



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

Tese de Mestrado

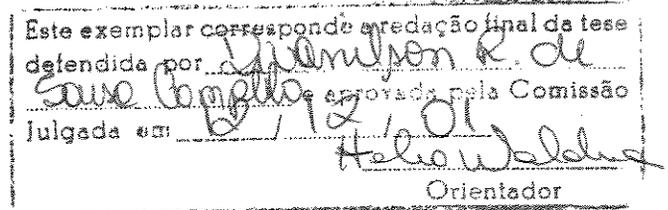
ALGORITMOS DE ALOCAÇÃO DE ROTA E COMPRIMENTO DE ONDA

Autor:

Divanilson Rodrigo de Sousa Campelo

Orientador:

Prof. Dr. Helio Waldman



Área de Concentração:

Telecomunicações e Telemática

Banca Examinadora:

Prof. Dr. Helio Waldman (Presidente)

Prof. Dr. Dalton Soares Arantes

Prof. Dr. Evandro Conforti

Prof. Dr. William Ferreira Giozza

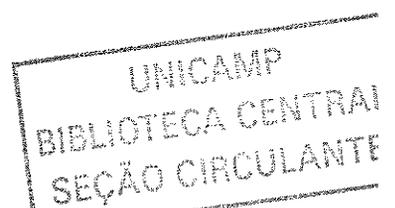
DECOM – FEEC – UNICAMP

DECOM – FEEC – UNICAMP

DMO – FEEC – UNICAMP

UNIFACS

Campinas, 12 de Dezembro de 2001



UNIDADE	30
Vº CHAMADA	T/UNICAMP
	C153a
V	
TOMPO SCI	48865
PROC.	16-83710 2
C	<input type="checkbox"/>
	A
PREÇO	R\$11,00
DATA	08/05/02
Nº CPD	

CM001671B6-1

18 ID 239685

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

C153a Campelo, Divanilson Rodrigo de Sousa
 Algoritmos de alocação de rota e comprimento de
 onda / Divanilson Rodrigo de Sousa Campelo.--
 Campinas, SP: [s.n.], 2001.

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

 1. Comunicações óticas. 2. Telecomunicações. I.
 Waldman, Helio. II. Universidade Estadual de
 Campinas. Faculdade de Engenharia Elétrica e de
 Computação. III. Título.

Resumo

Em redes com roteamento de comprimento de onda, a exploração da plena capacidade dos enlaces WDM depende da disponibilidade de conversores de comprimento de onda nas interconexões. A perda resultante da falta desta tecnologia pode, entretanto, ser reduzida pela adoção de algoritmos adequados de alocação de rota e comprimento de onda. Embora nenhum algoritmo poderá produzir desempenho superior ao da convertibilidade plena, é interessante investigar o desempenho máximo oferecido pela conversão, pois o custo da inteligência representada pelo algoritmo é muito inferior ao da conversão. Neste trabalho, propomos um novo algoritmo de alocação de comprimento de onda que reduz a necessidade de conversão em anéis WDM de caminhos ópticos. Para a escolha do comprimento de onda mais adequado, apresentamos métricas simples que se baseiam totalmente em informações locais. Este atributo qualifica o algoritmo proposto para o conceito emergente conhecido como IP sobre WDM, no qual caminhos ópticos poderiam ser ativados e desativados sob o controle direto e descentralizado de roteadores IP.

Palavras-chave: WDM, Redes Ópticas, Alocação de Rota e Comprimento de Onda

Abstract

In wavelength-routed networks, the exploitation of the full capacity of WDM links depends on the availability of wavelength converters in the interconnections. Nevertheless, the loss due to the absence of this technology can be reduced by the adoption of good routing and wavelength assignment algorithms. Although no algorithm can produce a higher performance than the full convertibility, it is interesting to investigate the maximum performance provided by the conversion because the cost of the intelligence present in the algorithm is much smaller than cost of the conversion. In this work, we propose a new wavelength assignment algorithm that reduces the necessity of conversion in optical path WDM rings. We present simple metrics for the choice of the best wavelength that are based totally on local information. This attribute enables the proposed algorithm to the emerging framework known as IP over WDM, where optical paths could be set up and taken down under the direct and decentralized control of the IP routers.

Keywords: WDM, Optical Networks, Routing and Wavelength Assignment.

Dedico este trabalho aos meus pais Divam e Nilda, e a Camila, por tudo o que representam para mim.

Agradecimentos

Agradeço a Deus as vitórias alcançadas neste período.

Aos meus pais e toda a família o constante incentivo mesmo à distância. Sem eles, tudo teria sido mais difícil.

A Camila a inspiração, compreensão, incentivo, amor, enfim, todos os momentos compartilhados.

Ao Prof. Helio Waldman a orientação, conselhos, discussões e amizade. Um extraordinário pesquisador e professor.

Ao grande amigo Raul, parceiro de simulações, artigos científicos e discussões. Sem dúvida, uma parceria que ainda dará muitos frutos.

Aos grandes amigos Márcia, Daniel, Joselan e Daniela, que praticamente foram meus irmãos no período em que estive na Unicamp.

Aos outros grandes amigos André Távora, Gustavo, Rinaldo, Juliana, Carlos Henrique, César, Fabrício, Silvia, Felipe, André Kauffman, Magno, Bartolomeu, Virgínia, Raquel, Alberto, Rony, Yusef, Luis Carlos, Franciraldo, Hélder, Vitor, Márcio e tantos outros. Valeu pela convivência e pelas horas inesquecíveis.

À FAPESP o apoio científico.

A todos que de alguma forma me ajudaram. Muito obrigado.

Índice

1	Introdução.....	1
2	Evolução das Redes Ópticas.....	7
2.1	Introdução.....	7
2.2	Surgimento dos Sistemas WDM.....	12
2.3	A Rede Totalmente Óptica.....	14
3	Redes de Roteamento de Comprimento de Onda.....	17
3.1	Introdução.....	17
3.2	A Camada Óptica.....	18
3.3	Os Nós na Camada Óptica.....	20
3.4	Conversão de Comprimento de Onda.....	21
3.5	O Projeto de uma Rede Totalmente Óptica.....	23
3.6	Modelos de Tráfego e Desempenho.....	24
3.7	Tipos de Rede.....	27
3.8	Alocação de Rota e Comprimento de Onda.....	27
4	Análise dos Benefícios da Conversão de Comprimento de Onda em Anéis WDM...	29
4.1	Introdução.....	29
4.2	Bloqueio em Anéis.....	29
4.3	Modelo Aproximado para o Cálculo da Probabilidade de Bloqueio.....	33
5	Estratégias Dinâmicas de Prioridade na Alocação de Comprimento de Onda em Anéis WDM.....	42
5.1	Introdução.....	42
5.2	Proposição de um Novo Algoritmo de Alocação de Comprimento de Onda.....	44
5.3	Modelo Analítico.....	45
5.3.1	Minimização das Probabilidades de Bloqueio de Caminho.....	46
5.3.1.1	Tráfego Uniforme.....	48
5.3.1.2	Tráfego Exponencial.....	48
5.3.2	Minimização das Probabilidades de Bloqueio de Caminhos Coloridos.....	49
5.3.2.1	Tráfego Uniforme.....	51
5.3.2.2	Tráfego Exponencial.....	52
5.3.3	Algoritmo.....	52
5.4	Simulações.....	54
5.5	Resultados.....	57
6	Conclusões.....	61
7	Referências Bibliográficas.....	66
Apêndice – OXC – Elemento-chave em Redes Fotônicas.....		68
A.1	Introdução.....	68
A.2	Visão Geral do Mercado de OXC.....	69

A.3	Migração do Elétrico para o Totalmente Óptico.....	7
A.4	Vantagens dos <i>Crossconnects</i> Fotônicos.....	7
A.5	Desvantagens dos <i>Crossconnects</i> Fotônicos.....	7
A.6	Padronizações.....	7
A.7	Tecnologia.....	7
	A.7.1 “Cores” Elétricos.....	7
	A.7.2 MEMS – <i>Micro-Electro-Mechanical-Systems</i>	7
	A.7.3 “ <i>Tiny Bubbles</i> ” – Bolhas Finas.....	7
	A.7.4 Cristais Líquidos.....	7
A.8	Conclusões.....	7
A.9	Referências.....	7

Capítulo 1 - Introdução

A motivação do crescimento das redes ópticas na transmissão de informação se deve, entre outros motivos, ao imenso aumento da demanda por novas aplicações em comunicações, impulsionadas principalmente pelo advento da Internet nos últimos anos.

Contudo, desde a invenção da primeira fibra óptica de baixa perda por volta de 1970[1, 4], a idéia de se construir uma infraestrutura global de informação através de fibras ópticas tem conduzido inúmeras pesquisas em comunicações ópticas e movimentado quantias extraordinárias no mercado de telecomunicações em todo o mundo. A enorme quantidade de fibras ópticas instaladas em várias partes do mundo reflete essa tendência.

As primeiras redes ópticas surgiram no final da década de 80, quando a infraestrutura existente baseada no padrão PDH - *Plesiochronous Digital Hierarchy* apresentava dificuldades de multiplexação, gerência, interoperabilidade e integração de redes [1, 5]. Surgiram então os padrões americano SONET - *Synchronous Optical Network* e europeu SDH - *Synchronous Digital Hierarchy*, que utilizam a fibra como meio de transmissão, mas que realizam a comutação, processamento e roteamento no domínio eletrônico. Essas redes, chamadas de redes síncronas pelo fato de que todos os elementos de rede devem estar sincronizados com um único relógio mestre, estão amplamente difundidas no mundo e são uma evolução das redes elétricas cujo meio da transmissão é o fio de cobre, mais conhecido como par trançado. O Brasil adota o padrão SDH de rede síncrona.

Até recentemente, os enlaces de transmissão nas redes síncronas continham apenas um comprimento de onda. Porém, com o desenvolvimento da transmissão WDM - *Wavelength Division Multiplexing*, os enlaces passaram a conter vários comprimentos de onda, sendo capazes de carregar muitas conexões lógicas entre os equipamentos eletrônicos da rede.

A introdução de vários comprimentos de onda na fibra resulta no crescimento da capacidade das redes ópticas. Esse aumento de capacidade, por sua vez, implica maior

custo nos equipamentos dos nós de comutação da rede. Ao mesmo tempo, o aumento do alcance óptico conseguido principalmente através de amplificadores ópticos tem reduzido o número de regeneradores necessários na transmissão. Em outras palavras, o WDM compartilha o custo da fibra e amplificadores entre muitos canais ópticos, reduzindo o custo de equipamentos de linha comparados ao custo dos equipamentos nos nós de comutação. Conseqüentemente, a distribuição dos custos numa rede óptica está se movendo em direção aos nós de comutação, dominados fortemente pelas interfaces optoeletrônicas que existem em seu interior.

A minimização das interfaces opto-eletrônicas nos nós de comutação será possível quando algumas funcionalidades requeridas por esses nós forem realizadas no domínio óptico. Além da desvantagem econômica, as interfaces opto-eletrônicas são responsáveis também por conter o gargalo existente hoje nas redes ópticas. À medida que a necessidade de mais largura de banda se torna evidente, buscam-se maiores taxas de transmissão, porém os limites impostos pela eletrônica existente nos nós de comutação impedem a exploração da grande capacidade das fibras ópticas. No momento em que a *crossconexão* e o roteamento de caminhos forem realizados no domínio óptico, não só os custos hoje dominados pelos nós de trânsito tendem a ser removidos como também as redes serão capazes de reconfigurar opticamente as conexões, seja para redistribuição de carga ou recuperação de falha.

Sendo assim, a exploração da camada fotônica nas redes ópticas atuais será possível quando os caminhos ópticos forem reconfiguráveis, ou seja, quando for possível realizar o roteamento da luz sem nenhuma interferência eletrônica no processo. Rotear comprimentos de onda, entretanto, é uma tarefa que depende não só da disponibilidade de componentes ópticos já existentes comercialmente como do desenvolvimento de outros que ainda estão em fase experimental em laboratórios. O impacto desta tecnologia nos novos sistemas de comunicação deve interferir bastante no desempenho das redes ópticas, motivo pelo qual são necessários estudos sistêmicos como este que nos propusemos a realizar.

Atualmente as redes ópticas se caracterizam por circuitos permanentes para uma dada demanda de tráfego exigida por uma rede cliente ou por um grande usuário. Entretanto, à medida que as redes de acesso a pequenos usuários se tornam mais robustas, quantidades cada vez maiores de informação precisam ser transferidas em intervalos de tempo cada vez menores e, em geral, em circuitos que seriam ativados e desativados após um certo tempo, caracterizando a dinâmica da rede. No limite, um comprimento de onda exclusivo seria necessário para realizar tal tarefa. Surge então a analogia de se realizar um *dial-up* de comprimento de onda, onde uma *chamada* de alguns Gigabits por segundo teria um certo tempo de ativação e depois seria desativada. Esse processo é semelhante ao que ocorre nas redes telefônicas atuais, onde circuitos de alguns quilobits são estabelecidos entre centrais e usuários finais para trafegar voz e dados em taxas relativamente baixas e que comprometem a qualidade de alguns serviços.

Entretanto, as redes fotônicas possivelmente exigirão uma política diferenciada de bloqueio de requisições, pois, ao invés de circuitos de voz bloqueados, teríamos vários gigabits de informação não atendidos por uma eventual falta de estrutura da rede.

Por isso, os estudos arquitetônicos sobre redes de roteamento de comprimentos de onda podem ser grosseiramente divididos em duas classes:

- a) estudos em que se busca uma topologia que minimize o número de comprimentos de onda necessário para dar suporte a um determinado padrão de demanda de tráfego, especialmente sem bloqueio;
- b) estudos em que são dadas a topologia física e a reconfigurabilidade e se busca minimizar o número de comprimentos de onda através de um algoritmo de alocação de rotas e comprimentos de onda que maximize o atendimento de requisições de caminhos ópticos, maximizando o fator de reuso de comprimentos de onda para uma dada probabilidade de bloqueio.

Neste trabalho, enfocamos basicamente o segundo caso. O problema de alocar comprimentos de onda envolve o desenvolvimento de algoritmos que tentem maximizar o

uso de comprimentos de onda na rede, de forma que se possa aumentar a capacidade de atendimento de requisições.

Muitos estudos de desempenho de redes de roteamento de comprimento de onda foram realizados supondo o uso do chamado algoritmo aleatório [2, 3]. Neste algoritmo, um comprimento de onda é escolhido aleatoriamente entre os comprimentos de onda disponíveis da rota em consideração, ou seja, os comprimentos de onda que não estejam sendo usados em nenhum enlace da rota. Embora este algoritmo conduza a um balanceamento da carga entre todos os comprimentos de onda da constelação, o que parece implicar a maximização da capacidade, simulações mostram que, para uma dada probabilidade de bloqueio, outros algoritmos fornecem melhor desempenho que o algoritmo aleatório, apesar de desbalancearem a carga entre os diversos comprimentos de onda.

Uma discussão importante tem por objetivo determinar a verdadeira importância da conversão de comprimento de onda na maximização da capacidade de redes de roteamento de comprimentos de onda com bloqueio [2, 3]. Sem esta tecnologia (a conversão de comprimento de onda), um caminho óptico deve ficar no mesmo comprimento de onda desde a origem até o destino. Então, sua ativação depende da existência de um comprimento de onda que não esteja sendo usado em nenhum enlace da rota desejada. Se este comprimento de onda não existir, a requisição por este caminho terá que ser bloqueada mesmo que nenhum enlace da rota esteja usando todos os comprimentos de onda do conjunto. Em contrapartida, uma rede com conversores de comprimento de onda em seus *crossconnects* só precisará bloquear uma requisição de caminho óptico quando algum enlace da rota desejada estiver usando todos os comprimentos de onda da grade do sistema. Está claro, portanto, que o uso de conversores de comprimento de onda aumenta a capacidade das redes, mas o problema está em quantificar este ganho, pois desta quantificação poderá depender a decisão de se usar ou não esta tecnologia, já que ela tem também os seus custos.

Por isso, investigamos neste trabalho o desempenho das redes ópticas de roteamento de comprimentos de onda com bloqueio sem conversores de comprimentos de onda e comparamos com as redes com trocadores de comprimentos de onda. Utilizamos a topologia anel nas nossas considerações, pois as redes fotônicas devem surgir como uma evolução natural das redes SDH/SONET, que estão amplamente difundidas em anéis. Através de simulações computacionais, comparamos o desempenho de diversos algoritmos de alocação de comprimentos de onda para anéis ópticos com bloqueio.

Os capítulos que seguem descrevem a metodologia do nosso trabalho, bem como os caminhos utilizados nas nossas análises. O segundo capítulo discute a evolução das redes ópticas e os fatores que têm conduzido a migração para as redes fotônicas. O terceiro capítulo descreve as principais características das redes de roteamento de comprimento de onda. No quarto capítulo, são analisados os benefícios da conversão de comprimento de onda com os seus impactos no desempenho das redes fotônicas com bloqueio. O quinto capítulo apresenta o algoritmo de alocação de comprimento de onda para anéis ópticos com bloqueio que foi desenvolvido nas nossas pesquisas e os resultados alcançados. Em seguida, apresentamos as conclusões do nosso trabalho e sugestões para estudos posteriores. O apêndice no final do trabalho discute o mercado, as principais funcionalidades e o que se espera da introdução dos *optical crossconnects* - OXC's nas redes fotônicas.

Por fim, a demanda por serviços que poderiam ser apoiados por uma nova infraestrutura de rede óptica depende do surgimento da própria infraestrutura, porém o investimento massivo requerido para a realização de tal infraestrutura não irá se confirmar até que os investidores não enxerguem algum sinal de mercado para esses novos serviços. Algumas tecnologias como a rádio FM, a televisão em cores e outros serviços sentiram esse efeito [4]. Em resumo, ainda estamos um pouco distantes de explorar toda a capacidade das fibras. Isso se deve ao fato de que, apesar do crescimento quase exponencial da demanda por largura de banda [4], a capacidade das fibras instaladas atualmente é praticamente capaz de atender toda a demanda de serviços existentes hoje. O que certamente conduzirá a exploração da imensa capacidade das fibras será a introdução destes novos serviços, tais

como vídeo sob demanda, teleconferência em vídeo, aplicações em telemedicina como arquivamento e transferência de imagens médicas de alta resolução, distribuição de textos, imagens e vídeos multimídia, e muitos outros que envolvem muita informação visual e tempos de resposta cada vez menores. Sem dúvida, trata-se de um paradoxo intrigante, porém espera-se que a própria demanda por serviços seja capaz de impulsionar o desenvolvimento destes novos sistemas.

Capítulo 2 – Evolução das Redes Ópticas

2.1 Introdução

As redes de transporte se difundiram principalmente como o meio de transportar tráfego de conversações telefônicas ao longo dos anos. Contudo, as mudanças no tipo e no volume de tráfego carregado por estas redes forçaram o desenvolvimento da tecnologia de transmissão, implicando a necessidade de redes confiáveis, flexíveis e que fossem capazes de transportar uma vasta variedade de serviços, oferecendo um alto grau de qualidade demandada pelos clientes [5].

Dentro desse universo, as redes ópticas se desenvolveram para dar suporte às novas exigências das redes de transporte. Nos últimos anos, a Internet tem sido o grande propulsor na implantação das redes ópticas nas grandes operadoras e na interligação de continentes, provendo conectividade alternativa diante dos satélites que até então dominavam a comunicação a longa distância.

A transmissão óptica por luz guiada só foi possível após o surgimento da primeira fibra óptica de baixa perda no início da década de 70 e dos lasers semicondutores no mesmo período [4, 8]. Até aquele momento, as perdas presentes nas fibras não permitiam sequer pequenas distâncias de transmissão. Com o refinamento dos transdutores ópticos e com a redução das perdas nas fibras, a eficiência dos sistemas ópticos (medida através do produto taxa de bits x distância) cresceu a uma taxa exponencial a partir do início dos anos 70 até o final dos anos 80.

Com o surgimento dos amplificadores ópticos no final da década de 80, as limitações impostas pela atenuação na fibra foram desaparecendo. A partir de então, transmissões a longas distâncias começavam a se tornar possíveis e as redes ópticas definitivamente eram capazes de interligar distantes localidades para transferência de informações.

Contudo, o surgimento das primeiras redes ópticas coincide com o aparecimento dos padrões de redes síncronas SONET – *Synchronous Optical Network* (América do Norte) e SDH – *Synchronous Digital Hierarchy* (Europa). Antes das redes SONET/SDH, a infraestrutura de transporte era baseada no padrão PDH - *Plesiochronous Digital Hierarchy*, que datava do final da década de 60, coincidindo com o início da transmissão

digital através do PCM - Pulse Code Modulation. Naquela época, buscava-se multiplexar circuitos digitais de voz de 64 kbit/s. Taxas mais altas eram definidas com múltiplos da taxa básica 64kbit/s.

O que motivou a substituição do padrão PDH foram os vários problemas existentes nesta hierarquia [1]. Dentre os principais problemas, podemos citar:

1. **Multiplexação** – No PDH, é praticamente impossível retirar um sinal de taxa mais baixa de outro sinal com taxa superior, pois como os relógios dos sinais não são perfeitamente sincronizados, bits de enchimento são necessários para acomodar os atrasos entre os diferentes relógios. Isso torna a demultiplexação severamente complicada em sistemas PDH. A Fig. 2.1 mostra o esquema de demultiplexação no PDH. Vários estágios são necessários para se retirar um feixe de taxa mais baixa a partir de um de taxa superior. Para o tráfego que segue, o mesmo esquema de multiplexação precisa ser aplicado, aumentando bastante a complexidade do sistema.

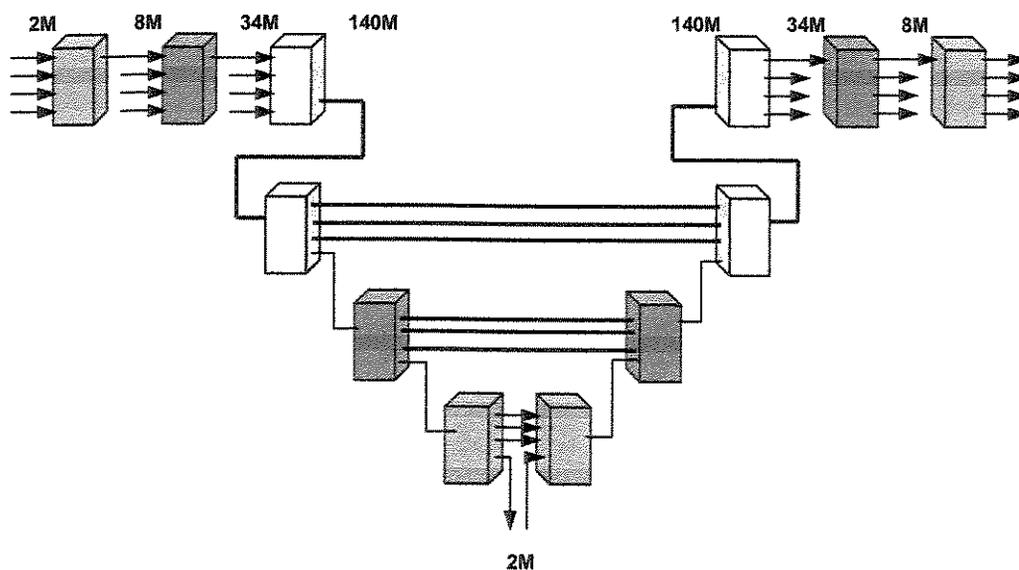


Figura 2.1 – Esquema de demultiplexação e multiplexação de sinais PDH

2. **Gerência:** Praticamente não havia informação de gerência trafegando na rede PDH.
3. **Interoperabilidade:** Os sistemas PDH de diferentes fabricantes em sua maioria não eram compatíveis entre si por causa de diferentes interfaces ópticas, codificação de linha e outros fatores.
4. **Proteção e Restauração de circuitos:** Os sistemas SONET/SDH foram desenvolvidos para prover proteção contra falhas na rede que não existiam nas redes PDH. As padronizações estabelecem um tempo de comutação máximo de 60ms em caso de falha em uma parte da rede com proteção.

Devido a todas essas dificuldades, foram realizados estudos que culminaram inicialmente no nascimento do padrão SONET, que surgiu na América do Norte. Em seguida, surgiu um padrão similar na Europa que foi chamado de SDH. Embora muito parecidos no conceito, esses padrões diferem desde a formação dos quadros síncronos a partir de sinais de taxas menores. Essas redes são chamadas de síncronas porque todos os seus elementos devem estar sincronizados por um único relógio mestre do sistema.

Na hierarquia SDH, utilizada também no Brasil, um sinal PDH (ex., 2Mbit/s) é encapsulado numa estrutura chamada *container* (seu similar em SONET é chamado de *Synchronous Payload Envelope*, ou simplesmente SPE). No nó origem é adicionada a cada *container* (ou SPE) uma informação de controle chamada de *path overhead* – POH. Esta informação é retirada apenas no nó destino e é utilizada para fins de monitoração de desempenho e proteção. O *container* adicionado do *path overhead* é chamado de *virtual container* - VC na estrutura SDH e de *virtual tributary* - VT no padrão SONET. Os VCs são as estruturas básicas na transmissão SDH e, por conseguinte, os VTs na estrutura SONET. Um VC pode conter outros VCs e vários VCs (ou VTs) são multiplexados para a formação de estruturas de quadro maiores e com taxas mais altas de transmissão. Por exemplo, um VC4 na estrutura SDH pode ser formado por 63 VC12 ou por 3 VC3 ou ainda a partir de um simples sinal PDH de 140Mbit/s. A Fig. 2.2 ilustra como foram idealizadas as duas estruturas de multiplexação. O produto final é a estrutura de multiplexação básica do SDH, chamada de *Synchronous Transport Module* – STM. A taxa básica de transmissão é o STM-1, que transporta 155,52 Mbit/s. Em SONET, a estrutura básica é o *Synchronous*

taxas mais baixas a um sinal de alta velocidade. Essa função é realizada pelo *add/drop multiplexer* (ADM). Este tipo de elemento de rede é aplicado em topologias em anel, onde em nós intermediários vários sinais podem ser retirados ou adicionados, com o compromisso de não ultrapassar a capacidade do sistema. Como exemplo, num anel SDH com capacidade de trafegar um sinal STM-4, vários sinais de taxas mais baixas como 2Mbit/s, 34Mbit/s e até 155,52 Mbit/s podem ser retirados e enviados para localidades intermediárias. Em contrapartida, essas mesmas localidades intermediárias podem adicionar sinais como esses ao sistema, contanto que o limite da capacidade STM-4 não seja ultrapassado. As tabelas 2.1 e 2.2 mostram as taxas de bit adotadas na América do Norte e Europa nos padrões PDH e SDH/SONET.

Sinal	América do Norte	Europa
DS0	64 Kbit/s	
DS1	1.544 Mbit/s	
E1		2.048 Mbit/s
DS1c	3.152 Mbit/s	
DS2	6.312 Mbit/s	
E2		8.448 Mbit/s
DS3/E3	44.736 Mbit/s	34.638 Mbit/s
DS3c	91.053	
DS4	274.176 Mbit/s	

Tabela 2.1 – Taxas de transmissão em PDH na América do Norte e Europa

SONET	SDH	Taxa de bits (Mbit/s)
STS/OC-1		51.84
STS/OC-3	STM-1	155.52
STS/OC-12	STM-4	622.08
STS/OC-24		1244.16
STS/OC-48	STM-16	2488.32
STS/OC-192	STM-64	9953.28

Tabela 2.2 – Taxas de transmissão adotadas nos padrões SDH e SONET

Outro fator bastante importante que diferencia as redes SDH/SONET das suas antecessoras PDH é a proteção. Pelo fato de trafegarem também informação de gerência na rede e de existirem bytes exclusivos em seus quadros para informação de proteção, as redes SDH/SONET podem proteger enlaces de transmissão contra falhas.

Por fim, as interfaces ópticas das redes SDH/SONET são muito importantes no projeto de um sistema. Os tipos de interfaces ópticas são escolhidos dependendo da taxa de transmissão, das distâncias envolvidas e das características do meio.

2.2 Surgimento dos Sistemas WDM

Como são redes que utilizam o mecanismo de multiplexação por divisão temporal TDM – *Time Division Multiplexing*, as redes SDH/SONET precisavam transmitir mais bits num mesmo espaço de tempo T para aumentar as velocidades de transmissão nos seus enlaces. Com o desenvolvimento de transmissores mais velozes, os efeitos gerados pela fibra nos pequenos pulsos gerados por esses dispositivos começavam a limitar o aumento da taxa de transmissão do sistema. A optoeletrônica presente nos transmissores também apresentava limitações à medida que as velocidades de transmissão eram cada vez maiores. O resultado era que a enorme largura de banda útil disponível nas fibras ópticas era pouco explorada por sistemas com apenas um comprimento de onda.

A técnica de combinar vários canais de diferentes comprimentos de onda no interior da fibra aumentou sensivelmente a capacidade das redes. Surgiam as primeiras aplicações dos sistemas WDM.

Os principais objetivos da introdução de sistemas WDM na transmissão eram:

- Aumentar a capacidade das redes SDH/SONET com a eletrônica existente.
- Tornar o crescimento dos sistemas insensível a taxa de bits, permitindo o *upgrade* de sistemas TDM para melhor utilização da capacidade das fibras.
- Independência do formato de modulação do sinal, ou seja, sinais de diferentes formatos de dados poderiam ser transmitidos em paralelo independentemente.
- Aproveitar a planta de fibras já existentes e reduzir a necessidade de se lançar mais fibras.

- Redução do custo em equipamentos de transmissão, pois vários canais podem ser transmitidos através de um único sistema.

Analisando numa estrutura de camadas, os sistemas WDM surgiram como uma camada de transporte para as camadas SDH/SONET, permitindo que vários sinais SDH/SONET coexistissem independentemente num único par de fibras, cada um utilizando um diferente comprimento de onda. A capacidade agregada do sistema foi transformada no produto do número de comprimentos de onda pela taxa transmitida em cada um deles.

Os primeiros sistemas WDM surgiram como sistemas ponto a ponto, ou seja, cada comprimento de onda é terminado em todo nó, transformado para o domínio elétrico e em seguida modulado novamente por uma interface óptica para a introdução no próximo enlace de fibra. O termo DWDM – *Dense Wavelength Multiplexing* é usualmente utilizado para sistemas WDM com mais de 40 canais [6]. Alguns fabricantes utilizam o termo CWDM – *Coarse Wavelength Division Multiplexing* para designar sistemas WDM com até 8 comprimentos de onda. Sistemas DWDM atuais comercialmente disponíveis são capazes de transmitir cerca de 160 comprimentos de onda a 10 Gbit/s numa única fibra, ou seja, implicando uma capacidade agregada do sistema superior a 1 Tbit/s.

Com o desenvolvimento dos amplificadores ópticos na década de 90, os sistemas WDM foram capazes de alcançar distâncias da ordem de centenas de km sem a necessidade de regeneração de sinais em estações intermediárias. Enquanto nos regeneradores todos os comprimentos de onda do sistema são demultiplexados, regenerados e em seguida multiplexados novamente, os amplificadores ópticos podem amplificar opticamente uma gama de comprimentos de onda sem a necessidade de converter os canais para o domínio eletrônico. O número de repetidores em cada estação regeneradora deve ser igual ao número de comprimentos de onda, portanto, o uso desses elementos eleva bastante o custo de um sistema de transmissão WDM com muitos comprimentos de onda. Num projeto de um sistema WDM em longa distância, busca-se minimizar a utilização de regeneradores e utilizar sempre que possível os amplificadores ópticos. Naturalmente, a substituição de regeneradores por amplificadores só é possível mediante o controle rigoroso da dispersão, uma vez que os amplificadores não corrigem deformação dos pulsos.

2.3 A Rede Totalmente Óptica

Após o advento dos amplificadores ópticos, houve uma migração dos custos antes dominados pelos equipamentos de linha (regeneradores) em direção aos equipamentos nos nós de transmissão das redes WDM. As interfaces optoeletrônicas presentes nestes elementos são os fatores predominantes no custo do sistema.

Uma outra importante questão é o gargalo presente nas atuais redes de telecomunicações [7]. Antes da transmissão WDM, o gargalo estava na transmissão ou no transporte da informação, onde quantidades imensas de informação precisavam ser transferidas em tempos cada vez menores e não havia meios de transmissão capazes de realizar esta função. O surgimento de sistemas WDM diminuiu consideravelmente o gargalo na transmissão em redes a longa distância e também metropolitanas.

Entretanto, o gargalo hoje existente não se limita apenas à transmissão, mas principalmente ao roteamento de informações. A habilidade de rotear informação em sistemas com conversão opto-eletrônica - OEO - de sinais tem se tornado cada vez mais complexa devido à variedade de formatos de dados presentes nas redes e, conseqüentemente, limitado bastante o desempenho destas redes.

Dentro deste contexto, podemos citar algumas estratégias de desenvolvimento e aplicação dos sistemas ópticos recentes [5]:

- Eliminar ou pelo menos minimizar as interfaces optoeletrônicas de alta capacidade do sistema;
- Otimizar o uso do domínio eletrônico onde interfaces optoeletrônicas são requeridas;
- Utilizar equipamentos totalmente ópticos nos nós de comutação e transmissão da rede;
- Desenvolver mecanismos de gerência para a camada óptica levando-se em conta o cenário analógico da tecnologia óptica.

Todos estes esforços visam ao desenvolvimento da rede totalmente óptica, onde o roteamento de informações na camada óptica será feito inteiramente sem nenhuma

intervenção eletrônica no processo. As interfaces optoeletrônicas, portanto, só seriam aplicadas na fronteira com o usuário final.

Neste cenário, surgem elementos-chave para este objetivo. O primeiro deles é o *Optical Add Drop Multiplexer* – OADM, já presente nas redes em longa distância atuais. Similares aos ADMs no princípio de utilização, os OADMs se diferenciam dos ADMs porque toda função de retirada ou adição de canais (representados por diferentes comprimentos de onda) é realizada opticamente, com possibilidade de passagem daqueles comprimentos de onda que se destinam a outros nós. É importante frisar que os OADMs atuais não possuem reconfigurabilidade dinâmica.

Entretanto, os *Optical Crossconnects* – OXC são na verdade os elementos mais importantes para migração em direção às redes totalmente ópticas ou fotônicas. Estes elementos serão capazes de não apenas retirar, dar passagem ou adicionar comprimentos de onda ao longo do caminho, mas também rotear os comprimentos de onda para diferentes localidades e desempenhar funções até então possíveis apenas com a ajuda da eletrônica. A Fig. 2.3 mostra um diagrama com a evolução dos componentes para a rede totalmente óptica.

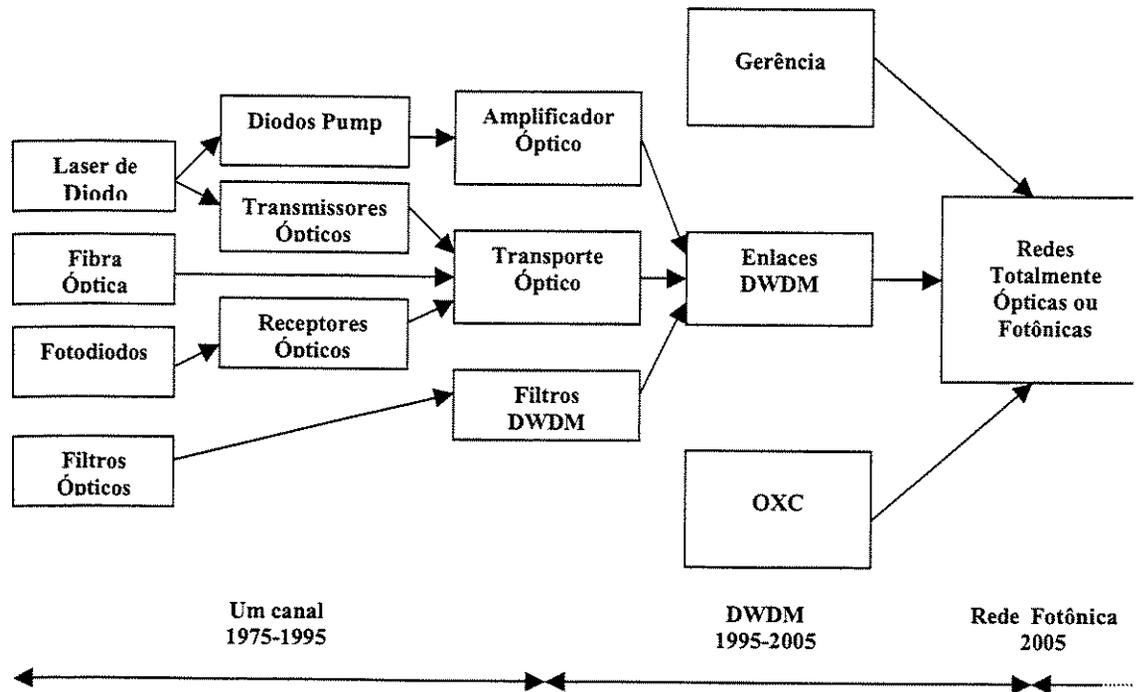


Figura 2.3 – Evolução para a Rede Fotônica

Portanto, a evolução mostra que as redes fotônicas já estão deixando os laboratórios e os campos de pesquisa em grandes empresas para o desenvolvimento de produtos aplicáveis a essa tecnologia. Neste trabalho, o Apêndice trata especificamente dos OXC, elementos-chave para as redes fotônicas.

A Fig. 2.4 mostra uma estrutura de camadas onde a camada óptica representa a camada de transporte.

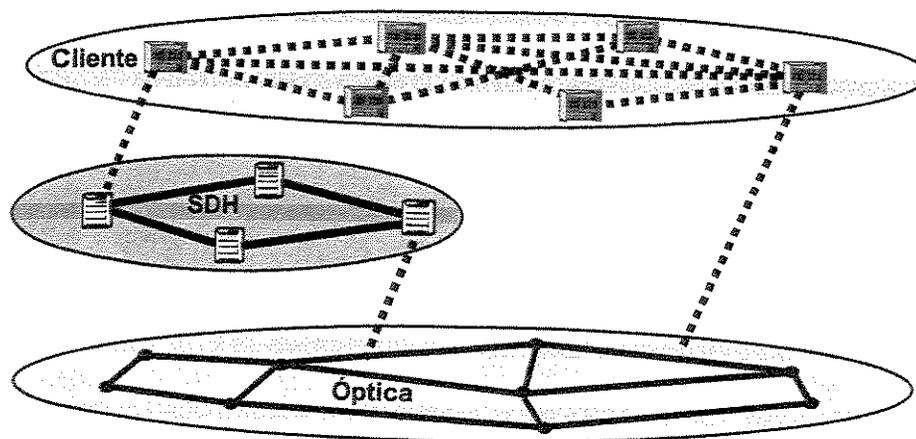


Figura 2.4 – Estrutura de camadas com a rede fotônica como a camada de transporte

No próximo capítulo, apresentamos as redes de roteamento de comprimento de onda. Neste tipo de rede, os nós são capazes de rotear os caminhos ópticos diretamente pelo comprimento de onda. Serão apresentados os fundamentos da camada óptica, o modelo dos nós e do tráfego neste tipo de rede, assim como o estudo das medidas de desempenho destas redes.

Capítulo 3 - Redes de Roteamento de Comprimento de Onda

3.1 Introdução

No capítulo anterior, acompanhamos a evolução das redes ópticas ao longo dos anos e os esforços realizados em direção às redes totalmente ópticas.

Vimos que praticamente em todas as redes ópticas atuais há a conversão opto-eletrônica – OEO - nos nós, ou seja: a informação quando chega a um determinado nó é convertida para o domínio eletrônico, processada e, dependendo do nó destino, é então retirada ou encaminhada para um nó adjacente. Atualmente, apenas em alguns trechos de redes em longa distância e também metropolitanas, alguns nós já são capazes de dar passagem, retirar ou adicionar um pequeno número de comprimentos de onda do caminho sem interferência eletrônica no processo, porém toda essa ação não é realizada dinamicamente, mas sim com intervenção humana e de complexa reconfigurabilidade.

É importante mencionar que nas redes com conversão OEO nos nós, todo o tráfego precisa ser convertido para o domínio eletrônico em todos os nós do caminho, mesmo quando estes nós não sejam o destino da informação trafegada. Uma analogia interessante seria comparar a informação com um trem de passageiros numa situação em que todos os passageiros teriam que descer do trem em toda estação e em seguida subir novamente no trem, mesmo se o destino de cada um deles fosse outra estação. Em outras palavras, há um dispêndio de processamento eletrônico nos casos em que a informação na forma de luz precisa apenas passar adiante num determinado nó sem que haja a necessidade de processá-la eletronicamente. Esse dispêndio se agrava ainda mais pelo fato de que são as interfaces optoeletrônicas envolvidas no processo que dominam os custos num determinado nó.

Uma segunda questão diz respeito à reconfigurabilidade dos caminhos na camada óptica. Nos atuais casos em que já há a retirada, adição ou passagem de comprimentos de onda no domínio óptico, todo esse processo é configurado manualmente e de uma só vez, sem possibilidade de reposta rápida ao tráfego dinâmico da rede. Como vimos, o gargalo das redes de telecomunicações de hoje está se deslocando em direção ao roteamento de

informação, motivo pelo qual há o interesse em realizar estas funcionalidades no domínio óptico.

Portanto, a partir daí surge então a motivação em rotear a luz diretamente pelo seu comprimento de onda, evitando assim custos significativos em termos de regeneradores, comutadores e processadores eletrônicos nas camadas superiores.

3.2 A Camada Óptica

A topologia de uma rede de roteamento de comprimento de onda em geral pode ser genérica, conforme mostrado na Fig. 3.1.

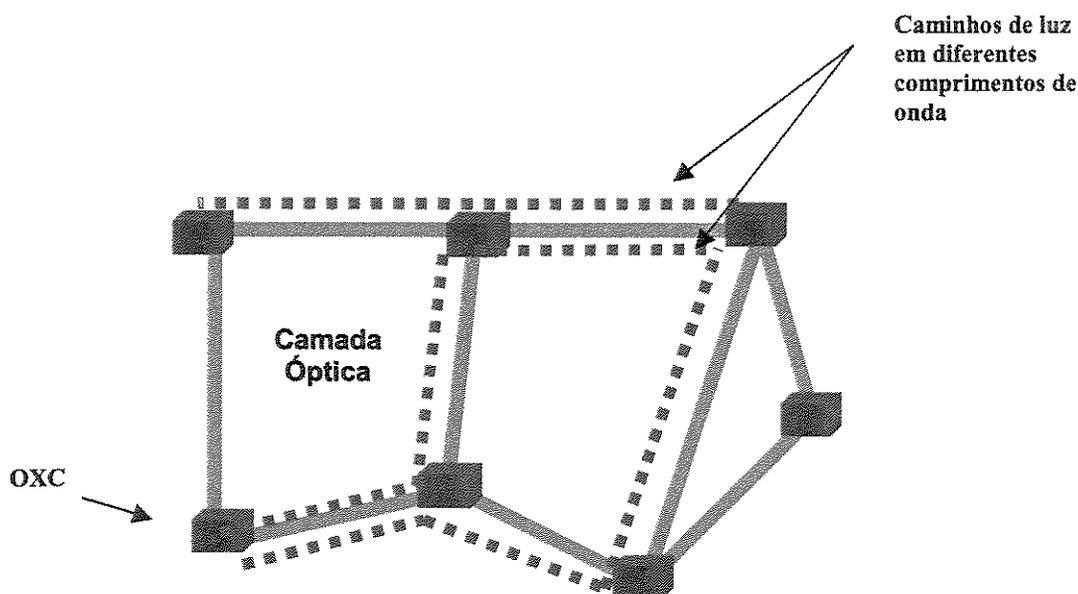


Figura 3.1 – Topologia genérica de uma rede de roteamento de comprimento de onda

A Fig. 3.1 mostra uma rede com topologia arbitrária onde os elementos principais, os *optical crossconnects* – OXCs, são os responsáveis por rotear diferentes comprimentos de onda ao longo da rede. São mostrados três comprimentos de onda diferentes nesta configuração.

Em geral, uma rede de roteamento de comprimentos de onda consiste de nós roteadores de comprimento de onda interligados por pares de fibra [1]. A rede provê *caminhos de luz* entre pares de nós. Um caminho de luz é simplesmente um duto de grande largura de banda que carrega informação a altas taxas de bits por segundo através da alocação de um

comprimento de onda em cada enlace no caminho entre dois nós. Quando há uma requisição por conexão, o nó origem procura um comprimento de onda que não esteja sendo usado no trecho considerado e estabelece um caminho neste comprimento de onda. Claramente, não se pode alocar dois comprimentos de onda idênticos no mesmo enlace de fibra.

Cada enlace dá suporte a um certo número de comprimentos de onda. Este número, chamado de carga máxima por enlace, geralmente depende das limitações impostas pelos componentes utilizados na transmissão em cada enlace. Alguns fabricantes já demonstraram a possibilidade de colocar mais de uma centena de comprimentos de onda numa única fibra, porém valores comercialmente em operação hoje giram em torno de algumas dezenas de comprimentos de onda por enlace [5].

Esta rede pode ser imaginada como a camada óptica mencionada também no último capítulo. Numa estrutura de camadas, esta camada óptica provê caminhos ópticos para as camadas superiores. Além das características de passagem, retirada e adição de comprimentos de onda diretamente no domínio óptico, várias outras características podem ser citadas da camada óptica, como:

1. **Transparência:** A transparência se refere à independência a protocolo, taxas de bit e variedade de formato de dados dos caminhos de luz. Isso possibilita à camada óptica dar suporte a diferentes camadas superiores com diferentes tipos de informação simultaneamente.
2. **Reuso de Comprimento de Onda:** Uma importante característica da camada óptica é que os comprimentos de onda podem ser espacialmente reusados. Isso significa que um mesmo comprimento de onda pode ser reutilizado na rede, com o compromisso de que dois comprimentos de onda idênticos não usem o mesmo enlace.
3. **Confiabilidade:** A rede pode ser configurada de tal maneira que na ocorrência de falhas os caminhos de luz possam ser roteados em enlaces alternativos automaticamente. Isto, conseqüentemente, proporciona um alto grau de confiabilidade à rede.

4. **Topologia Virtual:** A topologia virtual é o grafo correspondente aos nós da rede, com um ramo entre dois nós se há um caminho de luz entre eles na camada óptica. Portanto, a topologia virtual é a topologia vista pelas camadas superiores na camada óptica.
5. **Rede Comutada por Circuito:** Os caminhos de luz fornecidos pela camada óptica podem ser estabelecidos e terminados sob demanda. Esse mecanismo é análogo ao que acontece em redes comutadas por circuito, nas quais, por exemplo, circuitos são estabelecidos entre centrais para tráfego de voz.
6. **Rede Comutada por Pacotes:** Já há bastante pesquisa em redes fotônicas comutadas por pacote, o que possibilita trazer para a camada óptica a comutação de pacotes hoje realizada pelas camadas superiores (ATM, IP, etc.).

3.3 Os Nós na Camada Óptica

Conforme já mencionado anteriormente, os elementos-chave numa rede de roteamento de comprimento de onda são os *optical crossconnects* (OXC), pois são os elementos que permitem modularidade de caminhos e flexibilidade em adicionar, dar passagem ou retirar caminhos de luz em um dado ponto da rede.

O OXC possui portas de tronco que os conectam a outros nós. A cada porto de tronco é alocado um par de fibras. Um elemento gerenciador de rede é então associado ao nó com a função de controlá-lo e gerenciá-lo. O OXC também possui portas locais ou tributários, que permitem adição ou retirada de comprimentos de onda. A Fig. 3.2 mostra um diagrama esquemático de um OXC.

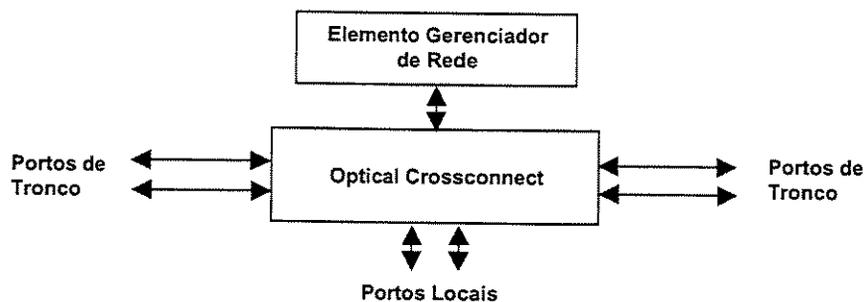


Figura 3.2 – Diagrama esquemático de um OXC

Dependendo da funcionalidade disponível nos nós, as redes de roteamento de comprimento de onda podem ser classificadas como *estáticas* ou *reconfiguráveis*. Uma rede estática não possui nenhum comutador nem conversor de comprimento de onda, ou seja, o padrão de roteamento nos nós é fixo e não pode ser modificado. Por outro lado, uma rede reconfigurável contém comutadores e/ou conversores de comprimento de onda, permitindo mudança no padrão de roteamento da rede. A seção 3.7 ainda trata desta questão.

3.4 Conversão de Comprimento de Onda

A conversão pode ser um fator muito importante na reutilização de comprimento de onda nas redes em consideração ou na redução da taxa de bloqueio de requisições de caminho óptico. Na ausência de conversão de comprimento de onda, um caminho óptico deve permanecer no mesmo comprimento de onda desde a origem ao destino ao longo de sua rota. Quando há conversão, há a possibilidade de se usar um dos comprimentos de onda livres em cada enlace, maximizando dessa maneira a utilização dos comprimentos de onda na rede.

Para verificar como a conversão pode melhorar a utilização de comprimento de onda na rede, a Fig. 3.3 mostra um exemplo onde isso acontece.

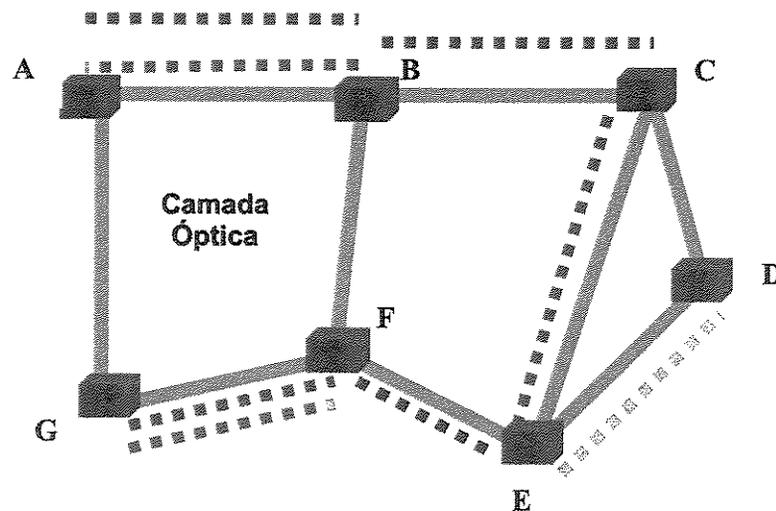


Figura 3.3 – Rede de roteamento de comprimento de onda

Suponha que a carga máxima por enlace seja três e que existam três comprimentos de onda disponíveis na rede da Fig. 3.3. A figura também mostra os caminhos ópticos existentes na rede num dado instante de tempo.

Suponha que neste instante haja uma requisição de conexão do nó A para o nó C. Se os OXCs não forem capazes de converter comprimento de onda, esta requisição de caminho óptico será bloqueada, mesmo sabendo que em quaisquer dos enlaces da rota desejada a carga máxima de três comprimentos de onda não seria ultrapassada.

Entretanto, caso haja conversão de comprimento de onda nos nós correspondentes à rota em questão, a requisição pode ocupar um dado comprimento de onda num enlace e, ao passar por um dos nós com capacidade de conversão, deixar este nó em outro comprimento de onda e seguir adiante até o nó destino. Obviamente, neste caso a requisição de conexão entre A e C não será bloqueada.

Embora o exemplo acima ilustre a importância da conversão de comprimento de onda nas redes fotônicas, para algumas topologias uma alocação adequada de comprimentos de onda pode resultar em uma probabilidade de bloqueio de requisições muito próxima da alcançada por uma rede com conversão de comprimento de onda em seus nós, sem os custos acarretados pela conversão. Esses aspectos serão melhor tratados no decorrer deste trabalho.

A capacidade de conversão de um nó pode ser caracterizada por um grau de conversão d , que pode variar entre $1 \leq d \leq W$, onde W é o número de comprimentos de onda disponíveis na rede[1]. Um sinal de entrada pode ser convertido para d diferentes sinais de saída no nó. A situação mais flexível ocorre quando um nó possui conversão plena ou total de comprimentos de onda, ou seja, qualquer comprimento de onda na entrada pode ser convertido para qualquer outro na saída. Esse caso acontece quando $d = W$. Se $d = 1$, o nó possui uma capacidade de conversão fixa, sendo que um comprimento de onda que entra no conversor é sempre convertido num outro comprimento de onda fixo. Um caso especial de $d = 1$ ocorre quando não há conversão de comprimento de onda, ou seja, o comprimento de onda que entra é igual ao que deixa o nó.

Há casos, porém, em que os nós possuem uma capacidade limitada de conversão de comprimento de onda. Essa situação acontece quando um comprimento de onda pode ser convertido num subconjunto dos comprimentos de onda disponíveis na rede.

Em resumo, poderíamos escrever:

- Com conversão fixa, um sinal que entra num nó no comprimento de onda λ_i deve sempre deixar o nó no comprimento de onda λ_j . Se não há conversão, $\lambda_i = \lambda_j$.
- Com conversão total ou plena de comprimento de onda, um sinal que entra num nó no comprimento de onda λ_i pode deixar este nó em qualquer comprimento de onda λ_j .
- Com conversão limitada, um sinal que chega a um nó no comprimento de onda λ_i pode deixar o nó em qualquer comprimento de onda $\lambda \in S(\lambda_i)$, onde $S(\lambda_i)$ é um subconjunto dos comprimentos de onda disponíveis na rede.

É importante mencionar que uma rede pode ser construída com diferentes tipos de nós.

Em termos de complexidade, uma rede sem conversão seria a maneira mais simples de implementação de uma rede de roteamento de comprimento de onda, seguida de uma rede com conversão fixa, conversão limitada e, por fim, conversão total, que exige complexidade superior às anteriores.

A seguir são apresentadas outras questões importantes no dimensionamento de uma rede totalmente óptica, como modelos de tráfego a serem adotados, critérios de desempenho utilizados, tipos de rede e de padrão de roteamento.

3.5 O Projeto de uma Rede Totalmente Óptica

Uma vez que foram apresentadas as principais características das redes totalmente ópticas e o modelo de um nó na camada óptica com suas possíveis funcionalidades, outros parâmetros se tornam importantes no dimensionamento deste tipo de rede. De fato, antes de se realizar o projeto de uma rede fotônica, algumas questões precisam ser respondidas.

Os principais fatores podem ser listados:

1. Quantos comprimentos de onda são requeridos para se construir uma rede? O número de comprimentos de onda é determinado tanto pelas limitações da camada óptica e dos componentes como pelo custo que a rede pode ter. Para um dado número de comprimentos de onda, o objetivo é dar suporte ao máximo de tráfego possível no maior número possível de nós da rede.
2. Como quantificar os benefícios dos conversores de comprimento de onda na rede? Conversores de comprimento de onda totalmente ópticos ainda não existem comercialmente e o objetivo de um projeto seria minimizar sempre que possível a necessidade deles. Embora conversores de comprimento de onda OEO – opto-eletro-óptico já sejam uma realidade prática hoje, é bastante interessante verificar o limite de conversão disponível baseado no custo que é associado a este tipo de funcionalidade.
3. Quais são as melhores técnicas de roteamento e alocação de comprimento de onda dos caminhos de luz? A resposta a esta questão influenciará diretamente a solução das duas últimas questões.

Este trabalho busca principalmente as respostas para esta última questão. Conforme veremos, um bom algoritmo de alocação de comprimento de onda reduz a necessidade de conversão para algumas topologias.

A próxima seção trata dos modelos de tráfego e dos critérios de desempenho nas redes de roteamento de comprimento de onda.

3.6 Modelos de Tráfego e Desempenho

Conhecer o tipo de tráfego que terá o suporte da rede é um dos primeiros passos de um projeto. No ponto de vista da camada óptica, a demanda de tráfego é por caminhos de luz entre pares de nós [1].

Dependendo da natureza temporal da demanda por caminhos de luz, podemos classificar as requisições em duas categorias: *offline* e *online*. No caso *online*, não se conhecem de antemão as demandas por caminhos e as requisições já existentes não podem ser roteadas novamente para acomodar requisições futuras. No caso *offline*, é dado de

antemão o conjunto de caminhos a serem roteados. Pode-se dizer que o caso *offline* é equivalente ao caso *online* com a liberdade de poder rotear caminhos novamente na ocorrência de novas requisições. É de se esperar que seja mais difícil projetar uma rede com tráfego *online* do que com tráfego *offline*.

Há outra característica relativa à natureza temporal dos caminhos de luz. A demanda pode acontecer por caminhos permanentes – uma vez estabelecido, o caminho de luz não é mais desativado – ou caminhos não-permanentes – aqueles que possuem um certo tempo de duração e em seguida são desativados. Normalmente, o tempo de duração de um caminho de luz é desconhecido quando ocorre a demanda. Implicitamente, podemos notar que no caso *offline* os caminhos de luz são permanentes.

Uma outra questão importante num projeto de uma rede fotônica é se será permitido bloquear algumas requisições (modelo com bloqueio) ou se a rede deve ser capaz de suportar todas as requisições (modelo sem bloqueio). Como exemplo, uma rede telefônica é projetada para dar suporte à maioria das chamadas sob uma probabilidade de bloqueio razoavelmente pequena.

Por fim, podemos afirmar que é praticamente impossível projetar uma rede para dar suporte a demandas arbitrárias com recursos limitados. Por isso, normalmente são assumidas algumas propriedades para as demandas por caminhos que podem implicar direta ou indiretamente se o padrão de tráfego é *online* ou *offline* e se o modelo de atendimento de requisições é com ou sem bloqueio. Os modelos de tráfego mais comumente usados em estudos de redes ópticas são [1]:

1. **Matriz de tráfego fixo:** Neste caso, o conjunto de caminhos a serem estabelecidos é dado na forma de uma matriz $T = (t(i, j))$, onde $t(i, j)$ representa o número de caminhos a serem estabelecidos entre os nós i e j . O conjunto de caminhos é conhecido a priori e não há indicações de que estes caminhos venham a ser desativados. Neste caso, procura-se minimizar o número de comprimentos de onda necessários para atender a toda matriz de tráfego. Portanto, trata-se de um tráfego *offline*, modelo sem bloqueio.
2. **Permutações:** Neste modelo de tráfego, cada par de nós permite apenas um caminho de luz entre eles e cada nó pode ativar/receber apenas um caminho.

Portanto, no caso em que todos os nós estabelecem ou recebem exatamente um caminho de luz, o conjunto de destino dos caminhos é uma permutação do conjunto da origem dos caminhos. Este modelo de tráfego se aplica aos casos *online* e *offline* e os modelos de atendimento com bloqueio e sem bloqueio têm sido estudados neste contexto. No modelo com bloqueio, a rede seria projetada para atender a maioria das permutações possíveis, entretanto alguns caminhos em algumas permutações poderiam ser bloqueados.

3. **Carga máxima:** Neste caso, o tráfego é caracterizado pelo parâmetro carga. Conforme já mencionado no capítulo anterior, a carga é definida como o número máximo de caminhos que podem estar simultaneamente presentes num enlace da rede. A carga que pode ser suportada pode ser no máximo igual ao número de comprimentos de onda disponíveis num enlace. A carga é também uma medida de utilização da rede. Portanto, se a carga que pode ser suportada é pequena em comparação ao número de comprimentos de onda, a rede não está sendo utilizada eficientemente. Trata-se de um modelo tipicamente sem bloqueio, pois a idéia consiste em minimizar o número de comprimentos de onda necessários para dar suporte a uma dada carga. Pode ser aplicado tanto aos casos *online* como *offline*.
4. **Modelo estatístico:** No modelo estatístico, há algum conhecimento a respeito da estatística de chegada de requisições por caminhos e do tempo de duração destas requisições. Por exemplo, podemos assumir que a chegada de requisições obedece a um processo Poissoniano com uma taxa conhecida e que o tempo de duração de cada caminho tem uma distribuição exponencial com uma média conhecida. Este é o modelo amplamente empregado nas redes telefônicas e na maior parte dos estudos de tráfego para as redes fotônicas este modelo também tem sido utilizado. Ele corresponde a um tráfego sem memória.

No entanto, após todas essas discussões, ainda não há consenso sobre qual dos modelos de atendimento será adotado nas redes fotônicas. O modelo com bloqueio parece ser o mais próximo da realidade, pois seria necessária uma infraestrutura muito grande para atender todas as possíveis requisições sem bloqueio. Neste último caso, a rede passaria a maior parte do tempo subutilizada, pois toda a modelagem seria feita baseando-se no pior

caso, ou seja, todas as requisições acontecendo ao mesmo tempo. Por outro lado, diferentemente das redes telefônicas, as redes fotônicas bloqueariam circuitos de, por exemplo, 10 Gbit/s e isso poderia ser inaceitável diante de uma negociação com um cliente. Talvez, ao invés de simplesmente bloquear uma requisição de vários Gbps, uma solução possível seria o provisionamento de recursos associado a custos para uma dada demanda que fosse superior ao que a rede poderia suportar com a estrutura existente.

3.7 Tipos de Rede

Conforme já mencionado anteriormente, basicamente as redes de roteamento de comprimento de onda podem ser grosseiramente divididas em estáticas e reconfiguráveis.

Nas redes estáticas, não há comutação nos nós OXC. Isto significa que o estado da rede não pode ser modificado, ou seja, o conjunto de caminhos que pode ser estabelecido entre os nós é fixo. Em outras palavras, um sinal entrando na rede em algum porto de entrada em algum comprimento de onda será sempre roteado para um específico porto de saída em um específico comprimento de onda.

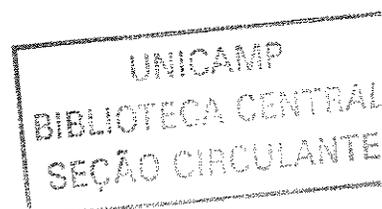
Por outro lado, nas redes reconfiguráveis, há comutação nos nós OXC, ou seja, o padrão de roteamento de caminhos pode ser modificado quando houver algum mecanismo que force esta mudança. Portanto, o conjunto de caminhos entre nós pode ser modificado em redes reconfiguráveis.

Em termos de estrutura, as redes estáticas empregariam componentes passivos, enquanto as redes reconfiguráveis necessitariam de componentes ativos em seu interior. Isso, conseqüentemente, implicaria maior confiabilidade às redes estáticas.

Contudo, como na maioria das redes o conjunto de caminhos não é conhecido a priori, as redes reconfiguráveis se tornam as maiores candidatas para as redes de roteamento de comprimento de onda com esta característica.

3.8 Alocação de Rota e Comprimento de Onda

Nas seções anteriores, discutimos alguns dos principais problemas de um projeto de uma rede de roteamento de comprimento de onda.



Nesta seção, discutimos um importante subproblema não menos importante inserido neste contexto: como alocar as rotas e os comprimentos de onda neste tipo de rede. A formulação do problema pode se resumir à seguinte questão: dada uma topologia e um conjunto de caminhos ópticos a serem estabelecidos, determinar a rota e o comprimento de onda para dar suporte a tal requisição, utilizando o menor número de comprimentos de onda.

Em alguns casos, a rota da requisição já é dada e o trabalho se resume em alocar da melhor maneira possível o comprimento de onda para a requisição.

As duas premissas básicas do processo de alocação de comprimento de onda numa rede são:

1. O mesmo comprimento de onda não pode ser alocado a dois caminhos no mesmo enlace.
2. Se não há conversão de comprimento de onda, um caminho deve permanecer no mesmo comprimento de onda em todos os enlaces da rota.

Os capítulos que seguem discutem com mais profundidade a importância da alocação de comprimento de onda nas redes fotônicas e os algoritmos de alocação de comprimento de onda mais comumente estudados em redes fotônicas.

O próximo capítulo discute os benefícios da conversão de comprimento de onda em anéis WDM com bloqueio e como a alocação de comprimento de onda pode interferir bastante no desempenho de um anel WDM com bloqueio.

Capítulo 4 – Análise dos Benefícios da Conversão de Comprimento de Onda em Anéis WDM

4.1 Introdução

Neste capítulo, investigamos a importância da conversão de comprimento de onda na maximização da capacidade de redes de roteamento de comprimento de onda com bloqueio. Como vimos no capítulo anterior, sem a tecnologia de conversão de comprimento de onda, um caminho óptico deve permanecer no mesmo comprimento de onda desde a origem até o destino. Portanto, a ativação de um caminho depende da existência de um comprimento de onda que não esteja sendo usado em nenhum enlace da rota. Se este comprimento de onda não estiver disponível, uma requisição terá que ser bloqueada mesmo que nenhum enlace da rota esteja usando todos os comprimentos de onda suportados pela rede. Por outro lado, uma rede com conversores de comprimento de onda em seus *optical crossconnects* só precisará bloquear uma requisição de caminho óptico se algum enlace da rota estiver usando todos os comprimentos de onda da grade do sistema. É claro, portanto, que a conversão de comprimento de onda aumenta a capacidade de atendimento de requisições das redes de roteamento de comprimento de onda com bloqueio, porém é necessário quantificar esse ganho para justificar o uso desta tecnologia, já que há um custo associado a ela.

Iremos inicialmente ilustrar o cálculo analítico da probabilidade de bloqueio em anéis WDM de caminhos ópticos. Posteriormente, iremos quantificar a influência do número de enlaces - *hops* e a sobreposição entre caminhos no ganho de conversão de comprimento de onda. É assumido um modelo estatístico para as requisições de caminhos na comparação das probabilidades de bloqueio quando uma rede dispõe ou não de conversores de comprimento de onda.

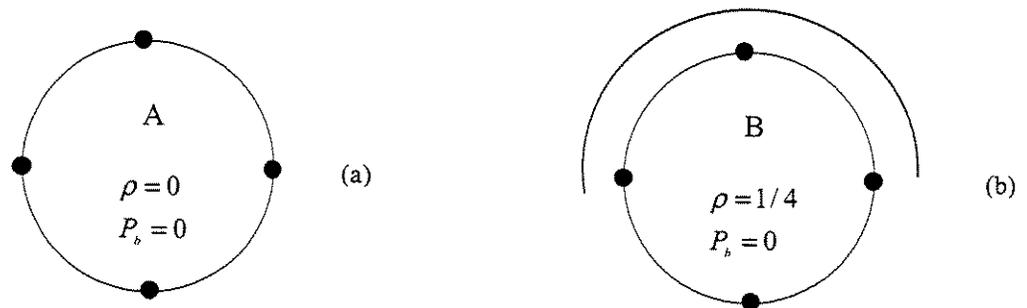
4.2 Bloqueio em Anéis

Considere uma rede fotônica com topologia em anel onde o número de comprimentos de onda é limitado a priori, admitindo-se que alguma parte do tráfego possa ser bloqueada.

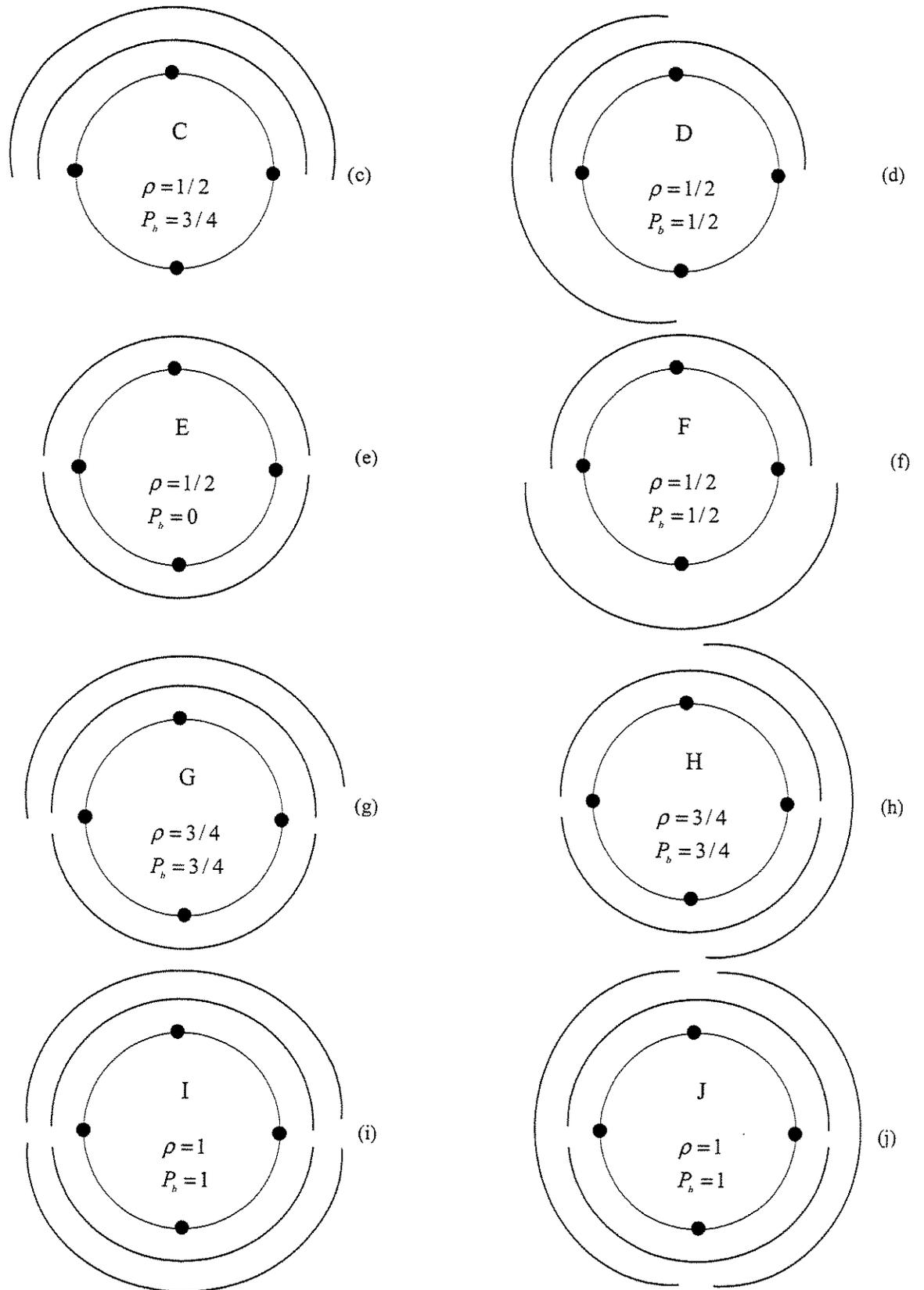
Uma rota é estabelecida na rede para cada caminho de luz. Quando a rede não dispõe de conversores de comprimento de onda, o algoritmo de alocação aloca um comprimento de onda arbitrário, porém idêntico, para todo o enlace da rota onde este comprimento de onda estiver livre. Quando a rede dispõe de conversão plena de comprimento de onda em seus nós, o algoritmo de alocação assegura um comprimento de onda arbitrário para todo enlace da rota. Em ambos os casos, quando o algoritmo de alocação não consegue alocar um comprimento de onda para a rota, a requisição é bloqueada. O modelo de redes com bloqueio procura acomodar da melhor forma possível uma dada demanda de tráfego para um certo valor de probabilidade de bloqueio tido como aceitável.

Para ilustrar o cálculo analítico da probabilidade de bloqueio em anéis WDM de caminhos ópticos, utilizamos um anel de apenas quatro nós onde dois comprimentos de onda são disponíveis para a alocação de caminhos. É assumido que o tráfego é formado por caminhos de comprimento fixo de tamanho dois.

As Figs. 4.1a a 4.1j mostram que existem dez estados de ocupação e cada estado será caracterizado tanto pela sua taxa de ocupação ρ como pela probabilidade de bloqueio P_b . O anel na verdade consiste de um par de fibras ópticas carregando informação em direções opostas, entretanto, por simplicidade, foi desenhado apenas um sentido de transmissão de dados. Os arcos concêntricos mostram os caminhos entre pares de nós em cada um dos dois comprimentos de onda. É assumido que o tráfego é uniforme, ou seja, todas as posições têm a mesma probabilidade de serem requisitadas. A transição entre estes estados determinará a dinâmica de ocupação do anel.



Figuras 4.1a e 4.1b - Estados de ocupação de um anel com 4 nós e 2 comprimentos de onda



Figuras 4.1c a 4.1j - Estados de ocupação de um anel com 4 nós e 2 comprimentos de onda

O diagrama de transição de estados da Fig. 4.2 mostra a seqüência de ativação e desativação de caminhos. É importante notar que quase todas as transições podem ser forçadas a partir de um estado origem. As duas exceções são as transições $B \rightarrow E$ e $B \rightarrow F$. Observando a figura, estas transições resultam da requisição por um mesmo caminho, onde a única diferença é o comprimento de onda alocado para cada requisição. Como pode ser observado, o algoritmo de alocação desempenha um papel muito importante, pois enquanto o estado E possui probabilidade de bloqueio zero, no estado F P_b vale 1/2. O algoritmo de alocação que leva ao estado E é conhecido como algoritmo de alocação prioritária (“*first fit*”), que sempre escolhe o primeiro comprimento de onda que estiver disponível numa lista de prioridades na rede. O algoritmo aleatório simplesmente sortearia com a mesma probabilidade um dos dois comprimentos de onda, podendo levar ao estado F. É importante notar que se os caminhos forem desativados, as transições de desativação podem levar novamente ao estado F, o que indica que apenas o algoritmo de alocação prioritária não é suficiente para evitar a existência deste estado.

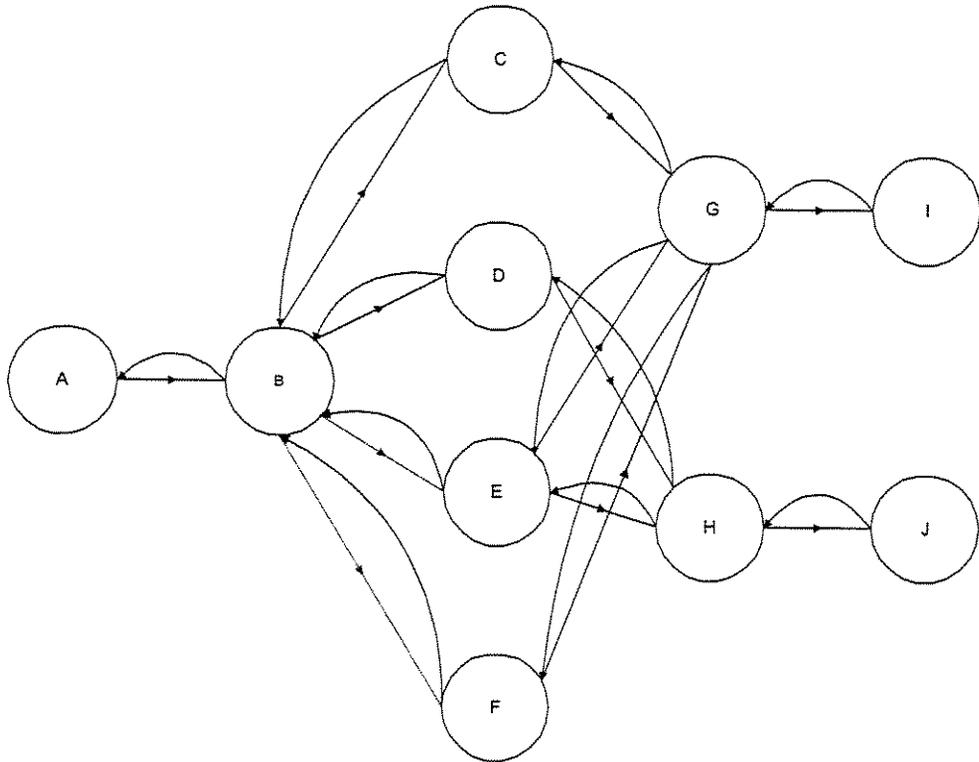


Figura 4.2 - Diagrama de estados de ativação e desativação de caminhos

Tais transições caracterizam uma cadeia de Markov desde que as ativações e desativações de caminhos sejam geradas por mecanismos sem memória, ou seja, quando a probabilidade de transição de estados depende apenas do seu estado e não de estados passados. A ausência de memória é resultado da suposição de que a chegada de novas requisições é *poissoniana* e a duração das chamadas obedece a uma distribuição exponencial. Essas suposições são úteis na medida em que as cadeias markovianas foram exaustivamente estudadas e seus modelos são bastante conhecidos.

Entretanto, é importante frisar que não há nenhuma indicação prática de que a chegada de requisições seja poissoniana nas redes fotônicas, nem de que a duração de tais chamadas tenha uma distribuição exponencial. Com respeito ainda a essa abordagem, quando aumentamos o número de nós e comprimentos de onda e diversificamos o tamanho dos caminhos, o número de estados explode rapidamente, levando a uma intratabilidade computacional.

Tais dificuldades têm direcionado as pesquisas a buscarem modelos aproximados para o cálculo da probabilidade de bloqueio em redes fotônicas.

4.3 Modelo Aproximado para o Cálculo da Probabilidade de Bloqueio

Nesta seção, são mostrados os caminhos para o cálculo aproximado da probabilidade de bloqueio em anéis WDM de caminhos ópticos [2].

Considere inicialmente a existência de F comprimentos de onda que podem ser usados num anel. Um anel sem conversão pode ser considerado como um conjunto de F sub-anéis onde cada comprimento de onda λ_i circula apenas no sub-anel i , conforme é mostrado na Fig. 4.3. Podemos definir para cada sub-anel i uma taxa de ocupação ρ_i e uma probabilidade de bloqueio P_{bi} .

A taxa de ocupação global da rede será sempre a média aritmética das taxas de ocupação de cada sub-anel,

$$\rho = \frac{\sum_{i=1}^F \rho_i}{F}. \quad (4.1)$$

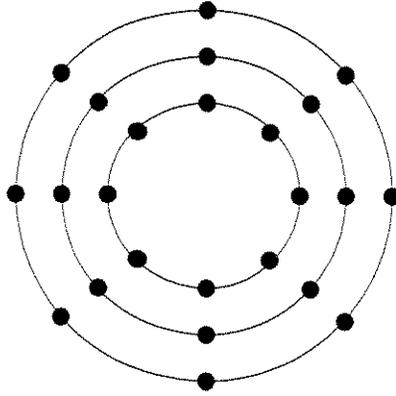


Figura 4.3 - Anel sem conversão como um conjunto de F sub-anéis

Dependendo do algoritmo de alocação, teremos diferentes probabilidades de bloqueio globais para o anel. Se utilizarmos o algoritmo aleatório, as taxas de ocupação de cada sub-anel serão iguais a uma taxa ρ , ou seja $\rho_1 = \rho_2 = \dots = \rho_F = \rho$, e os bloqueios de caminho em cada sub-anel serão independentes, levando a uma probabilidade de bloqueio [2]:

$$P_b = P_{b1}(\rho_1) \cdot P_{b2}(\rho_2) \cdot \dots \cdot P_{bF}(\rho_F) = [P_{bi}(\rho)]^F . \quad (4.2)$$

É importante fazer uma observação em relação à suposição utilizada em [2] para se chegar a (4.2). Vale ressaltar que a suposição acima utiliza a aproximação de não-empilhamento. Em outras palavras, dado o conjunto de comprimentos de onda da rede, o produto das probabilidades apresentado em (4.2) só seria verdadeiro se o algoritmo aleatório sorteasse um comprimento de onda para alocar uma determinada requisição de caminho entre *todos* os comprimentos de onda do conjunto. Entretanto, é razoável imaginar que o algoritmo aleatório na verdade realiza o sorteio entre todos os comprimentos de onda *disponíveis* na rede. Em [2], os autores não reconhecem que utilizaram a aproximação de não-empilhamento.

Portanto, considerando a aproximação de não-empilhamento, a probabilidade de bloqueio $P_{bi}(\rho_i)$ de cada sub-anel irá determinar a relação entre P_b e ρ . Contudo, como vimos na seção anterior, a probabilidade de bloqueio de cada sub-anel i não é fácil de ser calculada à medida que diversificamos o tamanho dos caminhos e aumentamos o número de nós. Portanto, a introdução de modelos aproximados se faz necessária para o cálculo desta probabilidade de bloqueio.

Um modelo bastante citado na literatura, mas para topologias genéricas e fortemente conectadas (quando o grau de saída é muito grande), é o modelo de Lee [9]. Este modelo se baseia na hipótese de independência entre os estados de ocupação de todos os enlaces da rede. Assumindo ainda que há F comprimentos de onda disponíveis na rede e que cada sessão requer um comprimento de onda exclusivo, podemos calcular a probabilidade de bloqueio de uma requisição de caminho que escolhe uma rota com H enlaces. Assumindo então uma probabilidade ρ de que um comprimento de onda seja usado num enlace e que esse evento é independente do uso de outros comprimentos de onda no mesmo enlace e do uso do mesmo ou de outros comprimentos de onda em outros enlaces, a probabilidade de bloqueio para redes que não dispõem de conversores de comprimento de onda [2] é

$$P_b = [1 - (1 - \rho)^H]^F \quad (4.3)$$

Assumindo que o tráfego é uniforme, a utilização do enlace, ρ , pode ser considerada como a taxa de ocupação da rede. Resolvendo então para ρ , temos

$$\rho_s = 1 - [1 - P_b^{1/F}]^{1/H}. \quad (4.4)$$

É oportuno neste momento verificar a influência do comprimento de caminho (número de enlaces da rota) na taxa de ocupação da rede para um dado valor de probabilidade de bloqueio. Assumindo $P_b = 10^{-3}$, temos o comportamento da Fig. 4.4..

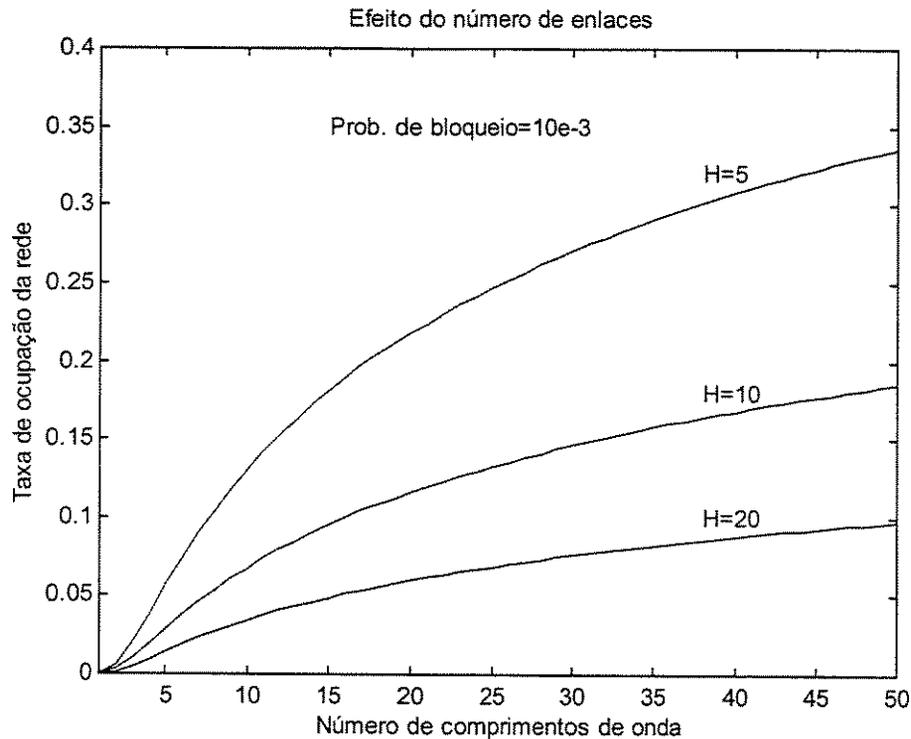


Figura 4.4 - Efeito do comprimento dos caminhos na taxa de ocupação de uma rede sem conversão

Podemos ver pela Fig. 4.4 que o número de enlaces da rota tem uma importância considerável em redes sem conversão de comprimento de onda. Intuitivamente, essa dependência é esperada pois, à medida que o número de enlaces da rota aumenta, é menos provável que haja um comprimento de onda que não esteja sendo utilizado em nenhum desses enlaces.

No caso das redes que possuem conversão plena de comprimento de onda, uma requisição só terá de ser bloqueada se pelo menos algum enlace da rota da requisição estiver totalmente ocupado. Portanto, a probabilidade de bloqueio é a probabilidade de que haja um enlace com todos os comprimentos de onda usados no caminho da sessão, ou seja:

$$P_b' = 1 - (1 - \rho^F)^H. \quad (4.5)$$

Resolvendo novamente para ρ , encontraremos a taxa de ocupação da rede com conversão plena de comprimentos de onda

$$\rho_c = [1 - (1 - P_b')^{1/H}]^{1/F}. \quad (4.6)$$

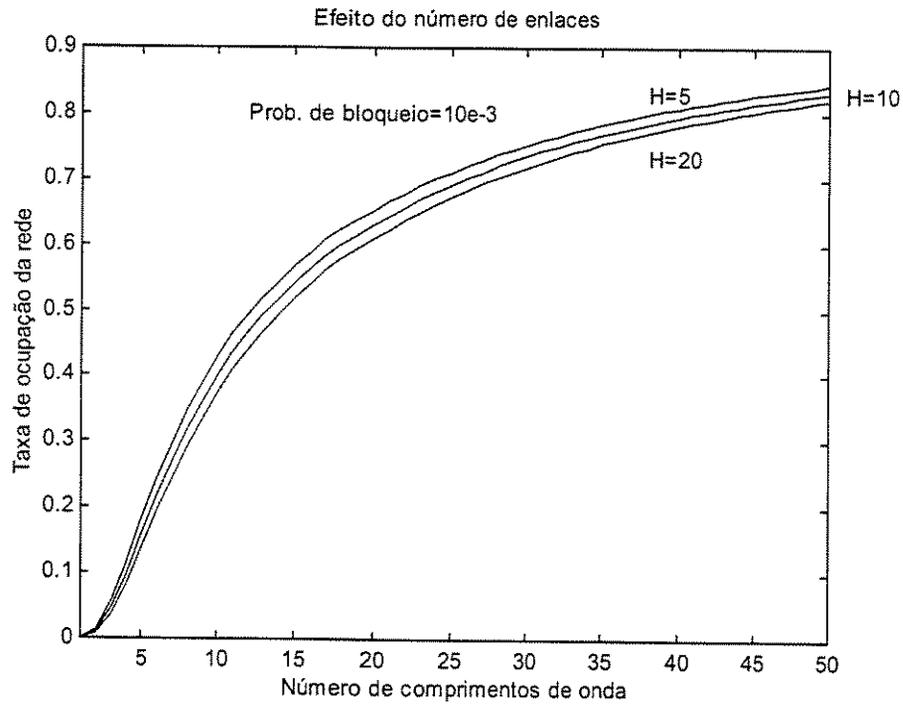


Figura 4.5 - Efeito do número de enlaces na taxa de ocupação da rede com conversão plena de comprimento de onda

A Fig. 4.5 mostra o efeito do número de enlaces na rota da requisição para redes com conversão plena de comprimento de onda para uma probabilidade de bloqueio $P_b = 10^{-3}$. Enquanto a principal razão para minimizar o número de enlaces nas redes sem conversão é reduzir o número esperado de sessões interferentes, nas redes com conversão o principal objetivo é reduzir o congestionamento nos enlaces. Contudo, a mesma figura mostra que a influência do comprimento de caminho é sensivelmente menor nas redes com conversão.

Uma medida do benefício de conversores de comprimento de onda é o ganho de conversão G_c , que é definido como

$$G_c = \frac{\rho_c}{\rho_s} = \frac{[1 - (1 - P_b)^{1/H}]^{1/F}}{1 - (1 - P_b^{1/F})^{1/H}}. \quad (4.7)$$

A Fig. 4.6 mostra a influência do número de enlaces da rota da requisição no ganho de conversão de comprimento de onda para a mesma probabilidade de bloqueio $P_b = 10^{-3}$.

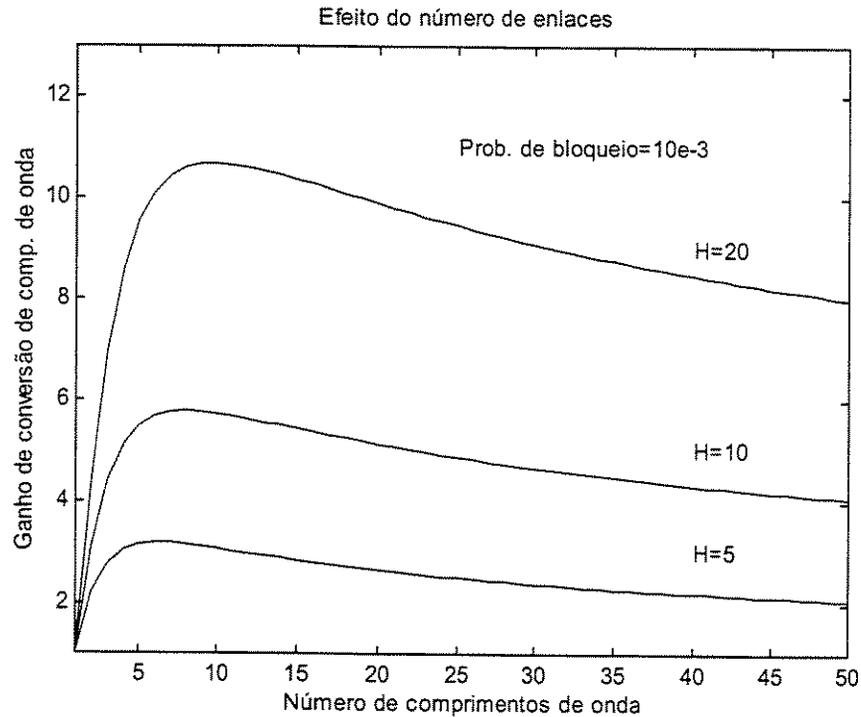


Figura 4.6 - Ganho de conversão de comprimento de onda

No entanto, conforme foi comentado no início desta seção, este modelo de Lee é uma boa aproximação apenas para redes fortemente conectadas, ou seja, quando o grau de saída (número de entradas ou saídas) dos nós é muito grande, de forma que a probabilidade de que um comprimento de onda seja usado num enlace seja independente do uso do mesmo comprimento de onda em enlaces subseqüentes. O caso do anel é o extremo oposto, pois nele cada nó possui grau de saída um.

Suponha agora que a probabilidade de um comprimento de onda estar sendo usado num enlace não é mais independente do uso do mesmo comprimento de onda em outros enlaces. Contudo, continua a suposição de que eventos num comprimento de onda sejam independentes de eventos noutros comprimentos de onda e que uma requisição escolhe uma rota com H enlaces. Um caminho já existente que utiliza um desses H enlaces é dito interferente. Assumimos que um caminho interferente que usa um desses H enlaces, por

exemplo, o enlace i , não usará o enlace $i+1$ com probabilidade P_l . Em outras palavras, o caminho que interfere no enlace i da rota da requisição deixará essa rota depois desse enlace com probabilidade P_l . Para qualquer comprimento de onda λ , assumimos que uma nova requisição, dado que ela não interfere no enlace $i-1$, interfere na rota escolhida pela requisição com probabilidade P_n . Portanto, podemos escrever as seguintes probabilidades condicionais para o uso do comprimento de onda λ no enlace i :

$$\text{Prob}(\lambda \text{ seja usado no enlace } i \mid \lambda \text{ não é usado no enlace } i-1) = P_n$$

$$\text{Prob}(\lambda \text{ seja usado no enlace } i \mid \lambda \text{ é usado no enlace } i-1) = (1-P_l) + P_l P_n.$$

Utilizando o mesmo raciocínio anterior, a probabilidade de bloqueio para redes sem conversão pode ser escrita como:

$$P_b = \left[1 - \prod_{i=1}^H \text{Pr}(\lambda \text{ esteja livre em } i \mid \lambda \text{ está livre em } 0, 1, \dots, i-1) \right]^F = [1 - (1 - P_n)^H]^F \quad (4.8)$$

A expressão da probabilidade de bloqueio para redes com conversão plena de comprimento de onda pode ser obtida sob um conjunto de suposições similares às usadas para obter a equação (4.8). Em [2], é apresentado que esta probabilidade de bloqueio pode ser escrita como:

$$P_b' = 1 - \prod_{i=1}^H \left[1 - \frac{\rho_i^F - (1 - P_l + P_l P_n)^F \rho_{i-1}^F}{1 - \rho_{i-1}^F} \right] \quad (4.9)$$

onde

$$\rho_i = \frac{P_n}{P_n + P_l - P_n P_l} \left(1 - (1 - (P_l + P_n - P_l P_n))^i \right). \quad (4.10)$$

As equações (4.8) e (4.9) podem portanto ser usadas para estimar as probabilidades de bloqueio quando P_i e P_n são conhecidas.

Um fator muito importante na análise e que não foi considerado no modelo de Lee é o comprimento de interferência L , que é definido como o número esperado de enlaces compartilhados por duas requisições que dividem algum enlace. A introdução deste fator, na verdade, representa uma pequena correção ao modelo de Lee, que considera a independência do uso de comprimentos de onda em enlaces subseqüentes. É válido, então, verificar a importância do comprimento de interferência no ganho de conversão de comprimento de onda. Para uma mesma probabilidade de bloqueio, este ganho pode ser aproximado [2] como:

$$G \approx \frac{[1 - (1 - P_b)^{1/H}]^{1/F}}{1 - (1 - P_b^{1/F})^{1/H}} \left\{ [1 - (1 - P_b^{1/F})^{1/H}] \cdot \left(1 - \frac{1}{L} \right) + \frac{1}{L} \right\}. \quad (4.11)$$

A Fig. 4.7 mostra o efeito do comprimento de interferência no ganho de conversão de comprimento de onda para $L = 1$, $L = 2$ e $L = 4$. Pode-se observar que à medida que o comprimento de interferência aumenta, o ganho de conversão de comprimento de onda diminui.

Em [2] é discutido como P_n e P_i podem ser determinadas quando o comprimento de interferência e o tráfego entre dois nós são conhecidos. O comprimento de interferência L é aproximado como sendo $1/P_i$, onde a aproximação é válida quando $H \gg 1/P_i = L$, ou seja, quando o comprimento da requisição é muito maior que o número de enlaces que essa requisição compartilha com outra interferente. Novamente, é uma aproximação válida para redes bem conectadas, mas continua sendo uma aproximação não muito boa para o anel. Entretanto, comparando as Figs. 4.6 e 4.7, vemos que o ganho de conversão é maior para redes bem conectadas, sugerindo que em anéis, que possuem grande comprimento de interferência, os benefícios de conversão de comprimento de onda não sejam tão satisfatórios.

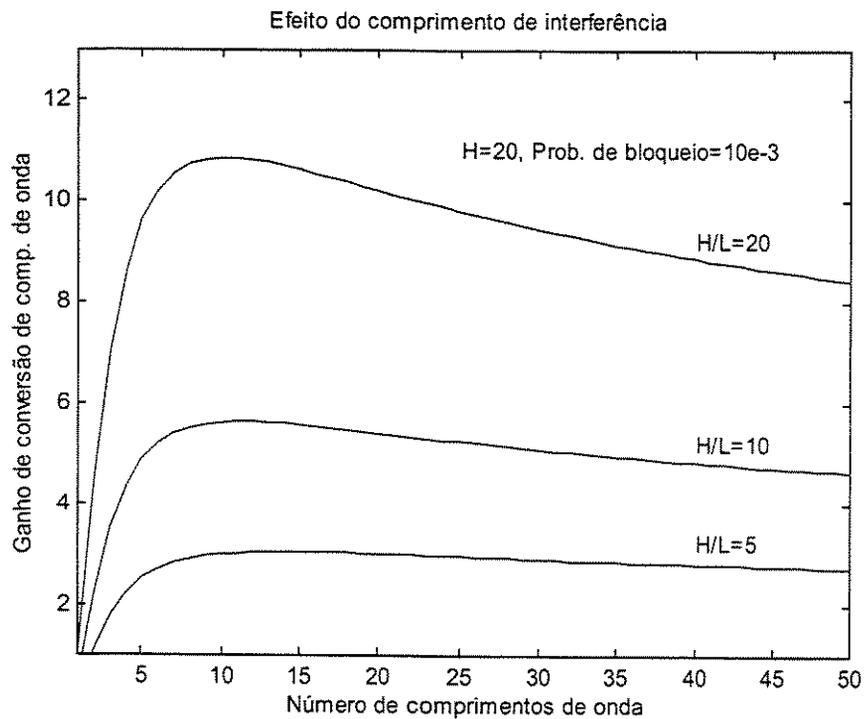


Figura 4.7 - Efeito do comprimento de interferência no ganho de conversão de comprimento de onda

O próximo capítulo apresenta simulações computacionais que comprovam esta tendência de raciocínio. São comparados alguns algoritmos de alocação de comprimento de onda em anéis WDM com bloqueio e é apresentado o desempenho de cada um sob uma dada probabilidade de bloqueio.

Capítulo 5 – Estratégias Dinâmicas de Prioridade na Alocação de Comprimento de Onda em Anéis WDM

5.1 Introdução

O problema de projetar uma rede fotônica envolve geralmente um compromisso entre elementos da camada óptica (essencialmente, número de comprimentos de onda) e elementos das camadas superiores (por exemplo, número de circuitos em redes síncronas SDH/SONET). Entretanto, como mostrado nos capítulos anteriores, um outro problema não menos importante que deve ser considerado se refere à alocação de rota e comprimento de onda na camada óptica. Dados a topologia da rede e um conjunto de requisições de caminhos ópticos, a tarefa é de determinar a rota e o(s) comprimento(s) de onda para as requisições utilizando o mínimo número de comprimentos de onda.

Neste capítulo, utilizamos novamente o modelo estatístico para o cálculo de desempenho das redes fotônicas. Isso significa que temos algum conhecimento da estatística de chegada e saída de caminhos ópticos na rede. Neste caso, estamos mais interessados em analisar um cenário médio ao invés de investigar o que acontece no pior caso. Alguns caminhos podem ser bloqueados e estamos interessados, portanto, em minimizar a probabilidade de bloqueio.

Uma grandeza utilizada na medida de desempenho de redes com bloqueio é o *tráfego oferecido*, que é definido como a taxa de chegada de caminhos multiplicada pela duração média destes caminhos na rede.

Sejam λ a taxa de chegada de requisições por segundo e τ a duração média dos caminhos na rede. No equilíbrio, o número médio de caminhos num dado instante de tempo é uma constante c . Portanto, no equilíbrio podemos escrever:

$$\lambda(1 - P_b) = c/\tau \quad (5.1)$$

onde $\lambda(1 - P_b)$ é a taxa de natalidade de caminhos e P_b é a probabilidade de bloqueio na rede.

Quando P_b é muito pequena, podemos aproximar

$$c = \lambda\tau(1 - P_b) \cong \lambda\tau. \quad (5.2)$$

Suponha que existam F comprimentos de onda na rede. O *fator de reuso* R é a grandeza que quantifica o número médio de caminhos por comprimento de onda na rede. Portanto, podemos escrever:

$$R = \frac{c}{F} \cong \frac{\lambda\tau}{F}, \quad (5.3)$$

que representa o número de vezes que um comprimento de onda é repetido na rede, na média. Devemos observar que o termo $\lambda\tau$ é uma característica do tráfego, enquanto que F é uma característica do sistema.

Claramente, o fator de reuso em redes fotônicas pode ser apresentado como uma função dos fatores

$$R = \{ \textit{topologia}, \textit{tráfego}, \textit{algoritmo de alocação}, \textit{número de comprimentos de onda} \}.$$

No capítulo anterior, vimos alguns fatores que governam o fator de reuso de comprimento de onda em redes fotônicas. Em anéis, apesar do número médio de enlaces por rota ser maior do que em redes fortemente conectadas, o crescimento no fator de reuso pela conversão plena de comprimento de onda é pequeno comparado a redes de grande conectividade.

No decorrer deste capítulo, discutimos com mais detalhes um dos fatores que influenciam no fator de reuso em redes fotônicas, o algoritmo de alocação de comprimento de onda. Inicialmente, citamos alguns desses algoritmos de alocação, enfatizando aqueles que têm sido mais usados em simulações para redes fotônicas e citados na literatura. Em seguida, apresentamos o modelo de algoritmo de alocação de comprimento de onda que propusemos na nossa pesquisa.

5.2 Proposição de um Novo Algoritmo de Alocação de Comprimento de Onda

Conforme já foi mencionado, as probabilidades de bloqueio numa rede WDM sem conversão de comprimento de onda dependem do algoritmo de alocação utilizado na rede.

No último capítulo, vimos que o ganho de conversão em redes de baixa conectividade é pequeno. Isto significa que os ganhos algorítmicos também serão limitados, uma vez que nenhum algoritmo poderá produzir desempenho superior ao da convertibilidade plena e ubíqua. Mesmo assim, é interessante investigar algoritmos que aproximem o desempenho máximo oferecido pela conversão, uma vez que o custo da inteligência representada pelo algoritmo é muito inferior ao da conversão. Buscam-se, portanto, algoritmos que minimizem a probabilidade de bloqueio, maximizando o fator de reuso de comprimento de onda na rede.

Vários algoritmos de alocação de comprimento de onda têm sido propostos para redes fotônicas, dentre os quais poderíamos citar:

- O algoritmo aleatório escolhe, entre os disponíveis, um comprimento de onda aleatório para uma nova conexão.
- O algoritmo de alocação prioritária *first-fit* mais simples [1] é implementado através de uma lista de prioridades, sendo os comprimentos de onda procurados nesta ordem e o primeiro disponível é alocado para uma dada conexão.
- O algoritmo de alocação Max-Sum [10] considera todos os possíveis caminhos na rede e procura maximizar as capacidades de caminhos remanescentes após o estabelecimento de uma conexão.

Um resumo dos principais algoritmos de alocação de comprimento de onda e a heurística utilizada se encontra em [10].

Neste trabalho, apresentamos uma abordagem diferente do algoritmo *first-fit* e verificamos o desempenho em termos de probabilidade de bloqueio que o nosso algoritmo fornece. Comparamos os nossos resultados com os algoritmos aleatório, o de alocação prioritária e o Max-Sum. As simulações mostram que as curvas das probabilidades de bloqueio do algoritmo proposto se aproximam bastante da curva da probabilidade de

bloqueio da rede com conversão total de comprimento de onda, que é o limitante inferior da curva.

A seguir, é apresentado um tratamento analítico do algoritmo que nos propomos a discutir.

Este capítulo é baseado no artigo “*Dynamic Priority Strategies for Wavelength Assignment in WDM Rings*”, apresentado no IEEE Globecom 2000, na Califórnia, Estados Unidos [12].

5.3 Modelo Analítico

Seja F o número de comprimentos de onda que podem ser utilizados em cada um dos enlaces de uma rede fotônica. Conforme foi mencionado na seção 4.3, uma rede sem conversão pode ser imaginada como sendo formada por F subredes de um único comprimento de onda, todas com a mesma topologia.

Inicialmente, utilizaremos algumas definições de tipos de requisições que serão úteis na nossa análise.

Definição 1 – Uma *requisição de caminho*, ou uma *requisição de caminho não-colorido*, é uma especificação de uma seqüência de nós na rede tal que todo nó está fisicamente conectado ao nó anterior e ao nó posterior na seqüência.

Definição 2 – Uma *requisição de caminho colorido* (ou de *canal*) é um caminho na sub-rede de um dado comprimento de onda.

Numa rede sem conversão, um caminho colorido está disponível se todos os seus enlaces estiverem livres naquele comprimento de onda. Quando dois ou mais caminhos coloridos estão disponíveis para uma dada requisição, um algoritmo de alocação de comprimento de onda deve ser utilizado para a escolha.

Quando algum dos comprimentos de onda da rede não estiver sendo utilizado, a probabilidade de bloqueio instantânea da rede é zero. Esta é uma motivação para a busca de algoritmos de alocação que tendem a desbalancear a carga, como os algoritmos de alocação prioritária.

Vários algoritmos de alocação prioritária têm sido estudados e comparados na literatura. Como foi mencionado na seção anterior, o mais simples deles usa uma lista de comprimentos de onda definida a priori: o algoritmo procura na lista e aloca o primeiro comprimento de onda disponível. Chamaremos este algoritmo de algoritmo de prioridade fixa (FP).

Sejam $\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_m$ os m comprimentos de onda disponíveis para acomodar uma dada requisição de caminho num anel. Isto significa que cada um dos m correspondentes sub-anéis contém um “buraco” que pode acomodar o caminho requisitado. Quando um comprimento de onda não está sendo utilizado na rede, o buraco correspondente é o anel inteiro. Sejam então C_1, C_2, \dots, C_m os buracos disponíveis onde uma requisição de caminho pode ser acomodada.

Teorema 1 – Se $C_i \subseteq C_j$ para qualquer $1 \leq i \leq m$, $1 \leq j \leq m$, então se alocarmos o comprimento de onda λ_i para o caminho requisitado, estaremos minimizando a probabilidade de bloqueio instantânea da rede.

Prova: Todos os caminhos que podem ser acomodados em C_i também podem ser acomodados em C_j . Portanto, alocando λ_i , nenhum caminho novo será bloqueado. ■

O Teorema 1 implica que a minimização da probabilidade de bloqueio de caminho freqüentemente levará a múltiplas escolhas de alocação. Por exemplo, se um comprimento de onda não estiver sendo usado na rede, todos os comprimentos de onda remanescentes que estiverem disponíveis podem ser escolhidos para acomodar a requisição de caminho sem incrementar a probabilidade de bloqueio instantânea da rede.

5.3.1 Minimização das Probabilidades de Bloqueio de Caminho

Há situações, entretanto, em que mais de um comprimento de onda está disponível, mas nenhum buraco está contido em nenhum outro. Portanto, cada buraco C_i , apenas quando é utilizado para acomodar o caminho requisitado, irá deixar dois outros buracos (que podem ser nulos) de tamanhos a_i e b_i , à esquerda e à direita do caminho, respectivamente.

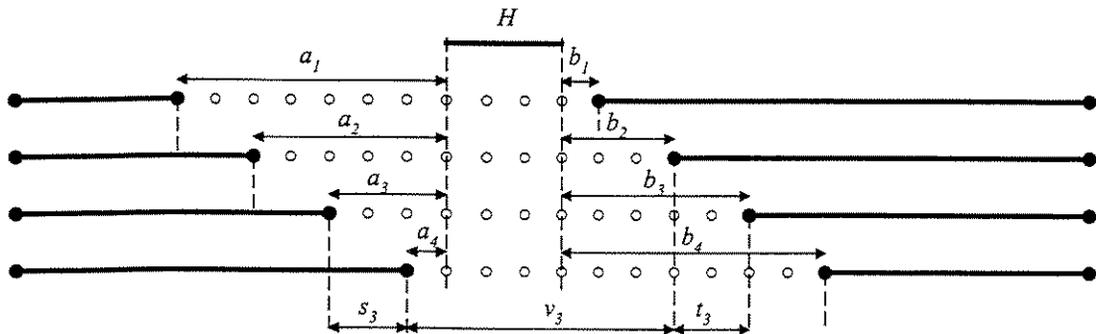


Figura 5.1 - Situação típica na qual o Lema 2 se aplica

Lema 2 – Sejam os buracos disponíveis tais que nenhum buraco está contido em nenhum outro e sejam eles indexados de forma que $a_1 > a_2 > a_3 > \dots > a_m$. Então:
 $b_1 < b_2 < b_3 < \dots < b_m$.

Prova: Se $b_i \geq b_j$ para algum $i < j$, então $C_j \subset C_i$, o que é uma contradição. ■

A Fig. 5.1 mostra a esta situação.

Considere conjuntos de $s + v + t + 1$ nós sucessivos no anel. Seja $f(s, t; v)$ a probabilidade de um caminho ser requisitado de qualquer um dos s primeiros nós para qualquer um dos t últimos nós, passando por todos os $(v + 1)$ nós centrais.

Teorema 3 – Sejam os comprimentos de onda disponíveis tais que nenhum buraco está contido em nenhum outro, e sejam eles indexados de acordo com o Lema 2. Então, dada uma requisição de comprimento H , a alocação que minimiza a probabilidade de bloqueio resultante minimiza $f(s_i, t_i; v_i)$, onde:

$$s_i = a_i - a_{i+1}, \quad i = 1, 2, \dots, m-1 \quad (5.4)$$

$$s_m = a_m + H \quad (5.5)$$

$$t_i = b_i - b_{i-1}, \quad i = 2, 3, \dots, m \quad (5.6)$$

$$t_1 = b_1 + H \quad (5.7)$$

$$v_i = |C_i| - s_i - t_i, \quad i = 1, 2, \dots, m. \quad (5.8)$$

Prova: Os caminhos que são bloqueados pela alocação de λ_i são aqueles que podem ser atendidos apenas por λ_i . São caminhos que conectam um dos s_i nós à esquerda de C_i a um dos t_i nós à sua direita.

Observe que $s_i(t_i)$ é o número de enlaces que separam o nó da extremidade esquerda (direita) do buraco C_i ao próximo nó do buraco que também é extremidade esquerda (direita) de um buraco em algum outro comprimento de onda, se houver. Quando não houver, é o número de enlaces até a extremidade direita (esquerda) do caminho requisitado. Portanto, tanto s_i como t_i , e conseqüentemente o vão v_i entre eles, são quantidades facilmente disponíveis por interrogações sucessivas dos nós extremos do buraco aos seus vizinhos no anel.

O Teorema 3 mostra que a alocação ótima resulta da minimização da métrica $f(s_i, t_i; v_i)$, que depende da estatística do tráfego. Apresentamos métricas para tráfego uniforme e tráfego exponencial.

5.3.1.1 Tráfego Uniforme

Assumimos que todos os caminhos no anel são igualmente prováveis de aparecer. Portanto a métrica a ser minimizada seria:

$$f(s_i, t_i; v_i) = \frac{s_i t_i}{N^2}, \quad (5.9)$$

onde N é o número de nós do anel. Isso quer dizer que a melhor alocação é aquela que minimiza $s_i t_i$, sem se importar com v_i .

5.3.1.2 Tráfego Exponencial

No tráfego exponencial, a probabilidade de um caminho ser requisitado decresce exponencialmente com o número de enlaces H . Para $0 < r < 1$ e $i = 1, 2, \dots$:

$$\text{prob}(H = i) = p(i) = \left(\frac{1-r}{r}\right)^i \quad (5.10)$$

Se assumirmos N muito grande, podemos truncar a exponencial e desprezar os termos de maior ordem. Sem perda de generalidade, seja $s_i \leq t_i$. Então,

$$f(s_i, t_i; v_i) = N^{-1}[h(v_i) - h(v_i + s_i) - h(v_i + t_i) + h(v_i + s_i + t_i)], \quad (5.11)$$

onde

$$h(x) = \sum_{k=1}^{\infty} kp(x+k+1) = \frac{r^{x+1}}{1-r}. \quad (5.12)$$

Portanto,

$$f(s_i, t_i; v_i) = \frac{1}{N} \left(\frac{r}{1-r}\right)^{v_i} (1-r^{s_i})(1-r^{t_i}) \quad (5.13)$$

É suficiente então alocar λ_i tal que

$$\mu_i = r^{v_i} (1-r^{s_i})(1-r^{t_i}) \quad (5.14)$$

é minimizado, pois μ_i é uma métrica suficiente de decisão. A alocação deveria favorecer v_i grandes e s_i e t_i pequenos. Quando r se aproxima de 1, minimizar μ_i equivale a minimizar $s_i t_i$, com pequena influência de v_i . Contudo, para r pequeno, a influência de v_i é bem maior que a de s_i e t_i .

5.3.2 Minimização das Probabilidades de Bloqueio de Caminhos Coloridos

A ocorrência de múltiplos buracos disponíveis contidos em outros buracos será freqüente num anel com baixa probabilidade de bloqueio. Desde que todos os comprimentos de onda correspondentes poderiam ser alocados sem incremento na

probabilidade de bloqueio de caminho, outro algoritmo deve ser usado para escolher entre estes comprimentos de onda. Surge a idéia de minimizar, entre estes comprimentos de onda, o incremento na probabilidade de bloqueio de caminhos coloridos. A motivação é exatamente preservar o estoque de caminhos coloridos disponíveis que são prováveis de ser requisitados no futuro. Dessa maneira, a alocação não apenas minimizaria a probabilidade de bloqueio atual, mas deixaria a rede melhor preparada para receber requisições no futuro.

Sejam C_1, C_2, \dots, C_m todos os buracos disponíveis que estão contidos em algum outro buraco e seja $n_j = |C_j|$ o tamanho do buraco C_j . Seja H o número de enlaces do caminho requisitado. Acomodando o caminho requisitado em C_j , dois novos buracos (que podem ser nulos) de tamanhos a_j e b_j serão gerados à direita e à esquerda de C_j , respectivamente, com

$$a_j + b_j + H = n_j \quad (5.15)$$

Seja $g(n)$ a probabilidade de que uma requisição de caminho colorido de qualquer tamanho seja acomodada num buraco de tamanho n no comprimento de onda escolhido.

Teorema 4 – O incremento na probabilidade de bloqueio de caminho colorido é minimizado se alocarmos o comprimento de onda λ_j que minimiza a métrica

$$\Delta_j = g(n_j) - g(a_j) - g(b_j). \quad (5.16)$$

Prova: Δ_j é a perda na probabilidade de acomodação de requisições futuras em λ_j . Qualquer requisição ou é acomodada, ou bloqueada, portanto, Δ_j é também o incremento na probabilidade de bloqueio de caminho colorido.

A métrica a ser minimizada para a alocação é obtida através do Teorema 4 e da estatística de primeira ordem. Apresentamos as métricas para os casos de tráfego uniforme e tráfego exponencial.

5.3.2.1 Tráfego Uniforme

Num buraco de tamanho n enlaces, podem ser acomodados n caminhos de 1 enlace, $n-1$ caminhos de 2 enlaces, $n-2$ caminhos de 3 enlaces e assim sucessivamente até 1 caminho de n enlaces. Desde que todos estes caminhos sejam igualmente prováveis no tráfego uniforme, podemos escrever

$$g(n) = \frac{1}{N^2} \sum_{i=1}^n i = \frac{n(n+1)}{2N^2}. \quad (5.17)$$

Portanto,

$$\Delta_j = \frac{1}{2N^2} [n_j^2 + n_j - a_j^2 - a_j - b_j^2 - b_j] = \frac{1}{2N^2} [H + n_j^2 - a_j^2 - b_j^2]. \quad (5.18)$$

É suficiente então minimizar $n_j^2 - a_j^2 - b_j^2 = 2(Hn_j + a_j b_j) - H^2$.

Uma métrica simples e suficiente é, então,

$$\rho_j = Hn_j + a_j b_j. \quad (5.19)$$

A alocação deveria favorecer: a) buracos menores; b) inserção assimétrica do caminho no buraco, o que leva ao produto $a_j b_j$ pequeno. Como $a_j b_j$ é no mínimo zero e no máximo $(n_j - H)^2 / 4$, o tamanho do buraco é uma métrica suficiente, pois para um n_j temos

$$Hn_j \leq Hn_j + a_j b_j \leq Hn_j + \frac{(n_j - H)^2}{4}$$

Se a máxima métrica possível para o buraco de tamanho n_j for menor que a mínima métrica possível para o buraco de tamanho $n_j + 1$, então a decisão pode tomar o buraco n_j como uma métrica suficiente. Isso acontece se e somente se:

$$Hn_j + (n_j - H)^2 / 4 \leq H(n_j + 1),$$

ou

$$\therefore n_j \leq H + 2\sqrt{H}. \quad (5.20)$$

Portanto, podemos afirmar que, dado que a inequação (5.20) é satisfeita, o menor buraco deveria ser alocado. A decisão entre dois buracos com o mesmo tamanho deveria favorecer a inserção mais assimétrica.

5.3.2.2 Tráfego Exponencial

Utilizando o mesmo raciocínio da subseção anterior, temos

$$g(n) = \frac{1}{N} \sum_{i=1}^n (n-i+1) \left(\frac{1-r}{r} \right)^i \quad (5.21)$$

Seja o somatório $q(n) = \sum_{i=1}^n (n-i+1)r^i$. Então podemos escrever

$$q(n) = rn + rq(n-1). \quad (5.22)$$

Se considerarmos a série

$$\alpha(n) = q(n) - \frac{r}{1-r}n + \left(\frac{r}{1-r} \right)^2 \quad (5.23)$$

e expressarmos na equação (5.22) $q(n)$ e $q(n-1)$ em termos de $\alpha(n)$ e $\alpha(n-1)$, respectivamente, chegaremos a

$$\alpha(n) = r^{n-1}\alpha(1) = \left(\frac{r}{1-r} \right)^2 r^n. \quad (5.24)$$

Substituindo a equação (5.24) na equação (5.23) e resolvendo para $q(n)$ na equação (5.21), chegaremos à expressão

$$g(n) = \frac{1}{N} \left[n - \frac{r}{1-r} + \left(\frac{1-r}{r} \right) r^n \right] \quad (5.25)$$

Utilizando o Teorema 4, obtemos a seguinte métrica:

$$\Delta_j = \frac{1}{N} \left[H + \left(\frac{r}{1-r} \right) + \left(\frac{r}{1-r} \right) (r^{n_j} - r^{a_j} - r^{b_j}) \right], \quad (5.26)$$

onde uma métrica equivalente a ser minimizada é, então

$$\sigma_j = r^{n_j} - r^{a_j} - r^{b_j}. \quad (5.27)$$

Seja $d_j = \min(a_j, b_j)$. Se $r \leq 1/2$, o termo r^{d_j} é dominante e, portanto, d_j é uma métrica suficiente a ser minimizada. Isso quer dizer que a melhor alocação é aquela que coloca o caminho o mais próximo possível de outro caminho no mesmo comprimento de onda.

Pode-se então concluir que a assimetria se torna mais importante para r pequeno e suficiente para $r \leq 1/2$. Se r é maior que $1/2$, o tamanho do buraco se torna mais importante, mas não é suficiente. Para $r = 1$, o tamanho é suficiente se o buraco é menor que $H + 2\sqrt{H}$, como visto na equação (5.20). É importante notar que a métrica ρ_j pode ser obtida a partir de σ_j no limite quando r se aproxima de 1.

5.3.3 Algoritmo

Apresentamos o algoritmo que deve ser utilizado quando há mais de um comprimento de onda disponível, reunindo todos os resultados descritos neste capítulo. Os passos são os seguintes:

- 1) Numere os comprimentos de onda disponíveis (lista A) na ordem crescente de tamanho de buraco;
- 2) Verifique se algum buraco está contido em algum outro e o(s) coloque na lista B (inicialmente vazia), se houver.
- 3) Se a lista B contém apenas um elemento, aloque este comprimento de onda; se a lista B está vazia, vá para o passo 5; caso contrário, continue;

- 4) Aloque um comprimento de onda da lista B de acordo com as seguintes regras:
 - 4a) Tráfego Uniforme ($r = 1$). Se o(s) menor(es) buraco(s) é (são) menor(es) do que $H + 2\sqrt{H}$, aloque o comprimento de onda com a inserção mais assimétrica entre os buracos menores. Caso contrário, minimize ρ_i da equação (5.19).
 - 4b) Tráfego Exponencial. Se $r \leq 1/2$, aloque um comprimento de onda cujo caminho existente seja o mais próximo possível do caminho requisitado, escolhendo o menor buraco no caso de empate. Se $1/2 < r < 1$, minimize σ_i da equação (5.27).
- 5) Reordene os comprimentos de onda disponíveis na ordem decrescente de a_i , formando a lista C;
- 6) Calcule s_i, t_i, v_i das equações (5.4)-(5.8) para cada comprimento de onda de C;
- 7) Para tráfego uniforme, aloque o comprimento de onda que minimiza $s_i t_i$. Para tráfego exponencial, minimize μ_i da equação (5.14).

Este algoritmo, chamado de *minimal blocking* (MB), minimiza: a) a probabilidade de bloqueio instantânea após cada alocação; e b) o incremento na probabilidade de bloqueio de caminho colorido. Aplicando o passo 4 diretamente na lista A, temos o algoritmo Max-Sum, ao qual nos referimos como (MC). Nossas simulações comparam os desempenhos dos algoritmos RD, FP, MC e MB.

5.4 Simulações

Devido à difícil tratabilidade analítica no desempenho de redes fotônicas, inclusive anéis, desenvolvemos ferramentas de simulação de anéis WDM totalmente ópticos.

No ambiente da linguagem C, vários programas foram desenvolvidos para simular o desempenho de anéis WDM, medido através do cálculo da probabilidade de bloqueio das redes fotônicas em discussão.

O modelo que utilizamos nas simulações é baseado nas seguintes suposições:

1. A chegada de requisições é um processo poissoniano de taxa λ .

2. O tempo de permanência de cada requisição é exponencialmente distribuído com média $1/\mu$. O tráfego requisitado por nó é $\rho = \lambda/\mu$.
3. Cada requisição requer um comprimento de onda exclusivo, ou seja, um comprimento de onda não pode ser compartilhado por mais de uma requisição.
4. O roteamento de caminhos é feito pelo menor caminho. Quando uma chamada não pode ser acomodada neste caminho, ela é bloqueada. Não há uma rota alternativa.

O fluxograma da Fig. 5.2 fornece uma idéia geral do funcionamento do programa.

Os parâmetros de entrada definem o número de nós e comprimentos de onda da rede, o algoritmo de alocação de comprimento de onda, a taxa média de requisição por nó, a taxa média de desativação de requisições por nó e a quantidade de requisições que o programa deve simular. O programa termina apenas quando o número de requisições escolhido é alcançado.

Como o tráfego é poissoniano, na maior parte do tempo não há chegada de requisição e o tempo de permanência das requisições existentes é decrementado. Após isso, o programa verifica se o número de requisições previamente escolhido foi alcançado e verifica novamente se houve uma chegada poissoniana. Se houve, o número de requisições é incrementado, os nós origem e destino são gerados, o sentido da conexão é escolhido após o conhecimento dos nós origem e destino, o tempo de permanência da ligação é escolhido através de uma função de distribuição exponencial e o programa tenta encontrar um comprimento de onda que acomode tal requisição de acordo com o algoritmo de alocação escolhido. Caso haja algum comprimento de onda disponível no trecho correspondente à ligação, a chamada é estabelecida e também armazenada numa estrutura do programa que gerencia todas as ligações existentes. Caso nenhum comprimento de onda esteja disponível, a chamada é bloqueada e a probabilidade de bloqueio é incrementada. Após isso, novamente o tempo de permanência das ligações já existentes é decrementado. Se o tempo de permanência for menor ou igual a zero, a chamada é desativada.

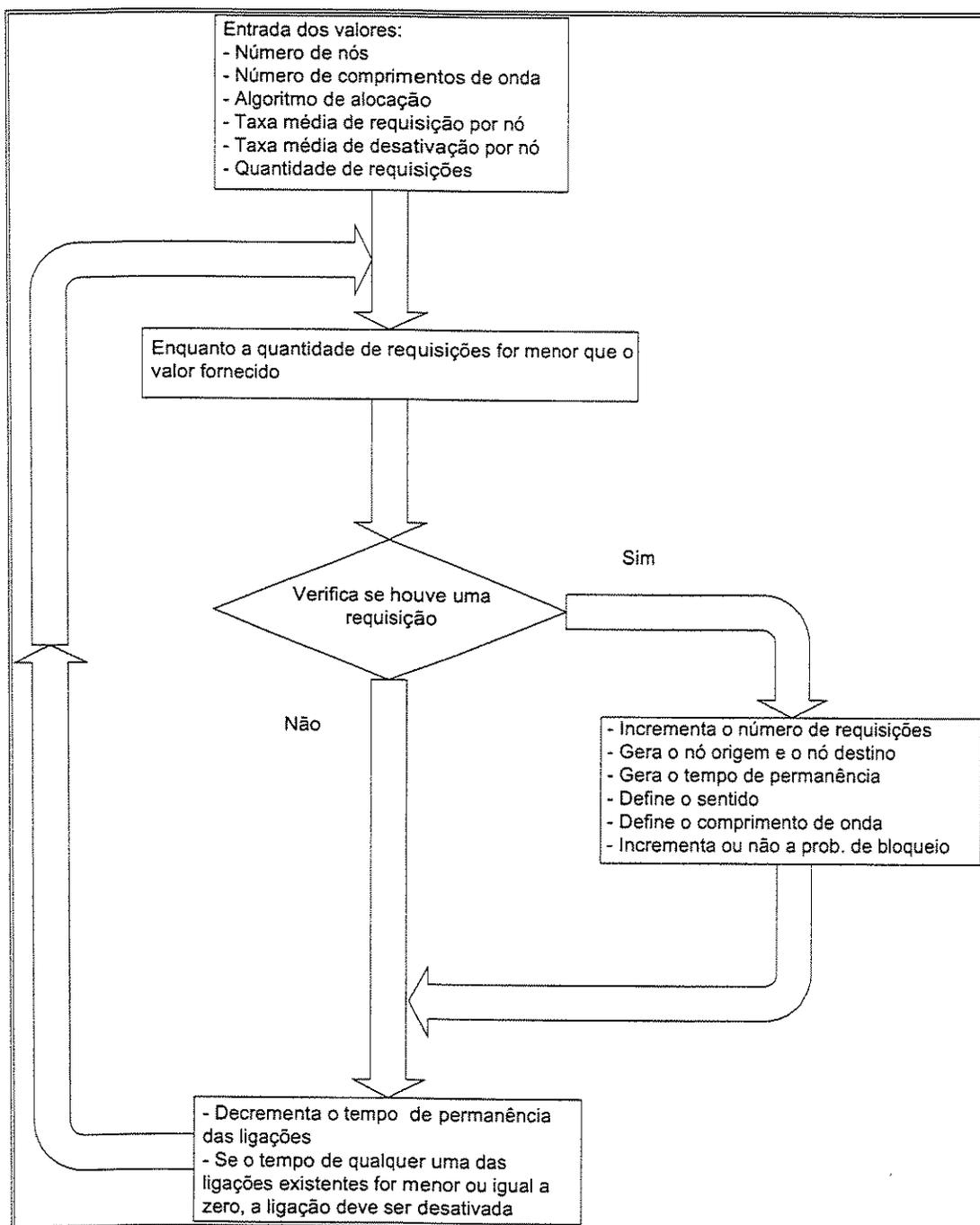


Figura 5.2 - Fluxograma do programa que simula um anel WDM totalmente óptico

5.5 Resultados

Como resultado das simulações, obtivemos diversas curvas de probabilidades de bloqueio para anéis WDM totalmente ópticos.

Utilizando a nomenclatura adotada nos gráficos a seguir, comparamos os nossos resultados com os algoritmos aleatório (RD), prioridade fixa (FP), máxima capacidade (MC) e com o limitante inferior (LB), que corresponde ao anel com conversão plena de comprimento de onda em todos os nós. Nas simulações, foi considerado um anel WDM de caminhos ópticos de $N=16$ nós com $W=4$ comprimentos de onda e foram simuladas 100000 requisições.

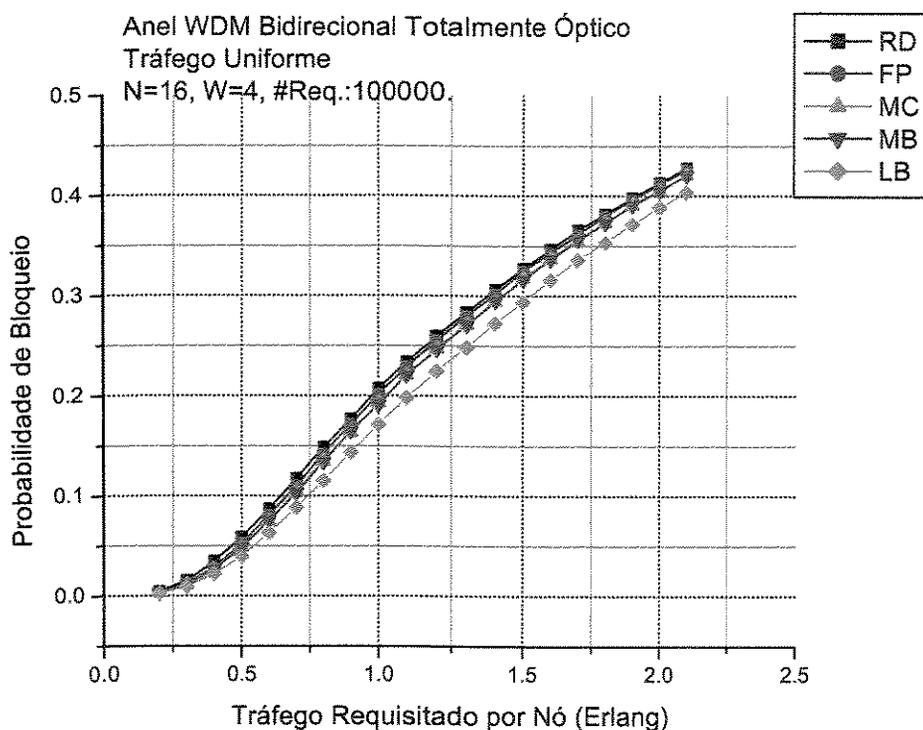


Figura 5.3 - Probabilidade de bloqueio para tráfego uniforme num anel WDM com $N=16$ e $W=4$

A Fig. 5.3 mostra o desempenho de um anel WDM de caminhos ópticos para um tráfego uniforme. Apesar da proximidade dos gráficos, podemos observar que o algoritmo

aleatório (RD) é o pior de todos, levando a uma maior probabilidade de bloqueio da rede. Em seguida, aparece o algoritmo de prioridade fixa (FP), que por sua vez congestiona menos a rede que o algoritmo aleatório.

O algoritmo proposto em nosso trabalho possui, de fato, desempenho bastante semelhante ao do algoritmo Max-Sum, ao qual estamos nos referindo como o algoritmo de capacidade máxima (MC). Entretanto, como principal contribuição, encontramos métricas mais simples para a escolha do comprimento de onda mais adequado numa rede fotônica em anel. Além de mais simples, estas métricas se baseiam totalmente em informações locais que podem ser obtidas pelos nós transceptores por interrogação sucessiva aos nós vizinhos. Este atributo qualifica o algoritmo proposto para o contexto emergente conhecido como IP sobre WDM, no qual caminhos ópticos poderiam ser ativados e desativados sob o controle direto e descentralizado de roteadores IP.

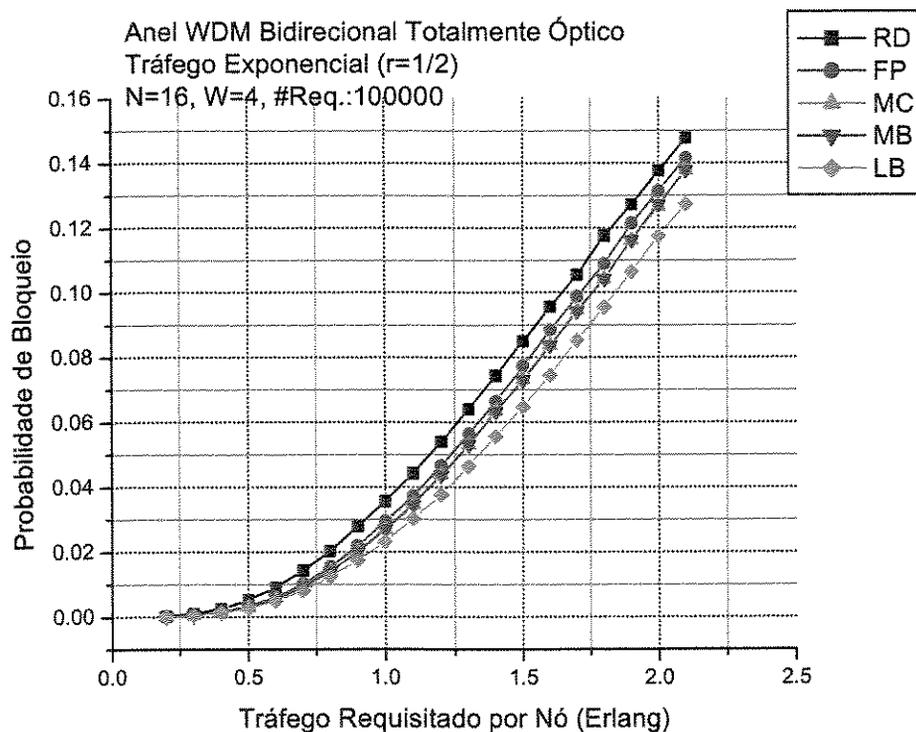


Figura 5.4 – Probabilidade de bloqueio para tráfego exponencial num anel com $N=16$ e $W=4$

A Fig. 5.4 mostra a curva de probabilidades de bloqueio para um tráfego exponencial com $r < 1/2$. Novamente, o algoritmo RD leva a um maior congestionamento na rede, seguido pelo algoritmo FP. Vemos novamente que o algoritmo MB possui desempenho bastante semelhante ao MC, porém a métrica a ser minimizada é mais simples no nosso algoritmo, sendo passível também de controle descentralizado.

Comparando as figuras 5.3 e 5.4, é importante observar que, como os caminhos mais longos aparecem menos que os caminhos mais curtos, a probabilidade de bloqueio para um mesmo tráfego em Erlang na rede é substancialmente menor para o tráfego exponencial. Isso se deve ao fato de que em redes sem conversão de comprimento de onda, devemos procurar rotas curtas para o estabelecimento de uma conexão. Num anel há apenas duas rotas e no algoritmo que implementamos a conexão era roteada pelo caminho mais curto.

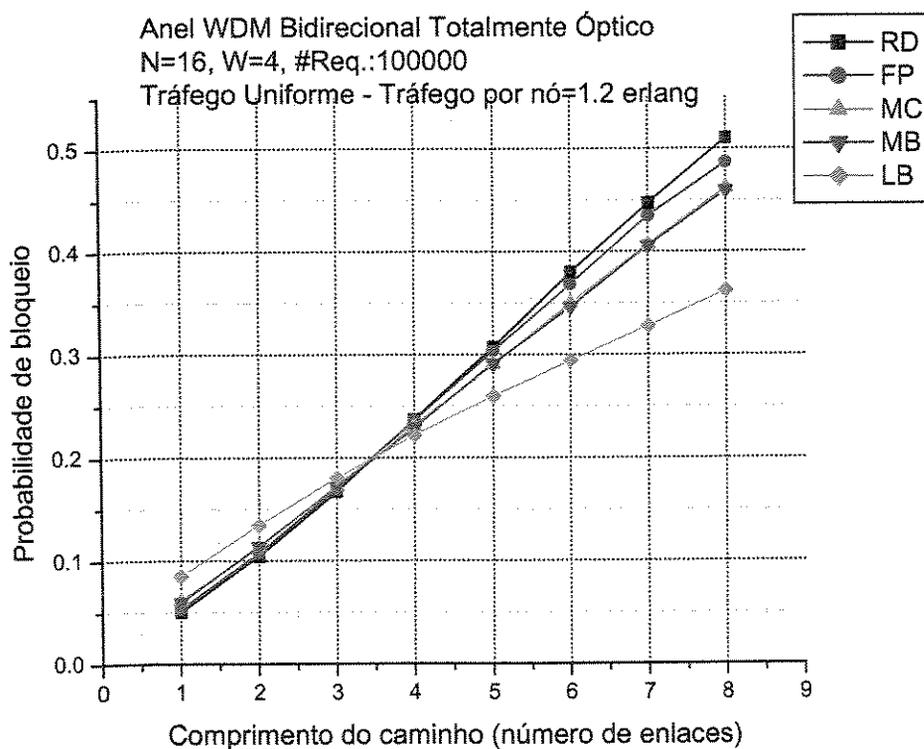


Figura 5.5 - Probabilidade de bloqueio versus comprimento de caminho

A Fig. 5.5 mostra as probabilidades de bloqueio dos quatro algoritmos de alocação e do esquema de conversão total versus o comprimento de caminho das requisições. Podemos observar que à medida que o comprimento da requisição cresce, o ganho na conversão é maior. Por isso, buscam-se rotas curtas para a alocação dos caminhos.

A mesma figura revela um fato interessante: podemos observar que as curvas começam a se inverter a partir de um dado comprimento de caminho (~ 3.5). Isso pode ser explicado da seguinte maneira: quando o tráfego é relativamente elevado, como o da Fig. 5.5, a ocupação da rede é maior para o caso de conversão total. Por isso, com as requisições curtas (de tamanho até 3), a rede está razoavelmente ocupada e mais requisições são bloqueadas no caso de conversão total. O fato da curva para o algoritmo RD começar mais embaixo é resultado do mesmo raciocínio. Como o algoritmo aleatório é o pior de todos, a ocupação da rede é menor, razão pela qual a probabilidade de bloqueio é menor para requisições curtas.

Portanto, neste capítulo foram apresentados os principais resultados do nosso trabalho. Apresentamos o modelo analítico do nosso algoritmo e as simulações que comprovaram os seus benefícios.

O próximo capítulo contém as conclusões da nossa pesquisa e as perspectivas de estudos futuros.

Capítulo 6 - Conclusões

A motivação para a introdução de WDM nas redes ópticas foi sem dúvida a necessidade de aumentar a capacidade destas redes. Com o crescimento da capacidade alcançado pelos vários comprimentos de onda presentes numa fibra óptica, o gargalo que antes estava na transmissão foi deslocado para os nós de comutação elétricos da rede. Nesta direção, surgiu a idéia de rotear a informação diretamente pelo seu comprimento de onda, evitando dessa maneira o processamento eletrônico nos nós de comutação das redes ópticas, assim como os custos associados com a conversão optoeletrônica envolvida. Surgiam as redes totalmente ópticas ou fotônicas. Estas redes são chamadas também de redes de caminhos ópticos, pois cada nó é diretamente ligado a outro através de um caminho de luz, representado por um comprimento de onda.

Numa rede fotônica, os sinais permanecem no domínio óptico da origem ao destino e os seus nós possuem comutadores seletivos em comprimento de onda que são conectados a uma topologia arbitrária. Estes nós foram posteriormente chamados de *optical crossconnects* – OXCs. Os OXCs podem eventualmente conter conversores de comprimento de onda, mas esta tecnologia tem os seus custos e ainda exige conversão opto-eletróptica – OEO - nos nós de comutação. É interessante, portanto, quantificar os benefícios da conversão de comprimento de onda numa rede fotônica.

Com o surgimento destas redes, verificou-se que o seu projeto envolvia dois subproblemas importantes: a alocação de rota e comprimento de onda para uma dada topologia. Em alguns casos, a alocação de rota já é dada e a questão se resume a como alocar comprimentos de onda na rede. Para algumas topologias, um bom algoritmo de alocação de comprimento de onda reduz a necessidade de conversores de comprimento de onda nos nós. Os benefícios de um algoritmo de alocação de comprimento de onda podem ser observados através do desempenho sob bloqueio de uma rede de roteamento de comprimento de onda, medido pela capacidade de atender novas requisições para uma dada probabilidade de bloqueio.

Neste trabalho, verificamos o desempenho sob bloqueio de redes de caminhos ópticos com topologia em anel. Esta topologia foi utilizada, pois se esperava que as redes de caminhos ópticos surgissem como uma evolução natural das redes SDH/SONET, predominantemente dispostas em anéis.

Embora alguns modelos da literatura cheguem a expressões para o cálculo da probabilidade de bloqueio em redes fotônicas [2], as suposições utilizadas merecem críticas. A primeira se refere à aproximação de não-empilhamento, conforme descrita no Capítulo 4. Em [2], os autores não reconhecem que fizeram essa aproximação. O algoritmo aleatório na verdade escolhe um comprimento de onda entre os *disponíveis* na rede, e não entre *todos* os comprimentos de onda da rede. A expressão (4.2) sugere, portanto, que a aproximação de não-empilhamento foi utilizada, porém não foi comentada em nenhum momento pelos autores. Na segunda suposição, o modelo de Lee, aplicado bastante em redes de tronco com um grau de saída muito grande nos nós, não deve ser aplicado em topologias com grau de saída pequeno em seus nós. O caso do anel, por sua vez, é o extremo oposto, pois possui grau de saída um nos nós. Portanto, o modelo de Lee não é válido para anéis de caminhos ópticos. Algumas correções ao modelo de Lee também foram apresentadas em [2], entretanto as simulações apresentadas neste trabalho mostram que para a topologia anel os benefícios da conversão de comprimento de onda são bastante reduzidos quando um bom algoritmo de alocação de comprimento de onda é utilizado numa rede sem conversão.

As simulações para o cálculo da probabilidade de bloqueio são justificadas pela intratabilidade computacional de uma solução que utiliza diagrama de estados quando o número de estados cresce. Ilustramos esse fenômeno com um exemplo simples de um anel WDM de caminhos ópticos com quatro nós e dois comprimentos de onda. Observamos que quando o número de nós e comprimentos de onda cresce, o número de estados de ocupação explode, levando a uma intratabilidade computacional para o cálculo da probabilidade de bloqueio. Nas nossas simulações, utilizamos o modelo de tráfego estatístico para as requisições. Os nós geravam requisições que obedeciam a uma distribuição poissoniana e o tempo de duração das requisições obedecia a uma distribuição exponencial.

Propusemos um novo algoritmo de alocação de comprimento de onda e comparamos com algoritmos bastante estudados na literatura. Os principais resultados presentes neste trabalho também se encontram em [12], apresentado no IEEE Global Communications Conference – GLOBECOM em dezembro de 2000, na cidade de San Francisco, Califórnia, Estados Unidos.

O algoritmo de alocação de comprimento de onda apresentado neste trabalho baseia-se em estratégias de alocação prioritária de comprimento de onda. Os algoritmos prioridade fixa (FP) e de máxima capacidade (MC) estudados na literatura também se baseiam em alocação prioritária e são comparados com o algoritmo Minimal Blocking (MB), proposto neste trabalho. Também comparamos com o algoritmo aleatório (RD) de alocação de comprimento de onda, que possui o pior desempenho sob bloqueio entre os citados.

O algoritmo MB é computacionalmente barato em comparação a outros algoritmos. Como exemplo, enquanto outros algoritmos necessitam de informação da utilização de comprimento de onda em toda a rede [1, 10], no algoritmo MB uma inspeção local em torno dos nós origem e destino é suficiente para alocar o comprimento de onda que melhor minimiza os seguintes fatores:

- a) a probabilidade de bloqueio imediatamente após cada alocação;
- b) o incremento na probabilidade de bloqueio de canal no comprimento de onda alocado.

A inspeção local em torno dos nós origem e destino implica métricas gerenciáveis localmente para a alocação de comprimento de onda nos anéis WDM. Para os modelos de tráfego estatístico uniforme e exponencial, foram apresentadas regras de alocação baseadas em métricas simples, de fácil tratamento computacional.

As simulações mostraram que a minimização destes dois fatores levou a resultados significativos em relação aos algoritmos RD e FP, mostrados principalmente com o modelo exponencial de tráfego.

Numa comparação com o algoritmo Max-Sum, ao qual nos referimos como de máxima capacidade - MC, pudemos verificar que o nosso algoritmo possui desempenho bastante similar a este algoritmo. Como principal contribuição, porém, encontramos métricas mais simples para a escolha do comprimento de onda mais adequado para uma rede fotônica em anel. Além de mais simples, estas métricas podem ser obtidas pelos nós transceptores através de interrogações sucessivas aos nós vizinhos. Podemos ainda afirmar que o algoritmo MC não é ótimo, pois não considera a correlação de estados de diferentes sub-redes na soma das capacidades de canal. Entretanto, as simulações mostraram que o desempenho do MB é bastante similar ao do MC, sugerindo que este último algoritmo é quase ótimo, pelo menos para um anel WDM de caminhos ópticos com 16 nós.

Uma importante observação deve ser feita em relação a proximidade do desempenho do algoritmo MB em relação à situação em que há conversão total de comprimento de onda em todos os nós do anel (LB). Nossas simulações confirmam o que intuitivamente era sugerido em [2], ou seja, os ganhos de conversão de comprimento de onda em anéis WDM de caminhos ópticos são bem reduzidos em relação a outras topologias. Portanto, mostramos que pelo menos em anéis, a necessidade de se ter conversão de comprimento de onda em todos os nós é praticamente desprezível na presença de um bom algoritmo de alocação de comprimento de onda numa rede sem conversão.

Como perspectivas para estudos futuros, podemos citar o cenário que predomina hoje no estudo das redes ópticas. Espera-se que a primeira fase da evolução das redes fotônicas seja caracterizada por uma camada óptica comutada por circuitos de alta capacidade e de rápido provisionamento, motivos pelos quais são necessários estudos como esse que nos propusemos a realizar.

Com o crescimento do tráfego de Internet, particularmente do tráfego IP, uma forma mais eficiente de utilizar recursos de uma rede com estrutura de camadas seria combinar a topologia e os recursos das camadas IP e óptica, tratando do roteamento de informação das duas camadas conjuntamente. Estudos recentes já tratam destes aspectos [11].

Uma realização visível desta direção é a presença do MPLS – *Multi Protocol Label Switching* aplicado nas redes ópticas. Grandes fabricantes de equipamentos de telecomunicações já acenam com produtos que prometem utilizar esta tecnologia, que se baseia num novo protocolo orientado à conexão para tráfego IP. Num cenário posterior, vê-se que a eficiência de largura de banda associada com a comutação de pacotes ópticos será requerida para assegurar economia nos recursos da rede.

Portanto, este trabalho trata da primeira fase de evolução das redes fotônicas. Estes resultados deverão ser utilizados em estudos posteriores que deverão unir o problema da alocação de comprimentos de onda na camada óptica com a alocação de recursos na camada IP.

Referências Bibliográficas

- [1] R. Ramaswami and K.N. Sivarajan, "Optical Networks: A Practical Perspective", Morgan Kauffman Publishers, 1998.

- [2] R. Barry and P.A. Humblet, "Models of Blocking Probability in All-optical Networks with and without Wavelength Changers", IEEE JSAC, vol. 14, nº 5, pp. 868-880, Jun. 1996.

- [3] M. Kovacevic and A.S. Acampora, "On the Benefits of Wavelength Translation in All-Optical Clear-channel Networks", IEEE JSAC, vol. 14, nº 5, pp. 780-799, Jun. 1996.

- [4] T.E. Stern and K. Bala, "Multivalength Optical Networks: A Layered Approach", Addison Wesley Longman, Inc, 1999.

- [5] Nortel Networks, "Synchronous Transmission Systems", Issue 5.0, Jul. 1999.

- [6] S.V. Kartalopoulos, "Introduction to DWDM Technology: Data in a Rainbow", SPIE/IEEE Press, 2000.

- [7] H. Waldman e M.D. Yacoub, "Telecomunicações: Princípios e Tendências", Editora Érica, 1997.

- [8] W.F. Giozza, E. Conforti e H. Waldman, "Fibras Ópticas: Tecnologia e Projeto de Sistemas", McGraw Hill, 1991.

- [9] C. Lee, "Analysis of Switching Networks", Bell Syst. Tech. J., vol. 34, pp. 1287-1315, Nov. 1955.

[10] H. Zang, J.P. Jue and B. Mukherjee, "Review of Routing and Wavelength Assignment Approaches for Wavelength-Routed Optical WDM Networks", *Optical Networks Magazine*, vol. 1, nº 1, Jan. 2000.

[11] M. Kodialam and T.V. Lakshman, "Integrated Dynamic IP and Wavelength Routing in IP over WDM Networks", *Proceedings of IEEE INFOCOM 2001*, pp. 358-366, Apr. 2001.

Artigos Publicados

[12] H. Waldman, D.R. Campelo and R. Camelo, "Dynamic Priority Strategies for Wavelength Assignment in WDM Rings", *Proceedings of IEEE GLOBECOM 2000*, pp. 1288-1292, Nov. 2000.

[13] D.R. Campelo, R. Camelo e H. Waldman, "Estratégias de Ampliação da Capacidade de Anéis Ópticos com Bloqueio", XVIII Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, setembro 2000.

[14] R. Camelo, D.R. Campelo e H. Waldman, "Alocação de Rota e Comprimento de Onda em Anéis Ópticos com Bloqueio", *Anais do IX Simpósio Brasileiro de Microondas e Optoeletrônica*, págs. 134-137, agosto 2000.

Apêndice A – OXC – Elemento-Chave em Redes Fotônicas

A.1 Introdução

Com a tendência de migração das atuais redes ópticas para as redes totalmente ópticas ou fotônicas, os atuais *crossconnects* digitais, responsáveis por rotear e gerenciar centenas e milhares de conexões digitais, devem ceder espaço para outro elemento de rede que desempenhará funções similares no domínio óptico: o *optical crossconnect* - OXC. Este elemento de rede será responsável por gerenciar largura de banda, proteger e restaurar caminhos, e provisionar recursos opticamente [1].

Cada OXC deverá ser classificado por alguns parâmetros como número de portas, tecnologia de comutação envolvida, capacidade de comutação, entre outros. Através da aplicação desses OXCs, grandes operadoras poderão construir redes com topologias genéricas que permitirão, por exemplo, isolamento de falhas, utilizando mais eficientemente os recursos da rede. Estudos mais recentes [2, 3] mostram que pelo fato de utilizarem mais eficientemente os recursos da rede, a economia em custos de equipamentos pode chegar a mais de 40% em redes com os OXCs.

Como o mercado dos OXCs ainda está no seu estágio inicial, grandes fabricantes ainda trabalham no seu desenvolvimento, apesar de outros já terem comercializado seus produtos. Basicamente, os tipos de OXCs desenvolvidos pelos fabricantes podem ser divididos em duas categorias: *crossconnects* com o núcleo (*core*) elétrico (OEO, *Optical-Electrical-Optical*), elementos que comutam comprimentos de onda, porém com conversão elétrica em seu interior; e *crossconnects* com o núcleo (*core*) óptico (OOO, *Optical-Optical-Optical*), que realizam as operações inteiramente no domínio óptico.

Fabricantes de OXCs OEO como a Tellium têm liderado o mercado até o momento, pelo fato desses equipamentos já estarem disponíveis atualmente. Esta é uma das vantagens desta categoria de OXC. Para os *crossconnects* OOO se tornarem uma realidade comercial, características de roteamento de tráfego e gerência ainda precisam ser mais bem amadurecidas. Contudo, é bastante provável que esta tecnologia não demore a aparecer

comercialmente, pois enormes custos de conversão e regeneração elétricas poderiam ser eliminados, aproximando da realidade o conceito das redes totalmente ópticas.

A.2 Visão Geral do Mercado de OXC

O primeiro OXC surgiu da Tellium, uma empresa dissidente (“*spin-off*”) que surgiu da Telcordia em maio de 1997 [16]. Seu primeiro produto, o *crossconnect* Aurora de 32 portos, foi comercializado pela primeira vez em setembro de 1999. A versão mais recente do Aurora dispõe de 512 portos, sendo um produto híbrido OEO/OOO.

Essencialmente, os OXCs são equivalentes aos atuais *crossconnects* digitais presentes nas redes SDH/SONET, porém eles mapeiam comprimentos de onda ao invés de conexões elétricas. Os OXCs estão sendo projetados para rotear centenas de conexões ópticas a 10 Gbps e até mesmo a 40Gbps. Portanto, a capacidade desses elementos chegará a Terabits por segundo, uma grandeza pouco imaginada há algum tempo atrás em telecomunicações.

Atualmente, existe mais de uma dezena de fabricantes/desenvolvedores de OXCs no mercado. Certamente, a estes fabricantes irão se juntar várias empresas iniciantes (“*startups*”) que também desenvolvem produtos de tecnologia fotônica.

Há pouco tempo, os fabricantes destes elementos podiam ser ainda divididos em duas classes: fabricantes de *crossconnects* OEO e fabricantes *crossconnects* OOO. Hoje, porém, a maioria dos fabricantes ataca nas duas frentes, o que demonstra que os atuais fabricantes de *crossconnects* OEO devem migrar também para o desenvolvimento de *crossconnects* totalmente ópticos. O que se tem notado, entretanto, é que estes fabricantes estão procurando desenvolver produtos híbridos OEO/OOO, que aproveitam a enorme capacidade de comutação da tecnologia fotônica com a inteligência que existe no processo OEO [2].

A Tabela A.1 apresenta uma lista com alguns dos atuais fabricantes de OXCs com as suas respectivas tecnologias de matriz de comutação.

É importante mencionar que devido à retração do mercado de telecomunicações nos últimos meses, algumas empresas descontinuaram o desenvolvimento de seus produtos e passaram a focar em suas áreas de maior penetração no mercado. Entre elas aparece a

gigante Cisco Systems, que descontinuou o desenvolvimento de seu OXC após ter adquirido a empresa Monterrey no ano passado. Adquirir empresas, aliás, tem sido uma tendência dos grandes fabricantes de equipamentos de telecomunicações para se antecipar ao mercado. Embora nem todas as aquisições tenham tido sucesso nas empresas, elas demonstram uma preocupação diante de um mercado que tende a crescer muito nos próximos anos [2].

A Tabela também mostra que fabricantes mais robustos de equipamentos de telecomunicações como a Nortel e a Ciena têm adquirido outras empresas que desenvolviam tecnologia de OXCs para acelerar sua inserção no mercado.

Tabela A.1 – Lista de alguns fabricantes de OXCs, seus produtos e tecnologia utilizada.

<i>Fabricante</i>	<i>Produto</i>	<i>Tipo da Matriz</i>
Alcatel	CrossLight	Bolhas finas
BrightLink Networks	BOSS 1000	OEO
Calient Networks	DiamondWave	MEMS
Ciena (Lightera)	CoreDirector	OEO
Corvis	CorWave Optical Switch	MEMS
Ilotron	Optical Wavelength Switch	MEMS
Lucent Technologies	LambdaRouter	MEMS
Nortel Networks	OPTera PX (Xros)	MEMS
	OPTera HDX	OEO
Siemens	TransXpress Opt. Service Node	MEMS
Sycamore Networks	SN 16000	OEO
Tellabs	TITAN 6700 Optical Switch	OEO
Tellium	Aurora Optical Switch	OEO
	Star Switch	MEMS

Fontes: Páginas dos fabricantes na Internet, 2001.

É importante mencionar que atualmente apenas operadoras com redes extensas, disposição de investimento e muita necessidade de largura de banda têm sido os clientes foco dos OXCs destes fabricantes. Dentre os clientes que já estão comercialmente utilizando estes produtos, podemos citar a Worldcom Cables and Wireless (Aurora, Tellium), Global Crossing (WaveStar Lambda Router, Lucent) e Broadwing Communications (CorWave Optical Switch, Corvis), todos na América do Norte.

A.3 Migração do Elétrico para o Totalmente Óptico

A migração dos *crossconnects* OEO para os OOO tem sido fonte de muitas discussões sobre a aplicação dos OXCs. Enquanto alguns afirmam que a escalabilidade e o custo serão os fatores predominantes na migração dos OXCs OEO para os totalmente ópticos ou fotônicos, espera-se que isso não aconteça tão rápido como se esperava [2]. O que se espera, no entanto, é que os *crossconnects* OOO trabalhem em conjunto com os OEO, que por sua vez proveriam inteligência e capilaridade em taxas mais baixas do sistema.

Uma questão que merece observação é a capacidade de comutação dos OXCs totalmente ópticos. Com os *crossconnects* fotônicos, a capacidade agregada (o produto da taxa de transmissão de cada porto pelo número de portos) praticamente não terá tanta importância como nos *crossconnects* OEO. A razão é que, indiscriminadamente, os *crossconnects* fotônicos serão capazes de comutar taxas de 2,5Gbps, 10Gbps e até 40Gbps por porto de entrada. O que de fato irá caracterizá-lo é o número de comprimentos de onda que ele será capaz de comutar. É importante ressaltar que, pela falta de transparência a taxas de bits por segundo, a ampliação da taxa de transmissão de uma rede com *crossconnects* OEO implica a substituição das antigas interfaces de comutação por outras de maior capacidade. Em outras palavras, enquanto o custo por porto com a conversão elétrica cresce com cada acréscimo na taxa de transmissão, no lado fotônico, por ser independente de taxas de transmissão, este custo é linear. Em outras palavras, se o número de portos por *crossconnect* é escalável, o preço por porto tende a diminuir significativamente e as interfaces de altas taxas de transmissão que chegam ao mercado se tornam efetivamente atraentes em termos de custo. Por esse aspecto, os *crossconnects* fotônicos terão uma grande vantagem em longo prazo porque eles serão capazes de escalar mais eficientemente e seus portos serão independentes a taxas de bits.

Contudo, os fabricantes terão que reeducar os modelos de base de custos que os potenciais compradores possuem, o que pode não ser imediatamente claro para alguns clientes. Neste quesito, os fabricantes de *crossconnects* OEO têm uma vantagem, pois

podem oferecer uma certa granularidade que os *crossconnects* fotônicos ainda não são capazes de fornecer.

Ainda, exatamente por serem transparentes a taxas de bit, os *crossconnects* fotônicos ainda não têm a inteligência de gerenciamento presente dos *crossconnects* OEO. Funcionalidades como monitoração de desempenho e gerência de inventário ainda são desempenhadas somente pelos *crossconnects* OEO [2].

A próxima seção resume algumas vantagens e desvantagens dos *crossconnects* fotônicos.

A.4 Vantagens dos *Crossconnects* Fotônicos

- O custo benefício desses *crossconnects* será superior aos OEO em longo prazo. Os custos por porto não crescem tanto quanto os custos baseados em taxas de transmissão.
- Há menor consumo de potência comparado a dos outros *crossconnects*.
- Eles consomem menos espaço em relação aos *crossconnects* OEO.
- A ausência de conversão elétrica significa redução de custos nos equipamentos.
- São de fato os elementos chave na a migração para as redes totalmente ópticas.

A.5 Desvantagens dos *Crossconnects* Fotônicos

- As tecnologias envolvidas na concepção desses dispositivos ainda não estão muito amadurecidas.
- Os *crossconnects* fotônicos não terão acesso ao conteúdo do tráfego passante nos seus portos. Sempre que houver necessidade de processamento do tráfego, conversões elétricas serão necessárias.
- A tecnologia de conversão de comprimento de onda está pouco desenvolvida para esses dispositivos, portanto, inicialmente apenas os *crossconnects* OEO desempenharão essa função.
- Capilaridade de taxas abaixo de 2,5 Gbps exigirá conversão elétrica.

- Ainda não há padronizações para gerência de rede inteiramente definidas no mundo fotônico.

É importante mencionar que algumas dessas desvantagens já estão sendo trabalhadas pelos fabricantes, como, por exemplo, modelos de gerência para a camada óptica. Entretanto, espera-se que inicialmente os *crossconnects* fotônicos trabalhem conjuntamente com os *crossconnects* OEO.

A.6 Padronizações

O desenvolvimento de um padrão de sinalização que permita a comunicação com elementos de rede de camadas superiores como roteadores IP, *switches* ATM e equipamentos SDH/SONET é, sem dúvida, um dos grandes passos na disseminação dos OXCs [3]. Essa tecnologia está sendo desenvolvida por grandes fabricantes e empresas *startups* e alguns produtos estão prestes a serem testados em campo.

Um padrão de comunicação intercamadas inteligente será capaz de requisitar largura de banda dinamicamente e receber essa largura de banda em tempo real. Provisionamento de recursos em tempo real significa dar maior flexibilidade na rede, mais eficiência e um custo benefício mais atraente para as redes ópticas.

Algumas iniciativas de padronização envolvem interoperabilidade da camada fotônica com as camadas elétricas. Iniciativas como as da ITU-IT (*International Telecommunication Union*) [5], IETF (*Internet Engineering Task Force*) [6], OIF (*Optical Internetworking Forum*) [7] e ODSI (*Optical Domain Service Interconnect*) podem ser destacadas como previsões de como a camada fotônica deve coexistir com as camadas superiores.

A.7 Tecnologia

As próximas seções descrevem brevemente as principais tecnologias utilizadas para realizar a comutação de comprimentos de onda nos OXCs.

A.7.1 “Cores” Elétricos

Os *crossconnects* OEO têm hoje uma vantagem em relação aos OOO, pois já chegaram ao mercado.

As diferenças básicas de um *crossconnect* OEO para um *digital crossconnect* - DXC - são a capacidade de comutação e a taxa suportada pelas suas interfaces. Enquanto um DXC opera com sinais da ordem de Mbps, um *crossconnect* OEO suporta taxas em torno de 10Gbps nos seus portos.

Além de já estarem disponíveis no mercado, os *crossconnects* OEO possuem ainda outras vantagens que já foram descritas nas seções anteriores, como gerenciabilidade e capilaridade de tráfego, fatores que pesam muito na decisão de compra por parte de um cliente.

Como destacado, dentre as principais desvantagens, esses elementos não são eficientemente escaláveis.

A.7.2 MEMS – *Micro-Electro-Mechanical Systems*

A tecnologia MEMS tem sido usada na fabricação de *crossconnects* fotônicos. Nesse tipo de arranjo, não há conversão elétrica no seu interior e os comprimentos de onda são comutados inteiramente no domínio óptico.

Utilizando deposição, marcação e litografia, máquinas minúsculas (menores que o fio de cabelo) são micro-fabricadas em um substrato [1]. Após a aplicação destas técnicas, uma lâmina altamente polida (com ouro ou um espelho) é conectada a um acionador elétrico e posta verticalmente no espaço entre três guias de onda que fazem interseção (modelo de 2 eixos ou dimensões). Este arranjo constrói um OXC onde o espelho pode permitir que um feixe óptico possa passar através dele ou ser refletido em uma direção diferente.

Dependendo da tecnologia de fabricação, o espelho pode se mover de diferentes maneiras. Uma maneira é rotacionar o espelho em duas direções para que ele direcione um feixe óptico para uma das duas direções, como mostra a Fig. A.1. Uma outra maneira é através de uma tensão elétrica fazer com que o espelho seja empurrado para cima ou para

baixo, permitindo assim que o que feixe possa ser direcionado para duas direções diferentes, conforme mostrado na Fig. A.2.

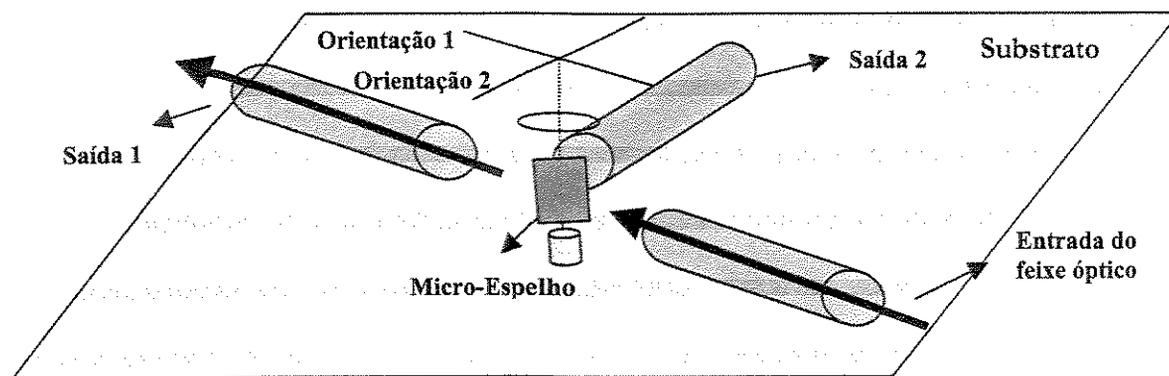


Figura A.1 – Espelhos podem ser rotacionados para construir *crossconnects* fotônicos

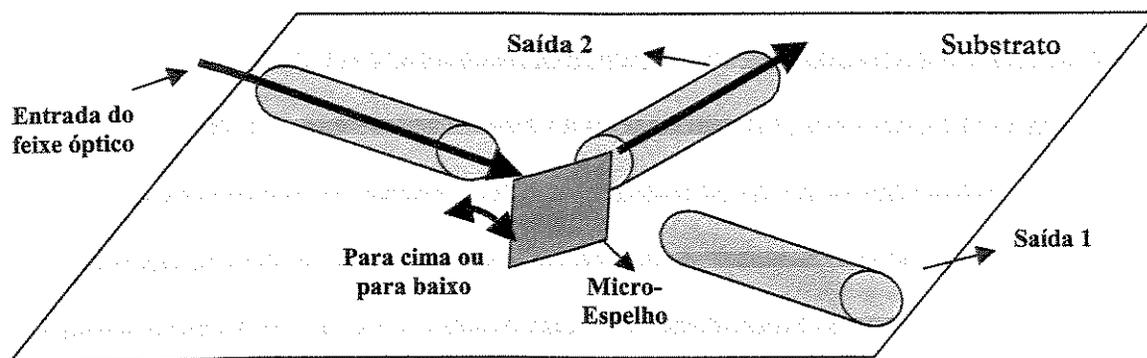


Figura A.2 – Espelhos podem ser movidos para cima ou para baixo para construir *crossconnects* fotônicos

A tecnologia MEMS permite integrar vários espelhos num único substrato, formando assim uma matriz de comutação de comprimentos de onda, mostrado na Fig. A.3. Neste esquema, cada espelho é acionado independentemente, refletindo o sinal que chega de uma fibra em qualquer direção de saída. Para se ter uma idéia do quão pequenas são as matrizes dos espelhos comutação, uma matriz de mais de 1000 espelhos pode ser do tamanho de um cartão de visitas.

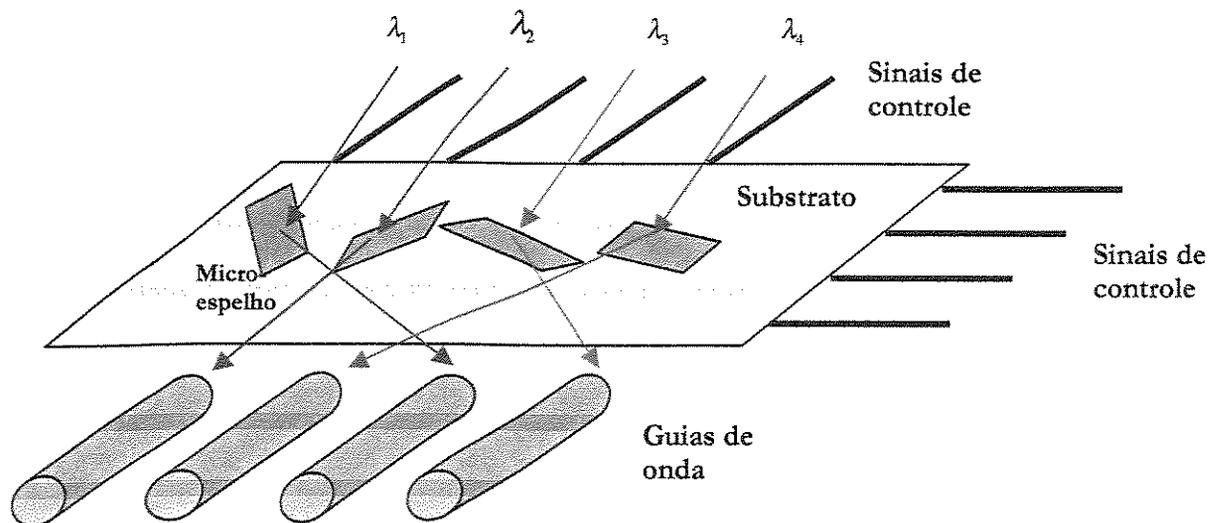


Figura A.3 – Matriz de comutação de comprimentos de onda.

Uma das vantagens de se usar a tecnologia MEMS na comutação de comprimentos de onda é a independência a taxas de bits. Por isso, um porto pode comutar taxas de 2,5 Gbps, 10 Gbps e até 40 Gbps indiscriminadamente. Outra vantagem da tecnologia MEMS em relação a outras tecnologias de comutação fotônica é a sua adoção por grandes fabricantes.

As desvantagens da tecnologia MEMS são, como outras tecnologias fotônicas, as limitações que a tecnologia elétrica não possui, como por exemplo, ausência de granularidade de tráfego. Isso, pelo menos num estágio inicial, limita a utilização desses dispositivos apenas para interconexões de intenso tráfego passante (“core”) da rede.

Contudo, a grande desvantagem da tecnologia MEMS em relação às outras tecnologias fotônicas é a sensibilidade a deslocamentos físicos dos espelhos. Por possuírem partes mecânicas muito pequenas, estes *crossconnects* precisam ser demasiadamente testados sob condições imperfeitas de funcionamento.

Grandes fabricantes como Nortel, Lucent e Tellium têm apostado nessa tecnologia na concepção dos seus *crossconnects* fotônicos. Apenas esse fato, de alguma forma, indica que esta tecnologia tende a ter uma sobrevida razoável no mercado para os próximos anos. Previsões otimistas estimam que o mercado global de MEMS deva atingir \$11.5 bilhões em 2005 [4].

A.7.3 “*Tiny Bubbles*” – Bolhas Finas

A tecnologia de se utilizar bolhas, uma tecnologia de comutação termelétrica, foi iniciada pela Agilent Technologies, uma empresa oriunda da Hewlett Packard.

Essa tecnologia funciona na seguinte maneira: guias de onda de silício são usados para guiar os comprimentos de onda através do dispositivo. Pequenas “valas” nas interseções dos guias de onda são preenchidas com um fluido que possui dois estados, aquecido e não aquecido. No estado não aquecido, a luz vem em um guia de onda e passa diretamente através dessa vala, com perda muito pequena. No estado aquecido, uma bolha de vapor muito pequena se forma na vala, refletindo a luz no guia de onda para um porto de saída diferente.

Uma grande vantagem desta tecnologia em relação a MEMS é que ela não envolve partes móveis, por isso a possibilidade de quebra de pequenos dispositivos é sensivelmente menor. Alguns fabricantes como a Alcatel esperam que quando esta tecnologia chegar ao mercado será possível oferecer comutação fotônica com um número de portos bem maior que seus concorrentes que utilizam, por exemplo, a tecnologia MEMS.

Entre as desvantagens, podemos citar o pequeno número de fabricantes que adotam esta tecnologia.

A.7.4 Cristais Líquidos

Embora não vem sendo adotada por grandes fabricantes, esta tecnologia vem sendo utilizada por empresas iniciantes (“*startups*”) para a comutação da luz em *crossconnects* fotônicos.

O princípio de funcionamento é similar ao dos LCD (*Liquid Crystal Displays*) usados em telas de muitos produtos. As matrizes que utilizam esse tipo de tecnologia polarizam a luz que entra num *crossconnect* e enviam através de um cristal líquido. Este, por sua vez, altera a polarização da luz. Pela aplicação de correntes elétricas, a luz pode ser enviada a diferentes portos de saída.

A principal vantagem dessa tecnologia é que, pelo uso de correntes elétricas e polarização para comutar sinais luz, não há partes móveis como na tecnologia MEMS.

A limitação mais significativa é a escalabilidade. Embora as matrizes de cristal líquido podem em teoria ser escaláveis para um grande número de portos, aparentemente elas tender a aparecer em *crossconnects* fotônicos usados em redes metropolitanas.

A.8 Conclusões

Como um elemento-chave na migração em direção às redes fotônicas, o OXC terá um papel muito importante nas redes de *backbone* das grandes operadoras na primeira metade desta década. Essa migração teve início na adoção do DWDM há alguns anos atrás como uma tecnologia de transmissão, sendo agora o DWDM o mercado propulsor para a implantação dos OXCs. Isso significa que onde há mercado para o DWDM, possivelmente também deve haver para o OXC. Este mercado tem sido fortemente impulsionado pelo crescimento do tráfego da Internet e de dados nas redes de grandes operadoras.

Numa fase inicial, os OXCs surgirão como substitutos naturais dos atuais DXC ao oferecer gerência de largura de banda para a capacidade de comprimentos de onda que surge nos pontos de presença – POPs - das redes.

Em seguida, elementos de rede como roteadores e comutadores de camadas superiores serão capazes de dinamicamente requisitar largura de banda dos OXCs para novos serviços em tempo real, sem intervenção humana. A indústria tem se encarregado de criar padronizações para que haja um mercado onde estes elementos possam coexistir com os elementos das camadas superiores. Quando isto ocorrer, os benefícios das redes de topologia genérica (“*mesh*”) e do provisionamento em tempo real serão alcançados.

Ao mesmo tempo, as operadoras que possuem grandes redes estão migrando gradativamente para o cenário totalmente óptico. O primeiro passo com os *crossconnects* OEO foi dado, porém ainda há a necessidade de converter eletricamente os comprimentos de onda no seu interior. Nos primeiros anos do estágio de evolução, espera-se que haja uma escolha entre inteligência no OXC (por enquanto presente apenas no OEO) ou maior capacidade (no caso do *crossconnect* OOO). O desenvolvimento de produtos híbridos com as tecnologias OEO e OOO demonstra esta preocupação.

Quando os *crossconnects* fotônicos chegarem ao mercado, os custos de escalabilidade das redes tendem a cair dramaticamente com sua introdução nos pontos de presença - POPs das redes. A possibilidade de tratar transparentemente comprimentos de onda e de comutar sem distinção taxas de 2,5Gbps, 10Gbps e até 40 Gbps em seus portos torna o *crossconnect* fotônico um elemento-chave na direção de tornar as redes economicamente mais eficientes à medida que surge mais demanda de tráfego.

A.9 Referências

- [1] S.V. Kartalopoulos, "Introduction to DWDM Technology: Data in a Rainbow", SPIE/IEEE Press, 2000.
- [2] K. Bala and Z. Zhang, "Optical Switching: OEO and OOO", Tutorial Corner, Optical Networks Magazine, vol. 2, n. 5, pp. 6-7, Oct 2001.
- [3] M. McLaughlin, "Optical Signaling and Control Opening the Door to New Ways of Building Networks", Industry Forum, Optical Networks Magazine, vol. 2, n. 5, pp. 8-11, Oct. 2001.
- [4] K. Lewotski, "MEMS Pack a Technology Punch", OE magazine, May 2001.
- [5] <http://www.itu.int/home>, ITU-IT (*International Telecommunication Union*).
- [6] <http://www.ietf.org>, IETF (*Internet Engineering Task Force*).
- [7] <http://www.oiforum.com>, OIF (*Optical Internetworking Forum*).
- [8] <http://www.alcatel.com>
- [9] <http://www.brightlink.com>

[10] <http://www.calientnetworks.com>

[11] <http://www.ciena.com>

[12] <http://www.corvis.com>

[13] <http://www.ilotron.com>

[14] <http://www.lucent.com>

[15] <http://www.nortelnetworks.com>

[16] <http://www.siemens.com>

[17] <http://www.sycamorenet.com>

[18] <http://www.tellabs.com>

[19] <http://www.tellium.com>