



UNIVERSIDADE ESTADUAL DE CAMPINAS
FACULDADE DE ENGENHARIA ELÉTRICA E DE COMPUTAÇÃO
DEPARTAMENTO DE COMUNICAÇÕES

Tese de Doutorado

**O SUPORTE AO TRÁFEGO DE INTERNET PELA REDE
ÓPTICA “PLANEJAMENTO E PROJETO”**

Autor:

Karcus Day Rosário Assis

Orientador:

Prof. Dr. Helio Waldman

Área de Concentração:

Telecomunicações e Telemática

Banca Examinadora:

Prof. Dr. Helio Waldman (Presidente)
Prof. Dr. Luis de Calazans Calmon
Dra Miriam Regina Xavier de Barros
Prof. Dr. Michel Daoud Yacoub
Prof. Dr. Luis Geraldo Pedroso Meloni
Prof. Dr. Aldário Chrestani Bordonalli
Prof. Dr. Raul Vinhas Ribeiro

DECOM – FEEC – UNICAMP
DEE-UFES
Fundação CPqD
DECOM – FEEC – UNICAMP
DECOM – FEEC – UNICAMP
DMO – FEEC – UNICAMP
DENSIS – FEEC – UNICAMP

Campinas, 15 de Julho de 2004

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

As76s Assis, Karcus Day Rosário
O suporte ao tráfego de internet pela rede óptica “planejamento e projeto” / Karcus Day Rosário Assis.--Campinas, SP: [s.n.], 2004.

Orientador: Helio Waldman.
Tese (Doutorado) - Universidade Estadual de Campinas,
Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação.

1. Fibras óticas. 2. Redes de computação. 3. Sistemas de telecomunicação. I. Waldman Helio. II. Universidade Estadual de Campinas. Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação. III. Título.

Dedicatória

Esta tese é dedicada aos meus pais, Antônio Rosa de Assis e Elza Rosário Assis.

Agradecimentos

Agradeço ao Prof. Helio Waldman pela oportunidade de participar do seu grupo e pela excelente orientação deste trabalho.

Aos amigos do Optinet: Agostinho, Darli, Divanilson, Filipe, Gustavo, Iguatemi, Jefferson, Márcio, Renato e Raul.

À Daniela pelo apoio. À Celi e Eloísa pelo suporte.

À Banca examinadora, pelas sugestões para a melhora deste trabalho.

À minha família, pela afetividade.

À FAPESP, CNPq e Ericsson pelo apoio científico e financeiro.

RESUMO

Esta tese estuda problemas relacionados ao estabelecimento e gerenciamento de caminhos ópticos. Os algoritmos e modelos propostos consideram várias restrições impostas pelas redes ópticas, como número de comprimentos de onda suportados pela fibra, número limitado de transmissores e receptores nos nós de acesso, número limitado de conversores de comprimento de onda etc. Os algoritmos otimizam o projeto da rede para tráfego estático e dinâmico com diversos critérios, entre eles caminho mais curto, carga e “throughput”. Soluções são propostas para resolver o problema de projeto da topologia virtual e o problema de roteamento e alocação de comprimento de onda. Algoritmos são propostos para projetar uma “topologia frouxa”, que é uma combinação de tráfego estático e dinâmico compartilhando recursos físicos da rede. Para esta última proposta o projeto de redes ópticas estáticas é resolvido de maneira que a probabilidade de bloqueio seja minimizada para um tráfego dinâmico futuro, mantendo, porém, os objetivos de desempenho da solução estática. Para isso a solução usa heurísticas na fase estática para guiar a solução da “topologia frouxa”.

Palavras-chave: WDM, Redes Ópticas, Roteamento de Comprimento de Onda, caminho óptico, comutação por circuito e por pacote, topologia virtual, tráfego estático e dinâmico.

ABSTRACT

The thesis studies problems related to the establishment and management of lightpaths. The proposed algorithms accommodate various network-wide constraints such as limited number of wavelengths supported in a fiber, limited number of transmitters and receivers at an access node, limited number of wavelength converters per node, etc. Moreover the algorithms optimize the network design for both static and dynamic traffic patterns. The proposed algorithms optimize different network-wide criteria including average hop distance, load, and network-wide throughput. Specifically, the algorithms try to establish an optimal set of lightpaths (referred to as the virtual topology), such that network-wide load and throughput are optimized, subject to constraints imposed by the physical network. Solutions are proposed for designing the optimal virtual topology, as well as routing and wavelength assignment of the constituent lightpaths. Algorithms are also proposed for a loose topology, in which static and dynamic traffic demands share the physical resources of the network. For this purpose, the static *wavelength-routed optical networks* design is solved so that blocking probability is minimized for the dynamic traffic while minimum performance objectives are met for the static demand. The proposed strategy entails the use of heuristics to guide the solution of the static problem.

Keywords: WDM, optical network, wavelength routing, lightpath, circuit-switching, packet switching, virtual topology, dynamic and static traffic.

SUMÁRIO

1. Introdução	1
1.1 Considerações Gerais	1
1.2 Justificativa.....	2
1.3 Esboço da tese.....	4
2. Evolução das Redes Ópticas	7
2.1 Um Breve Histórico.	7
2.2 Redes Ópticas de Primeira Geração.....	8
2.3 Redes Ópticas de Segunda Geração.....	17
2.4 Redes Ópticas de Terceira Geração	28
3. Aspectos de Projeto das Redes Ópticas de Terceira Geração	35
3.1 Introdução.....	35
3.2 Projeto dos Nós da Rede.....	38
3.3 Projeto da Rede.....	45
4. Topologia Virtual e Topologia Física de Redes Ópticas: Uma proposta de Projeto Integrado	53
4.1 Projeto da Topologia Virtual e Topologia Física	53
4.2 Simulações.....	60
4.3 Resultados Numéricos	61
4.4 Comentários e conclusões	66
5. Topologia Virtual e Topologia Física de Redes Ópticas: Recursos de Conversão de Comprimento de Onda	67
5.1 Roteamento e Alocação de Comprimento de Onda- RWA.....	67
5.2 Formulação Matemática para o RWA com Recursos de Conversão de Comprimento de Onda.....	68

5.3 Número Limitado de Conversores de Comprimento de Onda.....	70
5.4 Simulações.....	74
5.5 Conclusões.....	78
6. Estratégias para Maximizar a Capacidade Aberta de Redes Ópticas-	
Parte I- Otimização no RWA Estático	79
6.1 Definição de Loose Topology.....	79
6.3 RWA em Redes Ópticas com modelo ASON.....	81
6.4 Planejamento de uma <i>Loose Topology</i>	86
6.5 Simulações.....	89
6.6 Conclusões.....	95
7. Estratégias para Maximizar a Capacidade Aberta de Redes Ópticas-	
Parte II- Otimização na Topologia Virtual.....	97
7.1 VTD para a <i>Loose Topology</i>	97
7.2 Algoritmo Heurístico para o IVTD	98
7.4 Análise de Escalabilidade.....	101
7.5 Simulações.....	103
7.6 Conclusões.	105
8. Conclusões e Investigações Futuras	107
Referências	109

Lista de Principais Símbolos e Variáveis

N	Número de nós da rede
W	Número de comprimentos de ondas disponíveis por fibra
P_{mn}	Número de fibras que ligam um nó m a um nó n
b_{ij}	Variável binária, 1 se existe um caminho óptico do nó i para o nó j
Δ	Grau nodal da topologia virtual
L	Número máximo de caminhos ópticos que podem passar por um link físico.
p_{mn}^{ij}	Caminho óptico de i para j passando pelo link físico m - n
ζ	Comprimento de onda
$p_{mn\zeta}^{ij}$	Caminho óptico de i para j passando pelo link físico m - n na cor ζ
λ^{sd}	Tráfego em pacotes/segundo de uma fonte s para um destino d
λ_{ij}	Tráfego passante no link ij
λ_{\max}	Máximo tráfego oferecido para um link ij (congestionamento)
λ_{ij}^{sd}	Tráfego em pacotes/segundo de um par fonte-destino que passa pelo link ij
T	Matriz de tráfego
N_c	Número de conversores de comprimento de onda em um nó da rede
$C(\zeta)$	Conjunto de comprimentos de onda em que ζ podem ser convertidos no nó l .
$D(\zeta)$	Conjunto de comprimentos de onda em que podem ser convertidos para ζ pelo nó l .

Lista de Principais Acrônimos

ADM	Multiplexador adiciona/retira
AON	Rede Totalmente Óptica
ASON	Rede Óptica com Chaveamento Automático
ATM	Modo de Transferência Assíncrono
FDDI	Interface de Dados Distribuídos por Fibra
IVTD	Projeto Iterativo da Topologia Virtual
LAN	Redes Locais
LP	Programação linear
MAN	Redes Metropolitanas
MILP	Programação Linear Inteira Mista
OTN	Optical Network Transport
OXC	Optical Crossconet
PDH	Hierarquia Digital Pleosíncrona
PTD	Projeto da Topologia Física
RWA	Roteamento e Alocação de Comprimento de Onda
SDH	Hierarquia Digital Síncrona
SONET	Rede Óptica Síncrona
VTD	Projeto da Topologia Virtual
WAN	Rede de Ampla Cobertura
WDM	Multiplexação por Divisão de Comprimento de Onda
WR	Chave Roteadora de Comprimento de Onda

Capítulo 1

Introdução

1.1 Considerações Gerais

Desde a invenção do computador até os anos 70, as velocidades de processamento vieram aumentando bem mais rapidamente (cerca de 100 vezes por década segundo a lei empírica de Moore) que as velocidades de transmissão. Com isso, a transmissão passou a ser o gargalo das redes de comunicações [1], [2], [14]. A partir dos anos 80, com o amadurecimento da tecnologia da transmissão óptica digital, as velocidades de transmissão passaram a crescer ainda mais rapidamente (cerca de 1000 vezes por década), deslocando o gargalo para os nós eletrônicos de processamento. A combinação da tecnologia ATM com o padrão SDH de transmissão constitui um alargamento destes gargalos, mantendo-os, porém, ainda dentro dos limites de desempenho permitidos pelo processamento eletrônico, sem necessariamente explorar a enorme capacidade de transmissão das fibras ópticas, que atinge hoje a marca do Terabit por segundo [1], [15]. A superação desta deficiência pressupõe o uso de tecnologias fotônicas na rede. No limite, teríamos uma rede totalmente fotônica, sem nenhum processamento eletrônico intermediário: a chamada "all-optical network" [15]. Embora este limite ainda esteja distante, alguns passos nesta direção já estão sendo dados com a tecnologia disponível hoje. Eles apontam para o uso simultâneo de vários comprimentos de onda na mesma fibra, constituindo a chamada rede óptica por divisão em comprimento de onda ("wavelength-division optical network", ou WON). Montados sobre diferentes comprimentos de onda, diferentes pacotes podem partilhar a fibra sem risco de colisão, havendo apenas a necessidade de coordenar os comprimentos de onda de transmissão inicial e de recepção final para que coincidam com as sintonias do laser transmissor e do nó receptor, respectivamente. Este tipo de coordenação exige o desenvolvimento de novas arquiteturas, que vêm sendo propostas e discutidas na recente literatura especializada [1], [15].

Na primeira metade da década de 90, a busca destas arquiteturas se concentrou nos protocolos de acesso ao meio de transmissão (MAC), já que os recursos tecnológicos disponíveis só permitiam a construção de topologias físicas do tipo "broadcast", gerando as chamadas redes

“broadcast-and-select”. Já na segunda metade da década, o advento de dispositivos com capacidade de roteamento de comprimentos de onda (ADM's ópticos e crossconnects (OXC's)) deslocou o foco das pesquisas para as redes de caminhos ópticos. Atualmente, até mesmo o conceito de caminhos ópticos já está sendo questionado em função de sua ineficiência no suporte ao tráfego Internet, cuja presença deve se tornar dominante nas redes de comunicação nos próximos anos. Esta tese é sobre o planejamento e projeto de redes de caminhos ópticos neste novo contexto. Iremos examinar como essas novas tecnologias, as novas necessidades das operadoras, assim como os novos requisitos de tráfego solicitados pelos clientes influenciam e modificam o planejamento das modernas redes ópticas.

1.2 Justificativa

As Redes ópticas emergentes constituem um dos pilares indispensáveis da nova infraestrutura de comunicações exigida pela massificação e trivialização da Internet. Assim sendo, é necessário capacitar o País para esta nova tecnologia.

As redes ópticas (entendidas neste contexto como aquelas que realizam pelo menos algumas funcionalidades nodais no domínio óptico, de maneira que a informação passe por nós físicos intermediários sem voltar para o domínio elétrico para ser processada) emergiram durante a última década do século XX na forma de redes de caminhos ópticos. Entretanto, é certo que elas deverão evoluir durante a(s) próxima(s) década(s) na direção de novos paradigmas de interconexão em rede, mais adequados para dar suporte ao crescimento explosivo da Internet.

Apesar do ritmo impressionante com que novas extensões de fibra são instaladas em todo o mundo, inclusive no Brasil, dificilmente este ritmo poderá acompanhar o crescimento da World Wide Web (100% a cada trimestre em número de páginas) e da voracidade com que seus usuários clicam para acessar informação. Por isso, a necessidade de usar WDM para multiplicar a capacidade das fibras instaladas já é evidente para as companhias operadoras de todo o mundo.

Inicialmente, esta necessidade se reflete no desenvolvimento de sistemas ponto-a-ponto de capacidade crescente, tanto em termos do número de comprimentos de onda (que evolui de 4 para 8, depois 16, e atualmente 32 ou 40) como da velocidade de modulação de cada canal óptico (geralmente 2,5 ou 10 Gbps, com possível evolução futura para 20 Gbps), interligados por nós eletrônicos de comutação. Com a disseminação destes enlaces WDM, passa a ser economicamente

atraente, especialmente nas áreas metropolitanas, interligá-los através de nós que não exijam que a comutação e/ou o roteamento sejam realizados no domínio eletrônico. Em função desta perspectiva, a ITU-T especificou uma grade de comprimentos de onda a ser adotada internacionalmente, com o fim de racionalizar a futura interligação das redes WDM em escala planetária. Esta grade tem uma frequência de referência em 193,1 THz e espaçamentos uniformes em frequência de 100 GHz.

A rede de caminhos ópticos está sendo viabilizada com o advento dos ADM's ("add-drop multiplexers") e crossconnects ópticos. Com esse fim, vários produtos foram lançados por grandes consórcios industriais, com o fim de lançar toda a família de novos elementos de rede necessários, bem como as técnicas de gerenciamento e proteção adequadas para o tipo de tráfego a ser atendido. Alguns exemplos são (em ordem alfabética): a Alcatel, a Enron/Cisco (orientada para IP), a Ericsson, a Lucent Technologies, a NEC, a Nortel Networks, e a Pirelli.

O tráfego a ser atendido poderá vir da rede síncrona de transporte (padrões SONET ou SDH), que já conta com seus próprios mecanismos de proteção; ou diretamente da rede ATM, que precisa garantir qualidade-de-serviço para algumas de suas classes; ou de IP (protocolo Internet), que não implica em garantia de qualidade-de-serviço. Por isso, diferentes caminhos ópticos podem ter diferentes requisitos de proteção, com possíveis implicações sobre a topologia física e a de caminhos físicos.

O advento da camada fotônica de transporte está marcando a primeira década do século XXI assim como o padrão ATM marcou os anos 90. Ele é necessária para evitar os altos custos de fazer subir todo o tráfego passante ao domínio elétrico para roteá-lo em nós SDH, que são muito caros e portanto seu número deve ser minimizado. Esta minimização, por sua vez, agrava o problema de engenharia de tráfego, uma vez que os comprimentos de onda passantes não poderão entregar tráfego eventualmente destinado a usuários locais. O tráfego deverá ser encaminhado de acordo com a topologia de caminhos físicos (também conhecida como topologia virtual), que não corresponderá mais à topologia física da rede. Otimizar o encaminhamento do tráfego sob essas condições é o problema do "traffic grooming" [2].

O desenvolvimento da camada fotônica de transporte depende da disponibilidade de novos elementos de rede tais como filtros ópticos, acopladores, amplificadores ópticos, roteadores, conversores de comprimento de onda; e do desempenho destes elementos. A evolução destas tecnologias deverá condicionar as soluções arquitetônicas que serão adotadas pelas redes futuras. A fim de compreender este condicionamento, e por conseguinte avaliar o impacto da tecnologia

disponível sobre o desempenho sistêmico, é necessário realizar estudos sistêmicos sobre planejamento e projeto de redes ópticas, o quais nós realizamos nesta tese.

1.3 Esboço da Tese

O enfoque principal desta tese está voltado para o planejamento e projeto de redes ópticas que utilizam a tecnologia de multiplexação de comprimentos de onda, dando ênfase a modelos de Programação Linear Inteira na fase de planejamento destas redes e propostas heurísticas para otimizar a resolução dos problemas. A tese estuda inicialmente o planejamento para uma demanda de tráfego estática e posteriormente, para um *mix* de tráfego estático e dinâmico.

Conforme veremos ao longo desta tese o planejamento e projeto de redes é uma tarefa de grande complexidade. A complexidade resulta não somente pelo fato das redes serem grandes e sujeitas a mudanças tecnológicas ao longo do tempo, mas também pelo fato deste planejamento ser um problema de otimização técnico-econômico.

Em redes ópticas a complexidade adicional vem do fato de que além do problema de roteamento (também existente em redes tradicionais), temos uma característica peculiar: que é o acoplamento entre esse roteamento e a alocação de comprimento, já que dois comprimentos de onda semelhantes não podem ocupar um mesmo link de fibra na rede.

Nesta tese algumas das características vistas acima e contribuições do nosso trabalho serão assim distribuídas:

O Capítulo 2 – Evolução das Redes Ópticas – traz de forma detalhada as principais características responsáveis pelo enquadramento das três tendências de rede em cada uma das três gerações didaticamente aceitas pela maior parte da literatura existente. A última dessas gerações compreende as redes ópticas com roteamento por comprimento de onda, a qual será o objeto de estudo de todo o restante da tese.

O Capítulo 3 – Aspectos de Projeto e Planejamento das Redes Ópticas de Terceira Geração – descreve alguns modelos de tráfego e de atendimento comumente utilizados no projeto das redes ópticas WDM, procurando mostrar a viabilidade do modelo de tráfego estatístico e do modelo de atendimento com bloqueio. Descreve-se em detalhes tanto o planejamento da topologia virtual

quanto da topologia física de redes ópticas, topologias essas que serão a base do restante dos capítulos.

O Capítulo 4 – Topologia Virtual e Topologia Física de Redes Ópticas: Uma Proposta de Projeto Integrado–. Neste capítulo estuda-se uma proposta de resolver os projetos da topologia virtual e física de redes ópticas de forma integrada. A motivação para integrar os dois subproblemas é uma maior eficiência do uso dos recursos da rede sob uma perspectiva futura de integração dos planos de controle da camada óptica e da camada cliente (p.ex. IP).

O Capítulo 5 – Topologia Virtual e Topologia Física de Redes Ópticas: Recursos de conversão de comprimento de onda – Neste capítulo estudam-se propostas para resolver o RWA (topologia física) com recursos de conversão de comprimento de onda. A motivação da pesquisa desse capítulo foi à melhoria da eficiência da rede com o uso de conversores, o que é bem conhecido na literatura. No entanto, nossas contribuições são duas formulações inéditas para o problema. Uma considerando qualquer tipo de conversão na rede apenas com restrições lineares. Isto é importante, pois pode-se chegar à solução ótima do problema de maneira tratável computacionalmente, pelo menos para redes de pequenas dimensões. A outra é uma formulação/estratégia considerando o número de conversores da rede, isto é fundamental, pois este número define a viabilidade econômica do projeto da rede.

O Capítulo 6 – Estratégias para Maximizar a Capacidade Aberta de Redes Ópticas- Parte I- Otimização no RWA estático – Apesar de toda a complexidade das estratégias utilizadas nos dois capítulos anteriores, elas só servem para obter a melhor solução estática. Para um modelo de atendimento dinâmico, que busque reconfigurar a rede para adaptá-la em tempo real a mudanças imprevisíveis na demanda de tráfego, a solução deve levar em conta preservar a capacidade da rede para atender a futuras demandas, imprevistas, devido às falhas em nós ou links, ou devido à natureza intermitente do tráfego auto-similar gerado pela Internet. Para este propósito nós propomos neste capítulo uma “*loose topology*”.

O Capítulo 7 – Estratégias para Maximizar a Capacidade Aberta de Redes Ópticas- Parte II- Otimização na Topologia Virtual. – O objetivo deste capítulo ainda é preservar a capacidade aberta da rede para demandas futuras. No entanto, a proposta agora é otimizar a topologia virtual. Nós

propomos um algoritmo iterativo para resolver o VTD e abrir a capacidade da rede para dois tipos de tráfego dinâmico: volátil e incremental.

O Capítulo 8 – Conclusões – descreve os resultados mais significativos e as principais críticas aos modelos aqui estudados e simulados. Apresenta também propostas de continuidade de pesquisa que poderão complementar as abordagens aqui presentes.

Capítulo 2

Evolução das Redes Ópticas

Este capítulo irá tratar de três gerações de redes que desenvolvidas até o momento. São elas: as Redes Ópticas de Primeira Geração, caracterizadas pela simples substituição dos meios de transmissão existentes por fibras ópticas; as de Segunda Geração, que já dispõem as fibras em arranjos ópticos específicos para o desempenho de algumas funções; finalizando pelas de Terceira Geração, as quais empregam roteamento de comprimento de onda. Este capítulo é baseado nas referências de [1]-[3] e em outra dissertação da área [5].

2.1 Um Breve Histórico:

Transmissão em fibras ópticas tem se constituído um papel chave do crescimento da banda nas redes de telecomunicações. Fibras ópticas, em comparação com cabos metálicos, além de disponibilizarem uma banda passante muito maior, também oferecem inúmeras outras vantagens: baixa perda; baixo custo; alta resistência física e flexibilidade; imunidade a ruído e interferência eletromagnética; segurança e privacidade; além de resistência à corrosão. Como resultado dessas inúmeras vantagens, elas estão sendo o meio preferido de transmissão de dados em qualquer sistema com taxas de transmissão superiores a algumas dezenas de Mbps e sobre distâncias maiores que 1 km.

Mesmo sabendo que a maior parte das redes de telecomunicações de alguma forma se utiliza de fibras ópticas, em praticamente todas essas redes, o que realmente as distingue das redes convencionais é a mera substituição do cobre por fibras ópticas para interconexão dos equipamentos eletrônicos; ou seja, qualquer função de comutação, processamento e roteamento do sinal transportado continua a ser realizada no nível eletrônico. Essas redes começaram a ser implementadas no começo da década de 80 e atualmente já são largamente empregadas em inúmeras redes de telecomunicações.

Ao mesmo tempo que se continuava a investir em fibras ópticas como substituição direta do cobre, no final da década de 80 e começo da década de 90, começou-se a pensar em arquiteturas de redes inovadoras, capazes de tirar proveito da intercomunicação óptica para algo mais além de simples transmissão ponto-a-ponto. A maior parte dos esforços concentrou-se em redes WDM *Broadcast and select* e similares (OTDM), os quais alguns desses esforços continuam até hoje.

No começo da década de 90, portanto, pôde-se perceber que as redes ópticas eram capazes de efetuar mais funções além de simples transmissões ponto-a-ponto até então realizadas. Ao se incorporar, na parte óptica da rede, algumas das funções de comutação, roteamento e processamento, desempenhadas anteriormente apenas por equipamentos eletrônicos, muitas vantagens seriam adquiridas. Dentre elas tem-se a possibilidade de transparência na rede, além de uma maior capacidade de transmissão decorrente da conseqüente diminuição na sobrecarga de processamento em nível eletrônico.

2.2 Redes Ópticas de Primeira Geração

À medida que as fibras ópticas tornaram-se um meio de transmissão de alta velocidade e de baixo custo, os sistemas de comunicações começaram a dispor de fibras ópticas como meio de transmissão em substituição ao par trançado. Essa revolução das fibras ópticas rapidamente fez surgir diversos padrões de transmissão, como é o caso do *Synchronous Optical Network* (SONET) nos Estados Unidos e *Synchronous Digital Hierarchy* (SDH) na Europa; além de fomentar o desenvolvimento de redes metropolitanas, a qual FDDI (*Fiber Distributed Data Interface*) é uma das representantes mais conhecidas, bem como redes responsáveis pelo interligamento de computadores de grande porte, dentre elas a ESCON (*Enterprise Serial Connection*).

Entretanto, visto que nessas redes, apenas os *links* (enlaces) de transmissão passaram a pertencer ao domínio óptico, todas as tarefas de comutação, processamento e roteamento continuavam a ser desempenhadas no domínio eletrônico. Ainda que alguns autores não atribuam a esses tipos de redes a designação de redes ópticas propriamente ditas, coube aqui, em vista da grande proliferação mundial dos padrões de redes citados anteriormente, designar-lhes a classificação de Redes Ópticas de Primeira Geração, o que está de acordo com a maior parte da literatura subsidiária desta tese.

Atualmente, essas redes estão vastamente implementadas nas infra-estruturas públicas de telecomunicações, na interconexão de computadores, como também em redes locais e metropolitanas. Alguns padrões associados a esses três ambientes estão descritos a seguir.

2.2.1 Infra-estrutura Pública de Telecomunicações (Padrão SONET/SDH)

SONET e SDH são padrões de transmissão e multiplexação de sinais digitais de alta velocidade adotados nas infra-estruturas públicas de telecomunicações em todo o mundo, sendo o primeiro deles adotado em toda a América do Norte e o segundo, na Europa e no Japão. Devido às inúmeras semelhanças entre os dois padrões, tais como: a mesma taxa de *bit* e organização do formato do *frame* (elemento básico de transmissão); esquemas idênticos de sincronização de *frames*; as mesmas regras de multiplexação e demultiplexação; entre outras; à primeira vista, eles podem parecer idênticos, mas na realidade trata-se de dois padrões distintos. Entretanto, uma vez que estamos interessados aqui apenas nas características de multiplexação e de transmissão desses sistemas, e essas são idênticas, iremos tratá-los como um único sistema, reunindo-os como SONET/SDH. Salvo ressalvas, a nomenclatura adotada será sempre em relação ao padrão SONET.

Anteriormente à implementação dos padrões SONET/SDH, a infra-estrutura presente era baseada na hierarquia digital plesiócrona (PDH), cujo intuito principal estava voltado à multiplexação de circuitos digitais de voz a 64 kbps. No entanto, diferentes padrões PDH foram desenvolvidos em diferentes partes do mundo, acarretando o surgimento de diferentes hierarquias, interfaces, códigos de linha etc.

Devido a suas características de multiplexação, bem como uma falta de padronização adequada para a interoperabilidade dos padrões que surgiram, o próprio PDH fez despertar interesses por um novo padrão de transmissão e multiplexação que pudesse resolver esses entraves. Sistemas SONET/SDH surgem, portanto, com melhoras em vários aspectos, dentre as quais algumas estão mencionadas a seguir:

- ✓ Multiplexação: em PDH, devido à forma como os canais de baixa velocidade são multiplexados, torna-se muito difícil extraí-los de hierarquias superiores (canais com taxas de transmissão mais elevadas), fazendo necessário desmontar toda a hierarquia para o sucesso da extração. Além disso, a necessidade de se preencher os *slots* com *bits* extras, responsáveis por

acomodar a diferença entre os diferentes relógios de cada tributário, torna os Mux/Demux PDH relativamente complexos. Nos padrões SONET/SDH, conforme descrito a seguir, emprega-se um esquema de multiplexação muito mais sofisticado, o qual facilita a extração de canais de baixa velocidade dos canais de alta velocidade. Adicionalmente, devido à perfeita sincronização de todos os relógios da rede com um relógio mestre único, a implementação de Mux/Demux SONET/SDH é muito mais simples de ser realizada do que a dos equivalentes PDH.

- ✓ Utilização da banda: no padrão PDH, o *time slot* designado ao estabelecimento de uma conexão permanecerá exclusivo para o transporte de dados desta única conexão durante todo o tempo em que ela se mantiver ativa (sistema determinístico). Entretanto, como os dados não fluem continuamente durante a conexão, uma subutilização de banda é acarretada nesses sistemas. Já nos padrões SONET/SDH, os dados são mapeados dentro de um conjunto específico de bytes (designado *synchronous payload envelope* – SPE), aos quais é acrescido um cabeçalho responsável à sua identificação e ao seu endereçamento, tornando-se possível aloca-los em diferentes pontos dentro do *frame*, o que ocasiona um uso muito mais eficiente de banda.
- ✓ Interoperabilidade: devido à não padronização de um formato no nível de transmissão (códigos de linha, interfaces ópticas e outros), os sistemas PDH de diferentes fabricantes encontravam bastante dificuldades para a conexão de seus equipamentos via *links* de transmissão. Já nos sistemas SONET/SDH, sua padronização única para as interfaces ópticas facilitou a interoperabilidade (no nível de transmissão) entre equipamentos de diferentes fabricantes. Entretanto, aspectos como os canais de comunicação para o gerenciamento da rede ainda não foram padronizados, mantendo a interconexão um tanto quanto difícil.
- ✓ Gerenciabilidade: ao contrário do PDH, o padrão SONET/SDH utiliza informações de gerenciamento para a monitoração da performance do tráfego.

Características Gerais:

Redes SONET/SDH são baseadas em enlaces de transmissão transportando sinais digitais síncronos a taxas padrão que variam de 51,48 Mbps (STS-1) até 9953,28 Mbps (STS-192). Esses sinais são transportados por portadoras ópticas (OC-1 a OC-192), as quais são formadas mediante o embaralhamento do sinal digital numa determinada taxa (STS-n) e subsequente conversão para o domínio óptico (resultando no OC-n). STS-1, que é a taxa básica de transmissão SONET, é transportado num quadro (*frame*) de 125 μ s, composto das informações de cabeçalho juntamente com os dados. As hierarquias superiores são formadas intercalando-se bytes STS-1.

A tabela abaixo resume toda a hierarquia de multiplexação SONET/SDH, mostrando a diferença de nomenclatura entre os dois padrões e as respectivas taxas de transmissão.

SONET	SDH	Óptico	Taxa de Transmissão (Mbps)*
STS-1	STM-0	OC-1	51,84
STS-3	STM-1	OC-3	155,52
STS-12	STM-4	OC-12	622,08
STS-48	STM-16	OC-48	2488,32
STS-192	STM-64	OC-192	9953,28
STS- 768	STM-256	OC-768	39814,32

Tabela 2.1 – Taxas de transmissão dos sistemas SONET e SDH

Conforme mencionado anteriormente, SONET/SDH empregam um esquema de multiplexação muito mais sofisticado em relação ao empregado pelo padrão PDH, que simplesmente intercala os *bits* dos canais de baixa velocidade para formar hierarquias superiores. Devido às suas características de multiplexação, qualquer tipo de sinal pode ser transportado via uma rede SONET/SDH, bastando apenas segmentá-lo e mapeá-lo em uma das unidades de informação pertencente à respectiva hierarquia.

As redes SONET/SDH se utilizam de dois elementos fundamentais para a realização de multiplexação, demultiplexação e roteamento. São eles: *Digital Crossconnect* (DCS) e *Add/Drop Multiplexer* (ADM). A função dos DCSs é demultiplexar, rotear e remultiplexar os sinais que chegam a ele. Os ADMs realizam as mesmas operações que os DCSs, diferenciando-

* Observe que, diferentemente do padrão PDH, as taxas aqui são verdadeiramente múltiplas uma das outras

se apenas por possuírem duas portas para conexão entre nós, enquanto os últimos são formados por mais de duas.

Na prática, dispõe-se praticamente de três tipos básicos de configurações de rede: ponto-a-ponto, linear e anular. As primeiras redes foram implantadas na forma ponto-a-ponto. Posteriormente, com a necessidade de se extrair (adicionar) um ou mais canais de (a) um feixe de alta velocidade, *Add/Drop multiplexers* (ADMs) foram inseridos no meio de enlaces ponto-a-ponto, formando as configurações lineares. Todavia, a necessidade de permanecer disponibilizando serviços quando da ocorrência de falhas, levaram à propostas de rede em anel que, além de simples, provêem meios de neutralizar alguns tipos de falhas, e fizeram desta topologia a configuração mais adotada pelos padrões SONET/SDH. Novos componentes estão evoluindo, como é o caso dos *crossconnects* que, quando conectados aos ADMs, não só fornecem conectividade entre anéis, como também podem fazer parte do próprio anel.

Portanto, esses e outros fatores levaram a uma grande difusão das redes SONET/SDH, atualmente empregadas em quase todas as infra-estruturas públicas de telefonia

2.2.2 Interconexão de Computadores

Diferentemente das redes SONET/SDH descritas no item anterior, esses tipos de redes são encontradas principalmente no ambiente das redes corporativas; tendo, portanto, como principais características, a utilização de componentes ópticos de baixo custo operando a taxas de *bits* modestas, além de não apresentarem qualquer mecanismo de proteção contra falhas, dependendo, pois, da camada óptica para suprir tal tarefa.

A seguir serão descritos brevemente três padrões de redes comumente empregados na interconexão de computadores entre si e/ou com seus periféricos, tais como unidades controladoras de terminais, discos rígidos, impressoras e outros.

2.2.2.1 ESCON (*Enterprise Serial Connection*)

Trata-se de um padrão criado pela IBM (*Internacional Business Machine*), com a finalidade de substituir as interfaces de entrada e saída de baixa velocidade à base de fios de cobre por interfaces ópticas, principalmente em ambientes à base de *mainframes*. Estes, por sua vez, chegam a possuir até centenas de canais ESCON de entrada e saída, os quais podem ser ligados a outros *mainframes* ou a dispositivos periféricos.

A taxa de transmissão por cada canal ESCON é de 200 Mbps. Para enlaces de transmissão cuja distância seja inferior a 3 km, é possível a utilização de LEDs operando em 1310 nm em fibras multimodo. Caso tal distância ultrapasse os 20 km, para que a taxa de transmissão seja mantida no mesmo valor, recomenda-se o emprego de *lasers* juntamente com fibras monomodo. Além disso, o código de linha (8,10) é utilizado a fim de se evitar longas seqüências de 0's e 1's, garantindo, dessa maneira, suficientes transições, como também equilíbrio DC do sinal transmitido.

2.2.2.2 *Fiber Channel*

Fiber Channel é um padrão recentemente desenvolvido para ser usado nas mesmas aplicações que o ESCON, entretanto, permitindo taxas de transmissão de dados úteis a 200, 400 e 800 Mbps. Nesta última taxa, sendo esperada como a mais predominante futuramente, são utilizados *lasers* multimodo operando a 1310 nm em fibras monomodo, mesmo para distâncias curtas.

Da mesma forma que o padrão ESCON, o *Fiber Channel* também se utiliza de uma codificação de linha (8,10), a qual juntamente com os dados de cabeçalho fazem as taxas de transmissão se elevarem para 265,625; 531,25 e 1062,5 Mbps, respectivamente.

2.2.2.3 HIPPI (*High Performance Parallel Interface*)

HIPPI é um padrão de interface paralela de entrada e saída que, anteriormente ao surgimento do *Fiber Channel*, fora desenvolvida para operar a 800 Mbps. Contudo, devido a possíveis variações no relógio, sua distância máxima ficava limitada a apenas 25m. Para transmissão em distâncias superiores, seus dados eram serializados e transmitidos sobre fibras monomodo. Um novo padrão, portanto, designado *Serial HIPPI*, foi recentemente definido para suprir tal propósito, no qual os dados já são serializados na própria interface e transmitidos em fibra monomodo a 1,2 Gbps após a codificação de linha.

2.2.3 Redes Locais (LAN) e Metropolitanas (MAN)

2.2.3.1 FDDI (*Fiber Distributed Data Interface*)

FDDI é um padrão para redes metropolitanas, o qual opera a taxas de 100 Mbps, possui topologia comumente implementada na forma de anel de duas fibras e, assim como SONET/SDH, também incorpora mecanismos de proteção. Ele pode ser entendido como

uma extensão do bastante disseminado padrão *Token Ring* para redes locais, sendo adotada uma maior velocidade de transmissão e meios ópticos para tal.

Visto que fora desenvolvido com o intuito de se obter implementações de baixo custo, as especificações padrões adotam LED's operando em 1310nm sobre fibras multimodo e fotodiodos PIN na recepção, limitando o comprimento máximo entre duas estações a 2 km. Entretanto, distâncias maiores (tais como 40 km) podem ser atingidas, bastando para isso a utilização de fibras monomodo e *lasers*.

Com os mesmos propósitos de alguns dos padrões citados anteriormente, FDDI também utiliza codificação de linha, sendo esta do tipo (4,5). Isso acarreta a elevação da taxa real de transmissão na fibra para 125 Mbaud, embora aqui não se consiga atingir um equilíbrio DC de 100%, conforme, por exemplo, no *Fiber Channel*.

2.2.3.2 ATM (*Asynchronous Transfer Mode*)

Tradicionalmente, as redes de comunicações apresentaram-se especificamente voltadas ou para a comunicação de voz ou para a comunicação de dados. Mesmo com o advento da tecnologia digital na infra-estrutura pública de telefonia, esta continua a disponibilizar seus recursos e esforços a fim de fornecer padrões de serviços compatíveis com os exigidos pela transmissão de voz.

O ATM, pois, surge como um padrão de rede capaz de permitir a convergência de uma variedade de serviços, tais como: serviços de faixa estreita e de faixa larga, síncrono e assíncrono, em tempo real ou não, facilitando, dessa maneira, a tão esperada integração das redes de voz e de dados.

Modo de transmissão assíncrono, como o próprio nome sugere, provém do fato de que as informações geradas numa determinada origem chegam ao sistema assincronamente, ou seja, os intervalos de tempo entre as unidades de informação são irregulares. Entretanto, embora possa parecer que a rede em si irá operar de uma forma assíncrona, internamente, a comunicação se procede de forma síncrona, o que acarreta a necessidade da utilização de *buffers* nos nós comutadores ATM.

Toda a informação a ser transportada pela rede é agrupada em forma de pacotes (ou células) de tamanho fixo, formados por 53 bytes, dentre os quais 5 constituem o campo de cabeçalho (responsável principalmente pelo endereçamento do pacote e pela identificação da classe de serviço pretendida pela requisição) e 48 o campo de informação propriamente dito. O

tamanho dos pacotes é um compromisso entre as necessidades conflitantes das aplicações de voz e de dados, visto que a utilização de pacotes pequenos é preferível para a transmissão de voz, pois seriam entregues com pequenos atrasos; enquanto, caso se utilize pacotes grandes, a transmissão de dados passa a ser a beneficiada, tendo em vista uma melhor relação de aproveitamento do campo de informação frente ao campo de cabeçalho. Além desse fato, o tamanho fixo do pacote é particularmente vantajoso, dado uma maior facilidade para o desenvolvimento de comutadores de baixo custo e de alta velocidade.

Tipicamente, a conectividade ATM entre dois assinantes quaisquer consiste da identificação de um caminho virtual (*Virtual Path* – VP), agindo como enlaces internodais virtuais, e de um canal virtual (*Virtual Channel* – VC), responsável por suportar cada conexão fim-a-fim. Essas identificações encontram-se no campo de cabeçalho e são descritas por VPI e VCI, respectivamente. Cada VP é dimensionado de forma a transportar vários VCs multiplexados. A comutação da informação se processa da seguinte forma: os nós comutadores possuem uma tabela que é atualizada todas as vezes que uma conexão é ativada ou desativada do circuito. Dessa forma, ao chegar uma célula no comutador por uma determinada porta de entrada, de acordo com os valores presentes nos campos VPI e VCI e da informação contida na tabela de roteamento, esta célula será encaminhada para uma porta de saída com novos valores de VPI e VCI, os quais serão utilizados pelo próximo nó comutador.

Uma das grandes vantagens do ATM é sua habilidade de dispor de serviços de diferentes classes (taxa de *bit* constante ou não, em tempo real ou não, etc.) e com diferentes garantias de qualidade de serviços (perda de células, atrasos, etc.), os quais pertencem a um conjunto de parâmetros a serem negociados. Para que possam ser oferecidos tais serviços, a rede ATM faz uso das características *a priori* da conexão pretendida (por exemplo, a taxa média e de pico de envio de células), vinculado ao comprometimento da rede em assegurar tal serviço. Essa função é desempenhada por um algoritmo chamado de controle de admissão de conexão (CAC), capaz de bloquear novas conexões quando necessário, a fim de satisfazer os requisitos de qualidade de serviço garantidos às conexões presentes no momento de seus estabelecimentos.

Mesmo com as diversas vantagens da utilização do padrão ATM, sua disseminação está sendo mais lenta do que o esperado, sendo uma das grandes razões a concorrência de outros padrões: no âmbito das redes de longa distância, a utilização do tão já conhecido padrão IP (*Internet Protocol*), que será visto a seguir, além de continuar a ser suficiente para dar suporte à

grande maioria das aplicações atuais, está evoluindo para prover as mesmas funcionalidades que o ATM. Além disso, no âmbito das redes locais, a concorrência vem do surgimento de novas redes LAN's, bem como da evolução de alguns padrões já estabelecidos, como as versões a 100 Mbps e 1 Gbps da *Ethernet*.

2.2.3.3 IP (*Internet Protocol*)

Atualmente, o protocolo IP é de longe a tecnologia mais utilizada nas redes de longa distância. Uma das razões para o seu tão grande sucesso deve-se ao fato de ter sido projetada para operar sobre uma grande variedade de camadas inferiores, estas designadas camadas de enlaces de dados na arquitetura clássica de camadas OSI (*Open System Interconnection*) da ISO (*International Standardization Organization*). Algumas dessas camadas de enlace de dados sobre as quais o IP opera estão associadas aos padrões de redes locais mais populares, tais como *Ethernet* e *Token Ring*; aos de redes metropolitanas, por exemplo FDDI; como também aos protocolos destinados à operação sobre linhas alugadas de operadoras públicas, como é o caso do HDLC (*High Level Data Link Control*).

Um dos mais conhecidos protocolos da camada de transporte, o qual atua diretamente sobre o IP é o TCP (*Transmission Control Protocol*), razão pela qual essas redes são comumente conhecidas como TCP/IP.

Diferentemente do ATM, que provê uma comutação de pacote no modo de circuito virtual, o protocolo IP fornece, para suas camadas superiores, apenas serviços em modo datagrama. Esse tipo de serviço, embora seja mais simples do ponto de vista de processamento nos nós, não se compromete a entregar os pacotes de dados, como também não apresenta qualquer preocupação no que se refere à ordenação entre os pacotes entregues.

Como foi concebido para a comunicação de dados, os pacotes IP são de tamanhos variáveis e geralmente muito maiores quando comparados aos ATM. Portanto, quando uma rede IP estiver fazendo uso de uma rede ATM como sua camada imediatamente inferior, seus pacotes de tamanhos variáveis deverão, no lado da transmissão, ser segmentados em tamanhos fixos correspondentes aos da célula ATM e reagrupados, no lado da recepção, a fim de que os pacotes IP originais possam ser devidamente entregues.

A rede IP é formada por roteadores com função de examinar os pacotes recebidos, reconhecer os endereços de destino, compará-los com o conteúdo presente numa tabela de roteamento que fica armazenada no próprio roteador e repassar o pacote para a saída

apropriada. Devido à característica altamente dinâmica da *internet*, a qual é composta de inúmeras redes individuais, cuja forma de interconexão e a própria topologia estão sob freqüentes mudanças, os roteadores IP possuem a capacidade de criar tabelas de roteamento que se ajustam automaticamente em decorrência de mudanças nas topologias das redes causadas, principalmente, por falhas nos enlaces e/ou nos próprios equipamentos, como também pela adição ou remoção de fibras ou comprimentos de onda entre roteadores.

Como foi dito anteriormente, o protocolo IP, embora seja o mais utilizado nas redes de longa distância, não possui qualquer garantia de qualidade de serviço (QoS - *Quality of Service*). Entretanto, com o crescimento explosivo do tráfego de serviços *internet*, tanto os usuários quanto os operadores das redes têm sentido a necessidade de serviços que disponham dessas garantias, o que vem gerando um grande esforço entre os desenvolvedores do padrão IP no sentido de acrescentar tais funcionalidades. Protocolos tais como RSVP (*Resource Reservation Protocol*) têm sido desenvolvidos em decorrência desses esforços. Outra alternativa é simplesmente manter o protocolo existente e aumentar a largura de banda disponível e a velocidade dos roteadores, de modo a assegurar a taxa de transmissão do usuário.

2.3 Redes Ópticas de Segunda Geração

Dispositivos ópticos, no final da década de 80 e começo da década de 90, ainda não eram bem conhecidos ou suas fabricações ainda estavam longe de serem justificadas financeiramente. Entretanto, a presença de dispositivos estáticos e passivos, com propriedades de dividir e combinar sinais ópticos, a fim de, sem sair dos domínios fotônicos, realizar conectividade entre transmissores e receptores ópticos, já era uma realidade.

As redes ópticas capazes de estabelecer tais conectividades sem que disponham de mecanismos de roteamento da luz de acordo com o seu comprimento de onda foram designadas de Redes Ópticas de Segunda Geração.

Redes baseadas nessa arquitetura, para que consigam estabelecer conectividade óptica total entre todos os seus integrantes, necessitam, ao receber o sinal de um determinado nó, transmiti-lo a todos os outros nós que a integram. Além disso, para que a detecção de um sinal seja possível, a presença na recepção de algum mecanismo capaz de sintonizar um canal (comprimento de onda) específico e rejeitar os vizinhos torna-se imprescindível. Devido a essas características mencionadas acima, as Redes Ópticas de Segunda Geração também são

comumente referidas como redes *Broadcast and Select* ou redes de Fotodifusão, este último por apresentarem analogia com as tão bem conhecidas redes de radiodifusão no ar.

Por não se utilizarem de nenhuma função de roteamento, é indispensável que essas redes também disponham de um compartilhamento do meio para o estabelecimento das conexões. Dessa forma, faz-se necessária a utilização de topologias físicas adequadas, capazes de permitir a distribuição dos sinais luminosos em todos os comprimentos de onda para todos os nós da rede. As duas topologias mais populares para essas arquiteturas de rede são a estrela (figura 2.1) e o barramento (figura 2.2), ambas fazendo uso de acopladores ópticos.

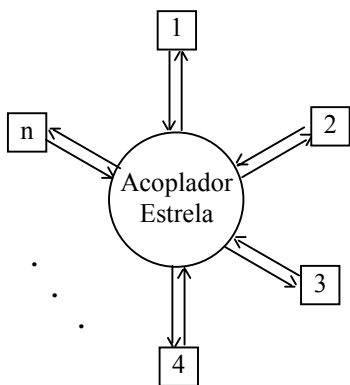


Figura 2.1 – Rede óptica com topologia em estrela.

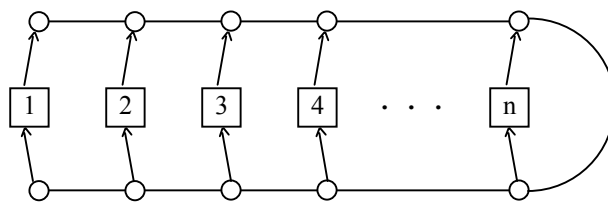


Figura 2.2 – Rede óptica com topologia em barramento.

Acopladores Ópticos são dispositivos ópticos passivos e recíprocos, capazes de combinar e dividir a potência do sinal sem qualquer seletividade de comprimento de onda. Cada um dos nós da figura acima (mostrados como círculos) podem ser construídos utilizando um ou mais acopladores direcionais 2x2. Estes são dispositivos de quatro portas (quadripolo) tal que, a potência óptica proveniente de uma determinada fonte, ao entrar no acoplador mediante um dos portos de entrada, é dividida linearmente e combinada com uma parcela do sinal provinda da outra entrada, gerando assim parcelas de ambas as entradas nas saídas do acoplador, conforme mostrado na figura 2.3, onde os portos 1 e 2 são as entradas e 1' e 2' as saídas.

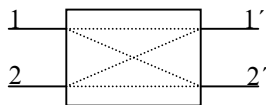


Figura 2.3 – Acoplador óptico 2x2.

A relação de potência para esses dispositivos pode ser representada pelas equações abaixo, onde o elemento $a_{i,j}$ denota a transmissividade do porto i para o porto j :

$$P_1' = a_{11}P_1 + a_{12}P_2$$

$$P_2' = a_{21}P_1 + a_{22}P_2$$

Para acopladores idealmente simétricos, tal que os portos 1 e 2 possam ser usados sem distinção, essa relação torna-se a seguinte:

$$\begin{bmatrix} P_1' \\ P_2' \end{bmatrix} = \gamma \begin{bmatrix} 1-\alpha & \alpha \\ \alpha & 1-\alpha \end{bmatrix} \begin{bmatrix} P_1 \\ P_2 \end{bmatrix}$$

Tal que α é a razão de perda de espalhamento, a qual, pela própria característica do dispositivo, sempre haverá. Quando essa razão é fixa, o dispositivo é dito estático, caso contrário, é dito dinâmico. No caso especial em que $\alpha=1/2$, a potência é dividida igualmente e o acoplador é dito de 3 dB. Já o parâmetro γ representa a razão de perda de excesso, ou seja, as perdas extrínsecas do dispositivo. Para dispositivos ideais, nenhuma fração da potência das entradas será perdida, bastando assim fazer $\gamma=1$.

Na topologia de barramento da figura 2.2, os nós transmitem ao barramento através dos acopladores superiores (observe que apenas um dos portos de saída é utilizado) e recebem através dos inferiores (neste caso, um dos portos de entrada é o inutilizado), necessitando assim de $2 \cdot n$ acopladores, sendo n o número de nós da rede. Um fato interessante nesse tipo de topologia é que não é vantajoso se fazer uma repartição igualitária das potências, pois a maior parte desta deve permanecer no barramento para poder alimentar os outros nós.

Na topologia em estrela, a figura 2.4 mostra que vários acopladores 2×2 podem ser combinados para formar o acoplador em estrela central. Se esses acopladores forem arranjados numa estrutura Banyan, apenas $\frac{n}{2} \cdot \log_2 n$ serão necessários para a construção de um acoplador estrela $n \times n$, quando n for potência de 2. Nesse tipo de topologia, pelo fato de que todos os sinais em qualquer que seja a entrada para qualquer que seja a saída irão atravessar o mesmo número de acopladores ($\log_2 n$), é apropriada a utilização de acopladores de 3 dB, a fim de que a potência óptica possa ser particionada igualmente e assim todas as saídas recebam uma mesma parcela dos sinais presentes na rede.

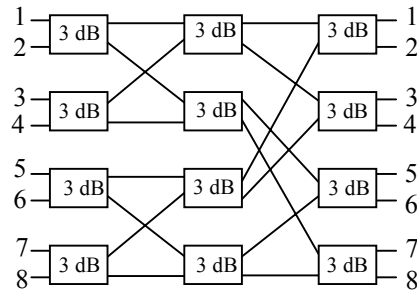


Figura 2.4 – Estrutura Banyan de um acoplador óptico 8x8.

No nível de funcionalidade, as duas topologias são idênticas, pois ambas são redes *broadcast* com a potencialidade de suportar $n \cdot (n-1)$ conexões unidirecionais ponto-a-ponto entre os n nós da rede. Entretanto, as redes em estrela são mais eficientes quando comparadas às em barramento no que diz respeito à conservação e distribuição da potência do sinal, por este motivo as próximas análises serão feitas sempre utilizando-se dessa topologia. A figura 2.5 mostra como os nós de uma rede cliente da óptica são interconectados ao acoplador: através de uma estação de acesso à rede própria, cada qual responsável pelo interfaceamento do domínio óptico para o domínio elétrico.

O acoplador em estrela, conforme explicado anteriormente, combina os sinais proveniente dos transmissores (Tx) de todas as estações e os distribui para todos os receptores (Rx) das outras estações (incluindo o da própria transmissora), permitindo assim conectividade óptica entre todos os pares Tx e Rx presentes nas estações. Entretanto, um nó cliente só poderá receber informações de um outro nó cliente qualquer (estabelecendo assim uma conectividade lógica com ele), caso o Rx presente em sua estação de acesso à rede selecione (sintonize) o comprimento de onda responsável por transportar a informação destinada para ele e descarte todos os outros.

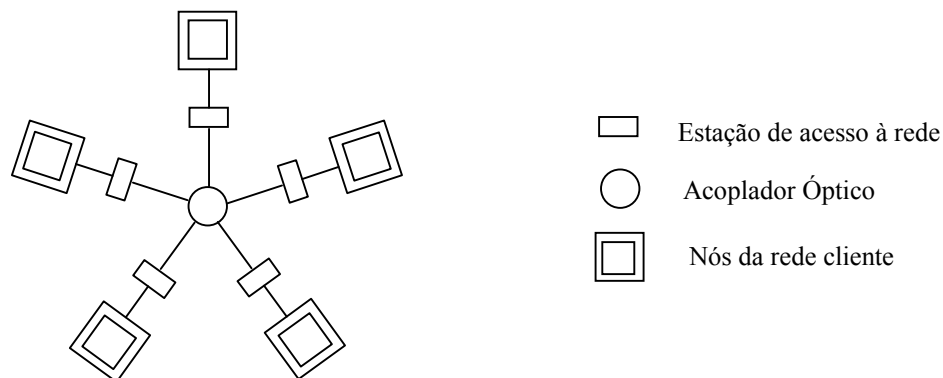


Figura 2.5 - Topologia Física de uma rede *Broadcast and Select* em Estrela.

Cabe aqui, diferenciarmos a topologia física das topologias lógica e virtual, esta última também conhecida como topologia de caminhos físicos. Essas definições se baseiam em [3]

A topologia física de uma rede é a responsável pela interligação física dos nós da rede, ou seja, refere-se à presença e à disposição dos componentes presentes nela, tais como fibras ópticas, acopladores ópticos e outros. Sobre a topologia física, pode-se sobrepor uma topologia de caminhos físicos particular, sendo esta entendida pelo grafo que descreve a trajetória da informação por todos os nós intermediários entre o nó origem e o nó destino, para cada par origem-destino. Por fim, pode-se definir a topologia lógica como sendo a representação que descreve a cada instante as conexões ativas na rede, sem que se preocupe com a forma de disposição dos seus elementos nem com a trajetória seguida pela informação.

As figuras a seguir procuram mostrar a distinção entre as topologias física e virtual de uma rede óptica. A topologia física é composta pelo acoplador óptico em estrela, pelos três nós da rede e pelos três pares de fibras interconectando os nós ao acoplador. A topologia virtual, que pode ser entendida como a configuração de rede vista pela camada cliente da fotônica, é composta por caminhos físicos representados por um ramo direcionado para cada par de nós em que o transmissor da origem do ramo e o receptor do destino do ramo estejam sintonizados no mesmo comprimento de onda. Portanto, devido à forma como os *lasers* e filtros estão sintonizados na figura 2.6.a, a topologia virtual resultou num grafo com disposição em anel, conforme mostra a figura 2.6.b.

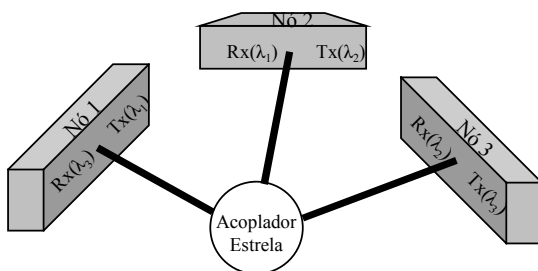


Figura 2.6.a – Topologia Física da rede

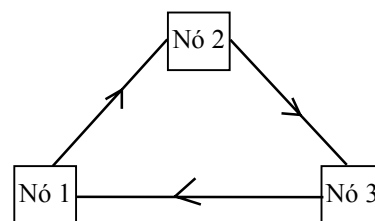


Figura 2.6.b – Topologia virtual da rede.

É importante ser observado que, caso os *lasers* e/ou filtros sejam sintonizáveis, a topologia virtual poderá ser rearranjada, caso contrário, uma mesma topologia permanecerá durante todo o período de funcionamento da rede. Além disso, um outro fato relevante e que surge naturalmente em decorrência da característica de fotodifusão na topologia física das

redes *broadcast* é que um comprimento de onda só poderá ser utilizado por um único caminho físico da topologia virtual (confronte as figuras 2.6.b e 2.6.a), pois, se assim não for, haverá uma mistura das informações transportadas num mesmo comprimento de onda.

Após os comentários descritos acima, podemos observar que a utilização de uma topologia física do tipo *broadcast and select* implica uma conectividade física total entre todos os nós da rede, não significando, entretanto, que esta mesma conectividade (total) se transporte obrigatoriamente para a topologia de caminhos físicos. Fatores como a restrição no número de pares Tx/Rx presentes nas estações de acesso à rede, a qual acarreta a necessidade de sintonizar um conjunto restrito de canal por vez; associado com as limitações de agilidade na mudança de sintonia dos componentes são os principais impossibilitadores dessa transferência.

Os exemplos a seguir tentarão quantificar, mediante algumas limitações de projeto, quais recursos serão necessários para que as Redes Ópticas de Segunda Geração possam fornecer uma conectividade lógica total entre seus clientes finais. Conforme será visto, esses recursos dependerão da forma como sua camada cliente esteja estruturada.

Considere que cinco nós clientes geograficamente dispersos pretendam ser interconectados. Para tal, suponha que seja escolhida como rede de transporte uma rede *broadcast and select* com topologia física em estrela (conforme mostrou a figura 2.5) e que sejam utilizados apenas transmissores e receptores ópticos fixos (não sintonizáveis). Suponha ainda que um conjunto dedicado de conexões lógicas capaz de prover conectividade total entre todos os pares de nós da rede seja desejado. (conexões essas representadas (aos pares) na figura 2.7 com linhas pontilhadas).

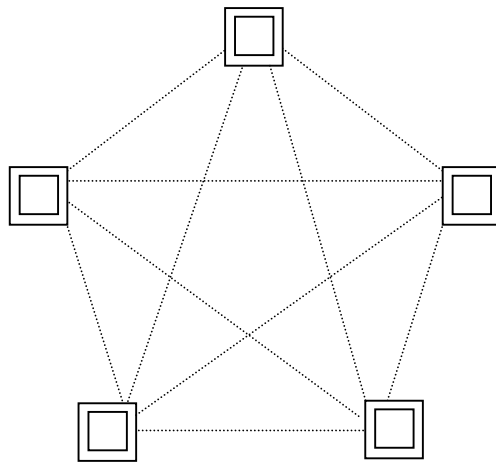


Figura 2.7 - Topologia Lógica com conectividade total.

Para que essa rede de transporte possa oferecer conectividade total aos nós, 20 ($n \cdot (n-1)$) caminhos físicos serão necessários. Ou seja, a topologia de caminhos físicos será composta por um conjunto de ramos que conectam diretamente todos os pares de nós origem-destino e, portanto, idêntica à topologia lógica. Conseqüentemente, o “fardo” de ter que suportar uma conectividade total também presente na topologia virtual cairá completamente sobre a camada óptica da rede.

Esse tipo de arquitetura, pelo fato de as informações trocadas entre os nós permanecerem sempre nos domínios ópticos da rede, terá a vantagem de possibilitar que as conexões lógicas sejam realizadas de uma forma transparente, ou seja, imune a modulação, taxa de *bits*, protocolos, etc. Entretanto, mediante o fato de que para as redes *broadcast and select* não é possível o reuso de comprimento de onda e que, portanto, cada caminho físico requerer um comprimento de onda diferente e o seu próprio par Tx/Rx, em cada estação de acesso à rede serão exigidos 4 *transceivers*, cada qual operando num comprimento de onda diferente, perfazendo um total de 20 comprimentos de onda na rede. Pode-se perceber dessa forma que, se essa topologia for escolhida, uma não escalabilidade da rede fica implicada.

Uma forma alternativa de se manter a conectividade lógica total entre todos os nós da rede, ao mesmo tempo que se reduz o peso sobre a camada física é conseguida utilizando-se de uma técnica chamada *multihopping*. Para tal, faz-se necessário que informações sejam processadas por nós intermediários entre a origem e o destino. Isso é conseguido inserindo-se nós de comutação lógica* entre cada nó cliente e a estação de acesso à rede (mostrado na figura 2.8.a e 2.8.b como um losango), significando que as informações poderão ser recebidas por nós que não são o seu destino e reenviadas por um outro ramo da topologia de caminhos físicos até alcançarem o seu destino final. Neste caso, cada envio é chamado de “hop”, razão pela qual a rede é dita *multihop*.

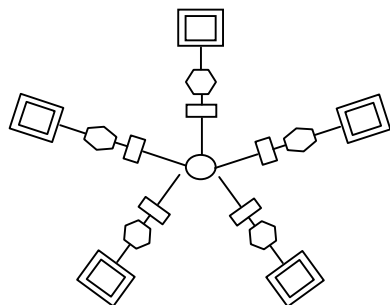


Figura 2.8.a – Topologia Física com

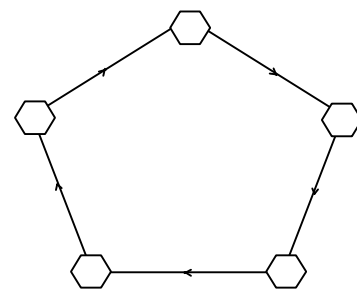


Figura 2.8.b – Uma forma possível

*No caso, por exemplo, em que estes nós são computadores ATM, essas operações são realizadas mediante a leitura dos VPIs e VCI no cabeçalho das células (conforme apresentado na seção 2.2.3.b)

Uma forma possível para a topologia virtual dessa rede é mostrada na figura 2.8.b, na qual pode-se observar agora que apenas 5 caminhos físicos estão presentes, requerendo um total de apenas 5 comprimentos de onda na rede e um único transceiver óptico por estação de acesso à rede. A topologia virtual gerada tem a forma de um anel unidirecional conectando os cinco comutadores lógicos, conseguida utilizando o Rx do nó $1+i \bmod 5$ sintonizado ao Tx do nó i , sendo $i=1,2,\dots,5$. Nesse caso, a camada física terá que suportar apenas cinco caminhos físicos (reduzido por um fator de 4), com o restante da tarefa de realizar a conectividade total deixada para a camada virtual resolver (através do seccionamento ou reenviamento de pacotes/células). Entretanto, esse benefício de antemão será contrabalanceado pela perda de transparência da rede de transporte e pelo fato de que muitas conexões lógicas necessitarão compartilhar (serem multiplexadas) um mesmo caminho físico, tal que a capacidade total da rede será reduzida. Comparada com a da arquitetura anterior, sua capacidade cairá para 10%, visto que 10 conexões lógicas necessitarão compartilhar um mesmo caminho físico.

Nos dois exemplos mencionados anteriormente, não foi considerada a possibilidade da utilização de transmissores e/ou receptores ópticos sintonizáveis. Como consequência imediata, pode-se destacar: o emprego de vários comprimentos de onda, cada qual dedicado ao estabelecimento de um único caminho físico; no caso da rede *single-hop*, a utilização de um elevado número de *transceivers* ópticos necessários para garantir conectividade lógica total; e, por fim, a impossibilidade de ocorrência de um rearranjo na topologia de caminhos físicos.

Havendo sintonizabilidade, ela poderá ser suficientemente rápida para permitir a sintonia pacote-por-pacote (fora das possibilidades tecnológicas atuais), ou lenta, levando apenas à rearranjabilidade da topologia de caminhos físicos.

Visto que numa rede *broadcast and select* qualquer sinal transmitido por um nó é difundido para todos os outros nós da rede e que cada nó necessita selecionar o sinal desejado entre todos os transmitidos, caso alguns deles estejam utilizando transmissores e/ou receptores sintonizáveis, haverá a necessidade de informá-los em qual comprimento de onda transmitir/receber a informação para que suas conexões possam ser estabelecidas com sucesso. Com razão, se dois desses nós transmitirem simultaneamente no mesmo comprimento de onda, seus sinais irão colidir e ambos serão perdidos. Além disso, considere que dois ou mais nós transmitam simultaneamente em comprimentos de onda diferentes, porém para um mesmo destino. Caso este último possua apenas um único receptor sintonizável, ele só será

capaz de selecionar um dos canais, sem que consiga, portanto, receber as informações provenientes do(s) outro(s) nó(s). Nesse caso, é dito que houve uma contenção.

Para se resolver questões como contenções e colisões na rede, responsáveis por um empobrecimento da capacidade de transmissão de informações entre os nós, devem-se empregar alguns mecanismos para coordenar as transmissões e recepções dos vários nós da rede. A esses mecanismos é designado a denominação Protocolo de Controle de Acesso ao Meio (MAC - *Media-Access Control Protocol*), e alguns deles serão mostrados a seguir.

2.3.1 Protocolo de Controle de Acesso ao Meio

O protocolo MAC é responsável pela coordenação de todas as transmissões presentes no meio a fim de que contenções e colisões possam ser minimizadas. A sua implementação dependerá de diversos fatores: as necessidades das aplicações, a capacidade de *hardware* nos nós e o nível de performance desejado, ambos descritos a seguir:

- ✓ Algumas aplicações, tais como interconexão entre super computadores, vídeo de alta qualidade e outras, podem requerer que toda a banda disponível num comprimento de onda seja dedicada a elas. Nesses casos, deve-se estabelecer um “circuito” dedicado entre o nó origem e o nó destino, com o protocolo sendo responsável apenas em negociar o estabelecimento e a desativação das conexões necessárias. Outras aplicações, porém, não necessitam de toda a banda de um comprimento de onda, podendo assim compartilhá-la entre diversas aplicações, mesmo as com nós origem e/ou destino diferentes. Esse compartilhamento poderá ser realizado utilizando-se alguma forma de multiplexação no tempo, no qual cada comprimento de onda será dividido em *time slots* que serão preenchidos com pacotes de dados.
- ✓ Quanto à capacidade do *hardware* presente nos nós, estes poderão possuir desde vários transmissores sintonizáveis e vários receptores sintonizáveis até um único transmissor e um único receptor, onde ao menos um dos dois deverá ser sintonizável, pois se assim não for, para que conectividade total possa ser suportada, cairemos em um dos dois casos descritos anteriormente, ou o protocolo MAC terá a função de apenas determinar os instantes de cada transmissão. Mediante o fato de que, com a tecnologia atual, transmissores e

receptores ópticos sintonizáveis são bem mais caros de que os não-sintonizáveis equivalentes, esforços em desenvolver protocolos que operem ao menos com alguns componentes fixos têm sido desprendidos. No entanto, a necessidade de mudar de sintonia em intervalos de tempo muito pequenos quando transmissão de pacotes estiver sendo empregada e a dificuldade de realizar tal tarefa com os componentes disponíveis atualmente são alguns dos principais motivos de ainda não termos essas redes comercialmente disponíveis.

- ✓ O nível de performance poderá ser avaliado mediante o atraso dos pacotes e o *throughput* da rede. O primeiro é definido como o retardo de tempo entre o instante em que o pacote está disponível e o instante em que ele é efetivamente transmitido. Já o *throughput* é definido como a fração da capacidade de transmissão da rede que transporta tráfego útil, ou seja, a fração dos dados que são recebidos com sucesso pelos seus destinatários.

Nas próximas seções serão apresentados alguns protocolos já conhecidos na literatura para redes ópticas WDM *broadcast and select*. Eles operam usando formas de multiplexação por divisão no tempo com transmissão de dados em pacotes e supõem nós equipados com transmissores e/ou receptores sintonizáveis, tal que conectividade direta entre todos os pares de nós da rede será sempre possível de ser realizada (*single-hopping*). Ambos os protocolos descritos a seguir se utilizam de um canal separado (designado canal de controle) responsável em mandar informações a respeito dos pacotes transmitidos em cada canal de dados. Além disso, devido à utilização de *slots* na multiplexação temporal, esses protocolos dispõem de mecanismos de sincronização responsáveis em fornecer uma referência de tempo conveniente a todos os nós da rede (referência esta que leva em conta os diferentes atrasos de propagação em cada enlace), tal que os sinais transmitidos em diferentes *slots* não entrem em colisão em nenhuma parte da rede.

2.3.1.1 *Slotted Aloha on Slotted Aloha (SA/SA)*

Esse protocolo é uma adaptação para redes WDM dos protocolos Aloha e Slotted Aloha, os quais estão entre os primeiros a serem concebidos para operar em redes com um único canal (comprimento de onda). A sua implementação é tal que:

- ✓ O número de canais, w , responsáveis pela transmissão dos dados é muito menor que o número de nós n ;
- ✓ Cada nó necessita ser equipado com um transmissor e um receptor sintonizáveis, aos quais será incumbida a responsabilidade da transmissão dos dados, além de um transmissor e um receptor fixos, operando no comprimento de onda designado para o canal de controle.

Nesse protocolo, tanto no canal de controle como no de dados, o tempo é dividido em *slots*, embora o tamanho do *slot* de dados seja L vezes o tamanho do *slot* de controle, conforme mostra a figura abaixo.

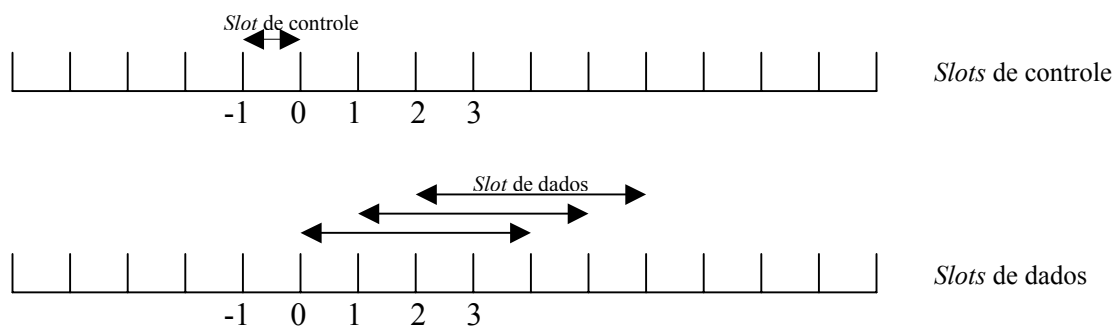


Figura 2.9 – Representação dos *slots* de dados e de controle para uma rede *Broadcast-and-select*, utilizando o protocolo de controle de acesso ao meio SA/SA, com $L=4$.

Pode-se também observar que cada *slot* de dados sobrepõe em algum intervalo do tempo os $(L-1)$ *slots* de dados precedentes a ele e os $(L-1)$ que o seguem. Duas formas de protocolos que possuem as características citadas acima serão descritas a seguir. São elas: o SA/SA básico e o SA/SA modificado.

a) *Slotted Aloha on Slotted Aloha básico*

No SA/SA básico, quando um determinado nó possui um pacote de dados para ser enviado, ele primeiramente transmite um pacote de controle no *slot* de controle, para só então transmitir o pacote de dados no *slot* de dados imediatamente subsequente ao *slot* de controle. O pacote de controle, enviado no comprimento de onda $w+1$, leva a identidade do nó destino de seu pacote de dados correspondente, além de especificar o comprimento de onda, entre 1 e w , no qual este último está sendo transmitido. Devido ao monitoramento contínuo do canal de controle por todos os nós da rede, caso não tenha ocorrido colisão neste canal, o nó para o qual o pacote de dados for enviado será capaz de receber o correspondente pacote de controle

e conseqüentemente identificar em qual comprimento de onda deverá sintonizar o seu receptor a fim de receber o pacote de dados. Este, por sua vez, será recebido com sucesso caso nenhum outro pacote de dados tenha colidido ou entrado em contenção consigo.

Esse protocolo, pela sua característica de transmitir pacotes de dados tão logo estejam disponíveis, também é conhecido como *tell-and-go* (avisa e manda). Protocolos desse tipo possuem um atraso de acesso praticamente desprezível. A minimização do atraso de acesso em redes ópticas torna-se importante pois, se assim não o fosse, *buffers* de alta capacidade teriam que ser utilizados (uma vez que as velocidades das transmissões em sistemas ópticos são bastante elevadas), como também alguns serviços incapazes de suportar atrasos não seriam tolerados.

b) Slotted Aloha on Slotted Aloha modificado

Como o próprio nome já sugere, esse protocolo surgiu como uma modificação do básico, no qual procura-se evitar a dispendiosa transmissão de pacotes de dados incapazes de serem recebidos em decorrência de colisões sofridas pelos seus correspondentes pacotes de controle. Para tal, o nó que deseja realizar a transmissão de um pacote de dados só poderá fazê-la no instante em que o seu correspondente pacote de controle tenha sido recebido e este não tenha sofrido colisão. No caso de colisão, tal transmissão será cancelada a fim de evitar o congestionamento da rede com pacotes de dados que, de antemão, são incapazes de serem recebidos e que poderiam provocar subseqüentes colisões no canal de dados.

Essa modificação, que pelas suas características é denominada *wait-and-see*, resulta em um aumento do *throughput* da rede, embora haja um aumento no atraso de acesso.

2.4 Redes Ópticas de Terceira Geração

Nesta seção serão introduzidos os principais conceitos e características relacionadas às redes fotônicas de Terceira Geração, enfatizando principalmente os aspectos que tornam a sua utilização vantajosa quando comparada à das arquiteturas de redes anteriores.

Nas redes ópticas de Primeira Geração, pelo fato de apenas ter havido a substituição dos meios de transmissão existentes por fibras ópticas, toda a função de processamento e roteamento do sinal continuava a ser desempenhada exclusivamente em domínios elétricos, fazendo com que os equipamentos eletrônicos precisassem tratar não apenas das informações

destinadas para si, mas também das que necessitavam ser processadas e encaminhadas a outro(s) nó(s) da rede. Se estas últimas informações pudessem ser roteadas nos domínios ópticos, a sobrecarga nos dispositivos eletrônicos seria significativamente reduzida.

Com as redes de Segunda Geração, algumas vantagens tornaram-se imediatamente perceptíveis: transparência fornecida à camada cliente nas redes *single-hop*; possibilidade de as redes que se utilizavam de Tx e/ou Rx sintonizáveis rearranjarem sua topologia virtual sem precisarem alterar sua topologia física; possibilidade de se fornecer serviços de transmissão de pacotes ópticos, caso a sintonia fosse suficientemente rápida e bem coordenada, etc. Entretanto, a forma como os caminhos físicos eram estabelecidos acarretava um espalhamento da potência óptica entre todos os receptores, impossibilitando o reuso espacial dos comprimentos de onda, e por conseguinte produzindo uma não escalabilidade da rede.

Uma arquitetura muito mais flexível e prática é conseguida quando se introduz em funções de roteamento na camada óptica da rede, fazendo com que os nós sejam capazes de reconhecer comprimentos de onda e roteá-los individualmente de uma porta de entrada para uma das diferentes portas de saída. A esses tipos de redes iremos nos referir por redes com roteamento por comprimento de onda que, pelos seus inúmeros benefícios e peculiaridades apresentados, serão tratadas como uma nova geração de redes ópticas: a Terceira.

Considere uma rede óptica com roteamento por comprimento de onda, cuja topologia física esteja representada pela figura 2.10.a a seguir. Os nós ópticos, aqui designados roteadores de comprimento de onda por possuírem a habilidade de rotar o sinal óptico de acordo com o seu comprimento de onda, são interconectados por fibras ópticas, nas quais são transmitidos os sinais WDM.

Devido à inserção da função de roteamento nos nós, essa rede deixará de espalhar o sinal óptico e passará a canalizá-lo através de vias específicas (caminhos), passando então a prover às camadas superiores o que chamamos de caminhos ópticos, a fim de que sejam atendidas as requisições de conexões entre seus usuários. Os caminhos ópticos serão gerados mediante a alocação de um comprimento de onda em cada enlace do seu percurso; logo, terão a flexibilidade de serem roteados por diversas formas na rede. Além disso, poderão compartilhar um mesmo enlace com diversos outros caminhos ópticos, desde que, obviamente, não ocorra que dois desses caminhos utilizem o mesmo comprimento de onda em um mesmo enlace.

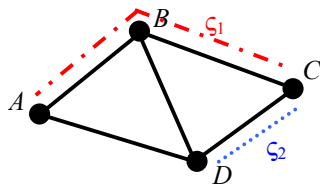


Figura 2.10.a – Topologia Física.

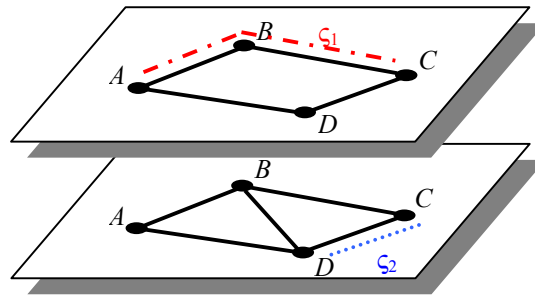


Figura 2.10.b – Modelo Esquemático.

Figura 2.10 - Topologia física e modelo esquemático de uma rede WDM com 2 comprimentos de onda.

Seguindo os conceitos de topologias adotados nesta tese, a figura 2.10.b mostra uma forma esquemática de se visualizar a topologia física de uma rede com roteamento por comprimento de onda. Para tal, são feitas m cópias da rede (sendo m o número de comprimentos de onda disponíveis) com a restrição de que, caso o nó óptico não seja fisicamente capaz de rotear um comprimento de onda de (para) um outro nó óptico qualquer, no plano referente a este comprimento de onda não aparecerá o enlace responsável pela interconexão dos nós. A topologia virtual das redes de Terceira Geração será formada por ramos interligando os nós que, na topologia física, possuem um caminho óptico estabelecido entre eles. Da forma como está representada a figura acima, sua topologia virtual conteria um ramo ligando A a C e outro D a C.

Suponha então que duas conexões ($A \rightarrow C$ e $D \rightarrow C$) estejam presentes na rede suportadas cada qual por um caminho óptico $(A-B-C)_{\lambda_1}$ e $(D-C)_{\lambda_2}$, respectivamente. Visto que as redes com roteamento por comprimento de onda permitem que um mesmo comprimento de onda seja reusado em diversos caminhos ópticos presentes simultaneamente na rede (desde que nenhum destes compartilhem um mesmo enlace), caso seja solicitada à rede uma nova conexão entre A e C, esta poderá ser atendida pelos caminhos ópticos $(A-B-C)_{\lambda_2}$, $(A-D-C)_{\lambda_1}$, ou ainda $(A-D-B-C)_{\lambda_2}$, pois as restrições de roteamento nos nós da rede (mostradas na figura 2.10.b) são satisfeitas, e nenhum desses caminhos ópticos compartilhará enlaces com outro(s) de mesmo comprimento de onda.

Pode-se perceber, portanto, que a substituição das redes de Segunda Geração pelas de Terceira faz com que a forma como as conexões são criadas deixem de ser função apenas da coordenação entre os *lasers* dos transmissores e receptores e passem a ser função também dos nós ópticos da rede, acarretando assim um tratamento adicional do sinal no nível fotônico e, por conseguinte, uma redução substancial nos investimentos em equipamentos das camadas superiores, tais como SONET, SDH, ATM, etc.

Para efeito de comparação, será apresentada a mesma análise realizada na seção 2.3, quando um conjunto de 5 nós clientes que desejavam obter conectividade total era interligado por uma rede *broadcast and select*. Procuraremos assim mostrar as vantagens em termos de reuso do espectro acarretado pela utilização das redes de Terceira Geração. Para tal, será utilizada como topologia física um anel óptico bidirecional, conforme mostra a figura 2.11.a abaixo, no qual os caminhos ópticos podem ser estabelecidos no anel horário (H) ou no anti-horário (A).

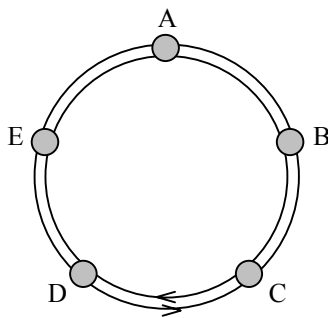


Figura 2.11.a – Topologia física do anel bidirecional.

	A	B	C	D	E
A		1H	2H	1A	2A
B	1A		1H	3H	3A
C	2A	1A		1H	2H
D	1H	3A	1A		3H
E	2H	3H	2A	3A	

Figura 2.11.b – Tabela de roteamento e atribuição de comprimento de onda.

Se escolhermos uma forma de roteamento apropriada, tal que os caminhos ópticos sejam estabelecidos no anel cujo percorrimo forneça o menor número de enlaces, podemos gerar, por exemplo, a tabela de roteamento e atribuição de comprimento de onda da figura 2.11.b, onde os dígitos representam o comprimento de onda alocado e a letra o sentido percorrido pela conexão. A tabela mostra que, nesse caso, apenas 3 comprimentos de onda serão suficientes para suportar as 20 conexões lógicas, reforçando a idéia de que, caso se empregue roteamento a nível óptico, reuso espectral será possível e até mesmo expressivo, principalmente quando comparado aos 20 comprimentos de onda necessários na rede *broadcast and select single-hop*.

Abandonando a idéia *single-hopping* e passando a utilizar da função de processamento das informações nos domínios elétricos, poderá se dispor de uma rede *multihop* sobre a rede óptica e, neste caso, apenas 1 comprimento de onda fornecerá à camada cliente a mesma topologia virtual (e portanto a mesma capacidade) fornecida pela rede da figura 2.8.a, na qual 5 comprimentos de onda foram necessários.

A tabela seguinte sumariza, mediante os casos analisados, os recursos (em termos do número de comprimentos de onda) empregados pelas redes de Segunda e Terceira Gerações, quando uma camada cliente composta por 5 nós desejava obter conectividade total.

	Segunda Geração	Terceira Geração
<i>Single-hop</i>	20	3
<i>Multihop</i>	5	1

Tabela 2.2 – Tabela comparativa entre as redes de Segunda e Terceira Gerações (em número de *hops*)

Resumidamente, uma das grandes vantagens do roteamento de comprimento de onda é a possibilidade de reutilizá-los livremente no espaço, a menos que a condição de ausência de colisão nos enlaces não seja devidamente obedecida. Como consequência imediata, tem-se a obtenção de um enorme aumento na capacidade da rede, uma vez que o número de caminhos ópticos possíveis de serem providos passa a ser muito maior que o número de comprimentos de onda disponíveis, contribuindo dessa forma para tornar as redes que dispõem de roteamento a nível fotônico bastante escaláveis.

As redes de Terceira Geração também apresentam as seguintes características:

- ✓ **Transparência:** A transparência nessas redes está associada ao fato de os caminhos ópticos poderem transportar dados em uma variedade de taxas,

protocolos e formatos. Essa flexibilidade será a responsável por possibilitar que alguns caminhos ópticos transportem tráfego SONET ou SDH, enquanto outros transportem células ATM ou pacotes IP, e assim por diante, tornando a camada óptica capaz de suportar várias camadas superiores operando ao mesmo tempo.

- ✓ **Confiabilidade:** Com a presença de roteamento na camada óptica, esta poderá ser configurada tal que, na ocorrência de falhas, consiga re-rotear automaticamente seus caminhos ópticos por rotas alternativas. Além disso, muitos de seus componentes, tais como multiplexadores e demultiplexadores, são passivos e, por isso, menos susceptíveis a falhas.
- ✓ **Comutação por circuito:** Conforme já mencionado acima, as redes de Terceira Geração terão a função de prover caminhos ópticos para o atendimento das requisições das camadas superiores. Dependendo da forma como for a demanda por caminhos ópticos, estes poderão ser ora ativados e ora desativados da rede. Esse é um procedimento análogo à ativação/desativação de circuitos numa rede comutada por circuitos, exceto que sua frequência deverá ser muito menor no caso da rede fotônica do que, por exemplo, no caso da rede telefônica. Vale ressaltar que comutação de pacotes não será realizada na camada óptica dessas redes, sendo, portanto, uma tarefa deixada para as camadas superiores, tais como a ATM ou IP.

Os capítulos seguintes desta tese tratarão apenas das redes ópticas com roteamento por comprimento de onda. Resumidamente, serão estudados: a) Características gerais de projeto de redes ópticas e, especificamente planejamento das topologias virtuais e físicas responsáveis por rotear os comprimentos de onda b) Novos modelos para o RWA sem e com conversão de comprimento de onda em todos/alguns nós da rede c) Projetos de topologias com um *mix* de tráfego estático e dinâmico, sendo o dinâmico formado por caminhos ópticos voláteis ou permanentes d) Diversas técnicas de otimização através de modelos de Programação Inteira serão sugeridas, então será verificado, através de simulações, o desempenho destas técnicas na rede em relação aos custos acarretados.

Capítulo 3

Aspectos de Projeto das Redes Ópticas de Terceira Geração

Este capítulo servirá de suporte à compreensão de todo o assunto que será abordado nesta tese, pois serão descritos: o funcionamento básico dos nós responsáveis pelo roteamento do sinal óptico; a forma como eles dão suporte às requisições provenientes das camadas clientes; modelos de tráfego e de atendimento comumente empregados no estudo das redes ópticas, e finaliza com uma descrição detalhada do projeto de topologias virtuais e físicas de redes ópticas.

3.1 Introdução

No capítulo anterior, pôde-se acompanhar como as redes ópticas evoluíram até chegarem nas de Terceira Geração. Estas possuem como característica fundamental a incorporação da função de roteamento da luz no domínio óptico, conseguida graças ao surgimento e utilização de nós com habilidade de rotear os comprimentos de onda, de forma independente, de uma fibra de entrada para uma outra fibra de saída qualquer [5].

Dessa maneira, pudemos observar que as redes ópticas com roteamento por comprimento de onda passaram a abranger diversas outras características responsáveis por torná-las mais capazes do que simplesmente transmitir e/ou difundir a luz. Com efeito, elas passaram a ter como funcionalidade o provimento de caminhos ópticos às camadas que operavam imediatamente sobre ela [1].

As redes ópticas com roteamento por comprimento de onda que serão estudadas nesta tese são as que começaram a ser implementadas recentemente em algumas partes do mundo e que se limitam ainda a oferecer serviços de caminhos ópticos comutados por circuito, visto que o estado da tecnologia atual está bastante longe de permitir que os custos de se disponibilizar comutação de pacotes ópticos tornem-se competitivos quando comparados aos custos ocasionados pela comutação realizada eletronicamente.

A seguir iremos tratar de um assunto fundamental ao conhecimento de um projetista de rede: como a rede óptica, através do provimento de um número limitado de caminhos ópticos, conseguirá suprir as necessidades de suas camadas clientes, responsáveis pela comunicação de um sem número de usuários finais. A partir daí, o projetista poderá levantar algumas questões relacionadas a que tipos de serviços lhe deverão ser solicitados, quais os recursos que ele tem em mãos e como poderá melhor disponibilizá-los para o atendimento de tais serviços etc.

3.1.1 – Interfuncionamento (*Interworking*)

As redes ópticas de Primeira Geração vêm sendo amplamente utilizadas nas infraestruturas públicas de telecomunicações, com os padrões SONET/SDH, bem como em redes locais e metropolitanas com, por exemplo, ATM e IP. A introdução das Redes Ópticas de Terceira Geração trouxe à camada física da rede a incorporação de mecanismos mais sofisticados que poderão prover grandes quantidades de banda entre os nós. Por conseguinte, nada mais natural seria pensarmos que os maiores usuários (clientes) e interessados desse grande *backbone* óptico, que já se encontra em operação e/ou implementação em algumas áreas do mundo, seriam essas redes mencionadas anteriormente, como de fato as são. [1], [5].

A camada cliente (fig. 3.1), como bem se sabe, mediante a forma como o tráfego esteja distribuído, receberá requisições de conexões entre pares de nós e, por sua vez, deverá providenciar o estabelecimento das mesmas. Essa camada, portanto, poderá se beneficiar da camada óptica de duas formas:

1. Mapeando cada conexão num único caminho óptico: cada caminho óptico seria estabelecido quando surgisse uma requisição de conexão e desativado quando esta fosse desligada.

Essa hipótese poderia ser viavelmente aceita se as requisições por conexões recebidas pela camada cliente fossem por natureza comutadas por circuito (exigindo assim uma taxa de bits dedicada) e a sua taxa de transmissão preenchesse toda a banda de um caminho óptico, o que corresponderia a velocidades acima dos 2Gbps, por exemplo com serviços de vídeo de alta qualidade, multimídia, etc. Atualmente, entretanto, sabe-se que praticamente nenhuma aplicação solicitaria uma taxa de bits dedicada dessa magnitude. Mesmo considerando uma camada SONET residente acima da camada

óptica, a velocidade da informação que cada conexão solicitaria seria da ordem dos 155 Mbps (OC-3), o que acarretaria um desperdício da capacidade dos caminhos ópticos. Dessa maneira, no presente momento, não se espera que essa seja a forma predominante de utilização da camada óptica, embora possa ser para o futuro [1].

2. Tratando cada caminho óptico como um enlace físico entre dois dos seus nós. Nesse caso, a camada cliente terá que rotear e multiplexar suas conexões por meio dos enlaces da topologia virtual. Assim sendo, uma conexão será transportada de sua origem ao seu destino através de não apenas um único caminho óptico, mas de uma seqüência destes (*multibopping*). [2], [3], [5].

Resumidamente, podemos concluir que, dependendo de qual dessas formas for a utilizada pela camada cliente, diferentes critérios de tráfego serão acarretados sobre a camada óptica, como por exemplo: taxa de requisição, tempo de permanência das conexões, número de caminhos ópticos solicitados etc. Além disso, pela forma como vem se agigantando esse mercado, tal que a camada óptica provavelmente terá que suportar diversos tipos de camadas clientes, cada qual operando independentemente umas das outras e requisitando diferentes demandas por caminhos ópticos, o arquiteto de rede deverá projetar a infraestrutura de sua rede, ou topologia física (nós roteadores de comprimento de onda, fibras etc), sempre amarrado a tomadas de decisão do tipo: quais, quão e de que forma deverão ser alocados os recursos para que ao mesmo tempo em que a camada óptica satisfaça, sob determinados critérios, as necessidades de sua camada cliente, os custos também sejam minimizados.

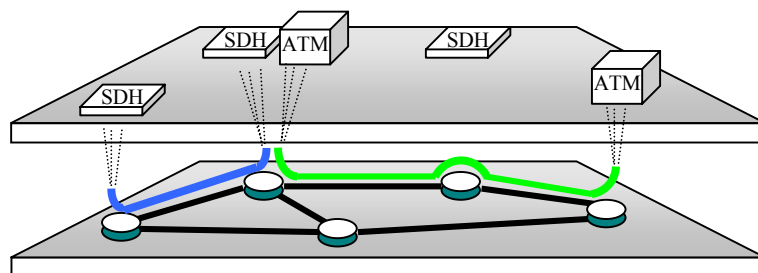


Figura 3.1 – Camada óptica dando suporte a diferentes camadas clientes.

O exposto a seguir será dividido em duas grandes partes: a primeira, seção 3.2 – projeto dos nós da rede – procurará apresentar as descrições funcionais e as características dos nós roteadores, elementos básicos das redes ópticas WDM, mostrando que a flexibilidade destes nós depende dos atributos a eles alocados; a segunda e última parte, seção 3.3 – projeto da rede

– irá descrever alguns modelos de tráfego e métodos de projeto da topologia virtual e topologia física de redes ópticas.

3.2 Projeto dos Nós da Rede

Os elementos chaves nas redes ópticas de Terceira Geração são os nós *wavelength crossconnect* (WXC) (mais conhecidos por *optical crossconnect* (OXC)), pois são eles os responsáveis não apenas por executar todas as funções de roteamento dos caminhos ópticos, mas também o estabelecimento e terminação destes [2].

O diagrama funcional de um *crossconnect* óptico pode ser representado de acordo com a figura 3.2. Conforme se observa, esses nós são basicamente compostos por: *portos troncos*, aos quais são fixados pares de fibras (assumindo-se aqui que todos os portos sejam bidirecionais) com o propósito de conectá-los a outros nós da rede; *portos tributários* ou *locais*, que podem ser elétricos ou ópticos, cuja finalidade é servir como fonte ou sorvedouro de tráfego, pois são neles que originam e terminam os caminhos ópticos; além dos *elementos gerenciadores de rede*, responsáveis por todo o controle e gerenciamento de dispositivos dinâmicos que possam vir a existir.

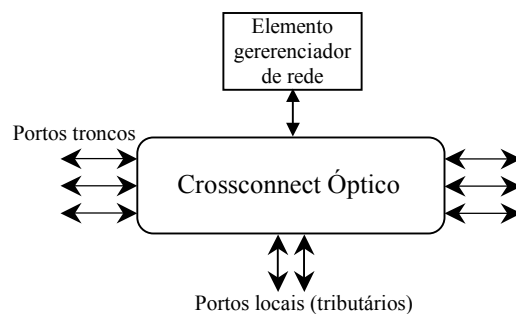


Figura 3.2 – Diagrama funcional de um OXC

Seguindo a mesma nomenclatura das comutadoras eletrônicas, no caso de haver apenas dois portos troncos, esses nós são chamados *wavelength add/drop multiplexers* (WADM), ou *optical add/drop multiplexer* (OADM), os quais constituirão os elementos formadores das topologias lineares e anulares [5].

Os elementos básicos desses nós OXCs são os multiplexadores e demultiplexadores de comprimentos de onda (os quais são componentes passivos), além das chaves e dos conversores de comprimentos de onda. Resumidamente, os multiplexadores e

demultiplexadores ópticos desempenharão a função de agregar e separar, respectivamente, os comprimentos de onda para/de uma mesma fibra óptica; as chaves realizarão a comutação espacial dos comprimentos de onda de um porto de entrada (fibra) para um de saída; já os conversores de comprimentos de onda serão os responsáveis por transladar a frequência óptica que está transportando a informação para uma nova frequência portadora.

No próximo tópico será apresentados o conceito de grau de conversão de comprimento de onda, para logo depois ser mostrado como esses três elementos citados anteriormente poderão ser combinados para a obtenção de diferentes nós OXCs, enfatizando como cada uma das possíveis construções se tornará responsável pela definição do padrão de roteamento entre as fibras da rede.

3.2.1 Grau de Conversão de Comprimento de Onda

Um conversor de comprimento de onda ideal é um dispositivo de entrada e saída que converte o comprimento de onda do sinal recebido na sua entrada para um diferente comprimento de onda na saída, sem, contudo, interferir no sinal de informação que está sendo transmitido [13], [21], [22].

Esses conversores quando presentes em nós roteadores normalmente são de dois tipos: *entrada-fixa/saída-fixa*, aqueles que recebem o sinal num dado comprimento de onda fixo e o converte para um outro comprimento de onda também fixo; e *entrada-variável/saída-fixa*, os que aceitam o sinal num comprimento de onda arbitrário e o converte para um comprimento de onda fixo na saída.

Em seções anteriores, definimos o caminho óptico como sendo a alocação de sucessivos comprimentos de onda para todos os enlaces contidos no caminho entre dois nós ópticos da rede que desejam se comunicar. Sem que se disponha de conversão de comprimento de onda na rede, a restrição de continuidade do comprimento de onda (*wavelength continuity*) emerge naturalmente: um caminho óptico, gerado em um dado porto local, necessita permanecer com o mesmo comprimento de onda em todos os enlaces percorridos desde a sua origem até o seu destino. Na presença de conversão de comprimento de onda, essa restrição desaparece, por conseguinte ocorrendo a flexibilidade de se alocar diferentes comprimentos de onda em diferentes enlaces ao longo do caminho.

A inserção da capacidade de conversão de comprimento de onda irá desempenhar um papel relevante na maximização da utilização dos comprimentos de onda da rede, conseqüentemente possibilitando o atendimento de um maior número de requisições solicitadas pela camada cliente. Essa ferramenta também se torna bastante útil quando se deseja estabelecer caminhos ópticos entre domínios administrados por diferentes operadores que não coordenam suas alocações de comprimentos de onda ou mesmo na interconexão de equipamentos de diferentes fabricantes que utilizam comprimentos de onda incompatíveis.

A figura seguinte mostra os diferentes níveis de capacidade de conversão de comprimento de onda possíveis de serem implementados em um nó do tipo OADM.

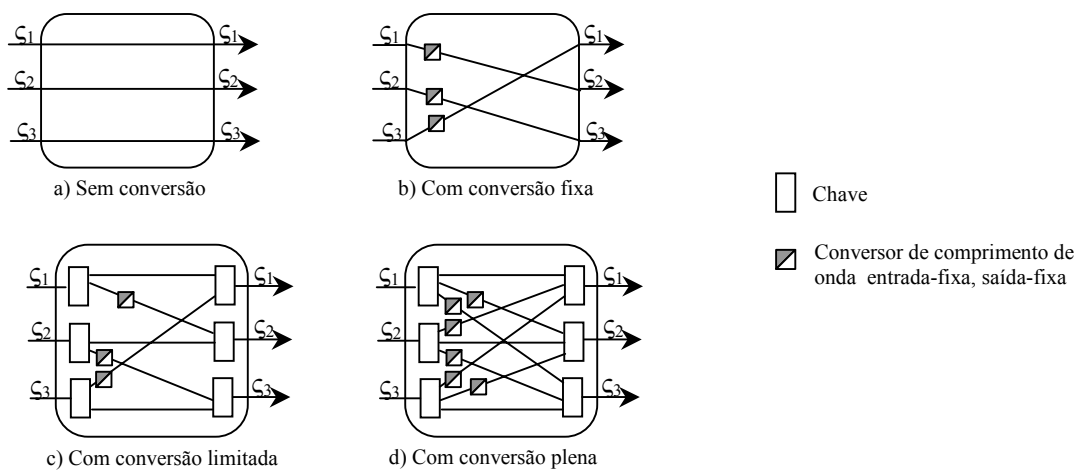


Figura 3.3 – Nós OADMs com diferentes capacidades de conversão de comprimento de onda.

A capacidade de conversão de um nó pode ser caracterizada pelo seu grau de conversão d , onde $1 \leq d \leq w$, significando que um comprimento de onda qualquer ao entrar no nó terá a possibilidade de ser convertido para d diferentes comprimentos de onda na saída. Três possibilidades poderão ser contempladas:

- $d=1$, capacidade fixa de conversão: um comprimento de onda de entrada será sempre convertido para um comprimento de onda fixo na saída, acarretando, portanto, a todo momento, o mesmo mapeamento entrada-saída. Um caso especial ocorre quando os comprimentos de onda na entrada e na saída são escolhidos os mesmos, caracterizando ausência de conversão. Poder-se-ia pensar que seria indiferente o emprego de capacidade fixa de conversão ou se ter ausência de conversão, pois na verdade ambos são mapeamentos 1 para 1, com este último diferenciando do primeiro “apenas” por possuir comprimentos de onda idênticos

na entrada e na saída. Entretanto, existem casos que a conversão fixa implica não apenas vantagens no âmbito da interoperabilidade de domínios e/ou de equipamentos diferentes, mas também ganhos sensíveis na capacidade de atendimento da rede.

- $d = W$, capacidade total de conversão: Essa é a situação mais flexível que se pode encontrar, ou seja, qualquer comprimento de onda poderá ser convertido para qualquer outro existente.
- $1 < d < W$, capacidade limitada de conversão: uma situação mais flexível que a primeira, mas não tão quanto a segunda, ocorre quando ao menos um dos comprimentos de onda de entrada pode ser convertido em um subconjunto dos comprimentos de onda disponíveis na grade.
- A principal vantagem da conversão de comprimento de onda é que as camadas clientes serão atendidas com menos restrições, visto que a condição da continuidade do comprimento de onda será removida, fazendo, portanto, que eles sejam usados com maior eficiência na rede. Entretanto, o uso de conversores acarreta aumento dos custos como também a complexidade do problema. Em termos de complexidade de implementação dos nós roteadores, ausência de conversão é o mais simples de ser implementado, seguido pela fixa, limitada, até atingir a conversão total. Em termos de custos, note que a quantidade de chaves e o número dos elementos conversores de comprimento de onda estão estritamente correlacionados com o grau de conversão presente no nó. Dessa forma, os custos podem ser minimizados utilizando-se conversão limitada ao invés de total e empregando-se uma quantidade pequena de conversores estrategicamente dispersos em apenas alguns nós da rede (esparsialidade). Porém, essas suposições, embora reduzam a complexidade de *hardware* nos nós, fazem surgir dois novos problemas de imediato: o problema de se especificar a natureza da conversão limitada (ou seja, o mapeamento fibra/comprimento de onda na entrada para os d pares fibra/comprimento de onda na saída) bem como a colocação desses conversores na rede; e o problema da implementação do *software* responsável pelo controle da rede, o qual terá que tratar de um conjunto de restrições de roteamento muito maior caso realmente seja adotada tais suposições. O estudo destes aspectos e propostas de solução serão estudadas no capítulo 5.

3.2.2 Redes de múltiplas fibras

A seção anterior mostrou possíveis implementações de OADMs, os quais são os responsáveis pela realização das topologias lineares e anulares. Porém, em muitos casos, no intuito de se obter capacidades mais expressivas, as redes ópticas passam a dispor de múltiplos pares de fibras entre nós, bem como a interconectá-los com vários outros nós da rede (OXC). Dessa forma, um nó OXC terá como função o roteamento de canais provindos de seus portos de entrada para os portos de saída. Diversos tipos de arquiteturas podem ser construídas, cada qual possuindo diferentes funcionalidades [1], [2]:

- OXCs estáticos: Essa é a configuração mais simples de ser obtida, porém não é permitido que haja um rearranjo no padrão de roteamento da rede (figura 3.4.a).
- OXCs rearranjáveis: nesse caso, o padrão de roteamento da rede não será fixo e sim poderá ser rearranjado dependendo das necessidades. Essa propriedade introduz maior flexibilidade na capacidade de roteamento dos caminhos ópticos, conseguida graças à inclusão de chaves de comutação espacial acrescidas ou não com conversores de comprimentos de onda. As figuras 3.4.b e 3.4.c mostram duas formas de implementação desses nós. Na primeira, cada canal só poderá ser roteado para a fibra que ainda não esteja utilizando o mesmo comprimento de onda, tornando-a ainda susceptível a bloqueio. Para se eliminar tal restrição, a segunda configuração utilizou conversores de comprimentos de onda em conjunção com uma chave única. Com isso, o OXC torna-se capaz de rotear um canal para qualquer dos portos de saída independentemente de qualquer outro canal (sem bloqueio), desde, claro, que a quantidade de caminhos ópticos roteados para uma mesma fibra não ultrapasse a sua capacidade. Essa configuração permite um melhor reuso de comprimento de onda, mas ao mesmo tempo insere grande complexidade à estrutura de roteamento do nó; tornando-se, portanto, bem mais complicada de ser implementada.

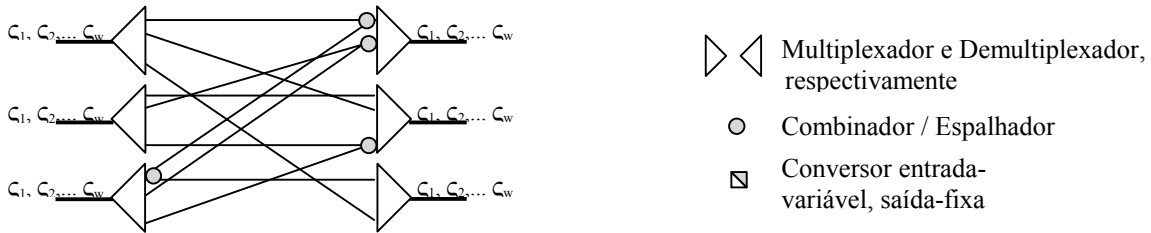


Figura 3.4.a – Crossconnect estático.

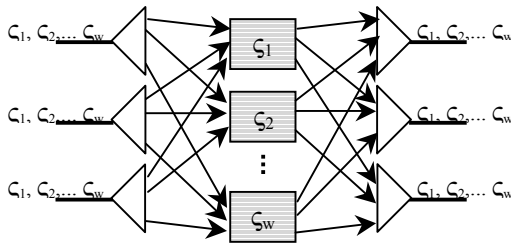


Figura 3.4.b – Crossconnect dinâmico com bloqueio

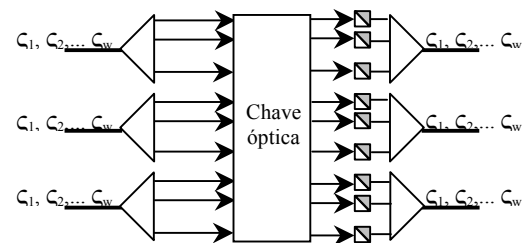


Figura 3.4.c – Crossconnect dinâmico sem bloqueio

Em muitas situações, podem-se encontrar redes que, embora se utilizem de nós com diferentes projetos, acabem fornecendo as mesmas capacidades de atendimento. Por exemplo, redes com nós interligados por múltiplos pares de fibras podem ser equivalentes às que os interligam por apenas um par de fibras, porém dotando-os de conversores de comprimentos de onda. A figura 3.5.a mostra um OXC com 4 portas troncos, cada qual conectado a um par de fibras que, por sua vez, suportará w comprimentos de onda. Já na figura 3.5.b, há apenas um par de fibras entre os nós, estando cada par transportando $2 \cdot w$ comprimentos de onda; além de conversão limitada de grau 2 no OXC.

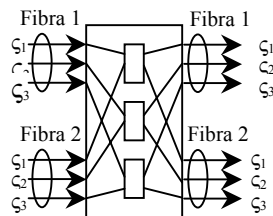


Figura 3.5.a – Redes com múltiplas fibras entre nós

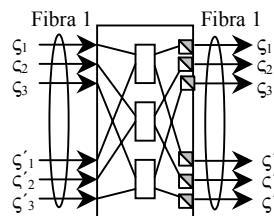


Figura 3.5.b – Redes com uma única fibra entre nós

- ▣ Conversor entrada-variável/saída-fixa
- Chave óptica

Pode-se perceber, portanto, que, duas redes distintas, cada qual se utilizando de uma das duas arquiteturas descritas acima, terão a mesma capacidade de transporte de tráfego, visto que qualquer conjunto de caminhos ópticos suportado por uma das redes poderá também ser suportado pela outra.

Em todos os OXCs utilizados até então, apenas a função de roteamento interno dos caminhos ópticos foi tratada. Porém, cada caminho óptico terá que, obrigatoriamente, iniciar e terminar em OXCs distintos a fim de realizar o que chamamos de interfaceamento com a camada cliente.

3.2.3 Interfaceamento com a camada cliente

Em todos os nós OXCs, poderão existir alguns caminhos ópticos que estejam transportando informações destinadas a um de seus nós de acesso. Nesse caso, o sinal deverá ser extraído do domínio óptico para ser entregue ao domínio elétrico. De maneira similar, para que um nó de acesso estabeleça conexão com um outro qualquer, ele deverá transportar sua informação por meio de um comprimento de onda a ser inserido na rede óptica. Conforme descrito anteriormente, essas funções de interfaceamento entre os dois domínios da rede deverão ser realizadas através dos portos locais presentes nos OXCs.

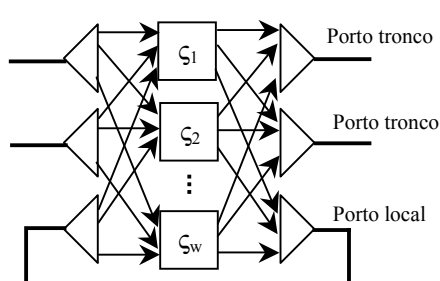


Figura 3.6.a – OXC com porto local óptico.

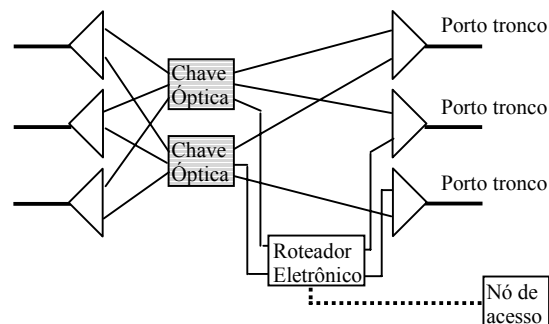


Figura 3.6.b – OXC com porto local elétrico.

Dois formas possíveis de se realizar o interfaceamento entre as duas camadas estão mostradas nas figuras acima. Na figura 3.6.a, não há, funcionalmente, qualquer distinção entre portos locais e troncos. Essa se dá através da utilização de alguns portos para interligação com outros *crossconnects* (funcionando assim como portos troncos) e o restante para servir como fontes e sorvedouros de tráfego (portos locais). Já na figura 3.6.b, nenhum dos portos ópticos precisou perder a funcionalidade de tronco, porém, como a extração e a inserção do sinal passaram a ser realizadas eletronicamente, foi utilizado um elemento a mais para o interfaceamento entre os dois domínios.

3.3 Projeto da Rede

A seção 3.1 mostrou que a função básica da camada óptica é servir como uma camada de transporte para as camadas clientes residentes imediatamente sobre ela.

Para o desempenho dessa tarefa, toda a vez que ocorrer uma ou mais solicitação de conexões entre dois de seus nós, ela deverá empreender os esforços necessários para que tais requisições possam ser, o melhor possível, atendidas. A seção anterior mostrou que a capacidade de atendimento da rede depende das funcionalidades e recursos que possam vir a existir na rede, por exemplo: grau de conversão, múltiplas fibras, reconfigurabilidade etc. Ao mesmo tempo, em qualquer projeto de rede prática, a quantidade de recursos a ser empregada é limitada e, portanto, deverá ser alocada em decorrência da forma e intensidade como as suas camadas clientes irão solicitá-los.

Com o exposto acima, pode-se perceber que um dos primeiros passos necessários para a realização do projeto de uma rede é a definição do tipo de tráfego que esta rede precisará suportar, associado ao grau de serviço que se espera disponibilizar. Sob o ponto de vista da camada óptica, esse tráfego será caracterizado pelo padrão da demanda por caminhos ópticos entre os pares de nós presentes na rede. Já o grau de serviço poderá ser caracterizado pela possibilidade de bloqueio (considerada nos capítulos 6 e 7).

Diversos modelos têm sido adotados para descrever as demandas de tráfego em redes ópticas. Esses modelos são bastante diferentes entre si, cada qual refletindo um modo de operação distinto da rede. Cada um tem suas vantagens e desvantagens, mas infelizmente nenhum deles é completamente realista, pois, se já é difícil modelar o tráfego de uma rede quando as características do tráfego de suas fontes são bem definidas, o que dizer para as redes ópticas, onde essas características sequer são conhecidas no momento?

No instante atual, espera-se que os caminhos ópticos sejam estabelecidos e mantidos ocupados por intervalos de tempo relativamente longos (dias ou meses). Assim sendo, o encerramento de um caminho óptico ocorrerá apenas quando da reconfiguração da rede em caso de falhas ou de mudanças significativas nos padrões de tráfego. Contudo, no futuro, com o possível surgimento de alguns serviços que isoladamente ocuparão toda a banda de um comprimento de onda, deverá ocorrer uma crescente demanda por caminhos ópticos com taxas de ativação e desativação cada vez maiores.

Para o entendimento de alguns modelos de tráfego, serão colocadas a seguir algumas propriedades fundamentais às suas caracterizações.

De acordo com a natureza temporal, podemos classificar a demanda de caminhos ópticos pela sua forma de ativação e pelo seu tempo de permanência na rede:

- a) A forma de ativação será dividida em duas categorias: *online* e *offline*.
 - No caso *online*, a requisição de caminhos ópticos surge uma por vez, devendo cada qual ser atendida no instante da solicitação, sem esperar, portanto, que futuras requisições se tornem conhecidas. Os caminhos existentes não poderão ser roteados para acomodar uma nova requisição, pois isto implicaria uma interrupção momentânea das conexões ativas (o que seria inaceitável principalmente por tratarem-se de taxas de transmissão acima dos Gbps), agravado ainda mais pela necessidade de se resolver um problema extremamente complexo de encontrar nova rota e comprimento de onda para cada uma das conexões.
 - No caso *offline*, todo o conjunto de caminhos ópticos que precisarão ser atendidos será fornecido de antemão.

Percebe-se com isso que, pela falta de conhecimento do conjunto das requisições futuras, o projeto das redes destinadas a atender requisições *online* deverá ser bem mais complicado e exigirá bem mais recursos do que o das redes projetadas para atender requisições *offline*.

- b) Quanto ao tempo de permanência dos caminhos ópticos, esse poderá ser designado em duas categorias: permanentes e não permanentes.
 - Os caminhos ópticos permanentes não serão removidos após ativação, permanecendo indefinidamente. O tráfego variará lentamente. Sua variação será chamada de tráfego incremental.
 - Os caminhos ópticos não permanentes ou voláteis serão liberados algum tempo depois de estabelecidos.

Outra questão importante, além da natureza temporal do tráfego, reside no fato de as redes ópticas serem ou não projetadas permitindo o bloqueio de caminhos ópticos (modelo de atendimento), o qual caracterizará o grau de serviço disponibilizado. Caso seja permitido bloqueio, o objetivo no projeto é manter a sua probabilidade, razão entre o número de

requisições não concedidas e o número total de requisições, dentro de valores toleráveis, pois dessa maneira a alocação dos recursos será sensivelmente minimizada. Caso se empregue um modelo sem bloqueio, a rede deverá dispor de recursos capazes de suportar todas as requisições de caminhos ópticos que estejam de acordo com o modelo de tráfego assumido.

A seguir serão descritos dois dos modelos de tráfego bastante empregados nos estudos das redes ópticas com roteamento por comprimento de onda e que serão utilizados durante o desenvolvimento restante desta tese [1], [5].

- *Modelo de carga máxima* – Nesse modelo, o tráfego será caracterizado por um parâmetro chamado carga (L), definido como o número máximo de caminhos ópticos presentes ao mesmo tempo em qualquer enlace da rede. Esse valor estará limitado superiormente ao menor valor entre o número de comprimentos de onda permitidos na fibra (limitações físicas) e disponibilizados na grade (limitações de projeto). Assim sendo, a carga também representará uma medida da utilização dos enlaces, pois se a carga suportada for pequena quando comparada ao número de comprimentos de onda disponíveis, esta rede não estará sendo usada eficientemente. Esse será um modelo sem bloqueio, que poderá ser aplicado tanto ao caso *online* quanto ao *offline*. Dois modelos podem ser analisados, um cujo objetivo será a maximização da carga suportada quando se dispõe de certos recursos na rede (essencialmente o número de comprimentos de onda) ou, alternativamente, a minimização do número destes para suportar uma dada carga.
- *Modelo estatístico* – Nesse modelo, procura-se obter algum conhecimento a respeito das estatísticas das chegadas das requisições e de seus tempos de permanência. Por exemplo, pode-se tentar estimar o tráfego mediante uma variável aleatória que obedeça alguma função de distribuição de probabilidade específica. Para redes telefônicas, esse modelo vem sendo utilizado por quase um século. Entretanto, quando empregado nas redes ópticas, sua validade fica um pouco limitada, visto que ainda é bastante cedo para se prever as estatísticas de chegadas e tempos de retenção dos caminhos ópticos. Trata-se geralmente de um modelo com bloqueio sob tráfego *online*.

Na literatura encontram-se diversas discussões a respeito do desempenho de algumas topologias de redes ópticas em diversos contextos tecnológicos e ambientes de tráfego. Os

dois modelos de desempenho que encontram maior ênfase atualmente estão relacionados à possibilidade de bloqueio ou não.

Embora se perceba as diferenças entre os dois modelos, no âmbito comercial eles continuam sendo uma interrogação, pois enquanto o modelo sem bloqueio pode levar ao superdimensionamento dos recursos da rede em função da necessidade de atender a todas as requisições, o modelo com bloqueio torna-se não tão apropriado para as redes ópticas quanto, por exemplo, para as redes telefônicas, uma vez que as requisições por caminhos ópticos envolverão taxas muito elevadas de dados (tipicamente 2.5, 10 ou 20 Gbps, com expansão prevista para 40 Gbps) e permanecerão ativas por períodos bem maiores que uma simples chamada telefônica, fazendo com que o operador da rede talvez prefira adicionar mais recursos na rede para suportar uma nova requisição, ao invés de bloqueá-la.

Entretanto, espera-se que o modelo com bloqueio deva tornar-se adequado à medida que inúmeras camadas clientes, cada qual solicitando os mais diversos modelos de tráfego (taxas de requisição, tempo de permanência, caminhos ópticos protegidos ou não, etc), comecem a requisitar recursos da rede óptica de forma cada vez mais intensa, fazendo com que a negociação de provisionamento de recursos torne-se complicada, além da possibilidade de se chegar a um ponto de não se dispor de recursos sobressalentes.

Vale a pena ressaltar que esses dois modelos representam critérios extremos, sendo possível que alguma visão intermediária do problema venha a predominar no futuro. Os estudos efetuados no decorrer desta tese têm como prioridade a descrição e comparação de algumas técnicas de projeto para as redes ópticas sem bloqueio e com bloqueio, no caso de tráfego *offline* e redes ópticas com bloqueio no caso de tráfego dinâmico. Além disso, algumas propostas novas também serão apresentadas. A análise será feita primeiramente considerando uma demanda de tráfego estática (capítulos 4 e 5), com técnicas de otimização para o planejamento com e sem conversão de comprimento de onda. Depois será feita a análise de uma proposta de planejamento chamada *loose topology*, com um padrão utilizando-se tráfego *online* e *offline*, com o primeiro constituído de caminhos voláteis e permanentes, utilizando-se um modelo estatístico de requisição (capítulo 6 e 7). Antes que iniciemos esses estudos, a fim de que se possam comparar alguns dos critérios de custos-benefícios, bem como a complexidade de implementação apresentada por esses modelos, iremos fazer uma breve apresentação de como são realizados os projetos/planejamento de topologias virtuais e física de redes ópticas, baseado em [2] e no artigo [10], este constantemente citado na literatura.

3.3.1 Planejamento da Topologia Virtual (VTD) e Roteamento e Alocação de Comprimento de Onda (RWA).

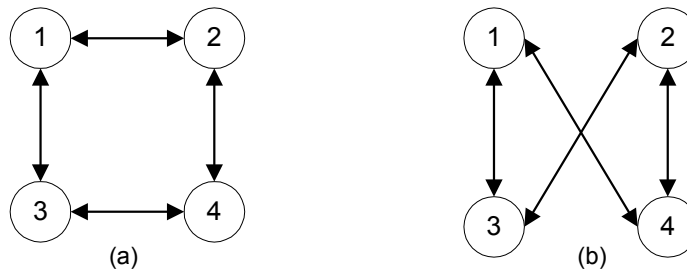


Fig.3.VI (a) topologia física (b) topologia virtual

Em geral, o problema de projeto de redes ópticas é dividido em dois subproblemas, a saber: 1) *Virtual Topology Design* (VTD), em que a matriz de conectividade de caminhos ópticos entre os roteadores IP (camada cliente) é formada, sendo a mesma derivada da demanda de tráfego e 2) *Physical Topology Design* (PTD), em que os caminhos ópticos determinados no subproblema anterior são roteados na topologia física e “coloridos” de maneira adequada. O PTD é equivalente ao bem conhecido *routing- and- wavelength assignment* (RWA) problema. Esta divisão é necessária porque o problema global é muito complexo. Apesar disso resultar em uma solução sub-ótima, a divisão é aceitável devido a esta complexidade [1].

Nós ilustramos estes dois subproblemas através da Fig. 3.IV. A topologia física é um dado de entrada. Todos os nós têm dois transmissores e dois receptores. Isto significa que o grau de entrada e o grau de saída da topologia virtual é 2. Note que um arco bidirecional nestas topologias significa dois links de fibra, um em cada direção em (a). Ou dois caminhos ópticos, um em cada direção em (b). Todas as fibras têm dois comprimentos de onda λ_0 e λ_1 .

O subproblema VTD determina a topologia virtual para a topologia física dada. Uma possível topologia virtual é dada pela Fig. (b). A solução do subproblema VTD, neste caso, gera os seguintes pares fonte-destino como saída:

$\langle 1, 3 \rangle$, $\langle 1, 4 \rangle$, $\langle 2, 3 \rangle$, $\langle 2, 4 \rangle$, $\langle 3, 1 \rangle$, $\langle 3, 2 \rangle$, $\langle 4, 1 \rangle$, $\langle 4, 2 \rangle$

O subproblema PTD determina a rota e o comprimento de onda para cada um dos arcos (caminhos ópticos) da topologia virtual. Uma possível solução para este subproblema é dada abaixo.

<i>Caminho óptico</i>	<i>Rota</i>	<i>Comprimento de onda</i>
1 - 3	1 - 3	ζ_0
1 - 4	1 - 2 - 4	ζ_0
2 - 3	2 - 1 - 3	ζ_l
2 - 4	2 - 4	ζ_l
3 - 1	3 - 1	ζ_0
3 - 2	3 - 4 - 2	ζ_0
4 - 1	4 - 3 - 1	ζ_l
4 - 2	4 - 2	ζ_l

Evidentemente, o tráfego de dados (de uma matriz de demanda de tráfego) deve ser conduzido através da topologia virtual. Uma possível solução para este outro subproblema, que é rotear o tráfego da matriz 3x3, que normalmente faz parte do VTD, é dada a seguir.

<i>Par fonte-destino</i>	<i>Rota na topologia virtual</i>
<1, 2>	1 - 3 - 2
<1, 3>	1 - 3
<1, 4>	1 - 4
<2, 1>	2 - 3 - 1
<2, 3>	2 - 3
<2, 4>	2 - 4
<3, 1>	3 - 1
<3, 2>	3 - 2
<3, 4>	3 - 2 - 4
<4, 1>	4 - 1
<4, 2>	4 - 2
<4, 3>	4 - 1 - 3

3.3.2 Redes ópticas com bloqueio

O problema discutido anteriormente assume um modelo determinístico para a demanda de caminhos ópticos. Dessa forma, procurou-se tratar todo e qualquer conjunto de requisições de forma imparcial, no sentido de que mesmo aqueles conjuntos de requisições acarretadores de seqüências que exigiriam bastante recursos da rede e que eram bastante improváveis de ocorrerem deveriam ser levados em consideração e, por conseguinte, disponibilizados recursos para que fossem atendidos.

Em muitos casos, porém, torna-se vantajoso analisar a estatística do problema, correspondendo a uma situação na qual se assume que a chegada e a duração dos caminhos ópticos irão seguir um padrão estatístico qualquer. Dessa forma, deve-se permitir que algumas requisições sejam bloqueadas, embora, obviamente, sempre atrelado a satisfazer determinados critérios de desempenho desejados.

O capítulo IV trata de uma técnica para melhorar o desempenho das redes ópticas através da integração dos problemas VTD e PTD com tráfego *offline*. O capítulo V trata de um novo modelo matemático para permitir qualquer tipo de conversão e número de conversores na rede, o qual pode ser aplicado no problema de integração do capítulo anterior. O capítulo VI trata de otimizações no PTD para dar suporte a um tráfego futuro volátil e, finalmente, o capítulo VII trata de propostas de otimizações no VTD para dar suporte a um tráfego futuro volátil ou incremental.

Capítulo 4

Topologia Virtual e Topologia Física de Redes Ópticas: Uma Proposta de Projeto Integrado

Neste capítulo estuda-se uma proposta de resolver os problemas de projeto da topologia virtual e física de redes ópticas de forma integrada. A motivação para integrar os dois subproblemas é uma maior eficiência do uso dos recursos da rede sob uma perspectiva futura de integração dos planos de controle da camada óptica e da camada cliente (p.ex. IP) [29], [31], [33].

4.1 Projetos da Topologia Virtual e da Topologia Física

Uma topologia física G_p é um grafo em que os arcos representam um par de fibras (um em cada direção) e os nós representam nós roteadores de comprimento de onda (roteadores IP, nós SDH etc). A Fig.4.1 (a) mostra uma topologia física de uma rede de longa cobertura de seis nós. Os nós roteadores de comprimento de onda são numerados de 0 a 5. O conjunto de todos os caminhos ópticos unidirecionais ao longo dos roteadores forma a topologia virtual G_v ou topologia de caminhos ópticos. Por exemplo, a Fig.4.1 (b) mostra uma possível interconexão virtual. Entretanto, note que o roteamento pela camada física não é visível explicitamente na topologia virtual (a impressão de que os *links* virtuais estão atravessando os *links* físicos pela topologia física da Fig.4.1(a) é feita para facilidade de compreensão, outros caminhos para os links virtuais são possíveis). O link virtual entre os nós 2 e 0 indica que os dados ou pacotes atravessam o link virtual de 2 para 0 apenas no domínio óptico, ou seja, não há conversão óptica-eletrônica-óptica nos nós roteadores intermediários (consideramos os nós equipados com *optical crossconnect* (OXC)). Arcos na topologia virtual são chamados *links* virtuais (caminhos ópticos) e são definidos somente por seus nós fonte e destino [6], [10].

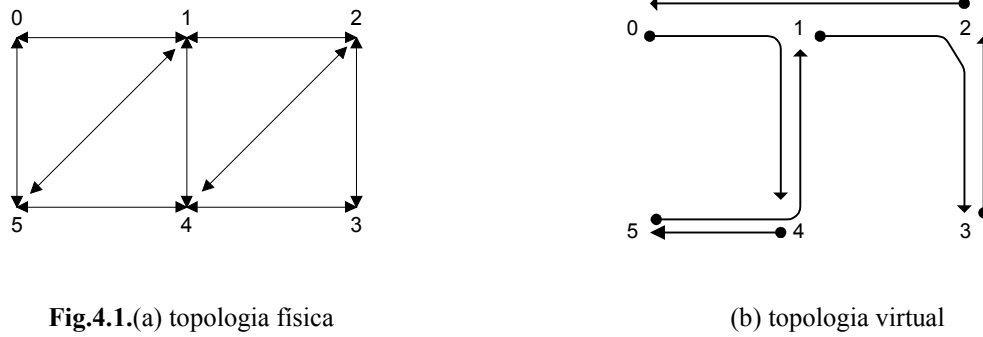


Fig.4.1.(a) topologia física

(b) topologia virtual

A topologia virtual pode ser especificada por variáveis inteiras denominadas b_{ij} , com $i=1,2...N; j=1,2...N$, onde N é o número de nós da rede. Nós temos $b_{ij} = 1$, se há um link virtual de um nó i para um nó j ; caso contrário $b_{ij} = 0$. Por exemplo, na Fig.4.1(b) dados são enviados do nó 2 para o nó 0 em um único caminho óptico atravessando o nó roteador 1; então $b_{20}=1$. Simultaneamente, podemos enviar pacotes do nó 1 para o nó 3 passando pelo nó intermediário 2. Nós observamos que na topologia física existe uma fibra conectando os nós 2 e 4. No entanto, para enviar pacotes do nó 2 para o nó 4 nós devemos usar 2 *links* virtuais (ou caminhos ópticos) 2-0 e 0-4, ocorrendo processamento eletrônico em 0. Então, a conexão lógica tem dois *hops* virtuais. De maneira semelhante, nós dizemos que o número de *hops* físicos do *link* virtual b_{20} é 2, pois ele atravessa dois *links* físicos (2,1) e (1,0) na topologia física.

Para uma rede com N nós, o ideal seria configurar caminhos ópticos para todos os $N(N-1)$ pares. Entretanto, isso não é usualmente possível por duas razões: Primeiro, o número de comprimentos de onda disponíveis impõe um limite na quantidade de caminhos ópticos que podem ser configurados (isto é também uma função da distribuição de tráfego). Segundo, cada nó pode ser fonte e destino de um número limitado de caminhos ópticos. Isto é determinado pela quantidade de hardware óptico que pode ser provido (transmissores e receptores) e pela quantidade total de informações que um nó pode processar.

Então, seja $T = (\lambda^{sd})$ uma matriz de tráfego, i.e., λ^{sd} é a taxa de pacotes (ou Gb/s) de um nó s que são enviados para o nó d . Nós tentamos criar uma topologia virtual G_v e rotear o tráfego nesta G_v minimizando $\lambda_{\max} = \max_{ij} \lambda_{ij}$ onde λ_{ij} é a carga oferecida ao link (i,j) da topologia virtual. A variável λ_{\max} é a máxima carga que atravessa um link virtual e é definida como *congestionamento*. Sendo G_p a topologia física da rede, Δ o grau da topologia virtual (número de portas) e W o número de comprimentos de ondas disponíveis. Uma descrição informal do problema de projeto integrado das topologias virtual, conhecido como VTD, e física, conhecido como PTD, é dada a seguir (uma formulação precisa usando Programação Linear Inteira Mista (MILP) será dada na seção 4.2):

$$\text{Min } \lambda_{\max}$$

Sujeito a:

- Cada *link* em G_v corresponde a um caminho óptico e dois caminhos ópticos que compartilham um arco na topologia física devem ter comprimentos de ondas diferentes.
- O número total de comprimentos usados é no máximo W .
- Todos os nós em G_v têm Δ arcos de entrada e Δ arcos de saída.
- O fluxo de tráfego de cada par fonte-destino é conservado nos nós intermediários.

4.2. Formulação Matemática:

Nós formulamos os subproblemas de projeto da topologia virtual (VTD) e projeto da topologia física (PTD) como um problema de otimização através de Programação Linear Inteira Mista [6], [8].

A) Notação:

- s e d denotam, respectivamente, a fonte e o destino de pacotes.
- i e j são os nós de origem e término, respectivamente, de um caminho óptico.
- m e n denotam *links* físicos de m para n , nos quais podem passar um ou mais caminhos ópticos.

B) Dado:

- Número de nós na rede: N .
- Número de comprimentos de onda disponíveis: W
- Topologia física (P_{mn}): Denota o número de fibras interconectando os nós m e n . $P_{mm} = 0$ para um nó m que não é fisicamente adjacente a um nó n . $P_{mn} = P_{nm}$ indica que deve haver igual número de fibras do nó m para n e de n para m . Como pode haver mais do que um link de fibra conectando nós adjacentes na rede, nesta tese, caso não se especifique outra definição para os *links* físicos, considere que $P_{mn} = P_{nm} = 1$ ou 0 .
- Número de transmissores: Em um nó i , T_i ($T_i \geq t$) é o número de transmissores deste nó e o número de receptores neste nó i é R_i ($R_i \geq t$). Em geral assume-se $T_i = R_i$ (Estes são os graus virtuais (ou lógicos) da rede), também usa-se a notação Δ (número de portos).
- Matriz de tráfego $T = (\lambda^{sd})$: Denota a taxa média de fluxo de tráfego (em pacotes ou Gb/segundo) de um nó s para um nó d , para $s, d = 1, 2, \dots, N$ e com $\lambda^{ss} = 0$.
- Capacidade de cada canal: C (normalmente expressa em Gbits/s)

B) *Variáveis:*

- Topologia Virtual: A variável inteira $b_{ij} \in \{0,1\}$ denota o número de caminhos ópticos de um nó i para um nó j na topologia virtual. Note que nesta formulação os caminhos ópticos não são necessariamente bidirecionais, isto é, $b_{ij} = 0$ não implica em $b_{ji} = 0$. No entanto, podemos ter múltiplos caminhos ópticos de uma fonte para um destino, e $b_{ij} > 1$ para o caso em que o tráfego entre os nós i e j é maior que a capacidade C de um único caminho óptico.
- Roteamento do tráfego: As variáveis λ_{ij}^{sd} denotam a quantidade de tráfego fluindo de uma fonte s para um destino d , e passando por *links* virtuais b_{ij} 's intermediários. Note que o tráfego de uma fonte s para um destino d pode ser “bifurcado”, em diferentes componentes de fluxo, passando por diferentes conjuntos de caminhos ópticos.
- Carga em um link físico: L , sendo $L \leq W$. A carga denota o número máximo de caminhos ópticos que devem atravessar um link físico da rede.
- Roteamento na topologia física: A variável $p_{mn}^{ij} = 1$ denota o caminho óptico entre os nós i e j que está sendo roteado pelo *link* de fibra $m-n$. Caso contrário $p_{mn}^{ij} = 0$.
- Alocação de comprimento de onda: A variável $p_{mn\zeta}^{ij} = 1$ especifica o comprimento de onda ζ que é alocado ao caminhos óptico entre os nós m e n da topologia física. Caso contrário $p_{mn\zeta}^{ij} = 0$. Como não há conversão de comprimento de onda, esse mesmo valor será alocado para todos os *links* físicos onde o caminho óptico $i-j$ passa.

Logo, a formulação matemática através de Programação Linear Inteira Mista (MILP) para os problemas VTD e PTD são dadas por:

C) *VTD- Virtual Topology Design*

$$\text{Minimize: } \lambda_{max} \quad (4.1)$$

A Função objetivo é minimizar o congestionamento na rede (em termos de pacotes/segundo que atravessam um *link* virtual)

Sujeito a:

- Conservação de fluxo em cada nó:

$$\sum_j \lambda_{ij}^{sd} - \sum_j \lambda_{ji}^{sd} = \begin{cases} \lambda^{sd} \dots se \dots s = i & (4.2) \\ -\lambda^{sd} \dots se \dots d = i & (4.3) \\ 0 \dots \text{caso contrário} & (4.4) \end{cases}$$

- Fluxo total em um *link* virtual:

$$\lambda_{ij} = \sum_{sd} \lambda_{ij}^{sd} \quad (4.5)$$

$$\lambda_{ij} \leq \lambda_{\max} \quad (4.6)$$

$$\lambda_{ij}^{sd} \leq b_{ij} \lambda^{sd} \quad (4.7)$$

Equações (4.2)-(4.4) são equações de fluxo *multicommodity* que governam o tráfego na topologia virtual. Note que o tráfego de uma fonte para um destino pode ser “bifurcado”. As equações (4.5) e (4.6) são definições da variável *congestionamento*. Equação (4.7) garante que o tráfego só pode fluir por um caminho óptico existente.

- Matriz de conexão b_{ij} da topologia virtual.

$$\sum_j b_{ij} \leq \Delta = T_i, \dots \forall_i \quad (4.8)$$

$$\sum_i b_{ij} \leq \Delta = R_j, \dots \forall_j \quad (4.9)$$

As restrições acima (4.8) e (4.9) asseguram que o número de caminhos ópticos emergindo de um nó é restrito ao número transmissores nesse nó, enquanto que o número de caminhos ópticos que terminam em um nó é restrito ao número de receptores nesse nó.

- Restrições de não-negatividade e número inteiros

$$\lambda_{ij}^{sd}, \lambda_{ij}, \lambda_{\max} \geq 0$$

$$b_{ij} \in \{0,1\}$$

D) **PTD**- *Physical Topology Design*

- Roteamento na topologia física p_{mn}^{ij} :

$$\sum_m p_{mk}^{ij} = \sum_n p_{kn}^{ij}, \dots se \dots k \neq i, j \quad (4.10)$$

$$\sum_n p_{in}^{ij} = b_{ij} \quad (4.11)$$

$$\sum_m p_{mj}^{ij} = b_{ij} \quad (4.12)$$

$$\sum_{ij} p_{mn}^{ij} \leq L.P_{mn} \quad (4.13)$$

As equações (4.10)-(4.12) garantem o roteamento dos caminhos ópticos (b_{ij}) na topologia física através de equações de fluxo *multicommodity*. Note que a *commodity* agora é um caminho óptico e não dados como em (4.2)-(4.4). A equação (4.13) limita o número máximo de caminhos ópticos que atravessam um link físico através da variável carga L .

- Alocação de comprimento de onda e restrições de continuidade de comprimento de onda (sem conversão em nenhum nó)

$$\sum_m p_{ml\zeta}^{ij} = \sum_n p_{ln\zeta}^{ij} \quad \text{se } l \neq i,j \quad (4.14)$$

$$\sum_n p_{in\zeta}^{ij} = b_{ij\zeta} \quad (4.15)$$

$$\sum_m p_{mj\zeta}^{ij} = b_{ij\zeta} \quad (4.16)$$

$$\sum_\zeta b_{ij\zeta} = b_{ij} \quad (4.17)$$

$$\sum_{ij} p_{mn\zeta}^{ij} \leq P_{mn} \quad (4.18)$$

$$\sum_\zeta p_{mn\zeta}^{ij} = p_{mn}^{ij} \quad (4.19)$$

As equações (4.14)-(4.19) permitem a alocação adequada de comprimentos de ondas para os caminhos ópticos roteados na topologia física. Note que as restrições não permitem conversão de comprimento de onda nos nós da rede.

- Condição de não-negatividade e número inteiros

$$\text{int } p_{mn}^{ij}, p_{mn\zeta}^{ij} \text{ e } p_{mn}^{ij} \geq 0, p_{mn\zeta}^{ij} \geq 0$$

Os problemas VTD e PTD descritos acima são complexos e cada um deles é *NP-Completo* [2], ou seja, o tempo de execução do problema cresce de maneira exponencial quando o número de nós da rede aumenta. Logo, se cada um dos problemas é NP, a solução dos dois conjuntamente é ainda mais complexa. Então, a divisão em VTD e PTD é aceitável porque diminui esta complexidade. Entretanto, para uma maior eficiência do uso dos recursos da rede sob uma perspectiva de integração dos planos de controle da camada óptica (PTD) e da camada cliente (VTD) o interessante é encontrar uma maneira para resolver estes problemas de forma integrada e num tempo computacional aceitável. Para isto, buscamos uma estratégia para tornar o problema tratável. Uma proposta é mostrada no algoritmo heurístico abaixo, onde o problema foi dividido em

subproblemas, onde cada um gera uma entrada para o subproblema posterior, a qual pode ser viável ou não [31], [33].

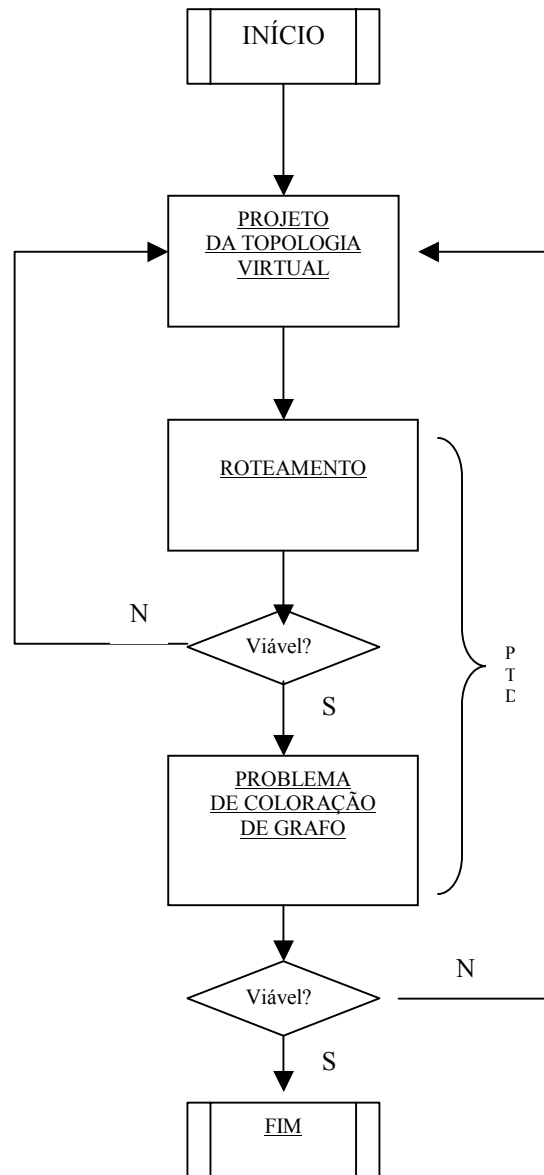


Fig. 4.2: Algoritmo Min W

Note que resolver o projeto da topologia virtual é equivalente a achar os valores das variáveis b_{ij} 's, resolver o projeto da topologia física é equivalente a achar os valores das variáveis p_{mn}^{ij} , e resolver o problema de coloração de grafos (alocação de comprimentos de onda) significa achar as variáveis p_{mnc}^{ij} . Se cada qual, separadamente, resultar em soluções viáveis, o problema é resolvido completamente. Caso contrário, se um dos subproblemas é inviável, deve-se projetar uma nova topologia virtual e executar o algoritmo novamente.

É interessante observar ainda que cada um dos problemas acima deve ser formulado com vistas à otimização de uma função objetivo diferente. O problema da topologia virtual, conforme expresso em (4.1) será formulado para minimizar o *congestionamento* na rede, o que equivale à maximização do uso de recursos na rede, com vistas à minimização do atraso em filas. Já o projeto da topologia física poderia ter como objetivo minimizar L , e o problema de coloração de grafo, se houver restrição de continuidade de comprimento de onda, minimizar W . A viabilidade da solução seria caracterizada pela conformidade dos valores mínimos de L e W à carga máxima das fibras e à cardinalidade do “pool” de comprimentos de onda, respectivamente.

Cada vez que for constatada a inviabilidade da solução da topologia física ou da coloração, o retorno ao problema da topologia virtual pede a próxima melhor solução, após as que se mostrarem inviáveis. O algoritmo usado para a solução do VTD, portanto, deve ser capaz de listar soluções para os b_{ij} 's por ordem de aproximação ao ótimo da função objetivo.

4.3. Simulações:

Para simulações, usamos a estratégia descrita na seção anterior da seguinte maneira:

- 1.) VTD: De maneira a aliviar a complexidade computacional associada ao MILP, utilizamos a tradicional heurística HVTD (Heuristic for the Virtual Topology Design) neste passo, para assim encontrar b_{ij} 's de uma dada matriz de tráfego. A heurística tenta estabelecer caminhos ópticos entre os pares fonte-destino com maiores valores de A_{sd} e é sujeita a restrição do grau virtual. Nós decidimos resolver o VTD pela heurística HVTD, abandonando as equações (4.1)-(4.9), porque a HVTD é uma heurística clássica [6]. Entretanto, o tráfego pode ser facilmente roteado pelos b_{ij} 's encontrados neste passo, por equações de fluxo *multicommodity* [8].
- 2.) PTD: Resolver (4.10)-(4.13) com a função objetivo:

$$\text{Min } L \quad (4.20)$$

Nosso objetivo aqui é minimizar a máxima carga necessária em qualquer link de fibra da rede, de maneira a estabelecer o conjunto de caminhos ópticos na topologia física da rede. Este passo dar uma solução temporária para ser validada no próximo passo.

3.) Coloração: Dado L , re-otimize (4.10)-(4.19) com a função objetivo :

$$\text{Min } \sum_{mnij} p_{mn}^{ij} \quad (4.21)$$

Isto é necessário porque a minimização da carga através de técnicas de programação linear, feita anteriormente, pode gerar ciclos nos caminhos. A. Re-otimização da solução usando o número total de *hops* (4.21) da rede como uma nova função objetivo pode eliminar essas anomalias. Além disso, a coloração (alocação de comprimento de onda) também pode ser feita nesse passo, para isso, adicionamos as equações (4.14)-(4.19). Nós assumimos uma certa disponibilidade de número de comprimentos de onda W e obtemos o número mínimo necessário desses W , o W_{min} , para colorir os caminhos ópticos.

4.4 Resultados Numéricos:

Considere a matriz de tráfego $T=\lambda^{sd}$ da Tabela 4.1, obtida pela geração de números aleatórios entre 0 e 1 com uma distribuição gaussiana, com $\mu = 0.5$ e $\sigma = 0.1$. Temos $W=2$.

Tabela.4.1: Matriz de tráfego

λ^{sd}	0	1	2	3	4	5
0	-	0,90	0,62	0,51	0,28	0,52
1	0,5	-	0,39	0,92	0,26	0,15
2	0,4	0,31	-	0,34	0,21	0,14
3	0,2	0,48	0,34	-	0,99	0,36
4	0,1	0,44	0,14	0,84	-	0,99
5	0,4	0,19	0,99	0,75	0,18	-

Nós iremos obter as seguintes matrizes b_{ij} de links virtuais, para graus virtuais 1 e 2:

Tabela. 4.2: Grau virtual 1

b_{ij}	0	1	2	3	4	5
0	-	1	-	-	-	-
1	-	-	-	1	-	-
2	1	-	-	-	-	-
3	-	-	-	-	1	-
4	-	-	-	-	-	1
5	-	-	1	-	-	-

Tabela. 4.3: Grau virtual 2

b_{ij}	0	1	2	3	4	5
0	-	2	-	-	-	-
1	-	-	-	2	-	-
2	2	-	-	-	-	-
3	-	-	-	-	2	-
4	-	-	-	-	-	2
5	-	-	2	-	-	-

A Fig. 4.3 mostra os ciclos formados pelo grau virtual “1”. Isto justifica a necessidade de re-otimização proposta previamente no passo 3. Além disso, os caminhos mais curtos são escolhidos, por exemplo b_{34} necessita de somente um *hop* físico depois da re-otimização. Esses dois fatores garantem um mínimo número de *hops* físicos na rede. Logo, o sucesso da re-otimização é garantido.

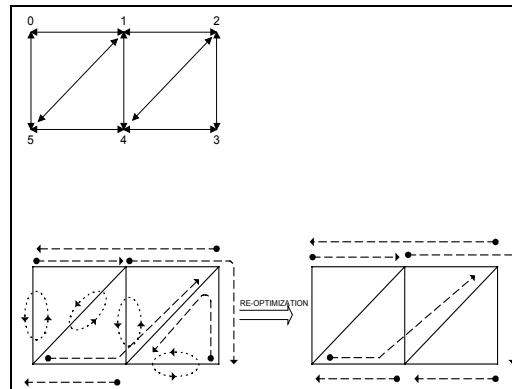


Fig. 4.3: Re-otimização para grau virtual “1”. Apenas 1 comprimento de onda é necessário.

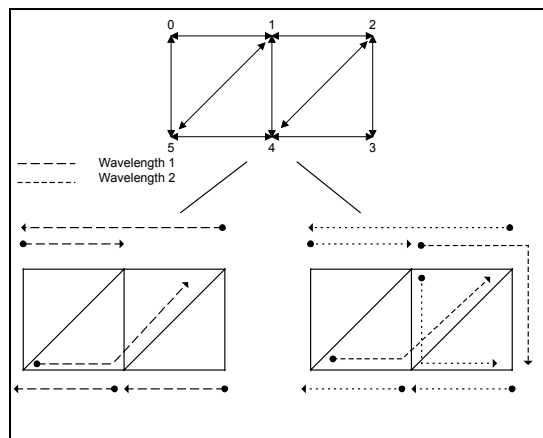


Fig. 4.4: Grau virtual “2”.

Na figura 4.4 os comprimentos de onda são mostrados separados, como sub-redes, para melhor visualização. Por exemplo, há dois caminhos ópticos paralelos do nó 0 para o nó 1, implicando em $b_{011}=1$ e $b_{012}=1$.

Na figura 4.5(a) nós observamos o número mínimo de comprimentos de onda obtidos em função do grau virtual e comparamos com o *lower bound* deste número, valor obtido teoricamente de [6] e dado por $W \geq \lceil \Delta / \delta_p \rceil$, onde Δ é o grau virtual e δ_p é o grau físico da rede.

Se o número de comprimentos de onda disponíveis for menor que o número mínimo requerido, W_{min} , então a solução não é viável. Na figura 4.5(b) nós observamos a eficiência da re-otimização para eliminar os ciclos da rede e encontrar caminhos mais curtos para os caminhos ópticos, diminuindo significamente o número de *hops* físicos na rede.

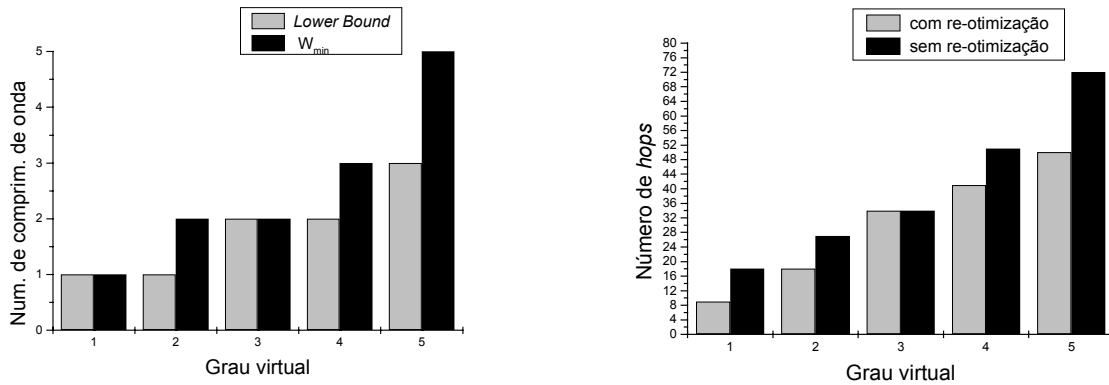


Fig.4.5 (a) Comparação entre o *lower bound* e o número de comprimentos de onda achados pela heurística. **(b)** Número de *hops* com e sem a re-otimização proposta.

Todos os resultados, incluindo a máxima carga numa fibra, são sumarizados na tabela abaixo:

Tabela 4.4. Resultados para a rede de 6 nós

Δ_i	L	W_{min}	HL	HL/O
1	1	1	9	18
2	2	2	18	27
3	2	2	32	34
4	3	3	41	51
5	4	5	50	72

Onde:

- Δ_i : Grau virtual
- L : Carga máxima em um link de fibra
- W_{min} : Número mínimo de comprimentos de ondas necessários
- HL : Número total de *hops* físicos com reotimização
- HL/O : número total de *hops* físicos sem reotimização.

4.4.1 Resultados numéricos para uma rede de grande dimensão (rede hipotética brasileira)

Nesta seção, nós mostramos os resultados obtidos para uma rede de grande dimensão. A chamada rede hipotética brasileira, que tem 12 nós e 20 pares de *links* físicos unidirecionais, cada nó é equipado com OXC. A matriz de tráfego foi gerada aleatoriamente de uma distribuição uniforme entre 0 e 1.

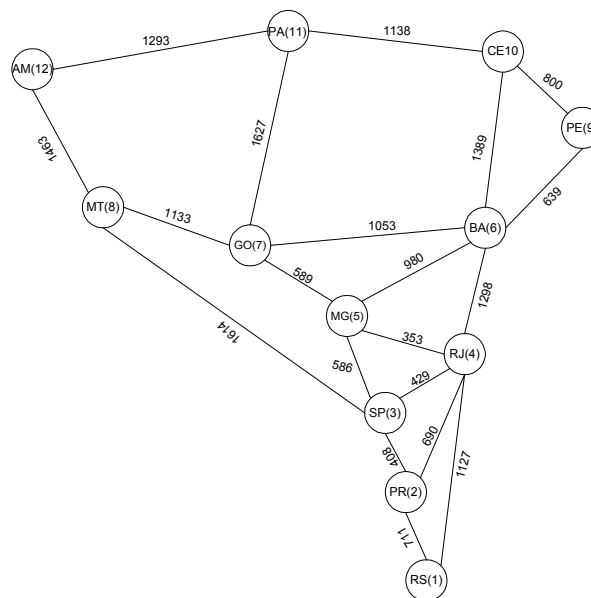


Fig. 4.6 Rede hipotética brasileira

Tabela 4.5 Matriz de tráfego para a rede hipotética brasileira

	0.92	0.13	0.84	0.3	0.49	0.83	0.17	0.28	0.52	0.41	0.32
0.23		0.2	0.52	0.29	0.89	0.56	0.97	0.46	0.64	0.3	0.96
0.6	0.17		0.2	0.19	0.82	0.37	0.27	0.06	0.2	0.87	0.72
0.48	0.4	0.6		0.68	0.64	0.7	0.25	0.98	0.37	0.01	0.41
0.89	0.93	0.27	0.83		0.81	0.54	0.87	0.58	0.78	0.76	0.74
0.76	0.91	0.19	0.01	0.54		0.44	0.73	0.42	0.68	0.97	0.26
0.45	0.41	0.01	0.68	0.15	0.34		0.13	0.51	0.46	0.99	0.43
0.01	0.89	0.74	0.37	0.69	0.28	0.62		0.33	0.56	0.78	0.93
0.82	0.05	0.44	0.83	0.37	0.34	0.79	0.89		0.79	0.43	0.68
0.44	0.35	0.93	0.5	0.86	0.53	0.95	0.19	0.22		0.49	0.21
0.61	0.81	0.46	0.7	0.85	0.72	0.52	0.29	0.57	0.6		0.83
0.79	0.01	0.41	0.42	0.59	0.3	0.88	0.66	0.76	0.05	0.64	

A simulação da estratégia proposta para redes de grande dimensão é importante, pois mostra sua eficiência em amenizar a complexidade do problema. Note que a complexidade do VTD é bloqueada devida a heurística HVTD, a complexidade do passo 3 do PTD é bloqueada devido a re-otimização com mínimo número de *hops* (o programa enxergará apenas caminhos mais curtos). O tempo de simulação ainda é um gargalo, saindo da escala de centésimos de segundo, no passo 2, pois a minimização da carga acarreta tempos de simulação na casa de dezenas de minutos para a rede de grande dimensão em estudo. Entretanto, mesmo essa complexidade pode ser aliviada se resolvermos os passos 2 e 3 juntamente (função multiobjetivo), desde que sejam atribuídos pesos adequados a cada função objetivo (no caso em estudo carga e número de *hops*).

Tabela 4.6 Resultados para a rede hipotética brasileira

Δ_l	L	W_{min}	HL
1	1	1	32
2	2	2	52
3	3	3	78
4	4	4	104
5	4	4	130
6	5	5	147

4.5) Comentários e conclusões

Neste capítulo nós propomos uma estratégia iterativa através de Programação Linear Inteira Mista para resolver os problemas de projeto da topologia virtual e topologia física das redes ópticas de forma integrada. Algumas formulações podem ser trocadas por heurísticas convenientes de maneira a diminuir a complexidade computacional.

A solução do problema VTD gera uma requisição para um conjunto de caminhos que devem ser roteados na topologia física. Estes caminhos ópticos serão roteados de maneira a minimizar a máxima carga permitida em uma fibra. No entanto, isto pode gerar ciclos na rede.

Esses ciclos podem ser eliminadas por re-otimização da solução com uma nova função objetivo no PTD: o mínimo número de *hops*, com o mínimo valor da carga máxima obtida no critério de otimização anterior. A fase final é a alocação de comprimentos de onda para os caminhos ópticos. A estratégia foi apresentada e testada para dois cenários de rede. No entanto, ela não considera qualquer tipo de conversão de comprimento de onda na rede.

Capítulo 5

Topologia Virtual e Topologia Física de Redes Ópticas: Recursos de conversão de comprimento de onda

Neste capítulo estudam-se propostas para resolver o RWA (PTD) com recursos de conversão de comprimento de onda. A motivação de pesquisa deste capítulo foi à melhora da eficiência da rede com o uso de conversores, o que é bem conhecido na literatura. No entanto, nossas contribuições são duas formulações inéditas para o problema. Uma considerando qualquer tipo de conversão na rede, apenas com restrições lineares [29]. Isto é importante, pois pode-se chegar a solução ótima do problema de maneira tratável computacionalmente, pelo menos para redes de pequenas dimensões. A outra é uma formulação/estratégia considerando o número de conversores da rede [25], isto é fundamental, pois este número define a viabilidade econômica do projeto da rede.

5.1. Roteamento e Alocação de Comprimento de Onda-RWA.

Para um melhor entendimento deste capítulo, faremos inicialmente uma descrição mais detalhada do problema RWA [12], que é equivalente ao PTD visto no capítulo anterior.

Um caminho óptico define uma conexão em uma rede WDM, podendo passar por diversas fibras. Se a rede não possui conversores de comprimento de onda, então um caminho óptico deve ter sempre o mesmo comprimento de onda em todos os *links* de fibra por qual passar. Esta propriedade é chamada restrição de continuidade de comprimento de onda e é abordada em diversos artigos da literatura [7], [12].

Dado um conjunto de requisições, o problema de configurar caminhos ópticos através do roteamento e coloração destes caminhos é chamado de RWA. Tipicamente, as requisições podem ser de três tipos: estáticas, incrementais ou dinâmicas. Neste capítulo, nos limitaremos às estáticas.

Com o tráfego estático, todo o conjunto de requisições são conhecidas com antecedência e o problema se restringe a estabelecer os caminhos ópticos para essas requisições de uma maneira global enquanto se minimiza o uso de recursos da rede, como por exemplo a carga e o número de

comprimentos de onda (como visto no capítulo anterior) ou o número de fibras da rede. Outra alternativa é tentar estabelecer o número máximo dessas requisições dado um conjunto fixo de comprimentos de onda disponíveis. O RWA para o caso estático é também conhecido como *Static Lightpath Establishment-SLE* [12].

Um ponto importante no problema RWA, é que o desempenho das redes WDM pode ser melhorado se os nós intermediários da rede possuem recursos de conversão de comprimento de onda [13], [21], [22]. Uma rede que suporta conversão plena em todos os nós (conversão ubíqua) é funcionalmente equivalente a uma rede comutada por circuito. Ou seja, a requisição de caminhos ópticos é rejeitada somente quando não há capacidade disponível no caminho. No entanto, em muitos casos, não é viável economicamente ter recursos de conversão em todos os nós, pois conversores são caros; mas sim ter alguns nós com recursos de conversão. Então, as questões são: (1) Quantos nós de uma rede devem ter capacidade de conversão? (2) Onde estes conversores devem ser localizados na rede? (3) Qual o tipo de conversão o nó deve ter? (4) Quantos conversores devem um nó ter?

Neste capítulo nós focalizamos o trabalho nessas questões. Enquanto a prévia literatura considera as questões (1), (2) e (3) [12]-[13]. Nós propomos uma nova formulação para a questão (3), que permite fazer qualquer tipo de conversão (total ou parcial, esparsa ou ubíqua) na rede óptica. Além disso, propomos uma inédita formulação que tenta responder a questão (4), já que o número de conversores de comprimento de onda define a viabilidade econômica do projeto. A próxima seção descreve como consideramos estes aspectos através de uma proposta de formulação matemática mais geral para o RWA-estático.

5.2. Formulação Matemática para o RWA com recursos de conversão

Se as restrições de continuidade de comprimento de onda, do subproblema de coloração, forem eliminadas, ou pelo menos aliviadas com o uso de conversores, o desempenho da rede em termos de estabelecimento de conexões melhora. Para permitir esse recurso nós definimos dois novos conjuntos e duas novas variáveis para a formulação matemática no PTD:

- Conjunto $C_l(\zeta)$: Conjunto de comprimento de ondas em que ζ podem ser convertidos no nó l .
- Conjunto $D_l(\zeta)$: Conjunto de comprimentos de onda que podem ser convertidos para ζ pelo nó l .

- $c_{ij\zeta}$ = Numero de caminhos ópticos entre os nós i e j que iniciam no comprimento de onda ζ para $\zeta = 1, 2, 3, \dots, W$.
- $d_{ij\zeta}$ = Numero de caminhos entre os nós i e j que finalizam no comprimento de onda ζ para $\zeta = 1, 2, 3, \dots, W$.

Agora, substituindo as equações (4.14)-(4.17), pelas equações (5.1)-(5.5) a seguir, nós obteremos uma nova formulação linear com recursos de qualquer tipo de conversão.

- Restrições no PTD para qualquer tipo de conversão:

$$\sum_n p_{in\zeta}^{ij} = c_{ij\zeta} \tag{5.1}$$

$$\sum_m p_{mj\zeta}^{ij} = d_{ij\zeta} \tag{5.2}$$

$$\sum_{\zeta} c_{ij\zeta} = \sum_{\zeta} d_{ij\zeta} = b_{ij} \tag{5.3}$$

- As restrições acima permitem que um caminho óptico seja iniciado em um comprimento de onda ζ , e finalizado em outro comprimento de onda.

$$\sum_m p_{ml\zeta}^{ij} \leq \sum_n \sum_{t \in C_l(\zeta)} p_{ln\zeta}^{ij} \tag{5.4}$$

$$\sum_n p_{ln\zeta}^{ij} \leq \sum_m \sum_{t \in D_l(\zeta)} p_{mt\zeta}^{ij} \tag{5.5}$$

- As restrições acima permitem diversos tipos de conversão em um nó intermediário, explanadas a seguir.

Int $p_{mn\zeta}^{ij}$, $c_{ij\zeta}$, $d_{ij\zeta}$.

5.2.1. Explanação de (5.4) e (5.5).

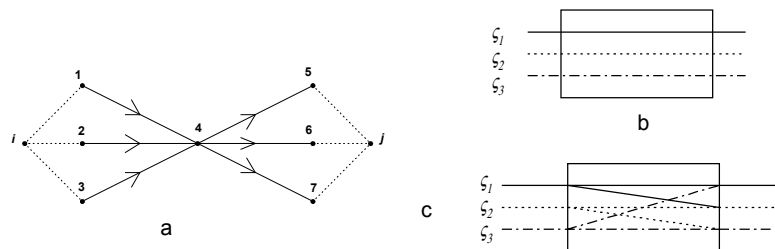


Figura 5.1(a) Links físicos opcionais (hipotéticos) que chegam e deixam o nó 4 para um caminho óptico de i para j , **(b)** Sem conversão **(c)** conversão parcial.

Em um nó com recursos de conversão, as equações (5.4) e (5.5) garantem que um comprimento de onda que chega no nó l na cor ζ pode ser convertido para outro comprimento de onda de acordo com a definição dos conjuntos $C_l(\zeta)$ e $D_l(\zeta)$. Observe que se nenhuma conversão é permitida no nó $l=4$ (fig. 5.1b), então $C_l(\zeta)=D_l(\zeta) = \{\zeta\}$, logo para $\zeta = \zeta_1, \zeta_2, \zeta_3$, teremos (5.4) e (5.5) como:

$$\sum_m p_{ml\zeta}^{ij} \leq \sum_n \sum_{t \in C_l(\zeta)} p_{mli}^{jt} = \sum_m p_{ml\zeta}^{ij} \leq \sum_n p_{ln\zeta}^{ij}$$

e

$$\sum_n p_{ln\zeta}^{ij} \leq \sum_m \sum_{t \in D_l(\zeta)} p_{mli}^{jt} = \sum_n p_{ln\zeta}^{ij} \leq \sum_m p_{ml\zeta}^{ij}$$

Implicando em:

$$\sum_n p_{ln\zeta}^{ij} = \sum_m p_{ml\zeta}^{ij}.$$

Esta última igualdade, equivalente a (4.14), expressa a conservação de fluxo de ζ -coloridos caminhos pelo nó l , que é válida quando nenhuma conversão é permitida.

Agora, com conversão parcial no nó $l=4$, como ilustrado pela fig. 5.1(c), temos $C_4(\zeta_1)=\{\zeta_1, \zeta_2\}$, $D_4(\zeta_1)=\{\zeta_1, \zeta_3\}$. $C_4(\zeta_2)=\{\zeta_2, \zeta_3\}$, $D_4(\zeta_2)=\{\zeta_1, \zeta_2\}$ e $C_4(\zeta_3)=\{\zeta_1, \zeta_3\}$, $D_4(\zeta_3)=\{\zeta_2, \zeta_3\}$. Aplicando 5.4 e 5.5, obtemos:

$$\begin{aligned} \Rightarrow p_{14\zeta_1}^{ij} + p_{24\zeta_1}^{ij} + p_{34\zeta_1}^{ij} &= p_{45\zeta_1}^{ij} + p_{46\zeta_1}^{ij} + p_{47\zeta_1}^{ij} + p_{45\zeta_2}^{ij} + p_{46\zeta_2}^{ij} + p_{47\zeta_2}^{ij} \\ \Rightarrow p_{14\zeta_2}^{ij} + p_{24\zeta_2}^{ij} + p_{34\zeta_2}^{ij} &= p_{45\zeta_2}^{ij} + p_{46\zeta_2}^{ij} + p_{47\zeta_2}^{ij} + p_{45\zeta_3}^{ij} + p_{46\zeta_3}^{ij} + p_{47\zeta_3}^{ij} \\ \Rightarrow p_{14\zeta_3}^{ij} + p_{24\zeta_3}^{ij} + p_{34\zeta_3}^{ij} &= p_{45\zeta_3}^{ij} + p_{46\zeta_3}^{ij} + p_{47\zeta_3}^{ij} + p_{45\zeta_1}^{ij} + p_{46\zeta_1}^{ij} + p_{47\zeta_1}^{ij} \end{aligned}$$

Pelos exemplos acima constatamos que a definição dos conjuntos $C_l(\zeta)$ e $D_l(\zeta)$, em cada nó l , permitem qualquer tipo de conversão na rede: parcial ou total, esparsa ou ubíqua etc.

5.3) Número limitado de conversores

Note que as formulações anteriores permitem que um grande número de conversores estejam disponíveis em cada nó da rede, por exemplo: Se tivermos uma rede com grau físico de saída δ_p e \mathcal{W} comprimentos de onda, o número de conversores de comprimentos de onda disponíveis que a formulação considera é $\mathcal{W} \cdot \delta_p$. No entanto, em redes reais este número define a viabilidade econômica do projeto. Nesta seção descrevemos uma nova estratégia/formulação matemática para o RWA

considerando este aspecto. A proposta é modificar a formulação para que ela permita um número limitado de conversores de comprimento de onda.

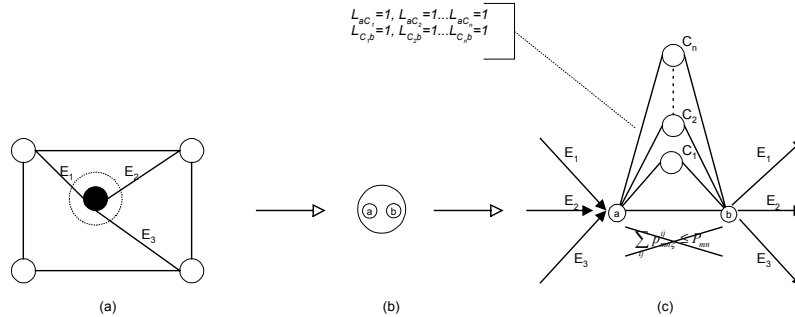


Figure 5.2. (a) grafo original, nó escuro (com recursos de conversão) e arcos bidirecionais E_1, E_2 e E_3 , (b) nó escuro é dividido em dois nós (a e b), (c) Um grafo auxiliar com nós auxiliares a, b e c . Onde a é entrada de arcos, b é saída de arcos e c é um nó auxiliar que representa um conversor.

Na figura 5.2, de maneira a permitir a especificação de um número limitado conversores, um nó com recursos de conversão é dividido em dois nós auxiliares a e b . Depois, é criado um arco unidirecional $a-b$. Logo, se nós desejamos ter um conversor, então criamos mais um nó auxiliar c_1 e mais dois arcos auxiliares $a-c_1$ e c_1-b . Se nós gostaríamos de ter dois conversores, criamos mais um nó auxiliar c_2 e mais dois arcos auxiliares $a-c_2$ e c_2-b e assim por diante. Note que no grafo auxiliar as restrições nos arcos “de” ou “para” c_i têm carga $L=1$ e arcos de a para b não têm as tradicionais restrições de *clash*. Logo (4.13) e (4.18) devem ser trocadas por outras restrições, mais adequadas à proposta. Estas duas novas restrições são descritas a seguir.

5.3.1 Grafo auxiliar (novas restrições)

Na figura 5.2, a, b e c_i denotam nós do grafo auxiliar (para estabelecer o número de conversores N_c com $i=1,2,\dots,N_c$). Logo, se o grafo auxiliar é feito, isto é, especificamos um número limitado de conversores. Então, nós trocamos as restrições (4.13) e (4.18) pelas seguintes inequações:

$$\sum_{ij} p_{mn}^{ij} \leq \begin{cases} L \cdot P_{mn} & \text{para (link } m-n) \neq (\text{link } a-c_i) \text{ ou } \neq (\text{link } c_i-b) \\ 1 & \text{para (link } m-n) = (\text{link } a-c_i) \text{ ou } = (\text{link } c_i-b) \end{cases} \quad (5.6)$$

$$\sum_{ij} p_{mn\zeta}^{ij} \leq P_{mn} \quad \text{para (link } m-n) \neq (\text{link } a-b) \quad (5.7)$$

5.3.2 Complexidade

Na formulação com grafo auxiliar, baseado na estratégia da fig. 5.2, com conversão esparsa em um nó, o número de nós cresce de N para $N+2$, com adição de 1 conversor. O número de nós cresce de N para $N+3$ com adição de 2 conversores e assim por diante. Logo, o número de nós cresce de N para $N+N_c+1$ nós, quando N_c conversores são adicionados a um nó da rede. De maneira similar, o número de *links* E cresce de E para $E+3$, com adição de 1 conversor, de E para $E+5$ com adição de 2 conversores e assim por diante. Logo, o número de *links* cresce de E para $E+3+2(N_c-1)$ quando N_c conversores são colocados em um nó da rede. Se o mesmo número de conversores são colocados em todos os N nós da rede, então o número de nós da formulação cresce de N para $2.N+(N.N_c)$ e o número de *links* cresce de E para $E+N.(1+2.N_c)$. A formulação matemática do RWA vista no capítulo anterior cresce com $O(N^2.E.W)$, onde há W comprimentos de onda. Logo, a estratégia se torna crítica computacionalmente para análise de escalabilidade em redes de grande dimensão. Entretanto, na prática o custo do projeto de redes ópticas é minimizado quando o mínimo, mas necessário, número de conversores é usado no RWA [20].

5.3.3 Nova função objetivo.

Resolvemos o PTD, com as modificações propostas neste capítulo e com uma nova função objetivo (5.8) $\text{Max} \sum_{ij} b_{ij}$. O objetivo agora é maximizar o número de conexões que podem ser estabelecidas. Ou seja, após resolver o VTD (como vimos no capítulo anterior) obtemos uma certa matriz de conexões virtuais, os K_{ij} , o objetivo aqui é maximizar o número dessas conexões que podem ser roteadas (estabelecidas) na rede. Então, nesta seção resolveremos apenas o PTD, os K_{ij} serão dados de entrada, ou seja, a matriz de tráfego em termos de caminhos ópticos.

A escolha dessa nova função objetivo é justificável porque assim podemos ver melhor os efeitos do uso de recursos de conversão na rede óptica. No entanto, uma nova restrição deve ser adicionada ao problema:

$$b_{ij} \leq K_{ij} \quad (5.9)$$

Enfim, para melhor compreensão deste capítulo, a nova formulação matemática, utilizando o grafo auxiliar, para o RWA com recursos de qualquer tipo de conversão e número limitados de conversores é resumida no quadro a seguir.

- Objetivo:

Maximize: $\sum_i \sum_j b_{ij}$

O objetivo é maximizar o número de conexões que podem ser estabelecidas de uma dada matriz de tráfego

- Roteamento na topologia física p_{mn}^{ij} :

$$\sum_m p_{mk}^{ij} = \sum_n p_{kn}^{ij}, \quad \text{if } k \neq i, j$$

$$\sum_n p_{in}^{ij} = b_{ij}$$

$$\sum_m p_{mj}^{ij} = b_{ij}$$

$$\sum_{ij} p_{mn}^{ij} \leq \begin{cases} L \cdot P_{mn} & \text{para (link } m-n) \neq (\text{link } a-c_i) \text{ ou } \neq (\text{link } c_i-b) \\ 1 & \text{para (link } m-n) = (\text{link } a-c_i) \text{ ou } = (\text{link } c_i-b) \end{cases}$$

$$b_{ij} \leq K_{ij}$$

Estas restrições permitem que a demanda de uma fonte para um destino seja satisfeita com as modificações necessárias no grafo auxiliar.

 - Coloração com recursos de conversão

$$\sum_n p_{in\zeta}^{ij} = c_{ij\zeta}$$

$$\sum_m p_{mj\zeta}^{ij} = d_{ij\zeta}$$

$$\sum_{\zeta} c_{ij\zeta} = \sum_{\zeta} d_{ij\zeta} = b_{ij}$$

Estas restrições permitem que um caminho óptico iniciado no comprimento de onda ζ seja finalizado em outro comprimento de onda.

$$\sum_m p_{ml\zeta}^{ij} \leq \sum_n \sum_{t \in C_l(\zeta)} p_{ln\zeta}^{ij} \quad \text{if } l \neq i, j$$

$$\sum_n p_{ln\zeta}^{ij} \leq \sum_m \sum_{t \in D_l(\zeta)} p_{ml\zeta}^{ij} \quad \text{if } l \neq i, j$$

Estas restrições permitem qualquer tipo de conversão nos nós intermediários $c_l=l$ do grafo auxiliar.

$$\sum_{\zeta} p_{mn\zeta}^{ij} = p_{mn}^{ij}$$

$$\sum_{ij} p_{mn\zeta}^{ij} \leq P_{mn} \quad \text{for (link } m-n) \neq (\text{link } a-b)$$

Essas restrições são usadas no grafo auxiliar para limitar o número de conversores.

Int $b_{ij}, p_{mn}^{ij}, c_{ij\zeta}, d_{ij\zeta}$ **Bin** $p_{mn\zeta}^{ij}$

5.4 Simulações

Supor recursos de conversão em todos os nós com ilimitado número de conversores em cada nó da rede pode não ser viável economicamente. Nesta seção, observamos os resultados da estratégia proposta nas seções anteriores.

5.4.1 Análise de complexidade da formulação com grafo auxiliar

1) Um exemplo simples:

Para a rede de 6 nós da Fig. 5.3 abaixo, com matriz de tráfego K_{ij} dada por 5.3 (c) veremos o custo computacional associado a estratégia que propomos.

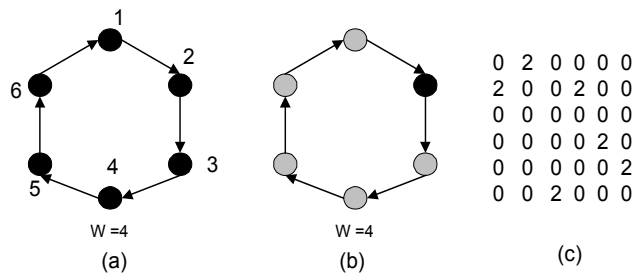


Fig. 5.3. (a) e (b): dois anéis unidirecionais (sentido horário). Nós escuros-conversão. Nós claros-sem conversão **(c)** Matriz de tráfego K_{ij} : (12 conexões).

Tabela 5.1: Custo computacional da estratégia

Anel	Nc	Node cost computacional	Link cost computacional	Conexões estabelecidas
(b)	1	8	9	11
	2	9	11	12
	3	10	13	12
	4	11	15	12
(a)	1	18	24	12
	2	24	36	12
	3	30	48	12
	4	36	60	12

Senso Nr é o número de nós com recursos de conversão. Observe na tabela 5.1 que com aplicação da formulação/estratégia com $N_c=2$ em um nó, fig. 5.3(b), nós iremos obter as 12 conexões requisitadas, o que prova a eficiência e economia da formulação. Note também na tabela 5.1, que com o grafo auxiliar, o custo computacional incrementa, ver subseção 5.3.2, e é dado por: Node cost:= $N+N_r(1+N)$, Link cost:= $E+N_r(1+2.N)$.

5.4.2) Simulação para uma topologia emaranhada

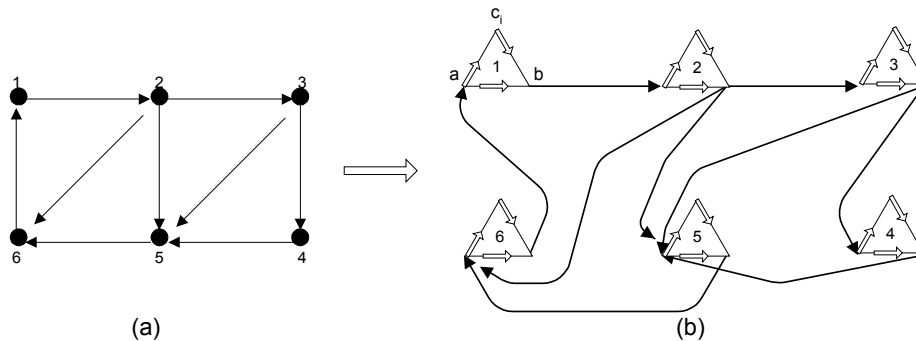


Figure 5.4: (a) 6 nodes-mesh topology (b) grafo auxiliar para 6 node-mesh topology.

Usar a estratégia proposta, de forma exaustiva, enumerando todas as possíveis maneiras de alocar número de conversores na rede não é eficiente até para redes de pequenas dimensões. Nesta seção, nós propomos simulações da seguinte maneira:

1. Permitir conversão em todo os nós da rede com o grafo original. Aplicar a formulação tradicional e observar o máximo número de conexões estabelecidas de acordo com a função objetivo (5.8). Desta maneira, o RWA supõe que todos os nós têm um ilimitado/grande número de conversores, de acordo com o grau físico de saída de cada nó. Por exemplo, em um nó com grau físico de saída δ_p e W comprimentos de onda, o número de conversores N_c permitidos será $N_c = W \cdot \delta_p$ (como isto é aplicado para todos os nós, temos conversão ubíqua). Este passo serve apenas para comparação.
2. Usando o grafo auxiliar (estrategia proposta), colocar $N_c=1$ em todos os nós da rede. Aplicar a formulação modificada e verificar o número de conexões estabelecidas.
3. Se o número de conexões estabelecidos no passo anterior não é igual ao número obtido no passo 1, retorne para o passo 2 com $N_c=2$, caso contrário pare. E assim por diante.

Observe que quando nós usamos o grafo auxiliar, as conexões sempre têm origem no nó auxiliar “b” e sempre finalizam no nó auxiliar “a”. Por exemplo, (fig. 5.4b), conexões que são iniciadas no nó “1” no grafo original, são iniciadas no nó “b” no grafo auxiliar. Conexões que são finalizadas no nó “1” no grafo original são finalizadas no nó “a” no grafo auxiliar.

Tabela 5.2: Matriz de tráfego para a topologia física da fig. 5.4

0	0	0	0	0	0
0	0	3	3	0	7
0	0	0	0	7	0
0	0	0	0	3	0
3	0	0	0	0	0
0	0	0	0	3	0

5.4.2) Resultados numéricos para 6 node-mesh topology

Simulações foram realizadas para observar o desempenho da rede com a estratégia proposta Usando a rede da figura 5.4 e matriz de tráfego dada pela tabela 5.2. O número total de conexões requisitadas é 29. Os resultados com Programação Linear Inteira são mostrados na tabela 5.3 para os casos de 1) Nenhuma conversão/grafos original. 2) Conversão total com $N_c=1$ /grafos auxiliar e 3) Conversão esparsa/grafos auxiliar com um ou dois nós com $N_c=1$.

Tabela 5.3: Caminhos ópticos estabelecidos x comprimento de onda

Número de caminhos ópticos estabelecidos									
W	1) Sem Conversão	2) Conversão	3) Conversão esparsa						
	$N_c=0$, for all nodes	$N_c=1$, for all nodes	Node	1	2	3	4	5	6
2	10	11	Nc	1	0	0	0	0	0
			11						
3	15	16	Nc	1	0	0	0	0	0
			16						
4	20	22	Nc	1	1	0	0	0	0
			22						
5	25	27	Nc	1	1	0	0	0	0
			27						
6	28	29	Nc	1	0	0	0	0	0
			29						

Na tabela 5.3, o número de conexões com $N_c = 1$ em todos os nós é o mesmo do número obtido com conversão ubíqua com N_c ilimitado, para todos os planos de comprimento de onda. Logo, esta última não é mostrada e o passo 2 é rodado apenas uma vez para cada plano. Entretanto, uma estratégia mais eficiente é colocar conversores apenas em um ou alguns nós da rede (conversão esparsa). Neste caso a ordem de alocação de conversores é a seguinte: primeiro um conversor é colocado no nó 1; se o número de conexões estabelecidas não é o mesmo do caso com conversão ubíqua com $N_c=1$ então outro conversor é colocado, mas no nó 2. E assim por diante. Observe ainda na tabela 5.3 que com conversão esparsa, para $W=2$, $W=3$ e $W=6$, com somente 1 conversor no nó 1 nós iremos obter o mesmo número de conexões de $N_c=1$ em todos os nós. E para $W=4$ e $W=5$ com 2 conversores: um conversor no nó 1 e um conversor no nó 2, nós iremos estabelecer o mesmo número de conexões de $N_c=1$ em todos os nós também. Entretanto, para $W=4$ e $W=5$, se temos apenas um conversor no nó 1, nós iremos estabelecer 21 e 26 conexões, respectivamente. Logo, nestes últimos casos o número total de conexões possíveis para estes planos de comprimento de onda não poderão ser estabelecidas.

Diante do exposto concluímos que a estratégia proposta pode ser usada para guiar a localização de conversores no projeto da rede com RWA, usando o mínimo número desses conversores, como visto na Fig. 5.5 a seguir.

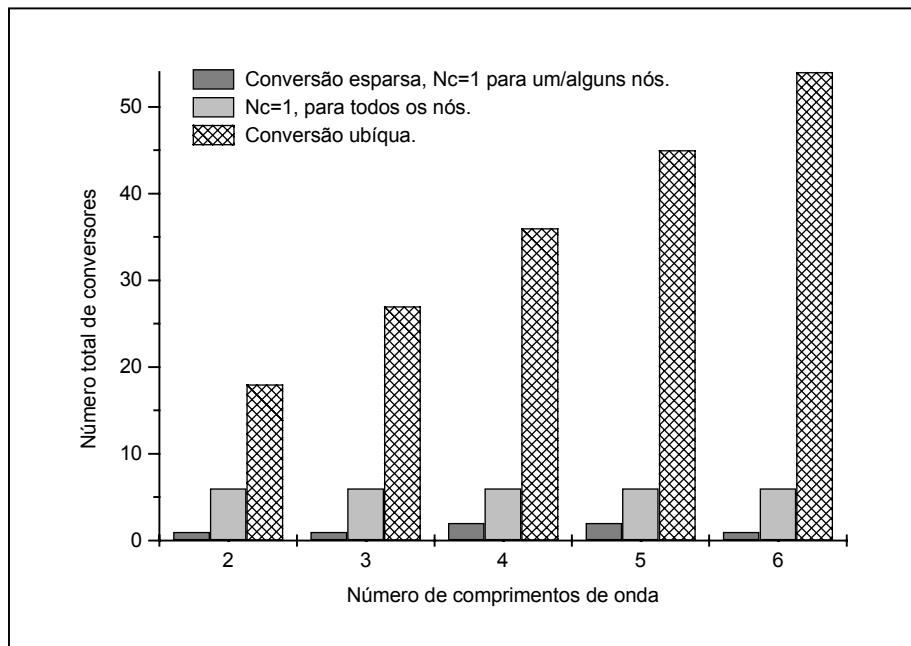


Fig. 5.5. Número total de conversores.

5.4.3 Alguns comentários:

Modelos com programação linear inteira (ILP) são populares na literatura, pois eles permitem a descrição formal dos problemas. Na prática, entretanto, escalabilidade para redes com dezenas de nós e centenas de demandas surgem constantemente. Em muitos casos os ILP's são computacionalmente. A complexidade de nossa estratégia com número limitado de conversores cresce como demonstrado na subsecção 5.3.2 Na rede de 6-nós da fig 5.4, nossa estratégia com grafo auxiliar encontra a solução em 5 segundos, em média, usando o software de otimização CPLEX[®] num Intel Pentium IV/1.6Ghz. Entretanto, em uma rede de grande dimensão como a NSFNET com matriz de tráfego dada por [26] ou a rede hipotética brasileira do capítulo anterior, com $N_c=1$ em todos os nós, nossa estratégia excede a restrição de memória da CPU. Então, deverão ser desenvolvidas heurísticas para encontrar soluções de problemas normalmente encontrados na prática.

5.5 Conclusões

Neste capítulo nós caracterizamos a solução do problema PTD/RWA com alocação de número de conversores e tipos de conversão.

A formulação/estratégia proposta neste capítulo tem um significativo impacto no tradicional problema RWA. Primeiro, ela pode socorrer no entendimento da relação entre número de comprimentos de onda requeridos e número de conversores. Segundo, ela pode ser usada para ajudar no problema de localização de conversores na rede. Terceiro, a formulação permite que qualquer tipo de conversão possa ser feita nos nós intermediários da rede com restrições lineares. Isto é obtido pelas restrições (inequações) mais gerais (5.4) e (5.5).

Capítulo 6

Estratégias para Maximizar a Capacidade Aberta de Redes Ópticas- Parte I-Otimização no RWA estático.

Apesar de toda a complexidade das estratégias utilizadas nos dois capítulos anteriores, elas só servem para obter a melhor solução estática. Para o atendimento dinâmico que reconfigure a rede para adaptá-la em tempo real a mudanças imprevisíveis na demanda de tráfego, o modelo de planejamento deve ser capaz de propor soluções que preservem a capacidade da rede para atender as demandas futuras, imprevistas, seja em função de falhas em nós ou links, seja em função da natureza intermitente do próprio tráfego auto-similar gerado pela Internet. Para este propósito nós propomos neste capítulo uma “*loose topology*” [26], [30].

6.1 Definição de *Loose Topology*

A tradicional modelagem de tráfego estatístico, para voz, tem sido modificada para descrever uma nova realidade, em que os fluxos são menos regulares e cada vez mais independentes de distâncias geográficas. Para esta realidade, a tecnologia WDM tem sido adotada com sucesso em redes regionais e metropolitanas, nas quais os fluxos são menos agregados e mais “sensíveis” a aplicações de banda-larga. [14], [15].

O conceito de tráfego estático nas redes tem se mostrado limitado, desde que ele não é adequado para caracterizar essas novas aplicações. Então, as pesquisas tendem a ser focalizadas no planejamento de redes com vistas à transição de uma demanda estática para uma demanda dinâmica. O modelo estático *Optical Transport Network* (OTN) já está bem definido pelos principais órgãos de padronização, enquanto que o novo modelo conhecido como *Automatic Switched Optical Network* (ASON) está sob desenvolvimento. A característica principal do ASON é a habilidade para acomodar requisições de conexões de forma *on-line*. A operação do sistema deve permitir a ativação/desativação de caminhos ópticos em tempo real [18].

Apesar da atual crise do setor de telecomunicações, esta mudança de paradigma de um modelo (OTN) para (ASON) será provavelmente irreversível.

Entretanto, esta mudança deve ocorrer de forma gradual de maneira a preservar os investimentos das operadoras de redes. Apesar do sistema ASON ter perspectivas de controle e gerenciamento fáceis, os sistemas OTN já instalados e a capacidade existente de uma operadora provavelmente não mudarão em um curto espaço de tempo. Nesta transição os tráfegos estático e dinâmico irão coexistir e compartilhar a mesma infra-estrutura de rede WDM. Essa infra-estrutura foi originalmente planejada e otimizada de maneira a dar suporte a um tráfego inicialmente estático, como foi visto nos dois capítulos anteriores, de acordo com o sistema OTN. Então, uma questão interessante é: Como os caminhos ópticos podem ser providos em uma rede WDM com o modelo ASON sem interromper ou reconfigurar as conexões originais estáticas (caminhos ópticos já estabelecidos com o modelo OTN)?

De maneira a prover uma resposta para esta questão, neste capítulo nós propomos estudos de estratégias para maximizar a capacidade aberta de redes ópticas, sob uma perspectiva particular, em que novas requisições de conexões *on-line* são geradas como uma expansão do tráfego estático original. Obviamente, a operadora poderia superdimensionar a rede no planejamento inicial. Entretanto, isso seria uma alternativa para soluções que consideram o “pior caso”, muitas vezes não viável economicamente. O ponto chave da nossa proposta é fazer otimizações iniciais que permitam aumentar a capacidade aberta da rede para futuras requisições, sem nenhum super-dimensionamento inicial. Esta proposta é a definida como “loose topology”:

“Uma topologia multi-cliente que deve acomodar os tráfegos estático e dinâmico. Todos os comprimentos de onda disponíveis podem ser usados para resolver o RWA da demanda estática. Os comprimentos de ondas são então re-usados para configurar caminhos ópticos adaptativamente para uma demanda de tráfego futuro dinâmico”

6.2. Justificativa

No caso estático a formulação clássica através de Programação Linear Inteira leva em conta a topologia física da rede, mas não tenta otimizar a configuração dos caminhos ópticos para futuras requisições de caminhos ópticos. A fonte e destino de caminhos ópticos serve como ingresso e egresso, respectivamente de futuras requisições. Se o roteamento configura esses caminhos ópticos na rede através de métodos tradicionais (p.ex. caminho mais curto), algumas requisições futuras podem ser bloqueadas. Nós ilustramos isto com um simples exemplo (*Kodialam* [17]). Considere a

rede da Fig. 6.1. Os nós escuros representam fonte e destino de caminhos ópticos e o nó claro representa um nó intermediário (nó 5). Cada link suporta dois comprimentos de onda, ζ_1 e ζ_2 . Há três potenciais pares fonte-destino (1,2), (1,3) e (4,3). Primeiro surge uma requisição de comprimento de onda para o par (4,3). Assumimos que essa demanda é roteada no comprimento de onda ζ_1 . Depois surge uma requisição para o par (1,2). Note que para esta demanda pode ser alocado o comprimento de onda ζ_1 ou ζ_2 . Se roteamento com *caminho mais curto* é usado, então as opções aparentam ser semelhantes. Entretanto, se ζ_2 é usado para esta demanda, os nós 1 e 3 ficariam desconectados (assumindo que não há capacidade de conversão de comprimento de onda no nó 5). Logo, é melhor usar ζ_1 para rotear esta demanda. O ponto chave que nós queremos mostrar com este exemplo é: – “*Há algumas rotas/alocações que interferem em potenciais futuras demandas mais que outras*”. Logo, é melhor rotear por caminhos e fazer alocações que minimizem a interferência ou maximize a capacidade aberta entre todos os futuros possíveis pares fonte-destino.

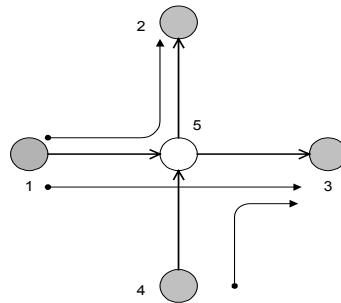


Fig. 6.1. Exemplo Ilustrativo

6.3 RWA em Redes Ópticas com modelo ASON

Como visto nos capítulos anteriores (4 e 5), para se estabelecer uma conexão óptica, o projetista da rede será o encarregado de procurar e disponibilizar uma rota e um comprimento de onda conveniente para cada enlace desta rota. Esta última tarefa corresponderá não apenas à alocação de um comprimento de onda disponível para a conexão, mas também à sintonia dos *lasers* transmissores e receptores das estações de acesso à rede ao comprimento de onda selecionado. Já o roteamento, além de envolver a determinação de um caminho adequado, também envolverá o arranjo dos nós roteadores a fim de que se possa estabelecer o caminho óptico pretendido.

De acordo com a natureza temporal, podemos classificar a demanda de caminhos ópticos pela sua forma de ativação e pelo seu tempo de permanência na rede:

- a) A forma de ativação é dividida em duas categorias: *offline* (como vimos nos capítulos 4 e 5) e *online* (modelo ASON, o qual nos dedicaremos neste capítulo)
 - No caso *online*, a requisição de caminhos ópticos surge uma por vez, devendo cada qual ser atendida no instante da solicitação, sem esperar, portanto, que futuras requisições se tornem conhecidas. Os caminhos existentes não poderão ser re-roteados para acomodar uma nova requisição, pois isto implicaria uma interrupção momentânea das conexões ativas (o que seria inaceitável principalmente por tratarem-se de taxas de transmissão acima dos Gbps), agravado ainda mais pela necessidade de se resolver um problema extremamente complexo de encontrar nova rota e comprimento de onda para cada uma das conexões.

Percebe-se com isso que, pela falta de conhecimento do conjunto das requisições futuras, o projeto das redes destinadas a atender requisições *online* deverá ser bem mais complicado e exigirá bem mais recursos do que o das redes projetadas para atender requisições *offline*.

- b) Quanto ao tempo de permanência dos caminhos ópticos, esse poderá ser designado em duas categorias: permanentes e não permanentes.
 - Os caminhos ópticos permanentes não serão removidos após ativação, permanecendo assim durante todo o tempo presente na rede. (Também chamado tráfego incremental).
 - Os caminhos ópticos não permanentes ou voláteis serão liberados algum tempo depois de estabelecidos.

Outra questão importante, além da natureza temporal do tráfego, reside no fato de as redes ópticas serem ou não projetadas permitindo o bloqueio de caminhos ópticos (modelo de atendimento), o qual caracterizará o grau de serviço disponibilizado. Caso seja permitido bloqueio, o objetivo no projeto é manter a sua probabilidade, razão entre o número de requisições não concedidas e o número total de requisições, dentro de valores toleráveis, pois dessa maneira a alocação dos recursos será sensivelmente minimizada. Caso se empregue um modelo sem bloqueio, a rede deverá dispor de recursos capazes de suportar todas as requisições de caminhos ópticos que estejam de acordo com o modelo de tráfego assumido.

A proposta de *loose topology* deste capítulo é para um tráfego futuro dinâmico com caminhos ópticos voláteis e através de um modelo que permita bloqueios.

6.3.1 Tráfego dinâmico

O que se observa através de simulações e de alguns modelos analíticos presentes na literatura [16], [21], é que o desempenho das redes com tráfego dinâmico é dependente do tipo de algoritmo de atribuição de rota e comprimento de onda utilizado para se estabelecer novos caminhos às chamadas solicitadas.

- Assim sendo, a escolha do algoritmo para o tráfego dinâmico visará melhorar o desempenho da rede sob a ótica específica de aumentar a capacidade aberta da rede.

A seguir serão reforçadas algumas definições a serem utilizadas no transcorrer deste capítulo, as quais facilitarão a compreensão dos estudos abordados.

Chamaremos de W o tamanho do conjunto (“pool”) de comprimentos de onda disponíveis para alocação $(\zeta_1, \zeta_2, \dots, \zeta_w)$ e de L ($L \leq W$) a carga máxima das fibras, ou seja, o máximo número de comprimentos de onda permitidos em cada enlace. Desde que não haja conversão de comprimento de onda, a rede pode ser analisada como a união de W sub-redes disjuntas, cada qual com um único comprimento de onda.

Devido à limitação na carga das fibras, cada enlace ficará fisicamente bloqueado se estiver sendo utilizado em L das W sub-redes. Dessa maneira, uma requisição por um caminho ou rota (usaremos esses termos indistintamente) será considerada ilegal se um ou mais dos enlaces requisitados estiverem bloqueados. Analisando o comentário anterior, percebe-se que mesmo uma requisição sendo legal, ela poderá ser bloqueada caso não encontre um comprimento de onda que esteja disponível simultaneamente em todos os enlaces requisitados, mesmo existindo, em todos eles, comprimentos de onda disponíveis. Entretanto, a escolha de um bom algoritmo de atribuição de rota e comprimento de onda poderá reduzir a frequência dessas ocorrências, ocasionando um melhor desempenho da rede.

6.3.2 Algoritmos de atribuição de rota e comprimento de onda.

Para o caso em que os caminhos ópticos são requisitados um de cada vez (tráfego *online*), métodos heurísticos precisam ser utilizados na escolha da rota e do comprimento de onda mais adequados, obviamente em função de algum critério pré-estabelecido.

As requisições de conexões sobre a camada óptica serão provenientes de uma ou mais camadas clientes residentes imediatamente sobre a rede fotônica. Esta, por sua vez, irá procurar disponibilizar uma rota e um comprimento de onda necessários para o sucesso do estabelecimento da conexão. Porém, na prática, esse problema poderá ser encarado de duas formas distintas: alocando-se conjuntamente ou separadamente a rota e o comprimento de onda.

- a) Na alocação separada de rota e comprimento de onda, cada requisição irá gerar, sucessivamente:
 - Requisição de rota;
 - Requisição de comprimento de onda na rota requisitada ou bloqueio da mesma. Neste caso, poderá ser requisitada outra rota que seja viável para a mesma conexão e reiniciada a busca de comprimento de onda.
- b) Alternativamente, na alocação conjunta de rota e comprimento de onda, deverá ser gerada uma requisição por um par [rota, comprimento de onda]. Nessa hipótese, todos os pares disponíveis deverão ser comparados segundo algum critério a fim de se gerar uma escolha ou alocação.

Do ponto de vista do desempenho da rede, espera-se que a alocação conjunta, caso trate devidamente todas as implicações de se disponibilizar o par [rota, comprimento de onda], deva apresentar melhores resultados, embora seja processualmente de maior complexidade.

O próximo tópico desta seção irá se ater em apresentar um algoritmos de alocação de comprimento de onda para o nosso tráfego dinâmico.

6.3.3 Heurísticas para atribuição de comprimento de onda.

Tão logo os estudos heurísticos para atribuição de comprimento de onda começaram a aparecer, basicamente duas correntes se mostraram bastante claras: as que provocavam uma distribuição igualitária da carga entre todos os comprimentos de onda e as que, contrariamente,

sobrecarregavam determinados comprimentos de onda em detrimento dos outros. Em geral, este último caso se utiliza de algoritmos que estabelecem algum tipo de prioridade entre os comprimentos de onda, sendo por isso chamados de ajuste prioritário (“*first-fit*”) [16].

É natural se pensar que o fato de se buscar um balanceamento da carga entre todos os comprimentos de onda conduziria os algoritmos a apresentarem uma maior capacidade de atendimento. Entretanto, simulações para diversas topologias têm mostrado que, para uma probabilidade de bloqueio fixa, algoritmos que possuem por característica o desbalanceamento da carga vêm constantemente apresentando melhores desempenhos, em termos do tráfego escoado, que os de filosofia contrária.

Dentre os algoritmos mais conhecidos na literatura podemos destacar:

- **MaxSum (MS)** [16] – Esse algoritmo escolhe o comprimento de onda cuja alocação minimiza o número de rotas nos quais a capacidade (definida como o número de comprimentos de onda em que a rota está desbloqueada) decresce de uma unidade.

Os resultados do algoritmo MS vêm se apresentando como um dos mais satisfatórios dentre os conhecidos. Entretanto, observe que a sua definição da forma como está apresentada não se adequa ao caso em que diferentes rotas possuam probabilidades distintas de serem requisitadas, por exemplo, para o tráfego com distribuição espacialmente exponencial.

Neste ponto, iremos apresentar como o MS pode ser generalizado para o caso de uma distribuição de probabilidade de requisição de rota não uniforme [5]. Para um melhor entendimento desse caso, torna-se útil uma breve abordagem preliminar:

Definição – Uma rota colorida é um caminho restringido à sub-rede de um comprimento de onda qualquer.

Com essa nova definição, podemos dizer que uma rota colorida só estará disponível se todos os seus enlaces estiverem desocupados, caso contrário ela estará bloqueada. De acordo com esse mesmo conceito, uma requisição por uma rota só poderá ser atendida se ao menos uma das suas correspondentes rotas coloridas estiver disponível.

Com isso, estamos hábeis para redigirmos uma nova base para o MS, baseada em [5]:

MaxSum (MS) – A reformulação do MS implica na alocação do comprimento de onda que forneça o menor incremento na probabilidade de bloqueio de rota colorida na respectiva sub-rede.

6.4 Planejamento de uma *loose topology*

Com a base das seções anteriores e do capítulo 4 estamos prontos para projetar a nossa *loose topology* de maneira a maximizar a capacidade aberta da rede.

Para o tráfego estático nossa proposta é usar um modificado algoritmo MaxSum (MS), o chamado MS-*offline* para resolver o problema RWA do tráfego estático e usar o tradicional MS da seção anterior para o tráfego dinâmico. Com esta estratégia, o MS-*offline* será usado e comparado com a tradicional modelagem de tráfego estático do iterativo método de Programação Linear (PL) que foi visto no capítulo 4. Logo, o objetivo aqui é observar o desempenho das duas estratégias (PL e MS-*offline*) em relação à maximização da capacidade aberta da rede.

No entanto, para o uso do MS-*offline* para alocação do tráfego estático nós necessitamos definir a melhor seqüência para a aplicação do algoritmo, pois uma seqüência aleatória pode acarretar em grande probabilidade de bloqueio para o tráfego futuro (dinâmico). A escolha dessa seqüência é um gargalo, pois se N é o número de nós da rede e Δ o grau virtual da demanda estática, teríamos $(N \cdot \Delta)!$ possíveis seqüências para o MS-*offline*, o que é um problema impraticável até para redes de pequenas dimensões. Então, a proposta usada neste trabalho é definir a primeira conexão *offline* e fazer otimizações nas próximas conexões de maneira a maximizar a capacidade aberta instantânea da rede.

6.4.1 Exemplo

Para a topologia da fig. 4.1 e b_j (requisições estáticas) das tabelas 4.2 e 4.3, nós adotamos a seguinte estratégia para o RWA estático com MS-*offline*: Definida a primeira conexão, o algoritmo determina qual rota e comprimento de onda irão causar a menor perda de capacidade (em número de rotas). Depois com as conexões remanescentes o algoritmo determina qual a próxima conexão a ser configurada de maneira que aumente a capacidade aberta da rede ou minimize a probabilidade de bloqueio instantânea. A tabela a seguir mostra o projeto da topologia física com grau virtual 2 para a rede da figura 4.1 (logo, usando esse método o número de conexões que serão configuradas são $12 = N \cdot \delta_p$, escolhendo como conexão inicial a 1-3).

Tabela 6.1

Ordem	Fonte	Dest.	Rota	W	Perda de Capacidade
1	1	3	1→4→3	1	63
2	0	1	0→1	1	24
3	4	5	4→5	1	27
4	3	4	3→4	1	22
5	5	2	5→1→2	1	18
6	3	4	3→2→4	1	20
7	4	5	4→1→5	1	18
8	2	0	2→1→0	1	15
9	5	2	5→4→2	1	8
10	0	1	0→1	2	39
11	1	3	1→2→3	2	48
12	2	0	2→4→5→0	2	44
Total	--	--	--	--	346

6.4.2 Estratégia heurística para *loose topology*

Nós temos uma rede com W comprimentos de onda disponíveis, G é o grau virtual total de um nó da rede, ou seja, o número total de transceptores do nó. Um certo grau virtual Δ é inicialmente disponível para a solução do RWA da matriz de tráfego estática, R é o grau virtual remanescente, ou seja, o número de transceptores disponíveis para a solução do RWA com tráfego dinâmico, logo $R=G-\Delta$. Observamos que numa *loose topology*, as demandas estáticas e dinâmicas compartilham recursos da rede, não há necessidade de reconfiguração da topologia virtual predefinida, garantindo o valor da função objetivo da fase I (planejamento com a demanda estática).

Na figura 6.2, cada vez que a inviabilidade da solução na fase I é constatada, i.e., o número W_{min} de comprimentos de onda requeridos para a solução estática é maior que o número de comprimentos de ondas disponíveis W , o algoritmo volta para o início e solicita a próxima melhor solução, possivelmente aumentando o valor de W . Caso contrário se $W_{min} \leq W$, os comprimentos de onda não alocados durante o RWA estático são usados para configurar caminhos ópticos adaptativamente para o tráfego dinâmico com um dinâmico RWA. Evidentemente os comprimentos de onda configurados no RWA estático que ficaram livres em alguns *links* físicos poderão ser reusados pelo RWA dinâmico nesses *links*. Logo, o passo final do algoritmo é calcular a

probabilidade de bloqueio do RWA dinâmico com o algoritmo tradicional MS para tráfego dinâmico. Note que essa métrica de desempenho será estritamente relacionada com a solução do RWA estático (MS-*offline* ou PL), pois esta escolha irá deixar mais/menos *links* físicos livres para o RWA dinâmico, conseqüentemente diminuindo/aumentando a probabilidade de bloqueio das requisições dinâmicas.

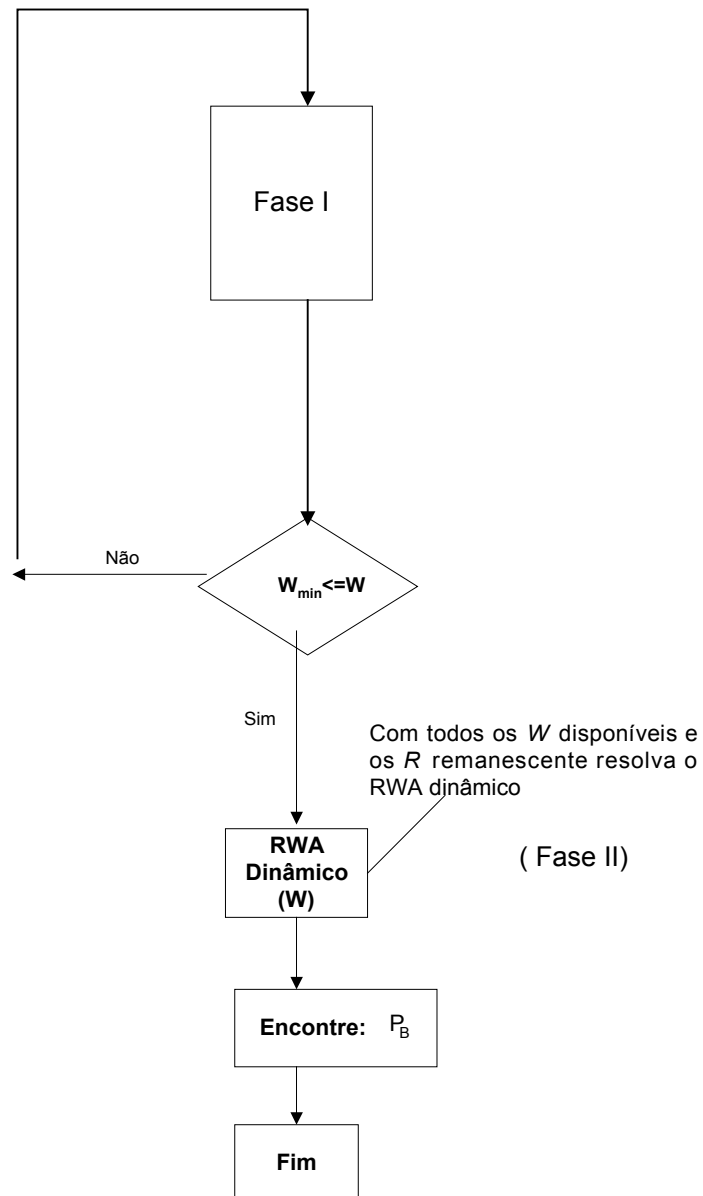


Fig.6.2. Heurística para a *loose topology*

6.5 SIMULAÇÕES

Para simulações usamos a matriz de tráfego dada por λ_{sd} da Tabela 4.1 e rede da figura.4.1. Para o cálculo da probabilidade de bloqueio do tráfego dinâmico, nós usamos o algoritmo JRW_SP (Joint Routing and Wavelength Assignment_Shortest Path), como vimos na seção 6.3.2 a nomenclatura JRW significa a alocação conjunta de rota e comprimento de onda, sendo que a rota será sempre a mais curta no caso do tráfego dinâmico e para a alocação o algoritmo usado será sempre o MS.

O tráfego estático também será configurado pelo algoritmo JRW. Em todos os gráficos a notação JRW significa alocação conjunta de rota e comprimento de onda com o MS-*offline*. Quando usamos MS-*offline* nós definimos a melhor seqüência para a aplicação do algoritmo, já que uma escolha aleatória, chamada nos gráficos de (JRW_RANDOM) pode provocar uma alta probabilidade de bloqueio no tráfego dinâmico. Faremos a alocação do tráfego estático com o JRW_SP (caminho mais curto) também, para assim comparar com o JRW em que as diversas alternativas de caminhos estão disponíveis e não apenas a mais curta.

As figuras 6.3-6.6 mostram a probabilidade de bloqueio da demanda dinâmica para os dois métodos usados na fase I (demanda estática), MS-*offline* e PL.

Na figura 6.3, note que para $G=8$ e $R=5$ usando o MS *offline* (JRW) para a demanda estática, a melhor seqüência é a iniciada por 1-3. Ela gera uma menor probabilidade de bloqueio, enquanto que seqüências aleatórias (JRW_RANDOM) causam maior probabilidade de bloqueio; então os resultados justificam a otimização proposta para a escolha da seqüência do MS-*offline*.

De maneira similar, para o MS-*offline* na demanda estática usando *caminho mais curto* (JRW_SP), verificamos na Fig. 6.4 que a probabilidade de bloqueio é menor (em valores absolutos) para a seqüência iniciada por 0-1. Na figura 6.5, comparando as heurísticas JRW, JRW_SP e PL (programação linear) nós verificamos que JRW_SP é a melhor para preservar a capacidade aberta da rede, já que a probabilidade de bloqueio é menor. A PL obtém resultados um pouco melhores que JRW, isto pode ser justificado porque, eventualmente, nós podemos ter uma seqüência melhor (do que com o critério de otimização proposto) entre as $(N \times \Delta)!$ alternativas. Além disso, a solução PL usa somente dois comprimentos de onda, apesar de ter três disponíveis, o que garante uma melhora na preservação da capacidade aberta da rede, logo constatamos que a heurística MinW (solução PL iterativa) usada no capítulo 4, também é uma boa heurística para diminuir a probabilidade de bloqueio em demandas futuras quando temos *loose topology*.

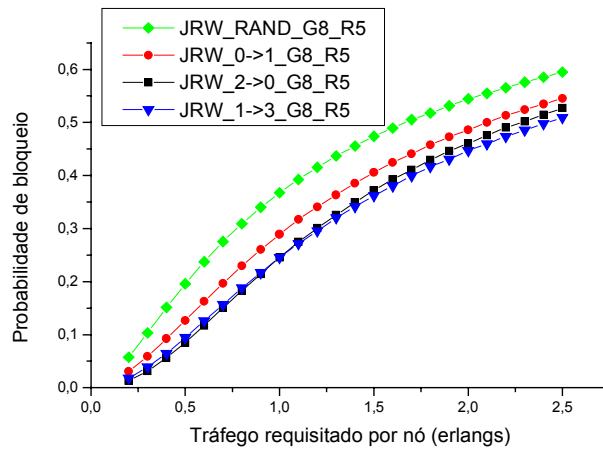


Fig.6.3 Escolha da melhor seqüência para o JRW (MS_offline)

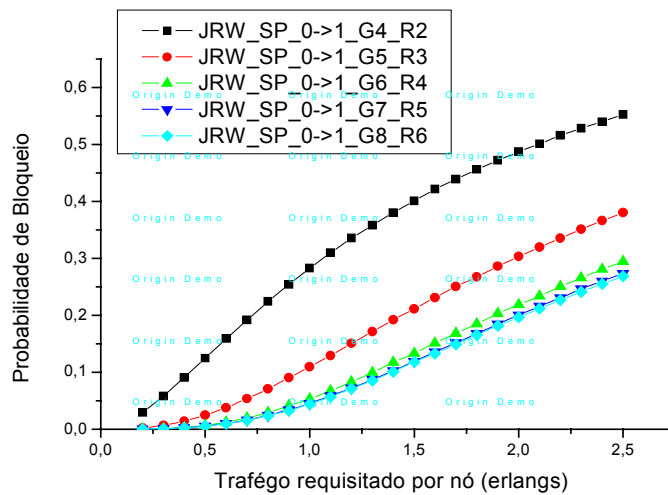


Fig.6.4 Escolha da melhor seqüência para o JRW_SP (MS_offline)

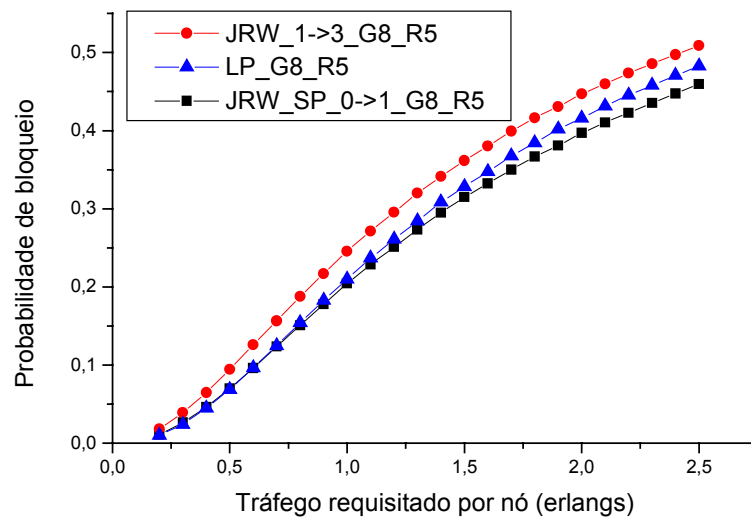


Fig.6.5 Comparação entre as heurísticas JRW, JRW_SP e PL(Programação linear)

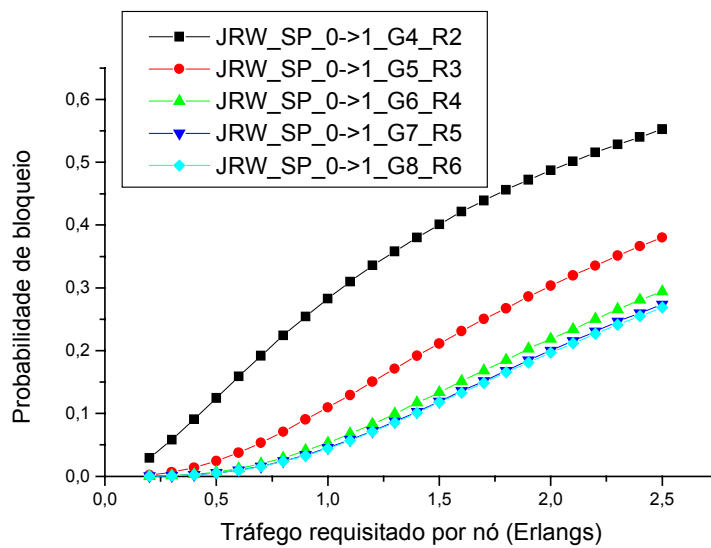


Fig.6.6 Lower bound na probabilidade de bloqueio devido a limitação da banda-passante

Os recursos usados no projeto da *loose topology* na fase estática são sumarizados na tabela 6.2 a seguir. Note que os resultados com PL são os mesmos obtidos no capítulo 4. A heurística JRW_SP, por exemplo, apesar de obter um menor número de *hops* em relação a PL, usa mais comprimentos de onda. Portanto, o que deve-se achar é um compromisso entre o uso dos recursos na fase estática e a maximização da capacidade aberta da rede.

Tabela 6.2: Sumário dos resultados para a fase estática.

Δ	PL			JRW_SP			JRW		
	L	W_{min}	HL	L	W_{min}	HL	L	W_{min}	HL
2	2	2	18	2	2	18	2	2	21
3	2	2	32	3	3	27	3	3	32

Legenda

- Δ : Grau virtual da fase estática
- L: Carga máxima
- W_{min} : Número mínimo de comprimentos de onda necessários
- HL: Número de *hops*

6.5.1 Simulações para a rede hipotética brasileira

De maneira a validar nossos resultados para uma rede de grande dimensão, utilizamos a rede da figura 4.6 com matriz de tráfego dada pela tabela 4.5 e verificamos a eficiência da nossa heurística. As figuras 6.7-6.10 mostram a probabilidade de bloqueio que irão afetar o tráfego dinâmico com a estratégia PL (minW) adotada na fase I. A comparação aqui é com e sem minimização da carga feita no passo 2 proposto pela heurística minW do capítulo 4. O objetivo é verificar como aquele passo afeta a maximização da capacidade aberta no projeto da *loose topology* com minW. No caso sem minimização da carga (somente o caminho mais curto é usado) e $W=3$, há links da rede que ficam completamente indisponíveis para o tráfego dinâmico, desde que eles ficarão completamente saturados (ver figura 6.10); como resultado a probabilidade de bloqueio é alta (fig. 6.7). Entretanto, se nós aumentarmos o número de comprimentos de onda disponíveis da rede para 4 (ver fig. 6.8), a

probabilidade de bloqueio com e sem minimização da carga é praticamente a mesma, exceto para tráfegos intensos. A figura 6.9 mostra a redução na probabilidade de bloqueio quando são deixados muitos R's (transceptores remanescentes) para o tráfego dinâmico, isto é, com garantia de *grooming*.

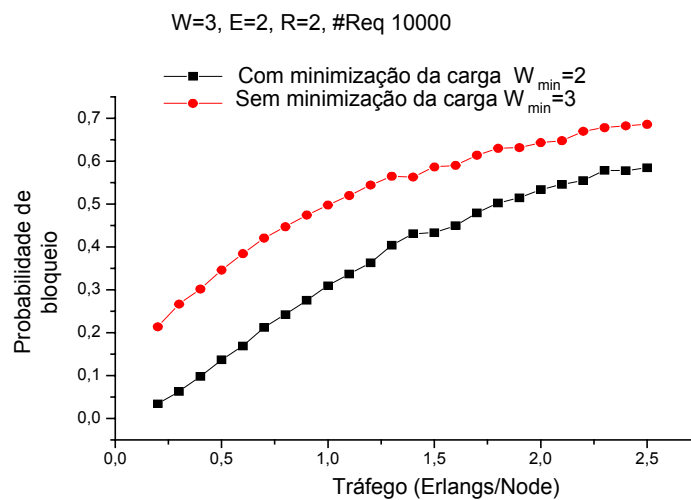


Fig.6.7: Probabilidade de bloqueio, para a *loose* topology na fase I com e sem re-otimização através de PL, W=3

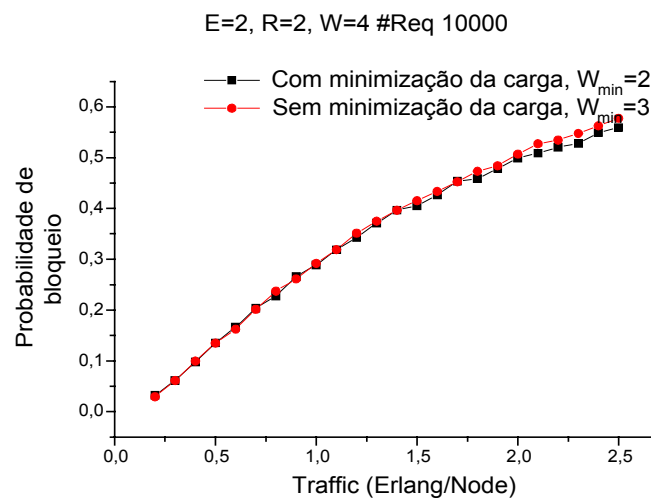


Fig.6.8: Probabilidade de bloqueio, para a *loose* topology na fase I com e sem minimização da carga através de PL, W=4

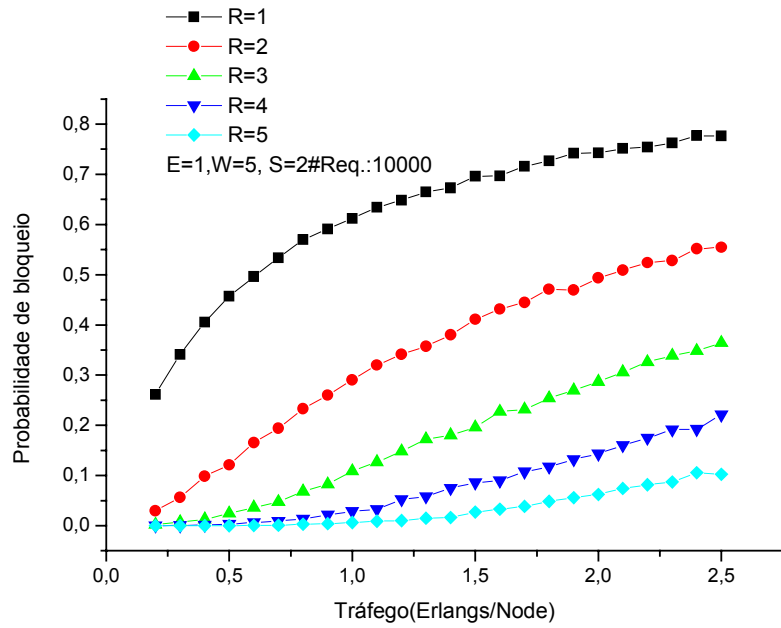


Fig. 6.9 Probabilidade de bloqueio para diversos transceptores residuais

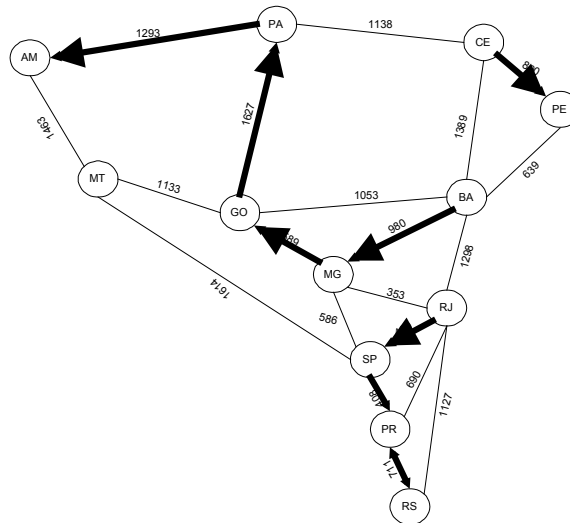


Fig. 10 Configuração da rede no final de fase I sem minimização da carga, links escuros completamente saturados

6.6 Conclusões

Neste capítulo nós propomos maneiras de planejar a *loose topology*, um *mix* de tráfego estático e dinâmico, que tem o objetivo de fazer um planejamento inicial (para um tráfego estático) de maneira a deixar capacidade aberta da rede para um tráfego futuro (dinâmico). Para isso propomos uma heurística chamada *MS-offline* para planejar a rede com demanda estática e comparamos a heurística proposta com os métodos de programação linear do capítulo 4. Podemos observar alguns critérios que podem ou não deixar a rede mais flexível para atender um tráfego futuro: O critério de roteamento (caminho mais curto, mínima carga etc), o critério de alocação de comprimento de onda para a demanda estática (heurísticas que minimizem a interferência em futuras requisições, p.ex *MS-offline*, a heurística *minW* proposta no cap. 4 etc) e, finalmente, a quantidade de transceptores/receptores disponíveis ou que sobram para o tráfego dinâmico.

Capítulo 7

Estratégias para Maximizar a Capacidade Aberta de Redes Ópticas- Parte II-Otimização na Topologia Virtual.

O objetivo deste capítulo ainda é preservar a capacidade aberta da rede para demandas futuras. No entanto, a proposta agora é otimizar a topologia virtual. Nós propomos um algoritmo iterativo para resolver o VTD e abrir a capacidade da rede para dois tipos de tráfego dinâmico: volátil e incremental [24].

7.1. VTD para a *Loose Topology*

Este capítulo estuda uma situação particular em que novas requisições dinâmicas são geradas como uma expansão do tráfego original estático, de maneira similar ao capítulo anterior. Entretanto, o ponto chave aqui é uma formulação iterativa do problema VTD, por eliminação de caminhos ópticos com o mínimo congestionamento na topologia virtual λ_{\min} , permitindo uma degradação da função objetivo no VTD até um limite de capacidade C predefinido na fase de planejamento. Em outras palavras, nós propomos um algoritmo Iterativo VTD, chamado IVTD, para configurar caminhos ópticos, que é orientado a preservação da capacidade aberta da rede para demandas futuras, desconhecidas.

O máximo congestionamento λ_{\max} determina a viabilidade da solução no iterativo roteamento VTD. Se depois da eliminação dos caminhos ópticos com tráfego λ_{\min} e rearranjo do tráfego pelos caminhos ópticos remanescentes, o λ_{\max} é suportado pelo sistema, isto é, $\lambda_{\max} < C$, então a solução é possível. Logo, a proposta é voltar para o problema de roteamento na topologia virtual e perguntar pela próxima melhor solução, implicando então numa degradação da função objetivo.

7.2 Algoritmo heurístico para o IVTD

Aqui nós apresentamos o algoritmo heurístico proposto:

Passo1: Dado uma matriz de demanda de tráfego estática e a capacidade do sistema C , encontre os *links* virtuais (G_v , original);

Passo2: Faça o roteamento do tráfego estático nos *links* virtuais e encontre λ_{\max} ;

Passo 3: (Se $\lambda_{\max} \geq C$ e é a primeira iteração, então pare. Ou se $\lambda_{\max} \geq C$ e algum *link* virtual já foi removido, ir para o passo 6). Caso contrário, continue;

Passo 4: Remova o *link* virtual menos congestionado (λ_{\min});

Passo 5: Se todos os nós permanecem virtualmente conectados retorne para o passo 2. Se qualquer nó está desconectado, continue.

Passo 6: Re-adicione o último *link* virtual removido, então o último estado da rede é reativado, e continue:

Passo 7: Resolva o problema RWA estático;

Passo 8: Encontre a probabilidade de bloqueio para um tráfego dinâmico. Ativado na rede neste passo. (Note que no tráfego dinâmico um caminho óptico é estabelecido à medida que as requisições de conexões chegam, e cada caminho óptico é finalizado depois de um tempo finito, que pode ser aleatório).

7.3 Simulações

Exemplo:

Na fase estática (passo1-passo7) nós resolvemos a heurística acima para uma rede de 6 nós, mostrada na fig.7.1, para $\Delta=2$ com programação linear usando a rotina CPLEX. A matriz de tráfego é dada pela tabela 7.1.

Com $C=5\text{Gb/s}$, há 5 possíveis topologias virtuais {(a), (b), (c), (d) e (e)}. A tabela (a) é o tráfego nos *links* da topologia virtual original (fig 7.2) , com $\lambda_{\max}=2,04$ e $\lambda_{\min}=1,4$ no link 5-0. A tabela (e) é o tráfego nos *links* da topologia otimizada (fig. 7.3) com $\lambda_{\max}=4,96$ e $\lambda_{\min}=2,28$.

Observe que (f) é uma topologia não viável, porque a continuação do algoritmo implicará no *link* virtual 0-4 com $\lambda_{max}=7.04$ e a capacidade do sistema é 5, além disso uma eliminação a mais deixaria a topologia virtual desconectada. Após isso o problema de RWA (ainda estático) deve ser resolvido para a topologia virtual original e para a topologia virtual otimizada a fim de comparação. Assim a rede estaria pronta para receber a demanda futura (RWA dinâmico).

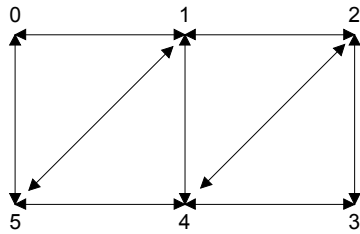


Fig.7.1 Topologia física

-	0,537	0,524	0,710	0,803	0,974
0,391	-	0,203	0,234	0,141	0,831
0,06	0,453	-	0,645	0,204	0,106
0,508	0,660	0,494	-	0,426	0,682
0,480	0,174	0,522	0,879	-	0,241
0,950	0,406	0,175	0,656	0,193	-

Tabela 7.1: Matriz de tráfego para a rede de 6 nós

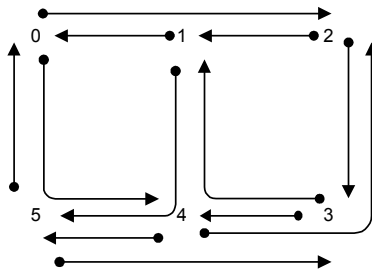


Fig.7.2. Topologia virtual original, $\Delta=2$

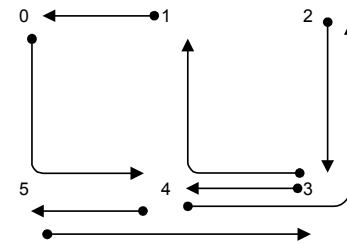


Fig.7.3. Topologia virtual otimizada

-		2,04		2,04	
1,53	-				1,85
	1,77	-	1,87		
	2,04		-	1,51	
		2,04		-	2,04
1,4			2,04		-

(a) Topologia original

-		2,07		1,78	
2,69	-				1,38
	1,81	-	2,5		
	2,69		-	2,15	
		2,69		-	1,76
			2,69		-

(b) 1 *lightpath* eliminado

-		2,35		2,61	
3,8	-				
	1,94	-	3,79		
	2,32		-	3,8	
		3,8		-	3,14
			2,68		-

(c) 2 *lightpaths* eliminados

-		1,44		3,52	
3,79	-				
		-	4,23		
	4,23		-	3,1	
		3,2		-	3,9
			3,4		-

(d) 3 *lightpaths* eliminados

-				4,96	
3,8	-				
		-	3,4		
	4,2		-	2,28	
		3,88		-	3,89
			3,43		-

(e) Topologia otimizada

-				7,24	
6,08	-				
			4,48		
	6,5				
		4,9			2,8
			2,4		

(f) Topologia inviável

Fig.7.3. Diversas Tabelas (IVTD)

7.3.1 Rede de grande dimensão

Nos estudamos a rede hipotética brasileira com $W=2$ e $W=3$ comprimentos de onda, com demanda de tráfego simétrica dada pela tabela 7.2, e baseada em características de desenvolvimento econômico das regiões do território brasileiro [24]. O grau virtual médio inicial $\Delta=2$ é alocado para as configurações estáticas (formulação MILP) e $R=2$ é o grau virtual remanescente reservado que será usado para o tráfego dinâmico. Logo, após resolver o VTD para a demanda estática, teremos em média ΔN caminhos ópticos configurados na rede. Note que no exemplo anterior o grau remanescente reservado é 0, ou seja, $R=0$. O grau remanescente de cada nó no exemplo anterior será o que sobrar da topologia virtual após a otimização com o IVTD. Por exemplo, o nó 0 na figura 7.1 tem $\Delta=2$ na topologia original e $\Delta=1$ (que pode ser chamado Δ_o) na topologia otimizada, logo $\Delta - \Delta_o = 1$ é o grau remanescente para o tráfego dinâmico. Enquanto que na rede hipotética brasileira o grau remanescente para o tráfego dinâmico será: $\Delta - \Delta_o + R$

Usando o algoritmo proposto com uma capacidade $C=10\text{Gb/s}$, há 7 possíveis topologias virtuais, a original com $\lambda_{\max}=6.5$ e a última (otimizada) com $\lambda_{\max}=9,955$.

Na fig. 7.5. observe que para $W=2$ e $R=2$ usando o JRW_SP para a demanda dinâmica, a melhor topologia em relação a capacidade aberta é a otimizada. Ela gera menor probabilidade de bloqueio para o tráfego dinâmico. Para tráfegos intensos o ganho da otimização com IVTD tende a ser menor, porque o tráfego será o fator determinante no cálculo da probabilidade de bloqueio.

Entretanto, se nós aumentarmos o número de comprimentos de onda da rede, $W=3$, a probabilidade de bloqueio para a topologia otimizada e para a topologia original tendem a ser similares para demandas de tráfegos leves ou intensas, pois o limitante agora não será a banda-passante e sim o número de *portos* (graus virtuais remanescentes) (Fig. 7.6).

Os resultados sugerem, que o uso do IVTD tem um melhor desempenho em redes com poucos recursos (p.ex, poucos comprimentos de onda).

	0.37	1.00	0.39	0.32	0.08	0.08	0.03	0.02	0.03	0.01	0.04
0.37	.	2.56	0.60	0.51	0.11	0.09	0.04	0.03	0.04	0.01	0.03
1.00	2.56	.	4.08	3.72	0.65	0.36	0.16	0.12	0.16	0.05	0.14
0.39	0.60	4.08	.	2.42	0.22	0.22	0.07	0.05	0.06	0.02	0.04
0.32	0.51	3.72	2.42	.	0.54	0.35	0.12	0.10	0.08	0.04	0.08
0.08	0.11	0.65	0.22	0.54	.	0.10	0.04	0.03	0.03	0.02	0.03
0.08	0.09	0.36	0.22	0.35	0.10	.	0.10	0.04	0.04	0.01	0.01
0.03	0.04	0.16	0.07	0.12	0.04	0.10	.	0.04	0.02	0.01	0.01
0.02	0.03	0.12	0.05	0.10	0.03	0.04	0.04	.	0.04	0.01	0.01
0.03	0.04	0.16	0.06	0.08	0.03	0.04	0.02	0.04	.	0.02	0.01
0.01	0.01	0.05	0.02	0.04	0.02	0.01	0.01	0.01	0.02	.	0.01
0.04	0.03	0.14	0.04	0.08	0.03	0.01	0.01	0.01	0.01	0.01	;

Tabela 7.2: Matriz de tráfego para a rede hipotética (Gb/s)

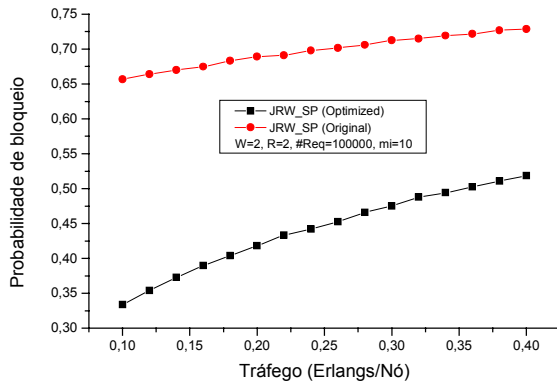


Fig.7.5 Probabilidade de bloqueio para topologia virtual otimizada e não otimizada, W=2.

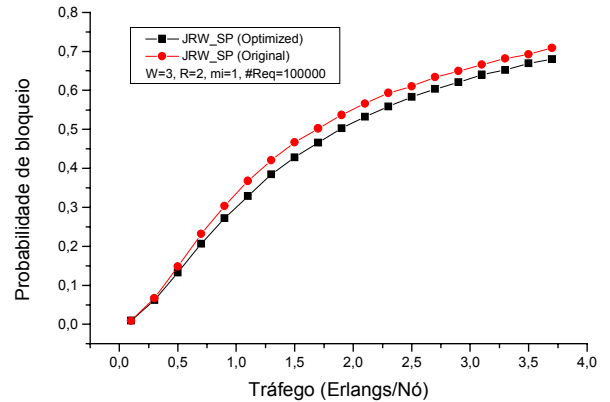


Fig.7.6 Probabilidade de bloqueio para topologia virtual otimizada e não otimizada, W=3.

7.4 Análise de escalabilidade:

Notamos que na proposta da última seção e no capítulo anterior fazemos uma análise apenas qualitativa do problema de maximizar a capacidade aberta da rede, pois o tráfego dinâmico era volátil. Agora, propomos fazer uma análise quantitativa, para isso mudaremos o passo 8 do IVTD, da seguinte forma. Na próxima seção em vez de usar um tráfego dinâmico volátil, usaremos um tráfego dinâmico incremental. Assim definido:

Tráfego incremental: As requisições de conexão chegam seqüencialmente e um caminho óptico é estabelecido para cada conexão, com cada caminho óptico ficando ativo na rede indefinidamente.

O ponto chave e questão interessante que nós propomos analisar nessa mudança é: Quantos caminhos ópticos adicionais podem ser estabelecidos na rede após a pré-configuração dos caminhos ópticos da demanda estática?

O **passo 8** agora será resolvido da seguinte maneira:

Os caminhos ópticos dinâmicos serão configurados através de um simulador de eventos discretos, em que o evento básico é o provisionamento de uma conexão na rede, deixando de lado os recursos já utilizados pelo planejamento estático. Note que nessa proposta o instante de tempo de chegada da nova requisição não é relevante, pois todas as conexões são supostas permanentes (não há morte de eventos). O aspecto relevante seria apenas a seqüência das requisições. Para simular um procedimento homogêneo, os pares fonte-destino são escolhidos entre os nós da rede de forma aleatória e uniforme.

Quando uma nova conexão é requisitada por um par fonte-destino, se não existem recursos disponíveis para satisfazer a requisição, então ela é bloqueada e perdida para sempre. Caso contrário, se os recursos são suficientes, a conexão é configurada por alocação de um caminho óptico por um tempo infinito. Então, independente do resultado da alocação prévia, um novo par fonte-destino é escolhido e outra requisição é solicitada, e assim sucessivamente.

Enquanto mais e mais caminhos ópticos adicionais são configurados, recursos para as novas conexões vão decrescendo, pois nenhuma reconfiguração dos caminhos ópticos adicionais é admitida.

A chance de uma nova conexão ser aceita é medida pela probabilidade de bloqueio P . Em um dado evento de simulação P é definido como a relação entre o número de eventos que não têm sucesso (requisições que não podem ser satisfeitas) e o número total de eventos ocorridos. No início da fase de crescimento do tráfego (passo 8) um limiar para P é dado para o simulador. A simulação é parada quando a probabilidade de bloqueio P atinge o limite pré-fixado. Por exemplo, um limite $P=0$ indica que a simulação deve ser parada na primeira conexão recusada. No final da simulação um fator de escalabilidade é definido como a relação entre o número de conexões extras aceitas durante a fase de crescimento do tráfego e o número total de conexões estáticas configuradas anteriormente na rede (no IVTD, passo1-passo7).

7.5 Simulações:

O objetivo das simulações a seguir é comparar o IVTD (otimizado) com o VTD (não otimizado) em relação a capacidade aberta da rede de uma forma quantitativa, analisando a máxima escalabilidade de tráfego alcançada pela rede.

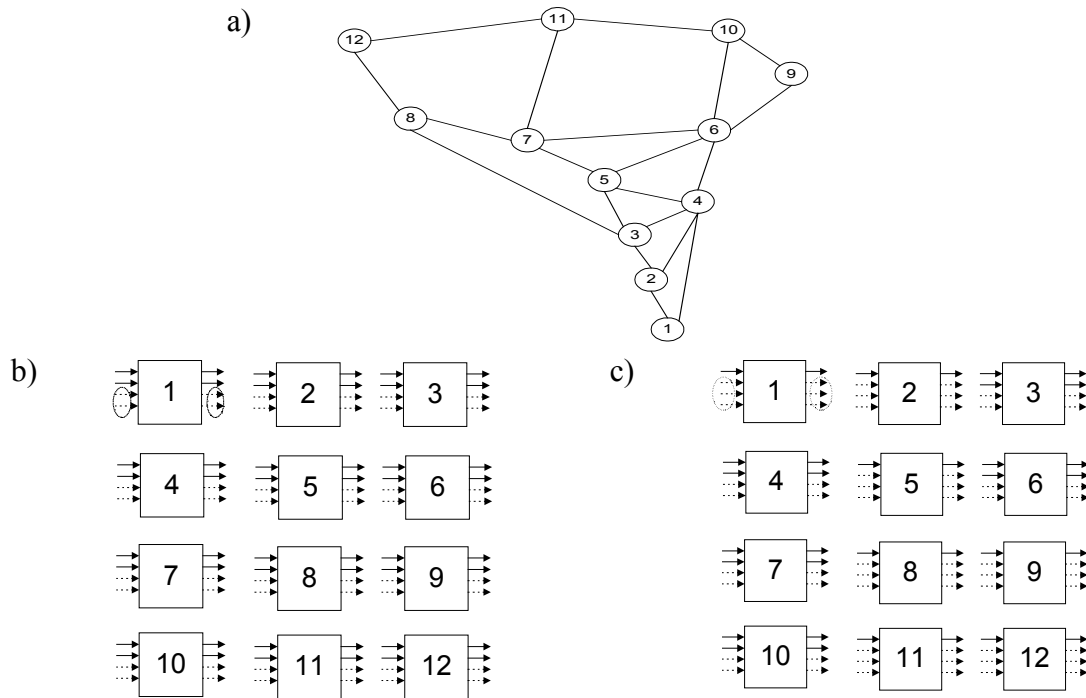


Fig.7.7 (a) Rede, (b) Número de transceptores com o tradicional VTD (c) Número de transceptores por nó com aplicação do IVTD (linhas tracejadas-transceptores remanescentes para o tráfego dinâmico)

A rede tem 4 transceptores por nó, um grau virtual médio $\Delta=2$ (linhas em negrito) é inicialmente alocado para a rede e solução do tradicional VTD, o grau virtual remanescente reservado é $R= 2$ (linhas tracejadas) e é usado para o tráfego incremental. Note que no VTD esses dois números são fixos, tendo então, em média, $\Delta.N=2.x12=24$ caminhos ópticos configurados para a demanda estática. Entretanto aplicando o IVTD o número de transceptores remanescentes cresce em alguns nós para $\Delta-\Delta_0+R$, logo mais recursos são disponíveis para o tráfego incremental (ver fig. 7.7).

As figuras 7.8-7.11 mostram a análise da escalabilidade feita pelo simulador de eventos. Note na figura 7.8 que para $W=2$ e um inicial $R=2$ a melhor topologia em relação a capacidade aberta é a otimizada com IVTD, por exemplo, para uma probabilidade de bloqueio $P=0.1$, o fator de escala, escalabilidade do tráfego, é aproximadamente 10% (o número de caminhos ópticos cresce de 24 para

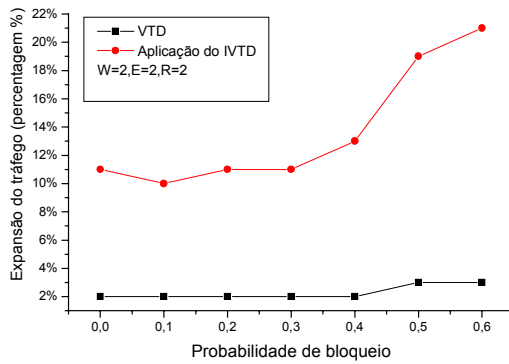


Fig. 7.8. Escalabilidade do tráfego para $W=2$

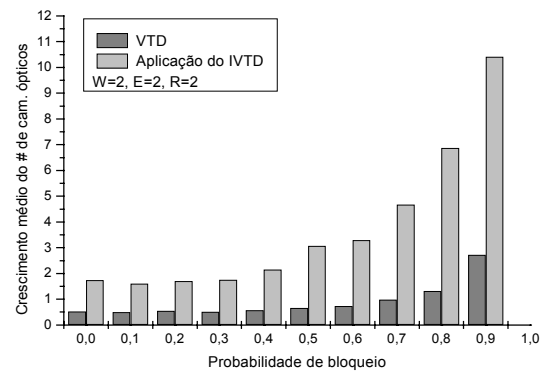


Fig.7.9. Crescimento do #caminhos ópticos

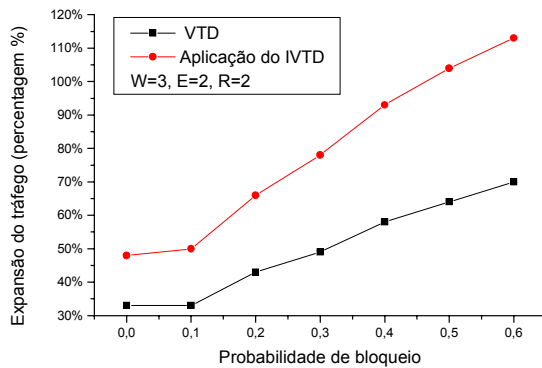


Fig.7.10. Escalabilidade do tráfego para $W=3$

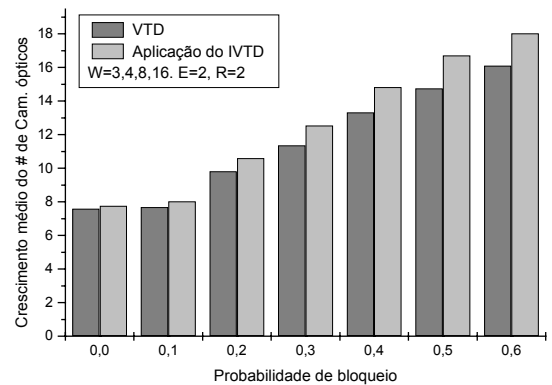


Fig.7.11 Crescimento do #caminhos ópticos

26) enquanto que no tradicional VTD é $\cong 2\%$ (ou seja, não é permitido adicionar um caminho óptico inteiro). A fig. 7.9 mostra o valor quantitativo do crescimento do número de caminhos ópticos com o VTD e o IVTD.

Entretanto, se nós aumentarmos o número de comprimentos de onda para valores acima de $W=3$, o fator limitante é o número de transceptores, pois a banda-passante se comporta como infinita. Observe na fig. 7.11 que a expansão de tráfego é a mesma para $W=4$, $W=8$ ou $W=16$ comprimentos de onda. Mais uma vez o IVTD (estratégia usada para maximizar a capacidade aberta) é uma boa opção para redes que têm poucos recursos disponíveis.

* Para facilidade de edição gráfica, nas figuras acima $E=\Delta$

7.6 Conclusões

Neste capítulo vimos uma nova estratégia para preservar a capacidade aberta da rede para demandas futuras. Propomos um algoritmo iterativo para otimizar a topologia virtual, chamado IVTD, o qual permitiu abrir a capacidade da rede para dois tipos de tráfego dinâmico: volátil e incremental.

O ponto chave da heurística IVTD é a eliminação de caminhos ópticos com o mínimo congestionamento na topologia virtual, permitindo uma degradação da função objetivo no tradicional VTD até um limite de capacidade pré-definido na fase de planejamento.

Os resultados mostraram que o IVTD é uma boa heurística para aumentar a capacidade aberta da rede, e pode ser usada adequadamente como alternativa a tradicional solução do VTD, desde que limites pré-estabelecidos sejam definidos na fase de planejamento da rede. Constatamos nas simulações que a melhora na expansão do tráfego atinge percentagens razoáveis, o que justifica o uso do IVTD como nova estratégia para projetar topologias virtuais.

Capítulo 8

Conclusões e Investigações Futuras

Nesta tese estudou-se o problema de projeto e planejamento de redes ópticas. O estudo foi focalizado em modelos matemáticos de otimização e simulações computacionais para as estratégias propostas. Especificamente, nós propomos várias estratégias para resolver os tradicionais problemas: “virtual topology design” (VTD) e “routing and wavelength assignment routing” (RWA).

O capítulo 2 tratou de três gerações de redes: as Redes Ópticas de Primeira Geração, caracterizadas pela simples substituição dos meios de transmissão existentes por fibras ópticas; as de Segunda Geração, que já dispõem as fibras em arranjos ópticos específicos para o desempenho de suas funções; finalizando pelas de Terceira Geração, as quais empregam roteamento de comprimento de onda.

O capítulo 3 serviu de suporte à compreensão do assunto abordado nesta tese, pois foram descritos o funcionamento básico dos nós responsáveis pelo roteamento do sinal óptico; a forma como eles dão suporte às requisições provenientes das camadas clientes etc.

O capítulo 4 deu início as contribuições do nosso trabalho com o estudo de uma proposta para resolver os projetos da topologia virtual e física de redes ópticas de forma integrada, a qual permite uma maior eficiência do uso dos recursos da rede sob uma perspectiva futura, de integração dos planos de controle da camada óptica e da camada cliente.

O capítulo 5 propôs estratégias para resolver o RWA com recursos de conversão de comprimento de onda. A motivação de pesquisa deste capítulo foi à melhora da eficiência da rede com o uso de conversores, o que é bem conhecido na literatura. Nossas contribuições foram duas formulações inéditas para o problema. Uma considerando qualquer tipo de conversão na rede, apenas com restrições lineares; e a outra foi uma formulação/estratégia considerando o número de conversores da rede, a qual define a viabilidade econômica do projeto da rede.

O capítulo 6 propõe modelos de atendimento dinâmico juntamente com estático, através de uma heurística para projetar uma *loose topology*, para adaptar a rede em tempo real a mudanças imprevisíveis na demanda de tráfego. A principal contribuição é que a heurística proposta leva em conta preservar a capacidade aberta da rede para atender as demandas futuras, imprevistas.

O capítulo 7 também teve o objetivo de preservar a capacidade aberta da rede para demandas futuras. No entanto, a proposta foi otimizar a topologia virtual através de um algoritmo iterativo para resolver o VTD e abrir a capacidade da rede para dois tipos de tráfego dinâmico: volátil e incremental.

8.1 Investigações Futuras

Pesquisas em redes roteadoras de comprimento de onda amadureceram consideravelmente nos últimos anos. Propostas de protótipos experimentais foram desenvolvidas em diversos países. No Brasil os dois principais projetos são o GIGA e o TIDIA.

Além de tais desafios teóricos, o projeto de sistemas ópticos práticos leva em consideração outros fatores como orçamento, efeitos não lineares, relação sinal ruído etc. Então, todos estes fatores devem ser agrupados em uma formulação geral de roteamento de caminhos ópticos, muito provavelmente através de meta-heurísticas. Muitos tópicos em administração de redes, tolerância a falhas etc. devem ser analisados e estudados cuidadosamente para acelerar o desenvolvimento de redes ópticas de terceira geração comerciais.

O estudo de outros algoritmos heurísticos pode fazer parte de investigações futuras para este trabalho, os quais poderiam ser aplicados adequadamente para a variedade existente de tráfegos.

Dando continuidade à abordagem utilizada nesta tese, certamente seria de grande valia a formulação de modelos mais adequados a respeito do tipo de tráfego provindo da topologia cliente da rede óptica e da distribuição temporal da permanência de suas ligações. Além disso, os estudos sobre arranjo da topologia virtual da rede se baseiam em programação linear, que, por sua vez, pode ser inadequada para ser implementada em um tempo computacional aceitável. Um ramo de pesquisa demasiadamente interessante seria a escolha de algoritmos heurísticos, ou meta-heurísticos para o tratamento das formulações mais complexas dos problemas de topologia virtual e RWA, principalmente na alocação de número de conversores.

Finalmente, com o provavelmente irreversível crescimento da Internet, mais precisamente do padrão IP, há um crescente interesse em mais estratégias que façam a rede operar diretamente sobre a óptica (IP *over* WDM); portanto, estudos concentrados em comutação óptica de pacotes (*Optical Packet Switching*) ou, de forma intermediária com a comutação por circuito, em comutação óptica de rajada (*Optical Burst Switching*) são bem vindos.

Referências

- [1] R. Ramaswami and K.N. Sivarajan, “Optical Networks: a Practical Perspective”, Morgan Kauffmann Publishers, 1998.
- [2] C. Siva Ram Murthy and Mohan Gurusamy “ WDM Optical Networks: Concepts, Design, and Algorithms. Prentice Hall, 2002. ISBN 0-13-060637-5.
- [3] T.E. Stern and K. Bala, “Multiwavelength Optical Networks: a Layered Approach”, Addison Wesley Longman, Inc, 1999.
- [4] P.E. Green Jr., “Fiber Optic Networks”, Prentice-Hall, 1993.
- [5] Raul C. de Almeida, “Redes Ópticas WDM com Bloqueio”, tese de mestrado, março de 2001, Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação da Universidade Estadual de Campinas, Brasil.
- [6] R. Ramaswami and K.N.Sivarajan, “ Design of logical topologies for wavelength-Routed All Optical Networks”, IEEE/JSAV, vol. 14, pp. 840-851, june 1996.
- [7] R. Ramaswami and K. N. Sivarajan, “Routing and wavelength assignment in all-optical networks”, IEEE/ACM Trans. Networking, vol. 3, n.5, pp. 489-500, Oct. 1995.
- [8] D. Banerjee and B. Mukherjee, 1996 “Practical approaches for routing and wavelength Wavelength assignment in large all-optical wavelength-routed networks.” *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 14 (5): 903-908, june 1996.
- [9] R. M. Krishnaswamy and K.N. Sivarajan “Design of Logical Topologies: A Linear Formulation for Wavelength-Routed Optical Networks with No Wavelength Changers” *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 9, NO.2, April 2001
- [10] R. Dutta, G.N.Roukas, “Survey of Virtual Topology Design Algorithms for Wavelength-routed Optical Networks”, *Optical Networks*, Vol.1, pp.73-88, janeiro 2000.
- [11] J. Lubacz and A. Tomaszewski, “A Systematic Approach to Network Planning” International Teletraffic Congress- ITC1-17. Salvador, Bahia, Brazil, 24-28 September 2001.

-
- [12] H. Zang, J.P. Jue and B. Mukherjee, "A Review of Routing and Wavelength Assignment Approaches for Wavelength-Routed optical WDM Networks", *Optical Networks Magazine*, vol.1, pp. 47-60, Jan. 2000.
- [13] Byrav Ramamurthy and Biswanath Mukherjee, "Wavelength Conversion in WDM Networking", *IEEE Journal on Selected Areas in Communication* (1998) vol 16, No 7, pp 1061-1073.
- [14] K.G. Coffman and A.M. Odlyzko, Internet growth: Is there a "Moore Law" for data traffic?, *Handbook of Massive Data Sets*, J. Abello, P.M Pardalos, and M. G. C. Resende, eds., Kluwer, 2001.
- [15] W.Y. John. "Advanced in the management and control of optical Internets", *IEEE J. Select. Areas Communic.*, vol 20, pp. 768-785, may 2002.
- [16] S. Subramaniam and R. A Barry, "Wavelength Assignment for Fixed Routing WDM Networks, Proc., ICC 97, Montreal, Canada, vol. 1, pp.406-410, june 1997.
- [17] M. Kodialam, T. V. Laksshman, "Integrated Dynamic IP and Wavelength Routing in IP over WDM Networks", in Proc. IEEE INFOCOM , 2001.
- [18] L. Barbado, G. Maier, "Maximum Traffic Scaling in WDM Networks Optimized for an Inicial Static Load", ONDM 2003, Vol.1pp. 41-60. February 3-5, 2003. Budapest, Hungary.
- [19] S. Subramanian and R. Barry, "Wavelength Assignment in Fixed Routing WDM Networks" IEEE Int'l Conf. Comm., pp. 406-410, Jun. 1997.
- [20] Yiming Z. and Oliver W.W. Y "An Effective approach to the connection routing problem of all-optical wavelength routing DWDM networks with wavelength conversion capability" ICC 2003.
- [21] R. Barry and P. Humblet, "Models of blocking probability in all-optical networks with and without wavelength changers", *IEEE JSAC*, vol. 14, n^o 5, pp. 868-880, Jun. 1996.
- [22] S. Subramanian, M. Azizoglu and A. Somani, "All-Optical Networks with sparse wavelength Conversion", *IEEE Trans. On Networking*, vol. 4, no 4, pp. 544-557, Aug. 1996.

-
- [23] G. Ellinas and T. E. Stern, “Automatic Protection switching for link failures in optical networks with bi-directional links”, In Proc. IEEE Globecom, Londres, Nov. 1996.
- [24] H. Waldman e M. D. Yacoub, “Telecomunicações: Princípios e Tendências” Ed. Érica, 1997.
- [25] E. Tittel, “Rede de Computadores”/trad. Walter da Cunha Borelli.- Porto Alegre: Bookman 2003. ISBN 85-363-0193-7.
- [26] R.K. Ahuja, “Network Flows: theory, algorithms, and applications” Prentice-Hall, Inc. 1993. ISBN 0-13-617549-X.
- [27] www.projetogiga.org.br
- [28] www.tidia.fapesp.br
- [29] ITU-T Intern. Telecom. Union Telecom. Standard. Sector. Architecture of Optical Transport networks. Number G.872.1999.
- [30] ITU-T Intern. Telecom. Union Telecom. Standard. Sector. Network Node Interface for the Optical Transport Network. Number G.709.2001.

Artigos Publicados:

- [24] K.D.R. Assis, M.Savasini, H. Waldman “Iterative VTD to maximize the Open Capacity of Optical Networks” 11 International Conference on Telecommunications, Fortaleza, August 2004 CE-Brasil. (to appear)
- [25] K. D. R. Assis, H.Waldman “An Efficient Strategy for the RWA Problem with Allocation of Wavelength Converters”. *ONDM'04*, Ghent, Belgium ; February, 2004.
- [26] K. D. R. Assis, H. Waldman. “Approaches to Maximize the Open Capacity of Optical Networks”. *ONDM'04*, Ghent, Belgium; February, 2004.

-
- [27] K. D. R. Assis, H. Waldman. “Practical Physical Topology Design for Optical Networks” ;Proceedings of International Microwave and Optoelectronics Conference – IMOC'03, Foz do Iguaçu, PR, Brazil; p. 01-05. September, 2003.
- [28] K.D.R. Assis. “Redes Ópticas na Era da Internet” Diálogos & Ciência – Revista Eletrônica da Faculdade de Tecnologia e Ciências de Feia de Santana. Ano I, n. 3, ago. 2003.ISSN 1678-049.
- [29] K. D. R. Assis, H. Waldman. “An Integrated Design for Topologies of Optical Networks, part II: Resources of Wavelength Conversion” ; IEEE/SBrT Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, Outubro, 5-8, 2003. Rio de Janeiro, RJ, Brasil.
- [30] H. Waldman., K. D. R. Assis, J. R. P. Naves “Loose Virtual Topology Design for WDM Networks” In: APOC- Asia Pacific Optical and Wireless Communications, 14-18 October 2002, Shanghai, China. Proceedings of APOC'02 Optical Networking II , 2002.
- [31] K. D. R. Assis, H. Waldman “An Integrated Design for Topologies of Optical Networks” In; IEEE/SBrT International Telecommunication Symposium, September 8-12, 2002. Natal, RN, Brazil Proceedings of IEEE/ITS'02.
- [32] K.D.R. Assis, H. Waldman, L.C. Calmon. Virtual Topology Design for a Hypothetical Optical Network. Revista Telecomunicações. Santa Rita do Sapucaí, MG: , v.05, n.01, p.29 - 34, 2002.
- [33] K.D.R. Assis, H. Waldman, A. A. Gonçalves “Redes Ópticas Estáticas para o Tráfego IP “ In: X Simpósio Brasileiro de Microondas e Optoeletrônica, 2002, Recife, PE, Brazil Anais do X Simpósio Brasileiro de Microondas e Optoeletrônica. Sociedade Brasileira de Microondas e Optoeletrônica, 2002. v.1. p.615 - 619
- [34] K.D.R. Assis, H. Waldman “Redes Ópticas WDM: Planejamento e Perspectivas Futuras” In: XXII Congresso da Sociedade Brasileira de Computação, 2002, Florianópolis, SC, Brazil (in Portuguese).Anais do XXII Congresso da Sociedade Brasileira de Computação. Porto Alegre: Sociedade Brasileira de Computação, 2002. v.6. p.115 – 124
- [35] K.D.R. Assis, H. Waldman., L.C. Calmon. “Virtual Topology Design for a Hypothetical Optical Network” In: WDM and Photonic Switching Devices for Network Applications II,

2001, San Jose, CA, U.S.A. Proceedings of SPIE. Bellingham, Washington, U.S.A.: SPIE - The International Society for Optical Engineering, 2001. v.4289. p.65 - 73