do STM-1 e assim sucessivamente.

A estrutura de multiplexação padroniza o processo de formação do sinal STM-N. A estrutura de multiplexação adotada no Brasil é apresentada em uma versão simplificada na Figura 2.3.

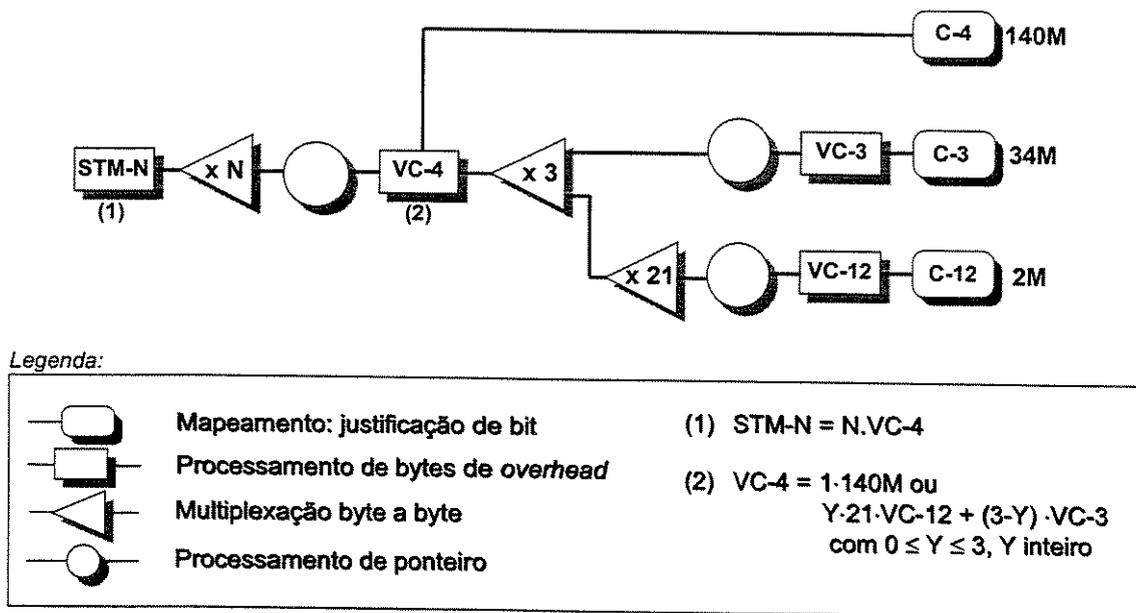


Figura 2.3: Estrutura de Multiplexação da SDH

Primeiramente cada sinal tributário é mapeado, através de um processo de justificção de bit, em uma estrutura síncrona com a rede da SDH denominada *Container*. Ao *Container* é adicionado um *overhead* que o acompanha por todo o transporte dentro da rede da SDH, dando origem a um *Virtual Container* (VC). Adiciona-se um ponteiro com a função de indicar a posição do primeiro byte do VC dentro do quadro da SDH. O ponteiro permite também que o VC possa ser corretamente identificado e derivado de um sinal da SDH e inserido em outro, mesmo que entre os sinais haja uma diferença limitada de freqüência. Um VC de ordem inferior (VC-12 e VC-3) deve ser inserido em um VC de ordem superior (VC-4). Um VC-4 pode conter um sinal de 140M ou um conjunto de VCs de ordem inferior: 63 tributários de 2M, 3 tributários de 34M ou mesmo uma mistura entre eles. Multiplexam-se $N \cdot VC-4$ ($N=1, 4, 16$ ou 64) byte a byte,

acrescentam-se mais dois conjuntos de bytes de *overhead* e obtém-se o sinal STM-N. O tratamento do sinal em bytes facilita o uso da tecnologia de microprocessadores e a integração de funções do equipamento em circuitos dedicados.

Estão padronizadas pelo ITU-T interfaces de tributário para os sinais de linha da PDH (exceto 8M, interface de linha praticamente não utilizada) e também a forma como feixes de células ATM (*Asynchronous Transfer Mode*) serão transportados na SDH. O processo de acomodação dos sinais da PDH e dos feixes de células ATM em *Containers* adequados é denominado mapeamento.

Contrariamente à PDH, as interfaces de linha da SDH estão todas padronizadas pelo ITU-T. A interface STM-1 está padronizada para os meios óptico e elétrico, sendo definida também para enlace rádio, porém sem padronização. As interfaces STM-4, STM-16 e STM-64 estão padronizadas apenas para o meio óptico. A interface STM-0 é definida para enlace rádio e para aplicações via satélite.

A especificação completa de um equipamento da SDH (também denominado NE - *Network Element*), que integra as funcionalidades de multiplexação, roteamento, terminação de linha, sincronismo e gerência, não pode ser feita considerando-se apenas suas interfaces externas. Todas estas funções devem ser padronizadas de modo a se alcançar um ambiente multifornecedor, ou seja, um ambiente onde NEs de fabricantes distintos possam se interligar. O ITU-T não padroniza a implementação física de NEs. Especifica um conjunto genérico de blocos lógicos, onde todas as funcionalidades do equipamento são definidas, permitindo a representação de qualquer tipo de NE a partir desses blocos funcionais.

Os NEs podem também possuir internamente mecanismos de proteção que atuam automática e independentemente do operador ou gerência da rede, resultando em um baixo tempo de comutação a partir da detecção de uma falha ou de uma degradação de desempenho. Há mecanismos específicos para determinadas arquiteturas de rede, sendo que as várias alternativas são padronizadas pelo ITU-T [ITU2].

Quanto a interfaces de gerência, existem três tipos definidos pelo ITU-T para os NEs. A interface F permite que o operador acesse o NE para sua gerência local, a interface Q3 permite a conexão direta entre o NE e a TMN (*Telecommunications Management Network*) e por último a interface embutida nos sinais STM-N (através do canal de comunicação de dados DCC - *Data*

Communication Channel) permite que as mensagens da TMN possam ser transportadas através da rede da SDH, atingindo qualquer de seus NEs.

Na especificação de uma interface de gerência para um NE três aspectos devem ser considerados: o aspecto funcional de gerência, que apresenta as funcionalidades existentes no equipamento que devem ser gerenciadas e de que forma, o aspecto de informação, que modela estas funcionalidades estabelecendo a sintaxe e a semântica das mensagens que trafegarão na interface e o aspecto de comunicação, que define qual o perfil de protocolo ideal para atender ao aspecto funcional e ao aspecto de informação definidos. O ITU-T tem hoje padronizados o aspecto funcional de gerência e o aspecto de comunicação. Está completando a padronização do aspecto de informação através da especificação do Modelo de Informação que, em linguagem orientada a objetos, modela o aspecto funcional. Portanto, por não haver uma padronização completa das interfaces de gerência, ainda não é possível hoje se constituir um ambiente multifornecedor para a rede de gerência.

b) Facilidade de Derivação e Inserção de Tributários

A estrutura de quadro dos sinais STM-N possui características que facilitam a derivação e inserção de tributários. Estas facilidades fazem com que a rede da SDH seja altamente flexível. Dessa forma, o usuário da rede pode ser atendido mais rapidamente e a um custo relativamente baixo.

A duração do quadro é de $125\mu\text{s}$ para qualquer nível hierárquico da SDH. A identificação dos sinais tributários que devem ser derivados em um determinado nó é facilitada pela atuação dos ponteiros, que indicam a posição dos VCs que transportam tais tributários. Para que um VC possa ser localizado dentro de um sinal STM-N é necessário recuperar o alinhamento de quadro do sinal STM-N e ler o valor do ponteiro que está localizado em uma posição conhecida do quadro. A facilidade de localização dos VCs é semelhante para qualquer nível da hierarquia. Uma outra função dos ponteiros é permitir a justificação de byte dos VCs, semelhante à justificação de bit da PDH. A justificação de byte permite que um VC possa ser derivado de um feixe STM-N e inserido em outro sem perda de bytes, mesmo que haja uma diferença limitada de frequência entre os dois feixes.

Com as facilidades de derivação e inserção descritas acima foi possível a viabilização de dois novos tipos de equipamentos dentro da SDH, além do Terminal Multiplexador e do Regenerador já existentes na PDH: o ADM (*Add-Drop Multiplexer*) e o SDXC (*Synchronous Digital hierarchy Cross-Connect*). Estes equipamentos possuem matrizes de roteamento pelas quais passam todos os VCs originados localmente ou contidos nas interfaces STM-N do NE. Estas matrizes roteiam os VCs seguindo um mapa de conexões programável pela gerência de rede, podendo encaminhá-los para os sinais STM-N de saída ou derivá-los localmente.

A existência do ADM e do SDXC permite que arquiteturas de rede mais flexíveis sejam implementadas, tais como cadeia de ADMs, redes em anel e redes em malha. Estas redes podem, com uma mesma arquitetura física, representar várias configurações lógicas em função do padrão de tráfego existente ou mesmo em função de re-roteamento de tráfego em caso de falha.

c) *Grande Capacidade para Gerência de Rede*

Cerca de 5% da capacidade dos sinais da SDH é reservada para o transporte de bytes de *overhead*. Esses bytes auxiliam a realização das funções de gerência da rede da SDH. São definidos três níveis de *overhead*: de seção de regeneração (RSOH - *Regenerator Section Overhead*), de seção de multiplexação (MSOH - *Multiplex Section Overhead*) e de via (POH - *Path Overhead*).

Assim, a rede da SDH é vista pela gerência de rede como uma superposição de três camadas de gerência, sendo que para cada camada está disponível um *overhead* específico. O POH está associado à camada de via, o MSOH à camada de seção de multiplexação e o RSOH à camada de seção de regeneração. A Figura 2.4 mostra o conceito de camadas de gerência a partir de um exemplo de rede da SDH.

Uma via é definida entre os pontos onde é montado e desmontado um VC. Para a gerência de via, não importa qual o caminho físico percorrido pelo VC na rede da SDH e sim os pontos onde o VC é montado (POH inserido) e desmontado (POH retirado).

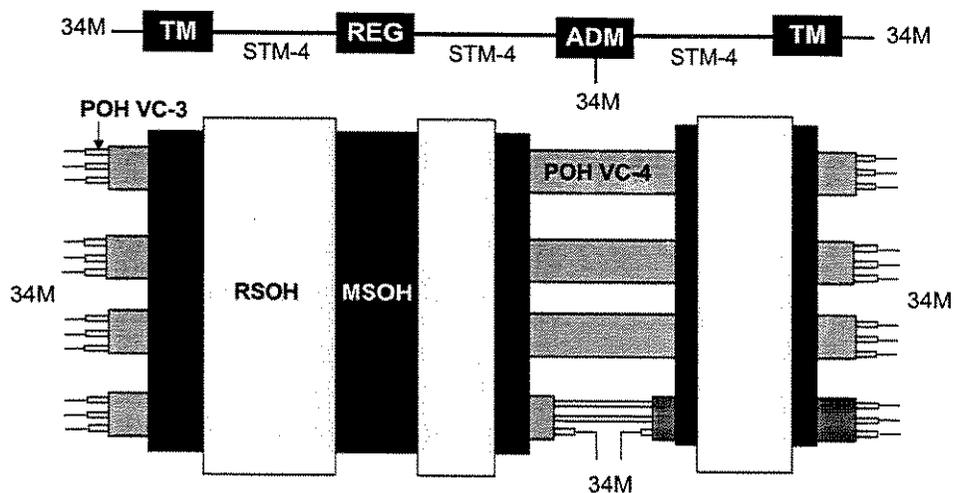


Figura 2.4: Modelo de Gerência em Camadas

Uma seção de multiplexação é definida entre dois NEs adjacentes diretamente conectados, excetuando-se regeneradores. Os regeneradores e o meio físico estão incluídos na seção de multiplexação. O equipamento que origina o sinal STM-N insere um MSOH que passa transparentemente pelos regeneradores e é lido no próximo equipamento TM, ADM ou SDXC. Para a gerência de seção de multiplexação, não importa qual o caminho físico percorrido pelo sinal STM-N e por quantos regeneradores passou e sim os pontos onde o MSOH é inserido e retirado.

Uma seção de regeneração é o menor segmento que pode ser observado pela gerência de rede. É definida entre dois NEs adjacentes quaisquer, incluindo regeneradores. Estes NEs correspondem aos pontos onde o RSOH é inserido e retirado. Assim, uma seção de multiplexação pode ser formada pela seqüência de algumas seções de regeneração.

Finalizando este item, a Tabela 2.3 mostra de maneira bastante sucinta as características da SDH que levam a uma evolução significativa das redes de transmissão.

| | Rede da PDH | Rede da SDH |
|--------------------------|---------------|--------------------------|
| Padronização | Parcial | Ambiente Multifornecedor |
| Arquitetura de Rede | Ponto-a-ponto | Flexível e Protegida |
| Capacidade para Gerência | Pouca | Muita |

Tabela 2.3: Evolução das Redes de Transmissão

2.3 AUMENTO DA DISPONIBILIDADE EM REDES DA SDH

Conforme as redes de telecomunicações evoluem em direção a sistemas de maior capacidade com serviços que exigem maior confiabilidade, a questão da tolerância a falhas torna-se um fator importante. O que se busca é um aumento no período de disponibilidade da rede, ou seja, no período de tempo onde a rede funciona corretamente sem interrupção do tráfego transportado.

As principais estratégias que podem ser utilizadas para aumentar a disponibilidade da rede de transmissão da SDH, através da substituição da entidade de transporte em falha ou degradada, correspondem ao restabelecimento e à proteção do tráfego [ITU1]. A substituição é normalmente iniciada a partir da detecção de um defeito, da degradação de desempenho ou de um pedido externo da gerência de rede.

O **restabelecimento** faz uso de qualquer capacidade de transporte disponível entre os nós da rede. Em geral os algoritmos usados para restabelecimento envolvem re-roteamento do tráfego através do uso de matrizes de roteamento de VCs. Quando o restabelecimento é usado, uma porcentagem da capacidade da rede de transporte deve ser reservada para re-roteamento do tráfego principal afetado por falha. As características desta estratégia são detalhadas no Capítulo 3.

Já a **proteção** faz uso de capacidade de transporte pré-determinada entre os nós da rede. A arquitetura de proteção mais simples possui uma entidade de transporte de proteção dedicada para cada entidade de transporte principal (arquitetura 1+1).

São identificadas duas classes de proteção: proteção de trilha e proteção de SNC (*Sub-Network Connection*) [ITU2].

Para a SDH, definem-se como **trilhas** a via de ordem inferior, a via de ordem superior, a seção de multiplexação e a seção de regeneração, sendo que para esta última não se prevê proteção. Nesta classe de proteção uma trilha principal é substituída por uma trilha de proteção em caso de falha ou degradação de desempenho. São definidos mecanismos para proteção de seção de multiplexação e de vias de ordem inferior e superior.

Para o caso de proteção de seção de multiplexação dois mecanismos são padronizados, sendo que um se aplica a arquitetura de rede linear e outro a arquitetura de rede em anel

bidirecional. A padronização inclui as funções de comutação de proteção internas aos NEs de terminação da seção de multiplexação protegida, o protocolo APS (*Automatic Protection Switch*) de comunicação entre estas funções e o tempo máximo de comutação de 50ms a partir da detecção da falha ou degradação de desempenho.

No primeiro mecanismo, dedicado a arquitetura de rede linear (ponto-a-ponto), uma seção de multiplexação principal, em caso de falha ou degradação de desempenho, é substituída por uma de proteção. Apesar de padronizado para as arquiteturas de proteção 1+1 e 1:n, com $n \leq 16$, estão disponíveis comercialmente apenas NEs nas configurações 1+1 e 1:1. Na arquitetura 1+1 o sinal protegido é enviado tanto na trilha principal quanto na de proteção, bastando ao NE receptor determinar de qual trilha o sinal protegido deve ser extraído. Já na arquitetura 1:1 o sinal protegido é enviado somente na trilha principal, ficando a trilha de proteção ociosa ou disponível para a transmissão de dados não prioritários (não protegidos). No caso de falha da trilha principal o sinal protegido é comutado para a trilha de proteção e os dados não prioritários são descartados. Nesta última arquitetura há portanto a necessidade de comutadores nos NEs de transmissão e de recepção da trilha protegida.

O segundo mecanismo, dedicado a arquitetura de rede em anel bidirecional, denomina-se Anel com Proteção Compartilhada de Seção de Multiplexação (MS-SPRING - *Multiplex Section - Shared Protection Ring*). Em um anel bidirecional o tráfego principal é transportado bidirecionalmente: um sinal tributário de entrada percorre determinados arcos do anel em um sentido enquanto seu sinal tributário associado de saída percorre os mesmos arcos do anel em sentido oposto. Tais anéis podem possuir arcos com duas ou quatro fibras ópticas e são caracterizados pela divisão da capacidade de transporte de uma seção de multiplexação igualmente entre capacidade principal e capacidade de proteção. O sistema de proteção a duas fibras só se aplica para anéis STM-N com $N \geq 4$, não se aplicando para anéis STM-1. A capacidade de transmissão de um anel a quatro fibras é o dobro da capacidade de um anel a duas fibras de mesmo nível hierárquico. O nome "compartilhada" refere-se à capacidade de proteção que pode ser compartilhada por qualquer das seções de multiplexação do anel em caso de falha. A arquitetura de proteção padronizada é 1:1.

Já a proteção linear de vias de ordem inferior e superior é um mecanismo que pode ser utilizado para qualquer estrutura física de rede (linear, malha, anel etc.) e não se aplica

necessariamente a todos os VCs de ordem superior contidos em uma seção de multiplexação ou a todos os VCs de ordem inferior contidos em um VC-4. A comutação de proteção ocorre na ocorrência de falha ou degradação de desempenho da trilha protegida. Atualmente apenas a arquitetura 1+1 está padronizada, estando em andamento as padronizações da arquitetura 1:1, do tempo máximo de comutação (50ms tem sido sugerido) e do protocolo APS.

A segunda classe de proteção para a SDH é a proteção de SNC, sendo que uma SNC é definida como um segmento de via de ordem inferior ou superior. Nesta classe de proteção uma SNC principal, em caso de falha ou degradação de desempenho, é substituída por uma SNC de proteção. A proteção de SNC também não precisa ser utilizada em todos os VCs contidos em uma seção de multiplexação ou em um VC-4. Para a proteção de SNC não são padronizados um protocolo APS nem um tempo máximo de comutação. A arquitetura de proteção é sempre 1+1. Há dois esquemas de proteção de SNC, que podem ser simplificados assim explicados: com Monitoração Inerente protege contra falhas (perda de sinal) na SNC e com Monitoração Não-Intrusiva protege contra falhas e degradação de desempenho na SNC, utilizando funções de supervisão de conexão adicionadas aos NEs de terminação da SNC.

Apesar de em princípio a proteção de SNC aplicar-se a qualquer arquitetura de rede, seu uso é freqüente em anéis unidirecionais. Neste caso seu funcionamento é bastante simples: o VC protegido é enviado em ambos os sentidos do anel pelo nó de origem da SNC e um dos dois VCs é selecionado pelo nó de terminação da SNC, sendo que as vias são comutadas individual e unidirecionalmente com base em informações puramente locais ao NE em que é terminada a SNC.

CAPÍTULO 3:

REDES EM MALHA COM RESTABELECIMENTO

Quando se adota a estratégia de restabelecimento para aumentar a disponibilidade da rede da SDH, qualquer capacidade disponível entre os nós pode ser usada para restabelecer o tráfego afetado por falha. Portanto, alguma porcentagem da capacidade da rede, denominada *capacidade de reserva*, deve ser reservada para o re-roteamento do tráfego principal.

Caso a topologia física da rede seja razoavelmente bem conectada, o restabelecimento é a mais eficiente técnica de aumento de disponibilidade de tráfego em termos de capacidade de reserva requerida quando comparado a mecanismos de proteção. Por exemplo, quando todos os nós da rede são alcançáveis através de ao menos três rotas físicas disjuntas, a quantidade de capacidade de reserva em cada enlace necessária para restabelecer o tráfego afetado por qualquer falha simples de enlace seria de aproximadamente 33%. Falhas múltiplas de enlaces ou falha de nó necessitariam de uma maior capacidade de reserva.

Define-se *conectividade* de uma rede em malha com N nós conectados através de M enlaces bidirecionais ponto-a-ponto como o número médio de enlaces chegando a cada nó da rede, ou seja:

$$\text{conectividade} = 2 \cdot M / N,$$

uma vez que cada enlace conecta dois nós distintos. Conectividade, portanto, é a medida do número médio de rotas possíveis entre pares de nós na rede.

Por exemplo, uma rede com N nós totalmente conectada, onde todos os nós se conectam entre si através de enlaces, possui conectividade $N-1$ e uma rede em anel possui conectividade 2. Redes totalmente conectadas se justificam quando o volume de tráfego entre cada par de nós é próximo à capacidade total do enlace. A Figura 3.1 ilustra uma rede em malha com 5 nós e 8 enlaces, ou seja, com conectividade 3,2. Tipicamente redes metropolitanas de maior porte possuem uma conectividade entre 3 e 5. Quanto maior a conectividade da rede em malha menor a capacidade de reserva requerida para o restabelecimento do tráfego.

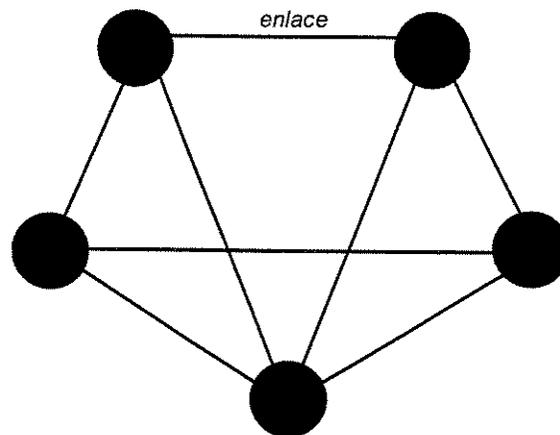


Figura 3.1: Rede em Malha com Conectividade 3,2

3.1 CRITÉRIOS PARA SELEÇÃO DE ROTEAMENTO ALTERNATIVO

Mecanismos de restabelecimento podem ser implementados com algoritmos de complexidade variável. Em geral quanto mais flexível o restabelecimento, mais complexo o seu algoritmo.

Quanto aos critérios para seleção das rotas alternativas para os VCs, os métodos implementados podem genericamente ser descritos pelas seguintes características: controle do processo de restabelecimento (centralizado ou distribuído), nível de restabelecimento do sinal (enlace ou via) e planejamento da rota alternativa (pré-planejado ou dinâmico) [Bel].

a) **Controle do Processo de Restabelecimento**

- Na estratégia que utiliza *controle centralizado* (Figura 3.2a) há um controlador central que concentra informações sobre mapas de conectividade e facilidades de transporte reservadas de todos os nós da rede. Quando ocorre uma falha, o controlador central é informado e escolhe a rota alternativa baseado nas últimas informações sobre a rede. Este controlador pode ou não estar integrado ao centro de gerenciamento da rede SDH.
- Na estratégia que utiliza *controle distribuído* (Figura 3.2b) é necessário um controlador para cada equipamento SDXC. Este controlador pode ser externo ou interno ao equipamento. Cada controlador armazena informações sobre as facilidades de transporte em uso e reservadas de cada enlace que chega ao equipamento. Quando uma falha é detectada, um dos equipamentos afetados começa a procurar enlaces ou vias alternativas para restabelecer o tráfego afetado usando informações locais armazenadas em cada um dos equipamentos. Um algoritmo para controle distribuído pode ser encontrado em [Has].

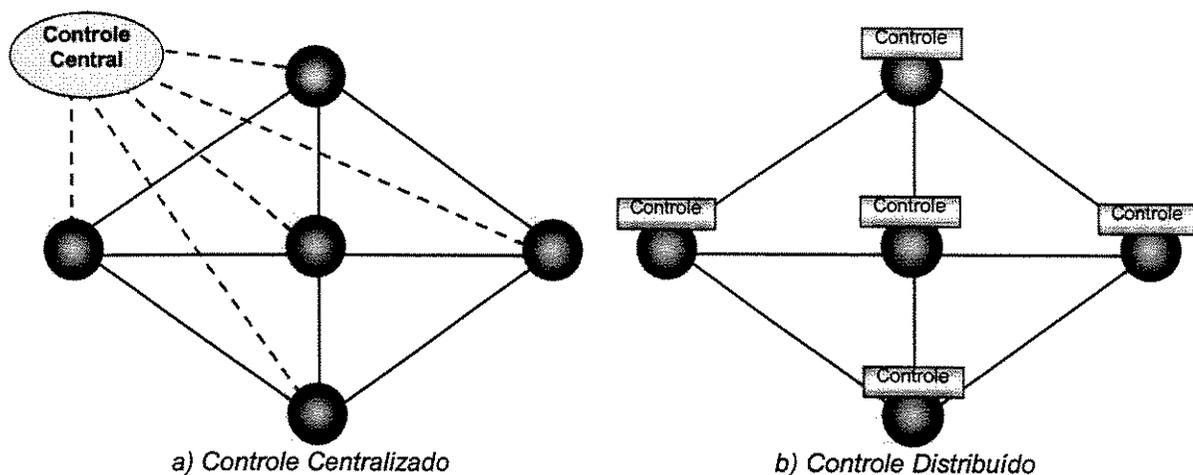


Figura 3.2: Controle do Processo de Restabelecimento

b) Nível de Restabelecimento do Sinal

- No **restabelecimento de enlace** todos os VCs em uso que passam pelo enlace em falha são re-roteados através de rotas alternativas que restabelecem as facilidades de transporte entre os nós de terminações deste enlace. Ou seja, os nós que detectam a falha são responsáveis pelo início do processo de restabelecimento. A Figura 3.3a mostra um exemplo de restabelecimento de enlace.
- No **restabelecimento de via** todos os VCs em uso que passam pelo enlace em falha são re-roteados através de uma rota alternativa que restabelece as facilidades de transporte entre os nós de terminação de suas respectivas vias dentro da rede em malha. A Figura 3.3b mostra um exemplo de restabelecimento de via.

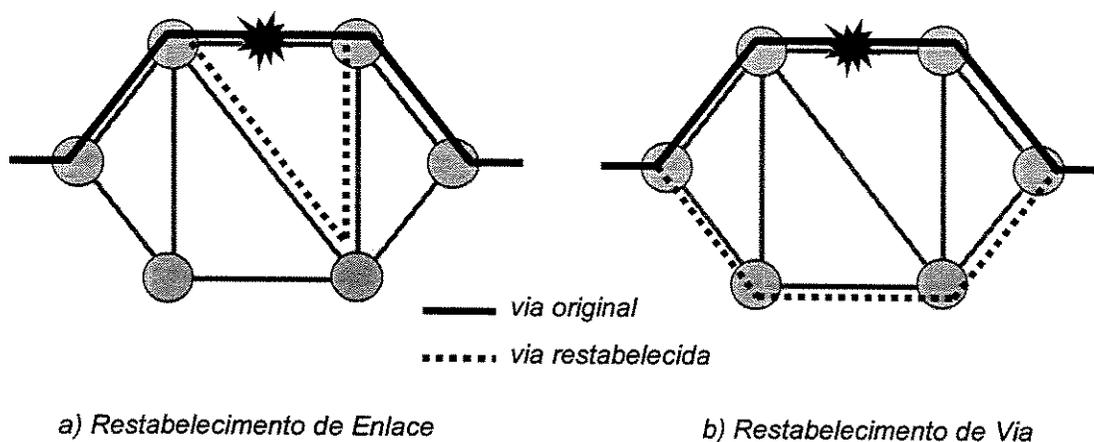


Figura 3.3 - Nível de Restabelecimento do Sinal

As principais vantagens de restabelecimento de enlace sobre restabelecimento de via são o menor tempo para re-roteamento dos VCs, maior facilidade de implementação e capacidade de isolamento de falha, uma vez que os SDXCs devem achar rotas alternativas apenas entre um par de nós e normalmente apenas equipamentos localizados próximos ao enlace em falha são afetados por ações de restabelecimento. Por outro lado, aplica-se principalmente para falha de enlace, uma vez que uma falha de nó implicaria no início do processo de restabelecimento entre vários pares de nós ao mesmo tempo, como se houvesse a falha simultânea de vários enlaces da rede.

A Figura 3.4 mostra um exemplo do mau aproveitamento da capacidade de reserva da rede quando utilizado restabelecimento de enlace: o tráfego entre os nós 1 e 5 é duplicado no enlace 3-5, passando uma vez pela capacidade principal e outra pela capacidade de reserva. Esta duplicação do tráfego em um mesmo enlace não ocorreria no caso de restabelecimento de via.

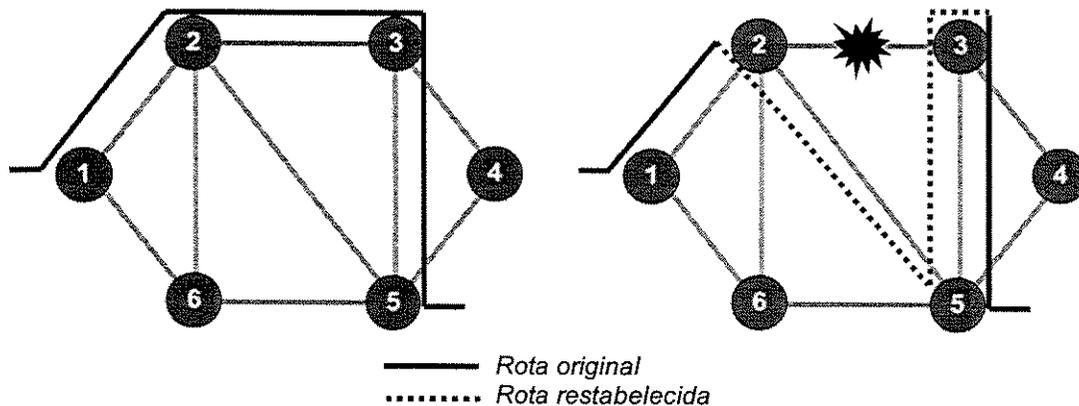


Figura 3.4: Uso de Capacidade de Reserva para Restabelecimento de Enlace

Restabelecimento de via requer a determinação de todas as vias de VCs afetadas pela falha da rede com seus respectivos nós de terminação. É um processo mais lento mas tende a ser mais eficiente em termos de utilização da capacidade da rede [Van] e aplica-se igualmente bem para falha de enlace e de nó.

Comparando-se restabelecimento de via, de enlace e proteção em anel bidirecional, a primeira técnica requer menos capacidade de reserva que a segunda e esta menos que a terceira para uma dada disponibilidade de serviço.

c) *Planejamento do Enlace ou Via Alternativa*

- No *método pré-planejado* o controlador, central ou distribuído, possui todas ou a maioria das informações relacionadas ao restabelecimento da rede para todos os cenários de falha pré-planejados. Os correspondentes mapas de roteamento de VCs são pré-calculados e armazenados no sistema de controle, sendo oportunamente carregados nos equipamentos SDXCs. Normalmente agiliza o processo de restabelecimento mas requer um elaborado

esquema de atualização de banco de dados e de re-cálculo de tabelas de roteamento como resultado de novos provisionamentos de tráfego na rede.

- No *método dinâmico* o sistema de controle toma a decisão de re-roteamento com base nas condições da rede (configuração, capacidades de reserva, tipo de falha etc.) no momento da falha. Requer troca constante de mensagens entre os nós da rede e o sistema de controle, as quais devem conter informações sobre a ocupação da rede (nós e enlaces) para que rotas alternativas possam ser determinadas quando da ocorrência de falha.

Para efeito de dimensionamento das redes em malha, objetivo deste trabalho, apenas o critério referente ao nível de restabelecimento é pertinente. Os demais não impactam o dimensionamento da rede.

3.2 CARACTERIZAÇÃO DOS NÓS

Em uma rede em malha da SDH cada nó corresponde a um equipamento SDXC, que pode ser representado por uma ou mais matrizes de roteamento de VCs e vários *módulos de terminação MTs* da SDH e PDH, conforme mostra a Figura 3.5. Cada MT monta o sinal de linha SDH ou PDH a partir da multiplexação de VCs oriundos de uma matriz de roteamento. Portanto, um MT realiza as funções de multiplexação de sinais elétricos (VCs) e de interface de linha. Um MT pode ser utilizado na derivação local de sinais da SDH ou PDH ou na geração de sinais de linha da SDH para conectar equipamentos SDXCs da rede em malha.

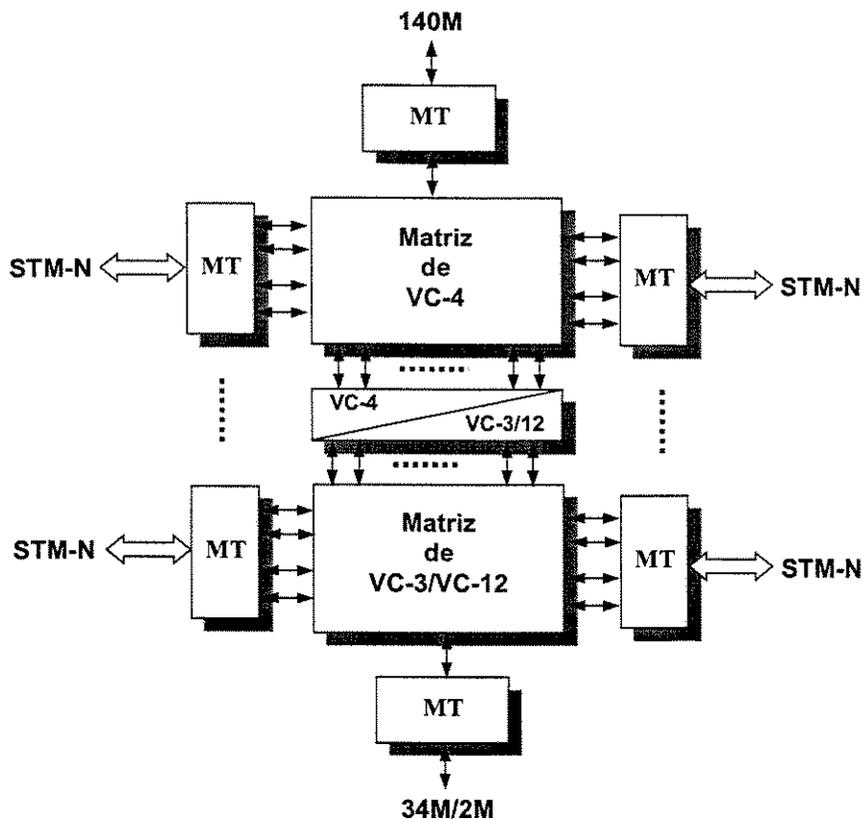


Figura 3.5: Diagrama em Blocos de um SDXC

Normalmente uma matriz de roteamento é composta de vários *módulos de roteamento MRs*, cada um deles recebendo um número fixo de VCs. Deste modo, a matriz pode crescer modularmente até um determinado limite suportado pelo SDXC. Por exemplo, cada MR poderia tratar 8 VC-4s e a matriz de roteamento poderia ser composta de 1 a 16 MRs, chegando a uma capacidade máxima de roteamento de 128 VC-4s. Caso se considere que o número de VCs tratados por cada MR é muito menor que a capacidade total da matriz e que o custo de se anexar um novo MR à matriz independe de sua capacidade, conclui-se que o custo de uma matriz de roteamento cresce de modo aproximadamente linear com o número de portas de VCs.

Já o custo dos MTs que geram sinais de linha da SDH depende da ordem dos VCs (superior ou inferior) a serem multiplexados e da hierarquia STM-N utilizada.

Além dos blocos básicos mostrados na Figura 3.5, há também blocos responsáveis pelas funções de alimentação, gerência e sincronismo do equipamento e eventualmente pela função de controle distribuído de restabelecimento. Normalmente as matrizes de roteamento e as funções de

alimentação, gerência e sincronismo são duplicadas, o que torna o equipamento bastante imune a falhas.

Tanto VCs de ordem superior (VC-4) quanto VCs de ordem inferior (VC-3 ou VC-12) podem ser re-roteados para fins de restabelecimento de tráfego. No primeiro caso, o número de VCs tratados pela rede tende a ser menor e conseqüentemente o tempo de restabelecimento tende a ser menor.

3.3 CARACTERIZAÇÃO DOS ENLACES

Os SDXCs são interconectados por enlaces compostos por um ou mais sistemas STM-N, onde um sistema STM-N é composto por dois módulos MTs (um em cada SDXC) gerando um sinal de linha STM-N mais um par de fibras de conexão. A Figura 3.6 ilustra dois equipamentos SDXC (nós A e B) conectados por y sistemas STM-N através de um cabo óptico (enlace).

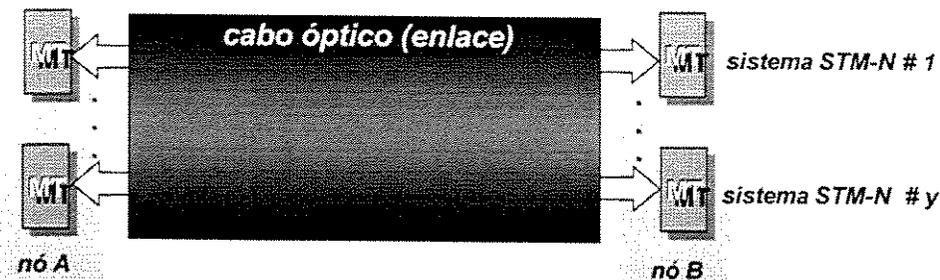


Figura 3.6: Enlace Composto por y Sistemas STM-N

Para o dimensionamento completo da rede em malha com restabelecimento devem ser determinadas as capacidades totais de todos os enlaces da rede em termos do número de sistemas STM-N. Estas, por sua vez, podem ser divididas em três componentes:

- **Capacidade principal:** destinada ao roteamento de VCs do tráfego principal em situação normal (sem falha);
- **Capacidade de reserva:** destinada ao roteamento alternativo de VCs de restabelecimento na ocorrência de falha;

- **Capacidade ociosa:** capacidade não utilizada, seja pelo tráfego principal ou para o restabelecimento de tráfego. Surge devido à modularidade dos sistemas STM-N.

A Figura 3.7 apresenta as três componentes de capacidade de um enlace.

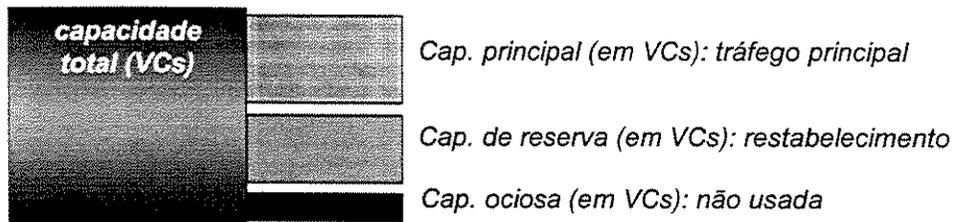


Figura 3.7: Componentes de Capacidade nos Enlaces

Estudos sobre dimensionamento de redes em malha com restabelecimento tratam basicamente do dimensionamento destas três componentes. Podem ser divididos em dois grupos quanto ao método utilizado para minimizar a capacidade total da rede:

- A capacidade principal é previamente determinada roteando-se o tráfego principal geralmente pelo caminho mínimo entre os nós origem e destino da demanda, embora haja métodos alternativos de determinação de caminhos que chegam a melhores resultados [Ann]. Preocupa-se apenas com a alocação otimizada das capacidades de reserva e ociosa [Chu, Gro, Her1, Her2, Med, Sak, Van, Ven, Yam].
- As três capacidades são otimizadas conjuntamente [Ira, Her3, Pop]. Implica em um número muito maior de variáveis no modelo da rede e em heurísticas mais sofisticadas, porém chega normalmente a melhores resultados.

3.4 TIPO DE RESTABELECIMENTO MODELADO

Neste trabalho será adotado restabelecimento de enlace limitado à ocorrência de falha simples de enlace, evento de falha mais comum em redes. Falha de enlace pode resultar do

rompimento do cabo óptico ou de falha dos MTs. Ao se dimensionar a capacidade de reserva da rede para falha de enlace, considera-se que todos os sistemas STM-N do respectivo enlace falham ao mesmo tempo. Logicamente a eventualidade de falha de um número menor de sistemas STM-N também estará coberta por este dimensionamento. Falhas de nó são menos comuns devido à alta confiabilidade dos SDXCs e não serão consideradas.

Para a estratégia de restabelecimento de enlace, há duas abordagens para a geração de restrições responsáveis pelo dimensionamento das capacidades de reserva:

- Restrições baseadas em um conjunto de cortes de rede após a falha de um enlace [Pop, Sak, Ven]: o enlace em falha é retirado da rede e todos os cortes que dividem a nova subrede em dois conjuntos de nós, tal que os nós de terminação do enlace em falha permaneçam em conjuntos distintos, devem possuir uma capacidade de reserva total (soma das capacidades de reserva dos enlaces que constituem o corte) no mínimo igual à capacidade principal originalmente existente no enlace em falha. O número de restrições cresce exponencialmente com o tamanho da rede. Uma característica desta abordagem é que não existe restrição quanto à extensão das rotas alternativas de restabelecimento: todas as rotas possíveis são consideradas para o restabelecimento do tráfego afetado por falha.
- Restrições baseadas em um conjunto de k-caminhos pré-definidos entre os nós de terminação do enlace em falha [Gro]: o tráfego principal deste enlace deve ser restabelecido através das capacidades de reserva destes k-caminhos. Antes de se determinar as capacidades de reserva, estes caminhos devem ter sido estabelecidos através de um algoritmo que ache os k-caminhos mínimos entre cada par de nós conectados por um enlace. Nesta abordagem pode-se adotar um limite para a máxima extensão permitida para as rotas alternativas, evitando rotas muito longas. Algoritmos para encontrar estes k-caminhos podem ser achados em [Cho, Mac].

A primeira abordagem normalmente chega a soluções com menor capacidade de reserva, embora possa ser possível determinar os k-caminhos da segunda abordagem de modo a se

conseguir resultados muito próximos aos da primeira [Dun]. A primeira abordagem será utilizada no modelo.

O objetivo do modelo a ser desenvolvido no Capítulo 4 é minimizar o custo dos equipamentos instalados na rede, minimizando o custo (número) de sistemas STM-N. Desta forma, estará sendo minimizado o número de portas de VCs das matrizes de roteamento e indiretamente o seu custo, obtendo assim a minimização do custo total dos equipamentos SDXCs.

3.5 PROTEÇÃO X RESTABELECIMENTO

Caso a rede em malha utilize proteção linear de seção de multiplexação em cada enlace, o tempo de comutação a partir da detecção de uma falha seria no máximo de 50ms. Por outro lado, este mecanismo de aumento de disponibilidade requer uma alta capacidade de reserva da rede (cinquenta por cento). O planejamento da capacidade de reserva em sistemas com proteção é bastante simples devido ao seu comportamento determinístico. No caso de redes em anel a grande dificuldade do planejador é a definição da arquitetura da rede (número e estrutura dos anéis) que minimize o custo da solução, normalmente determinada a partir da maximização dos tráfegos principais intra-anéis. Uma vez definidas a arquitetura e as capacidades principais, a alocação da capacidade de reserva é direta. Quando a capacidade máxima do anel é atingida, a adição de novos circuitos requer a superposição de um segundo anel e assim sucessivamente. Os anéis superpostos não necessitam possuir todos os arcos e nós comuns. Este procedimento não facilita a evolução gradual da rede, implicando em um investimento excessivo para a sua atualização. O retorno do tráfego à operação normal em sistemas protegidos pode ser disponibilizado automaticamente através do modo reversível de operação.

Utilizando a estratégia de restabelecimento, a capacidade de roteamento dos equipamentos SDXCs é utilizada para restabelecer o tráfego afetado por falha na rede, o que demanda um tempo maior para o roteamento alternativo dos VCs afetados mas requer uma menor capacidade de reserva da rede. Ou seja, o tempo de resposta do restabelecimento é mais lento que o de proteção devido à sua alta versatilidade na recuperação de tráfego e sua eficiência na alocação de capacidade de reserva. Atualmente mecanismos de restabelecimentos centralizados

são capazes de restabelecer tráfego em um tempo entre 10 segundos e algumas dezenas de minutos, dependendo de como é implementada a estratégia de restabelecimento. Quando se utilizam controle distribuído, restabelecimento de enlace e pré-planejamento de rotas alternativas o tempo de resposta do restabelecimento tende a ser menor [Joh].

As questões do dimensionamento das capacidades principal e de reserva e do retorno à operação normal são substancialmente mais complexas que em redes com proteção.

Como já visto, a principal vantagem do restabelecimento é o uso econômico da capacidade de reserva. Por sua vez, o dimensionamento da capacidade de reserva é tarefa bastante complexa caso realizada manualmente. Na melhor das hipóteses, isto resultaria em ineficiência na utilização da capacidade da rede. **Assim, um mecanismo automatizado para a determinação da capacidade de reserva é uma necessidade para redes em malha com restabelecimento. Este é exatamente o objectivo deste trabalho.**

Outra vantagem do restabelecimento é a flexibilidade trazida à rede. Por exemplo, quando uma rede em malha com restabelecimento de enlace precisa ser ampliada, somente alguns enlaces necessitam ter seu número de sistemas STM-N aumentado. Este aumento da capacidade principal dos enlaces deve ocorrer com a conseqüente ampliação da capacidade de reserva necessária para o restabelecimento do tráfego.

Estratégia de restabelecimento tem se mostrado uma alternativa interessante em termos de custo para redes onde a demanda e a conectividade são altas. Embora ainda sem padronização, há atualmente no mercado produtos disponíveis que oferecem restabelecimento de tráfego implementado de maneira proprietária.

CAPÍTULO 4:

DESENVOLVIMENTO DO MODELO

Neste capítulo será desenvolvido um modelo matemático para redes em malha da SDH. Algumas hipóteses foram estabelecidas:

- O tráfego principal é simétrico, uma vez que as redes modeladas são tipicamente de entroncamento entre centros de fios e transportam sinais de alta capacidade compostos da multiplexação de centenas de sinais de serviço;
- Cada nó é terminação de no mínimo dois enlaces da rede (nó bi-conectado). Assim, existe ao menos um caminho alternativo para o restabelecimento da demanda afetada por falha de enlace;
- O roteamento permite a divisão de demanda, ou seja, a demanda entre dois nós pode ser atendida através do estabelecimento de mais de uma via entre eles;
- São conhecidas a matriz de interesse de tráfego entre os nós, a localização dos nós e enlaces (cabos de fibras) da rede e a modularidade do sistema STM-N utilizado (número de VCs transportado pelo STM-N);

- Cada nó da rede corresponde a um equipamento SDXC instalado em um centro de fios distinto;
- Não há qualquer restrição quanto ao número de fibras disponíveis por enlace.

4.1 REDE UTILIZADA PARA O DESENVOLVIMENTO DO MODELO

Foi utilizada como estudo de caso uma rede em malha com $n=5$ nós, a partir de dados fornecidos por uma companhia operadora que desejava o dimensionamento de uma rede em malha com restabelecimento de enlace.

Cada nó da rede corresponde a um equipamento SDXC, os quais se interligam através de enlaces bidirecionais STM-16. A rede é totalmente malhada, ou seja, todos os nós interligam-se entre si. Tem-se portanto $m = n \cdot (n - 1) / 2 = 10$ enlaces, resultando em uma rede com conectividade 4, bem adequada ao uso de restabelecimento de tráfego. Os *enlaces l* são numerados de 1 a 10 conforme mostra a Figura 4.1, onde também é apresentado o interesse de tráfego em VC-4s entre os nós.

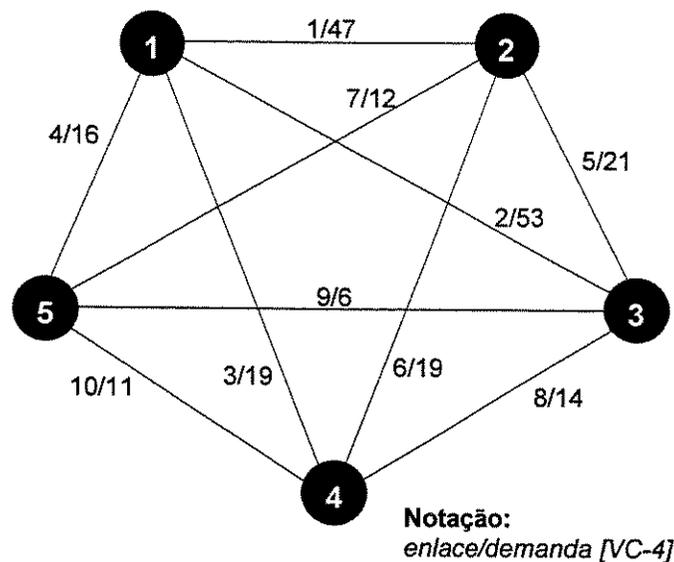


Figura 4.1: Rede Estudada

A cada enlace l foram associadas as capacidades:

principal P_l : número de VC-4s ocupados pelo tráfego principal;

de reserva R_l : número de VC-4s reservados para o restabelecimento do tráfego;

total T_l : número de sistemas STM-16 .

Como este dimensionamento foi realizado manualmente, não houve a preocupação de se separar a capacidade ociosa da capacidade de reserva. Ou seja, a capacidade ociosa está incluída na de reserva.

As capacidade principais dos enlaces foram determinadas roteando-se os VC-4s pelo caminho mínimo entre os nós origem e destino, que corresponde aos enlaces diretos entre os nós. As capacidades de reserva foram determinadas considerando-se o rompimento de um enlace por vez e tentando-se balancear a folga nos demais enlaces de modo a restabelecer todo o tráfego de VC-4 afetado pela falha. Para o cálculo da capacidade de reserva tentou-se aproveitar na medida do possível a modularidade do sistema STM-16. É bom ressaltar que este método manual de alocação de capacidade de reserva é baseado em tentativas, apresentando múltiplas alternativas de solução e conseqüentemente muito trabalho para a obtenção de um bom resultado. A solução encontrada manualmente é apresentada na Tabela 4.1.

| Enlace l | P_l [VC-4] | R_l [VC-4] | T_l [STM-16] |
|---------------------|---------------------|---------------------|---------------------|
| 1 | 47 | 17 | 4 |
| 2 | 53 | 11 | 4 |
| 3 | 19 | 13 | 2 |
| 4 | 16 | 32 | 3 |
| 5 | 21 | 27 | 3 |
| 6 | 19 | 13 | 2 |
| 7 | 12 | 36 | 3 |
| 8 | 14 | 18 | 2 |
| 9 | 6 | 26 | 2 |
| 10 | 11 | 5 | 1 |
| Total (%) | 218 52,4% | 198 47,6% | 26 100,0% |

Tabela 4.1: Solução Obtida Manualmente

Nota-se que apenas 52,4% da capacidade total da rede deve ser destinada à capacidade

principal. Este valor está próximo do fator de ocupação de redes que utilizam a estratégia de proteção (50%). O custo total da solução corresponde a 26 sistemas STM-16.

A seguir foram analisadas duas alternativas para modelar a rede em questão, sempre considerando restabelecimento de enlace. Na primeira alternativa (modelo M1), com o tráfego principal roteado através do caminho mínimo entre os nós origem e destino da demanda, as capacidades de reserva e ociosa eram alocadas aos enlaces objetivando minimizar o número de sistemas STM-16 na rede. Na segunda alternativa (modelo M2), as capacidades principais, de reserva e ociosa dos enlaces eram consideradas conjuntamente para minimizar o custo da rede.

Adotou-se a abordagem baseada em um conjunto de cortes para a geração de restrições de dimensionamento da capacidade de reserva. A característica desta abordagem é o fato de todos os caminhos possíveis entre os nós adjacentes ao enlace em falha serem considerados para o roteamento da demanda afetada. No entanto, o número de restrições geradas pode ser bastante elevado, como será mostrado no próximo item.

4.2 RESTRIÇÕES DE ALOCAÇÃO DE CAPACIDADE DE RESERVA

Seja a rede de telecomunicações representada pelo grafo $G(N,M)$, onde N denomina o conjunto de n nós e M o conjunto de m arcos não direcionados. Os nós representam os equipamentos SDXC e os arcos não direcionados representam os enlaces compostos de sistemas STM-N. Considere-se que:

$$l = \{s,t\} \equiv \{t,s\} \quad (\text{enlace interligando os nós } s \text{ e } t);$$

$$G \setminus l = \text{subrede } G(N, M - l) = \text{subrede onde o enlace } l \text{ foi eliminado.}$$

Um *corte s-t* (com $s \neq t$) é definido em $G \setminus l$ por dois conjuntos de nós, S e T , tal que:

$$s \in S, t \in T, S \cap T = \emptyset \text{ e } S \cup T = N.$$

A cada enlace $l = \{s,t\}$ é associado um *Conjunto de Cortes s-t* CC_l . Para cada corte $s-t$ haverá uma distribuição distinta dos $(N - 2)$ nós da rede entre os dois conjuntos S e T . Portanto, para o arco $l = \{s,t\}$ o número máximo de cortes pertencentes ao conjunto CC_l é dado por:

$$\text{N}^{\circ} \text{ de cortes } s-t = \sum_{k=0}^{n-2} C_{n-2,k} = \sum_{k=0}^{n-2} \frac{(n-2)!}{k!(n-2-k)!} = 2^{n-2},$$

onde $C_{n-2,k}$ = combinação de $(n-2)$ nós k a k .

Como a rede é constituída de m enlaces, o número total de cortes do problema, considerando a ocorrência de falha em cada um dos enlaces de rede, é dado por:

$$\text{Número total de cortes} = m \cdot 2^{n-2}$$

Um corte $s-t$ pode alternativamente ser representado pelo *conjunto* $[S,T]$ de enlaces $l'=\{i,j\}$ tal que $i \in S$ e $j \in T$. Adotando-se como capacidade máxima de cada enlace l' a sua capacidade de reserva $R_{l'}$, a *capacidade cap* $[S,T]$ de um corte $s-t$ é definida como:

$$\text{cap}[S,T] = \sum_{l' \in [S,T]} R_{l'}$$

Seja P_l a capacidade ocupada pelo tráfego principal no enlace $l=\{s,t\}$. Estando o enlace l em falha, o seu completo restabelecimento só será possível caso $\text{cap}[S,T] \geq P_l$ para os 2^{n-2} cortes $s-t$ [Sak]. Estas condições entrarão no modelo de rede como restrições de capacidades de reserva mínimas dos enlaces l' em $G \setminus l$ para o pleno restabelecimento do tráfego principal em l . Análise semelhante é realizada considerando-se falhas não simultâneas em cada um dos m enlaces da rede. Para uma rede totalmente malhada, com todos os nós conectados diretamente, nunca ocorrerá de um corte gerar um conjunto A de enlaces e um outro corte gerar um conjunto de B enlaces tal que $A \subset B$. No entanto, quando a rede não é totalmente malhada ocorrem cortes tais que $A \subset B$. Neste caso, o corte que gera um conjunto B não irá inserir uma restrição no modelo, uma vez que o atendimento da restrição gerada a partir de A implica obrigatoriamente no atendimento da restrição gerada a partir de B . Redes encontradas na prática normalmente possuem uma conectividade baixa e esta situação ocorre.

Como um exemplo, a Figura 4.2 mostra uma rede malhada de 5 nós onde há falha no enlace 1. A Tabela 4.2 apresenta todos os cortes associados ao enlace em falha em duas situações:

com o enlace 4 (rede totalmente malhada) e sem o enlace 4.

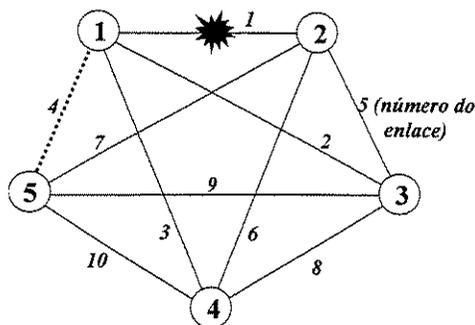


Figura 4.2: Exemplo de Rede

| | S | T | Conj. Enlaces (com enlace 4) | Conj. Enlaces (sem enlace 4) |
|---------|---------|---------|---------------------------------|---------------------------------|
| corte 1 | 1 | 2,3,4,5 | 2,3,4 | 2,3 |
| corte 2 | 1,3 | 2,4,5 | 3,4,5,8,9 | 3,5,8,9 |
| corte 3 | 1,4 | 2,3,5 | 2,4,6,8,10 | 2,6,8,10 |
| corte 4 | 1,5 | 2,3,4 | 2,3,7,9,10 | 2,3,7,9,10 |
| corte 5 | 1,3,4 | 2,5 | 4,5,6,9,10 | 5,6,9,10 |
| corte 6 | 1,3,5 | 2,4 | 3,5,7,8,10 | 3,5,7,8,10 |
| corte 7 | 1,4,5 | 2,3 | 2,6,7,8,9 | 2,6,7,8,9 |
| corte 8 | 1,3,4,5 | 2 | 5,6,7 | 5,6,7 |

Tabela 4.2: Cortes Associados ao Enlace 1

Quando se considera a rede totalmente conectada (incluindo o enlace 4), cada corte gera uma restrição independente para o dimensionamento da capacidade de reserva. Ao retirar-se o enlace 4 haverá ainda oito cortes associados ao enlace 1 em falha. No entanto o corte 4 geraria uma restrição supérflua em relação ao corte 1, uma vez que como o conjunto de enlaces do corte 4 possui todos os enlaces do conjunto de enlaces do corte 1 mais três enlaces adicionais, sua capacidade seria sempre maior ou igual à capacidade do corte 1. Ocorre assim a geração de sete condições restritivas e não de oito. Quando o enlace 1 falhar, para que todo o tráfego principal seja restabelecido as capacidades totais de reserva de cada um dos sete cortes geradores de restrições deverão ser maiores ou iguais à capacidade principal afetada. As sete restrições seriam:

- corte 1: $R_2 + R_3 \geq P_1$
- corte 2: $R_3 + R_5 + R_8 + R_9 \geq P_1$
- corte 3: $R_2 + R_6 + R_8 + R_{10} \geq P_1$
- corte 5: $R_5 + R_6 + R_9 + R_{10} \geq P_1$
- corte 6: $R_3 + R_5 + R_7 + R_8 + R_{10} \geq P_1$
- corte 7: $R_2 + R_6 + R_7 + R_8 + R_9 \geq P_1$
- corte 8: $R_5 + R_6 + R_7 \geq P_1$

No entanto, apesar de nem todos os $m \cdot 2^{n-2}$ cortes acrescentarem condições restritivas ao dimensionamento da capacidade de reserva, mesmo assim o número de restrições geradas por

cortes em redes de grande porte pode ser excessivamente alto e dificultar o desenvolvimento do modelo.

Caso se considere que o número de restrições cresça exponencialmente com o tamanho (número de nós e enlaces) da rede, torna-se difícil a utilização desta estratégia de alocação de capacidades de reserva, a menos que algum método de geração automática de restrições associadas a cortes seja utilizado. Para a rede em questão, por exemplo, haverá 8 cortes associados a cada enlace, resultando em um total de 80 cortes para a rede. Cada corte corresponderá a uma restrição do modelo.

4.3 MODELO M1: ALOCAÇÃO DA CAPACIDADE DE RESERVA

A capacidade total de um enlace divide-se entre as capacidades principal, de reserva e ociosa. O modelo M1 trata da alocação das capacidades de reserva e ociosa, buscando minimizar o número de sistemas STM-N na rede e corresponde a um problema de Programação Linear Inteira (PLI). O tráfego principal, responsável pelas capacidades principais dos enlaces, é determinado a priori utilizando o caminho mínimo entre os dois nós de terminação de cada demanda. O modelo de otimização é apresentado a seguir:

Notação:

| | |
|--------|---|
| N | conjunto de nós; |
| M | conjunto de enlaces l (arcos não direcionados); |
| C_l | custo de um sistema STM-N no enlace l : adotou-se $C_l = 1$ para todo l ; |
| T_l | número de sistemas STM-N no enlace l ; |
| P_l | capacidade principal de VCs no enlace l ; |
| R_l | capacidade de reserva de VCs no enlace l ; |
| O_l | capacidade ociosa de VCs no enlace l ; |
| W | constante positiva para ponderar o segundo termo da função objetivo; |
| Mod | modularidade do sistema STM-N: número de VCs que compõem o sistema STM-N; |
| CC_l | conjunto de cortes associados ao enlace l ; |

h_l porcentagem da capacidade principal do enlace l que deve ser restabelecida em caso de falha ($0 \leq h_l \leq 1$): adotou-se $h_l = 1$ para todo l .

Modelo M1:

$$\text{Minimizar:} \quad \sum_{l \in M} C_l \cdot T_l - W \cdot \sum_{l \in M} O_l \quad (4.1a)$$

Sujeito às Restrições (S.a.R.):

$$R_l = Mod \cdot T_l - P_l - O_l; \quad l \in M \quad (4.1b)$$

$$\sum_{l' \in \text{corte } q} R_{l'} \geq h_l \cdot P_l; \quad \text{corte } q \in CC_l, l \in M \quad (4.1c)$$

$$R_l \geq 0; \quad l \in M \quad (4.1d)$$

$$T_l, O_l = \text{variáveis inteiras não negativas}; \quad l \in M \quad (4.1e)$$

A função objetivo (4.1a) do modelo possui dois termos, sendo que o primeiro busca minimizar o custo total dos sistemas STM-N. Como a alta modularidade do sistema STM-N facilita a existência de múltiplas soluções ótimas quanto ao custo, incluiu-se um segundo termo na função objetivo para selecionar, dentre as soluções de custo mínimo, aquela que maximize a capacidade ociosa na rede. Este segundo termo é ponderado pela constante W , de forma a priorizar a minimização do número de sistemas STM-N na rede. Fixou-se $W=1/(10 \cdot Mod)$. A capacidade ociosa pode ser utilizada, por exemplo, para a transmissão de tráfego não prioritário.

As restrições: (4.1b) garantem que a soma das capacidades principal (pré-definida), de reserva e ociosa de cada enlace seja igual a um múltiplo inteiro da modularidade do sistema STM-N; (4.1c) correspondem ao conjunto de restrições de alocação de capacidade de reserva e fazem com que a soma das capacidades de reserva dos enlaces de cada um dos cortes associados a um determinado enlace l seja superior à capacidade principal deste enlace; (4.1d) garantem a não negatividade das variáveis R_l e (4.1e) garantem a não negatividade e integralidade das variáveis T_l e O_l .

O PLI correspondente ao modelo M1 foi rodado utilizando-se o resolvidor *Large-Scale LP Solver (Frontline Systems)*, o qual trabalha como uma ferramenta da planilha Excel (*Microsoft*). O resolvidor operou com uma tolerância de 2%, ou seja, a solução inteira encontrada está no máximo 2% acima da solução inteira ótima. A solução obtida é apresentada na Tabela 4.3.

| Enlace | P_i | R_i | O_i | T_i |
|--------------|------------|------------|-----------|-----------|
| i | [VC-4] | [VC-4] | [VC-4] | [STM-16] |
| 1 | 47 | 8 | 9 | 4 |
| 2 | 53 | 2 | 9 | 4 |
| 3 | 19 | 29 | | 3 |
| 4 | 16 | 16 | | 2 |
| 5 | 21 | 27 | | 3 |
| 6 | 19 | 16 | 13 | 3 |
| 7 | 12 | 4 | | 1 |
| 8 | 14 | 16 | 2 | 2 |
| 9 | 6 | 10 | | 1 |
| 10 | 11 | 2 | 3 | 1 |
| Total | 218 | 130 | 36 | 24 |
| (%) | 56,8% | 33,9% | 9,4% | 100,0% |

Tabela 4.3: Solução Obtida pelo Modelo M1

Agora a capacidade principal ocupa 56,8% e a capacidade de reserva 33,9% da capacidade total da rede, representando uma melhoria em relação à solução manual. Ainda em relação à solução manual houve um decréscimo de 7,7% no custo da solução (número de sistemas STM-16). A capacidade ociosa chegou a 9,4% da capacidade total da rede. Ou seja, em termos de capacidade de reserva esta solução já se apresenta bem superior a esquemas tradicionais de proteção (33,9% contra 50%).

4.4 MODELO M2: ROTEAMENTO DO TRÁFEGO PRINCIPAL E ALOCAÇÃO DA CAPACIDADE DE RESERVA

No modelo M1 apenas a alocação das capacidades de reserva e ociosa na rede em malha foram analisadas com o intuito de minimizar o número de sistemas STM-N. Um segundo modelo foi testado, onde a alocação das capacidades principal, de reserva e ociosa foi feita conjuntamente.

Para se determinar o tráfego principal na rede, define-se o grafo $G'(N, M')$, onde N é o conjunto dos n nós da rede e M' o conjunto dos $2 \cdot m$ arcos direcionados. Ou seja, cada arco não direcionado (enlace) $\{i, j\} \equiv \{j, i\}$ em G corresponde a dois arcos direcionados em G' : (i, j) e (j, i) . O arco direcionado (i, j) é definido como o arco que emerge do nó i e incide no nó j . Como o tráfego

a ser roteado é simétrico e os sistemas STM-N são bidirecionais, o roteamento da demanda será determinado em apenas um sentido de transmissão, como se o tráfego fosse unidirecional.

O escoamento do tráfego principal é modelado como um problema de fluxo multiproduto. Normalmente, cada interesse de tráfego entre par de nós representa um produto. Neste caso pode haver até $n \cdot (n-1)/2$ produtos, gerando $2 \cdot m \cdot n \cdot (n-1)/2$ variáveis de fluxo. Como $2 \cdot m \leq n \cdot (n-1)$, o número máximo de variáveis de fluxo corresponde a $(n^2) \cdot (n-1)^2/2$.

Para diminuir o número de variáveis de fluxo no modelo e aproveitando-se do fato do tráfego ser simétrico, optou-se por agrupar os produtos por nó de origem. Tais grupos são denominados *Agregados de Produtos AP*, onde cada AP corresponde à demanda de um determinado nó (nó origem) para todos os demais nós da rede (nós destino). Para tráfego simétrico, o número máximo de APs é $n-1$. Considerando o *número de APs* n_{AP} , o número de variáveis de fluxo para este tipo de problema é dado agora por $2 \cdot m \cdot n_{AP}$. Como $n_{AP} \leq n - 1$, o número máximo de variáveis de fluxo é $n \cdot (n-1)^2$. Assim, ocorre uma queda da ordem de $n/2$ no número de variáveis de fluxo ao se adotar o agrupamento de produtos. Os nós de origem são escolhidos por ordem numérica crescente.

Para a rede em estudo, por exemplo, a Tabela 4.4 mostra os APs gerados com os seus respectivos nós origem e nós destino.

| AP | Nó Origem | Nós Destino |
|----|-----------|-------------|
| 1 | 1 | 2, 3, 4, 5 |
| 2 | 2 | 3, 4, 5 |
| 3 | 3 | 4, 5 |
| 4 | 4 | 5 |

Tabela 4.4: Agregados de Produtos para a Rede Estudada

Foram adicionadas restrições de roteamento do tráfego principal ao modelo M1. O modelo corresponde a um problema de programação linear inteira (PLI) e é descrito a seguir:

Notação:

- N conjunto de nós;
- M conjunto de enlaces l (arcos não direcionados);
- C_l custo de um sistema STM-N no enlace l : adotou-se $C_l = 1$ para todo l ;

- T_l número de sistemas STM-N no enlace l ;
 P_l capacidade principal de VCs no enlace l ;
 R_l capacidade de reserva de VCs no enlace l ;
 O_l capacidade ociosa de VCs no enlace l ;
 W constante positiva para ponderar o segundo termo da função objetivo;
 Mod modularidade do sistema STM-N: número de VCs que compõem o sistema STM-N;
 CC_l conjunto de cortes associados ao enlace l ;
 h_l porcentagem da capacidade principal do enlace l que deve ser restabelecida em caso de falha ($0 \leq h_l \leq 1$): adotou-se $h_l = 1$ para todo l ;
 NAP conjunto de agregados de produtos;
 b_{ik} demanda em VCs do AP k fornecida (b_{ik} positiva) ou requerida (b_{ik} negativa) pelo nó i ;
 X_{ijk} fluxo de tráfego principal de VC para o agregado de produtos k no arco direcionado (i,j) ;

Modelo M2:

$$\text{Minimizar: } \sum_{l \in M} C_l \cdot T_l - W \cdot \sum_{l \in M} O_l \quad (4.2a)$$

S.a.R.:

$$\sum_{j: \{i,j\} \in M} X_{ijk} - \sum_{j: \{j,i\} \in M} X_{jik} = b_{ik}; \quad i \in N, k \in NAP \quad (4.2b)$$

$$X_{jik} = 0; \quad i = \text{nó origem do agregado de produtos } k \quad (4.2c)$$

$$\sum_{k \in NAP} (X_{ijk} + X_{jik}) = P_l; \quad l = \{i,j\}, l \in M \quad (4.2d)$$

$$R_l = Mod \cdot T_l - P_l - O_l; \quad l \in M \quad (4.2e)$$

$$\sum_{l' \in \text{corte } q} R_{l'} \geq h_l \cdot P_l; \quad \text{corte } q \in CC_l, l \in M \quad (4.2f)$$

$$R_l \geq 0; \quad l \in M \quad (4.2g)$$

$$T_l, X_{ijk}, O_l = \text{var. inteiras não negativas}; \quad l \in M, k \in NAP, \{i,j\} \in M \quad (4.2h)$$

A função objetivo (4.2a) é a mesma do modelo M1.

As restrições (4.2b), (4.2c) e (4.2d) são responsáveis pelo roteamento do tráfego principal na rede: (4.2b) são equações de balanceamento de nó, ou seja, a soma do tráfego emergente de um nó é igual à soma do tráfego incidente (originado localmente ou vindo de outros enlaces) neste nó; (4.2c) fixam em zero os fluxos de tráfego incidentes no nó i quando este for o nó origem do respectivo AP; (4.2d) montam a capacidade principal de um enlace como a soma do tráfego principal roteado nos dois sentidos deste enlace para cada AP.

As restrições (4.2e), (4.2f) e (4.2g) são similares às restrições (4.1b), (4.1c) e (4.1d) respectivamente. As restrições (4.2h) de integralidade e não negatividade tiveram o acréscimo das variáveis de fluxo de tráfego X_{ijk} .

O objetivo das restrições (4.2c) é diminuir o número de variáveis de fluxo X_{ijk} a serem tratadas pelo modelo, fixando algumas em zero. Como cada nó é terminação de no mínimo dois enlaces, o número mínimo de variáveis X_{ijk} fixadas em zero será $2 \cdot nAP$. Já uma rede totalmente conectada com demanda de tráfego (bidirecional simétrico) entre todos os pares de nós teria $(n-1)^2$ variáveis X_{ijk} fixadas em zero. Para a rede estudada, 16 variáveis X_{ijk} são fixadas em zero.

Utilizou-se o mesmo resolvidor já mencionado no item anterior, agora operando com tolerância de 4%. Esta foi a menor tolerância suportada pelo microcomputador (Pentium, 100MHz com 48Mbytes de RAM) onde o resolvidor estava instalado. Chegou-se à solução apresentada na Tabela 4.5.

| Enlace I | P_i [VC-4] | R_i [VC-4] | O_i [VC-4] | T_i [STM-16] |
|----------------------------------|------------------------------------|------------------------------------|------------------------------------|--------------------------------------|
| 1 | 45 | 1 | 2 | 3 |
| 2 | 46 | | 2 | 3 |
| 3 | 22 | 23 | 3 | 3 |
| 4 | 22 | 22 | 4 | 3 |
| 5 | 23 | 23 | 2 | 3 |
| 6 | 22 | 5 | 5 | 2 |
| 7 | 13 | 17 | 2 | 2 |
| 8 | 14 | 18 | | 2 |
| 9 | 11 | 5 | | 1 |
| 10 | 11 | | 5 | 1 |
| Total (%) | 229 62,2% | 114 31,0% | 25 6,8% | 23 100,0% |

Tabela 4.5: Solução Obtida pelo Modelo M2

Verifica-se pela Tabela 4.5 que a capacidade principal total na rede aumentou de 218

(roteamento pré-fixado pelo caminho mínimo) para 229. Este acréscimo de 5% surge porque agora o roteamento do tráfego principal não necessariamente é escoado pelo caminho mínimo. Em relação ao modelo M1 houve uma redução de 4,2% no custo da solução (número de sistemas STM-16) e a capacidade de reserva caiu para 31% da capacidade total da rede. Deve-se notar que as variáveis X_{ijk} devem ser inteiras pois não é possível a distribuição fracionada de VC-4s. A Tabela 4.6 apresenta as variáveis X_{ijk} da solução.

| ij | Variáveis X_{ijk} | | | |
|------|---------------------|-------|-------|-------|
| | $k=1$ | $k=2$ | $k=3$ | $k=4$ |
| 1,2 | 45 | | | |
| 2,1 | | | | |
| 1,3 | 46 | | | |
| 3,1 | | | | |
| 1,4 | 22 | | | |
| 4,1 | | | | |
| 1,5 | 22 | | | |
| 5,1 | | | | |
| 2,3 | | 21 | | |
| 3,2 | | | 2 | |
| 2,4 | | 19 | 2 | |
| 4,2 | 1 | | | |
| 2,5 | | 12 | | |
| 5,2 | 1 | | | |
| 3,4 | | | 12 | |
| 4,3 | 2 | | | |
| 3,5 | | | 6 | |
| 5,3 | 5 | | | |
| 4,5 | | | | 11 |
| 5,4 | | | | |

Tabela 4.6: Variáveis X_{ijk} para o Modelo M2

Analisando-se a Tabela 4.6 pode-se notar que dos 229 VC-4s referentes à capacidade principal, 207 VC-4s foram roteados pelo caminho mínimo (um enlace) e apenas 11 utilizaram uma rota composta de dois enlaces. Ou seja, apenas 5% do tráfego principal não foi roteado pelo caminho mínimo.

A Figura 4.3 compara os resultados obtidos manualmente e através dos dois modelos em termos da distribuição das capacidades. Novamente deve ser lembrado que com relação ao resultado obtido manualmente a capacidade ociosa está incluída na capacidade de reserva.

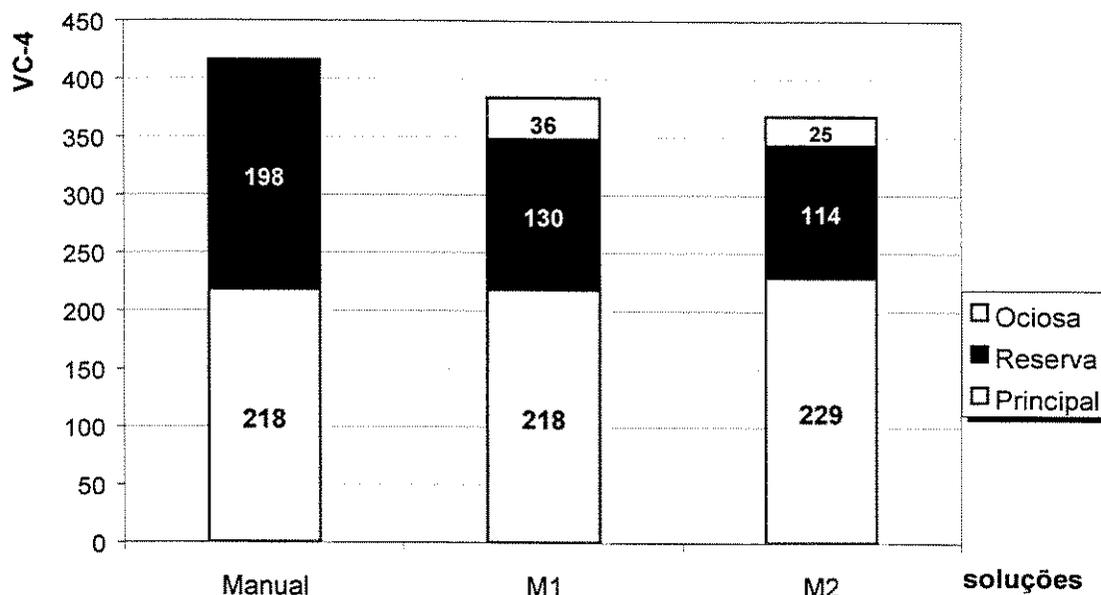


Figura 4.3: Comparação das Três Soluções Quanto à Distribuição de Capacidades

O modelo M2, em vista dos resultados obtidos, mostrou-se superior ao primeiro e foi escolhido para o dimensionamento de redes em malha. No entanto, o modelo apresenta duas limitações que poderiam inviabilizá-lo para o dimensionamento de redes de grande porte:

- A geração das restrições de dimensionamento de capacidades de reserva é muito trabalhosa. Como já visto, o número máximo de tais restrições chega a $m \cdot 2^{n-2}$, dependendo da conectividade da rede. Além disso, a visualização dos cortes para a geração de restrições não é uma tarefa fácil;
- O número de variáveis inteiras cresce com o tamanho (número de nós e enlaces) da rede. O número máximo de variáveis inteiras é dado por $2 \cdot m \cdot n \cdot (n-1)^2$ e depende também da distribuição da demanda de tráfego (número de APs). Por exemplo, para a rede estudada o número de variáveis inteiras chegou ao valor máximo de 84: 64 variáveis X_{ijk} (16 foram fixadas em zero), 10 variáveis O_i e 10 variáveis T_i . Como o tempo de execução de um PLI cresce exponencialmente com o número de variáveis inteiras, sua aplicação em redes de grande porte estaria comprometida.

4.5 MODELO M3: DETERMINAÇÃO DOS TRÁFEGOS DE RESTABELECIMENTO

Uma vez determinados os fluxos de tráfego principal e as capacidades de reserva e ociosa dos enlaces, seria interessante determinar o roteamento dos fluxos dos tráfegos de restabelecimento, ou seja, como o tráfego afetado por falha de enlace será roteado por vias alternativas através das capacidades de reserva dos demais enlaces. Este tráfego re-roteado deve atender à porcentagem de restabelecimento estabelecida para o enlace em falha e ocupar a menor capacidade de reserva possível. Supondo que se queira determinar o fluxo de restabelecimento para falha no enlace l^z entre os nós s e t . Considera-se, por exemplo, o nó s como origem do tráfego P_{μ} e o nó t como destino. O tráfego continua sendo considerado unidirecional, saindo de um nó de origem para um nó de destino. O tráfego de restabelecimento será determinado como um problema de fluxo de custo mínimo para o escoamento da demanda P_{μ} entre os nós s e t na rede $G \setminus l^z$, sendo que as capacidades de reserva R_l dos $m-1$ demais enlaces, onde $l \neq l^z$, são seus limites superiores de capacidade. São calculados m fluxos de tráfego de restabelecimento, cada um correspondendo à falha de um enlace da rede. Tais resultados podem gerar configurações de restabelecimento pré-planejadas, as quais podem ser armazenadas em bancos de dados e iniciadas na eventualidade de falha. Tem-se então m problemas de fluxo de custo mínimo:

Notação:

| | |
|---------------|--|
| N | conjunto de nós em G ; |
| \mathcal{M} | conjunto de enlaces em $G \setminus l^z$; |
| s | nó de origem do tráfego P_{μ} ; |
| t | nó de destino do tráfego P_{μ} ; |
| l^z | enlace $\{s, t\}$ em falha; |
| Y_{ij}^z | fluxo de tráfego de restabelecimento no arco direcionado (i, j) para falha no enlace l^z ; |
| P_{μ} | tráfego principal no enlace l^z ; |
| R_l | capacidade de reserva no enlace l . |

Modelo M3:

$$\text{Minimizar: } \sum_{i:\{i,j\} \in \mathcal{M}} \sum_{j:\{i,j\} \in \mathcal{M}} Y_{ij}^z \quad (4.3a)$$

S.a.R.:

$$\left. \begin{aligned} \sum_{j:\{i,j\} \in \mathcal{M}} Y_{ij}^z - \sum_{j:\{j,i\} \in \mathcal{M}} Y_{ji}^z &= P_{1z}; \quad i = s, l \in \mathcal{M} \\ \sum_{j:\{i,j\} \in \mathcal{M}} Y_{ij}^z - \sum_{j:\{j,i\} \in \mathcal{M}} Y_{ji}^z &= 0; \quad i \neq s, i \neq t \\ \sum_{j:\{i,j\} \in \mathcal{M}} Y_{ij}^z - \sum_{j:\{j,i\} \in \mathcal{M}} Y_{ji}^z &= -P_{1z}; \quad i = t, l \in \mathcal{M} \end{aligned} \right\} \quad (4.3b)$$

$$R_l \geq Y_{ij}^z + Y_{ji}^z; \quad l = \{i,j\}, l \in \mathcal{M} \quad (4.3c)$$

$$Y_{ij}^z \geq 0; \quad \{i,j\} \in \mathcal{M} \quad (4.3d)$$

A função objetivo (4.3a) busca a minimização do tráfego de restabelecimento para falha no enlace l^z .

Todas as restrições tratam do tráfego de restabelecimento: (4.3b) são equações de balanceamento de nó; (4.3c) estabelecem a capacidade de reserva em um determinado enlace como sua capacidade superior e (4.3d) estabelecem a não negatividade das variáveis de fluxo de tráfego.

Este modelo foi aplicado à solução de rede obtida pelo modelo M2, chegando ao resultado apresentado na Tabela 4.7 para o tráfego restabelecido. Esta tabela exhibe soluções de roteamento para todas as condições de falha, ou seja, falha em cada um dos 10 enlaces da rede. Para cada enlace em falha o nó de origem do tráfego de restabelecimento é o nó representado pelo menor número.

Sabe-se que para a rede em estudo o tráfego a ser restabelecido entre dois nós quaisquer pode passar por rotas alternativas compostas de 2 a 4 enlaces. Como já ressaltado anteriormente, a abordagem adotada para a alocação de capacidade de reserva não impõe restrições quanto ao número de enlaces de tais rotas. No entanto, como a função objetivo dos modelos M1 e M2 busca a minimização do número de sistemas STM-N, indiretamente busca a minimização da capacidade

de reserva, tentando ao máximo rotear o tráfego restabelecido através das rotas alternativas mais curtas.

| i,j | Variáveis Y_{ij}^z | | | | | | | | | |
|-----|----------------------|---------|---------|---------|---------|---------|---------|---------|---------|----------|
| | $l^z=1$ | $l^z=2$ | $l^z=3$ | $l^z=4$ | $l^z=5$ | $l^z=6$ | $l^z=7$ | $l^z=8$ | $l^z=9$ | $l^z=10$ |
| 1.2 | - | 1 | 1 | 1 | | | | | | |
| 1.3 | | - | | | | | | | | |
| 1.4 | 23 | 23 | - | 21 | 13 | 4 | | 9 | | |
| 1.5 | 22 | 22 | 21 | - | | | 8 | | | 11 |
| 2.1 | - | | | | 1 | 1 | 1 | 1 | | |
| 2.3 | | 23 | 12 | | - | 18 | 7 | | | |
| 2.4 | | | 5 | | 5 | - | 5 | 5 | | |
| 2.5 | | | | 17 | 17 | 3 | - | 3 | 11 | |
| 3.1 | | - | | | | | | | | |
| 3.2 | 23 | | | 11 | - | | | 9 | 11 | |
| 3.4 | | | 17 | | | 18 | 2 | - | | |
| 3.5 | | | | 5 | | | 5 | 5 | - | |
| 4.1 | | | - | | | | 7 | | | 11 |
| 4.2 | 5 | 5 | | 5 | | - | | | | |
| 4.3 | 18 | 18 | | 16 | 18 | | | - | | |
| 4.5 | | | | | | | | | | - |
| 5.1 | | | | - | 12 | 3 | | 8 | | |
| 5.2 | 17 | 17 | 16 | | | | | | | |
| 5.3 | 5 | 5 | 5 | | 5 | | | | - | |
| 5.4 | | | | | | | | | | - |

Tabela 4.7: Tráfegos Restabelecidos em VC-4s Segundo o Modelo M3

A partir dos resultados apresentados na Tabela 4.7 chega-se à distribuição do número de rotas alternativas segundo suas extensões (número de enlaces que as compõem), mostrada pela Figura 4.4.

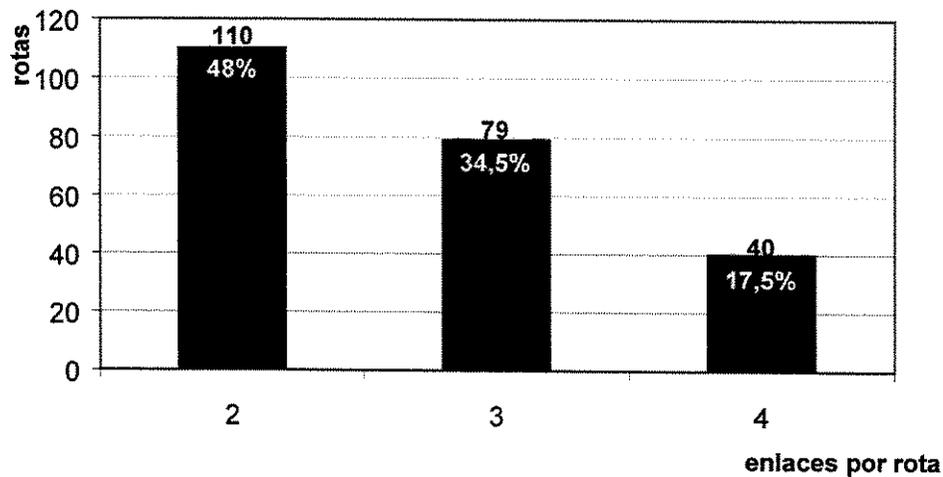


Figura 4.4: Distribuição de Rotas Alternativas por Extensão de Enlace

Como pode ser observado na Figura 4.4, quase metade das rotas alternativas teve a menor extensão possível, enquanto 17,5% tiveram a extensão máxima. Caso o tráfego principal da rede (229 VC-4s) fosse sempre restabelecido pela rota mínima, composta por 2 enlaces, a soma de todo o tráfego restabelecido mostrado na Tabela 4.7 seria de 458 VC-4s. No entanto, a soma obtida é de 617 VC-4s, ou seja, um tráfego de 159 VC-4s (34,7%) acima do mínimo. Este valor ocorre devido às 79 rotas com 3 enlaces (acrécimo de 79 VC-4s) e às 40 rotas com 4 enlaces (acrécimo de 80 VC-4s). A extensão média das rotas alternativas é de 2,7 enlaces, 35% acima da extensão mínima da rota alternativa.

CAPÍTULO 5:

DESENVOLVIMENTO DA ESTRATÉGIA HEURÍSTICA

Como mencionado no item 4.4, o modelo M2 apresenta duas sérias limitações quando aplicado a redes de grande porte: a difícil geração de restrições de dimensionamento de capacidades de reserva e o alto número de variáveis inteiras.

Para contorná-las foram implementados módulos (subrotinas) à planilha Excel utilizando a linguagem de programação *Microsoft Visual Basic*. Tais módulos acessam os dados da planilha e trabalham em conjunto com o resolvidor *Large-Scale LP Solver* da *Frontline Systems*. Este resolvidor é uma ferramenta da planilha Excel, podendo ser controlado pelos módulos em *Visual Basic*, os quais podem gerar e alterar a função objetivo e/ou restrições do problema de Programação Linear (PL) quando necessário, ajudando na construção do modelo. Nos próximos dois itens será visto como as duas limitações foram solucionadas.

5.1 GERAÇÃO AUTOMÁTICA DE RESTRIÇÕES

A geração manual das restrições 4.2f, que podem chegar ao número de $m \cdot 2^{n-2}$, torna-se uma tarefa árdua para redes de grande porte. Tomando-se como exemplo a rede utilizada no desenvolvimento do modelo, com cinco nós e dez enlaces, o número de restrições associadas a cortes chega a oitenta.

Implementou-se então um módulo *Gerador de Restrições Associadas a Cortes (GRAC)*, o qual gera automaticamente apenas um subconjunto de tais restrições, eliminando restrições redundantes (sugerido em [Sak]). Supondo-se, por exemplo, que se queira gerar restrições de alocação de capacidade de reserva para o restabelecimento do enlace l entre os nós s e t . O GRAC calcula o *fluxo máximo FM* entre os nós s e t em $G \setminus l$, onde as capacidades máximas dos enlaces l' ($l' \neq l$) correspondem às suas capacidades de reserva $R_{l'}$. Caso FM seja menor que P_l , o tráfego principal transportado pelo enlace l não poderia ser plenamente restabelecido. O algoritmo, utilizando o Teorema do Corte Mínimo/Fluxo Máximo [Ahu], determina o corte mínimo correspondente a este FM e o acrescenta como uma restrição para alocação de capacidade de reserva. Eventualmente pode haver mais de um corte mínimo entre os nós s e t , ou seja, cortes com capacidades iguais a FM. Neste caso, duas restrições são acrescentadas: uma referente ao primeiro corte encontrado buscando-se no sentido $s \rightarrow t$ e o outro buscando-se no sentido $t \rightarrow s$. A busca no sentido $s \rightarrow t$ ocorre verificando-se, a partir do nó s , quais nós se interligam a ele através de enlaces com capacidades de reserva não saturadas (não totalmente ocupadas), pesquisando-se primeiro os nós menos distantes de s . Define-se *distância $d(s,i)$* entre os nós s e i como o número mínimo de enlaces com capacidades de reserva não saturadas compondo um caminho de s para i em $G \setminus l$. O mesmo ocorre para a busca no sentido $t \rightarrow s$.

A Figura 5.1 mostra um exemplo de rede onde o tráfego principal escoado pelo enlace $\{2,3\}$ em falha não é plenamente restabelecido e dois cortes mínimos são encontrados correspondentes a $FM = 9$.

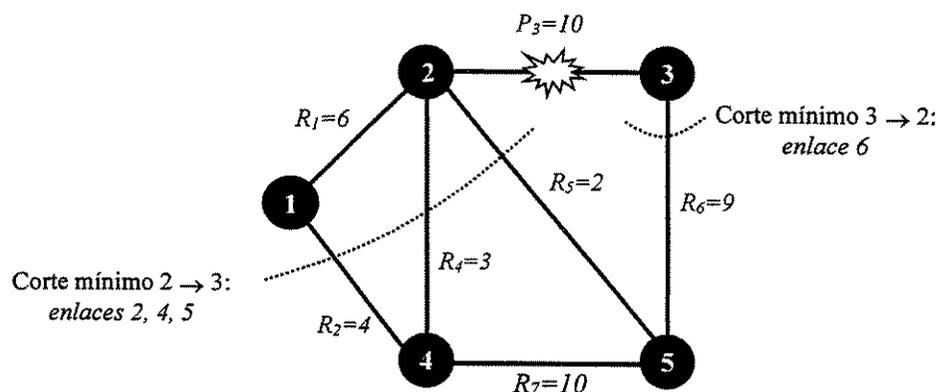


Figura 5.1: Exemplo de Cortes Mínimos

Para a determinação do FM e dos cortes mínimos correspondentes foi utilizado o algoritmo genérico de Goldberg/Tarjan [Gol].

O GRAC trabalha de modo iterativo com o resolvidor: a cada iteração, após a minimização da função objetivo, novos cortes mínimos são encontrados e as restrições associadas são adicionadas ao PLI até torná-lo factível. Seu funcionamento é ilustrado na Figura 5.2.

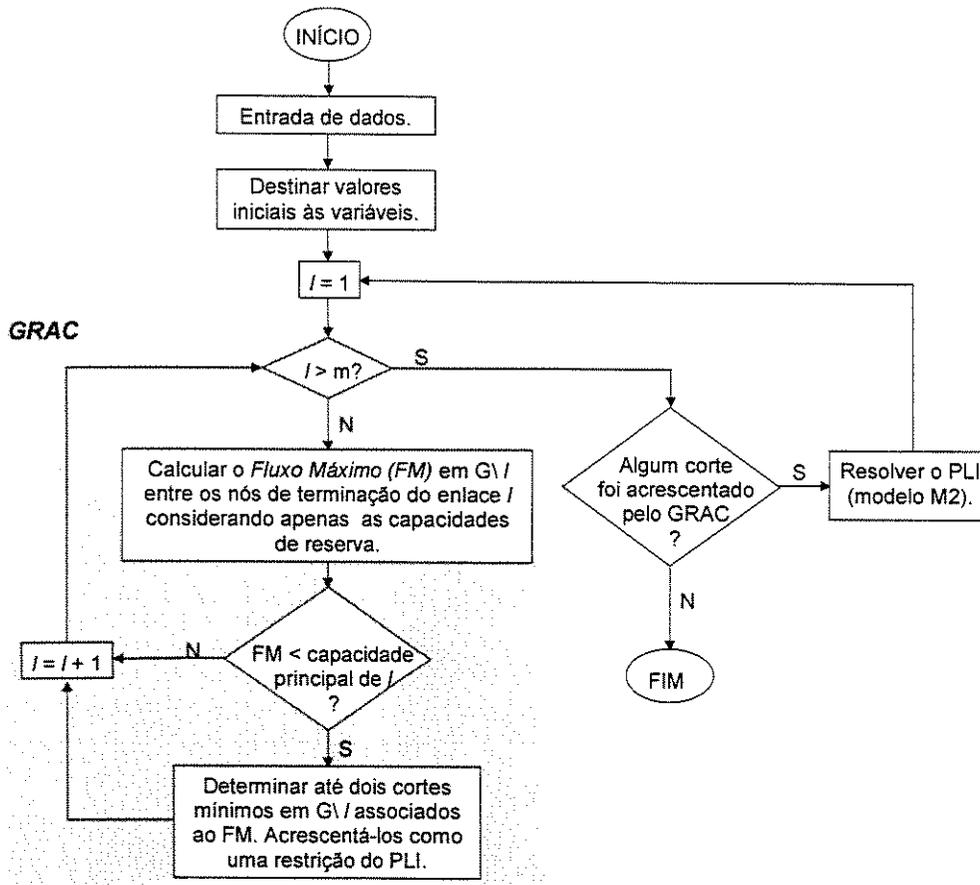


Figura 5.2: Fluxograma do GRAC

Inicialmente deve-se entrar com os dados da rede para a resolução do PLI: número de nós, localização dos enlaces (através de matriz de adjacência nó-nó), matriz de interesse de tráfego e modularidade do sistema STM-N a ser utilizado. O modelo M2 deve ter sua função objetivo e restrições já inseridas, com exceção das restrições 4.2f.

São destinados então valores iniciais às variáveis do PLI: as variáveis de fluxo X_{ijk} são iguais a um e as capacidades ociosas O_l e totais T_l de todos os arcos são iguais a zero. Portanto, a capacidade principal P_l inicial de todos os enlaces é igual a $2 \cdot nAP$, onde nAP é o número de Agregados de Produtos.

Para cada iteração, o fluxo máximo FM associado a cada enlace l ($1 \leq l \leq m$) da rede é determinado. Quando FM for menor que a capacidade principal do enlace l , até duas restrições de

capacidades de reserva referentes a dois cortes mínimos poderão ser adicionadas ao problema.

Na primeira iteração o GRAC achará dois cortes mínimos com capacidade zero associados a cada enlace l e acrescentará as respectivas restrições ao PLI. Estes dois cortes iniciais correspondem aos demais enlaces adjacentes a cada um dos nós de terminação do enlace l . Uma vez acrescentadas as restrições relativas a cada um dos m enlaces da rede, o resolvidor é acionado e o PLI é resolvido.

A iteração do GRAC com o resolvidor continua até que em uma determinada iteração nenhuma restrição seja adicionada. Isto significa que os tráfegos principais dos m enlaces estão sendo restabelecidos corretamente. Neste caso o procedimento é encerrado, uma vez que o dimensionamento correto de todos os enlaces foi alcançado.

Portanto, com o GRAC o problema referente à geração de restrições para alocação de capacidade de reserva é solucionado. Este módulo será utilizado pelo procedimento heurístico descrito a seguir.

5.2 ABORDAGEM HEURÍSTICA

O número de variáveis inteiras do modelo cresce com o tamanho da rede. Como o tempo de execução do problema cresce exponencialmente com o número de variáveis inteiras, o modelo matemático torna-se na prática aplicável apenas para redes de pequeno porte. Para resolver tal problema, foi desenvolvida uma heurística que trabalha com as variáveis inteiras relaxadas (transformadas em variáveis reais), transformando o modelo em um problema de Programação Linear real (PL). O procedimento heurístico trabalha iterativamente com o GRAC e com o resolvidor, sendo que após uma seqüência de arredondamentos chega a uma solução inteira sub-ótima.

A estratégia heurística desenvolvida constitui-se basicamente de três módulos, os quais trabalham seqüencialmente:

- **Identificador de subredes piramidais:** eventualmente algumas redes podem possuir estruturas especiais (denominadas subredes piramidais) que permitem a geração de restrições adicionais ao PL e auxiliam na determinação das variáveis T_l (número de sistemas STM-N no enlace l). Dependendo da estrutura, algumas variáveis T_l podem ter

seus valores fixados antes do início do processo iterativo de resolução do PL, acelerando o processo de busca da solução sub-ótima [Her1, Her3].

- **Integralizador das variáveis T_i :** o arredondamento das variáveis do PL para valores inteiros ocorre em duas fases. Inicialmente as variáveis T_i , responsáveis pelo custo da solução, são arredondadas e fixadas nesses valores, com as variáveis X_{ijk} ainda relaxadas. Chega-se assim a uma solução de custo mínimo sub-ótima.
- **Integralizador das variáveis X_{ijk} :** em uma segunda fase, as variáveis X_{ijk} são também arredondadas, chegando-se à solução final do problema.

A seguir são descritos mais detalhadamente os três módulos constituintes do procedimento heurístico.

5.2.1 IDENTIFICADOR DE SUBREDES PIRAMIDAIAS

Foi desenvolvido um módulo *Identificador de Subredes Piramidais (ISP)*, cujo objetivo é a geração de restrições que auxiliem na resolução do PL.

Considere-se uma subrede $G'(N', M')$ de $G(N, M)$, onde N' representa o conjunto de n' nós e M' o conjunto de m' arcos não direcionados (enlaces), tal que $N' \subset N$, $M' \subset M$ e $n' > 2$. Caso os n' nós sejam totalmente conectados entre si através dos m' enlaces (portanto $m' = n'(n'-1)/2$) e apenas um nó de G' não possua enlace com nenhum dos nós contidos no conjunto $N - N'$ de G , tem-se uma estrutura em forma de pirâmide denominada *subrede piramidal*. Este último nó, denominado *nó vértice* V , é o vértice da pirâmide e os demais $n'-1$ nós formam sua base. A Figura 5.3 ilustra um exemplo de uma subrede piramidal com um nó vértice e quatro nós de base.

Seja uma subrede piramidal com $n'-1$ nós na base e um nó vértice V . Os enlaces ligando cada um dos $n'-1$ nós da base ao vértice são enumerados como $l = 1, 2, \dots, n'-1$. O tráfego fornecido/requerido pelo nó V corresponde a b_V . Desconsiderando-se a modularidade dos sistemas STM-N, a minimização de tráfego na rede G implica que a soma do tráfego principal nestes $n'-1$ enlaces corresponda a b_V . Isto porque uma demanda de tráfego entre quaisquer outros nós diferentes de V sempre terá um caminho mais curto através da base da subrede piramidal,

sem passar pelo seu vértice. Tem-se portanto que:

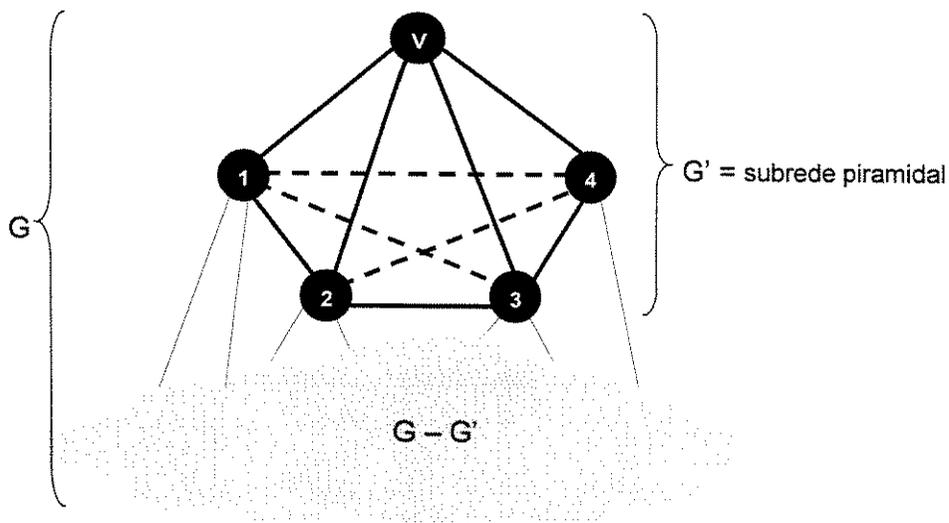


Figura 5.3: Exemplo de Subrede Piramidal

$$\sum_{l=1}^{n'-1} P_l = b_V$$

Considerando-se apenas cortes contendo enlaces com terminação no nó \$V\$, ou seja, os \$n'-1\$ primeiros enlaces de \$G'\$, o conjunto de restrições de alocação de capacidades de reserva associadas a tais enlaces de \$G'\$ é dado por:

$$\sum_{\substack{l=1 \\ l \neq i}}^{n'-1} R_l \geq P_i, \text{ para } (i = 1, 2, \dots, n'-1)$$

Segue-se que:

$$(n'-2) \cdot \sum_{l=1}^{n'-1} R_l \geq \sum_{l=1}^{n'-1} P_l = b_V$$

Sendo $Mod \cdot T_l = P_l + R_l + O_l$ a capacidade total em VCs do enlace \$l\$, a soma das capacidades totais dos \$n'-1\$ enlaces que conectam o nó \$V\$ aos nós da base é dada por:

$$Mod \cdot \sum_{l=1}^{n'-1} T_l = \sum_{l=1}^{n'-1} (P_l + R_l + O_l) \geq \sum_{l=1}^{n'-1} (P_l + R_l) \geq \left[\frac{(n'-1)}{(n'-2)} \right] \cdot \sum_{l=1}^{n'-1} P_l = \left[\frac{(n'-1)}{(n'-2)} \right] \cdot b_v$$

Portanto:

$$\sum_{l=1}^{n'-1} T_l \geq \left\lceil \left[\frac{(n'-1)}{(n'-2)} \right] \cdot b_v / Mod \right\rceil, \quad (5.1)$$

onde $\lceil x \rceil$ = menor inteiro maior ou igual a x.

A inequação (5.1) pode ser acrescentada ao PL, representando um limite inferior para a soma das variáveis T_l associadas aos $n'-1$ enlaces conectados ao nó vértice. No entanto, para o caso especial em que $n'=3$ a inequação (5.1) pode ser desdobrada em duas equações que fixam os valores das duas variáveis T_l . Ou seja, duas variáveis T_l podem ser eliminadas do PL, diminuindo o tempo de execução do procedimento heurístico. Para $n'=3$ tem-se que:

$$R_1 = P_2 \text{ e } R_2 = P_1 \Rightarrow \begin{cases} Mod \cdot T_1 = P_1 + R_1 + O_1 = P_1 + P_2 + O_1 = b_v + O_1 \\ Mod \cdot T_2 = P_2 + R_2 + O_2 = P_2 + P_1 + O_2 = b_v + O_2 \end{cases}$$

Portanto, os valores mínimos de T_1 e T_2 podem ser determinados:

$$T_1 = T_2 = \lceil b_v / Mod \rceil \quad (5.2)$$

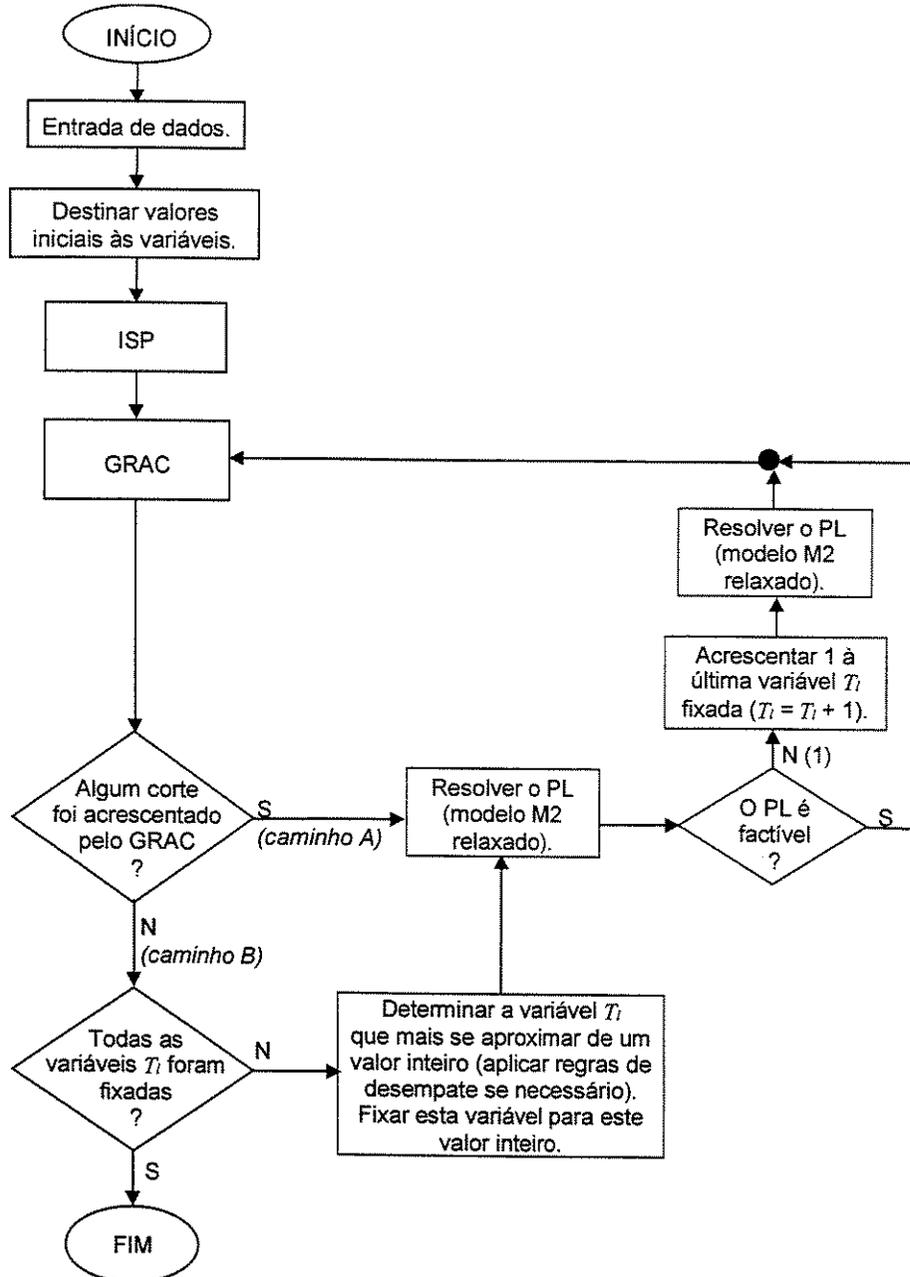
Deste modo, o ISP gera restrições no PL tais que:

- fixam as capacidades totais dos enlaces conectados ao nó vértice (para subredes piramidais com dois nós na base – restrições 5.2);
- limitam inferiormente a soma das capacidades totais dos $n'-1$ enlaces conectados ao nó vértice (para subredes piramidais com mais de dois nós na base – restrição 5.1).

5.2.2 ARREDONDAMENTO DAS VARIÁVEIS T_L

As variáveis inteiras do modelo matemático correspondentes ao número de sistemas

STM-N por enlace (variáveis T_i) são arredondadas (integralizadas) em uma primeira fase, deixando as variáveis de fluxo X_{ijk} ainda relaxadas. Nesta fase o arredondamento das variáveis T_i é feito durante o processo de otimização, através de um trabalho iterativo entre o GRAC e o resolvidor. A Figura 5.4 apresenta o algoritmo heurístico utilizado nesta fase.



(1) Esta situação só poderá ocorrer quando já houver variáveis T_i fixadas.

Figura 5.4: Algoritmo Heurístico de Arredondamento das Variáveis T_i

A entrada de dados e os valores iniciais atribuídos às variáveis são os mesmos já

mencionados quando da explicação do GRAC.

Aciona-se a seguir o módulo ISP que, como já visto, pode gerar restrições ao PL e eventualmente fixar algumas variáveis T_l . A heurística começa o seu trabalho iterativo, rodando o GRAC pela primeira vez e adicionando as primeiras restrições de alocação de capacidades de reserva. O resolvidor é acionado (caminho (A) do fluxograma) e chama novamente o GRAC, continuando o funcionamento iterativo até que uma primeira solução que atenda ao restabelecimento de tráfego requerido é alcançada. Como o problema é resolvido com todas as variáveis relaxadas, poderá ocorrer, por exemplo, enlaces com frações de sistemas STM-N.

Inicia-se agora o processo de arredondamento das variáveis T_l (caminho B do fluxograma), identificando a variável T_l que mais se aproximar de um valor inteiro e fixando-a neste valor. Poderá ocorrer **arredondamento superior**, quando a variável é arredondada para um valor inteiro superior ao seu valor real, ou **arredondamento inferior**, caso contrário. Para se identificar esta variável, calcula-se para todas elas o índice:

$$D_l = |T_l - \text{Arred}[T_l]|,$$

onde $\text{Arred}[X]$ = valor inteiro mais próximo ao valor de X e $|X|$ = módulo de X . Escolhe-se a variável com menor valor de D_l . Caso haja mais de um índice D_l com o valor mínimo, são utilizados três critérios de desempate que aplicam-se seqüencialmente até chegar-se à escolha de uma variável:

1. variável sujeita a arredondamento superior é prioritária. Esta decisão privilegia a factibilidade do problema;
2. permanecendo o empate, usam-se critérios que buscam uma boa distribuição de capacidade entre os enlaces da rede:
 - entre variáveis com arredondamento superior, escolhe-se a variável T_l de menor valor.
 - entre variáveis com arredondamento inferior, escolhe-se a variável T_l de maior valor;
3. escolhe-se a variável correspondente ao menor l .

Quando houver um ou mais índices D_l tais que $D_l \leq 10^{-4}$, as variáveis associadas a estes índices são arredondadas na mesma iteração. Quando a variável é arredondada seu índice D_l é fixado no valor um.

Após a escolha da variável a ser arredondada o problema é resolvido novamente. Quando a variável T_l sofrer arredondamento inferior, poderá ocorrer a infactibilidade do PL. Caso isto ocorra, acrescenta-se uma unidade ao valor arredondado de T_l ($T_l = T_l + 1$) e resolve-se novamente o PL. Após a resolução roda-se o GRAC e se alguma nova restrição for adicionada, o resolvidor é acionado novamente e todo o processo se repete. Somente quando o GRAC não adicionar nenhuma restrição ao PL parte-se para o arredondamento de uma outra variável T_l . A cada nova iteração o número de variáveis T_l diminui de um, até que todas as variáveis T_l sejam fixadas.

5.2.3 ARREDONDAMENTO DAS VARIÁVEIS DE FLUXO X_{ijk}

A segunda fase de arredondamentos integralizará as variáveis de fluxo X_{ijk} . Desenvolveu-se um procedimento que busca todos os caminhos, dentro de cada *Agregado de Produto AP*, com fluxos fracionários na rede. Um *caminho fracionário para um AP* é definido como a seqüência de arcos direcionados $(j_1, j_2), (j_2, j_3), \dots, (j_{z-1}, j_z)$ caso as duas condições a seguir sejam satisfeitas:

- $frac[X_{j_1 j_2 k}] = frac[X_{j_2 j_3 k}] = \dots = frac[X_{j_{z-1} j_z k}] \neq 0$, onde $frac[y] =$ parte fracionária de y ;
- $frac[X_{j_x j_y k}] = \sum_{z: \{j_x j_z\} \in M} frac[X_{j_x j_z k}]$, para toda $X_{j_x j_y k} \in$ *caminho fracionário de k* e onde M é o conjunto de enlaces da rede.

As variáveis X_{ijk} associadas a cada caminho fracionário sofrem arredondamento inferior e soma-se a elas uma variável binária. A Figura 5.5 ilustra este procedimento através de um exemplo onde três APs são destacados: entre os nós 1 e 6, 2 e 6 e 3 e 6. Cada AP é atendido através de dois caminhos fracionários: um caminho direto entre cada nó origem (nós 1, 2 e 3) e o nó destino (nó 6) e outro caminho através de dois nós intermediários (nós 4 e 5). Para cada

caminho fracionário será associada uma variável binária.

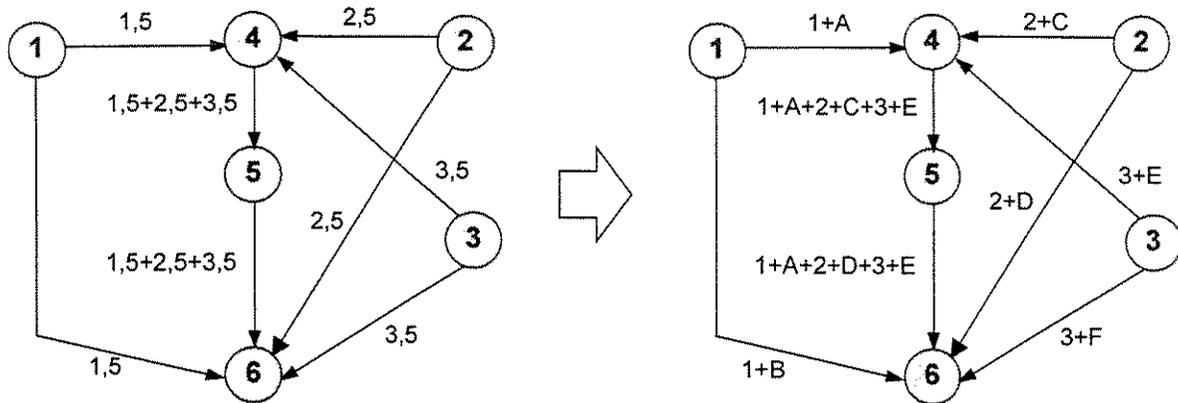


Figura 5.5: Exemplo de Determinação de Caminhos Fracionários

As variáveis de fluxo X_{ijk} passam agora a ser representadas por uma componente constante e por outra componente variável:

$$X'_{ijk} = \lfloor X_{ijk} \rfloor + B_{ijk}, \text{ onde}$$

$\lfloor X_{ijk} \rfloor$ = componente constante = maior inteiro menor que X_{ijk} ;

B_{ijk} = variável binária.

Quando $X'_{ijk} = \lfloor X_{ijk} \rfloor$, fixa-se $B_{ijk}=0$.

A função desta fase de arredondamento é determinar valores para as variáveis binárias B_{ijk} de modo a satisfazer as restrições do modelo M2. No entanto, eventualmente este novo problema de Programação Linear Inteira Mista (PLIM - com variáveis reais e inteiras) pode tornar-se infactível e algumas alterações devem ser feitas em M2 para contornar tal situação. Optou-se então pela alteração do conjunto de restrições (4.2f) de modo a flexibilizar-se a percentagem de tráfego principal que deve ser restabelecido, incluindo-se um novo conjunto de variáveis λ_l . Por exemplo, para o enlace l , a percentagem de tráfego a ser restabelecido seria $\lambda_l \leq h_l$. O novo modelo deverá maximizar a soma das variáveis λ_l , ou seja, maximizar a percentagem

de tráfego principal atendida pelo restabelecimento. A alteração no conjunto de restrições (4.2f) é apresentada a seguir.

$$\sum_{l' \in \text{corte } q} R_{l'} \geq \lambda_l \cdot P_l, \text{ corte } q \in CC_l, l \in M \quad (5.3)$$

Como em (5.3) ocorre a multiplicação de variáveis ($\lambda_l \cdot P_l$), este novo conjunto de restrições apresenta característica de não linearidade, ou seja, o PL seria transformado em um problema de programação não linear de difícil e lenta resolução. Para que isto não ocorra, algumas aproximações serão feitas em (5.3).

Inicialmente, a capacidade principal por enlace será representada por duas componentes, uma fixa e outra variável:

$$P_l = \sum_{k \in NAP} (X'_{ijk} + X'_{jik}), \text{ onde } l = \{i, j\} \Rightarrow$$

$$P_l = \sum_{k \in NAP} (\lfloor X_{ijk} \rfloor + \lfloor X_{jik} \rfloor) + \sum_{k \in NAP} (B_{ijk} + B_{jik}) = P_l^F + P_l^V$$

onde:

$$P_l^F = \sum_{k \in NAP} (\lfloor X_{ijk} \rfloor + \lfloor X_{jik} \rfloor) = \text{componente fixa de } P_l;$$

$$P_l^V = \sum_{k \in NAP} (B_{ijk} + B_{jik}) = \text{componente variável de } P_l.$$

Considerando-se $\lambda_l \approx h_l \approx 1$ e $P_l^F \gg P_l^V$, a seguinte aproximação em (5.3) pode ser feita:

$$\sum_{l' \in \text{corte } q} R_{l'} \geq \lambda_l \cdot P_l = \lambda_l \cdot (P_l^F + P_l^V) \cong \lambda_l \cdot P_l^F + P_l^V \Rightarrow$$

$$\sum_{l' \in \text{corte } q} R_{l'} \geq \lambda_l \cdot P_l^F + P_l^V \quad (5.4)$$

O novo conjunto de restrições (5.4) possui agora característica linear e caso seja satisfeito, o conjunto de restrições (5.3) também será, uma vez que (5.4) é mais restritivo que (5.3).

Será criado agora um novo modelo M4 derivado do modelo original M2 para a determinação das variáveis B_{ijk} , resolvendo assim a fase de arredondamento das variáveis X_{ijk} . Este modelo corresponde a um PLIM, com variáveis reais e binárias. No entanto, por se tratar de variáveis binárias, o tempo de execução não inviabiliza sua aplicação para redes de grande porte.

Notação:

| | |
|---------------------------|---|
| N | conjunto de nós; |
| M | conjunto de enlaces (arcos não direcionados); |
| T_l | número de sistemas STM-N no enlace l ; |
| P_l^F | componente fixa da capacidade principal de VCs no enlace l ; |
| P_l^V | componente variável da capacidade principal de VCs no enlace l ; |
| R_l | capacidade de reserva de VCs no enlace l ; |
| O_l | capacidade ociosa de VCs no enlace l ; |
| W | constante positiva para ponderar o segundo termo da função objetivo; |
| Mod | modularidade do sistema STM-N: número de VCs que compõem o sistema STM-N; |
| CC_l | conjunto de cortes associados ao enlace l ; |
| h_l | porcentagem da capacidade principal do enlace l que deve ser restabelecida em caso de falha ($0 \leq h_l \leq 1$). |
| λ_l | variável correspondente à porcentagem da capacidade principal do enlace l que pode ser restabelecida em caso de falha ($\lambda_l \leq h_l$). |
| NAP | conjunto de agregados de produtos; |
| b_{ik} | demanda em VCs do AP k fornecida (b_{ik} positiva) ou requerida (b_{ik} negativa) pelo nó i ; |
| X'_{ijk} | fluxo de tráfego principal de VC para o agregado de produtos k no arco direcionado (i,j) ; |
| $\lfloor X_{ijk} \rfloor$ | componente constante do tráfego principal X'_{ijk} correspondente a sua parte inteira; |
| B_{ijk} | variável binária associada ao agregado de produto k no arco direcionado (i,j) . |

Modelo M4:

$$\text{Maximizar:} \quad \sum_{l \in M} \lambda_l \cdot P_l^F + W \cdot \sum_{l \in M} O_l \quad (5.5a)$$

S.a.R.:

$$X'_{ijk} = \lfloor X_{ijk} \rfloor + B_{ijk}; \quad \{i,j\} \in M, k \in NAP \quad (5.5b)$$

$$\sum_{j: \{i,j\} \in M} X'_{ijk} - \sum_{j: \{j,i\} \in M} X'_{jik} = b_{ik}; \quad i \in N, k \in NAP \quad (5.5c)$$

$$P_l^F = \sum_{k \in NAP} (\lfloor X_{ijk} \rfloor + \lfloor X_{jik} \rfloor); \quad l = \{i,j\}, l \in M \quad (5.5d)$$

$$P_l^V = \sum_{k \in NAP} (B_{ijk} + B_{jik}); \quad l = \{i,j\}, l \in M \quad (5.5e)$$

$$\sum_{l' \in \text{corte } q} R_{l'} \geq \lambda_l \cdot P_l^F + P_l^V; \quad \text{corte } q \in CC_l, l \in M \quad (5.5f)$$

$$R_l = Mod \cdot T_l - P_l - O_l; \quad l \in M \quad (5.5g)$$

$$R_l \geq 0; \quad l \in M \quad (5.5h)$$

$$\lambda_l \leq h_l; \quad l \in M \quad (5.5i)$$

$$\lambda_l, O_l = \text{variáveis reais não negativas}; \quad l \in M \quad (5.5j)$$

$$B_{ijk} = \text{variáveis binárias}; \quad k \in NAP, \{i,j\} \in M \quad (5.5k)$$

A função objetivo (5.5a) busca maximizar a porcentagem de tráfego principal com possibilidade de restabelecimento. Apenas a componente fixa do tráfego principal foi considerada, evitando assim uma função objetivo não linear. Novamente é incluído um segundo termo com a função de selecionar, dentre as soluções de mesmo custo, a de maior capacidade ociosa. Adotou-se o valor $W=1/(10 \cdot Mod)$.

As restrições: (5.5b) divide o fluxo de tráfego principal por arco direcionado em uma componente inteira constante e em uma componente binária variável; (5.5c) garantem o balanceamento do tráfego principal por nó da rede; (5.5d) geram as componentes fixas das capacidades principais como a soma dos fluxos fixos de tráfego principal escoados nos dois arcos direcionados de cada enlace para cada agregado de produto; (5.5e) de modo similar geram as componentes variáveis das capacidades principais; (5.5f) garantem que as capacidades dos cortes em $G \setminus l$ sejam suficientes para permitir o restabelecimento de uma porcentagem λ_l da

componente fixa e de toda a componente variável do tráfego principal no enlace l ; (5.5g) garantem que a soma das três capacidades de um enlace siga a modularidade do sistema STM-N; (5.5h) garantem a não negatividade das capacidades de reserva; (5.5i) limitam superiormente as variáveis λ_l ; (5.5j) definem as variáveis reais não negativas e (5.5k) as variáveis binárias.

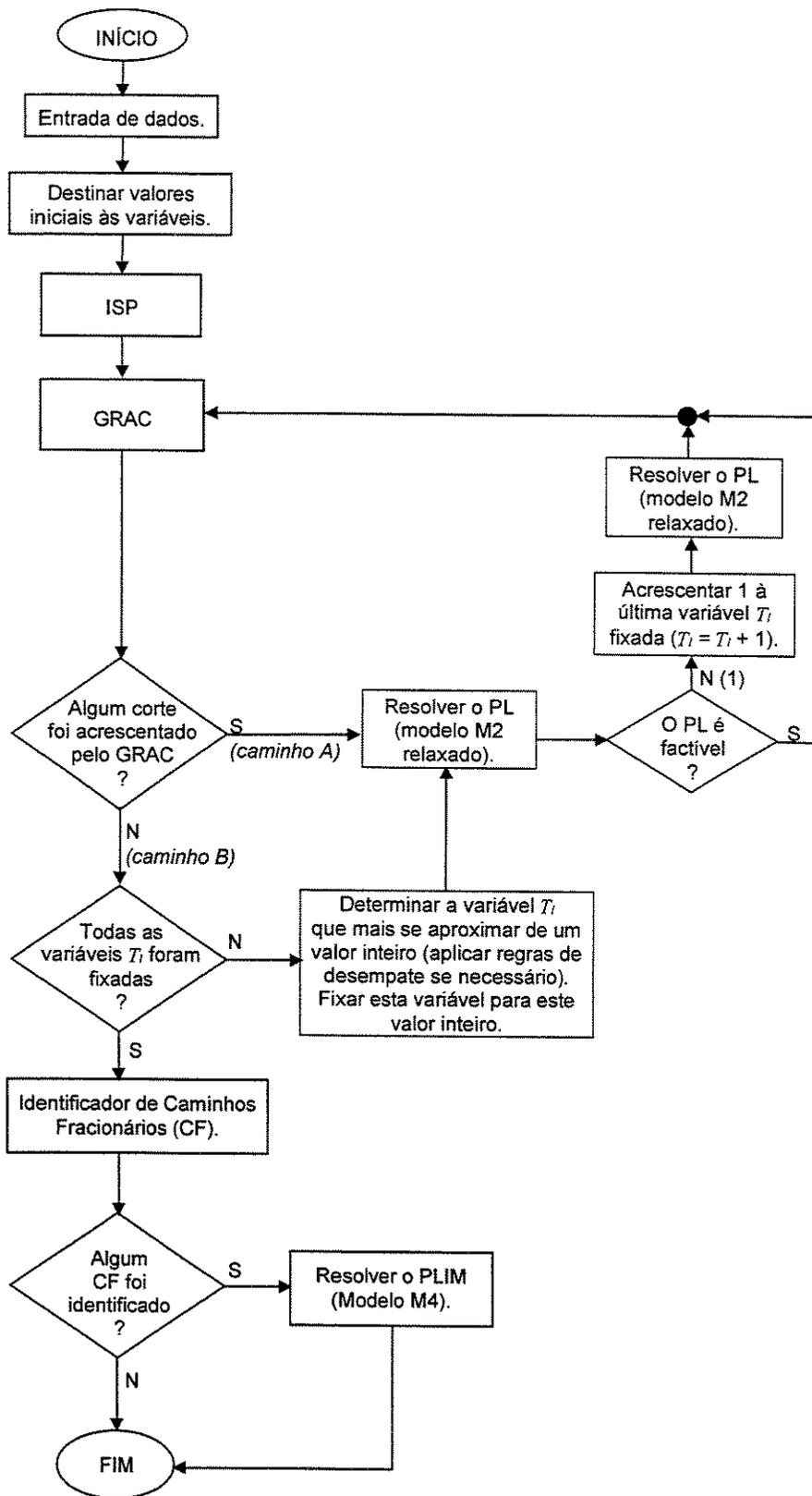
5.3 TESTE DO PROCEDIMENTO HEURÍSTICO

Integrando-se o GRAC aos três módulos anteriormente descritos, gera-se o procedimento heurístico que pode ser aplicado a redes de maior porte, uma vez que agora a geração de restrições de alocação de capacidades de reserva é feita automaticamente e todas as variáveis do modelo são reais e eventualmente binárias. A Figura 5.6 mostra o diagrama completo do procedimento heurístico, com os seus três módulos seqüenciais.

A heurística foi testada através da mesma rede de 5 nós utilizada no Capítulo 4 para o desenvolvimento do modelo. Agora, ao invés das oitenta restrições associadas a cortes para alocação da capacidade de reserva, foram incluídas no PL apenas vinte e sete pelo GRAC e cinco pelo módulo identificador de subredes piramidais. O resultado obtido é apresentado na Tabela 6.1.

| Enlace <i>l</i> | P_l [VC-4] | R_l [VC-4] | O_l [VC-4] | T_l [STM-16] |
|---------------------------|-----------------------------------|-----------------------------------|-----------------------------------|-------------------------------------|
| 1 | 45 | 1 | 2 | 3 |
| 2 | 46 | | 2 | 3 |
| 3 | 21 | 22 | 5 | 3 |
| 4 | 23 | 23 | 2 | 3 |
| 5 | 23 | 23 | 2 | 3 |
| 6 | 19 | 22 | 7 | 3 |
| 7 | 16 | | | 1 |
| 8 | 16 | | | 1 |
| 9 | 9 | 23 | | 2 |
| 10 | 11 | | 5 | 1 |
| Total (%) | 229 62,2% | 114 31,0% | 25 6,8% | 23 100,0% |

Tabela 6.1: Resultado da Heurística para a Rede de 5 Nós



(1) Esta situação só poderá ocorrer quando já houver variáveis T_i fixadas.

Figura 5.6: Procedimento Heurístico Completo

Como pode ser analisado, comparando-se o resultado acima com o apresentado na Tabela 4.5, tanto a solução de custo mínimo quanto as capacidades principal, de reserva e ociosa totais foram as mesmas para os resultados obtidos através do modelo M2 (PLI) e da heurística. Nota-se que a distribuição das capacidades pelos enlaces da rede é diferente para os dois resultados, evidenciando a existência de múltiplas soluções ótimas. Conclui-se que ao menos para esta rede específica o desempenho da estratégia heurística adotada mostrou-se muito bom. Este desempenho poderá ser melhor avaliado no Capítulo 6, onde duas redes de maior porte serão estudadas.

CAPÍTULO 6:

APLICAÇÕES PRÁTICAS

Para testar o algoritmo heurístico, decidiu-se aplicá-lo em duas redes em malha de maior porte que a utilizada para o desenvolvimento do modelo. Devido ao grande número de variáveis inteiras associadas a estas redes, não foi possível aplicar o modelo M2. Rodou-se então o modelo M2 relaxado, com todas as variáveis transformadas em variáveis reais. Obteve-se uma solução de custo mínimo real (não inteira) para o PL. A partir desta solução foram obtidos dois limites, os quais serão utilizados como base para se avaliar o desempenho da estratégia heurística:

- limite inferior para a solução ótima inteira: arredonda-se superiormente a soma real dos sistemas STM-N da rede;
- limite superior para a solução obtida pela heurística: arredonda-se superiormente o número de sistemas STM-N por enlace e depois somam-se os valores arredondados. É o procedimento mais simples para se obter uma solução inteira a partir de uma solução real.

Para as duas redes estudadas todo o tráfego principal deve ser restabelecido em caso de falha de enlace ($h_l=1$ para todo enlace l) e o custo dos sistemas STM-N é o mesmo para todos os enlaces ($C_l=1$).

6.1 REDE COM 11 NÓS

A primeira rede estudada [Sou2, Sou3] possui porte médio, com 11 nós e 23 enlaces, conforme mostra a Figura 6.1. É uma rede bem conectada, com conectividade 4,18 e portanto apropriada para a utilização de restabelecimento. A mesma rede já foi amplamente citada na literatura em estudos de alocação de capacidade de reserva para redes em malha com restabelecimento [Gro, Her2, Her3, Sak].

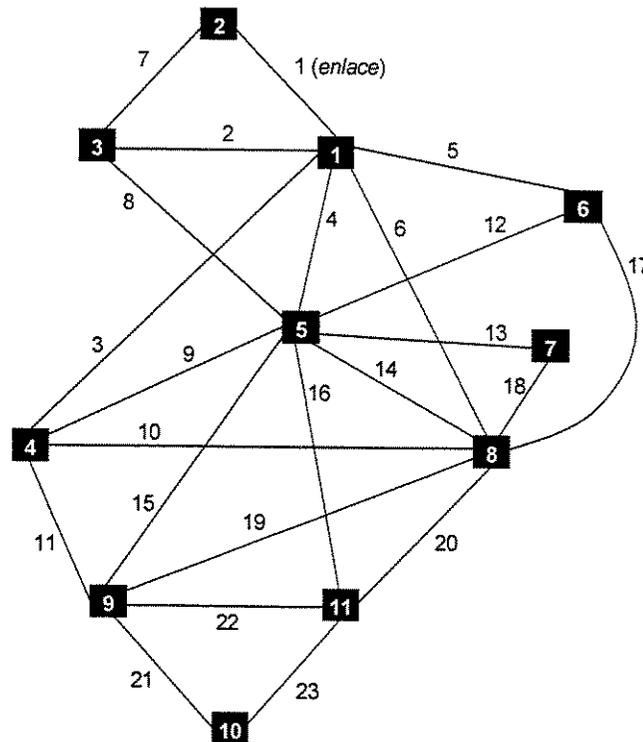


Figura 6.1: Rede de 11 Nós

O interesse de tráfego nesta rede ocorre apenas entre nós diretamente conectados, como pode ser verificado pela matriz apresentada na Tabela 6.1. O tráfego bidirecional principal total escoado pela rede corresponde a 1.252 VC-3s (também bidirecionais). Como só há interesse de tráfego entre nós diretamente conectados, a capacidade principal da rede caso o roteamento do tráfego principal fosse feito pelo caminho mínimo seria de 1.252 VC-3s. Para a solução da rede foram utilizados sistemas STM-4 (modularidade=12·VC-3s), a mesma modularidade adotada em outras publicações [Gro, Her2, Sak], permitindo assim uma comparação de resultados.

| Nós: | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 | 9 | 10 | 11 |
|------|----|----|----|----|----|----|----|----|----|----|
| 1 | 74 | 71 | 71 | 53 | 55 | | 52 | | | |
| 2 | | 53 | | | | | | | | |
| 3 | | | | 16 | | | | | | |
| 4 | | | | 68 | | | 59 | 51 | | |
| 5 | | | | | 48 | 16 | 81 | 50 | | 48 |
| 6 | | | | | | | 47 | | | |
| 7 | | | | | | | 41 | | | |
| 8 | | | | | | | | 57 | | 64 |
| 9 | | | | | | | | | 78 | 65 |
| 10 | | | | | | | | | | 34 |

Tabela 6.1: Matriz de Interesse de Tráfego em VC-3

Resolvendo-se o modelo M2 relaxado a função objetivo principal chegou ao valor de 158,958. Portanto, o limite inferior para a solução inteira ótima é 159, ou seja, no mínimo 159 sistemas STM-4 seriam necessários para o correto dimensionamento da rede. A partir da mesma solução real, o número de sistemas STM-4 foi arredondado superiormente por enlace e o limite superior de 165 sistemas STM-4 para toda a rede foi obtido.

Passa-se agora à aplicação do procedimento heurístico, que como já visto se inicia pelo módulo identificador de subredes piramidais. A Figura 6.2 destaca as quatro subredes piramidais identificadas.

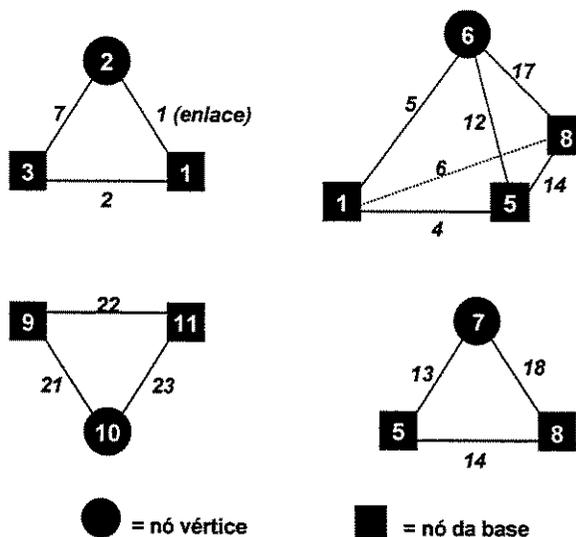


Figura 6.2: Subredes Piramidais

Há uma subrede piramidal com $n' = 4$ e três com $n' = 3$, sendo que nestes três últimos casos as variáveis T_l correspondentes aos enlaces conectados aos nós vértices serão fixadas. A Tabela 6.2 apresenta as subredes piramidais com as respectivas restrições acrescentadas ao PL.

Note-se que seis variáveis T_i das vinte e três existentes no modelo da rede foram fixadas, o que contribui para um menor tempo de execução da heurística.

| Subrede Piramidal | | |
|-------------------|------------|---|
| Nós da Base | Nó Vértice | Restrição Acrescentada |
| 1, 5, 8 | 6 | $T_5 + T_{12} + T_{17} \geq \text{limite inferior}$ |
| 1,3 | 2 | T_1 e T_7 fixadas |
| 5,8 | 7 | T_{13} e T_{18} fixadas |
| 9,11 | 10 | T_{21} e T_{23} fixadas |

Tabela 6.2: Subredes Piramidais e Restrições Associadas para a Rede de 11 Nós

A seguir são acionados os dois módulos de arredondamento, chegando ao resultado apresentado na Tabela 6.3.

| Enlace <i>l</i> | Principal [VC-3] | Reserva [VC-3] | Ociosa [VC-3] | Total [STM-4] |
|----------------------|---------------------|-------------------|------------------|------------------|
| 1 | 64 | 63 | 5 | 11 |
| 2 | 84 | 23 | 1 | 9 |
| 3 | 71 | 13 | | 7 |
| 4 | 48 | | | 4 |
| 5 | 55 | 24 | 5 | 7 |
| 6 | 54 | 6 | | 5 |
| 7 | 63 | 64 | 5 | 11 |
| 8 | 19 | 41 | | 5 |
| 9 | 68 | 13 | 3 | 7 |
| 10 | 59 | 25 | | 7 |
| 11 | 51 | 33 | | 7 |
| 12 | 48 | 30 | 6 | 7 |
| 13 | 16 | 41 | 3 | 5 |
| 14 | 83 | | 1 | 7 |
| 15 | 50 | 6 | 4 | 5 |
| 16 | 48 | 34 | 2 | 7 |
| 17 | 47 | 25 | | 6 |
| 18 | 41 | 17 | 2 | 5 |
| 19 | 57 | 3 | | 5 |
| 20 | 64 | 8 | | 6 |
| 21 | 78 | 34 | 8 | 10 |
| 22 | 65 | 36 | 7 | 9 |
| 23 | 34 | 78 | 8 | 10 |
| Total (%) | 1267 65,2% | 617 31,7% | 60 3,1% | 162 100,0% |

Tabela 6.3: Resultado do Procedimento Heurístico para a Rede de 11 Nós

Nota-se que 65,2% da capacidade total da rede é destinada à capacidade principal, uma ocupação bem superior à de redes com proteção. A solução de custo mínimo alcançada pela

heurística (162 sistemas STM-4) ficou apenas 1,89% acima do limite inferior para a solução inteira ótima (159 sistemas STM-4) e 1,82% abaixo do limite superior (165 sistemas STM-4), comprovando o bom desempenho do procedimento heurístico desenvolvido. A Tabela 6.4 mostra os valores das variáveis X_{ijk} .

| Arcos (i,j) | Variáveis X_{ijk} | | | | | | | | | |
|----------------|---------------------|-----|-----|-----|-----|-----|-----|-----|-----|------|
| | k=1 | k=2 | k=3 | k=4 | k=5 | k=6 | k=7 | k=8 | k=9 | k=10 |
| 1,2 | 64 | | | | | | | | | |
| 2,1 | | | | | | | | | | |
| 1,3 | 84 | | | | | | | | | |
| 3,1 | | | | | | | | | | |
| 1,4 | 71 | | | | | | | | | |
| 4,1 | | | | | | | | | | |
| 1,5 | 48 | | | | | | | | | |
| 5,1 | | | | | | | | | | |
| 1,6 | 55 | | | | | | | | | |
| 6,1 | | | | | | | | | | |
| 1,8 | 54 | | | | | | | | | |
| 8,1 | | | | | | | | | | |
| 2,3 | | 53 | | | | | | | | |
| 3,2 | 10 | | | | | | | | | |
| 3,5 | 3 | | 16 | | | | | | | |
| 5,3 | | | | | | | | | | |
| 4,5 | | | | 68 | | | | | | |
| 5,4 | | | | | | | | | | |
| 4,8 | | | | 59 | | | | | | |
| 8,4 | | | | | | | | | | |
| 4,9 | | | | 51 | | | | | | |
| 9,4 | | | | | | | | | | |
| 5,6 | | | | | 48 | | | | | |
| 6,5 | | | | | | | | | | |
| 5,7 | | | | | 16 | | | | | |
| 7,5 | | | | | | | | | | |
| 5,8 | | | | | 81 | | | | | |
| 8,5 | 2 | | | | | | | | | |
| 5,9 | | | | | 50 | | | | | |
| 9,5 | | | | | | | | | | |
| 5,11 | | | | | 48 | | | | | |
| 11,5 | | | | | | | | | | |
| 6,8 | | | | | | 47 | | | | |
| 8,6 | | | | | | | | | | |
| 7,8 | | | | | | | 41 | | | |
| 8,7 | | | | | | | | | | |
| 8,9 | | | | | | | | 57 | | |
| 9,8 | | | | | | | | | | |
| 8,11 | | | | | | | | 64 | | |
| 11,8 | | | | | | | | | | |
| 9,10 | | | | | | | | | 78 | |
| 10,9 | | | | | | | | | | |
| 9,11 | | | | | | | | | 65 | |
| 11,9 | | | | | | | | | | |
| 10,11 | | | | | | | | | | 34 |
| 11,10 | | | | | | | | | | |

Tabela 6.4: Variáveis X_{ijk} para a Rede de 11 Nós

Foram encontrados quatro caminhos fracionários, resultando na adição de quatro variáveis binárias quando da execução do segundo módulo de arredondamento. No entanto, todas as variáveis λ_i foram determinadas iguais a um, ou seja, todo o tráfego principal da rede foi atendido pelo restabelecimento em caso de falha de enlace.

A capacidade principal ocupa 1.267 VC-3s da rede, 1,2% acima do valor mínimo de 1.252 VC-3s caso o caminho mínimo fosse utilizado para escoamento do tráfego. Da Tabela 6.4, fazendo-se alguns exercícios de roteamento, chega-se que do total de 1.267 VC-3s de tráfego principal na rede:

- 1.237 foram escoados pelo caminho mínimo, passando por apenas um enlace;
- 15 passaram por dois enlaces.

Esta busca pelo caminho mínimo, consequência da minimização do número de sistemas STM-4 na rede, é reforçada pelo segundo termo da função objetivo, que maximiza a capacidade ociosa.

A seguir aplicou-se o modelo M3 para se determinar as rotas alternativas para falha de cada um dos vinte e três enlaces da rede. Analisando-se a rede é fácil concluir que para qualquer enlace em falha a rota alternativa de menor extensão possui dois enlaces. Portanto, caso o tráfego principal da rede fosse sempre restabelecido pela rota mínima para todos os cenários de falha única de enlace, a soma de todo o tráfego restabelecido seria de 2.504 VC-3s. No entanto, a soma obtida para o tráfego restabelecido é de 3.736 VC-3s, ou seja, 49,2% acima do valor mínimo. A extensão média das rotas alternativas encontradas pelo modelo M3 é de 2,98 enlaces.

O resultado obtido pela heurística superou o melhor resultado já divulgado para a mesma rede, com a economia de um sistema STM-4 (162 enlaces contra 163 alcançado em [Gro, Her2]). Deve-se ressaltar, no entanto, que em [Gro, Her2] o roteamento do tráfego principal era realizado pelo caminho mínimo e era utilizado o restabelecimento de via através de rotas alternativas pré-fixadas para cada par de demanda e que em [Her2] a extensão máxima destas rotas alternativas era limitada superiormente.

6.2 REDE COM 17 NÓS

Um outro estudo [Sou1] foi realizado sobre uma rede metropolitana com 17 nós e 32 enlaces, conforme mostra a Figura 6.3. Esta rede possui conectividade 3,76, também adequada ao uso de restabelecimento de tráfego. Pode-se notar que não há nenhuma subrede piramidal.

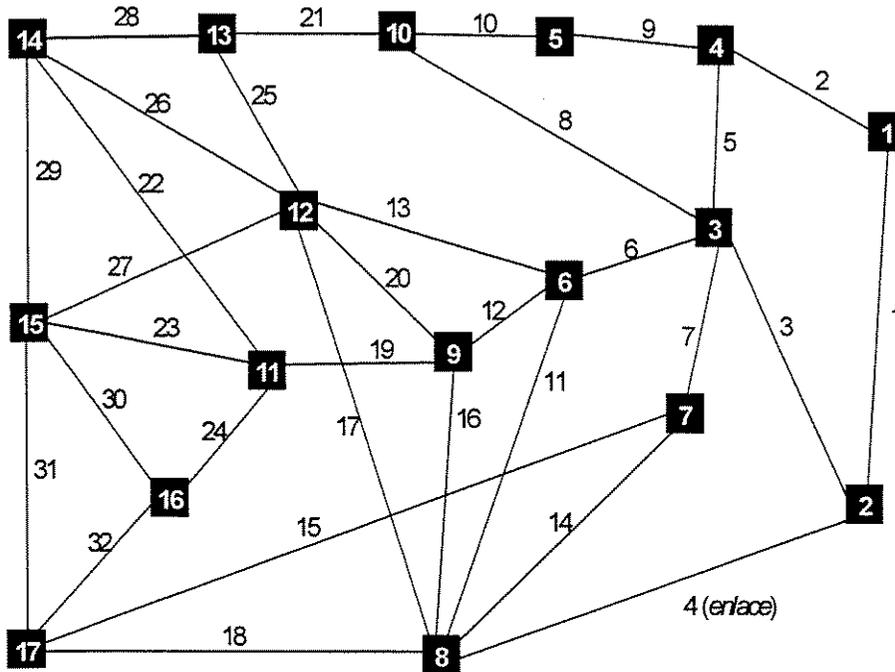


Figura 6.3: Rede Metropolitana de 17 Nós

Agora qualquer par de nós possui interesse de tráfego, independentemente de estarem diretamente conectados, como pode ser verificado pela matriz apresentada na Tabela 6.5. Esta distribuição de tráfego implica em uma maior complexidade para a determinação dos caminhos mínimos de escoamento do tráfego principal e conseqüentemente da capacidade principal mínima da rede. Portanto, para esta rede não serão comparadas a capacidade principal efetiva (obtida pela heurística) com a capacidade principal mínima. Do mesmo modo, a determinação das rotas alternativas mínimas de restabelecimento é mais difícil e portanto o modelo M3 não será acionado para obter a comparação entre as capacidade de reserva efetiva e mínima.

| Nós: | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 | 9 | 10 | 11 | 12 | 13 | 14 | 15 | 16 | 17 |
|------|-----|-----|----|-----|-----|----|-----|----|----|-----|-----|-----|-----|-----|----|-----|
| 1 | 205 | 266 | 33 | 88 | 138 | 23 | 75 | 28 | 16 | 55 | 99 | 85 | 284 | 47 | 21 | 50 |
| 2 | | 211 | 10 | 95 | 174 | 45 | 70 | 12 | 35 | 61 | 112 | 58 | 130 | 41 | 37 | 27 |
| 3 | | | 58 | 140 | 157 | 39 | 110 | 7 | 19 | 68 | 169 | 60 | 143 | 77 | 42 | 63 |
| 4 | | | | 80 | 112 | 29 | 63 | 14 | 33 | 57 | 138 | 71 | 99 | 63 | 51 | 111 |
| 5 | | | | | 118 | 42 | 82 | 21 | 26 | 48 | 100 | 95 | 248 | 47 | 37 | 58 |
| 6 | | | | | | 33 | 203 | 16 | 19 | 124 | 302 | 71 | 204 | 107 | 29 | 105 |
| 7 | | | | | | | 88 | 21 | 28 | 79 | 109 | 65 | 88 | 29 | 33 | 31 |
| 8 | | | | | | | | 38 | 32 | 99 | 147 | 93 | 316 | 152 | 53 | 274 |
| 9 | | | | | | | | | 87 | 128 | 215 | 40 | 258 | 23 | 72 | 62 |
| 10 | | | | | | | | | | 57 | 107 | 41 | 110 | 39 | 41 | 60 |
| 11 | | | | | | | | | | | 179 | 45 | 242 | 45 | 39 | 88 |
| 12 | | | | | | | | | | | | 110 | 496 | 88 | 77 | 110 |
| 13 | | | | | | | | | | | | | 159 | 57 | 62 | 61 |
| 14 | | | | | | | | | | | | | | 130 | 58 | 175 |
| 15 | | | | | | | | | | | | | | | 77 | 290 |
| 16 | | | | | | | | | | | | | | | | 55 |

Tabela 6.5: Matriz de Interesse de Tráfego em VC-12

Foram utilizados sistemas STM-4 com modularidade igual a 252 VC-12s. Resolvendo-se o modelo M2 relaxado a solução ótima chegou ao valor de 152,475. Portanto, o limite inferior para a solução inteira ótima é 153 sistemas STM-4. O limite superior obtido foi de 164 sistemas STM-4. Aplicou-se então a heurística, obtendo-se o resultado apresentado na Tabela 6.6.

A capacidade principal ocupa 66,7% da capacidade total da rede e a solução de custo mínimo alcançada pela heurística ficou 1,96% acima do limite inferior e 4,88% abaixo do limite superior. Novamente a heurística mostrou um bom desempenho, agora trabalhando em uma rede com estrutura de demanda bem mais complexa que a do exemplo anterior.

| Enlaces <i>l</i> | P_l [VC-12] | R_l [VC-12] | O_l [VC-12] | T_l [STM-4] |
|---------------------|------------------|------------------|------------------|------------------|
| 1 | 867 | 878 | 19 | 7 |
| 2 | 878 | 872 | 14 | 7 |
| 3 | 526 | 230 | | 3 |
| 4 | 1102 | 650 | 12 | 7 |
| 5 | 1715 | 20 | 29 | 7 |
| 6 | 1548 | 204 | 12 | 7 |
| 7 | 855 | 657 | | 6 |
| 8 | 619 | 641 | | 5 |
| 9 | 877 | 876 | 11 | 7 |
| 10 | 876 | 877 | 11 | 7 |
| 11 | 328 | 677 | 3 | 4 |
| 12 | 374 | 376 | 6 | 3 |
| 13 | 1256 | 496 | 12 | 7 |
| 14 | 489 | 259 | 8 | 3 |
| 15 | 652 | 597 | 11 | 5 |
| 16 | 244 | | 8 | 1 |
| 17 | 1675 | 77 | 12 | 7 |
| 18 | 907 | 90 | 11 | 4 |
| 19 | 605 | 142 | 9 | 3 |
| 20 | 517 | 234 | 5 | 3 |
| 21 | 1511 | 241 | 12 | 7 |
| 22 | 453 | 294 | 9 | 3 |
| 23 | 431 | 61 | 12 | 2 |
| 24 | 191 | 251 | 62 | 2 |
| 25 | 975 | 707 | 82 | 7 |
| 26 | 1629 | 119 | 16 | 7 |
| 27 | 1136 | 121 | 3 | 5 |
| 28 | 943 | 805 | 16 | 7 |
| 29 | 477 | 531 | | 4 |
| 30 | 376 | 117 | 11 | 2 |
| 31 | 820 | 429 | 11 | 5 |
| 32 | 367 | 135 | 2 | 2 |
| Total (%) | 26219 66,7% | 12664 32,2% | 429 1,1% | 156 100,0% |

Tabela 6.6: Resultado do Procedimento Heurístico para a Rede de 17 Nós

A Tabela 6.7 mostra os valores das variáveis X_{ijk} . Foram encontrados agora vinte e dois caminhos fracionários, resultando na adição de vinte e duas variáveis binárias quando da execução do segundo módulo de arredondamento. Novamente todas as variáveis λ_l foram determinadas iguais a um, ou seja, todo o tráfego principal da rede foi atendido pelo restabelecimento em caso de falha de enlace.

| Arcos (i,j) | Variáveis X_{ijk} | | | | | | | | | | | | | | | |
|----------------|---------------------|-----|-----|-----|-----|-----|-----|-----|-----|------|------|------|------|------|------|------|
| | k=1 | k=2 | k=3 | k=4 | k=5 | k=6 | k=7 | k=8 | k=9 | k=10 | k=11 | k=12 | k=13 | k=14 | k=15 | k=16 |
| 1,2 | 751 | | | 11 | | | | | | | | | | | | |
| 2,1 | | 105 | | | | | | | | | | | | | | |
| 1,4 | 762 | 105 | | | | | | | | | | | | | | |
| 4,1 | | | | 11 | | | | | | | | | | | | |
| 2,3 | | 497 | | | | | | | | | | | | | | |
| 3,2 | | | | 29 | | | | | | | | | | | | |
| 2,8 | 546 | 516 | | 40 | | | | | | | | | | | | |
| 8,2 | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 3,4 | | | 198 | | | | | | | | | | | | | |
| 4,3 | 498 | | | 759 | 260 | | | | | | | | | | | |
| 3,6 | 202 | 184 | 478 | 423 | 139 | | | | | | | | | | | |
| 6,3 | | | | | | 52 | | 20 | 50 | | | | | | | |
| 3,7 | 30 | 45 | 254 | 214 | 182 | 33 | | | | 60 | | | | | | |
| 7,3 | | | | | | | 37 | | | | | | | | | |
| 3,10 | | 57 | 222 | 93 | | 19 | 37 | 20 | 50 | | | | | | | |
| 10,3 | | | | | 61 | | | | | 60 | | | | | | |
| 4,5 | 231 | 95 | 140 | 151 | | | | | | | | | | | | |
| 5,4 | | | | | 260 | | | | | | | | | | | |
| 5,10 | 143 | | | 71 | 662 | | | | | | | | | | | |
| 10,5 | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 6,8 | | | | | | 308 | | | | | | | | | | |
| 8,6 | | | | | | | | 20 | | | | | | | | |
| 6,9 | 64 | 10 | 75 | 14 | 21 | 140 | | | | | | | | | | |
| 9,6 | | | | | | | | | 50 | | | | | | | |
| 6,12 | | | 246 | 297 | | 713 | | | | | | | | | | |
| 12,6 | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 7,8 | | | 110 | 23 | 82 | | 274 | | | | | | | | | |
| 8,7 | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 7,17 | 7 | | 105 | 162 | 58 | | 260 | | | 60 | | | | | | |
| 17,7 | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 8,9 | | 40 | | | | | 21 | 121 | | | | | | | | |
| 9,8 | | | | | | | | | 62 | | | | | | | |
| 8,12 | 341 | 278 | | | | | 165 | 736 | | | | | | | | |
| 12,8 | | | | | | | | | | | | 94 | 61 | | | |
| 8,17 | 130 | 128 | | | | 105 | 327 | 62 | | | | 94 | 61 | | | |
| 17,8 | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 9,11 | 36 | 38 | 68 | | | 124 | 83 | 256 | | | | | | | | |
| 11,9 | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 9,12 | | | | | | | | 517 | | | | | | | | |
| 12,9 | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 10,13 | 127 | 22 | 203 | 131 | 575 | | 9 | | | 395 | | | | | | |
| 13,10 | | | | | | | | 12 | 37 | | | | | | | |
| 11,14 | | | | | | | | | 56 | | 287 | | | | | |
| 14,11 | | | | | 48 | | | | | 57 | | | | 5 | | |
| 11,15 | | | | | | | | | | | 260 | | | | | |
| 15,11 | 19 | | | 57 | | | 79 | 16 | | | | | | | | |
| 11,16 | | | | | | | | | 72 | | 91 | | | | 5 | |
| 16,11 | | 23 | | | | | | | | | | | | | | |
| 12,13 | | 36 | | | | 71 | 56 | 105 | 77 | | | 110 | | | | |
| 13,12 | | | | | 184 | | | | | | 187 | | 149 | | | |
| 12,14 | 242 | 130 | | 39 | | 204 | | 316 | 202 | | | 496 | | | | |
| 14,12 | | | | | | | | | | | | | | | | |
| 12,15 | | | 77 | 120 | 84 | 136 | | 168 | 23 | 80 | | 181 | 88 | | | |
| 15,12 | | | | | | | | | | | 179 | | | | | |
| 13,14 | 42 | | 143 | 60 | 296 | | | | | 167 | | | 190 | | | |
| 14,13 | | | | | | | | | | | 45 | | | | | |
| 14,15 | | | | | | | | | | | | | 31 | 358 | | |

Tabela 6.7: Variáveis X_{ijk} para a Rede de 17 Nós

6.3 RESUMO DOS RESULTADOS

A Tabela 6.8 resume os resultados obtidos para as duas redes estudadas neste Capítulo.

| | Rede de 11 Nós | Rede de 17 Nós |
|-----------------------------------|----------------|----------------|
| Conectividade | 4,18 | 3,76 |
| Modularidade | 12 | 252 |
| Limite Inferior [STM-4] | 159 | 153 |
| Limite Superior [STM-4] | 165 | 164 |
| Solução Heurística [STM-4] | 162 | 156 |
| Cap. Principal [%] | 65,2 | 66,7 |
| Cap. de Reserva [%] | 31,7 | 32,2 |
| Cap. Ociosa [%] | 3,1 | 1,1 |

Tabela 6.8: Resumo dos Resultados

Quanto à distribuição da capacidade total da rede, a porcentagem ocupada pela capacidade principal foi praticamente a mesma. A maior diferença percentual ocorre para a capacidade ociosa, sendo bem menor para a rede de 17 nós.

A Figura 6.4 ilustra graficamente a diferença entre as soluções obtidas pela heurística e os limites inferior e superior associados.

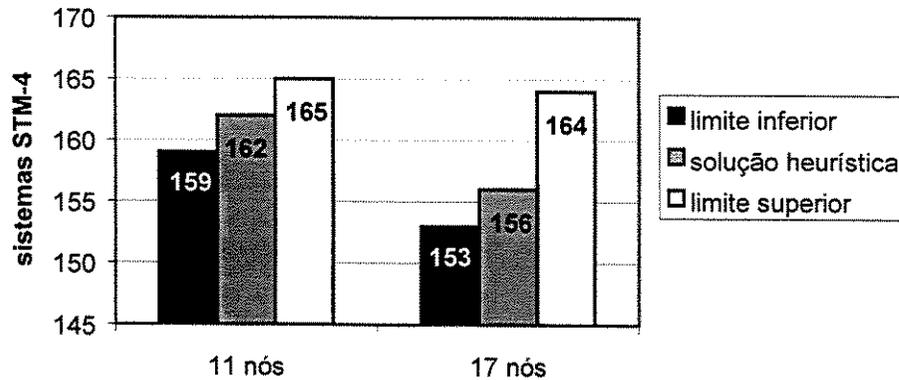


Figura 6.4: Comparação Entre Soluções

Para a rede de 11 nós a solução obtida pela heurística economizou três sistemas STM-4 (1,9% do custo total da rede) em relação ao limite superior. Já para a rede de 17 nós a economia foi maior, chegando a oito sistemas STM-4 (5,1% do custo total da rede). Para os dois estudos esta solução esteve mais próxima do limite inferior que do limite superior, indicando um bom funcionamento do procedimento heurístico. Deve-se ressaltar no entanto que o limite superior

pode variar para cada resolução do PL, uma vez que este limite não corresponde à sua função objetivo. Já o limite inferior terá sempre o mesmo valor.

CAPÍTULO 7:

CONCLUSÃO

Neste trabalho foi estudado o dimensionamento de redes em malha da SDH com restabelecimento de enlace, onde cada nó corresponde a um equipamento roteador SDXC e cada enlace a um conjunto de sistemas STM-N.

Foi desenvolvido um modelo matemático que minimiza o custo de equipamentos SDXC instalados na rede, tratando conjuntamente as capacidades principal, de reserva e ociosa. O modelo corresponde a um problema de Programação Linear Inteira (PLI). Para a alocação da capacidade principal as demandas de tráfego foram agrupadas por nós de origem, trabalhando-se com o conceito de Agregados de Produtos. Foi possível deste modo diminuir o número de variáveis de fluxo de tráfego principal e conseqüentemente o número de variáveis do PLI. Todas as rotas alternativas possíveis entre os nós de terminação do enlace em falha foram consideradas para o restabelecimento da demanda afetada e a geração de restrições para o problema de alocação de capacidades de reserva é baseada em um conjunto de cortes de rede separando estes dois nós.

O modelo apresenta duas limitações quando aplicado em redes de maior porte:

- O alto número de variáveis inteiras leva a um alto tempo de execução do PLI;

- O alto número de cortes de rede dificulta a geração de restrições para alocação de capacidades de reserva.

Para resolver tais limitações foi proposto um algoritmo heurístico que gera automaticamente as restrições do problema e busca a integralidade da solução em duas fases de arredondamento. Na primeira fase o algoritmo trabalha iterativamente com a relaxação linear do PLI até chegar a uma solução com as variáveis de capacidades totais de enlaces integralizadas. Em uma segunda fase, com as variáveis de capacidades totais de enlaces fixadas, todas as variáveis de fluxo são integralizadas, chegando a uma solução inteira sub-ótima.

Testou-se o procedimento heurístico em uma rede com 11 nós e 23 enlaces, já citada em outros artigos. A solução inteira obtida pela heurística utilizando sistemas STM-4 ficou apenas 1,89% acima da solução relaxada do PLI, que é um limite inferior para a solução inteira ótima. O resultado alcançado apresentou uma economia de um sistema STM-4 em relação ao melhor resultado já divulgado para esta rede na literatura especializada.

Uma segunda rede foi estudada, com 17 nós e 32 enlaces, onde também foram utilizados sistemas STM-4. Novamente o desempenho do procedimento heurístico mostrou-se muito bom, com sua solução sub-ótima ficando apenas 1,96% acima da solução relaxada do PLI.

A abordagem heurística apresenta como características determinantes para o seu bom funcionamento:

- Otimização conjunta das capacidades principal e de reserva;
- Iteração enlace a enlace entre o processo de minimização da capacidade total da rede e o procedimento de integralização do número de sistemas STM-N.

São vislumbradas algumas possibilidades de evolução para o modelo e a heurística desenvolvidos neste trabalho, as quais são citadas a seguir:

- Desenvolvimento de um módulo para minimizar o número de Agregados de Produtos: os nós geradores de APs devem ser os que possuam interesse de tráfego com o maior

número de nós da rede. Por exemplo, em uma rede com 5 nós onde os nós 1, 2, 3 e 4 só tenham interesse de tráfego com o nó 5, caso os quatro primeiros nós sejam escolhidos como geradores de APs a rede teria 4 APs. Por outro lado, caso o nó 5 fosse o escolhido, haveria apenas um AP e conseqüentemente um menor número de variáveis no modelo M2.

- Superposição de duas ou mais hierarquias de sistemas STM-N no mesmo enlace para a mesma solução de rede. A superposição de duas hierarquias já foi abordada em [Sou3], porém não incluída neste trabalho.
- Adaptação do modelo e do procedimento heurístico implementados para outras tecnologias de rede, por exemplo para o dimensionamento de PVCs (*Permanent Virtual Connections*) em redes ATM [Mur].

REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

- [Ahu] Ahuja, R. K., Magnanti, T. L., Orlin, J. B., "Network Flows: Theory, Algorithms and Applications", Prentice-Hall, New Jersey, 1993.
- [Ann] Annunziata, M., Bianchi, G., Giacomazzi, P., Valente, P., "Planning of a Digital Cross-Connect Network: Heuristic Algorithms and Simulated Annealing", Proceedings of Networks'96, Australia, 1996, pp. 451-456.
- [Bel] Bellcore Special Report SR-NWT-002514, "Digital Cross-Connect Systems in Transport Network Survivability", January 1993.
- [Cho] Chong, E. I., Maddila, S., Morley, S., "On Finding Single-Source Single-Destination k Shortest Paths", Proceedings of 7th International Conference of Computing and Information (ICCI'95), Canada, 1995, pp. 40-47.
- [Chu] Chujo, T., Komine, H., Miyazaki, K., Ogura, T., Soejima, T., "Distributed Self-Healing Network and Its Optimum Spare-Capacity Assignment Algorithm", Electronics and Communications in Japan, Part 1, Vol. 74, No. 7, 1991, pp. 1-9.
- [Dun] Dunn, D. A., Grover, W., MacGregor, M. H., "Comparison of k-Shortest Path and Maximum Flow Routing for Network Facility Restoration", Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 12, No. 1, 1994, pp. 88-99.
- [Gol] Goldberg, A. V., Tarjan, R. E., "A New Approach to the Maximum-Flow Problem", Journal of the Association for Computing Machinery, Vol. 35, No. 4, 1988, pp. 921-940.

- [Gro] Grover, W. D., Bilodeau, T. D., Venables, B. D., "Near Optimal Spare Capacity Planning in a Mesh Restorable Network", Proceedings of Globecom 1991, pp. 2007-2012.
- [Has] Hasegawa, S., Okanou, Y., Egawa, T., Sakauchi, H., "Control Algorithms of SONET Integrated Self-Healing Networks", Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 12, No. 1, 1994, pp. 110-119.
- [Her1] Herzberg, M., "A Decomposition Approach to Assign Spare Channels in Self-Healing Networks", Proceedings of Globecom 1993, pp. 1601-1605.
- [Her2] Herzberg, M., Bye, S. J., Utano, A. (1995). "The Hop-Limit Approach for Spare-Capacity Assignment in Survivable Networks", IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol.3, No. 6, pp. 775-784.
- [Her3] Herzberg, M., Wells, D. J., Herschtal, A., "Optimal Resource Allocation for Path Restoration in Mesh-Type Self-Healing Networks", Proceedings of 15th International Teletraffic Congress, June 1997, USA, pp. 351-360.
- [Ira] Iraschko, R. R., MacGregor, M. H., Grover, W.D, "Optimal Capacity Placement for Path Restoration in Mesh Survivable Networks", Proceedings of ICC'96, pp. 1568-1574.
- [ITU1] ITU-T Recommendation G.805, "Generic Functional Architecture of Transport Networks", November 1995.
- [ITU2] ITU-T Recommendation G.841, "Types and Characteristics of SDH Network Protection Architectures", July 1995.
- [Joh] Johnson, D., Brown, G. N , Botham, C. P., Beggs, S. L., Hawker, I., "Distributed Restoration in Telecommunications Networks", BT Technology Journal, Vol 12, No 2, April 1994, pp. 67-76.
- [Mac] MacGregor, M. H., Grover, W. D., "Optimized k-shortest-paths Algorithm for Facility Restoration", Software-Practice and Experience, Vol. 24, September 1994, pp. 823-834.
- [Med] Medhi, D., Khurana, R., "Optimization and Performance of Network Restoration Schemes for Wide-Area Teletraffic Networks, Journal of Network and Systems Management", Vol. 3, No 3, September 1995, pp. 265-294.

- [Men] Mendes, J. L., Sousa F^o, A. O., Nakamura, R. Y., "Hierarquia Digital Síncrona (SDH): A Evolução das Redes de Transporte", Anais do 13^o Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, 1995, pp. 470-475.
- [Mur] Murakami, K., Kim, H. S., "Comparative Study on Restoration Schemes of Survivable ATM Networks", Proceedings of INFOCOM'97, Japan, April 1997, pp. 3C.1.1-8.
- [Pop] Poppe, F., Demeester, P., "The Design of SDH Mesh-Restorable Networks: Problem Formulation and Algorithm", Proceedings of 5th International Conference on Telecommunication Systems, March 1997, USA, pp. 88-94.
- [Sak] Sakauchi, H., Nishimura, Y., Hasegawa, S., "A Self-Healing Network with an Economical Spare-Channel Assignment", Proceedings of Globecom 1990, pp. 438-443.
- [Sou1] Sousa Filho, A. O., Tavares, H., "Dimensionamento Otimizado de Redes em Malha da SDH", 12^o Congresso Brasileiro de Automática, Brasil, 1998, pp. 465-470.
- [Sou2] Sousa Filho, A. O., Tavares, H., "Sizing of Meshed Networks with Line Restoration", Proceedings of Networks'98, Italy, pp. 399-404 .
- [Sou3] Sousa Filho, A. O., Tavares, H., "Mathematical Model and Heuristic Strategy for SDH Meshed Networks Dimensioning", Proceedings of ITS'98, Brazil, 1998, pp. 341-346.
- [Van] Van Caenegem, B., Wauters, N., Demeester, P., "Two Techniques for Spare Capacity Assignment in Mesh Survivable Networks", Proceedings of 5th International Conference on Telecommunication Systems - Modeling and Analysis, March 1997, USA, pp. 98-102.
- [Ven] Venables, B. D., Grover, W. D., MacGregor, M.H., "Two Strategies for Spare Capacity Placement in Mesh Restorable Networks", Proceedings of ICC'93, May 1993, pp. 267-271.
- [Yam] Yamada, J., "A Spare Capacity Design Method For Restorable Networks", Globecom 95, Singapore, pp. 931-935.

LISTA DE SIGLAS E ACRÔNIMOS

| | |
|-----------|--|
| ADM | Add-Drop Multiplexer |
| AP | Agregado de Produtos |
| APS | Automatic Protection Switch |
| ATM | Asynchronous Transfer Mode |
| DCC | Data Communication Channel |
| FM | Fluxo Máximo |
| GRAC | Gerador de Restrições Associadas a Cortes |
| ISP | Identificador de Subredes Piramidais |
| ITU-T | International Telecommunication Union - Telecommunication Standardization Sector |
| MR | Módulo de Roteamento |
| MSOH | Multiplex Section Overhead |
| MS-SPRING | Multiplex Section - Shared Protection Ring (Anel com Proteção Compartilhada de Seção de Multiplexação) |
| MT | Módulo de Terminação |
| nAP | Número de Agregados de Produtos |
| NE | Network Element |
| PCM | Pulse Code Modulation |

| | |
|-------|---|
| PDH | Plesyochronous Digital Hierarchy (Hierarquia Digital Plesiócrona) |
| PL | Programação Linear |
| PLI | Programação Linear Inteira |
| PLIM | Programação Linear Inteira Mista |
| POH | Path Overhead |
| PVC | Permanent Virtual Connection |
| RSOH | Regenerator Section Overhead |
| SDH | Synchronous Digital Hierarchy (Hierarquia Digital Síncrona) |
| SDXC | Synchronous Digital hierarchy Cross-Connect |
| SNC | Sub-Network Connection |
| SONET | Synchronous Optical Network |
| STM-N | Synchronous Transport Module-level N |
| TDM | Time Division Multiplex |
| TMN | Telecommunications Management Network |
| VC | Virtual Container |