



Universidade Estadual de Campinas
Faculdade de Engenharia Elétrica e Computação
Departamento de Semicondutores, Instrumentos e Fotônica

Tese de Mestrado

**Proposta de um algoritmo heurístico
adaptativo para RWA em redes fotônicas DWDM**

Mestrando: **Fabiano João L. Pádua**

Orientador: **Edson Moschim**

Campinas - SP
Outubro – 2001



Universidade Estadual de Campinas
Faculdade de Engenharia Elétrica e Computação
Departamento de Semicondutores, Instrumentos e Fotônica

Proposta de um algoritmo heurístico adaptativo para RWA em redes fotônicas DWDM

Mestrando: Fabiano João L. Pádua

Orientador: Edson Moschim

Banca Examinadora: Akebo Yamakami (DT-FEEC-UNICAMP)

Yuzo Iano (DECOM-FEEC-UNICAMP)

Alberto Paradisi (Fundação CPqD)

Dissertação apresentada como parte dos requisitos exigidos para obtenção do
Título de MESTRE EM ENGENHARIA ELÉTRICA.

Campinas - SP
Outubro – 2001

***... Tudo posso em Cristo
que me fortalece...
(Fi 4:13)***

Agradecimentos

Acima de tudo agradeço a Deus. Agradeço também ao meu orientador Prof^o Dr. Edson Moschim pela oportunidade. Aos meus pais, Antonio Leoncio e Rosa Neide, e ao meu irmão Alysson Túlio Cesar que sempre me apoiaram. A minha namorada Letícia B. Magalhães. Aos amigos que ganhei e que me ajudaram: Jeferson Benitez, Moisés, Iguatemi, José Carlos, Mauricio, Marcos Henrique, Rivael, Zelman, Helmann, José Patrocínio, Adriano, Luis Kakimoto, Marcelo Abbade, Raulison, Reinaldo Golmia, Edson Donizete, Tatiane, Márcia, Yusef Cáceres, Dimitri, Karcus e demais amigos do DT, DCA, DENSIS, DMO, DEMIC e DECOM. Aos irmãos da comunidade Batista Rhema, dirigida pelo Pr. Édino. Aos professores Waldman, Akebo e Ivanil. Ao Sandro, Jaime e Paradisi que trabalham no CPqD.

Sumário

Com o crescente uso de redes fotônicas WDM com roteamento e atribuição de comprimento de onda faz-se necessário o estudo de técnicas que otimizem a comunicação entre os vários nós da rede. O dilema é maximizar vazão usando o menor número possível de comprimentos de onda. Com esta motivação, propõe-se neste trabalho a implementação de um algoritmo que faz roteamento e atribuição de comprimentos de onda em redes fotônicas WDM multifibras, de forma dinâmica e com bloqueio. Este algoritmo proporciona uma melhor distribuição e reutilização dos comprimentos de onda, distribuindo os roteamentos baseado em uma função custo. São apresentados simulações e resultados para avaliar o desempenho do algoritmo implementado, comparando-o com o algoritmo SPF.

Abstract

With increasing of the WDM photonic networks with routing and assignment wavelength is necessary the study of techniques to optimize the communication among the several network nodes. The dilemma is to maximize throughput using least wavelength. With this motivation, this thesis proposes the implementation of a routing and assignment wavelength algorithm in WDM photonic network multi-fibre, with dynamic allocation and blocking. This algorithm provides better distribution and reuse of the routings and wavelengths that is based on a function cost. Simulations and results are presented to evaluate the performance of the implemented algorithm and comparing to SPF algorithm.

Índice

Introdução	1
Capítulo 1 – Redes Fotônicas WDM.....	3
1.1- Introdução.....	3
1.2- Topologias de rede	5
1.3- Redes fotônicas.....	6
1.3.1- Conversão de comprimento de onda	8
1.3.2- Arquitetura dos conversores fotônicos (WC).....	8
1.3.3- Quantidade de comprimento de onda	10
1.3.4- Quantidade de fibras por enlace	11
1.4- Arquitetura dos comutadores fotônicos WDM	11
Capítulo 2 – Roteamento em Redes Fotônicas WDM.....	13
2.1- Introdução.....	13
2.2- Roteamento fotônico	14
2.3- Algoritmos para roteamento e atribuição de λ	17
2.3.1- Roteamento fixo	17
2.3.2- Roteamento alternativo	17
2.3.3- Roteamento adaptativo	18
Capítulo 3 – Proposta de um algoritmo adaptativo RWA.....	20
3.1- Introdução.....	20
3.2- Rede utilizada como base	20
3.3- Formulação do Problema RWA	22
3.3.1- Problema de roteamento	22
3.3.2- Problema de atribuição de λ	22
3.4- O algoritmo proposto.....	24
3.4.1- O Algoritmo	24
3.4.2- Custo de cada enlace	28
3.4.3- Atribuição do comprimento de onda	30

3.4.4- Modelo do tráfego	30
3.4.5- Probabilidade de bloqueio	31
Capítulo 4 – Simulação e Resultados	33
4.1- Introdução.....	33
4.2- Rede de 10 nós	36
4.3- Rede ARPANET-2	37
4.4- Rede toroidal	38
4.5- Discussão dos resultados	39
Conclusão	41
Referências Bibliográficas	42
Apêndices.....	45
A- Sobrevivência de Redes.....	45
A.1- Ataques, Falhas e Acidentes	47
A.2- Características de Redes Sobreviventes	48
A.3- Estratégias para garantia da Sobrevivência	49
A.4- Classificação dos esquemas de restauração de uma rede	50
A.4.1- Restauração dedicada	50
A.4.2- Restauração dinâmica	51
A.5- Mecanismos de Restauração da Rede.....	52
A.5.1- Automatic Protection Switching with Diverse Protection (APS/DP) ..	52
A.5.2- Self Healing Ring (SHR)	53
A.6- Rerouting	54
B- Teoria de Grafos	56
B.1- Incidência e Grau.....	58
B.2- Caminho e Território	58
B.3- Grafo Conexo	59
B.4- Grafo Direcionado	59
B.5- Distâncias.....	60
B.6- Grafo Planar	60
B.7- Algoritmo de Dijkstra	60

C- Algoritmos de RWA	64
C.1- First-Fit (FF)	64
C.2- Random Wavelength Assignment (R)	64
C.3- Least-Used/Spread (LU).....	64
C.4- Most-Used/Pack (MU).....	65
C.5- Min-Product (MP)	65
C.6- Least-Load (LL).....	65
C.7- MAX-SUM ($M\Sigma$)	66
C.8- Relative Capacity Loss (RCL)	66
C.9- Distributed Relative Capacity Loss (DRCL)	67
C.10- Wavelength Reservation (Rsv)	68
C.11- Protecting Threshold (Thr)	68

Lista de Figuras

Capítulo 1 – Redes Fotônicas WDM

Figura 1.1 – Largura de banda usada na comunicação óptica	3
Figura 1.2 – Um exemplo de um WDM 3 canais ponto-a-ponto	4
Figura 1.3 – Modelo de um OADM configurável.....	4
Figura 1.4 – Exemplo de uma rede anel Broadcast and Select.....	5
Figura 1.5 – Exemplo de uma rede em anel	6
Figura 1.6 – Exemplo de uma rede em malha..	6
Figura 1.7 – Exemplo de lightpaths em uma rede	7
Figura 1.8 – Rede com comprimentos de onda disponíveis	7
Figura 1.9 – Funcionalidade de um Conversor Óptico.	9
Figura 1.10 – Cross-connect WDM.	11

Capítulo 2 – Roteamento em Redes Fotônicas WDM

Figura 2.1 – Exemplo de lightpaths em uma rede	14
Figura 2.2 – Exemplo de camadas de redes.....	14
Figura 2.3 - Arquitetura funcional de gerenciamento.....	15

Capítulo 3 – Proposta de um algoritmo adaptativo RWA

Figura 3.1 – Exemplo de uma rede óptica com roteamento e atribuição de lambda	21
Figura 3.2 – Comunicação entre dois nós ópticos utilizando duas fibras (dois links).....	22
Figura 3.3 – Diagrama de funcionamento do algoritmo	25
Figura 3.4 – Exemplo de uma rede	26
Figura 3.5 – Lambdas disponíveis na rede	27
Figura 3.6 – Roteamento e atribuição de lambda	27
Figura 3.7 – Matriz de custo NxN para a rede em questão.....	28
Figura 3.8 – Gráfico do Custo x Lambda utilizado	29
Figura 3.9 – Gráfico demonstrativo do tempo de entrada e duração dos roteamentos.....	31

Capítulo 4 – Simulação e Resultados

Figura 4.1 – Topologias Simuladas	33
---	----

Figura 4.2 – Lista dos enlaces da topologia de uma rede qualquer	34
Figura 4.3 – Uma rede de 10 nós	36
Figura 4.4 – Gráfico da Probabilidade de Bloqueio da rede de 10 nós	37
Figura 4.5 – Rede ARPA-2.....	37
Figura 4.6 – Gráfico da Probabilidade de Bloqueio da rede ARPA-2.....	38
Figura 4.7 – Rede toroidal	38
Figura 4.8 – Gráfico da Probabilidade de Bloqueio da rede Toroidal.....	39
Figura 4.9 –Gráfico de comparação da simulação versus formulação analítica.....	40

Apêndice A - Sobrevivência de Redes

Figura A.1 – Falha em um link entre dois nós.....	46
Figura A.2 – Exemplo de reroteamento quando um trecho é interrompido	55

Apêndice B - Teoria de Grafos

Figura B.1 – Exemplo de um grafo	57
Figura B.2 – Exemplo de Grafo.....	62

Lista de Tabelas

Capítulo 2 – Roteamento em Redes Fotônicas WDM

Tabela 2.1 – Exemplo de uma Tabela de Roteamento	13
--	----

Capítulo 4 – Simulação e Resultados

Tabela 4.1 – Capacidade de lambdas das redes	35
--	----

Tabela 4.2 – Número de roteamentos aceitos e não aceitos	35
--	----

Tabela 4.3 – Quadro dos enlaces entre os nós i e j da rede de 10 nós	36
--	----

Lista de Símbolos

λ	Comprimento de onda; ou Taxa média de chegada
ρ	Carga média oferecida por estação
$1/\mu$	Taxa média de atendimento
F	Número de comprimentos de onda disponíveis em um certo enlace
H	Número de <i>links</i> da rede
N	Número de nós
P_b	Probabilidade de bloqueio
W	Número de comprimentos de onda da rede
d	Grau de conversão de comprimento de onda
A	Matriz de incidência
X_k	Vetor de fluxos
b_k	Vetor de recursos
CM_i	Custo da modularidade no arco i
C_{cc}	Custo de conversão de comprimento de onda
p_i	Peso da parcela i
K	Número de nós
m	Número de nós
n_λ	Número de comprimentos de onda disponíveis
λ_{sdw}	Quantidade de comprimento de onda do tipo w utilizado pela demanda (origem, destino)
F_{ij}^{sdw}	Quantidade de comprimento de onda do tipo w passando pelo arco (i,j) , atendendo a demanda (origem, destino)
λ_{sd}	Quantidade total de comprimentos de onda necessários para escoar a demanda (origem, destino)
λ_{sdw}	Quantidade de comprimento de onda do tipo w utilizado pela demanda (origem, destino)

	demanda (origem, destino)
n_w	Quantidade total de comprimento de onda do tipo w disponível em cada arco (i,j)
Δ	Número de entradas e saídas de um cross-connect
H	Número de hops para conexão
F	Número de lambdas disponíveis
ρ	Probabilidade do uso de um lambda
f	Número de fibras
$Custo_{i,j}$	Custo de um determinado link
$Lu_{i,j}$	Número de links já usados num caminho $i-j$
α	Coeficiente para arredondamento
$Fd_{i,j}$	Fibra disponível no enlace entre $i-j$
LFD_{k-}	Fibra k do enlace entre $i-j$
I_j	
L	Número de links
V	Conjunto de vértices
E	Conjunto de arcos de um grafo
a_k	Arco de um link
G	Grafo

Lista de Acrônimos

ACK	Acknowledge
ANSI	American National Standards Institute
AON	All Optical Networks
APS	Automatic Protection Switching
ATM	Asynchronous Transfer Mode
B-SHR	Bidirectional Self-Healing Ring
CV	Circuito Virtual
DCC	Data Communication Channel
DG	Datagrama
DWDM	Dense Wavelength Division Multiplexing
EDFA	Erbium-Doped Fibre Amplifier
EO	Enlace Óptico
FF	Algoritmo First-Fit
IP	Internet Protocol
ITU	International Telecommunications Union
LAN	Local Area Network
LSP	Label Switching Path
MAC	Medium Access Control
MAN	Metropolitan Area Network
MCVC	RWA-D por melhor caminho pela variação do custo (MCVC)
MP λ S	Multi-Protocol Lambda Switching
MPLS	Multi-Protocol Label Switching
MTBF	Mean Time Between Failure

MTTR	Mean Time To Repair
NA	Nó de Acesso
NMS	Network Management System
NO	Nó Óptico
OADM	Optical Add/Drop Multiplexer
OAM	Operation, Administration and Maintenance
OCH	Optical Channel
OEWC	Optical-Eletronic WC
OLA	Optical Line Amplifier
OLS	Optical Line System
OMS	Optical Multiplex Session
OMT	Optical Multiplexer Terminal
OSPF	Open Shortest Path First
OTS	Optical Transmission
OXC	Optical Cross-Connect
Pb	Probabilidade de Bloqueio
PDH	Plesioshynchronous Digital Hierarchy
RWA	Routing Wavelength Assignment Problem
RWA-	RWA – Dinâmico
D RWA-E	RWA – Estático
SDH	Synchronous Digital Hierarchy
SHN	Self-Healing Network
SOA	Switching Optical Amplifier
SONET	Synchronous Optical Network

SPF	Shortest Path First
TB	Tráfego Bloqueado
TO	Tráfego Oferecido
TCo	Tabela de Conectividade
UNI	User Network Interface
U-SHR	Unidirectional Self-Healing Ring
WAN	Wide Area Network
WC	Wavelength Conversion
WDM	Wavelength Division Multiplexing

Introdução

A tecnologia fotônica vem nos últimos anos assumindo um papel cada vez mais importante nas telecomunicações devido à possibilidade de se usá-la para implementar sistemas de alta capacidade. Esta tecnologia começou a ser desenvolvida no início da década de 70, com o surgimento das primeiras fibras ópticas. No início da década de 90, sistemas com capacidades de transmissão de até 10Gbps, na janela de 1550 nm de comprimento de onda, já eram disponíveis no mercado.

Atualmente a grande maioria das fibras ópticas instaladas é do tipo monomodo convencional, ou seja, fibras que apresentam a menor atenuação em 1550 nm de comprimento de onda e a menor dispersão em 1310 nm de comprimento de onda. Estas fibras são utilizadas no transporte de alta quantidade de informação, em redes metropolitanas (MAN) e em redes de longa distância (WAN), [1][2]. Estas fibras são padronizadas pela norma G.652 do ITU-T, [3]. Novas fibras ópticas monomodo têm sido introduzidas no mercado para otimizar a dispersão cromática em 1550 nm de comprimento de onda. As normas G.653 e G.655 padronizam essas fibras, [4][5].

O aparecimento do amplificador óptico de fibra dopada de Érbio (EDFA), no início dos anos 90, e o amadurecimento da tecnologia WDM (Wavelength Division Multiplexing) permitiu a evolução das redes de telecomunicações tradicionais em novas arquiteturas sistêmicas. Equipamentos tais como o OMT, OLA e OADM foram introduzidos no mercado. O OMT (Optical Multiplexer Terminal) permite a multiplexagem de diferentes comprimentos de onda, provenientes principalmente de equipamentos SDH, utilizando-se de transmissores e receptores ópticos (*transponders*) e de multiplexadores e de demultiplexadores em comprimentos de onda, gerando um sinal WDM. O OLA (*Optical Line Amplifier*) permite a amplificação a cada aproximadamente 100 km do sinal WDM, assim como compensar perda de inserção dos equipamentos OMT e OADM. O OADM (*Optical Add and Drop Multiplexer*) extrai e adiciona um certo número de comprimentos de onda predeterminados durante o transporte do sinal WDM. Tanto o OMT quanto o OADM funcionam como equipamentos terminais de extremidades e

remotos, respectivamente e são considerados nós fotônicos com funcionalidade estática, onde funções do tipo conversão, atribuição e roteamento de comprimentos de onda geralmente não são desempenhadas. O OLA funciona como repetidor de linha do tipo 1R (Regenerador).

O uso generalizado destes equipamentos e ampliação do parque instalado de fibras possibilitou que as funcionalidades acima citadas fossem integradas nos nós fotônicos, transformando os sistemas fotônicos instalados em verdadeiras redes fotônicas, sistemas estes além de transporte oferecem a possibilidade de roteamento e chaveamento no domínio fotônico, [6].

Com esta motivação, este trabalho tem como objetivo apresentar uma técnica para atendimento dinâmico de tráfego em redes fotônicas WDM, utilizando um algoritmo que permite distribuir o tráfego na rede de forma uniforme. Este trabalho está organizado da seguinte maneira. No capítulo 1 apresenta-se uma abordagem sobre redes fotônicas que utilizam a tecnologia WDM. Discute-se neste capítulo, topologias usuais para implementação destes sistemas. No capítulo 2 apresenta-se um estudo sobre roteamentos em redes fotônicas WDM. Discute-se neste capítulo algoritmos para a solução do problema de roteamento e de atribuição de comprimentos de onda (RWA). No capítulo 3 faz-se a proposta de um algoritmo RWA, para roteamento e atribuição de comprimentos de onda em redes do tipo malha, de forma dinâmica. No capítulo 4 apresenta-se o resultado obtido através de simulações numéricas, do algoritmo implementado utilizando três arquiteturas de redes diferentes. Finalmente apresenta-se a conclusão do trabalho.

Capítulo 1

Redes Fotônicas DWDM

1.1- Introdução

A Figura 1.1 apresenta a curva característica de atenuação *versus* comprimento de onda das fibras ópticas monomodo. De acordo com a figura, observa-se a possibilidade de utilização de uma faixa óptica de 200 nm, que equivale a 24 THz de faixa usual para o transporte de informação. Atualmente a utilização desta capacidade somente é possível utilizando-se da tecnologia WDM, onde múltiplos canais ópticos são agregados e transmitidos em uma única fibra óptica com espaçamento da ordem de 100 GHz.

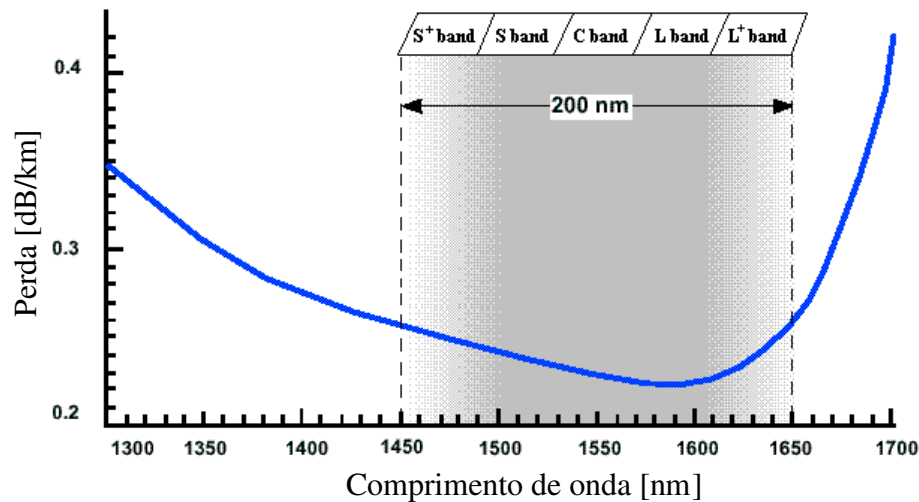


Figura 1.1 - Largura de banda usada na comunicação óptica.

A Figura 1.2 apresenta um sistema WDM onde três canais fotônicos (λ_1 , λ_2 e λ_3) são combinados em um multiplexador WDM (MUX) e, em seguida, conectado a um amplificador óptico de linha (OLA), passando por um nó fotônico do tipo Adiciona/Extrai (*Add/Drop*) dito

OADM, cuja finalidade é extrair ou adicionar ao sistema um determinado comprimento de onda. O sinal chega-se ao demultiplexador WDM (DEMUX), onde os três canais são separados. Uma arquitetura típica de OADM é apresentada na Figura 1.3.

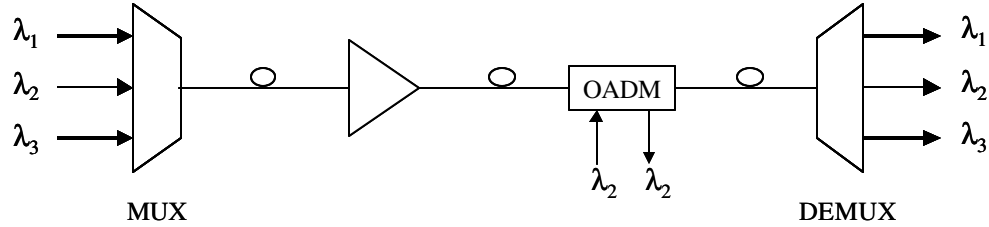


Figura 1.2 - Um exemplo de um WDM 3 canais ponto-a-ponto.

Nestes sistemas os nós fotônicos, além de extrair/adicionar comprimentos de onda, conseguem rotear e atribuir comprimentos de onda. No caso atual estes nós fotônicos desempenham estas funcionalidades no domínio eletrônico, sendo chamados de nós fotônicos opacos. Visualiza-se uma geração destes nós fotônicos onde estas funções são desempenhadas no domínio fotônico, e são chamados de nós fotônicos transparentes.

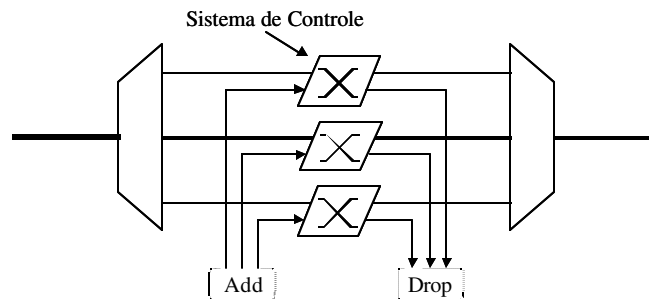


Figura 1.3 - Modelo de um OADM configurável.

Com relação ao compartilhamento dos canais fotônicos, as redes fotônicas WDM podem ser divididas, [7], em: redes de difusão e seleção (*Broadcast and Select*) e redes com encaminhamento no comprimento de onda (WRONs). Nas redes WRONs, motivo deste trabalho, o encaminhamento do comprimento de onda é feito selecionando um caminho fotônico (*lightpath*), sob a demanda de tráfego, para rotear o sinal através dos elementos de rede entre a fonte de origem e o nó destino. A tecnologia de multiplexagem de comprimentos de onda para estes sistemas geralmente recebe o nome de DWDM (*Dense Wavelength Division Multiplexing*), devido ao grande número de canais que podem ser agregados numa única fibra.

1.2- Topologias de rede

As topologias usuais de redes fotônicas DWDM são: *estrela*, *anel* e *malha*. A topologia estrela é mais utilizada em redes DWDM do tipo difunde e seleciona, com aplicações em redes locais. Nesta topologia usam-se acopladores estrela que recebem os sinais em suas portas de entrada e os distribuem para as portas de saída. A Figura 1.4 apresenta o esquema típico destas redes, [8]. Nesta topologia, o desafio é a coordenação do tráfego entre as estações que pretendem se comunicar, utilizando um determinado comprimento de onda. Nestas redes, o reuso de comprimento de onda é limitado ou inexistente.

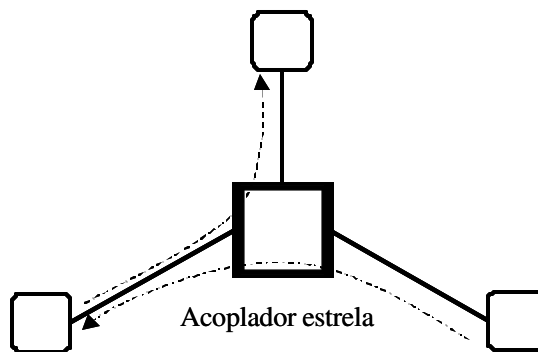


Figura 1.4 - Exemplo de uma rede estrela Broadcast and Select.

A topologia em anel é caracterizada por um circuito em forma de anel, onde a comunicação é feita em um ou ambos sentidos do anel. A Figura 1.5 apresenta um esquema típico destas redes. Nestas redes, as informações passam por todos os nós da rede chegando até o destino. Uma maior facilidade de gerenciamento e controle pode ser obtida nesta topologia. O reuso de comprimentos de onda e as proteções contra falhas são fáceis de serem implementadas. A sua aplicação usual é em redes metropolitanas (MANs), [12].

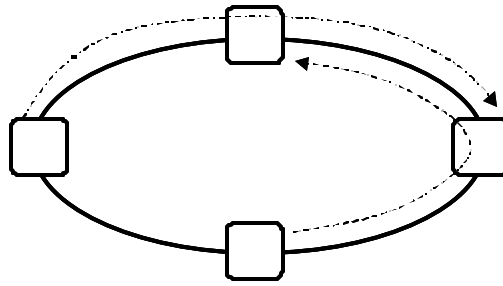


Figura 1.5 - Exemplo de uma rede em anel.

Na topologia em malha tem-se um conjunto de nós interligados de forma aleatória e em certos casos podem até formar um conjunto de anéis. A Figura 1.6 apresenta um esquema típico destas redes. A rede em malha é mais complexa de gerenciar por ser uma estrutura aberta, mas possui sistema de proteção contra falhas e combinação de transmissões mais abrangentes. Sua aplicação mais usual é em redes de longa distância (WANs),[13].

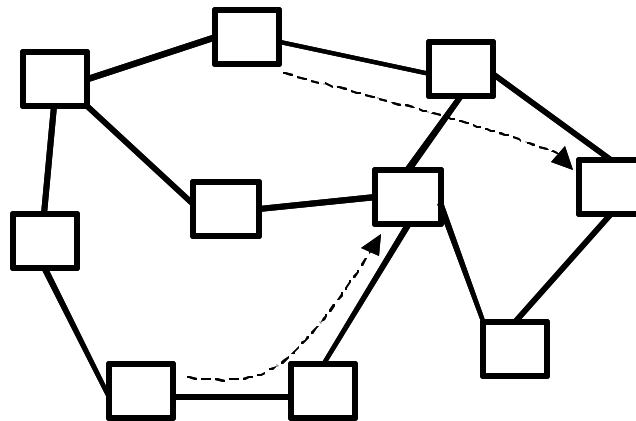


Figura 1.6 - Exemplo de uma rede em malha.

Geralmente as conexões dos nós fotônicos das redes em anel e em malha são feitas utilizando nós OXC (*Optical Cross-Connect*), com interconexão de múltiplos pares de fibras.

1.3- Redes fotônicas DWDM

A Figura 1.7 mostra um exemplo de uma rede fotônica DWDM, a qual demonstra que uma comunicação origem e destino podem envolver um ou mais nós da rede. O caminho que estabelece a comunicação entre estes nós origem/destino é chamado de caminho fotônico

(*lightpath*). Portanto, a cada demanda requerida na rede é estabelecido um *lightpath* entre o nó origem e o nó destino, utilizando um determinado comprimento de onda.

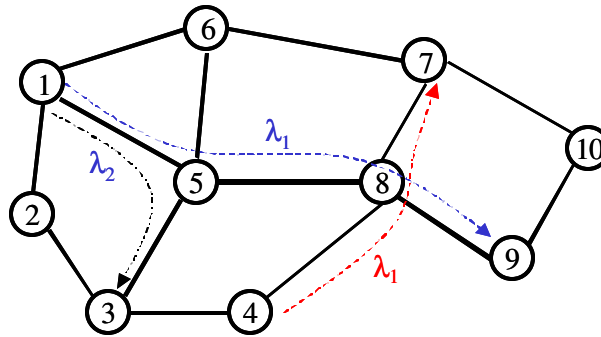


Figura 1.7 - Exemplo de *lightpaths* em uma rede.

Este *lightpath* pode ser formado por vários enlaces fotônicos. Cada enlace fotônico liga os nós adjacentes do caminho fotônico. Em redes sem conversão de comprimento de onda, um caminho fotônico usa o mesmo comprimento de onda (λ) em todos os enlaces fotônicos que o compõem. Esta exigência é chamada de restrição de continuidade de comprimento de onda. A Figura 1.8 mostra uma rede DWDM com seis nós. Uma conexão será estabelecida entre os nós 1 e 4. Esta conexão só poderá ser estabelecida se o mesmo comprimento de onda estiver disponível em todos os enlaces do caminho fotônico (*origem-intermediários-destino*). Caso seja escolhido o caminho passando pelos nós intermediários 2 e 3 pode-se utilizar os comprimentos de onda λ_1 e λ_3 , caso contrário somente o comprimento de onda λ_2 poderá ser utilizado passando pelos nós intermediários 5 e 6.

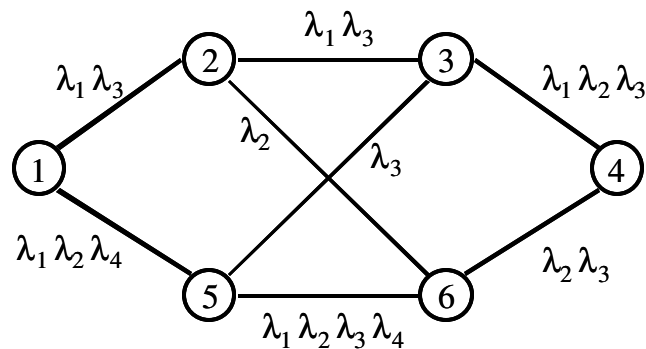


Figura 1.8 - Rede com comprimentos de onda disponíveis.

1.3.1- Conversão de comprimento de onda

A restrição imposta pela continuidade de comprimento de onda pode ser evitada pelo uso de conversão de comprimento de onda, utilizando-se de conversores λ_n dentro dos nós das redes DWDM, estabelecendo-se conexões sem a necessidade de se ter o mesmo comprimento de onda em todo o caminho fotônico. Com este recurso é possível ter uma maior disponibilidade de caminhos para atender as requisições demandadas, [7]. No exemplo da Figura 1.8, uma conexão entre os nós 1 e 4 pode utilizar qualquer comprimento de onda disponível em cada enlace, independentemente do caminho fotônico escolhido e ainda possibilitando mais dois caminhos a serem utilizados.

A introdução da capacidade de conversão de comprimentos de onda no nó reduz o número total de comprimentos de onda em cada trecho para o atendimento de uma certa demanda e minimiza a probabilidade de bloqueio da rede. Esta capacidade de conversão de comprimento de onda no nó pode variar entre 1 e W , ou seja, um comprimento de onda na entrada do nó pode ser convertido em d comprimentos de onda na saída do nó, onde $1 \leq d \leq W$. Este fator d é denominado grau de conversão de comprimento de onda do nó. Se $d=1$, tem-se a não capacidade de conversão de comprimento de onda. Se $d=W$, tem-se capacidade completa de conversão. Em termos de implementação, a capacidade completa de conversão é mais complexa de ser realizada.

Existe uma correlação entre a quantidade de chaveamento necessário em um nó e o grau de conversão de comprimento de onda, uma vez que um certo grau de conversão é alcançado com a utilização de uma combinação de chaves e conversores de comprimentos de onda. Portanto, como é de se esperar, um grau menor de conversão implica em um nó mais simples em termos de quantidade de chaves e conversores empregados, [9].

1.3.2- Arquitetura dos conversores fotônicos (WC)

A função do WC é converter os dados que chegam nas portas de entrada sob a forma de comprimentos de onda para outros comprimentos de onda diferentes da entrada e postos nas portas de saída do WC conforme ilustra a Figura 1.9. Neste exemplo, λ_{in} assume quaisquer

comprimentos de onda $\lambda_1, \lambda_2, \lambda_3, \lambda_4$ nas portas de entrada do WC e λ_{out} representa o comprimento de onda nas portas de saída. Um conversor ideal óptico possui as seguintes características:

- Transparência para as taxas de bits e os formatos dos sinais;
- Tempo de configuração mínimo do comprimento de onda de saída;
- Conversão de comprimentos de onda;
- Possibilidade de reuso de comprimentos de onda;
- Nível de potência de entrada moderado;
- Não há sensibilidade com relação à polarização do sinal de entrada;
- Sinal de saída com baixo *chirp* e alta relação sinal-ruído (SNR);
- Simples implementação.

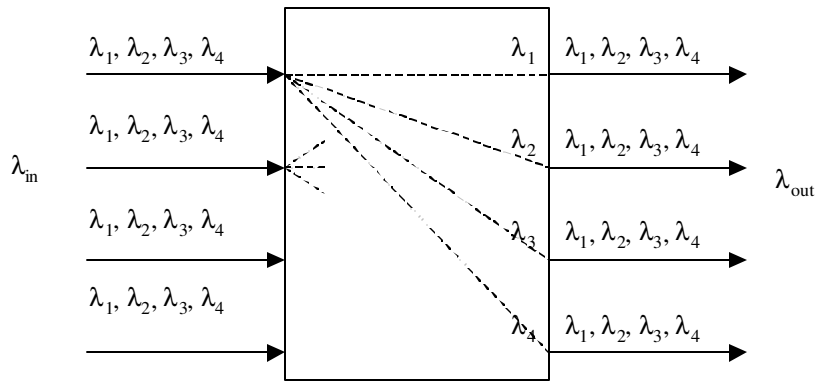


Figura 1.9 - Funcionalidade de um Conversor Óptico.

Os WCs podem ser classificados em diversas técnicas, como apresentado a seguir, [17].

WC Optoeletrônica (OEWC) - O sinal óptico é inicialmente transladado para o domínio eletrônico através de um fotodetector. Este mecanismo é muito complexo e consome maior potência com relação aos demais métodos que serão descritos posteriormente. Ademais, o processo de conversão opto-eletrônico (O/E) não favorece uma das características ideais de um

WC descritas acima a qual é a “*transparência*”. Todas as informações na forma de frequência, fase e amplitude analógica de um sinal óptico são perdidas durante o processo de conversão.

WC usando mistura de ondas (FWM)- A mistura de ondas é oriunda da resposta não-linear de um meio óptico em que está presente mais de uma onda. Isto resulta em uma onda resultante com intensidade proporcional ao produto das intensidades das ondas de entrada. A mistura de ondas preserva as informações como fase e amplitude, oferecendo transparência absoluta. É possível também converter simultaneamente um conjunto de múltiplos comprimentos de onda de entrada a um outro conjunto de múltiplos comprimentos de onda de saída e ainda poderia potencialmente ajustar os sinais a taxas de transmissão que não ultrapassassem 100 Gbps.

WC usando Modulação Cruzada - Esta técnica utiliza-se de dispositivos SOA e de lasers, e se estendem a uma classe denominada *optical-gating wavelength conversion*. O sinal de entrada modula o ganho no SOA devido à saturação do ganho. Um sinal de onda contínuo sintonizado em um comprimento de onda desejado λ_n é modulado através da variação do ganho para que este possa transportar a mesma informação respeitando a originalidade do sinal de entrada.

1.3.3- Quantidade de comprimentos de onda

Outro fator determinante para os benefícios dos conversores de comprimento de onda é o número de comprimentos de onda usado em cada ligação na rede (enlace). Discussões têm sido focalizadas em redes com o mesmo conjunto de comprimentos de onda provido em cada enlace fotônico.

É visto que, com o aumento do número de comprimento de onda nos enlaces haver-se-á um aumento nas combinações de conexões, fazendo com que a probabilidade de bloqueio diminua. Entretanto, como o número de comprimentos de onda é aumentado, a carga oferecida também pode ser aumentada de modo que a sua probabilidade de bloqueio aumente também, [10]. É importante que a quantidade de comprimento de onda a definir para cada enlace seja proporcional a carga oferecida no respectivo enlace, para que não tenha uma rede superdimensionada. Nem sempre terá uma rede onde todos os enlaces possuirão a mesma quantidade de comprimento de onda.

1.3.4- Quantidade de fibras por enlace

Múltiplas fibras estão freqüentemente disponíveis em uma única ligação, provendo mais capacidade e melhor desempenho do que redes de única-fibra, [11], como pode ser visto na Figura 1.10. Ao fazer a instalação física de fibras ópticas através de uma tubulação, é feita a passagem de várias fibras dentro da mesma tubulação proporcionando uma grande capacidade do trecho, mas com o custo elevado (é a parte mais cara da instalação). O custo pode ser mais alto no que diz respeito aos equipamentos que compõem o nó (*cross-connect*), no sentido de que há uma combinação maior a ser feita. Ao utilizar múltiplas fibras, deve-se analisar se há conversão ou não nos nós, proporcionando ou não uma maior combinação quanto ao número de caminhos possíveis na rede. Entretanto, ao utilizar múltiplas fibras é percebido que pode ser diminuído a quantidade de comprimentos de onda por enlace, o que pode fazer com que o custo diminua.

1.4- Arquitetura dos comutadores fotônicos DWDM

Como os WCs tornaram acessíveis rapidamente, surge uma questão importante a ser respondida: “Onde implantá-los em uma rede óptica?”. Uma localização imediata é colocá-los dentro dos comutadores (ou conexões cruzadas) de uma rede.

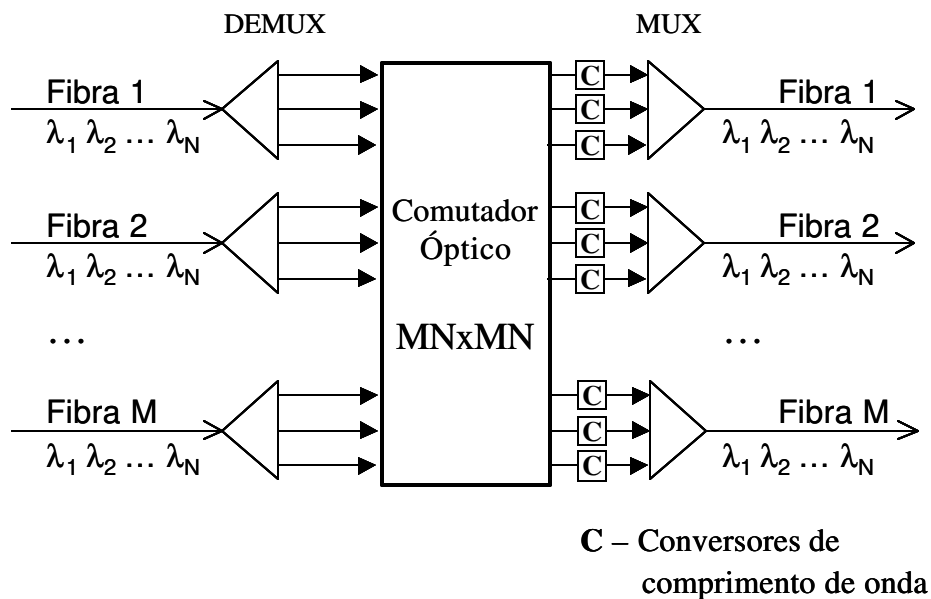


Figura 1.10 - Cross-connect DWDM.

A arquitetura apresentada na Figura 1.10, cada comprimento de onda ao longo de cada enlace de saída em um comutador possui um WC dedicado, por exemplo: Um comutador $M \times M$ em um sistema com N comprimentos de onda requer um conversor $M \times N$. Um sinal óptico que chega de um enlace de fibra em um comutador é inicialmente demultiplexado em comprimentos de onda. Cada comprimento de onda é comutado para uma porta de saída desejada através do comutador óptico sem bloqueio. O sinal de saída poderá ter seus comprimentos de onda alterados pelos seus WC's. Finalmente, diversos comprimentos de onda poderão ser multiplexados para formar um sinal agregado acoplado ao enlace de saída em fibra, [18].

Capítulo 2

Roteamento em Redes Fotônicas DWDM

2.1- Introdução

Roteamento é o processo de encaminhamento de tráfego nas redes de comunicação. O roteamento está relacionado diretamente com a topologia física e lógica da rede, e no caso de redes fotônicas DWDM, podendo ser desempenhado no domínio elétrico ou fotônico. Um dos principais problemas a ser resolvido no nível de rede é a escolha do caminho fotônico que o tráfego deve seguir para uma interconexão das estações de origem e de destino, [16][19][20].

Nós	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
1	0	1	0	0	1	1	0	0	0	0
2	1	0	1	0	1	0	0	0	0	0
3	0	1	0	1	1	0	0	0	0	0
4	0	0	1	0	1	0	0	1	0	0
5	1	0	1	0	0	1	0	0	0	0
6	1	0	0	0	1	0	1	0	0	0
7	0	0	0	0	0	1	0	1	0	1
8	0	0	0	1	1	0	1	0	1	0
9	0	0	0	0	0	0	0	1	0	1
10	0	0	0	0	0	0	1	0	1	0

Tabela 2.1 - Exemplo de uma Tabela de Conectividade.

Todas as informações que caracterizam a topologia da rede são armazenadas em uma tabela chamada de Tabela de Conectividade (TCO). Nesta TCO são identificados todos os nós e com quem eles se interconectam de forma a se obter a topologia da rede. Por exemplo, a Tabela

2.1 mostra a topologia da Figura 2.1, onde os valores 1 e 0 são adicionados aos enlaces existentes e não existentes, respectivamente.

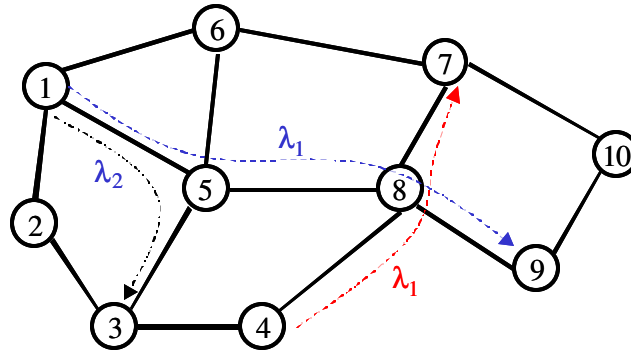


Figura 2.1 - Exemplo de lightpaths em uma rede.

2.2- Roteamento fotônico

Em redes fotônicas DWDM, orientadas a conexão, o estabelecimento do roteamento se procede da seguinte maneira: requisição da transmissão, estabelecimento de um caminho fotônico e finalmente a conexão, [21]. A requisição da transmissão é feita pela camada de rede acima da camada fotônica conforme o serviço requisitado, por exemplo, IP, ATM, FDDI ou SDH (Figura 2.2). Depois, procura-se o melhor caminho a percorrer na rede; caminho este que é feito através da tabela de roteamento, atualizada através de protocolos de roteamento RWA, [22]. Existem dois tipos de algoritmos atualmente em uso pelos protocolos de roteamento: Vetor de Distância (protocolo RIP) e Estado de Enlace (protocolo OSPF).

IP				
ATM	IP	IP	IP	
SDH/SONET	ATM	SDH/SONET	MPLS	IP
DWDM				

Figura 2.2 – Exemplo de camadas de redes.

O roteamento, dependendo do tipo de conexão (dedicada ou não), pode ser classificado em dois tipos: estático ou dinâmico. No caso do roteamento estático a escolha do caminho é feita

pelo uso de caminhos pré-estabelecidos. Isto proporciona um melhor planejamento nos roteamentos disponíveis na rede. Este tipo de roteamento tem dificuldade de rotear tráfego aleatório. No caso de roteamento dinâmico, a escolha do caminho é feita sob demanda em tempo real, procurando-se o melhor caminho a percorrer naquele instante. Os dois tipos de roteamentos podem trabalhar tanto separados como também juntos conforme for a necessidade. Existem diversos estudos de métodos para fazerem o gerenciamento da rede com estes tipos de roteamento. Este trabalho diz respeito ao roteamento dinâmico, onde se procurou otimizar os caminhos que se estabelecerão na rede. É sabido que é difícil ter uma otimização boa alcançando o valor ótimo, como no roteamento estático.

O gerenciamento para o roteamento pode ser isolado, centralizado ou distribuído. No gerenciamento isolado o nó da rede toma a decisão de roteamento baseado apenas nas informações locais, sem consultar os demais nós da rede. O gerenciamento centralizado define um nó que fica responsável pela tomada das decisões de roteamento na rede e pelo encaminhamento dessas decisões para os demais nós da rede. No gerenciamento distribuído, cada nó troca informações de roteamento com outros nós da rede periodicamente. Baseado nestas informações cada nó toma suas próprias decisões de roteamento. O gerenciamento distribuído é mais adequado para o roteamento dinâmico, conforme ilustra a Figura 2.3. É visto que o gerenciamento pode envolver outras camadas acima da camada óptica, onde estas camadas compõem diversos protocolos e arquiteturas, como por exemplo, MPLS, IP e ATM, [14][15].

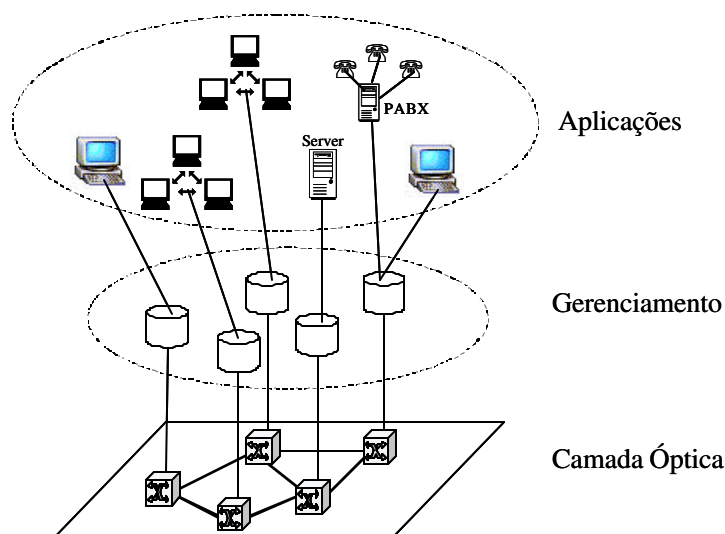


Figura 2.3 - Arquitetura funcional de gerenciamento.

Uma medida de desempenho importante usada pelos algoritmos de roteamento é o *throughput* (quantidade de serviço). Quando o tráfego da rede é baixo e todo roteamento é realizado, tem-se que o *throughput* é igual ao tráfego oferecido (TO). Mas quando o tráfego é muito grande e nem todo roteamento é realizado, tem-se tráfego bloqueado (TB). Neste caso a vazão é obtida por:

$$\text{Throughput} = \text{TO} - \text{TB} \quad (1)$$

onde

$$\text{TO} = \frac{\text{Taxa de Chegada}}{\text{Taxa de Atendimento}} \quad (2)$$

Portanto, quanto melhor for o algoritmo de roteamento maior será *throughput*. Ao trabalhar-se com roteamentos dinâmicos é necessário um modelo para o cálculo do intervalo de tempo entre roteamentos que entrarão na rede.

O estabelecimento do caminho fotônico, para satisfazer uma demanda de tráfego, é obtido a partir de um algoritmo de roteamento e atribuição de comprimento de onda (RWA – *Routing Wavelength Assignment*). Várias restrições dificultam o processo de RWA, tais como: requerimentos de continuidade de comprimento de onda em redes sem conversão, capacidade de conversão de comprimento de onda em redes com conversão, efeitos de atenuação e limitações de potência. O problema pode então ser dividido em duas partes: seleção de caminho e atribuição de comprimento de onda. Muitos autores propõem esquemas de otimização, [9][10][11], para formular o problema de roteamento, com o objetivo de minimizar várias funções de custo. Em muitas formulações RWA relatadas, um completo conjunto de requisições de origem-destino são fornecidas, e decisões de roteamento são feitas para todos os pares (origem-destino) para encontrar uma solução ótima. Para isso os tempos de computação requeridos são significantes e aumentam com o tamanho da rede e a quantidade de restrições.

2.3- Algoritmos para roteamento e atribuição de λ

O objetivo do roteamento e da atribuição de comprimento de onda é minimizar o número de comprimentos de onda necessários para estabelecer um conjunto de caminhos fotônicos para uma dada topologia física. Com o crescimento das redes é necessário que se tenha algoritmos robustos que processem rapidamente de forma a fornecer uma resposta o mais rápido possível a fim de que não haja atraso na rede. No apêndice C são descritos alguns algoritmos. O problema de roteamento e de atribuição de comprimento de onda pode ser dividido em dois subproblemas. O primeiro é determinar um caminho ao longo da rede, onde a conexão pode ser estabelecida. O segundo subproblema é a atribuição de comprimentos de onda para o caminho selecionado. Esta atribuição de comprimentos de onda deve ser feita de tal forma que não se possa ocorrer o uso de mais de uma vez do mesmo comprimento de onda na mesma fibra.

Três tipos de roteamentos podem ser considerados para implementação de redes ópticas DWDM, baseado nos algoritmos RWA-E e RWA-D: roteamento fixo, roteamento alternativo e roteamento adaptativo. A seguir é apresentada uma descrição sobre cada tipo de roteamento, [23].

2.3.1- Roteamento fixo

O roteamento fixo é o método mais simples de roteamento, pois sempre escolhe o mesmo caminho para cada demanda origem-destino. A conexão entre um par de nós é estabelecida usando-se uma rota pré-determinada. Neste método, se todos os recursos (comprimentos de onda) são utilizados ao longo do *lightpath*, pode ocorrer bloqueio, o que constitui uma desvantagem do método. Este método também não é tolerante a falhas. Se um enlace falhar, um esquema de roteamento alternativo deve ser implementado dinamicamente.

2.3.2- Roteamento alternativo

Neste método considera-se múltiplo caminho. Em cada nó fotônico da rede, deve-se manter uma tabela de roteamento que contém uma lista ordenada com os números de caminhos fixos para cada nó destino. A ordenação destes nós pode ser feita por ordem de distância, ficando

as distâncias mais curtas como as primeiras da lista. Em muitos casos a ordenação dos nós na tabela de roteamento é feita pelo número de enlaces necessários para se chegar ao nó destino.

Quando uma conexão é requisitada, o nó fonte tenta estabelecer uma conexão com o nó destino através de cada rota usando a tabela de roteamento. Se não encontrar nenhum caminho disponível, a requisição é perdida. O roteamento alternativo provê um alto grau de tolerância à falhas nos enlaces reduzindo a probabilidade de bloqueio, comparado ao roteamento fixo.

Ao estabelecer conexões em uma rede DWDM roteada em comprimentos de onda é sempre desejável prover algum grau de proteção contra falhas nos nós e nos enlaces da rede através da reserva de alguns comprimentos de onda.

Um enfoque para proteção é configurar dois caminhos ópticos de enlaces disjuntos para qualquer requisição de conexão. Um caminho óptico, denominado caminho óptico principal será usado para transmitir dados enquanto outro caminho (caminho alternativo) será usado como *backup* na eventualidade de uma falha no caminho principal.

Uma proteção adicional contra falhas nos nós é obtida escolhendo os caminhos ópticos (principal e alternativo) disjuntos quanto aos nós. O roteamento alternativo (rerroteamento) provê uma solução simples de proteção, pois a proteção da conexão contra falhas no enlace pode ser feita tomando-se os caminhos alternativos disjuntos ao caminho principal em relação ao enlace e escolhendo um deles como *backup*.

2.3.3- Roteamento adaptativo

Neste método, a rota entre o nó origem e o nó destino é escolhida dinamicamente em função do estado da rede. O estado da rede é determinado pelo conjunto de todas as conexões em andamento que estão corretamente em progresso. No roteamento adaptativo de menor caminho, a cada enlace não usado da rede é atribuído um valor de custo unitário (normalmente é um valor unitário) e a cada enlace utilizado, um valor infinito. Os enlaces com conversão de comprimento de onda, quando disponíveis, possuem um custo C_{cc} . Quando uma conexão é requisitada o caminho de menor custo entre o nó origem e o nó destino é calculado dinamicamente. Se mais de um caminho apresenta mesma distância, um deles é escolhido aleatoriamente. Pela escolha

adequada do custo C_{cc} , pode-se assegurar que as rotas com conversão de comprimento de onda serão escolhidas apenas quando os comprimentos de onda para os caminhos ópticos contínuos não estiverem disponíveis. Neste método, a conexão é bloqueada apenas quando não existir uma rota entre os nós origem e nós destino. A grande vantagem do roteamento adaptativo é o seu menor bloqueio de conexão em comparação com os outros roteamentos.

No roteamento adaptativo um esquema de proteção pode ser obtido com o caminho de *backup* sendo estabelecido imediatamente após o caminho principal ter sido estabelecido. O mesmo protocolo de roteamento pode ser usado para se determinar o caminho de *backup*, fazendo-se o custo de seus enlaces iguais a infinito. Pode-se também, no caso do roteamento adaptativo, determinar-se o caminho de *backup* dinamicamente após a falha no caminho principal ter ocorrido.

Capítulo 3

Proposta de um algoritmo adaptativo RWA

3.1- Introdução

O objetivo deste capítulo é apresentar a proposta de um algoritmo de roteamento e atribuição de comprimento de onda, onde se considera uma função custo para decidir sobre a escolha do caminho. Esta função custo é baseada no número de comprimentos de onda já utilizados a priori pela rede. Este algoritmo toma-se como base uma topologia em malha, como apresentada na Figura 3.1. Esta rede é formada por nós de acesso (NA) que compõe as letras de A a H, nós fotônicos (NF) composto de 1 a 10 e enlaces fotônicos (EF) que ligam os NF's. O nó de acesso é responsável para agregar e distribuir as informações dos usuários finais, assim como fazer a conversão eletrônica-óptica-eletrônica do sinal. O NF tem a finalidade de rotear os comprimentos de onda que chegam em suas portas de entrada. Cada nó óptico faz a decisão de roteamento baseada na porta de entrada e no comprimento de onda que chega nesta porta.

3.2- Rede utilizada como base

Considere o exemplo, baseado na Figura 3.1, onde o nó de acesso A necessita se conectar com o nó de acesso E. A informação saindo do nó de acesso A chega na porta de entrada do nó óptico 1. Em seguida, após a escolha do comprimento de onda λ_1 , é roteada para a porta de entrada do nó óptico 5, que por sua vez a “roteia” para a porta de entrada do nó óptico 8, chegando ao seu destino, o nó 9 e finalmente vai para o nó de acesso E. Neste exemplo utilizou-se do mesmo comprimento de onda nos enlaces fotônicos utilizados.

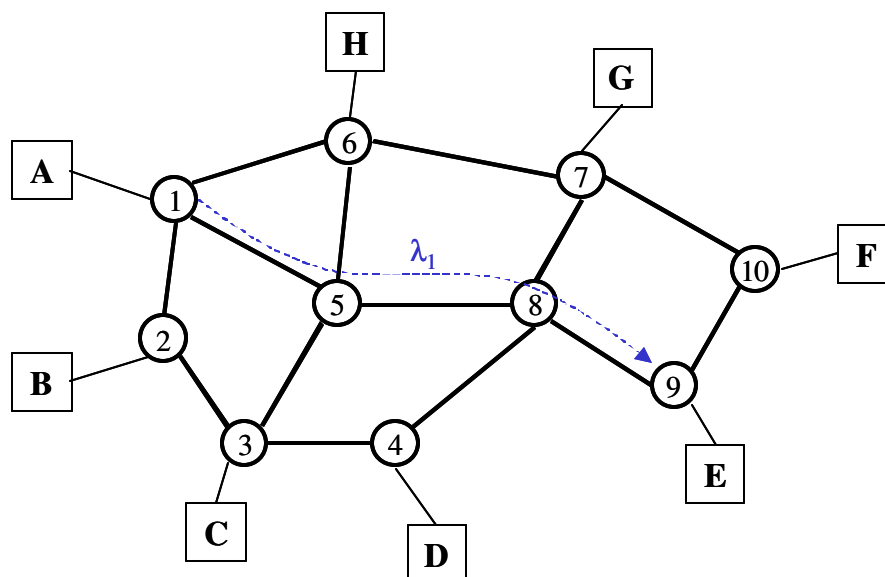


Figura 3.1 - Exemplo de uma rede óptica com roteamento e atribuição de λ .

Este processo de roteamento, partindo do nó 1 até o nó 9, estabeleceu um caminho fotônico (*lightpath*). Se o roteador permitir, e se for conveniente, outro comprimento de onda λ_n poderia ter sido utilizado no roteamento. Independentemente do *lightpath* estabelecido, com os comprimentos de onda definidos, outros caminhos fotônicos podem ser estabelecidos, reutilizando alguns ou os mesmos comprimentos de onda, se fibras diferentes forem utilizadas. Este reuso espacial de comprimentos de onda é suportado pelos nós de roteamento e torna a rede mais escalável.

Cada enlace óptico de uma rede DWDM suporta um certo número de comprimentos de onda (capacidade do enlace) bem como também um número de fibras (múltifibras). Neste trabalho é estabelecido um limite de comprimentos de onda por fibra (W) e de número de fibras (f) por enlace. Com estas restrições faz com que haja uma certa taxa de bloqueio (P_b) para cada roteamento requisitado.

Neste trabalho considera-se que a comunicação entre dois nós fotônicos precisa de pelo menos um par de fibras ópticas (bidirecional), uma fibra óptica para a transmissão e outra para a recepção, conforme mostra a Figura 3.2. Então, cada enlace da rede tem-se um par ou por vários pares de fibras em cada enlace.

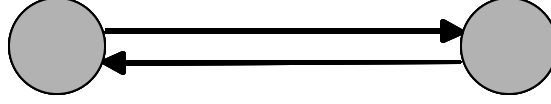


Figura 3.2 - Comunicação entre dois nós fotônicos utilizando-se um par de fibras.

3.3- Formulação do Problema RWA

3.3.1- Problema de roteamento

O problema de roteamento em redes DWDM é criar caminhos fotônicos pela rede minimizando o número de enlaces fotônicos envolvidos, bem como o custo total deste *lightpath*. Pode-se resumir este problema na seguinte função de minimização:

$$\begin{aligned}
 &\min \left\{ \sum_k \sum_i C_k^i x_k^i \right\} \\
 &s.a. \\
 &\quad Ax_k = b_k \\
 &\quad x_k^i \in \{0,1\} \quad k = 1,2,\dots,K
 \end{aligned} \tag{3}$$

Onde:

- A = matriz de incidência (I x K);
- x_k = vetor de identificação de custos;
- b_k = vetor de comprimentos de onda;
- k = número de roteamentos – formado por origem/destino;
- C_k^i = custo do enlace i de um caminho fotônico k .

3.3.2- Problema de atribuição de λ

O objetivo do algoritmo é minimizar o fluxo em cada enlace, o que corresponde por sua vez, minimizar o número de enlaces por caminhos fotônicos. A seguir é feita uma formulação do problema em questão.

Minimize $F_{\max}$, tal que:

$$\begin{aligned}
 F_{\max} &\geq \sum_{s,d,w} F_{ij}^{sdw}, \forall ij, \forall w \in W \\
 \sum_i F_{ij}^{sdw} - \sum_j F_{jk}^{sdw} &= \begin{cases} -\lambda_{sdw} & \text{se } s = j \\ \lambda_{sdw} & \text{se } d = j \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases} \quad \forall sdw, \forall j \in N \\
 \sum_{s,d,w} \lambda_{sdw} &= \lambda_{sd}, \forall sd \\
 \sum_{s,d} F_{ij}^{sdw} &\leq n_w, \forall w, \forall ij \\
 F_{ij}^{sdw} &\text{ e } \lambda_{sdw} = \text{int eiros, para todo } (i,j) \text{ e todo } (s,d,w).
 \end{aligned} \tag{4}$$

Onde:

λ_{sdw} = quantidade de comprimento de onda do tipo w utilizado pela demanda origem/destino (s, d) ;

F_{ij}^{sdw} = quantidade de comprimento de onda do tipo w passando pelo enlace (i,j) , atendendo a demanda (origem, destino);

λ_{sd} = quantidade total de comprimentos de onda necessários para escoar a demanda (origem, destino);

λ_{sdw} = quantidade de comprimento de onda do tipo w utilizado pela demanda (origem, destino).

n_w = quantidade total de comprimento de onda do tipo w disponível em cada enlace (i,j) .

W = quantidade total de tipos de comprimento de onda w .

É importante salientar que dois ou mais caminhos fotônicos, de acordo com origens/destinos, devem empregar comprimentos de onda distintos.

3.4- O algoritmo proposto

É apresentada neste trabalho uma solução para os dois problemas RWA. Esta solução é dividida em duas, de forma que se resolva primeiro o problema de roteamento e depois o problema de atribuição de comprimento de onda. Tomando-se como referência a rede proposta da Figura 3.1, determina-se primeiramente o roteamento através do nó origem e o nó destino que contenha uma caminho de menor custo para estabelecimento de uma comunicação. Ao longo do tempo vai surgindo mais requerimento de roteamento. O NF de origem calcula qual o melhor trajeto, estabelece o comprimento de onda necessário e cria o *lightpath* de forma dinâmica, de acordo com os algoritmos descritos a seguir. Após o estabelecimento do *lightpath* determina-se um comprimento de onda λ_n conforme o menor λ disponível para ser atribuído nos enlaces envolvidos, o qual não se pode possuir dois ou mais comprimentos de onda iguais em cada um destes enlaces até que seja finalizado o roteamento que está utilizando este comprimento de onda. O comprimento de onda que foi estabelecido pode ser ou não diferente em cada enlace usado em todo o *lightpath*, conforme o uso de conversão ou não de comprimento de onda. O algoritmo aqui proposto trabalha sem conversão de comprimento de onda.

Cada roteamento que vai sendo aceito na rede é armazenado em uma tabela no nó, a qual é passada para todos os outros nós de forma que cada nó da rede conheça o estado atual da rede. Ao excluir um roteamento, todas as informações desta tabela são apagadas em todos os nós da rede mantendo-a atualizada o tempo todo.

Na tentativa de um roteamento pode-se ocorrer um bloqueio devido ao limite do número de fibras e comprimentos de onda em cada enlace envolvido. O intervalo de tempo entre uma requisição e outra, para cada nó, é um processo aleatório com uma distribuição *poissoniana*.

3.4.1- O Algoritmo

O algoritmo aqui implementado utiliza o roteamento do tipo adaptativo RWA-D, o qual foi chamado de RWA-D por melhor caminho pela variação do custo (MCVC).

Na Figura 3.3 é apresentado o fluxograma deste algoritmo. Este algoritmo divide-se em dois sub-algoritmos: roteamento e atribuição de comprimentos de onda. O sub-algoritmo de

roteamento tem como base o algoritmo de Dijkstra (Apêndice B), onde se encontra o menor caminho entre o nó origem e o nó destino através de uma distância entre os nós (custo) que compõem a rede. Faz-se uma modificação no custo (distância $\times$ comprimento de onda), onde este custo passa a ser o total de comprimentos de onda já utilizados em cada enlace fotônico. Com esta modificação é dito que o algoritmo procura encontrar o melhor caminho na rede conforme a disponibilidade de comprimentos de onda. Conforme vão sendo inseridos *lightpath* na rede aumenta-se o custo em cada enlace envolvido neste *lightpath*. A finalidade é ter uma melhor distribuição dos *lightpaths* na rede. Desta forma minimiza-se a probabilidade de bloqueio nesta rede.

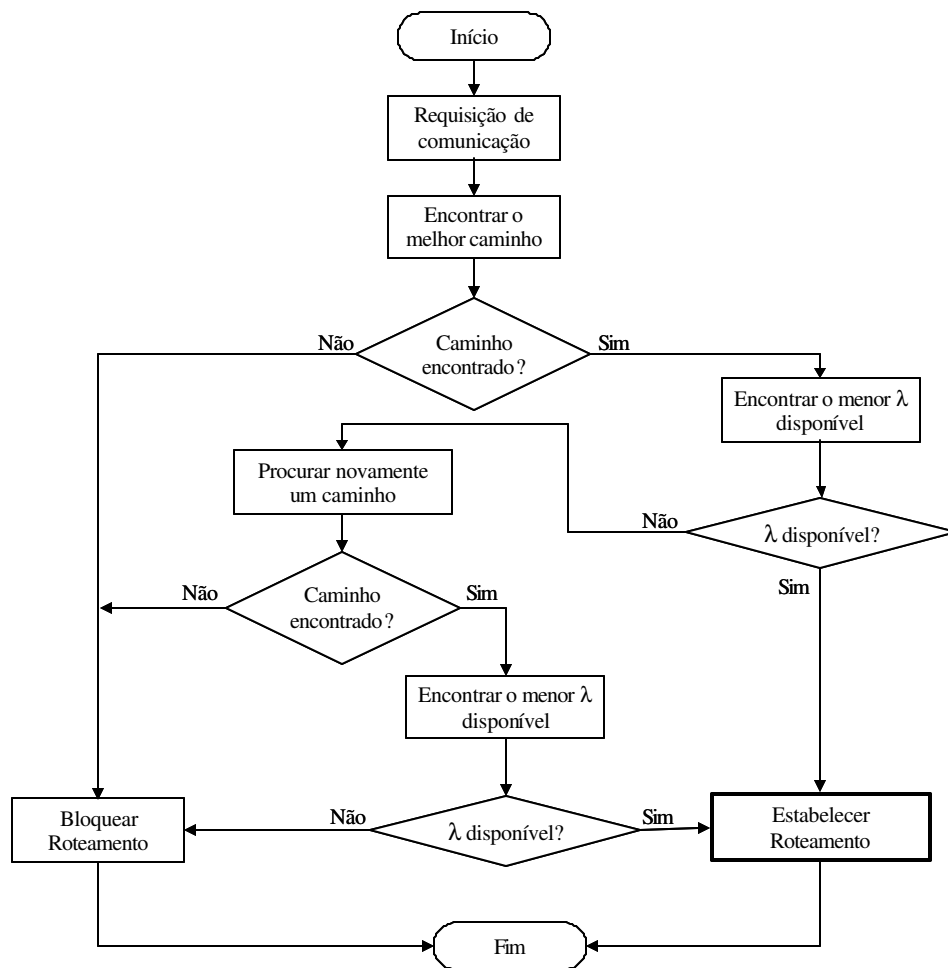


Figura 3.3 - Diagrama do funcionamento do algoritmo.

O segundo sub-algoritmo faz com que seja feita a escolha do comprimento de onda disponível em todo o *lightpath*. Esta escolha é feita de forma uniforme em cada fibra de cada

enlace do *lighpath*, ou seja, é escolhido o menor comprimento de onda disponível em cada fibra disponível partindo de 1 até W comprimentos de ondas. Por fim, a conexão é constituída com o comprimento de onda atribuído em cada enlace envolvido no *lighpath*.

Uma situação que pode acontecer é a possibilidade de haver um caminho, mas que não haja comprimentos de onda disponíveis neste caminho. Também pode ocorrer uma segunda situação, onde não haja um caminho por estar lotado a rede (comprimentos de onda não disponíveis). Quando ocorrer a primeira situação o algoritmo faz um aumento do custo neste caminho e procura por um novo caminho, pois há outros caminhos com custos mais elevados, mas com comprimentos de onda disponíveis. Depois é retornado imediatamente o custo dos enlaces do caminho anterior para o seu valor antigo. Se conseguir encontrar uma rota, o roteamento é feito, e caso não consiga novamente estabelecer um caminho com um determinado comprimento de onda, este roteamento é bloqueado. Para a segunda situação é bloqueado imediatamente o roteamento.

Caso haja uma finalização de uma conexão na rede, ela é excluída da rede e também da tabela TR para que seja liberado o comprimento de onda de cada enlace que foi utilizado no *lighpath*, e desta forma tem a diminuição do custo nestes enlaces.

Como exemplo será utilizada a rede da Figura 3.1. Imagine que será requerido uma conexão entre os nós 1 e 4. Os valores que aparecem nos EO são os custos calculados pela função custo, a qual será descrita mais adiante. A Figura 3.4 mostra como exemplo os custos em cada EO. O algoritmo irá decidir qual o melhor *lighpath* conforme a maior disponibilidade de comprimentos de onda em cada enlace. A decisão será o caminho que passar pelos nós intermediários 2 e 3, onde a soma do custo é 5.

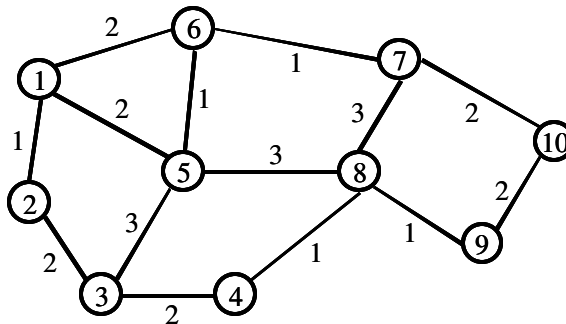


Figura 3.4 - Exemplo de uma rede.

Para a atribuição do comprimento de onda neste *lightpath* é verificado o menor comprimento de onda disponível em cada EO e que também seja o mesmo em todo o *lightpath*. A Figura 3.5 apresenta comprimentos de onda disponíveis nos EF's envolvidos. Pode-se ver que os comprimentos de onda λ_2 e λ_3 estão disponíveis para o *lightpath* escolhido. Como o algoritmo escolhe o menor comprimento de onda disponível entre eles, então é escolhido o λ_2 .

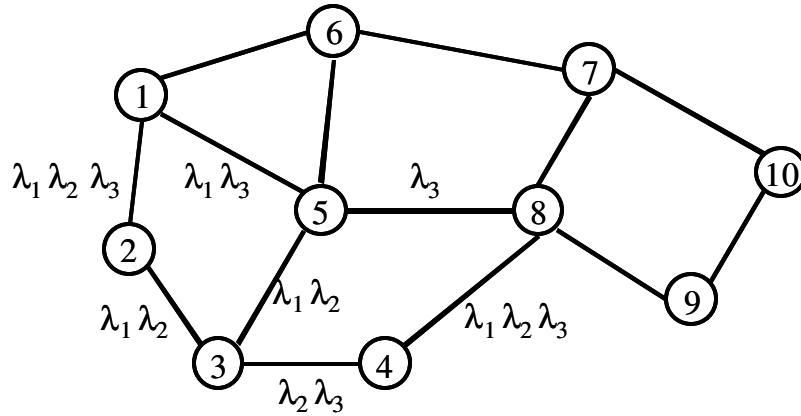


Figura 3.5 - Lambdas disponíveis na rede.

Caso aconteça mais uma requisição de roteamento entre os nós 1 e 4, será visto que não será usado o mesmo *lightpath*, e sim, outro *lightpath*, que no caso será o caminho passando pelos nós intermediários 5 e 8. Na Figura 3.6 pode-se concluir que há uma distribuição dos *lightpaths* e comprimentos de onda.

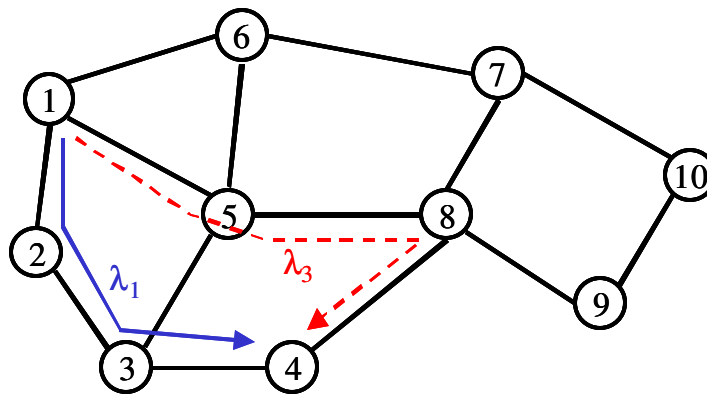


Figura 3.6 - Roteamento e atribuição de lambda.

3.4.2- Custo em cada Enlace

O custo aqui empregado envolve a quantidade de comprimentos de onda já estabelecidos num determinado caminho, de acordo com a equação 5 que mostra a função custo. Este custo procura caminhos alternativos em função da demanda de roteamento. O valor do custo de cada enlace (0 a ∞) é armazenado em uma tabela que por definição é uma matriz $N \times N$, onde N é o número de nós ópticos da rede, visto na Figura 3.7.

Ao iniciar o funcionamento da rede, o custo inicial onde há enlaces é 0 e onde não há enlaces é 999 (infinito). Também é importante saber que o custo é independente entre as duas fibras que compõem um enlace bidirecional.

$$matriz\ custo = \begin{bmatrix} 999 & 0 & 999 & 999 & 0 & 0 & 999 & 999 & 999 & 999 \\ 0 & 999 & 0 & 999 & 999 & 999 & 999 & 999 & 999 & 999 \\ 999 & 0 & 999 & 0 & 999 & 999 & 999 & 999 & 999 & 999 \\ 999 & 999 & 0 & 999 & 999 & 999 & 999 & 0 & 999 & 999 \\ 0 & 999 & 999 & 999 & 999 & 999 & 999 & 0 & 999 & 999 \\ 0 & 999 & 999 & 999 & 999 & 999 & 0 & 999 & 999 & 999 \\ 999 & 999 & 999 & 999 & 999 & 0 & 999 & 0 & 999 & 0 \\ 999 & 999 & 999 & 0 & 0 & 999 & 0 & 999 & 0 & 999 \\ 999 & 999 & 999 & 999 & 999 & 999 & 999 & 0 & 999 & 0 \\ 999 & 999 & 999 & 999 & 999 & 999 & 0 & 999 & 0 & 999 \end{bmatrix}$$

Figura 3.7 - Matriz de custo $N \times N$ para a rede em questão.

Esta matriz de custo armazena o custo conforme os nós que envolvem cada enlace, de acordo com a linha e coluna que variam entre 0 e $(N-1)$. Além disso, esta matriz nos fornece a topologia da rede porque só há valores diferentes de infinito onde existe um enlace. Outro item importante é quanto a localização desta matriz que deve estar em todos os nós da rede onde é atualizada todo instante.

$$Custo_{i,j} = \text{int} \left[\left(LU_{i,j}^2 * e^{\frac{1}{LU_{i,j}}} \right) + \alpha \right] \quad (5)$$

Onde,

Custo_{i,j} - custo de um determinado *link*, formado pelos nós *i* e *j*;

LU_{i,j} - número de λ 's já utilizados num caminho entre os nós *i* e o nó *j*. O valor de $LU_{i,j} \geq 1$;

Int - retorna o valor inteiro superiormente aproximado da expressão em colchetes;

α - coeficiente para arredondamento ($0 \leq \alpha \leq 1$).

O custo obtido pela equação 5 é adimensional e de valor inteiro. A Figura 3.8 apresenta o gráfico da função custo. Observe que o custo cresce de forma exponencial, pois quanto maior o número de comprimentos de onda utilizados, o custo deve ter um aumento considerado. Ao tentar estabelecer um novo roteamento, o custo de cada *link* deve ser grande o suficiente para que evite que haja seguidamente roteamentos utilizando o mesmo caminho fotônico. Desta forma tem-se uma maior distribuição dos roteamentos e comprimentos de onda na rede, ou seja, tenha uma melhor performance da rede.

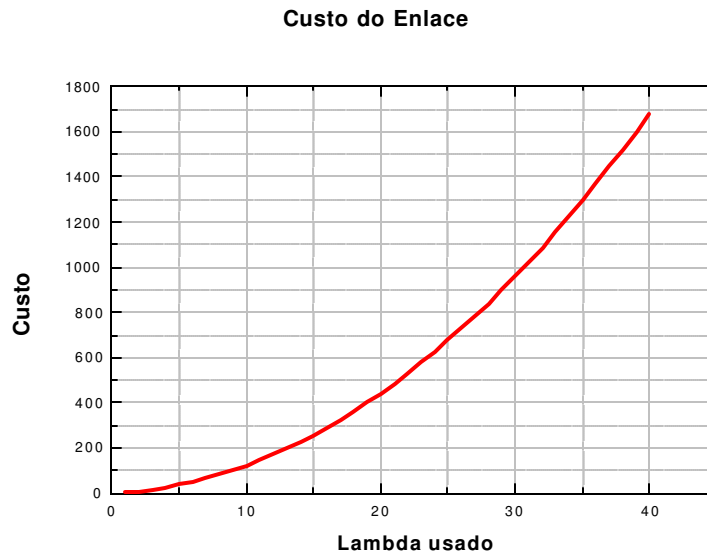


Figura 3.8 - Gráfico do Custo x λ utilizado.

Quando ocorrer o evento exclusão de roteamentos é preciso liberar os comprimentos de onda ocupados pelo *lightpath* deste roteamento e também diminuir o custo de cada EF envolvido

neste *lightpath*. Esta diminuição é feita usando a mesma equação que aumenta o custo, mas conforme a variável, basta apenas subtrair um comprimento de onda já atribuído e recalculando o custo de cada enlace do *lightpath*.

3.4.3- Atribuição do comprimento de onda

O algoritmo para a atribuição de comprimentos de onda pode ser analisado através da equação dada abaixo.

Para cada enlace:

$$\begin{aligned} FD_{i,j} &= \max\{LFD_{1-i,j}, LFD_{2-i,j}, LFD_{k-i,j}\} \\ \lambda_{FD_{i,j}} &= \min\{FD_{i,j}\} \end{aligned} \quad (6)$$

Para todo *lightpath*:

$$\lambda_d = \min\{\lambda_{FD_{i,j}}\} \quad (7)$$

Onde,

FD_{i,j} – fibra disponível no enlace entre os nós *i* e *j*, que possui a maior quantidade de comprimentos de onda disponíveis.

LFD_{k-i,j} – número de comprimento de onda disponível na fibra *k* do enlace entre os nós *i* e *j*.

λ_d – número do lambda disponível de menor índice de um *lightpath*.

3.4.4- Modelo do Tráfego

Considere uma rede DWDM com *N* nós e *L* links com cada link suportando *W* comprimentos de onda. É feita a suposição que:

- (a) Todo nó alcança o outro nó, direta ou indiretamente;

- (b) Inicialmente o número máximo de comprimentos de onda disponíveis em todos os enlaces tem o mesmo valor;
- (c) Os roteamentos gerados seguem um processo de chegada *Poissoniana* (taxa λ) e o tempo de permanência na rede é assumido como sendo uma distribuição de probabilidade *exponencial negativa*. É dito que $\rho = \lambda/\mu$ é o tráfego oferecido, também chamado de *Erlang*. A Figura 3.9 ilustra esta descrição;
- (d) O gerenciamento do tráfego é feito de forma distribuída, ou seja, cada nó da rede gerencia individualmente, onde cada nó tem sua base de dados. Isto proporciona uma maior escalabilidade com sinalização mais simples.

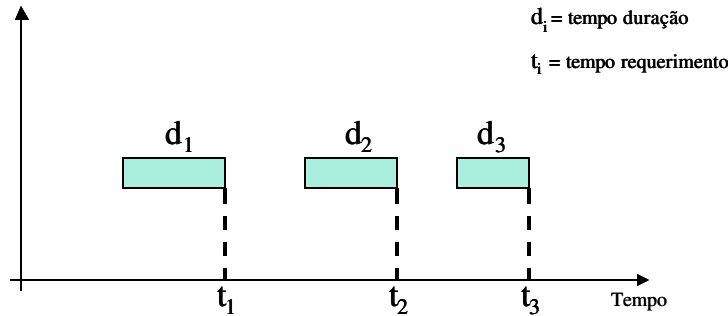


Figura 3.9 - Gráfico demonstrativo do tempo de entrada e duração dos roteamentos.

3.4.5- Probabilidade de bloqueio

É importante analisar a capacidade da rede de forma a tentar atender todos os requerimentos que chegam a um determinado nó através da disponibilidade do número de comprimentos de onda (λ) em cada enlace da rede. Mas é sabido que não é viável a construção de uma rede que suporte todas as requisições. O empecilho maior está no custo da rede quanto ao número de comprimentos de onda disponibilizados na rede. Portanto, é importante construir a rede para que não atenda todos os requerimentos, mas que bloqueie uma certa porcentagem. Este bloqueio está relacionado com a probabilidade de bloquear (P_b) de um determinado requerimento em um nó qualquer da rede.

Após ser definido o *lightpath* pelo roteamento, a escolha do comprimento de onda é feito pelo sistema, considerando sem conversão. É neste ponto que se deve bloquear o requerimento

caso não haja um comprimento de onda disponível para o *lightpath*. Para uma melhor explanação desta probabilidade de bloqueio a seguir é demonstrada uma formulação analítica, [24]. Definindo H o número de enlaces do *lightpath* que vai do nó origem ao nó destino e considerando que cada entrada e saída de um enlace entre dois nós são independentes, seja F o número de comprimentos de onda disponíveis. Assume-se que um comprimento de onda é usado em um enlace intermediário com probabilidade ρ (tráfego oferecido). Tem-se em um nó Δ entradas e Δ saídas.

Em [24] é descrito uma equação de probabilidade de bloqueio em uma rede sem conversão de comprimentos de onda. A probabilidade de se ter um λ em um enlace de i para $i+1$ é $1/\Delta$. Ao adicionar um λ no enlace i e ao tentar adicionar o mesmo λ no próximo enlace $i+1$, este λ terá a probabilidade $(1-\rho)$ de não ter sido usado no enlace $i+1$. Então:

$$\Pr\{\lambda \text{ livre no link } i \mid \lambda \text{ livre no link } i+1\} = \frac{1}{\Delta} + \left(1 - \frac{1}{\Delta}\right)(1-\rho) = 1 - \left(1 - \frac{1}{\Delta}\right)\rho \quad (8)$$

Agora, desde que todos os comprimentos de onda e todos os enlaces são assumidos independentes, chega-se a probabilidade de bloqueio sem conversão de comprimento de onda:

$$P_b = [1 - \Pr\{\lambda \text{ livre em todos os enlaces}\}]^F$$

$$P_b = [1 - \prod_{i=1}^H \Pr\{\lambda \text{ livre no enlace } i \mid \lambda \text{ livre no enlace } i+1\}]^F$$

$$P_{b/s/c} = \left(1 - \left[1 - \left(1 - \frac{1}{\Delta}\right)\rho\right]^H\right)^F \quad (9)$$

Onde $H=0$ é considerado ser a fibra saindo do nó A e entrando no primeiro nó (nó vizinho). Nota-se que maior o Δ menor é a performance. No caso extremo $\Delta \rightarrow \infty$ e o evento λ usado no enlace i torna-se independente do evento λ usado no enlace $i+1$.

Capítulo 4

Simulação e Resultados

4.1- Introdução

Desenvolveu-se uma simulação de três topologias diferentes, onde serão mostradas mais adiante, utilizando a linguagem de programação C/C++, [25]. Foi feita uma análise rodando o algoritmo aqui proposto (MCVC) e, para comparação, o algoritmo de escolha do primeiro menor caminho (SPF) com atribuição de comprimento de onda pelo algoritmo First-Fit. A atribuição de comprimento de onda foi simulada apenas para não conversão, pois é o pior caso. Cada roteamento introduzido atribui-se um intervalo de tempo de acordo com o processo *Poissoniano* e um tempo de permanência conforme uma exponencial negativa para a simulação dinâmica. Para iniciar a simulação é necessário ter a topologia da rede que será trabalhada, Figura 4.1.

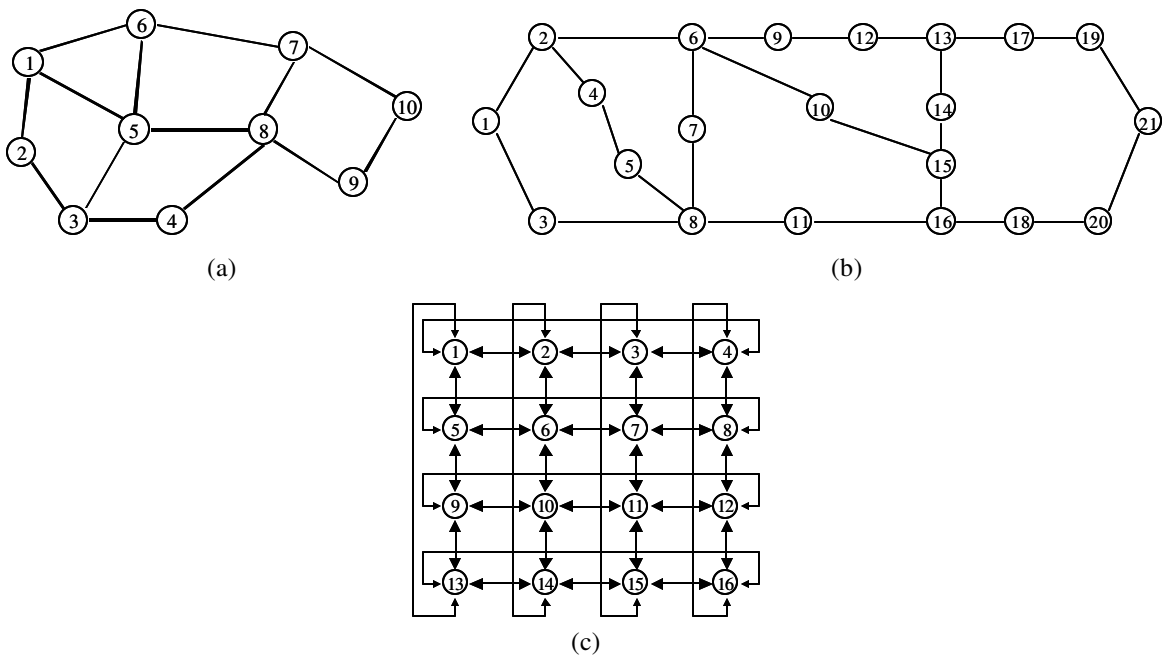


Figura 4.1 - Topologias simuladas: (a) Rede de 10 nós, (b) ARPANET-2, (c) Toroidal 4x4.

Depois de ser carregado a topologia da rede, seus dados são anexados a uma matriz de conectividade sistema. Na Figura 4.2 é visto a característica do arquivo de entrada que contém todas as informações da rede. A primeira linha informa o número de nós e o número de enlaces da rede em questão. As próximas linhas descrevem a topologia, a saber: identificação do enlace, nós origem e destino, custo inicial, total de λ 's do enlace e número de fibras por enlace.

10	14				
1	1	2	1	5	3
2	1	5	1	5	3
3	1	6	1	5	3
4	2	3	1	5	3
5	3	4	1	5	3
6	3	5	1	5	3
7	4	8	1	5	3
8	5	6	1	5	3
9	5	8	1	5	3
10	6	7	1	5	3
11	7	8	1	5	3
12	7	10	1	5	3
13	8	9	1	5	3
14	9	10	1	5	3

Figura 4.2 - Lista dos enlaces da topologia de uma rede.

É importante fazer algumas análises destas redes de forma a saber suas conectividades e capacidades, rodando os algoritmos MCVC e SPF e fazendo todos os roteamentos possíveis nas redes, ou seja, $N*(N-1)$ roteamentos, mas não fazendo bloqueios, a fim de se obter o máximo de comprimentos de onda para cada rede.

A Tabela 4.1 mostra os resultados de uma simulação onde se faz conexões de um nó para todos os outros, a fim de se verificar o número mínimo de comprimentos de onda necessários na rede sem bloqueio. Pode-se concluir que para se ter uma rede com uma menor capacidade de comprimentos de ondas e menor probabilidade de bloqueio é fundamental que se tenha uma melhor conectividade. Por outro lado, se a rede possuir uma boa conectividade poderá ter uma menor quantidade de comprimentos de onda como mostra os valores entre a rede de 10 nós e a rede toroidal. Veja que a rede toroidal possui mais nós do que a outra, mas a diferença de comprimentos de onda é muito pequena. Então, ao projetar uma rede é fundamental saber como definir onde serão os enlaces e a respectiva quantidade de comprimentos de onda.

Algoritmo	Rede de 10 nós	Arpanet 2	Toroidal
SPF	10	59	27
MCVC – s/ conversão	10	57	11

Tabela 4.1 - Capacidade mínima de λ nas redes sem bloqueio.

Novamente é feita uma simulação de forma a ligar todos os nós entre si, mas com bloqueios conforme as restrições já ditas anteriormente. Os resultados obtidos de roteamentos aceitos e não aceitos é mostrado na Tabela 4.2. A restrição foi de 15 comprimentos de onda por enlace e os resultados obtidos mostram que o método MCVC sem conversão tem uma menor probabilidade de bloquear um roteamento do que o método SPF. Também se pode observar a baixa performance da rede Arpanet 2 por causa do pouco número de enlaces.

Algoritmo	Rede de 10 nós		Arpanet 2		Toroidal	
	Roteado	Bloqueado	Roteado	Bloqueado	Roteado	Bloqueado
SPF	90	0	207	213	216	24
MCVC – sc	90	0	212	208	240	0

Tabela 4.2 - Número de roteamentos aceitos e não aceitos.

Foi estipulado em média 5000 roteamentos, de acordo com as 15000 interações em aproximadamente 15 minutos. Estes roteamentos foram gerados aleatoriamente, sendo que cada nó da rede é independente. A taxa de transmissão em cada enlace da rede foi fixada em 2,5Gbps (OC-48). Com já dito quanto ao limite de comprimentos de onda, os 15 comprimentos de onda (λ) estão distribuídos em 3 fibras por 5 λ 's em cada enlace.

Foi simulado para o caso de atribuição de comprimento de onda sem conversão. A Tabela 4.3 apresenta a topologia da rede de 10 nós e serve como modelo para as demais topologias.

Enlace <i>i</i>	Enlace <i>j</i>	Custo	N. fibras	N. Lambdas
1	2	1	3	5
1	5	1	3	5
1	6	1	3	5
2	3	1	3	5
3	4	1	3	5
3	5	1	3	5
4	8	1	3	5
5	8	1	3	5
5	6	1	3	5
6	7	1	3	5
7	8	1	3	5
7	10	1	3	5
8	9	1	3	5
9	10	1	3	5

Tabela 4.3 - Quadro dos enlaces entre os nós *i* e *j* de uma rede.

A seguir é mostrado o resultado obtido ao rodar a simulação utilizando o algoritmo MCVC para as três topologias, a fim de mostrar a tela do simulador desenvolvido.

4.2- Rede de 10 nós

A seguir é mostrada a execução do algoritmo para a rede da Figura 4.3 e com resultados obtidos da probabilidade de bloqueio na Figura 4.4.

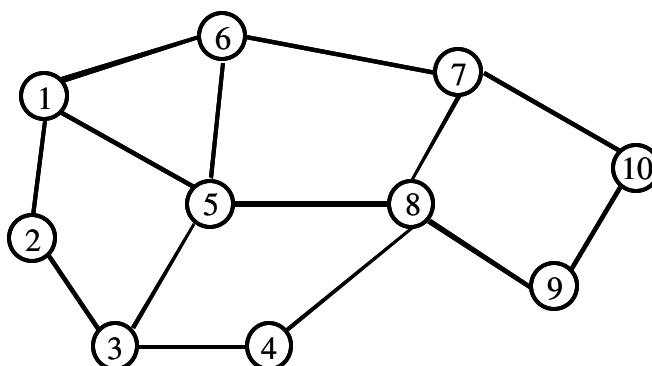


Figura 4.3 – Rede de 10 nós.

```

+=====+
*|||||||>> Simulador de RWA <<|||||||*
+=====+

```

Tempo de simulacao (seconds) => 900

Lambda desejado => 1

mi desejado => 1

Nos =10

Link =14+14

Fibra=3

Resumo:

Total de Pedidos.....: 5171

Total de Roteamentos.....: 4854

Total de Rot. Bloqueado.: 317

The End

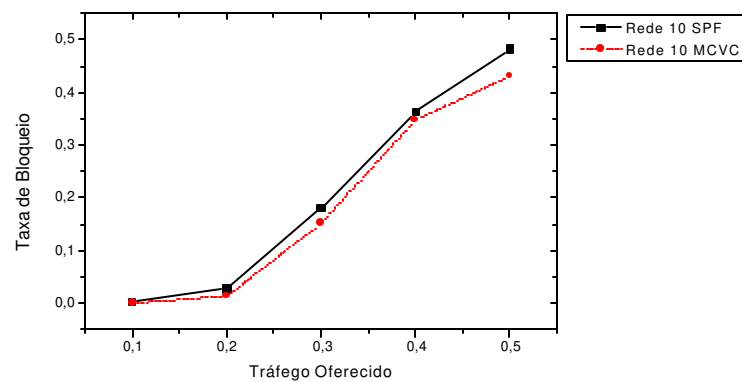


Figura 4.4 – Gráfico da Probabilidade de Bloqueio da rede de 10 nós.

4.3. Rede ARPANET-2

A seguir é mostrada a execução do algoritmo para a rede da Figura 4.5 e com resultados obtidos da probabilidade de bloqueio na Figura 4.6.

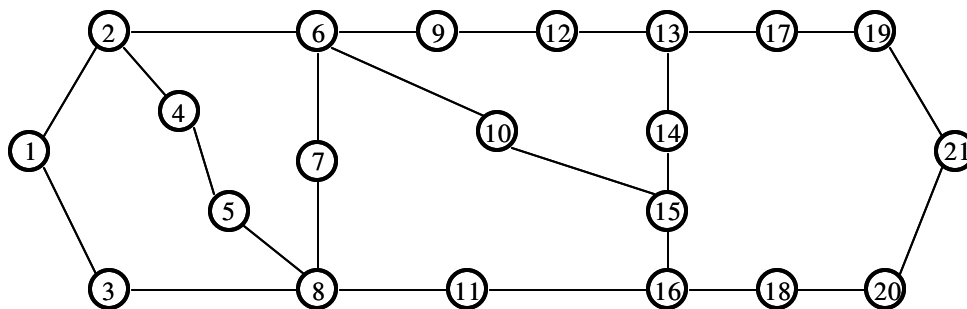


Figura 4.5 – Rede ARPA-2.

```

+=====+
*|||||||>> Simulador de RWA <<|||||||*
+=====+

```

Tempo de simulacao (seconds) => 900
 Lambda desejado => 1
 mi desejado => 1

Nos =21
 Link =25+25
 Fibra=3

Resumo:
 Total de Pedidos.....: 6006
 Total de Roteamentos.....: 5656
 Total de Rot. Bloqueado.: 350

The End

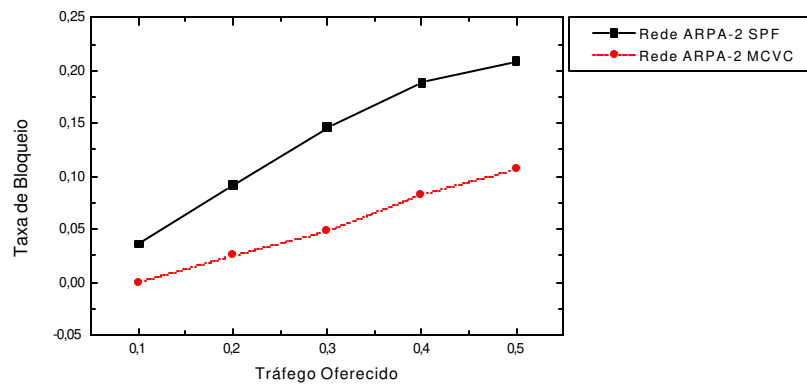


Figura 4.6 – Gráfico da Probabilidade de Bloqueio da rede ARPA-2.

4.4. Rede toroidal

A seguir é mostrada a execução do algoritmo para a rede da Figura 4.7 e com resultados obtidos da probabilidade de bloqueio na Figura 4.8.

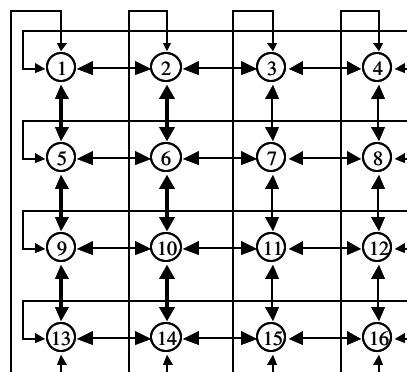


Figura 4.7 – Rede toroidal.

```

+=====+
*|||||||>>  Simulador de RWA  <<|||||||*
+=====+
Tempo de simulacao (seconds) => 900
Lambda desejado => 1
mi desejado      => 1
-----
Nos  =16
Link =32+32
Fibra=3
-----
Resumo:
Total de Pedidos.....: 6010
Total de Roteamentos.....: 5998
Total de Rot. Bloqueado.: 12
##### The End #####

```

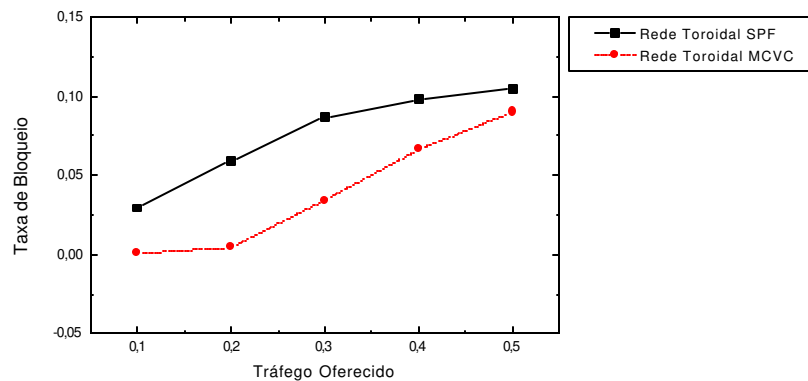


Figura 4.8 – Gráfico da Probabilidade de Bloqueio da rede Toroidal 4x4.

4.5. Discussão dos Resultados

Foi constatada uma maior taxa de bloqueio usando o algoritmo SPF do que usando o algoritmo MCVC, pois não há uma busca para se obter uma otimização no algoritmo SPF quanto à atribuição de comprimentos de onda. É apenas feita a escolha do menor caminho com base no menor número de enlaces por caminho fotônico. No caso do algoritmo aqui proposto, pode ser visto que houve uma menor probabilidade de bloqueio comparado com o algoritmo SPF.

A Figura 4.9 apresenta resultados comparando as redes simuladas apenas usando o método proposto, mas incluindo a curva da formulação analítica da probabilidade de bloqueio, equação 9. Na equação 9 foi fixado $F=3$, $\Delta=3$ e variando $2 \leq H \leq 4$. Pode-se dizer que os resultados obtidos pela simulação se enquadra com a formulação de forma que os resultados são coerentes.

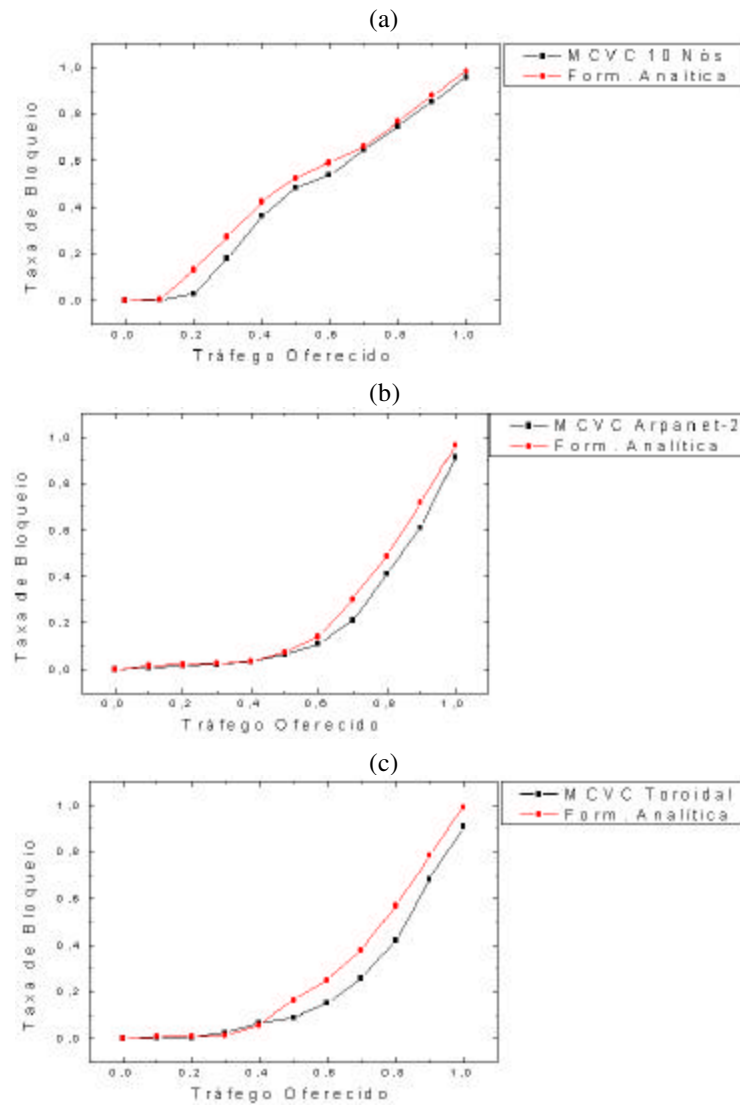


Figura 4.9 – Gráfico de comparação da simulação versus formulação analítica:
 (a) Rede 10 nós – $H=2$, (b) Arpanet-2 – $H=4$ e (c) Toroidal – $H=3$.

Outro ponto fundamental é quanto ao número de nós e enlaces das redes. Quanto maior a conectividade menor é a probabilidade de bloqueio, pois há mais caminhos a serem escolhidos. Mas conforme cresce a rede também cresce a sua complexidade de gerenciamento.

Conclusão

Atualmente as redes fotônicas DWDM com roteamento e atribuição de comprimentos de onda têm sido estudadas e vários algoritmos têm sido proposto. Um item importante a ser analisado é o dimensionamento das fibras e o número de comprimentos de onda a ser implementados. Procura-se otimizar esses valores, principalmente o número de comprimentos de onda devido ao custo elevado para cada comprimento de onda.

A solução aqui proposta é uma melhor distribuição dos comprimentos de onda através de um algoritmo que leva em consideração o custo do enlace. Desta maneira satisfaz-se uma quantidade maior de demanda e conseqüentemente uma menor probabilidade de bloqueio. Fazendo comparações dos resultados obtidos, por simulação entre o algoritmo proposto e o algoritmo SPF, conclui-se que os resultados são favoráveis e com pouco esforço computacional. Estes pontos positivos são importantes para o caso de redes em funcionamento dinâmico.

As simulações feitas não levaram em conta técnicas de proteção, mas o algoritmo proposto oferece oportunidade para o mesmo, podendo ser feito em um próximo trabalho. Neste caso a rede poderá ter uma maior probabilidade de bloqueio por causa dos caminhos alternativos que deverão ser criados a mais usando os algoritmos aqui descritos. Pode ser obtida mais informações a respeito deste assunto no Anexo A intitulada como uma teoria sobre sobrevivência de redes ópticas.

Referências Bibliográficas

- [1] A. Wirth Lima, “Fibras Ópticas – curso básico de comunicação”, Editora Hemus, 1^a edição, 1994.
- [2] T. E. Stern, K. Bala, “Multiwavelength Optical Networks: A Layered Approach”, Prentice Hall, 1999.
- [3] ITU-T Recommendation G.652, “Characteristics of a single-mode optical fibre cable”, 2000.
- [4] ITU-T Recommendation G.653, “Characteristics of a dispersion-shifted single-mode optical fibre cable”, 2000.
- [5] ITU-T Recommendation G.655, “Characteristics of a non-zero dispersion-shifted single-mode optical fibre cable”, 2000.
- [6] R. Lieu, “A revolução óptica”, Revista Redes, Portugal, nº 01, 2001.
- [7] O. Gerstel, “On the Future of Wavelength Routing Networks”, IEEE Network, Vol. 10, nº.6, pp. 14-20, November 1996.
- [8] R. Ramaswami, K. N. Sivarajan, “Optical Networks – A Practical Perspective”, Morgan Kaufmann Publishers, San Francisco, 1998.
- [9] C. A. Lima, “Redes Ópticas DWDM sem Bloqueio”, Tese Mestrado, Unicamp-SP, Abril 2000.
- [10] J. Yates, M. Rumsewicz and J. Lacey, "Wavelength Conversion in Networks with Differing Link Capacities", IEEE GLOBECOM, Novembro 1998.
- [11] N. Wauters, P. Demeester, “Wavelength Translation in Optical Multi-wavelength Multi-fiber Transport Networks” Int'l J. of Opto-electronics, vol. 11, no. 1, January 1997.

- [12] V. Soares, J. Gambogi, “Telecomunicações - Redes de Alta Velocidades - Sistemas PDH e SDH”, Editora Érica, p. 224, 2000.
- [13] L. F. Soares, G. Lemos, S. COLCHER, “Redes de Computadores das LANS, MANS E WANS as Redes ATM”, Editora Campus, 2ª Edição, p. 728, 1995.
- [14] N. Ghani, S. Dixit, T. S. Wang, “On IP-over-WDM Integration”, IEEE Communications Magazine, March 2000.
- [15] N. Ghani, “Lambda-Labeling: A Framework for IP-over-WDM using MPLS”, Optical Networks Magazine, April 2000.
- [16] Sem autor, “Optical Internetworking Forum”, www.oiforum.com.
- [17] B. Ramamurthy, “Efficient Design of Wavelength Division Multiplexing (WDM) based Optical Networks”, Ph.D. thesis, Univ. of California, 1998.
- [18] J. M. Wiesenfeld, “Wavelength conversion techniques”, in Proc. of Optical Fiber Communication, Tutorial TuP 1, pp. 71-72, 1996.
- [19] J. Bannister, M. Gerla, M. Kovacevic, “Routing in Optical Networks”, edited by M. Steenstrup, Prentice Hall, 1995.
- [20] A. S. Tanenbaum, “Redes de Computadores”, Editora Campus, 1994.
- [21] J. M. Brito, “Projeto de Redes de Teleprocessamento”, CEDETEC/INATEL, 1994.
- [22] D. O. Awduche, “Multi-Protocol Lambda Switching: Combining MPLS Traffic Engineering Control with Optical Crossconnects”, IETF Draft, draft-awduche-mpls-te-optical-01-txt, November 1999.
- [23] H. Zang, J. P. Jue, B. Mukherjee, “A review of routing wavelength assignment approach for wavelength routed optical WDM networks”, Optical Networks Magazine, vol.1, 47-58, January 2000.

- [24] R. A. Barry, P. A. Humblet, "Models of Blocking Probability in All-Optical Networks with and without Wavelength Changers", IEEE Infocom'95 Proceedings, pp. 402-412, Boston, MA, April 1995.
- [25] H. M. Deitel, P. J. Deitel, "C++ How to Program", Prentice Hall, 3rd Bk&cdr edition, August 2000.
- [26] E. B. Fisher, D. A. Linger, and other, "Survivable Network Systems: An Emerging Discipline", CMU Technical Reports, CMU97-13, November 1997.
- [27] J. R. Dukart, "A matter of survival", Telephony Magazine, Chicago, August 1998.
- [28] T. H. Wu, "Emerging Technologies for Fiber Network Survivability", IEEE Communication Magazine, vol. 33 – no. 2, pp. 58-74, February 1995.

Apêndices

A - Sobrevivência de Redes

As redes de computadores tem tido papel fundamental no fenômeno da globalização do fim da década de 90. A integração mundial passou a depender das redes de transportes de dados. A demanda por uma infra-estrutura de redes confiáveis está se tornando uma exigência, pois falhas nessa rede de transporte integrada podem ter conseqüências sociais e econômicas desastrosas.

A falta de comunicação na transmissão de dados pode causar problemas para milhares de usuários. Imagine se está ocorrendo transações financeiras on-line e há uma falha na comunicação? As pessoas que estão envolvidas podem perder milhões em dinheiro. Outro exemplo é a entrega via Internet do imposto de renda para pessoas físicas da receita federal brasileira. Uma falha em algum link (Figura A1) poderia impedir o usuário de entregar seu imposto na data limite, causando prejuízos para ambos. Problemas como esses, mostram a gravidade que as falhas nas redes de comunicações podem trazer para a sociedade e para a economia nos dias de hoje. Na tentativa de resolver o problema, iniciou-se uma série de estudos com o objetivo de minimizar os efeitos de uma interrupção no transporte de informações, surgindo assim, uma área de pesquisa chamada “Redes Sobreviventes” ou *Survivable Networks*. Pode-se definir sobrevivência como a capacidade de um sistema em cumprir sua missão, em um determinado tempo na presença de ataques, falhas ou acidentes, [26].

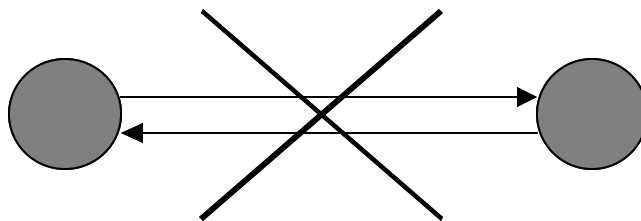


Figura A1 – Falha em um link entre dois nós.

A seguir são apresentados problemas que podem ocorrer com a falha no sistema. Com o aumento de velocidade com as novas tecnologias desenvolvidas, aumentaram a gravidade de uma falha. Uma breve interrupção em sistemas de comunicação de alto desempenho como DWDM pode impedir a transmissão de uma grande quantidade de dados. Uma fibra trafegando dados a uma velocidade de 2488 Mbps transmite aproximadamente 124 Megabits a cada 60 ms. É o tempo (10 ms para detecção e mais 50 ms para ativação) que alguns sistemas levam para ativar o sistema alternativo de recuperação.

Se a interrupção acontecer por um período entre 50 ms a 200 ms as aplicações baseadas em tempo real como voz e vídeo são em geral afetados. Para se ter uma idéia, problemas como um ruído na linha em uma conversação ou um pacote de dados perdido durante uma transmissão de dados pode ocorrer em menor intensidade. Na faixa entre 200 ms e 2s alguns protocolos de transferência de dados, dependendo do *Retransmission Timeout* e do *Round Trip Time*, podem deixar de receber a confirmação de recebimento de um pacote de dados enviado pelo destino para o equipamento de origem, iniciando assim o procedimento de retransmissão de dados. Após 2 segundos de interrupção, a maioria dos sistemas de tempo-real como os de telefonia "caem" devido ao *time-out*. Após 2 minutos, aplicações alertam o usuário sobre erros na rede impedindo que ele prossiga a suas tarefas, linhas telefônicas caem e servidores param de funcionar.

Cada vez mais, a sobrevivência será um fator crítico e diferencial para as empresas de redes de transportes de dados, por duas razões: a) redes inoperantes não são rentáveis, pois durante um colapso não é possível atender o usuário, uma vez que ele não está usando a rede; b) usuários perdem a confiança quando uma rede é instável. E se o serviço oferecido não for satisfatório a tendência é o usuário mudar para outra companhia, [27].

A.1- Ataques, Falhas e Acidentes

Os termos "ataques", "falhas" ou "acidentes", [26], são eventos que representam uma possível ameaça à missão do sistema, geralmente muito difícil de diferenciá-los uns dos outros:

Ataques: Ataques ao sistema geralmente são causados por pessoas. Os problemas que mais se destacam incluem intrusões, escutas (*probes*) e paradas de serviços (*denial of service*). A técnica adotada para solucionar os ataques concentra-se na área defensiva, ou seja, restringir os recursos oferecidos pelo sistema.

Falhas: São eventos potencialmente destrutivos causados por deficiências no sistema ou em elementos externos no qual o sistema depende. Falhas podem ser causadas por erros de software, problemas no hardware ou dados corrompidos.

Acidentes: Correspondem a toda gama de desastre geralmente causados por eventos externos ao sistema. Os desastres naturais entram nesta categoria. Erros humanos também entram nesta área, e é até o momento o maior causador de problemas nas redes de comunicações. Sistemas nem sempre podem depender da identificação da causa do problema para tomar alguma medida: uma ação a ser tomada não pode depender deste tipo de informação devido à urgência para o sistema voltar à sua normalidade.

A função dos sistemas sobreviventes é reagir e recuperar-se de um dano ocorrido independentemente da identificação do problema. Ou seja, a reação e a recuperação devem funcionar não importando se a causa é ou não determinada.

A.2- Características de redes sobreviventes

Uma característica importante de uma rede sobrevivente é a capacidade de transportar serviços essenciais, mesmo durante uma situação de falha ou acidente. Essa característica mostra a importância de definir quais são os serviços essenciais de uma rede e quais requisitos mínimos são necessários para que os serviços sejam garantidos durante uma falha. Requisitos mínimos são atributos qualitativos que devem ser associados aos serviços. A videoconferência é um exemplo de aplicação cuja viabilidade depende de uma velocidade e uma taxa constante mínima determinada para que ela ocorra.

Sistemas podem apresentar grandes variações nos requisitos de sobrevivência. Redes Locais ou LAN's podem ter pouco ou nenhum serviço essencial com tempo de recuperação mínimo medido em horas, ao contrário de redes MAN e WAN's que possuem diversos serviços essenciais com tempos de recuperação medidos em minutos, podendo em alguns casos chegar na forma de milissegundos. Atributos de qualidade costumam ser apresentados na forma de *Mean Time To Repair (MTTR)* e *Mean Time Between Failure (MTBF)*.

O sistema deve ter a capacidade em manter os serviços essenciais e atender a seus requisitos mesmo que boa parte do sistema fique incapacitada. Os serviços essenciais devem ser mantidos mesmo durante um problema, enquanto que os serviços não essenciais podem ser interrompidos e recuperados posteriormente. A importância em determinar estes serviços é poder,

no caso de uma falha, desativar os serviços não essenciais, liberando recursos para os serviços essenciais, [26].

A.3- Estratégias para garantia da sobrevivência

Existem áreas básicas que devem ser levadas em consideração na criação de uma estratégia de sobrevivência para uma rede, e cada uma delas é composta de várias soluções que podem ser aplicadas à sobrevivência de sistemas, [26].

Resistência – É a capacidade de um sistema em suportar possíveis problemas. A diversificação de rotas de dados em uma rede é uma maneira de aumentar a resistência de uma rede. Por exemplo, mesmo que um canal de dados seja interrompido, a rede permanecerá funcionando, se houver duplicidade de rotas.

Identificação dos serviços e seus requisitos – Torna o sistema capaz de identificar os diferentes tipos de fluxo de dados e categorizá-los em níveis de serviços com requisitos próprios que garantam a sua continuidade. Possibilita ao sistema perceber sinais de uma possível falha antes mesmo que ela aconteça. Para que o sistema possa reagir ou adaptar-se à uma crise, é essencial que o sistema tenha conhecimento da situação da rede. Nessa área são usados programas de coleta e análise de dados que ajudam na identificação de padrões que apontem para possíveis problemas. Geralmente, são usadas técnicas baseadas na busca de anomalias no padrão normal do comportamento de uma rede. Um canal de dados sem tráfego poderia acionar um alarme indicando uma possível falha no sistema, restando descobrir se o acontecimento é um fato normal ou uma anomalia.

Recuperação – É a habilidade do sistema em recuperar os serviços depois de uma falha ocorrida. A recuperação também ajuda o sistema a manter os serviços essenciais durante uma falha ou acidente. Essa capacidade é o que mais diferencia os sistemas sobreviventes dos sistemas que são apenas seguros.

Adaptação ou evolução – Permite que o sistema evolua dinamicamente através do tempo. Durante uma falha, um nodo da rede poderia avisar o tipo de problema que está acontecendo, de forma a permitir a outros nodos de uma rede que se previnam, por exemplo, um dos nodos pode evitar enviar dados para determinado nodo, pois o índice de confiabilidade daquele nodo pode estar abaixo de um determinado nível mínimo.

A.4- Classificação dos esquemas de restauração de uma rede

Pode-se classificar os diversos esquemas de acordo com o método de restauração. Existem as redes com restauração dedicada e as redes com restauração dinâmica, [28].

A.4.1- Restauração Dedicada

As redes com restauração dedicada ou *protection switching* utilizam um esquema onde o estabelecimento de conexões de emergência é previamente definido nos elementos de rede. Seu controle não requer qualquer tipo de gerenciamento, pois o sistema secundário permanece passivo até a ocorrência de uma falha na rede para então entrar em ação. Dentre as arquiteturas disponíveis que utilizam restauração dedicada, pode-se citar os anéis e os sistemas de proteção automáticos APS (*Automatic Protection Switching*).

A.4.2- Restauração Dinâmica

As redes com restauração dinâmica utilizam os recursos que se encontram disponíveis no momento da falha para transmitir os dados mais essenciais. A restauração dinâmica pode ser encontrada nas arquiteturas do tipo Mesh.

Nas redes com restauração dinâmica, podemos classificar as redes dinâmicas de acordo com o método de controle dos recursos, que pode ser centralizado ou distribuído:

Controle Distribuído – No controle distribuído são os próprios elementos da rede que decidem como restaurar e atribuir novos caminhos para os canais de comunicação em caso de uma falha. As chamadas *self-healing networks* (SHN) geralmente utilizam este tipo de controle.

Controle Centralizado – Já no controle centralizado ou *centralized Network Management System* (NMS), as funções de detecção da falha, seleção da rota alternativa e a geração de um novo caminho são feitos por um controlador central. Para que o controle centralizado funcione é necessário que o controlador central tenha uma visão geral da rede e da falha ocorrida, permitindo-lhe coordenar todos os elementos da rede, principalmente os de reserva.

Em alguns casos, o controle centralizado pode ser mais eficiente do que o controle distribuído. No entanto, a restauração da rede é geralmente mais lenta, pois há um atraso em função da latência na comunicação entre os dispositivos da rede e o controlador central. Outro ponto a ser destacado é a velocidade de restauração da rede, que depende da velocidade de processamento do controlador central e do número de canais a serem restaurados.

Devido aos fatores acima, o controle centralizado pode levar muito mais de dois segundos para restaurar todos os canais de uma rede. Ainda assim, o controle centralizado pode ser usado como um esquema de reserva para o controle distribuído, permitindo verificar a rede e assumir o controle caso seja necessário finalizar a restauração dos caminhos restantes e dos que não puderam ser recuperados automaticamente. Existem vantagens e desvantagens entre arquiteturas dedicadas e dinâmicas, centralizadas ou distribuídas. Entre elas estão a flexibilidade, a complexidade de implementação, o gerenciamento, o tempo de resposta e o custo de implantação e manutenção. Geralmente, as arquiteturas dedicadas e distribuídas oferecem um tempo de resposta melhor a um custo maior, enquanto que as arquiteturas dinâmica ou centralizada oferecem um tempo de resposta mais lento a um custo menor.

A.5- Mecanismos de Restauração da Rede

Existem diversos mecanismos de restauração de rede, cada arquitetura apresenta particularidades sobre as demais, tornando-se necessária à descrição das mesmas. Os principais mecanismos de restauração de redes existentes podem ser: APS, SHR, *Rerouting* e OMSP.

A.5.1- Automatic Protection Switching with Diverse Protection (APS/DP)

O sistema de proteção automática ou APS foi uma das primeiras formas de se garantir a funcionalidade de uma rede. O APS é uma forma de proteção dedicada que protege geralmente um canal entre duas estruturas. A vantagem que o APS oferece deve-se ao fato de ele ser totalmente automático, facilitando a implantação, manutenção e proteção da rede. Esta técnica é uma das mais simples e mais usadas; um canal de emergência alternativo ou backup é atribuído

para que em caso de falha no canal primário os dados possam ser desviados para o canal alternativo. Existem três formas em que o APS pode se apresentar:

APS 1+1 – Neste esquema, um canal é associado ao canal primário. Quando o canal ativo é interrompido, o receptor utiliza o canal alternativo para receber as informações. O sinal "+" serve para indicar que a transmissão dos dados é feita paralelamente em ambos canais, primários e backup. A vantagem desta proteção é que o tempo de restauração do canal é imediato após a detecção da falha.

APS 1:1 – Esta técnica é semelhante a 1+1, porém os dados são transmitidos no canal alternativo somente em caso de alguma falha no canal primário. A vantagem deste esquema em relação ao 1+1 é que o canal alternativo pode ser usado para tráfego de dados de baixa prioridade, o canal primário sempre terá prioridade no uso do canal alternativo no caso de uma falha.

APS m:n – São associados n canais ativos a m canais de reserva, permitindo que um canal de reserva seja compartilhado por vários canais ativos. Um valor de prioridade é dado para cada canal primário. Quando um alarme ou comando for emitido pedindo a mudança do canal primário para o alternativo, uma avaliação é feita para verificar quem tem prioridade para usar o canal de backup.

A.5.2- Self Healing Ring (SHR)

A técnica de proteção SHR é dedicada, e possui 100% de capacidade de restauração em cortes de uns pares de fibras ou equipamento. Isto é alcançado através de uma topologia em forma de anel que garante uma proteção "rápida" geralmente abaixo de 50 ms.

Unidirectional Self Healing Ring (U-SHR) – Um anel unidirecional utiliza um par de fibras óticas em cada nodo adjacente, uma para o tráfego normal outra para a proteção do canal. Um canal de dados é duplicado e transmitido em ambas as direções, fazendo com que o receptor sempre receba a informação duas vezes. O receptor sempre utiliza a fibra de recepção do canal padrão a menos que um alarme for detectado. Neste tipo de anel, o canal de proteção não pode ser usado para tráfego de baixa prioridade.

Bidirectional Self Healing Ring (B-SHR) – Anéis bidirecionais podem ser apresentados em 2 pares de fibras e 4 pares de fibras. Para o anel de 4 pares de fibras, também chamado de anel duplo, dois pares de fibras são usadas para o tráfego normal enquanto que as outras ficam em espera. O anel de 2 pares de fibras utiliza apenas a metade da capacidade do canal de um par de fibras reservando a outra metade para proteção. Em caso de alguma falha ocorrer, a reserva de emergência será utilizada. Assim como na proteção 1:1, a parte de reserva poderá ser utilizada para tráfego de baixa prioridade diminuindo os custos da topologia sobrevivente.

A.6- Rerouting

É uma técnica de proteção dinâmica, usada em topologias *Mesh* e *Diverse Protection*. Consiste no estabelecimento de uma nova rota para uma conexão quebrada, através de um algoritmo de recuperação, Figura A2. A gerência das operações é feita por um agente de controle, o agente pode ser centralizado ou distribuído. Não é necessário qualquer tipo de dispositivo extra de sobrevivência, pois o agente pode aproveitar a banda disponível em outros canais para a nova rota de dados.

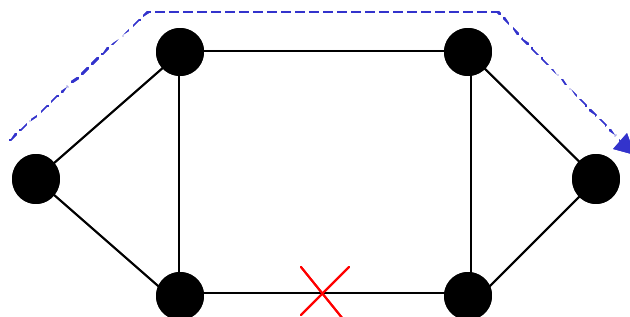


Figura A2 - Exemplo de roteamento quando um trecho é interrompido.

Um algoritmo de roteamento genérico funciona da seguinte forma. Quando uma falha é detectada e um dos dispositivos de um lado do canal é chamado de *sender* e o do outro lado de *chooser*. Todos os outros nós que participam no processo de restauração são chamados de nós *Tandem*. O *sender* manda uma mensagem a todos o nós adjacentes. O nó *Tandem* recebe, atualiza e retransmite a mensagem novamente aos nodos adjacentes. Quando a mensagem chega ao *chooser*, é implícito que uma ou mais rotas foram encontradas através dos vários nós *Tandem*. O *chooser* escolhe a melhor rota (através de um algoritmo próprio) e retorna uma mensagem de ACK (*Acknowledge*) ao *sender* através da nova rota, reservando canais disponíveis através dos nós *Tandem*. Quando o *sender* receber a mensagem de ACK ele reconfigura sua tabela de roteamento e restaura o canal através da nova rota. O processo de restauração será completado quando todos os canais forem restaurados através das novas rotas, caso houver rotas disponíveis.

Existem certos cuidados por trás destes algoritmos de roteamento que devem ser solucionados, como problemas de loops das mensagens e a confiabilidade na troca das informações de roteamento entre os nós Tandem.

B - Teoria de Grafos

Um grafo é um objeto formado por dois conjuntos: um conjunto de vértices e um conjunto de arcos (ou enlaces). Se V é o conjunto de vértices e E o conjunto de arcos de um grafo, podemos dizer que o grafo é o par (V, E) .

Cada arco corresponde a um par ordenado de vértices; o primeiro vértice do par é a ponta inicial do arco; o segundo vértice é a ponta final do arco. Um arco com ponta inicial u e ponta final v pode ser indicada por (u, v) . Às vezes diz-se "grafo orientado", para enfatizar o caráter orientado dos arcos.

Dizemos que um arco (x, y) sai de um vértice u se $x = u$. Analogamente, um arco (x, y) entra em um vértice u se $y = u$. Dizemos também que um arco (u, v) vai de u a v .

Vamos supor que para cada par ordenado u, v de vértices existe no máximo um arco da forma (u, v) . Mas vamos admitir a existência de arcos da forma (u, u) . Podes-se imaginar que um grafo é uma espécie de mapa rodoviário: os vértices são cidades e os arcos são estradas de mão única.

Adjacência - Um vértice w é adjacente a (ou vizinho de) um vértice v se existe um arco da forma (v, w) , ou seja, se existe um arco com ponta inicial v e ponta final w . A relação de adjacência entre vértices pode não ser simétrica: w pode ser adjacente a v sem que v seja adjacente a w .

Um arco é um *laço* (*loop*) se sua ponta inicial coincide com sua ponta final, ou seja, se o arco é da forma (v, v) . Dois arcos são **paralelos** se têm a mesma ponta inicial e a mesma ponta final, ou seja, se os dois arcos são da forma (v, w) . A propósito, dois arcos são **antiparalelos** se a

ponta inicial de um é ponta final do outro, ou seja, se um arco é da forma $(\mathbf{v}, \mathbf{w})$ enquanto o outro é da forma $(\mathbf{w}, \mathbf{v})$. Um grafo é **simétrico** (*symmetric*) se para cada arco da forma $(\mathbf{v}, \mathbf{w})$ existe um arco da forma $(\mathbf{w}, \mathbf{v})$.

Para especificar um grafo é preciso dizer quais são seus vértices e quais são seus arcos. É fácil especificar os vértices: podemos até dizer que eles são $1, 2, \dots, n$. Mas como especificar os arcos? Uma boa estrutura de dados para especificar os arcos é a matriz de adjacência. Trata-se de uma matriz quadrada, digamos A , cujas linhas e colunas são indexadas pelos vértices. Para cada par $\mathbf{u}, \mathbf{v}$ de vértices,

$$V = \{v_1, v_2, v_3\}$$

$$E = \{a_1, a_2, a_3, a_4\}$$

$$A = \begin{Bmatrix} 0 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 0 \end{Bmatrix}$$

Onde $a_1 = (v_1, v_2)$, $a_2 = (v_2, v_3)$, $a_3 = (v_1, v_3)$ de acordo com a Figura B1.

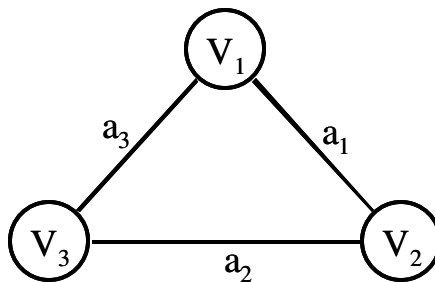


Figura B1 - Exemplo de um grafo

É levado em conta que um arco é bidirecional, ou seja, cada arco tem uma ligação num sentido e outra no outro sentido. É dito, então, que um grafo completo é quando se tem o máximo de arcos no grafo. O grafo completo tem $n(n-1)/2$ de arcos.

B.1- Incidência e Grau

Seja dois vértices v_i e v_j , e um arco $a_k = (v_i, v_j)$. O arco a_k é dito incidentes a ambos vértices v_i e v_j . Dois arcos não paralelos que são incidentes a um mesmo vértice são ditos adjacentes. Dois vértices que são ligados por um mesmo arco também são ditos adjacentes. O número de arcos incidente a um vértice v (contando duas vezes os laços) é chamado o grau do vértice v_i : $d(v_i)$. Na figura 13, por exemplo, temos $d(v_1)=2$, $d(v_2)=2$ e $d(v_3)=2$. Agora, generalizando o grafo da Figura 13, seja o grafo G com a arcos e v vértices $v_1, v_2, \dots, v_n$. Como cada arco contribui para dois graus, a soma dos graus de todos os arcos de G é duas vezes o número de arcos:

$$\sum_{i=1}^n d(v_i) = 2a \quad (b1)$$

Um vértice que possui grau zero é um vértice isolado. É possível que um grafo não contenha nenhum arco. Neste caso todos os vértices são isolados e o grafo é chamado grafo nulo. Um grafo no qual todos os vértices têm o mesmo grau r é chamado **grafo regular** de grau r .

B.2- Caminho e Território

Um caminho em um grafo $G = (V, E)$ é uma seqüência de vértices $v_1, \dots, v_n$, tal que (v_i, v_{i+1}) é um elemento de E , para $1 \leq i < n-1$. Essa seqüência é dita um caminho de v_1 a v_n . Um caminho que não passa duas vezes pelo mesmo vértice é um caminho simples (ou elementar).

Um caminho que não contém duas vezes o mesmo arco é um trajeto. Note que essa definição de caminho funciona realmente somente com grafo completos.

Um caminho onde o primeiro vértice da sequência é igual ao último é um circuito, se todos os arcos são distintos. Se, além disso, não há vértice repetido no circuito, digamos que ele é um ciclo.

Diremos que um vértice v pode ser alcançado a partir de um vértice r se existe um caminho de r a v . O caminho não precisa ser simples, mas se existe algum caminho de r a v então também existe um caminho simples de r a v . O território de um vértice r é o conjunto de todos os vértices que podem ser alcançados a partir de r . Note que não faz sentido falar de território sem mencionar um vértice: só faz sentido falar de território de um vértice. Vamos denotar o território de r por $T(r)$.

B.3- Grafo Conexo

Um grafo $G = (V, E)$ é conexo quando existe um caminho entre cada par de V . Caso contrário o grafo é desconexo. Um grafo é totalmente desconexo quando não existe nenhum arco. A representação gráfica dum grafo desconexo contém no mínimo dois "pedaços". Cada "pedaço" de um grafo é chamado componente conexo.

B.4- Grafo Direcionado

Um grafo $G = (V, E)$ é um conjunto não-vazio V , cujos elementos são chamados vértices, e um conjunto E de arcos. Um arco é um par ordenado (v_j, v_k) . Diz-se que cada arco (v_j, v_k) possui uma única direção de v_j para v_k . Também o arco (v_j, v_k) é dito divergente de v_j e convergente a v_k .

Os números de arcos divergentes e convergentes de um vértice são chamados grau de saída e grau de entrada, respectivamente.

B.5- Distâncias

Um caminho C de um vértice r a um vértice s é mínimo se não existe outro caminho de r a s que tenha menos arcos que C .

A distância de um vértice r a um vértice s é o número de arcos de um caminho mínimo de r a s . Portanto, dizer que a distância de r a s é k significa duas coisas: (1) existe um caminho de r a s com exatamente k arcos e (2) não existe caminho de r a s com menos que k arcos. Note que a distância de r a s pode ser diferente da distância de s a r .

Problema das distâncias: Dados vértices r e s , determinar a distância de r a s .

Se não existe caminho algum de r a s , ou seja, se s não está no território de r , podemos dizer que a distância é infinita.

B.6- Grafo Planar

Um grafo $G(V,E)$ é dito ser planar quando existe alguma forma de se dispor seus vértices em um plano de tal modo que nenhum par de arcos se cruze.

B.7- Algoritmo de Dijkstra

O algoritmo de Dijkstra identifica, a partir de um vértice do grafo, qual é o custo mínimo entre esse vértice e todos os outros do grafo. No início, o conjunto S contém somente esse vértice, chamado origem. A cada passo, selecionamos no conjunto de vértices sobrando, o que é o

mais perto da origem. Depois atualizamos, para cada vértice sobrando, a sua distância em relação à origem. Passando pelo novo vértice acrescentado, a distância fica menor, é essa nova distância que será memorizada.

Suponhamos que o grafo é representado por uma matriz de adjacência onde temos o valor ∞ se não existe aresta entre dois vértices. Suponhamos também que os vértices do grafo são enumerados de 1 até n, isto é, o conjunto de vértices é $N = \{1, 2, \dots, n\}$. Utilizaremos também um vetor $D[2\dots n]$ que conterà a distância que separa todo vértice do vértice 1 (o vértice do grafo que é o vértice 1 é escolhido arbitrariamente). Eis o algoritmo:

função Dijkstra ($L = [1..n, 1..n]$: grafo): vetor[2...n]

$C := \{2, 3, \dots, n\}$ {Implicitamente $S = N - C$ }

Para $i := 2$ até n :

$D[i] := L[1, i]$

Repetir $n-2$ vezes:

$v :=$ Elemento de C que minimiza $D[v]$

$C := C - \{v\}$

Para cada elemento w de C :

$D[w] := \min(D[w], D[v] + L[v, w])$

Retornar D

Para entender melhor o algoritmo, considere o grafo direcionado ilustrado na Figura B2.

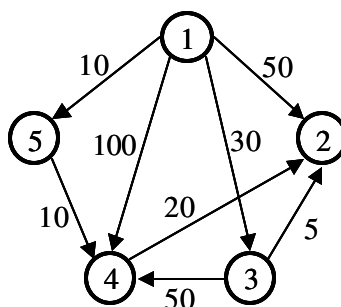


Figura B2 – Exemplo de Grafo

Dado um grafo, $G=(V,E)$, direcionado ou não, com valores não negativos em cada arco ou ramo, este algoritmo achar a distância mínima entre um vértice inicial, s (*source*) que também é designado por v_s , e um vértice final d (*destination*). Ele determina a distância mínima entre s e os outros vértices na ordem dessas distâncias mínimas, ou seja, os vértices que se encontram mais próximos de s em primeiro lugar.

O algoritmo usa $\text{dist}(v)$, uma estrutura de dados que armazena e referencia a distância de s ao nó v . De início, $\text{dist}(s)=0$, pois a menor distância de s a si mesmo é sempre zero.

Será usado o símbolo INFTY para representar um valor maior que o comprimento de qualquer caminho sem ciclos em G . Por outro lado, se $\text{dist}(v)=\text{INFTY}$, serve para indicar, também, que ainda não foi encontrados nenhum caminho com distância mínima entre s e v . De início, $\text{dist}(v)=\text{INFTY}$, para todo o v em $V \setminus \{s\}$. Será usado um conjunto S (*settled*) que contém vértices cuja distância a s é mínima e conhecida naquele momento da execução do algoritmo. Essa distância será definitiva para cada um deles. Este conjunto, de início, é constituído somente pelo nó s , com $\text{dist}(s)=0$.

O algoritmo de Dijkstra permite identificar todos os caminhos mais curtos a partir de um único vértice de origem a todos os outros vértices. Utilizando a programação dinâmica, pode-se

obter o caminho mais curto entre qualquer par de vértices, lembrando que a programação dinâmica consiste essencialmente em produzir soluções intermediárias que serão utilizadas incrementalmente para obter a solução final. A idéia do algoritmo é o seguinte. Seja um grafo direcionado representado por uma matriz de adjacência $L[1...n, 1...n]$. Calcula-se a cada etapa do algoritmo uma matriz D onde cada elemento $D[i, j]$ representa o valor do caminho mais curto de k arcos entre i e j . Na etapa seguinte os valores das matrizes D e L são utilizadas para calcular a nova matriz D que contém os valores para $k+1$ arcos. Para obter o novo valor $D[i, j]$, considera-se o valor $D[i, u] + L[u, j]$ para todo vértice u e escolhe-se o menor valor. Isto é, considera-se todo o caminho de k vértices a partir de i , acrescentando, para cada um desses caminhos, o arco que falta para alcançar j e seleciona-se o mais curto.

C. Algoritmos de RWA

C.1- First-Fit (FF)

O algoritmo FF numera todos os comprimentos de onda, de modo que, quando da procura por comprimentos de onda disponíveis, aqueles de menor número são considerados primeiro que os de número mais alto, ou seja, ele rotula os comprimentos de onda disponíveis de 1 a w nesta ordem, onde w é o número total de comprimentos de onda no enlace. O primeiro comprimento de onda disponível é então selecionado.

Este algoritmo não requer informação global do sistema, e assim seu custo computacional é menor, pois não é necessário pesquisar comprimentos de onda disponíveis em todo o espaço dos comprimentos de onda em cada rota. Atua bem em termos de probabilidade de bloqueio e de imparcialidade de atribuição e na prática é preferido pelo seu pequeno *overhead* computacional e sua baixa complexidade.

C.2- Random Wavelength Assignment (R)

Este algoritmo inicialmente procura determinar no espaço dos comprimentos de onda o conjunto de todos os comprimentos de onda disponíveis para a rota requisitada. Dentre os comprimentos de onda disponíveis um deles é escolhido aleatoriamente.

C.3- Least-Used/Spread (LU)

Este algoritmo seleciona um comprimento de onda que foi o último a ser utilizado na rede de modo a tentar balancear a carga entre todos os comprimentos de onda. Com isso, facilita a quebra de caminhos ópticos muito longos. Seu desempenho é pior que o do algoritmo **R**, pois introduz um *overhead* de comunicação adicional, uma vez que necessita de informações globais da rede para determinar qual foi o último comprimento de onda utilizado. A apresenta também

uma necessidade de armazenamento adicional e um maior custo computacional. Não é preferido na prática.

C.4- Most-Used/Pack (MU)

Oposto ao algoritmo LU, o algoritmo MU seleciona o comprimento de onda mais utilizado na rede. Apresenta melhor desempenho que o algoritmo LU e que o algoritmo FF, pois procurar estabelecer as conexões com poucos comprimentos de onda conservando a capacidade ociosa dos comprimentos de onda menos utilizados. Apresenta *overhead* de comunicação, necessidade de armazenamento e custo computacional similar ao algoritmo LU.

C.5- Min-Product (MP)

Este algoritmo é utilizado em redes com múltiplas fibras. Para redes com uma única fibra o algoritmo MP se reduz ao algoritmo FF. O algoritmo MP procura organizar os comprimentos de onda na fibra de modo a minimizar o número de redes na fibra.

C.6- Least-Load (LL)

Como o algoritmo MP, o algoritmo LL é também projetado para atuar em redes com múltiplas fibras. Este algoritmo seleciona o comprimento de onda que possui maior capacidade residual no link mais carregado ao longo da rota p . Quando utilizado em redes com uma única fibra, a capacidade residual é ajustada em zero ou em um e o algoritmo seleciona o comprimento de onda de menor índice que apresente capacidade residual igual a 1 (com isso se reduz ao algoritmo FF).

O algoritmo LL possui melhor desempenho que os algoritmos UM e FF em termos de probabilidade de bloqueio nas redes com múltiplas fibras.

C.7- MAX-SUM ($M\Sigma$)

O algoritmo Max-Sum foi proposto para redes com múltiplas fibras, porém pode ser aplicado também em redes com uma única fibra. Este algoritmo considera todos os possíveis caminhos ópticos na rede com suas rotas pré-definidas e procura maximizar a capacidade caminho restante após o estabelecimento de uma conexão. Assume que a matriz de tráfego (obtida das possíveis requisições de conexão) é definida previamente e que se mantém estável por um período de tempo.

C.8- Relative Capacity Loss (RCL)

O método RCL está baseado no método $M\Sigma$. Este método escolhe um comprimento de onda i que minimiza a capacidade relativa de perda. Se um comprimento de onda j ao ser escolhido bloqueia um caminho p_1 e se outro comprimento de onda ao ser escolhido diminui a capacidade dos caminhos p_1 e p_2 , mas não os bloqueia, então o comprimento j deve ser escolhido em detrimento do comprimento i , apesar da capacidade total de perda do comprimento j ser maior que a do comprimento i . O RCL calcula a perda e capacidade relativa para cada caminho em cada comprimento de onda disponível e escolhe o comprimento de onda que minimiza a soma das perdas de capacidade relativa em todos os caminhos. Os métodos MP e RCL podem ser usados com tráfego não-uniforme. O Método RCL é melhor que o método MS nos dois casos (uniforme e não-uniforme).

C.9- Distributed Relative Capacity Loss (DRCL)

O método DCRL é implementado usando o algoritmo de *Bellman-Ford*. Neste algoritmo cada nó permuta tabelas de roteamento com seus nós vizinhos e atualiza sua própria tabela de roteamento. O DRCL introduz em cada nó uma tabela RCL e permite aos nós permutar esta tabela entre si. As tabelas RCL são atualizadas de maneira similar às tabelas de roteamento. Cada entrada da tabela RCL é uma tripla composta pelo comprimento de onda w , destino d e pela perda da capacidade relativa $\mathbf{rcl}(w,d)$.

Quando uma requisição de conexão chega ao nó e mais de um comprimento de onda se encontra disponível para o caminho solicitado, o método similarmente aos métodos RCL e $M\Sigma$ procura trabalhar com estes comprimentos de onda considerando o conjunto de caminhos potenciais para futuras conexões. O método DRCL considera todos os caminhos ópticos do nó-origem da requisição de conexão para todos os outros nós da rede, excluindo o nó-destino da conexão requisitada. O método escolhe o comprimento de onda que minimiza a soma dos $\mathbf{rcl}(w,d)$ sobre todos os possíveis destinos d . O $\mathbf{rcl}(w,d)$ em um nó s é calculado da seguinte forma:

- Se não existe caminho do nó s para o nó d no comprimento de onda w , então $\mathbf{rcl}(w,d)=0$, caso contrário;
- Se existe um enlace direto do nó s ao nó d e o caminho de s a d no comprimento de onda w é roteado por este enlace, então $\mathbf{rcl}(w,d)=1/k$, onde k é o número de comprimentos de onda disponíveis neste enlace através do qual s pode alcançar d , caso contrário;

- Se no caminho, o caminho do nó s ao nó d no comprimento de onda w inicia no nó n , e se existem k comprimentos de ondas disponíveis nos enlaces maiores do que n através dos quais s atinge d , então $\mathbf{rd}(w,d)$ no nó s é ajustado como o $\text{Max}(1/k, \mathbf{rd}(w,d)$ no nó n).

C.10- Wavelength Reservation (Rsv)

Neste método um dado comprimento de onda em um enlace específico é reservado para o fluxo de tráfego, usualmente tráfego multissalto. Este método reduz a probabilidade de bloqueio para tráfego multissalto, enquanto aumenta a probabilidade de bloqueio para as conexões que atravessam um único enlace da fibra (tráfego salto simples).

C.11- Protecting Threshold (Thr)

Neste método uma conexão *single-hop* terá atribuído um comprimento de onda apenas se o número de comprimentos de onda disponíveis no enlace estiver acima de um certo nível de limiar. Os métodos Thr e Rsv não especificam quais comprimentos de onda serão escolhidos, mas especificam quais requisições de conexão podem ou não ter um comprimento de onda atribuído em função das condições de uso corrente dos comprimentos de onda. Estes métodos não trabalham sozinhos, mas em conjunto com os outros métodos anteriormente descritos.

