



**UNIVERSIDADE FEDERAL DO PARÁ
INSTITUTO TECNOLÓGICO
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM ENGENHARIA ELÉTRICA**

PAULO HENRIQUE GONÇALVES BEZERRA

Avaliação de Desempenho de Algoritmos de Alocação de Comprimento de Onda em Redes Ópticas WDM

DM 03/2010

Belém, Pará

2010

PAULO HENRIQUE GONÇALVES BEZERRA

Avaliação de Desempenho de Algoritmos de Alocação de Comprimento de Onda em Redes Ópticas WDM

Dissertação apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica da Universidade Federal do Pará, como requisito parcial para obtenção do título de Mestre em Engenharia.

Área de Concentração: Computação Aplicada
Linha de Pesquisa: Redes de Computadores

Orientador: Prof. Dr. Carlos Renato Lisboa Francês

Belém, Pará

2010

B574a Bezerra, Paulo Henrique Gonçalves

Avaliação de Desempenho de Algoritmos de Alocação de Comprimento de Onda em Redes Ópticas WDM / Paulo Henrique Gonçalves Bezerra; orientador, Carlos Renato Lisboa Francês. - 2010.

Dissertação (Mestrado) – Universidade Federal do Pará, Instituto de Tecnologia, Programa de Pós-graduação em Engenharia Elétrica, Belém, 2010.

1. Comunicações óticas. 2. Redes de computadores. 3. Multiplexação
I. Orientador. II. Título.

CDD 22. ed. 621.3827

FOLHA DE APROVAÇÃO

Paulo Henrique Gonçalves Bezerra

Avaliação de Desempenho de Algoritmos de Alocação de Comprimento de Onda em Redes Ópticas WDM.

Esta Dissertação foi julgada adequada para obtenção do título de Mestre em Engenharia e aprovada pelo Programa de Pós-Graduação de Engenharia Elétrica do Instituto de Tecnologia da Universidade Federal do Pará.

Área de Concentração: Computação Aplicada
Linha de Pesquisa: Redes de Computadores

Aprovado em:

Belém, 29 de março de 2010.

Banca Examinadora

Assinatura

Prof. Dr. Carlos Renato Lisboa Francês
Universidade Federal do Pará
Orientador – Presidente (PPGEE/UFPA)

Prof. Dr. Eduardo Coelho Cerqueira
Universidade Federal do Pará
Membro Interno (PPGEE/UFPA)

Prof. Dr. Cláudio Alex Jorge da Rocha
Universidade da Amazônia
Membro Externo (CCET/UNAMA)

Visto:

Prof. Dr. Marcus Vinícius Alves Nunes
Coordenador do PPGEE/ITEC/UFPA

A DEUS

A meus pais, Pedro e Graça

As minhas irmãs, Patrícia e Priscila

A minha esposa, Alethea

As minhas filhas Juliana e Ana Paula

AGRADECIMENTOS

A **Deus**, fonte de vida, conhecimento e inspiração, pelas oportunidades recebidas.

A **Alethea, Juliana e Ana Paula**. Pela ajuda e companheirismo durante os momentos difíceis da vida e desta caminhada.

A meus pais, **Pedro e Graça**, e minhas irmãs **Patrícia e Priscila**. Pela ajuda em todos os momentos da minha vida.

Aos meus sogros, **Maia e Lita**. Pela ajuda em todos os momentos que precisei.

Aos meus tios, **Bentes e Maria José**. Pela ajuda em todos os momentos que precisei.

Ao meu orientador Prof. **Carlos Renato Lisboa Francês**. Sua amizade, experiência, conhecimento e orientação foram de grande importância durante a elaboração deste trabalho.

A todos os amigos, **Alberto Sá, André Moacir, Dário Russillo, Edson Silva, Fabrício Alho, Mauro Margalho, Roney Tavares e Thienne Johnson**. Pelo apoio dado durante os primeiros passos rumo a realização deste trabalho, em especial: **Afonso Cardoso, Cláudio Alex e José Ricardo**. Por toda a colaboração na reta final desta dissertação.

*“...se fosse fácil achar o caminho das pedras
tantas pedras no caminho não seria ruim...”*

Humberto Gessinger

SUMÁRIO

LISTA DE FIGURAS	x
LISTA DE TABELAS	xii
LISTA DE SIGLAS	xiii
RESUMO	xv
ABSTRACT	xvi
CAPÍTULO 1 – INTRODUÇÃO	17
1.1 MOTIVAÇÃO	18
1.2 METODOLOGIA	19
1.3 ASPECTOS GERAIS	20
1.4 OBJETIVOS	21
1.5 ORGANIZAÇÃO DA DISSERTAÇÃO	21
1.6 PUBLICAÇÕES	22
CAPÍTULO 2 – REDES DE COMUNICAÇÃO	23
2.1 ARQUITETURA DAS REDES DE TELECOMUNICAÇÃO	23
2.2 TRANSMISSÃO DE DADOS	25
2.2.1 Comutação de Circuitos	25
2.2.2 Comutação de Pacotes	26
2.3 REDES ÓPTICAS	27
2.3.1 Técnicas de Multiplexação	29
2.4 REDES ÓPTICAS DE SEGUNDA GERAÇÃO	30
2.5 A CAMADA ÓPTICA DE SEGUNDA GERAÇÃO	33
2.6 COMUTAÇÃO DE PACOTES ÓPTICAS	35

CAPÍTULO 3 - REDES ÓPTICAS WDM	37
3.1 EVOLUÇÃO DAS REDES ÓPTICAS WDM	37
3.1.1 Link Ponto-a-Ponto WDM	38
3.1.2 Multiplexação por Comprimento de Onda Add/Drop	38
3.1.3 Comprimento de Onda Crossconnect	39
3.2 CONVERSÃO DE COMPRIMENTO DE ONDA	40
3.3 ROTEAMENTO E ATRIBUIÇÃO DO COMPRIMENTO DE ONDA (RWA)	42
3.3.1 Roteamento Estático RWA	44
3.3.2 Roteamento Dinâmico RWA	47
3.4 ALGORITMOS DE ROTEAMENTO	50
3.4.1 Algoritmo de Dijkstra (Dij)	50
3.4.2 Algoritmo WLCR	52
3.5 ALGORITMOS DE ALOCAÇÃO DE COMPRIMENTOS DE ONDA	54
3.5.1 Algoritmo First-Fit (FF)	56
3.5.2 Algoritmo Least-Used (LU)	56
3.5.3 Algoritmo Most-Used (MU)	57
CAPÍTULO 4 - ESTUDO DE CASO	59
4.1 O ESTUDO DE CASO	59
4.1.1 O Simulador OWNS	60
4.1.2 Arquitetura do Simulador OWNS	60
4.1.3 Componentes do Simulador OWNS	62
4.1.4 O Cenário da Simulação	64
4.2 RESULTADOS OBTIDOS	68

CAPÍTULO 5 – CONCLUSÃO	72
5.1 CONTRIBUIÇÕES	73
5.2 TRABALHOS FUTUROS	73
REFERÊNCIAS	74
APÊNDICE A	78
APÊNDICE B	80
APÊNDICE C	81
ANEXO A	82
ANEXO B	84
ANEXO C	89

LISTA DE FIGURAS

Figura 2.1 Localização dos nós para uma rede óptica transoceânica em malha	24
Figura 2.2 Comutação por circuito	25
Figura 2.3 Comutação por pacotes	27
Figura 2.4 Multiplexação TDM.....	29
Figura 2.5 Multiplexação WDM	30
Figura 2.6 Rede WDM	31
Figura 2.7 Arquitetura de camadas da tecnologia WDM	33
Figura 2.8 Camadas de uma rede óptica.....	34
Figura 2.9 Hierarquia de multiplexação em camadas.....	34
Figura 2.10 Comutação de pacotes óptico.....	36
Figura 3.1 Link ponto-a-ponto WDM	38
Figura 3.2 Multiplexação de comprimento de onda add/drop.....	39
Figura 3.3 Comprimento de onda crossconnect	40
Figura 3.4 Rede de roteamento inteiramente óptica	41
Figura 3.5 Restrição de continuidade (sem conversor)	41
Figura 3.6 Restrição de continuidade (com conversor).....	42

Figura 4.1 Os principais módulos do OWNS	61
Figura 4.2 Organização dos componentes e as interações no simulador OWNS.....	62
Figura 4.3 Diagrama de funcionamento do simulador OWNS	63
Figura 4.4 Tela do OWnam do simulador	66
Figura 4.5 Rede hipotética usada na simulação.....	67
Figura 4.6 Probabilidade de bloqueio da rede com roteamento estático	69
Figura 4.7 Vazão da rede com roteamento estático.....	69
Figura 4.8 Probabilidade de bloqueio da rede com roteamento dinâmico	70
Figura 4.9 Vazão da rede com roteamento dinâmico	70

LISTA DE TABELAS

Tabela 4.1 Parâmetros fixos do simulador (OWNS).....	67
Tabela 4.2 Parâmetros variáveis do simulador (OWNS)	68

LISTA DE SIGLAS

ADD ≡ Dispositivo para inserção de determinado comprimento de onda na fibra

ATM ≡ *Asynchronous Transfer Mode*

CEA ≡ *College of Engineering & Computer Science*

DEMUX ≡ *Demultiplexing*

DROP ≡ Dispositivo para retirada de determinado comprimento de onda na fibra

ESCON = *Enterprise Serial Connection*

FDL ≡ *Fibre Delay Line*

FDM ≡ *Frequency Division Multiplexing*

FF = *First-Fit*

FOG ≡ **F**unção **O**bjetiva **G**enérica

HDTV ≡ *High-Definition Television*

ILP ≡ *Integer Linear Programming*

IP ≡ *Internet Protocol*

ITU-T ≡ *International Telecommunication Union Telecommunication*

LAN ≡ *Local Area Network*

LU = *Least-Used*

MAN ≡ *Metropolitan Area Network*

MU = *Mostt-Used*

MUX ≡ *Multiplexing*

NS ≡ *Network Simulator*

OADM ≡ *Optical ADD and DROP Multiplexer*

OEO ≡ Conversão **Ó**ptico-**E**létrica-**Ó**ptico

OLT = *Optical Line Terminal*

OTCL ≡ *Object Oriented Extension Tcl*

OWAN ≡ *Optical Wide Area Network*

OWNS ≡ *Optical WDM Network Simulator*

OXC ≡ *Optical CrossConnect*

RWA ≡ *Routing Wavelength Assignment*

SDH ≡ *Synchronous Digital Hierarchy*

SONET ≡ *Synchronous Optical Network*

TDM ≡ *Time Division Multiplexing*

VINT ≡ *Virtual Internet*

VPN ≡ *Virtual Private Network*

WA ≡ *Wavelength Assignment*

WADM ≡ *Wavelength ADD and DROP Multiplexer*

WAN ≡ *Wide Area Network*

WDM ≡ *Wavelength Division Multiplex*

WLCR ≡ *Weighted Least-Congestion Routing*

WXC ≡ *Weighted (selective) CrossConnect*

RESUMO

Neste trabalho estudamos alguns algoritmos de alocação de comprimento de onda em redes ópticas WDM (*Wavelength Division Multiplexing*). O objetivo para estudar os algoritmos de alocação *first-fit*, *least-used* e *most-used* está baseado na estratégia adotada para estudar o Problema RWA. A estratégia toma como base a visão geral do problema que envolve os algoritmos de roteamento e os algoritmos de alocação de comprimento de onda, e tendo como métrica principal para seus resultados a probabilidade de bloqueio. Este trabalho apresenta uma visão diferenciada para o problema e considera-se que a alocação de comprimentos de onda se sobrepõe, em importância, à ação de roteamento em redes ópticas. Essa percepção ocorre quando se analisa o problema RWA a partir do critério clássico usado no estabelecimento de uma rota: a escolha do caminho mais curto entre a origem e o destino. Apesar da identificação de um caminho mais curto, isso não garante, em redes ópticas, que ele será o utilizado, pois é necessário que haja para aquele caminho, um comprimento de onda adequado. Foi utilizada uma ferramenta de simulação para redes WDM denominada OWNS para realizar uma análise do problema RWA. Os resultados obtidos são apresentados graficamente e em uma das simulações observou-se uma forte tendência de queda na probabilidade de bloqueio e uma boa vazão no tráfego da rede com isso possibilitando um aumento na capacidade de transmissão da rede. Por fim, este texto apresenta uma discussão sobre os diferenciais e limitações deste trabalho, e apresenta direcionamentos para investigações futuras neste campo de estudo.

Palavras-Chave: Redes ópticas. Multiplexação por Divisão de Comprimento de Onda. Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda.

ABSTRACT

In this work we studied Routing and Wavelength Assignment (RWA) algorithms on Wavelength Division Multiplexing Optical Networks. The objective to study the allocation algorithms first-fit, least-used and most-used is based on the strategy used to study the RWA Problem. The strategy builds on the overview of the problem involving the routing algorithms and algorithms for allocating wavelength, and having as a key metric for its blocking probability results. This paper presents a different perspective to the problem and believes that the allocation of wavelengths overlaps in importance to the action of routing in optical networks. This perception occurs when analyzing the problem RWA from the traditional criterion used in establishing a route: choosing the shortest path between origin and destination. Despite the identification of a shortest path is no guarantee in optical networks, it will be used, as is needed for that path, a wavelength appropriate. We used a simulation tool for WDM networks OWNS called to perform an analysis of the RWA problem. The results are presented graphically and in one of the simulations we observed a strong trend towards decrease in blocking probability and a good flow of traffic on the network thereby enabling an increase in transmission capacity of the network. Finally, this paper presents a discussion of the differences and limitations of this work and presents future research directions in this field of study.

Key Words: Wavelength Division Multiplexing, Routing and Wavelength Assignment, Optical Network.

1 INTRODUÇÃO

O Crescimento tecnológico que vem ocorrendo nas indústrias de telecomunicações e, conseqüentemente, os serviços oferecidos e disponibilizados nas redes de telecomunicações já podem ser considerados como alguns dos pilares do mundo moderno para o desenvolvimento da sociedade. No início, as redes de telecomunicações ofereciam como serviço principal o tráfego de voz, mas hoje, o tráfego de dados influencia significativamente na forma como as redes são projetadas.

Com a crescente demanda por novos serviços, principalmente os serviços multimídias, além da livre concorrência no mercado de telecomunicações, as empresas deste ramo, como as de telefonia móvel, estão priorizando uma infraestrutura capaz de atender seus serviços. A infraestrutura física de cabos ópticos, estendidos ao longo dos leitos das estradas, ou das linhas de transmissão e distribuição de energia elétrica, de acordo com Waldman e Yacoub (2003, p. 23), “[...] possui, tipicamente, algumas dezenas de fibras ópticas, capazes de conduzir sinais de luz por centenas ou até milhares de quilômetros em condições ideais”.

Com novos serviços a cada dia disponíveis nas redes de telecomunicações e com o desenvolvimento de novas aplicações, a demanda por maior largura de banda é contínua. Isso tem impulsionado o desenvolvimento das redes ópticas de alta capacidade. Em particular, a tecnologia WDM (Multiplexação por Divisão de Comprimento de Onda, do inglês *Wavelength Division Multiplexing*), mostrou-se promissora para satisfazer altas demandas de largura de banda segundo Ramaswami e Sivarajan (2002, p.3). Contudo, ainda é necessário resolver algumas questões relacionadas ao projeto da topologia virtual (lógica), além do processo RWA (Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda, do inglês *Routing and Wavelength Assignment*) (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000). Os trabalhos contidos nesta dissertação descrevem os conceitos e resultados alcançados na solução do problema RWA estático e dinâmico aplicado às Redes Ópticas WDM, através de uma proposta de estudar separadamente os Algoritmos de Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda.

1.1 MOTIVAÇÃO

Em redes ópticas WDM, a comutação de comprimentos de onda é realizada no domínio óptico eliminando os conversores OEO (Opto-Eletro-Opto) e suas limitações. As informações dos usuários da rede óptica são roteadas da origem até o destino com base nos comprimentos de onda associados aos canais ópticos. Por isso, esse tipo de rede óptica é também conhecido como rede óptica WDM roteada por comprimento de onda. Para transportar informações entre clientes de uma rede óptica, uma conexão precisa ser estabelecida na camada óptica. A conexão óptica entre um nó origem “*o*” e um nó destino “*d*” é chamada de caminho óptico (*lightpath*).

Para estabelecer um caminho óptico, é necessário alocar e rotear um comprimento de onda para cada enlace da rota definida. Este problema é conhecido como o problema de roteamento e alocação de comprimento de onda (RWA). Após o estabelecimento da conexão, os comprimentos de onda alocados na rota selecionada ficam reservados exclusivamente ao caminho óptico até a finalização da conexão. Com o propósito de melhor utilizar os recursos de uma rede óptica sob tráfego estático ou dinâmico, as estratégias RWA têm como objetivo atender às requisições de caminhos ópticos na rede “*o*” e “*d*” minimizando a probabilidade de bloqueio de futuras conexões (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000).

O RWA estático é indicado quando os padrões de comportamento do tráfego na rede forem bem conhecidos antecipadamente e também se as variações neste tráfego ocorrerem em longos períodos de tempo (ZHOU; YUAN, 2002).

Sob tráfego dinâmico, as conexões ópticas são estabelecidas e finalizadas dinamicamente, de acordo com as requisições dos clientes da rede óptica. Isto significa que a demanda de conexões ópticas pode ser bem superior à capacidade da rede óptica em termos de enlaces ópticos (fibras e comprimentos de onda).

No RWA sob tráfego dinâmico, os algoritmos devem apresentar baixa complexidade computacional, uma vez que as escolhas das rotas e dos comprimentos de onda serão feitas em tempo de execução (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000).

Nesta dissertação, será utilizado roteamento estático e dinâmico para análise dos algoritmos de alocação de comprimento de onda no problema RWA. Diferentes autores já estudaram o problema RWA, que consiste basicamente na finalidade de um algoritmo RWA estabelecer rotas (*Routing*) e indicar comprimentos de onda (*Wavelength Assignment*) para cada requisição de conexão de forma automática. Portanto, o problema RWA envolve duas partes que podem ser resolvidas simultaneamente o que já foi bastante pesquisado ou separadamente que será objetivo deste trabalho. A principal métrica empregada nos resultados é o diz respeito à probabilidade de bloqueio na rede. Para uma análise diferenciada dos estudos sobre o problema RWA, o experimento realizado neste trabalho foi sobre os algoritmos de alocação e comprimentos de onda, onde empregou-se como métrica, não apenas a probabilidade de bloqueio, mas também a vazão da rede (*throughput*).

1.2 METODOLOGIA

Utilizou-se como metodologia para definição do tema da dissertação uma análise dos trabalhos já realizados sobre o problema RWA. A estratégia adotada no estudo foi utilizar técnicas de avaliação de desempenho de sistemas computacionais e, por meio de algumas características, como: maior flexibilidade, facilidade de utilização, custo relativamente baixo e vasta coleção de software.

Foi considerado o efeito da quantidade de comprimentos de onda por fibra óptica, a quantidade de fibras ópticas e o uso de conversores de comprimento de onda no desempenho da rede. A simulação foi escrita na linguagem de programação C++, para fins de eficiência e portabilidade, utilizando algoritmos conhecidos na literatura.

Para o cenário da simulação e considerando o componente da próxima geração da Internet, foi escolhido o protocolo IP (*Internet Protocol*) baseado em redes ópticas WDM *Wavelength Division Multiplexing* (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002).

1.3 ASPECTOS GERAIS

A tecnologia óptica WDM (Multiplexação por Divisão de Comprimento de Onda, do inglês *Wavelength Division Multiplexing*) está sendo estudada como uma tecnologia candidata e apropriada para os ambientes futuros de rede de longa distância WAN (do inglês *Wide Area Network*), devido ao seu potencial de trabalhar com demandas elevadas de tráfego, levando-se em consideração a largura de banda disponível.

Utilizava-se a tecnologia WDM ponto a ponto na 1ª geração dos sistemas IP/WDM, onde uma enorme banda-passante entre os roteadores de IPs adjacente era disponibilizada. Tipicamente, transmissões SONET (do inglês *Synchronous Optical Networks*), ou SDH (do inglês *Synchronous Digital Hierarchy*) sistema empregado não só na América do Norte, mas em todos os países europeus e também no Brasil (KEISER, 1999). Segundo Jonh (2002) os pacotes IP são encapsulados nos frames do SDH/SONET usando um esquema “Pacotes-sobre-SDH/SONET”.

Os canais WDM passaram a ser roteados na rede através de *crossconnect* ópticos. Na 2ª geração dos sistemas IP/WDM permitiu-se uma utilização mais eficiente da banda-passante e uma melhor interface de uso com os roteadores IP. Nesse sistema, os esquemas de proteção e restauração são feitos diretamente na camada óptica, eliminando a necessidade da camada intermediária SDH/SONET (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002).

Os estudos apontam para os sistemas IP/WDM de 3ª geração. Nesses sistemas, os pacotes IP são diretamente transportados e comutados por comutadores de pacotes WDM, permitindo granularidades muito mais finas através da multiplexação do tráfego nos seus respectivos canais de comprimento de onda (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002).

1.4 OBJETIVOS

O objetivo deste trabalho é realizar uma análise de desempenho dos algoritmos de alocação de comprimento de onda. O problema RWA possui duas etapas, a seleção de rota e a alocação de comprimentos de onda que normalmente são estudadas conjuntamente. Para as redes ópticas, a exemplo das redes elétricas, necessitam que uma rota seja estabelecida entre um par de nós (origem-destino) quando do estabelecimento de uma conexão. Entretanto, enquanto para as redes elétricas a questão do roteamento se encerra ao se estabelecer a rota, na rede óptica começa uma segunda ação que é essencial no funcionamento do sistema: a alocação de um comprimento de onda para a rota estabelecida.

Neste trabalho considera-se como objetivo específico que a alocação de comprimentos de onda se sobrepõe, em importância, à ação de roteamento em redes ópticas. Essa percepção ocorre quando se analisa o problema RWA a partir do critério clássico usado no estabelecimento de uma rota: a escolha do caminho mais curto entre a origem e o destino. Apesar da identificação de um caminho mais curto, isso não garante, em redes ópticas, que ele será o utilizado, pois é necessário que haja para aquele caminho, um comprimento de onda adequado.

1.5 ORGANIZAÇÃO DA DISSERTAÇÃO

Esta dissertação possui cinco capítulos: No capítulo 1, descreve-se os motivos para escolha sobre o tema, levando em consideração os avanços tecnológicos nas redes de telecomunicações e, conseqüentemente, nas redes ópticas. No capítulo 2, apresenta-se as redes de comunicação, suas arquiteturas, comutação de circuitos, comutação de pacotes, as redes ópticas, técnicas de multiplexação, a camada e a comutação óptica. No capítulo 3, apresenta-se as redes ópticas WDM, a evolução das redes ópticas (WDM ponto-a-ponto, multiplexação por comprimento de onda e conversão de comprimentos de onda) e os algoritmos de roteamento e alocação de comprimentos de onda. No capítulo 4, apresenta a avaliação de desempenho de algoritmos RWA, o cenário da simulação, além dos resultados

obtidos. No capítulo 5, apresenta-se as conclusões, contribuições e sugestões para trabalhos futuros.

1.6 PUBLICAÇÕES

Durante as pesquisas para o desenvolvimento desta dissertação alguns resultados intermediários foram obtidos e publicados em periódico internacional, sendo o mais relevante:

Periodic	IJCSNS International Journal of Computer Science and Network Security
Title	Performance Evaluation of Algorithms for Wavelength Assignment in Optical WDM Networks
Author	Paulo H. G. Bezerra, Afonso J. F. Cardoso, Carlos R. L. Frances
Citation	Vol. 10 No. 1 pp. 130-136
Abstract	This paper evaluates the performance of three algorithms for allocating wavelength optical networks WDM (Wavelength Division Multiplexing) and they are: first-fit, least-used e most-used. The objective of the experiment was to simulate the performance of allocation algorithms on relevant aspects: throughput and blocking probability. To this end, a series of measurements were performed using a simulation tool for networks WDM called OWNS (Optical WDM Network Simulator) to perform an analysis of the problem RWA (Routing and Wavelength Assignment) based on the algorithms studied in this article. The results of the experiments back in a different analysis where the allocation of wavelengths where overlaps in importance to routing.
Keywords	Wavelength Division Multiplexing, Routing and Wavelength Assignment, Optical Network
URL	http://paper.ijcsns.org/07_book/201001/20100118.pdf

Este artigo se relaciona diretamente com a dissertação devido utilizar o mesmo estudo de caso e sob o olhar técnico dos revisores, obteve boas indicações nas avaliações submetidas.

2 REDES DE COMUNICAÇÃO

Pode-se considerar as redes de comunicação como sendo um ambiente em que um conjunto de dispositivos, enlaces de comunicação, pessoas e equipamentos trocam informações. Quando se faz referência às redes de comunicação, uma das primeiras a ser citada é a rede telefônica que, inicialmente, servia apenas para transmissão de voz. As redes de comunicação suportam a cada dia as transformações tecnológicas as quais permitem transportar uma variedade de informações de diversos formatos entre dois pontos quaisquer no ambiente de rede.

As tecnologias de redes têm evoluído rápido nos aspectos de confiabilidade, alcance, métodos de compartilhamento do meio e, principalmente, na capacidade de transmissão. Essa evolução foi impulsionada pela utilização de fibra óptica que influenciou diretamente nos conceitos dos tipos de rede: redes locais (*local area network*, ou LAN), redes metropolitanas (*metropolitan area network*, ou MAN) e redes geograficamente distribuídas (*wide area network*, ou WAN).

Um dos fatores que impulsionou o crescimento das redes de telecomunicações é a alta capacidade de transmissão das redes ópticas, capaz de transportar aplicações com as mais diversas velocidades e com alta disponibilidade como vídeos, dados e voz.

2.1 ARQUITETURA DAS REDES DE TELECOMUNICAÇÕES

O desenvolvimento do projeto de uma rede sempre foi uma atividade extremamente complexa, devido ao fato de cada fabricante produzir seus equipamentos e programas sem qualquer preocupação de compatibilidade com produtos de outros fabricantes. Eram as arquiteturas proprietárias.

Com o tempo e com o aumento de sua utilização, essas arquiteturas começaram a evoluir para uma forma mais estruturada: uma rede deveria ser trabalhada como um conjunto de camadas hierárquicas em que cada uma seria construída pelas funções e serviços

oferecidos pelas camadas inferiores. Essas camadas se ligariam através de interfaces e cada camada deveria ser pensada como programas ou processos de comunicação com a camada correspondente, implementados via hardware ou software. Esses programas ou processos de comunicação constituem o protocolo da camada. Portanto, a arquitetura da rede é constituída de uma pilha de camadas de interfaces e de protocolos (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002).

Pode-se imaginar a complexidade das camadas, interfaces e protocolos da arquitetura de uma rede de telecomunicações, quando se analisa a localização de nós em redes de telecomunicações continentais ilustrada na figura 2.1, em que enlaces submarinos de fibras ópticas interligam as Américas e a Europa através por meio de uma rede do tipo *single-hop* (um comprimento de onda ao longo de um caminho de luz). Essa arquitetura se justifica para redes com poucos enlaces, porque no caso *multi-hop* (mais que um comprimento de onda ao longo de um caminho de luz) as melhorias proporcionadas seriam pouco expressivas frente ao aumento de custo causado pela utilização de conversores de comprimentos de onda de elevado custo.

- 1-NYC (Nova York) 2-LAN (Los Angeles) 3- MIA (Miami) 4-FOR (Fortaleza)
5-LIS (Lisboa) 6-PAR (París) 7-LON (Londres)

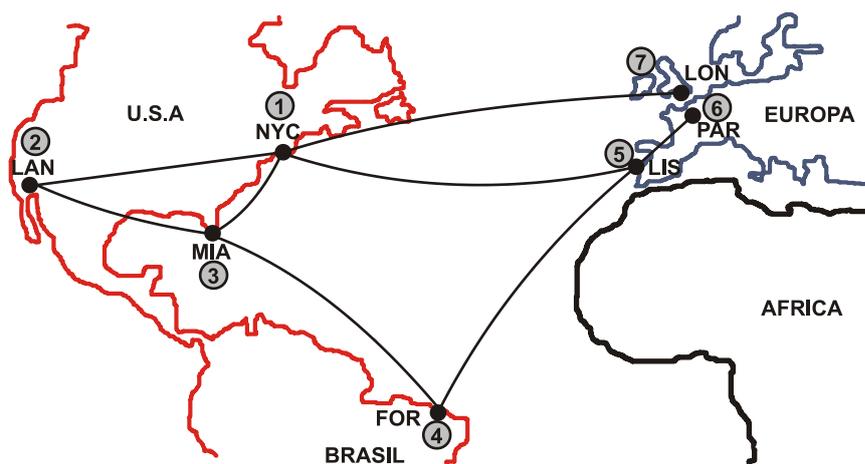


Figura 2.1 – Localização dos nós de uma rede óptica transoceânica em malha.

Fonte: Adaptada de Silva (2001, p. 55).

2.2. TRANSMISSÃO DE DADOS

As redes de comunicação utilizam a comutação para alocar os recursos da rede para possibilitar a transmissão de dados pelos diversos caminhos. Em um conjunto de redes, unidades de dados devem ser ativadas através de vários dispositivos intermediários até que sejam entregues ao seu destino. Dois métodos contrastantes de comutação de dados são comumente utilizados: comutação de circuitos e comutação de pacotes. Ambos são usados de alguma forma nos protocolos de uso comum, como veremos a seguir.

2.2.1 Comutação de Circuitos

Em uma rede chaveada ou comutada por circuitos, segundo (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002) um circuito físico dedicado é estabelecido entre os nós de origem e destino antes de, efetivamente, ocorrer a transmissão dos dados, e esse circuito permanece disponível até que se encerre a transmissão, quando será liberado para outra transmissão. Mesmo que nada esteja sendo transmitido durante algum momento, o circuito permanecerá disponível e não poderá ser usado por outra transmissão. Há um compartilhamento de meios físicos, porém em tempos diferentes. Fases: estabelecimento do circuito, transferência de informação e desconexão do circuito. Todavia, o mesmo autor (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002, p. 6) ressalta que na figura 2.2

[...] quando dois dispositivos negociam o início de um diálogo, é estabelecido um caminho, chamado de circuito, através da rede, juntamente com uma largura de banda dedicada através do circuito. Depois de estabelecer o circuito, todos os dados para o fluxo do diálogo serão através desse circuito, como ilustra a figura a seguir:

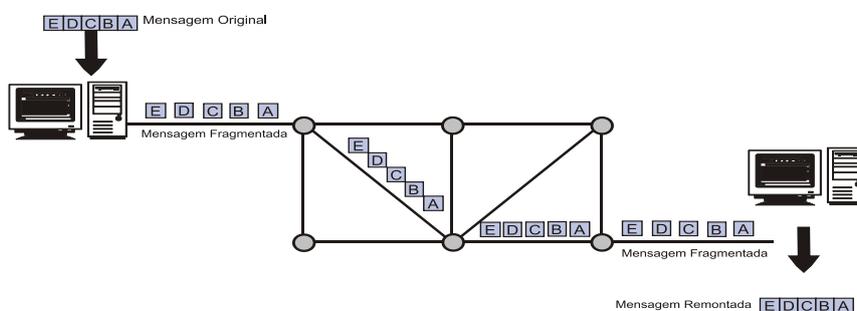


Figura 2.2 – Comutação por circuito.

Fonte: Do Autor.

A principal desvantagem da comutação de circuitos é que, quando a comunicação ocorre em menos do que a capacidade do circuito atribuído, largura de banda é desperdiçada. Além disso, dispositivos de comunicação não podem tirar vantagem de outros caminhos menos movimentados através da rede, a menos que o circuito seja reconfigurado.

A comutação de circuitos não significa necessariamente que um caminho físico contínuo existe para o uso exclusivo do circuito. O fluxo de mensagem pode ser compartilhado no mesmo meio físico com outros fluxos de mensagens em um circuito de banda larga. De fato, a partilha dos meios de comunicação é o caso mais provável de telecomunicações modernas. O aparecimento dos dispositivos finais (roteadores e/ou switch), é que a rede tem uma configuração de circuito dedicada à sua utilização.

Estes dispositivos se beneficiam enormemente de comutação de circuitos. Desde que o caminho seja pré-estabelecido, os dados viajam através da rede com pouco processamento em trânsito. E, por haver a sequência de várias viagens através do mesmo caminho, os segmentos de mensagens chegam em ordem e um pouco de esforço é necessário para reconstruir a mensagem original.

2.2.2 Comutação de Pacotes

Nesse tipo de comutação, também segundo (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002) as informações a serem transmitidas são divididas em pacotes com tamanhos padronizados. Também não exige qualquer configuração antecipada. Cada pacote recebe o endereço do nó de destino e um número sequencial. Todavia, o mesmo autor (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002, p. 7) ressalta que na figura 2.3

[...] assim, cada pacote é transmitido para o nó que estiver disponível, onde será armazenado temporariamente e depois transmitido novamente, podendo seguir caminhos distintos dos outros pacotes da mesma mensagem, até atingir o nó receptor final, onde poderá até chegar fora de ordem, que será remontado, como ilustra a figura a seguir:

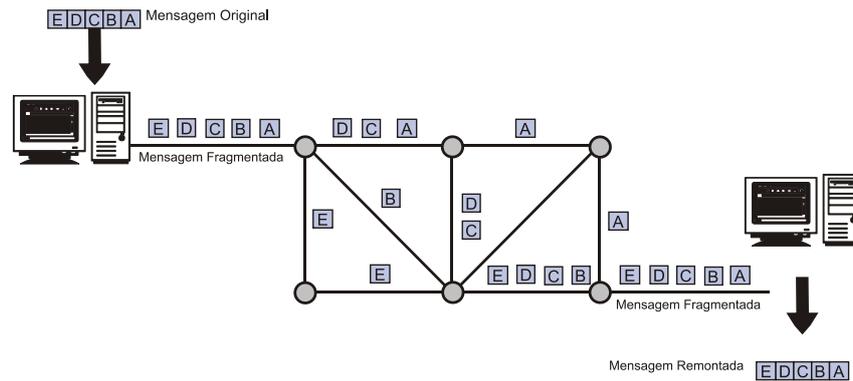


Figura 2.3 – Comutação por pacotes.

Fonte: Do Autor.

É possível haver retardo na entrega da mensagem, mas a quebra em pacotes permite a transmissão simultânea dos mesmos por caminhos diferentes, o que diminui o possível retardo. É também mais eficiente do que a comutação por circuitos na economia de largura de banda, que não precisará ficar reservada, mesmo que subutilizada, até o final da transmissão. Essa forma de transmissão utiliza apenas a largura de banda efetivamente necessária para cada momento da transmissão.

A comutação de pacotes tem uma abordagem diferente e geralmente mais eficiente para troca de dados através de redes. No dispositivo de recepção, os pacotes são reagrupados para reconstruir a mensagem completa. As mensagens são divididas em pacotes para garantir que as mensagens grandes não monopolizem a rede. Pacotes a partir de várias mensagens podem ser multiplexados através do canal de comunicação. Assim, a comutação de pacotes permite que dispositivos compartilhem a largura de banda total da rede de forma eficiente.

2.3 REDES ÓPTICAS

Têm-se observado um crescimento exponencial na capacidade de transporte de dados nas fibras ópticas, podendo-se atualmente ultrapassar a marca de bilhões de bits transmitidos por segundo.

A capacidade de transmissão advinda da largura de banda disponível possibilitou o aumento do tráfego injetado na rede, bem como o crescimento da demanda e diversificação dos serviços de comunicação, que podem ser caracterizadas por três grandes frentes: a explosão da Internet e do conseqüente protocolo IP para interligação de máquinas, a proliferação das redes privadas virtuais VPN (*Virtual Private Network*) e, mais recentemente, o uso de aplicações como HDTV, vídeoconferência e telefonia IP (WALDMAN; YACOUB, 2003).

Ao longo dos anos, a banda consumida por esses serviços ultrapassou as expectativas e, a cada dia, distancia-se mais dos serviços TDM (*Time Division Multiplexing*) convencionais (voz e linhas dedicadas).

No entanto, a velocidade na qual é possível processar sinais eletronicamente, em equipamentos comerciais, é bastante limitada se comparada com a enorme banda provida pelos meios de comunicação ópticos. Essa grande diferença entre a velocidade de transmissão óptica e processamento eletrônico resulta em um gargalo na rede, comumente denominado gargalo eletrônico (*eletronic bottleneck*) (ASSIS; GIOZZA; WALDMAN, 2007).

Esse gargalo é evidenciado por fatores tais, como o aumento no consumo dos discos de armazenamento nas interfaces de entrada dos roteadores, congestionamentos na rede, pela carga de processamento nas unidades centrais do mesmo e pelo descarte de informações de usuários ao longo do transporte na rede. Resulta então, no nível de usuário e do provedor dos serviços de comunicação, em um tempo maior de ocupação do canal de comunicação e em um pior compartilhamento dos recursos (que diminui o número de usuários simultâneos da rede) restringindo, assim, a escalabilidade da rede (MEDINA, 2002).

No nível de aplicação, resulta no que se chama probabilidade de bloqueio (*blocking probability*), ou simplesmente descarte/perda da informação transmitida, e, principalmente, no aumento do tempo de transporte fim-a-fim das informações (atraso). Um outro fator que cabe ressaltar é que todas as facilidades providas pelo domínio óptico ainda não são totalmente exploradas nos sistemas de comunicação convencionais.

Isso porque ainda não há implementações que permitam manipular dados, efetuar comutação e roteamento exclusivamente no domínio óptico; portanto é inevitável a passagem para o domínio eletrônico em vários pontos da rota, através de multiplexação (técnica empregada para permitir que várias fontes de informação compartilhem um mesmo sistema de transmissão). Essas transições acabam reduzindo a vazão média (throughput) de transmissão, uma vez que a capacidade de processamento eletrônico é inferior à taxa de transmissão suportada pelos sistemas ópticos (PIRES, 2005).

Com a evolução da tecnologia de transmissão óptica, motivada principalmente pela disponibilidade de banda suportada pelos meios ópticos e pela demanda de aplicações de banda larga (*broadband services*), os sistemas de comunicação totalmente ópticos sobrepujaram a limitação de vazão imposta pelo processamento eletrônico.

2.3.1 Técnicas de Multiplexação

As redes locais em geral, operaram no modo de banda base, o que significa que um dado é levado em um sinal de dados único. Os vários dispositivos devem se revezar com o meio. Isso geralmente é uma abordagem viável para a LAN, porque oferece alto desempenho a baixo custo.

Para as redes de longa distância, os meios de comunicação de dados são caros para instalar e manter, e seria ineficaz se cada caminho da mídia pudesse suportar apenas um único fluxo de dados. As WANs, de acordo com (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002, p. 12), “[...] tendem a usar meios de comunicação de banda larga, que podem suportar dois ou mais fluxos de dados”. Para permitir que muitos fluxos de dados possam compartilhar uma alta média de banda, uma técnica chamada de multiplexação é empregada, como veremos na figura a seguir:

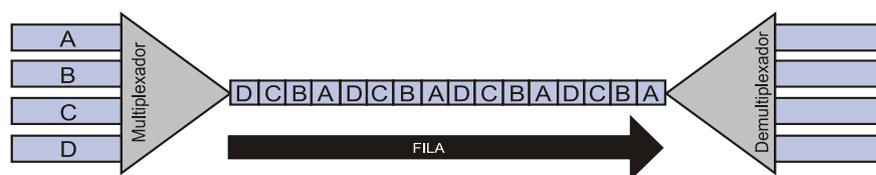


Figura 2.4 – Multiplexação TDM.

Fonte: Do Autor.

Na figura 2.4, os sinais para transporte no meio de comunicação são divididos em períodos de tempo, com um intervalo de tempo atribuído a cada sinal, por uma técnica chamada TDM (Multiplexação por Divisão de Tempo, do inglês *Time Division Multiplexing*), onde o envio e recebimento de dispositivos são sincronizados para reconhecer os *slots* ao mesmo tempo. O receptor pode identificar cada fluxo de dados e recriar os sinais originais. O dispositivo de envio, que coloca os dados em intervalos de tempo, é chamado multiplexador ou *mux*. O dispositivo receptor é chamado de demultiplexador ou *demux*.

Outra técnica de multiplexação também muito conhecida, de acordo com (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002, p. 13), “[...] é *Wavelength Division Multiplexing*, ou WDM, similar à técnica *Frequency Division Multiplexing*, ou FDM. A tecnologia WDM multiplexa vários sinais ópticos em um sinal composto que é transportado ao longo de uma única fibra”, como ilustra a figura a seguir:

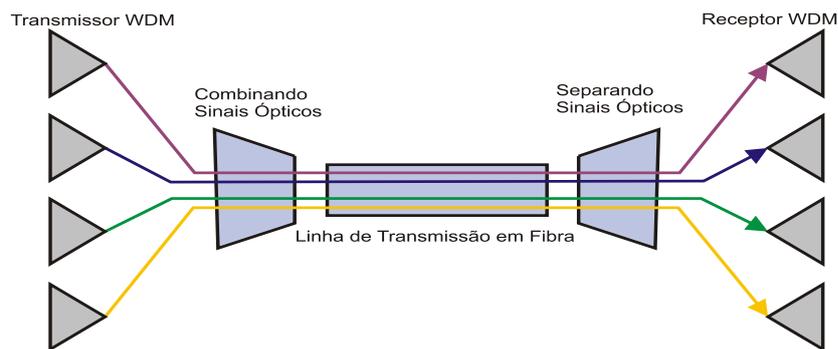


Figura 2.5 – Multiplexação WDM.

Fonte: Do Autor.

O sinal é então demultiplexado no final da transmissão do lado do receptor e cada um dos sinais (comprimento de onda óptico) é recuperado.

2.4 REDES ÓPTICAS DE SEGUNDA GERAÇÃO

Redes ópticas baseadas em comutação e roteamento estão sendo implantadas. A arquitetura de uma rede é ilustrada na figura 2.6, a qual denomina-se rede WDM (Multiplexação por Divisão de Comprimento de Onda, do inglês *Wavelength Division Multiplexing*).

A rede disponibiliza aos seus usuários *lightpaths*, assim como terminais SDH/SONET ou um roteador IP. Conexões com *lightpaths* ópticos são realizadas fim a fim de um nó origem para um nó de destino ao longo de um comprimento de onda em cada elo intermediário. Em nós intermediários da rede, os *lightpaths* são encaminhados e roteados de um *link* para outro *link*. Em alguns casos, o *lightpaths* pode ser convertido a partir de um comprimento de onda para outro comprimento de onda, ao longo de seu percurso. *Lightpaths* diferentes na rede com comprimento de onda roteados podem usar o mesmo comprimento de onda, desde que não compartilhem nenhum *link* comum. Isso permite que o mesmo comprimento de onda possa ser reutilizado especialmente em diferentes partes da rede.

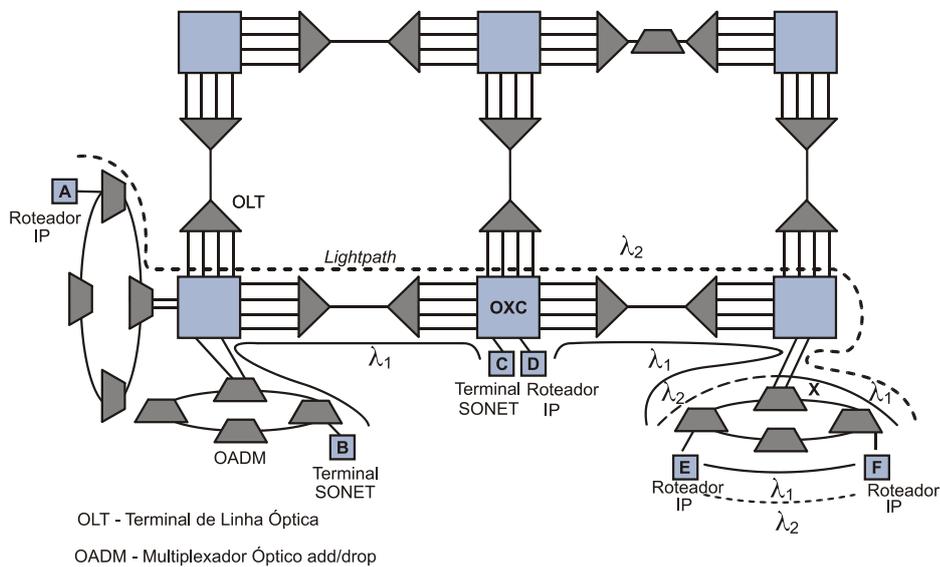


Figura 2.6 – Rede WDM.

Fonte: Adaptada de Ramaswami e Silvarajan (2002, p. 16).

Por exemplo, a figura 2.6 ilustra seis *lightpaths*. O caminho óptico entre B e C, o caminho óptico entre D e E, e um dos *lightpaths* entre E e F não compartilham quaisquer links na rede e podem ser configurados usando o mesmo comprimento de onda λ_1 . Ao mesmo tempo, o *lightpath* entre A e F possui um vínculo com o *lightpath* entre B e C, e deve, portanto, usar um comprimento de onda diferente. Da mesma forma, para os dois *lightpaths* entre E e F devem ser atribuídos a diferentes comprimentos de onda. Note-se que esses *lightpaths* usam o mesmo comprimento de onda em cada *link* em seu caminho. Essa é uma restrição a ser enfrentada se não houver capacidade de realizar a conversão de comprimento de onda dentro da rede.

Considerando apenas dois comprimentos de onda disponíveis na rede e a necessidade de criar um novo caminho óptico entre os nós E e F, sem conversão de comprimento de onda, não seria possível criar esse caminho óptico. Por outro lado, se o nó intermediário X é capaz de realizar a conversão de comprimento de onda, então pode-se configurar esse caminho óptico usando o comprimento de onda λ_2 no *link* EX e o comprimento de onda λ_1 no *link* XF. (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002).

Os principais elementos de rede habilitados são terminais de linha óptica (OLTs), óptico **add/drop** multiplexado (OADMs), e ópticos *crossconnects* (OXC), como também ilustra a figura 2.6, onde temos um multiplexador OLT de múltiplos comprimentos de onda em uma única fibra e o demultiplexador de comprimentos de onda em uma única fibra separado por várias fibras. OLTs são utilizados nas extremidades do *link* WDM ponto-a-ponto (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002).

Um OADM leva sinais a vários comprimentos de onda e, seletivamente, acrescenta comprimentos de onda para o sinal composto de saída. Um OADM tem duas linhas de portas em que os sinais WDM estão compostos e presentes, e um número de portas locais onde os comprimentos de onda individuais são retidos (*dropped*) e inseridos (*added*). Um OXC, executa uma função semelhante, mas em tamanhos muito maiores. OXCs têm um grande número de portas (que variam em algumas dezenas) e são capazes de mudar comprimentos de onda de uma porta de entrada para outra. Ambos OADMs e OXCs podem incorporar recursos de conversão de comprimento de onda (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002).

Redes ópticas baseadas na arquitetura descrita acima já estão sendo implantadas. OLTs têm sido amplamente utilizados para aplicações com *links* ponto-a-ponto. OADMs agora são usados em redes de longa distância. OXCs estão sendo implantados, primeiro em redes de longa distância, devido à maior capacidade dessas redes (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002).

2.5 A CAMADA ÓPTICA DE SEGUNDA GERAÇÃO

As camadas em redes ópticas de segunda geração podem ser definidas de acordo com a divisão de camadas da arquitetura de uma rede de transporte. De acordo com o ITU-T (União Internacional de Telecomunicações, do inglês *International Telecommunications Union*). Transporte é um processo de transferência de informações entre pontos de diferentes localizações e, também de acordo com o ITU-T, a rede consiste em entidades que, juntas, provêm os serviços de comunicações. Logo, rede de transporte pode ser definida como os recursos funcionais da rede que transportam informações de usuários entre as localizações.

De acordo com (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002, p. 19), “ [...] uma rede totalmente óptica pode ser vista consistindo de duas camadas, uma camada de rede do meio físico, também conhecida como topologia física e uma camada logo acima, chamada de camada óptica de rede, também conhecida como topologia virtual”.

Essa camada óptica fornece *lightpaths* a uma variedade de camadas clientes, como ilustra a figura 2.7. Exemplos de camadas clientes residentes acima de uma camada de segunda geração de redes ópticas incluem IP, ATM e SONET/SDH, bem como outros protocolos possíveis, tais como *Gigabit Ethernet* (Tecnologia de rede do padrão Ethernet cuja velocidade de transmissão é de até 1 Gbps), ESCON (conexão serial que utiliza um protocolo para interligar computadores a dispositivos de armazenamento com outros computadores), ou *Fibre Channel* (que executa a mesma função que ESCON, a velocidades mais elevadas). Quando a segunda geração de redes ópticas evoluir, ela pode fornecer outros serviços e interfaces diretamente ligadas as aplicações dos usuários, como ilustra a figura a seguir:

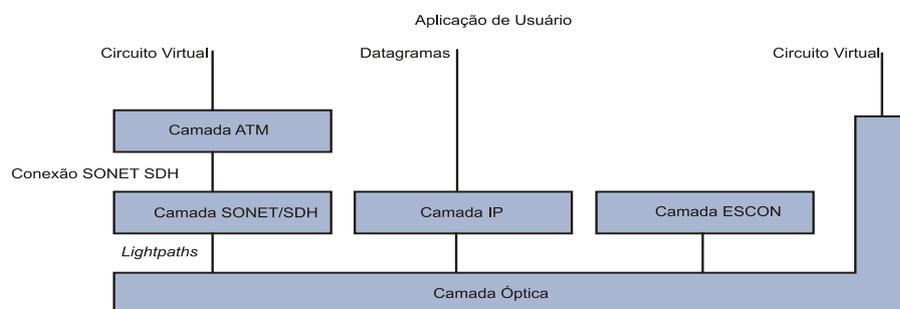


Figura 2.7 – Arquitetura de Camadas da Tecnologia WDM.

Fonte: Ramaswami e Silvarajan (2002, p. 21).

O conjunto de “*lightpaths*” constitui a camada óptica (topologia virtual). A camada óptica fornece independência ao cliente ou transparência do protocolo no serviço de chaveamento de circuito para uma variedade de clientes que constituem a camada cliente como ilustra a figura a seguir:

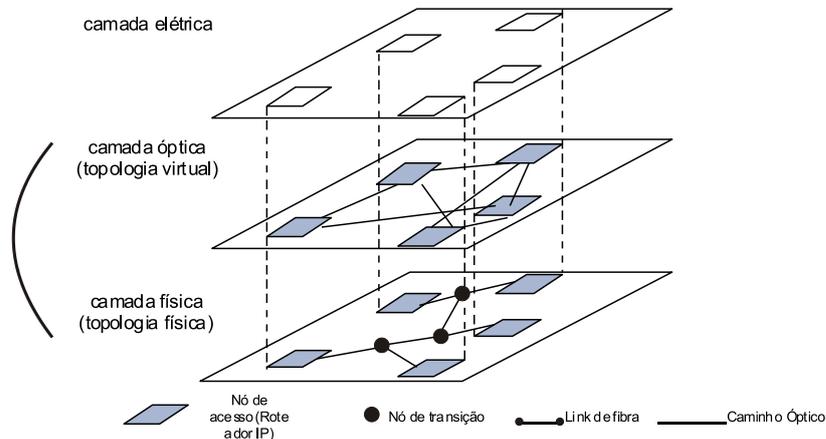


Figura 2.8 – Camadas de uma rede óptica.

Fonte: Assis (2003, p. 4).

As funções desempenhadas pela camada óptica são, em muitos aspectos, semelhantes às realizadas pela camada SONET. A camada de multiplexadores ópticos permite que *lightpaths* individuais sejam extraídos de forma eficiente a partir do sinal *multiplex* composto em nós da rede. A figura 2.9 ilustra uma hierarquia típica de rede em camadas, com destaque para a camada óptica. A camada óptica fornece *lightpaths* que são usados por SONET e elementos de rede IP.

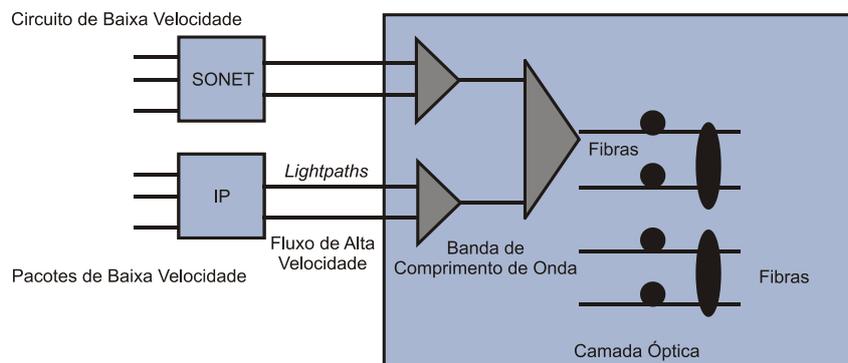


Figura 2.9 – Hierarquia de multiplexação em camadas.

Fonte: Adaptada de Ramaswami e Silvarajan (2002, p. 23).

A camada multiplex SONET tem baixa velocidade por circuitos comutados e elevados fluxos de alta velocidade que são, então, reconstituídas nos *lightpaths*. A camada IP executa a multiplexação estatística de comutação de pacotes em fluxos elevados, fluxos de alta velocidade, que também são transitados nos *lightpaths*. Dentro da camada óptica em si há uma hierarquia de multiplexação. Os comprimentos de onda múltiplos ou *lightpaths* são combinados em bandas de comprimento de onda. As bandas são combinadas para produzir um sinal WDM em um composto de fibra. A rede pode incluir múltiplas fibras e feixes múltiplos, cada um possui identificação da fibras

2.6 COMUTAÇÃO DE PACOTES ÓPTICOS

O uso das técnicas de multiplexação por divisão de comprimento de onda em fibras ópticas deu origem, por sua vez, aos sistemas baseados em multiplexação óptica. Embora não constituam propriamente sistemas de comunicações com fibras ópticas, estão associados ao desenvolvimento das tecnologias correspondentes a outros tipos de sistemas ópticos.

A tecnologia de comutação totalmente óptica, de acordo com (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002, p. 26), “[...] tornou-se importante para o futuro das redes de altas velocidades. A alocação e reutilização de comprimentos de onda têm sido apresentadas como uma técnica promissora para tornar as redes ópticas mais flexíveis”.

Um pacote óptico ou nó de comutação é ilustrado na figura 2.10. A ideia é criar nós de comutação de pacotes com capacidades muito maiores do que se pode perceber com comutação de pacotes eletrônicos. Um determinado nó tem um pacote que entra, lê seu cabeçalho e redireciona para a porta de saída apropriada. O nó pode também impor um novo cabeçalho no pacote. É preciso também tratar de contenção para as portas de saída. Se os nós próximos dos pacotes em portas diferentes têm a necessidade de sair para as portas de saída, um dos pacotes deve ser protegida ou enviado em outra porta.

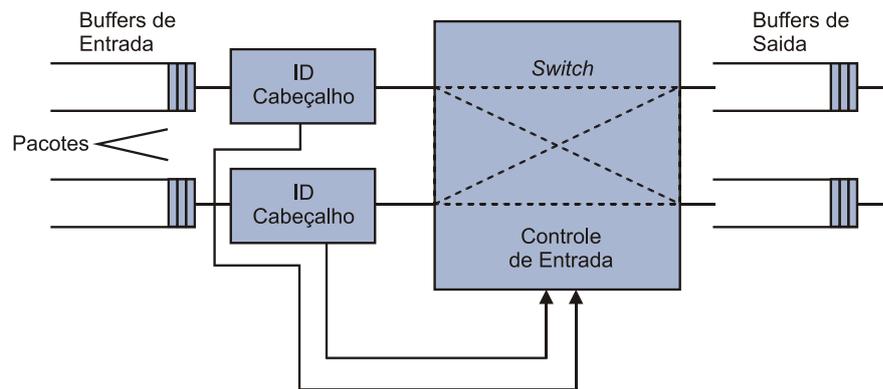


Figura 2.10 – Comutação de pacotes óptico.

Fonte: Adaptada de Ramaswami e Silvarajan (2002, p. 28).

A comutação de pacotes ópticos é o equivalente óptico da comutação de pacotes. Em cada switch, o cabeçalho é processado para tomar as decisões de comutação. O processamento do cabeçalho é feito eletronicamente e, durante esse período, há necessidade de realizar o armazenamento temporário da carga útil do pacote.

A questão do armazenamento temporário ainda é problemática. Uma das alternativas é fazer a conversão da carga útil do pacote para o domínio eletrônico. No entanto, isso trás diversas desvantagens, como o atraso e a dependência de esquemas de modulação. A alternativa óptica para realizar o armazenamento temporário do pacote é através de fibras de retardo (FDL – *Fibre Delay Line*). Deacordo com (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002, p. 27) “[...] o problema dessa fibra é que ela não permite o acesso randômico dentro que está armazenado, além de possuir alto custo de fabricação entre outros”.

3 REDES ÓPTICAS WDM

Atualmente, a internet vem desempenhando um papel fundamental para evolução de novas tecnologias e serviços através de aplicações, levando às redes de próxima geração, que serão capazes de suportar o tráfego heterogêneo composto de dados, voz e imagens, oferecendo uma qualidade exigida para cada aplicação.

A constante evolução da infraestrutura de redes (metropolitanas) para aplicações baseadas no protocolo IP, aliada aos recentes avanços na tecnologia de transmissão óptica, mais especificamente na multiplexação por comprimento de onda (*Wavelength Division Multiplexing*, ou WDM), vem fazendo com que esta seja vista como a solução para a crescente demanda por serviços de banda larga e a conseqüente escassez de capacidade de transmissão de dados.

3.1 EVOLUÇÃO DAS REDES ÓPTICAS WDM

A tecnologia óptica WDM (Multiplexação por Divisão de Comprimento de Onda, do inglês *Wavelength Division Multiplexing*) que usa múltiplos lasers para transmitir muitos comprimentos de onda de luz simultaneamente, multiplexando os sinais em uma única fibra ótica. Ou seja, no WDM cada sinal transporta informações em diferentes comprimentos de onda, que são combinados e transportados através da mesma fibra, utilizando a largura de banda da fibra de uma maneira mais completa. Cada sinal pode ser composto por diferentes fontes de dados (texto, voz, vídeo, etc.) e viaja dentro do seu próprio comprimento de onda. A tecnologia WDM carrega os sinais independentemente dos outros, isto significa que cada canal tem sua própria banda dedicada.

3.1.1 Link Ponto-a-Ponto WDM

Os *links* ponto-a-ponto WDM, a exemplo do que é ilustrado na figura 3.1, estão sendo implantados por diversas empresas de telecomunicações, devido à crescente demanda por largura de banda de comunicação. A capacidade da fibra em um *link* $A \rightarrow B$ é incrementado no que diz respeito à relação ao número de canais de comprimento de onda utilizado. Esses *links* possuem custos mais elevados, quando a demanda excede a capacidade das fibras existentes, em comparação com a instalação de nova fibra. O WDM *mux/demux* (multiplexador/demultiplexador) em ligações ponto-a-ponto com 64 canais é correntemente disponível (MUKHERJEE, 2000 apud MURTHY; GURUSAMY, 2002).

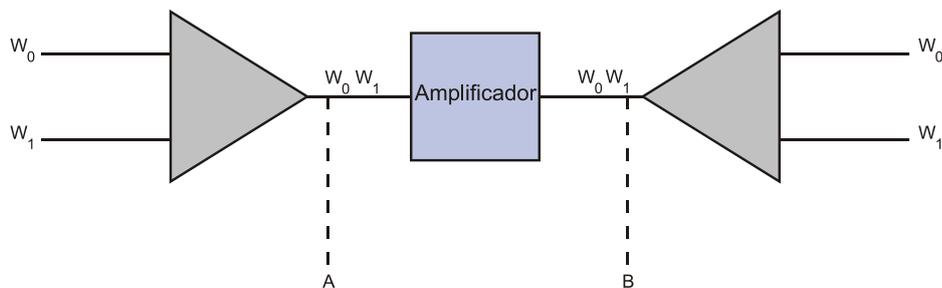


Figura 3.1 – Link ponto-a-ponto WDM.

Fonte: Adaptada de Murthy e Gurusamy (2002, p. 11).

3.1.2 Multiplexação de Comprimento de Onda

Enquanto nos *links* ponto-a-ponto WDM, se pode fazer transmissões que exigem transmitir grande capacidade entre dois pontos ou terminais que podem chegar entre 300 a 600 km, em muitas redes, é necessário deixar algum tráfego em pontos intermédios ao longo da rota, até o ponto final. Usando um comprimento de onda *add/drop* multiplexado (WADM), que pode ser "inserido" em um *link* de fibra, como ilustra a figura 3.2, pode-se fazer o *add/drop* do tráfego necessários (comprimentos de onda) no local WADM (MURTHY; GURUSAMY, 2002).

O WADM pode ser realizado por meio de um demultiplexador, 2 x 2 *switches* (um *switch* por comprimento de onda) e multiplexador. Se o *switch* de 2 x 2 (S1 na figura 3.2) está no estado "*bar*" (estado em que não é necessário fazer a conversão de comprimento de onda), então o sinal no comprimento de onda correspondente passa através do WADM. Se o *switches* (S0 na figura 3.2) está em estado "*cross*" (estado em que há necessidade de conversão de comprimento de onda), então o sinal no comprimento de onda correspondente é "*dropped*" no local, e outro sinal pode ser "*added*" para o mesmo comprimento de onda nesta localidade WADM (MURTHY; GURUSAMY, 2002).

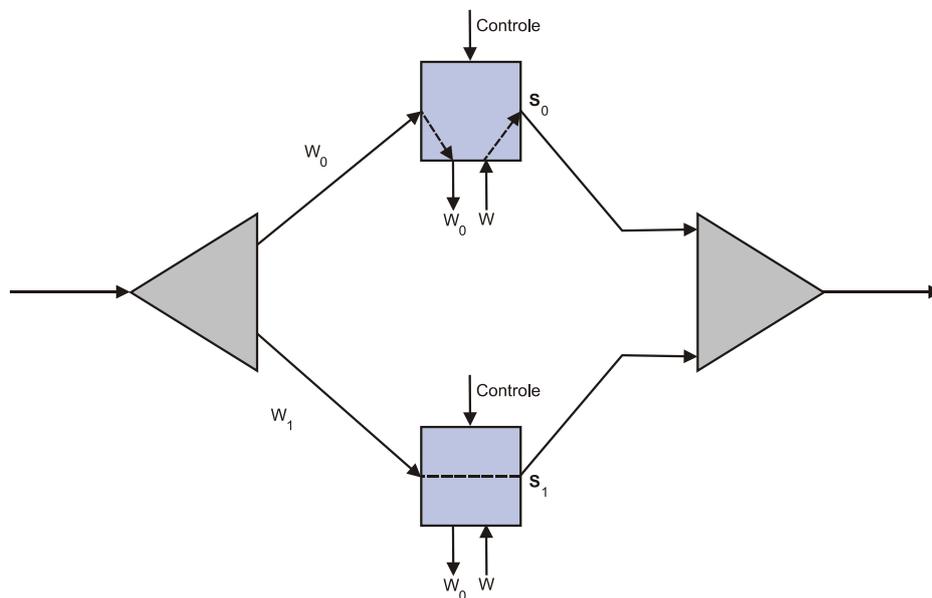


Figura 3.2 – Multiplexação de comprimento de onda add/drop.

Fonte: Adaptada de Murthy e Gurusamy (2002, p. 12).

3.1.3 Comprimento de Onda Crossconnect

Para construir uma rede óptica WDM flexível e multiponto, além de WADMs, precisa-se de outro elemento de rede óptica chamado de comprimento de onda *crossconnect*. Funcionalmente, o comprimento de onda WADM e o *crossconnect* são bastante semelhantes. Como diferença principal pode-se mencionar o número de entrada de fibras que precisam ser tratadas (ALFERNES et. al, 2000 apud MURTHY; GURUSAMY, 2002).

A função de cada elemento é fornecer, sob o controle da rede, a capacidade de conectar (*switch*) qualquer canal de entrada de comprimento de onda de fibra na entrada

(porta) para qualquer uma das fibras de saída (portas) em formato óptico ou na queda de um canal. O comprimento de onda *crossconnect* também é citado como um comprimento de onda seletivo *crossconnect* (WXC) ou *switch* de roteamento de comprimento de onda. A figura 3.3 ilustra um comprimento de onda *crossconnect* 2 x 2 que pode ser realizado por demultiplexador, switches ópticos e multiplexadores. Também pode-se notar que um WXC pode permitir a adição (*add*) ou supressão (*drop*) dos comprimentos de onda (MURTHY; GURUSAMY, 2002).

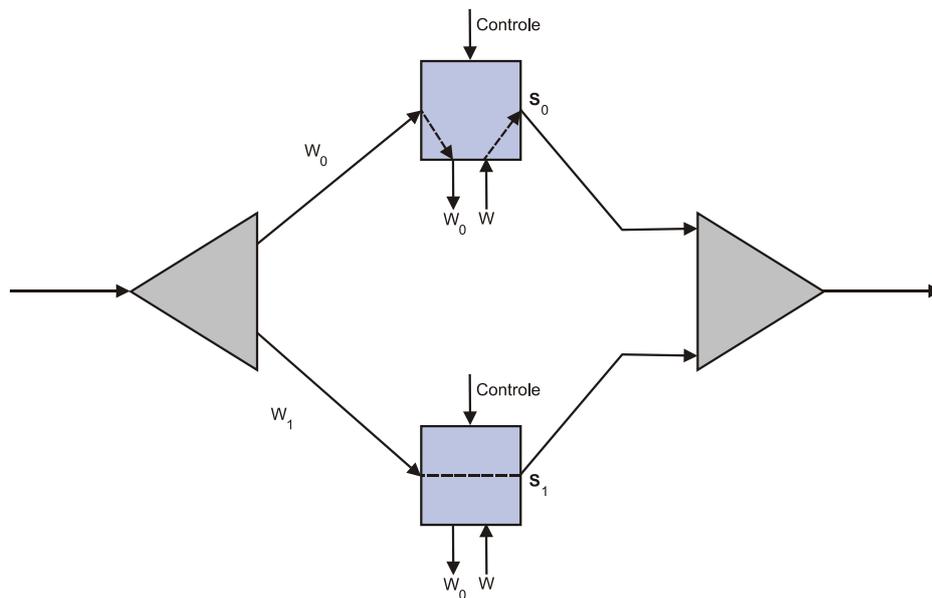


Figura 3.3 – Comprimento de onda *crossconnect*.

Fonte: Adaptada de Murthy e Gurusamy (2002, p. 13).

3.2 CONVERSÃO DE COMPRIMENTO DE ONDA

A rede de roteamento inteiramente óptica na figura 3.4, contém comprimentos de onda e dois comutadores OXCs (*Optical Cross Connects*) rotulados *Switch Óptico* (SO1) e *Switch Óptico* (SO2) e cinco estações de acesso (1, 2, 3, 4 e 5).

Para estabelecer um caminho de luz fim-a-fim, é necessário que o mesmo comprimento de onda seja alocado em todos os enlaces que formam o percurso. Esta

exigência é conhecida como restrição de continuidade do comprimento de onda (BANERJEE; MUKHERJEE, 1996).

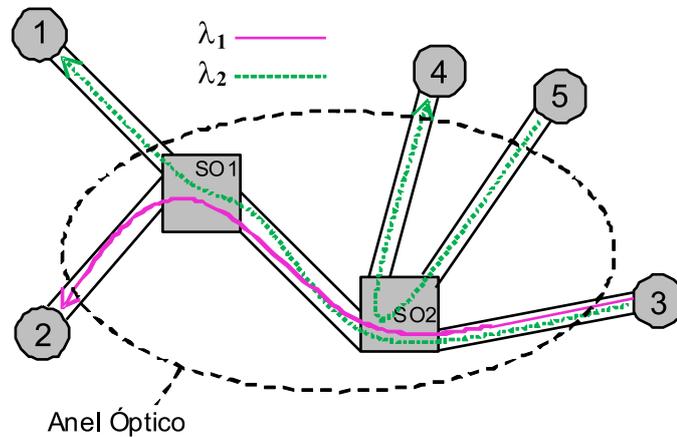


Figura 3.4 – Rede de roteamento inteiramente óptica.

Fonte: Bezerra, Cardoso e Francês (2010, p. 131).

Uma situação diferente da anterior é ilustrada na figura 3.5, onde dois caminhos de luz foram estabelecidos na rede: (i) entre o nó A e o nó B no comprimento de onda λ_1 , e (ii) entre o nó B e o nó C no comprimento de onda λ_2 . Admite-se, agora, a necessidade de configuração de um caminho de luz entre os nós A e C. Estabelecer tal caminho é impossível, mesmo que exista um comprimento de onda disponível em cada um dos enlaces entre os nós A e C. Isto se deve ao fato dos comprimentos de onda disponíveis em cada enlace serem diferentes.

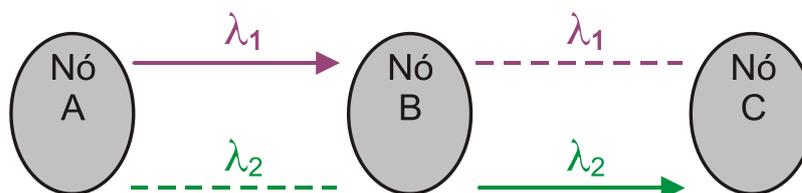


Figura 3.5 – Restrição de continuidade (sem conversor).

Fonte: Bezerra, Cardoso e Francês (2010, p. 131).

Havendo a possibilidade de converter os dados que chegam por um comprimento de onda para outro, em um nó intermediário, a restrição de continuidade estaria eliminada. Tal

técnica é atualmente realizável e denomina-se conversão de comprimento de onda (BANERJEE; MUKHERJEE, 1996).

Na figura 3.6, um conversor de comprimento de onda é empregado no nó B para converter os dados em λ_2 para λ_1 . Assim, o novo caminho de luz entre os nós A e C pode agora ser estabelecido. Para isso utiliza-se o comprimento de onda λ_2 no enlace entre os nós A e B, em seguida, λ_1 é utilizado para chegar ao nó C.

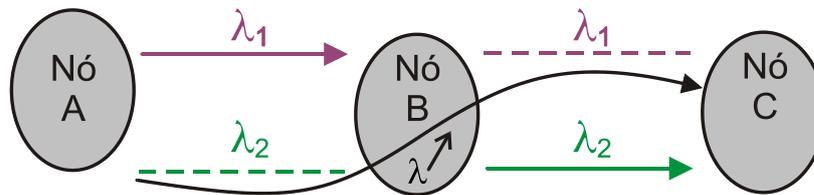


Figura 3.6 – Restrição de continuidade (com conversor).

Fonte: Bezerra, Cardoso e Francês (2010, p. 131).

Em redes com esse tipo de conversor, um único caminho de luz emprega diferentes comprimentos de onda ao longo dos enlaces do percurso. Com isso, a conversão de comprimentos de onda pode aumentar a eficiência da rede eliminando conflitos.

3.3 ROTEAMENTO E ALOCAÇÃO DE COMPRIMENTO DE ONDA (RWA)

O problema fundamental de controle nas redes ópticas WDM, segundo (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1995), está centrado no roteamento e na alocação de comprimentos de onda. O desempenho de uma rede não depende somente de seus recursos físicos (como OXCs, conversores, conexões de fibras, número de comprimentos de onda disponíveis, etc.) mas, especialmente, de como eles são gerenciados.

Uma característica marcante nas redes ópticas WDM é a forte conexão entre as funcionalidades de roteamento e a seleção do comprimento de onda, onde um canal óptico é estabelecido escolhendo-se uma rota através dos enlaces entre os nós de borda (do *backbone*

óptico) na origem e no destino, reservando-se um comprimento de onda específico em cada um desses enlaces para compor o canal óptico. Assim, ao se estabelecer uma conexão óptica deve-se tratar:

- I- O roteamento que escolhe uma rota apropriada; e,
- II- A alocação do comprimento de onda disponível.

O resultado é conhecido como o problema de roteamento e de alocação de comprimento de onda (RWA – *Routing and Wavelength Assignment*) (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1995). Isso é significativamente mais complexo do que o problema de roteamento tradicional em redes eletrônicas, pois existe a necessidade de maior processamento em cada nó (*hop*) que compõe a rota. Essa complexidade adicional advém do fato de que o roteamento e a alocação do comprimento de onda estão sujeitos às seguintes restrições (ZHOU; YUAN, 2002):

- ✓ Restrição da continuidade do comprimento de onda: um canal óptico deve usar o mesmo comprimento de onda em todos os enlaces ao longo de sua rota, desde o nó de borda na origem até o nó de borda no destino (exceto se os OXCs forem equipados com conversores de comprimento de onda, o que será discutido mais adiante); e,
- ✓ Restrição dos comprimentos de onda distintos: todos os canais ópticos que usam uma mesma conexão física (enlace de fibra) devem utilizar comprimentos de onda distintos.

Sempre que um roteador de comprimento de onda ou um OXC receber uma requisição de canal óptico, deve ser executado um algoritmo predefinido para selecionar a porta de saída e o comprimento de onda.

A seleção do comprimento de onda desempenha um papel fundamental na eficácia do algoritmo e, por conseguinte, na probabilidade de bloqueio total da rede. Uma vez que se deve encontrar uma rota para estabelecer o canal óptico e atribuir um comprimento de onda que

minimize a probabilidade de bloqueio (maximizando-se o *throughput* da rede), essa função é de primordial importância no projeto das redes totalmente ópticas.

O objetivo de um algoritmo RWA é conseguir o melhor desempenho possível, dentro dos limites impostos pelas restrições físicas. O problema de RWA pode ser implementado de diversas formas, cujas variações podem ser classificadas em duas grandes versões: o RWA estático, onde as exigências de tráfego são conhecidas antecipadamente e o RWA dinâmico, no qual a sequência de requisições dos canais ópticos surge de forma aleatória. O problema do RWA estático se faz presente ainda na fase de projeto e de planejamento da capacidade da rede óptica, e será discutido na próxima seção. De acordo com (ZHOU; YUAN, 2002), o problema do RWA dinâmico aparece durante a fase de operação da rede (em tempo real) e envolve o provisionamento dinâmico dos canais ópticos, assunto que será abordado na seção 3.3.2.

3.3.1 Roteamento Estático RWA

Para Zhou e Yuan (2002), o RWA estático é indicado quando os padrões de comportamento do tráfego na rede forem bem conhecidos antecipadamente e também se as variações neste tráfego ocorrerem em longos períodos de tempo. A maioria das técnicas para se estabelecerem os canais ópticos entre as sub-redes clientes é por formulação, resolvendo-se o problema de RWA estático. Consequentemente, o RWA estático é apropriado para o provisionamento de um conjunto de canais semipermanentes. Assumindo-se que esses canais ópticos tenham a tendência de permanecer por períodos de tempo relativamente longos, é de grande valia buscar uma otimização na maneira pela qual os recursos da rede (por exemplo, os enlaces e os comprimentos de onda) são atribuídos a cada conexão, mesmo que essa otimização possa exigir um esforço computacional considerável.

Ainda por Zhou e Yuan (2002), na busca por maior eficiência, os algoritmos estáticos, também conhecidos como *off-line*, possuem o conhecimento de todo o conjunto das requisições de conexão, ao contrário dos algoritmos *on-line*, os quais não têm como

prever as possíveis demandas futuras. Assim, os algoritmos *off-line*, por tratarem de todo conjunto de demandas, usam os recursos da rede de modo mais eficiente e, portanto, apresentam uma menor utilização da capacidade total da rede.

O problema de RWA estático é conhecido frequentemente como sendo o problema do projeto da topologia virtual, segundo (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1995). Uma solução possível para o problema de RWA estático é obtida com um conjunto de canais ópticos de longa duração, os quais definem uma topologia lógica (ou virtual) entre os nós de borda. Essa topologia virtual é sobreposta à topologia física das OXCs e os enlaces de fibra. Na topologia virtual existe uma conexão dirigida (ponto-a-ponto) entre todos os nós de borda, desde os nós de origem “o” até os nós “d” no destino. O tipo de topologia virtual que pode ser criado é geralmente restrito pela topologia física.

Na prática, segundo Ramaswami e Sasaki (1998), normalmente não é possível implementar topologias virtuais inteiramente conectadas para os N nós de borda, pois isso exigiria que cada nó de borda mantivesse N-1 canais ópticos e que a rede óptica fosse capaz de suportar um total de $N*(N-1)$ canais ópticos. Mesmo para valores modestos de N, esse grau de conectividade está além do alcance da tecnologia óptica atual, tanto em termos do número máximo de comprimentos de onda que podem ser mantidos, quanto em relação ao hardware óptico (transmissores e receptores) necessários em cada um dos nós.

Na sua forma mais geral, o problema de RWA é definido em função da topologia física da rede e da respectiva demanda de tráfego. A topologia física corresponde à distribuição do cabeamento de fibras sob a infraestrutura dos nós existentes. A alocação de comprimento de onda e o roteamento são considerados juntos como um problema de otimização, que usam formulações de programação linear inteira (ILP – *Integer Linear Programming*) (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1996).

Em geral, o objetivo da formulação é minimizar o nível máximo de congestionamento relacionado às restrições nos recursos da rede, enquanto outras funções são possíveis, como as que objetivam minimizar o número médio de saltos (*hops*) ou

minimizar o tempo médio de atraso dos pacotes. A função para se reduzir o congestionamento da rede é factível, desde que se possa recorrer às formulações de programação linear. As formulações ILP tendem a usar um número extremamente grande de variáveis tornando-se impraticáveis em grandes redes. Esse fato motivou o desenvolvimento de abordagens heurísticas na busca de soluções eficientes.

Assim, segundo Modiano e Narula-tam (2001), surgiram os algoritmos que se limitam ao problema de adaptar topologias lógicas à topologia física. As soluções subotimizadas podem ser obtidas aplicando-se as ferramentas clássicas desenvolvidas para problemas complexos de otimização com programação linear. O principal inconveniente dessas abordagens é a dificuldade para se controlar a qualidade da solução final em grandes redes, pois o recálculo das simulações exige grandes sobrecargas computacionais e, desse modo, não se pode explorar adequadamente todo o conjunto dos estados possíveis.

Uma vez que se tenha decidido implementar a topologia lógica correspondente em uma determinada topologia física, devem-se definir quais nós físicos equivalerão a cada nó na topologia regular. Isso é conhecido como o subproblema de mapeamento dos nós.

Ainda, deve-se estabelecer qual a sequência de enlaces que serão usados para implementar o canal óptico em cada nó de borda na topologia regular (sendo equivalente ao subproblema de roteamento e alocação do comprimento de onda). Esse procedimento é conhecido como de sobreposição da topologia lógica em uma topologia física. Ambos, os subproblemas de mapeamento dos nós e mapeamento dos canais, são considerados insolúveis na prática para grandes redes e, portanto, heurísticas têm sido propostas para viabilizar soluções. Assumindo-se que a grande maioria dos algoritmos para o problema de RWA estático é baseada em heurísticas, torna-se importante caracterizar a qualidade das soluções obtidas.

3.3.2 Roteamento Dinâmico RWA

Durante a operação da rede em tempo real, conforme a necessidade, os nós de borda submetem as requisições para se estabelecerem os canais ópticos na rede. As requisições de conexão são feitas de modo aleatório e, dependendo do estado da rede no momento da requisição, os recursos disponíveis podem ou não ser suficientes para criar um canal óptico entre o par de nós correspondentes na rede (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000).

O estado da rede consiste dos enlaces (conexões físicas) e da alocação de comprimentos de onda para todos os canais ópticos ativos. Assim, o estado envolve aleatoriamente o tempo, enquanto novos canais ópticos são admitidos e aqueles existentes (já utilizados) são liberados. Por conseguinte, a cada vez que houver uma requisição de canal óptico, um algoritmo deve ser executado em tempo real para determinar se é viável aceitar essa nova requisição ou se deve recusar devido à falta de recursos, sendo, então, esse pedido bloqueado (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000).

A maioria das estratégias de alocação de comprimentos de onda disponíveis, com implementações práticas, são de natureza dinâmica. Devido à necessidade de solução em tempo real do problema, os algoritmos de RWA em ambientes de tráfego dinâmico devem ser bastante simples. Considerando-se que a alocação do comprimento de onda é um problema complexo, uma característica inerente aos algoritmos mais eficientes deve desacoplar esse problema em dois subproblemas distintos: o primeiro, de roteamento e o segundo, da alocação do comprimento de onda. Consequentemente, a maioria dos algoritmos dinâmicos de RWA para redes por comprimento de onda, consiste nas seguintes etapas:

- ✓ Calcular o número de rotas candidatas para cada par de nós de borda, da origem ao destino, e arranjar-las em uma lista de rotas;
- ✓ Ordenar todos os comprimentos de onda em uma outra lista (de *lambdas*); e,
- ✓ Iniciar com a rota e o comprimento de onda no começo das listas correspondentes, em busca da rota e do comprimento de onda apropriados para o canal óptico solicitado.

Para Zang, Jue e Mukherjee (2000), o tipo específico de um algoritmo dinâmico de RWA é determinado pelo número de rotas candidatas e pela forma como estas são calculadas, também pela ordem na qual as rotas e os comprimentos de onda são inseridos nas listas, e finalmente como essas listas são acessadas. Em relação ao subproblema de roteamento, se um algoritmo estático é usado, os canais ópticos são calculados e ordenados independente do estado da rede. Por outro lado, através de um algoritmo adaptativo, as rotas calculadas e a sua ordem podem variar de acordo com o estado atual da rede. Um algoritmo estático é executado *off-line* e as rotas calculadas são armazenadas para acesso posterior, tendo-se como resultado uma baixa latência durante a fase de estabelecimento dos canais ópticos. Os algoritmos adaptativos são executados a partir da chegada de uma requisição de canal óptico e requerem a troca de informação entre os nós vizinhos a respeito do estado da rede. Assim, essa classe de algoritmos pode, inclusive, sofrer atrasos maiores no momento do estabelecimento dos canais ópticos, mas, em geral, apresentam um melhor desempenho global na rede do que os algoritmos estáticos.

O número de rotas para escolha ao se estabelecer uma conexão óptica é um outro parâmetro importante. O algoritmo de roteamento fixo é estático, porque cada par de nós (de borda origem-destino) possui uma única rota estabelecida. Com esse esquema, uma conexão é bloqueada se, no momento da requisição, não houver nenhum comprimento de onda disponível para a rota escolhida. No roteamento fixo-alternativo, para cada par de nós (de borda) são calculadas as rotas alternativas, as quais também são ordenadas de forma *off-line*. Quando chega uma requisição, essas rotas são examinadas na ordem especificada, e a primeira que apresentar um comprimento de onda livre é usada para atender o pedido de canal óptico. A requisição é bloqueada se nenhum comprimento de onda estiver disponível em alguma das rotas (inclusive as alternativas). Similarmente, um algoritmo de roteamento adaptativo pode calcular um único canal óptico ou vários alternativos no momento da requisição. Na abordagem híbrida são calculados os canais ópticos *off-line*, entretanto, a ordem em que as rotas são avaliadas é determinada pelo estado da rede no momento em que a requisição for efetuada, considerando, por exemplo, a partir da rota de menor congestionamento.

Na maioria dos casos práticos, as rotas candidatas são consideradas também na ordem crescente do comprimento (ou custo da rota). O comprimento do canal é normalmente definido como a soma dos pesos (custos) associados a cada enlace físico ao longo da rota, e os pesos são escolhidos de acordo com alguns critérios desejáveis de roteamento. Considerando que os pesos podem ser atribuídos arbitrariamente, possibilita-se uma larga escala para selecionar as prioridades nessas rotas. Por exemplo, em um algoritmo de roteamento estático (fixo-alternativo), o peso de cada conexão poderia ser ajustado para 1 ou para a distância física do enlace. No primeiro caso, a lista consistiria de K rotas com menos saltos (de mínimo *hops*), enquanto que neste último exemplo as rotas candidatas seriam as de K mínima distância, sendo a distância definida como a extensão geográfica. Em um algoritmo de roteamento adaptativo, os pesos dos enlaces podem refletir ainda a carga atribuída a cada enlace, isto é, o número de canais ópticos ativos que compartilham os enlaces. Atribuindo pesos menores a conexões menos carregadas, as rotas com maior número de canais livres em seus enlaces transferem-se ao início da lista, resultando em um algoritmo de roteamento menos carregado.

Os canais que estiverem congestionados tornam-se mais longos e são transferidos ao final da lista. Isto tende a evitar que certos enlaces tornem-se bem mais carregados que os outros, através de balanceamentos de carga. Ainda, outros tipos de funções são possíveis com base em pesos. Quando o comprimento da rota for a soma dos pesos de enlaces, o algoritmo de cálculo de rota mais curta pode ser usado para eleger essas rotas candidatas. Cada rota é verificada em ordem crescente de comprimento, e à primeira que for viável é atribuído o comprimento de onda livre (da lista de comprimentos de ondas). Entretanto, as rotas mais curtas construídas por esse algoritmo geralmente compartilham os mesmos enlaces de fibra. Conseqüentemente, se uma determinada rota na lista não for viável, é provável que as outras rotas com as quais esse enlace é compartilhado também serão inviáveis (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000).

3.4 ALGORITMOS DE ROTEAMENTO

É necessário determinar a rota pela qual a chamada vai trafegar e qual o comprimento de onda que será utilizado em todos os enlaces ao longo da rota para estabelecer um caminho óptico. Para o problema específico do roteamento, diversas soluções já foram propostas na literatura, as quais podem ser divididas em dois grupos distintos: o roteamento estático e o dinâmico. Para redes com poucos recursos (comprimento de onda disponível) e devido ao fato das rotas entre os nós serem estáticas, esse tipo de roteamento leva uma imensa desvantagem em relação ao roteamento dinâmico, quando se compara a probabilidade de bloqueio na rede.

3.4.1 Algoritmo de Dijkstra (Dij)

O roteamento estático é um exemplo de roteamento pelo menor caminho, em que o critério mais usado para escolha da rota é o número de saltos entre “o,d”. Admitindo que o custo associado a cada um dos enlaces de uma rede de telecomunicações seja fixo, o algoritmo de Dijkstra (MURTHY; GURUSAMY, 2002) pode ser aplicado para esse tipo de roteamento. Inicialmente, encontram-se todos os nós da rede “N” a partir de um nó-fonte “s” até todos os outros nós da rede. Faz-se isso por meio do desenvolvimento de rotas que aumentam o comprimento do caminho disponível nos enlaces. Como cada nó “n” é adicionado a um conjunto T, então o caminho de “n”, a partir do nó-fonte “s” é calculado por meio da equação 1 que determina a atualização dos caminhos de menores custos.

$$L(x) = \min [L(n), L(x) + w(x, n)] \quad (1)$$

$L(n)$ = Custo do caminho.

$w(i, j)$ = custo do enlace a partir do nó i até o nó j;

$w(i, j) = \infty$, se dois nós não são diretamente conectados;

$w(i, j) \geq 0$, se dois nós são diretamente conectados;

$L(n) = w(i, j)$, para $n \neq s$, isto é, os custos do caminho inicial até os nós vizinhos são simplesmente os custos dos enlaces.

$L(x) = \min_{j \notin T} [L(j)]$: Adicionar x a T ; adicionar a T o nó que é incidente sobre x e que contribui com a menor componente de custo $L(x)$.

O algoritmo possui três passos: 1.Inicialização, 2.Tomando novo nó e 3.Atualização dos caminhos de menores custos, sendo repetidos até $T = N$, isto é, até os caminhos finais terem sido determinados para todos os nós da rede:

1. [Inicialização]

$T = \{s\}$, isto é, o conjunto de nós até o momento incorporado consiste somente do nó-fonte “s”.

$L(n) = w(i, j)$, para $n \neq s$, isto é, os custos do caminho inicial até os nós vizinhos são simplesmente os custos dos enlaces.

2. [Tomando novo nó]

Encontra-se o nó vizinho, não pertencente a T , que possui o caminho de menor custo a partir do nó “s” e incorpora-se esse nó em T . Adiciona-se também o nó que é incidente sobre o novo nó a ser incorporado a um nó em T que contribui para o caminho. Segundo Murthy e Gurusamy (2002), Dijkstra propõe para definir a adição de novos nós o seguinte formalismo:

encontrar $x \notin T$ tal que $L(x) = \min_{j \notin T} [L(j)]$. Adicionar x a T ; adicionar T ao nó que é incidente sobre x e que contribui com a menor componente de custo $L(x)$.

3. [Atualização dos caminhos de menores custos]

$$L(x) = \min [L(n), L(x) + w(x, n)] \text{ para todo } n \notin T .$$

Se o último termo é mínimo, o caminho de “s” até “n” é agora o caminho de “s” até “x” concatenado com a aresta de “x” até “n”.

O algoritmo termina quando todos os nós são adicionados a T. Portanto, são requeridas iterações pelo algoritmo. No final, o valor de L(x) associado com cada nó “x” é o custo do caminho de menor custo (comprimento) com origem em “s” e término em “x”. Em síntese, T é um conjunto que define o caminho de menor custo originado em “s” até qualquer outro nó.

Uma iteração dos passos 2 e 3 adiciona um novo nó para T e define o caminho de menor custo a partir de “s” até o nó a ser adicionado. Em outras palavras, em cada iteração um nó é adicionado a T e o valor de L(x) nesse instante é o comprimento do menor caminho desde “s” até “x”. Esse caminho passa somente através dos nós que estão em T.

3.4.2 Algoritmo WLCR

Para estabelecer um caminho óptico, é normalmente exigido que o mesmo comprimento de onda deve ser alocado em todos os *links* ao longo do caminho. Quando isso não ocorre, segundo Chu, Li e Zhang (2003), tem-se uma limitação que é conhecida como a restrição de continuidade de comprimento de onda, o que torna as redes de comprimento de onda roteadas diferentes da tradicional, com comutação por circuito, como as redes telefônicas. Uma sequência de *lightpath* chega ao longo do tempo e cada um *lightpath* possui seu tempo de retenção aleatória. Esses *lightpaths* precisam ser criados, dinamicamente, determinando uma rota através da rede que liga o origem para o destino e atribuindo um comprimento de onda livre ao longo do caminho.

Os *lightpaths* existentes não podem ser reencaminhados para acomodar os pedidos *lightpaths* novos, até que sejam liberados. Assim, alguns dos pedidos *lightpaths* podem ser bloqueados se não houver comprimento de onda livre ao longo do caminho. Um dos principais objetivos de projeto de comprimento de onda em redes roteadas totalmente ópticas é para minimizar a probabilidade de bloqueio.

De acordo com Rananurthy e Mukherjee (1998), a conversão de comprimento de onda pode eliminar a restrição de continuidade de um ou vários comprimentos de onda e, assim, melhorar o desempenho do bloqueio na rede de modo significativo, segundo Kovacevic e Acampora (1996), que investigaram o desempenho de bloqueio em redes WDM com e sem conversores de comprimento de onda “[...] os conversores de comprimento de onda ainda são muito caros, muito trabalho de pesquisa centra-se na opção de que apenas parte dos nós da rede têm a capacidade de conversão de comprimento de onda”.

Se todos os nós da rede são capazes de conversão de comprimento de onda, esta é referida como conversão de comprimento de onda completa. Subramaniam et al. (1996) apud Chu, Li e Zhang (2003) demonstraram que, por meio da conversão de comprimento de onda, um número relativamente pequeno de conversores pode atingir um desempenho satisfatório.

Segundo Chu, Li e Zhang (2003), os estudos existentes demonstram que um eficaz algoritmo de alocação de comprimento de onda com conversor é um dos principais recursos para a melhoria do desempenho de bloqueio na rede. No entanto, os estudos que envolvem o problema RWA raramente consideram a presença de conversão de comprimento de onda. Ainda segundo o mesmo autor Chu, Li e Zhang (2003), o estudo em seu trabalho é motivado principalmente pela observação de que os algoritmos de roteamento dinâmico podem não funcionar bem no ambiente com poucos conversores de comprimento de onda. A principal razão é que os algoritmos atuais de roteamento dinâmico normalmente contam apenas com a distribuição de comprimentos de onda livre.

No roteamento dinâmico as rotas são determinadas de acordo com o estado atual da rede, que depende basicamente das conexões ativas.

O algoritmo *Weighted Least-Congestion Routing*, WLCR estudado por Chu, Li e Zhang (2003) desempenha a função de roteamento melhor que o algoritmo estático, em função de trabalhar com a conversão na rede é determinar um peso para cada rota. O cálculo do peso é determinado pela equação 2:

$$W(R) = \frac{F(R)}{\sqrt{h(R)}} \quad (2)$$

onde:

F(R): Comprimentos disponíveis em uma determinada rota R.

h(R): Caminho de uma rota R.

W(R): Peso.

A função está baseada em distribuição de comprimentos de onda λ nos segmentos que possuem comprimentos livres. A lógica é baseada no cálculo para cada rota, em que o parâmetro é atribuir peso para os comprimentos livres.

3.5 ALGORITMOS DE ALOCAÇÃO DE COMPRIMENTOS DE ONDA

As redes ópticas, a exemplo das redes elétricas, necessitam que uma rota seja estabelecida entre um par de nós (origem-destino) quando do estabelecimento de uma conexão. Entretanto, enquanto para as redes elétricas a questão do roteamento se encerra ao se estabelecer a rota, na rede óptica começa uma segunda ação que é essencial no funcionamento do sistema: a alocação de um comprimento de onda para a rota estabelecida. Essas duas etapas, a seleção de rota e a alocação de comprimentos de onda, podem ser feitas conjuntamente, mas é comum serem feitas em etapas separadas.

Ao analisar mais detalhadamente o problema RWA, percebe-se que a ação de alocação de comprimentos de onda se sobrepõe, em importância, à ação de roteamento em redes ópticas. Essa percepção ocorre quando se analisa o problema RWA a partir do critério clássico usado no estabelecimento de uma rota: a escolha do caminho mais curto entre a origem e o destino. Apesar da identificação de um caminho mais curto, isso não garante, em redes ópticas, que ele será o utilizado, pois é necessário que haja, para aquele caminho, um comprimento de onda adequado.

A adequação de um comprimento de onda para uma rota pode depender de vários fatores, de acordo com as restrições impostas pela rede estudada. Em uma rede simples (sem conversores de comprimentos de onda, por exemplo), o comprimento adequado seria o que estivesse presente em todos os enlaces que formam a rota. Assim, percebe-se que em última instância, quem determina a rota que será utilizada é a disponibilidade de comprimento de onda, que pode se apresentar em rotas diferentes da identificada como o caminho mais curto. É importante ressaltar que a alocação de comprimentos de onda deve ser feita de tal forma que não permita o uso do mesmo comprimento de onda na mesma fibra (MUKHERJEE, 2003).

Um dos objetivos do roteamento e da alocação de comprimento de onda é minimizar o número de comprimentos de onda λ necessários para estabelecer um conjunto de caminhos para uma dada topologia física. Com o crescimento das redes, necessita-se de algoritmos que ofereçam uma maneira de fornecer uma resposta, o mais rápido possível, a fim de que não haja atraso na rede.

A escolha do λ está relacionada especialmente à maneira pela qual a lista de comprimentos de onda é ordenada e acessada. Para um determinado canal óptico candidato, os comprimentos de onda são avaliados segundo a ordem em que aparecem na lista para se encontrar um comprimento de onda livre, de modo a atender o pedido de conexão. Em geral, como citado anteriormente, recai sobre aquele que estiver presente em todos os enlaces que compõem a rota, pois pode significar que não haverá necessidade de conversão e, principalmente, possibilidade de bloqueio (MUKHERJEE, 2003).

Neste trabalho, são analisados três dos principais algoritmos de alocação de comprimentos que serão descritos brevemente, a seguir: *first-fit*, *least-used* e *most-used*.

3.5.1 Algoritmo *First-Fit* (FF)

Este algoritmo *first-fit*, segundo (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000), 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 , em que w é o número total de comprimentos de onda no enlace. O primeiro comprimento de onda disponível é então selecionado. Esse 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 alocação e, na prática, é preferido pelo seu pequeno *overhead* computacional e sua baixa complexidade.

3.5.2 Algoritmo *Least-Used* (LU)

Este algoritmo *least-used* (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000) seleciona o comprimento de onda que foi menos 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 cai pela introdução de um *overhead* de comunicação adicional, uma vez que necessita de informações globais da rede para determinar qual foi o último comprimento de onda utilizado. Apresenta também uma necessidade de armazenamento adicional e um maior custo computacional.

3.5.3 Algoritmo *Most-Used/Pack* (MU)

O algoritmo *most-used* (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000) seleciona o comprimento de onda mais utilizado na rede. Apresenta melhor desempenho que o algoritmo LU e que o algoritmo FF, pois procura 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.

Nas redes onde todos os OXCs são capazes de conversão do comprimento de onda, o problema da atribuição de comprimento de onda torna-se trivial. Supondo-se que um canal óptico possa ser estabelecido por tanto tempo que ao menos um comprimento de onda esteja livre em cada conexão, e diferentes comprimentos de onda possam ser usados em conexões, distintas, neste caso a ordem na qual os comprimentos de onda são atribuídos não é importante. Por outro lado, quando somente uma parte dos OXCs emprega conversores (cenário escasso de conversão), um esquema de atribuição de comprimento de onda se faz igualmente necessário para selecionar um comprimento de onda para os enlace nas rotas que originam e terminam em um OXC não equipado com conversor. Neste caso, deve ser usado uma estratégia de atribuição de comprimentos de onda entre estes OXCs sem conversores.

O desempenho de um algoritmo dinâmico de RWA geralmente é medido em função da probabilidade de bloqueio das requisições, isto é, a probabilidade que um canal óptico não possa ser estabelecido na rede devido à falta de recursos (por exemplo, comprimento de onda indisponível ou alta de capacidade na conexão física do enlace).

Mesmo em topologias mais simples de rede (como anel) ou com regras de roteamento simples (como roteamento fixo), o cálculo da probabilidade de bloqueio em redes WDM é extremamente difícil. Nas redes com topologias em malha e usando algoritmos de roteamento adaptativos (ou mesmo com rotas alternativas), o problema torna-se ainda mais complexo.

Esta complexidade é provocada pela dependência de carga entre os enlaces (devido à interferência mútua entre os canais ópticos) e também pela interdependência no conjunto de comprimentos de onda ativos entre os enlaces adjacentes (devido à restrição da continuidade no comprimento de onda). A investigação da taxa de bloqueios torna-se facilitada com a utilização dos simuladores de rede, os quais mediante parametrizações distintas permitem de modo rápido se obter as taxas de bloqueios para validar e aprimorar os algoritmos propostos.

A proporção da probabilidade de bloqueio entre a rota mais longa e a rota mais curta é uma propriedade importante para os algoritmos RWA. Dependendo da topologia da rede e do algoritmo específico esta propriedade pode ter um efeito cascata, o qual pode resultar em um tratamento injusto para os canais ópticos entre os pares de nó de borda mais distantes. O bloqueio em canais ópticos mais longos deixa mais recursos disponíveis para canais ópticos mais curtos, de modo que os canais ópticos estabelecidos na rede tendem a ser mais curtos. Estes canais mais curtos fragmentam a disponibilidade de comprimentos de onda, e assim, o problema é mais acentuado nas redes sem conversores, visto que a procura por canais ópticos longos, que satisfaçam às restrições da continuidade de comprimento de onda é mais difícil.

A conversão de comprimento de onda afeta significativamente o desempenho em termos da probabilidade de bloqueio total, pois mostrou-se que ao habilitar uma parcela relativamente pequena dos OXCs com conversores é suficiente para se conseguir quase a totalidade dos benefícios da conversão completa de comprimento de onda.

As políticas de atribuição do comprimento de onda desempenham um dos papéis mais importantes em relação ao bloqueio nas redes. O algoritmo aleatório *least used* tende a fragmentar a disponibilidade de comprimento de onda. O algoritmo *first fit* apresenta um comportamento muito similar ao *most used* em termos da probabilidade de bloqueio total, e tem a vantagem adicional de ser mais simples e apresentar um menor custo de implementação. Estes algoritmos foram utilizados para atribuição de comprimento de onda na ferramenta OWNS, que em conjunto com as técnicas de roteamento estático e dinâmico compõem o RWA empregado nas simulações, e que será discutido no próximo capítulo.

4 AVALIAÇÃO DE DESEMPENHO DE ALGORITMOS RWA

Em uma rede totalmente óptica, dado um conjunto de requisições de conexão baseada no roteamento por comprimento de onda, a questão de como estabelecer *lightpaths* para as mesmas é denominado de problema RWA. Para investigação desse problema que envolve duas partes (roteamento e alocação), as mesmas podem ser pesquisadas simultaneamente através dos algoritmos de roteamento (*Routing*) e algoritmos de alocação de comprimento de onda (*Wavelength Assignment*) ou para simplificar a solução, separadamente. Para o estabelecimento de um circuito óptico (*lightpath*) entre um nó origem “o” e um nó destino “d”, é necessário definir uma rota e alocar um comprimento de onda em cada enlace dessa rota, tipicamente. O comprimento de onda alocado deve ter continuidade, isto é, ser o mesmo em todos os enlaces da rota. Essa propriedade é conhecida como continuidade obrigatória de comprimento de onda (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000).

Os nós intermediários em uma determinada rota precisariam ter a capacidade de converter um comprimento de onda de entrada em um comprimento de onda diferente na saída para superar a restrição de continuidade obrigatória de comprimento de onda, isso é possível com o uso de dispositivos conversores de comprimento de onda.

4.1 O ESTUDO DE CASO

Este estudo de discute inicialmente os parâmetros utilizados para configurar o simulador. Na seqüência é apresentado alguns trabalhos correlatos sobre o assunto e a simulação realizada nesta dissertação e os resultados produzidos pelo OWNS com o objetivo de verificar o comportamento dos algoritmos de alocação. Os resultados são apresentados por meio de gráficos de probabilidades de bloqueio e vazão da rede para os algoritmos estudados com o simulador.

4.1.1 O Simulador OWNS

A simulação desempenha um importante papel no projeto de protocolos de rede, fornecendo aos pesquisadores um método eficaz em relação a custos a fim de analisar e estudar o comportamento de modelos propostos para o protocolo. Entretanto, a falta de uniformidade no projeto das plataformas de simulação para redes ópticas WDM, torna difícil a comparação dos resultados obtidos, caso não se possa confrontá-los em um ambiente comum. Com o objetivo de suprir esta necessidade, optou-se na presente dissertação pela ferramenta de simulação de redes WDM, denominada OWNS (Optical WDM Network Simulator) (SIVALINGAM, 2001). A ferramenta foi validada implementando três algoritmos de alocação de comprimento de onda *first fit* (ver Apêndice A), *least used* (ver Apêndice B) e *most used* (ver Apêndice C), seguido por comparação de desempenho dos resultados obtidos.

4.1.2 Arquitetura do Simulador OWNS

O simulador OWNS foi concebido pelo grupo de pesquisas em redes ópticas do CEA (*College of Engineering & Computer Science*), na Universidade de Washington. Segundo Sivalingam et al. (2001), a arquitetura desse simulador tem sido redesenhada desde o seu desenvolvimento inicial, e novas funcionalidades são implementadas a cada nova versão. Esse software foi projetado como uma extensão do simulador de rede NS-2 (conhecido também como NS, que foi a primeira versão), o qual foi construído como parte do projeto da Internet Virtual (VINT) (NS-2, 2005).

A arquitetura do OWNS incorpora as características principais das redes WDM. É ilustrado na figura 4.1 com os módulos principais do OWNS, que inclui os nós de *switching*, as conexões com múltiplos comprimentos de onda, e o módulo de agentes de roteamento onde se encontra os algoritmos ópticos de alocação de comprimento de onda (RWA – *Routing and Wavelength Assignment*) destacado na cor azul .

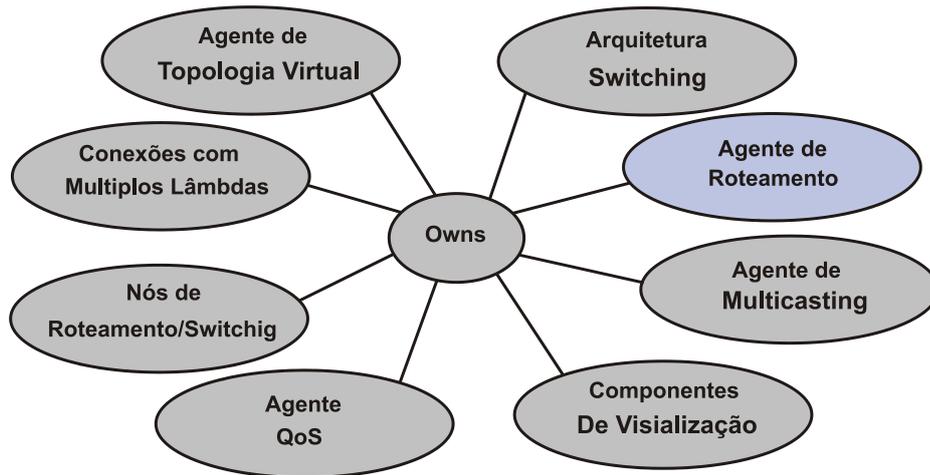


Figura 4.1 – Os principais módulos do OWNS.
 Fonte: Adaptada de Sivalingam et al. (2001, p. 4).

Adicionalmente, existe uma nova classe de fonte de tráfego em relação ao NS-2, denominada de tráfego de sessão (*session traffic*), nativa do simulador e responsável por gerar as sessões de tráfego necessárias para as simulações de *switching* de circuito WDM.

Um ambiente de simulação uniforme em relação à sistemática dos cenários e resultados transformou-se em uma necessidade indispensável na pesquisa das redes ópticas WDM (e na pesquisa de redes em geral), pois auxilia os pesquisadores a avaliar, de uma forma econômica e rápida, o desempenho de novos protocolos. As ferramentas de simulação que modelam as características da camada física estão disponíveis em OWNS (2005). Os pacotes que compõem o simulador são as rotinas que criam a topologia, as sessões de tráfego, o roteamento e alocação de *lambdas* (além de bibliotecas, programas exemplos e outros fontes).

De acordo com Sivalingam et al. (2001), a arquitetura de comutação de circuitos do OWNS é composta do módulo de roteamento, do módulo de alocação do comprimento de onda, de nós ópticos e das conexões com múltiplos *lambdas*. A estrutura multi-canal das conexões com múltiplos comprimentos e onda é mantida de forma centralizada na camada lógica.

Ainda segundo o mesmo autor (SIVALINGAM et al., 2001), o módulo de alocação dos comprimentos de onda atua em conjunto com o módulo de roteamento para calcular e

atribuir comprimentos de onda, de modo a estabelecer os canais ópticos e construir a topologia virtual. Com base nessa estrutura, os nós ópticos repassam aos nós (*hops*) seguintes o tráfego óptico (entrante) correspondente, através dos enlaces (conexões físicas), utilizando o comprimento de onda selecionado. Para isso, a versão atual do OWNS suporta a comutação de circuito por comprimento de onda (*lambdas*).

4.1.3 Componentes do Simulador OWNS

A estrutura do OWNS foi projetada para agregar características específicas de simulações das redes WDM. A arquitetura da topologia do simulador foi implementada em duas camadas: a física e a lógica. A camada física consiste dos nós (que representam os OXCs) e de enlaces (conexões de fibras ópticas) com múltiplos comprimentos de onda. Ainda são implementados nesta camada os mecanismos de transmissão dos pacotes (SIVALINGAM et al, 2001). A camada lógica é composta do módulo de roteamento e do módulo de alocação do comprimento de onda (WA – *Wavelength Assignment*) que, juntos, criam e mantêm a topologia virtual com a função de desempenhar o RWA (SIVALINGAM et al, 2001).

A organização dos principais componentes da ferramenta e as interações existentes são ilustrada na figura 4.2. O nó de comutação, as conexões com os múltiplos comprimentos de onda, o módulo de roteamento e o de alocação de lambdas são implementados como objetos.

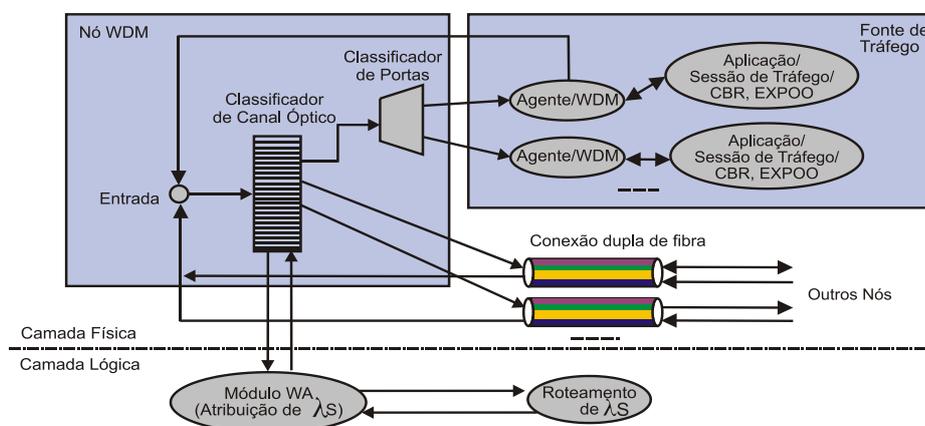


Figura 4.2 – Organização dos componentes e as interações no simulador OWNS.

Fonte: Adaptada de Sivalingam et al. (2001, p. 5).

Segundo Sivalingam et al. (2001), nas simulações com backbone em redes WDM, não é suficiente gerar apenas as sessões de tráfego entre os pares aleatórios de origem e destino. É necessário que o gerador de tráfego do OWNS seja capaz de criar os fluxos de tráfego entre os nós para uma determinada topologia, de acordo com o modelo de tráfego e os parâmetros especificados. O gerador de tráfego estabelece pares aleatórios de acordo com a sua distribuição uniforme. Por conseguinte, o tráfego pode fluir entre quaisquer pares de nós origem e destino, inclusive com a possibilidade de repetições destas sessões durante a simulação.

O funcionamento do simulador OWNS é ilustrado no diagrama da figura 4.3. A partir do arquivo de configuração (*Script TCL*), são criadas as topologias e as sessões de tráfego a serem utilizados na simulação. A última instrução do *Script TCL* executa o programa NS-2 para realizar a simulação. Como resultado, são gerados os arquivos para serem usados pelo animador gráfico (NAM), o resumo da simulação (RES), o *trace* com todos os eventos da simulação e também um arquivo temporário com as sessões de tráfego utilizadas (TRAF).

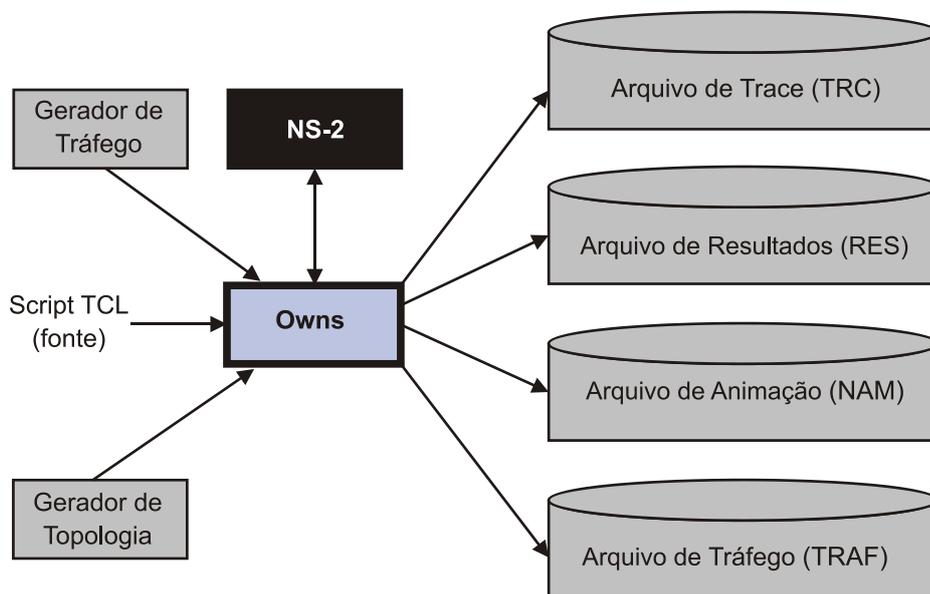


Figura 4.3: Diagrama de funcionamento do simulador OWNS.

Fonte: Adaptada de Sivalingam et al. (2001, p. 7).

O modelo de visualização do OWNS é um programa gráfico de animação que utiliza a saída do arquivo (NS-nam - *Network Animator Module*) gerada pelo NS-2 e produz uma animação da simulação de rede. Uma extensão específica ao do NS-2, o OWnam, é nativo do

simulador desenvolvido para suprir às necessidades de visualização dos cenários das simulações de redes WDM, com base no OWNS. No OWnam, cada fluxo de tráfego é visualizado pela técnica convencional de animação de pacote suportado pelo NS-nam. A fim de se adicionarem as características das redes WDM, a extensão OWnam introduziu dois componentes exclusivos: o monitor de eventos e o monitor das estatísticas a respeito da topologia virtual.

4.1.4 O Cenário da Simulação

A rede que compõem o cenário das simulações consistem de roteadores acoplados as OXCs, os quais juntos são considerados os nós da rede óptica e estão interligados por conexões com múltiplos comprimentos de onda. Os canais ópticos são estabelecidos através das conexões, sobre a topologia física. Assume-se que cada nó apresenta a capacidade de receber as requisições de canal óptico, demultiplexar em função do comprimento de onda na entrada e efetuar a comutação para a porta de saída apropriada, baseado em informações de controle. Os nós também possuem a capacidade de conversão destes comprimentos de onda, sendo que esta funcionalidade pode (ou não) ser habilitada através de parâmetros na configuração.

A maioria dos estudos sobre o problema RWA realizados assumem a capacidade de analisar o roteamento e alocação de comprimento de onda conjuntamente (CHU et al., (2003), (PIRES, 2005), (WASON, KALER, 2007), (CARDOSO et al., 2006). Entretanto, a implementação de uma rede óptica WDM pode ser analisada a partir de sua topologia (RAMASWAMI, SIVARAJAN, 1996). Segundo o nosso conhecimento, nenhum estudo avaliou o desempenho dos algoritmos de alocação e comprimento de onda separadamente em redes ópticas WDM. Portanto, com o objetivo de eliminar essa carência, nesta dissertação realizamos um estudo considerando que a alocação de comprimentos de onda se sobrepõe, em importância, à ação de roteamento em redes ópticas. Essa percepção ocorre quando se analisa o problema RWA a partir do critério clássico usado no estabelecimento de uma rota: a escolha do caminho mais curto entre a origem e o destino. Apesar da identificação de um caminho

mais curto, isso não garante, em redes ópticas, que ele será o utilizado, pois é necessário que haja para aquele caminho, um comprimento de onda adequado.

Nas simulações efetuadas procurou-se avaliar os algoritmos de alocação com o roteamento estático e dinâmico e a estratégia *first fit*, *least used* e *most used* de atribuição do comprimento de onda (conforme detalhado no Capítulo 3). O atraso da propagação em cada conexão é executado pelo módulo RWA. Os pares da sessão de tráfego são distribuídos de modo aleatório entre todos os nós da rede, essa aleatoriedade é obtida com a rotina de geração e criação de tráfego (ver Anexo C) existente no programa simulador. Os fluxos de dados podem inclusive se repetirem de modo proposital, entre quaisquer pares de nós, isto é possível e pode assim ser configurado ao se definir o número máximo de sessões com valor superior ao número de sessões de tráfego.

A partir do programa *Script OWNS* (ver Anexo B) foram iniciadas uma variedade de simulações. Para atingir os objetivos propostos elaborou-se uma extensa sequência de simulações de modo a compor cenários onde foi definido o tipo de topologia no arquivo gerador de topologia (ver Anexo A) e um conjunto de parâmetros distintos de configuração. Desta maneira foi possível encontrar o valor da carga de rede mais apropriada para se obter e medir os efeitos de bloqueio desejados, bem como estressar a concorrência por comprimentos de onda livres em todas as conexões da rede.

O simulador OWNS é parametrizado e mediante a variação na sua configuração pode-se criar diferentes ambientes de simulações WDM. Quanto à configuração da rede, para as simulações foi definido um conjunto de variáveis que sofreriam alterações de uma simulação para outra. Ao mesmo tempo foi estabelecido um conjunto de parâmetros que teriam os valores fixos. Dentre as principais variáveis destacam-se o número de nós, o número de comprimentos de onda por fibra e a potencialidade de conversão, além da carga submetida à rede. O parâmetro de conversão do comprimento de onda (**wvlen_conv**) denota a potencialidade de conversão dos nós (0 se desabilitado e 1 quando habilitado). Para o roteamento estático não foi usado o esquema de conversão, e para o roteamento dinâmico ocorreu a conversão plena, capacitando todos os nós da rede à conversão para se estudar o seu efeito em relação a vazão e a probabilidade de bloqueio da rede.

Uma simulação em execução é ilustrada na figura 4.4, com a topologia de rede WDM de 10 nós em malha fechada construída pelo gerador de topologia do OWNS, a partir da sua definição manual.

A largura de banda, o número de comprimentos de onda em cada conexão e os demais parâmetros foram configurados no programa *script* OWNS, conforme os valores especificados. As linhas sólidas de cor preta representam as conexões físicas ou enlaces. Os pares da sessão de tráfego, são exibidos com os respectivos fluxos no OWnam, os quais são ilustrados por linhas adicionais em azul, como ilustrado na figura 4.4, nas conexões entre os nós envolvidos (ou cores distintas no OWnam). Os canais ópticos são criados e estabelecidos antes de iniciar cada sessão de tráfego, sendo removidos após o término de cada uma dessas sessões.

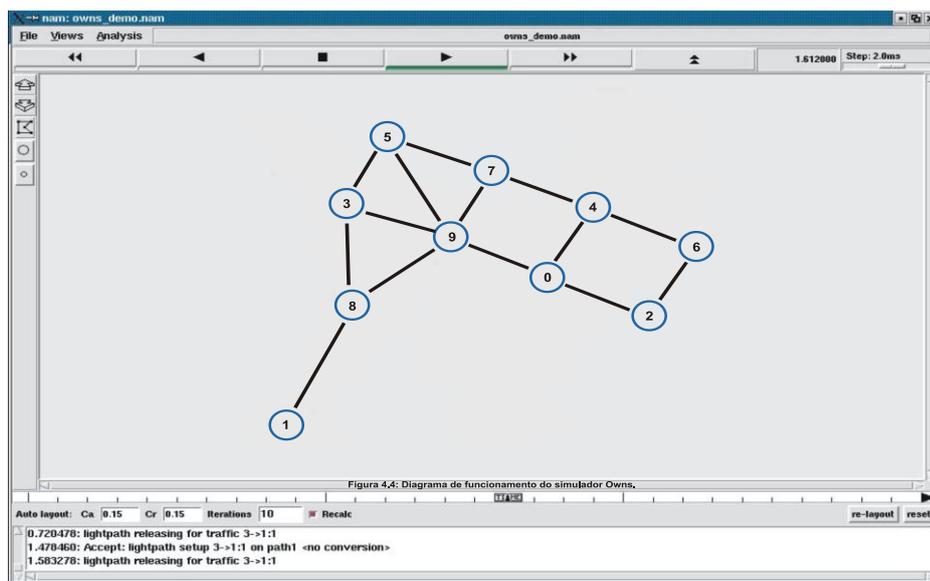


Figura 4.4 – Tela do OWnam do simulador.

O cenário apresentado na figura. 4.5 foi escolhido após varias experimentações geradas pelo simulador a partir dos arquivos *creator topology*, *scrip owns* e *creator traffic* (ver Anexos A, B e C respectivamente). Em seguida, foi definido uma rede hipotética como 10 nós, 14 enlaces e 4 *lambdas* para gerar os resultados e fazer a análise de comportamento dos algoritmos de alocação e comprimento de onda, sendo que a rora foi definida passa pelo nó 9 estrategicamente, devido a quantidade de conexões neste nó e consequentemente a provável restrição de continuidade de alocação de comprimento de onda.

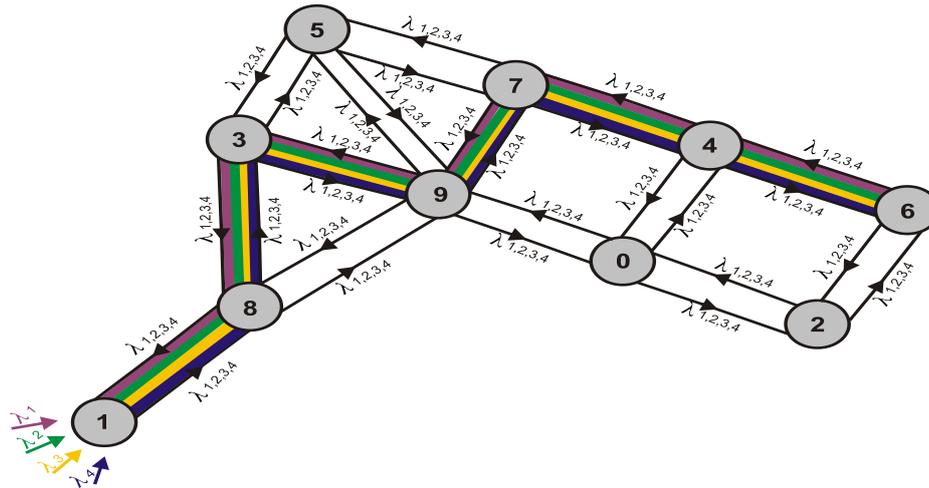


Figura 4.5 – Rede hipotética usada na simulação.

Fonte: Bezerra, Cardoso e Francês (2010, p. 133).

Com o objetivo de analisar o desempenho de algoritmos de alocação de comprimentos de onda, o algoritmo de roteamento, que é a ação que inicia o processo RWA, é representado no simulador pelo algoritmo Dijkstra e pelo algoritmo WLCR. Foram gerados tráfegos em todos os enlaces, considerando parâmetros com valores fixos no cenário a tabela 1 e com valores variáveis no cenário a tabela 2. Os parâmetros e seus respectivos valores são ilustrados nas tabelas 1 e 2, respectivamente.

Tabela 1: Parâmetros fixos do simulador (OWNS)

Parâmetro	Valores Fixo
traf_num	10 sessões
traf_max_req	20 sessões
traf_start_time	0 Seg.
traf_stop_time	0 Seg.
traf_exp_idle_time	0,1 Seg
exp_burst_time	0,7 Seg
util_sample_interval	0,5 Seg.
link_delay	0,020 Seg.
wvlen_conv_time	0,024 Seg.
traf_pkt_size	500 bytes
traf_pkt_rate	2 Mbps
traf_type	Exponencial

Fonte: Bezerra, Cardoso e Francês (2010, p. 134).

Tabela 2: Parâmetros variáveis do simulador (OWNS)

Parâmetro	Valores Variáveis
node_num	10
link_wvlen_num	4
wvlen_conv_factor	1
wvlen_alloc_path2	1
traf_holding_time	2,2 Seg
traf_arrival_rate	0,5 Mbps
wvlen_assign	First-Fit (FF) Least-Used (LU) Most-Used (MU)
wvlen_routing	WDMSession (Dijkstra e WLCR)

Fonte: Bezerra, Cardoso e Francês (2010, p. 134).

A análise foi realizada em uma rota pré-determinada apesar de serem gerados tráfegos em todos os enlaces. A comunicação avaliada foi estabelecida entre os nós 1 e 6 e a rota composta pelos nós 1, 8, 3, 9, 7, 4 e 6. A rota estabelecida considera o nó 9 como o principal para análise dos resultados, pois possui cinco ligações o que compromete a continuidade da alocação de comprimento de onda e sua variação será de grande importância para análise dos gráficos gerados na simulação.

4.2 RESULTADOS OBTIDOS

Os algoritmos de alocação de comprimento de onda foram submetidos a dois cenários com diferentes tipos de algoritmos de roteamento: estático (Dijkstra) e dinâmico (WLCR). O desempenho dos algoritmos de alocação de comprimento de onda foi medido através das simulações realizadas para verificar a probabilidade de bloqueio e a vazão da rede.

A figura. 4.6 ilustra a curva de probabilidade de bloqueio dos três algoritmos de alocação, em função da carga da rede (em *Erlangs*), para a rede hipotética usada na simulação com fibra única e 4 comprimentos de onda e roteamento estático. Observa-se que entre os algoritmos de alocação FF, LU e MU todos apresentaram altas taxas de bloqueios e o algoritmo FF é o menos influenciado principalmente com tráfego mais intenso.

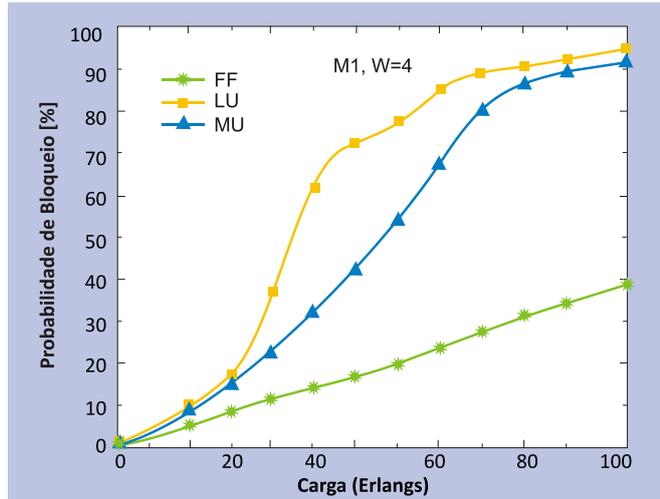


Figura. 4.6 – Probabilidade de bloqueio da rede com roteamento estático.

Fonte: Bezerra, Cardoso e Francês (2010, p. 134).

O gráfico da figura. 4.7 apresenta a vazão da rede medida através dos algoritmos de alocação FF, LU e MU com fibra única e 4 comprimentos de onda e roteamento estático. De um modo geral, observa-se, na figura 4.7, que, entre os algoritmos FF, LU e MU, todos apresentam uma clara tendência de queda de desempenho e o algoritmo FF possui a melhor vazão à medida que o número de nós da rede aumenta sob tráfego exponencial.

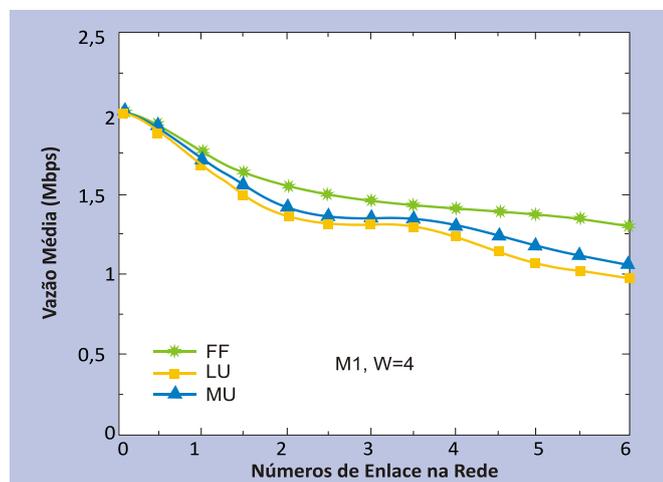


Figura 4.7 – Vazão da rede com roteamento estático.

Fonte: Bezerra, Cardoso e Francês (2010, p. 134).

A figura 4.8 ilustra a curva de probabilidade de bloqueio dos três algoritmos de alocação, em função da carga da rede (em *Erlangs*), para a rede hipotética usada na simulação com fibra única e 4 comprimentos de onda e roteamento dinâmico. Observa-se que, entre os

algoritmos FF, LU e MU, todos apresentaram taxas elevadas de probabilidade de bloqueio e o algoritmo LU, que faz balanceamento de carga, é o mais afetado.

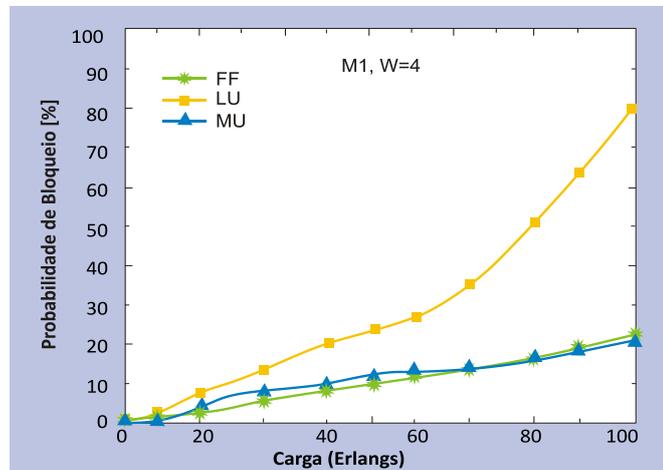


Figura 4.8 – Probabilidade de bloqueio da rede com roteamento dinâmico.

Fonte: Bezerra, Cardoso e Francês (2010, p. 134).

O gráfico da figura 4.9 apresenta a vazão da rede medida através dos algoritmos de alocação FF, LU e MU com fibra única e 4 comprimentos de onda e roteamento dinâmico. De um modo geral, observa-se uma melhora no desempenho dos algoritmos FF e MU. O algoritmo MU possui o melhor desempenho com roteamento dinâmico e sobre tráfego exponencial.

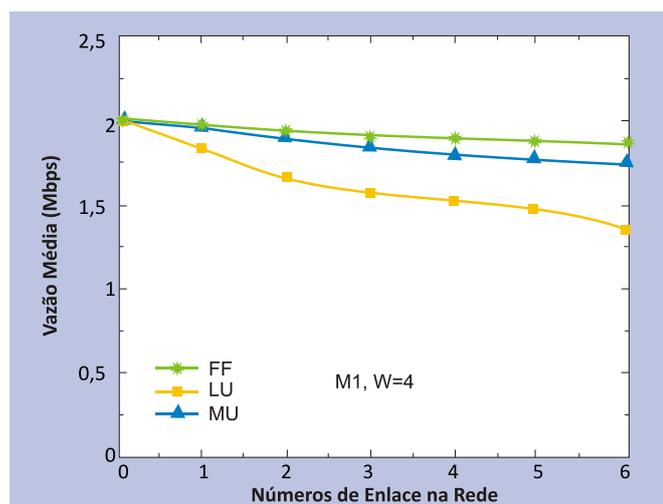


Figura 4.9 – Vazão da rede com roteamento dinâmico.

Fonte: Bezerra, Cardoso e Francês (2010, p. 134).

O desenvolvimento de redes ópticas para compor as futuras infra-estrutura de transporte dos backbones dos provedores de serviços de telecomunicações é uma tendência mundial. Os recursos básicos dessas redes são caminhos ópticos compostos de comprimentos de onda multiplexados em WDM nas fibras ópticas. Esses recursos devem suportar a oferta de uma gama variada de serviços de telecomunicações com um provisionamento dinâmico sob demanda e otimizado para um volume de tráfego crescente.

Os algoritmos de alocação de comprimento de onda aqui estudados constituem-se em instrumentos valiosos na otimização desses recursos. Principalmente quando a tecnologia de conversores de comprimento de onda ainda ser pouca amadurecida e competitiva (DURÃES et al., 2009). Neste estudo, pôde-se observar um cenário hipotético por exemplo, que a implementação de algoritmos mais simples como FF e o MU pode ser competitiva em termos de bloquio e vazão. Foi identificado também que o impacto da desatualização das informações sobre os recursos da rede utilizados afeta negativamente o desempenho de todos os algoritmos de alocação de comprimento de onda estudados.

5 CONCLUSÃO

Este trabalho descreveu uma análise de desempenho de três algoritmos, para atribuição de comprimentos de onda, os quais correspondem a uma solução possível e viável do problema RWA com roteamento estático e dinâmico.

Tradicionalmente, os subproblemas Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda são analisados de forma conjunta, ou melhor, elege-se uma rota e a partir desta, determina-se o melhor comprimento de onda. Este trabalho por sua vez apresenta um outro enfoque à solução destes subproblemas: um algoritmo de roteamento (estático ou dinâmico) escolhe um conjunto de rotas possíveis e o algoritmo de atribuição de comprimentos de onda as analisa para verificar qual delas possui o melhor comprimento de onda. Entretanto, não estamos trabalhando com redes elétricas pois a questão do roteamento se encerra ao se estabelecer a rota, nas redes óptica começa uma segunda ação que é essencial no funcionamento do sistema: a alocação de um comprimento de onda para a rota estabelecida.

O algoritmo de atribuição de comprimentos de onda estudados tem por objetivo selecionar os melhores comprimentos de onda utilizando, como métrica de custo, a utilização do conjunto de comprimentos de onda por enlace óptico. Nesta dissertação, pode-se analisar um cenário hipotético através de resultados aferidos por simulação, onde foi realizada a implementação de alguns algoritmos de alocação de comprimento de onda encontrados na literatura, como *first-fit* (FF), *least-used* (LU) e *most-used* (MU), sendo o *first-fit* (FF) e *most-used* (MU) mais competitivos em termos de custo-desempenho. Pode-se, também, identificar que a desatualização de informação sobre os recursos (comprimento de onda) da rede afeta diretamente o desempenho dos algoritmos de alocação estudados. O algoritmo *least-used* (LU) que opera com informação global da rede, fazendo balanceamento de carga, foi o mais afetado em ambos os cenários com roteamento estático e dinâmico.

5.1 CONTRIBUIÇÕES

As principais contribuições foram alcançadas devido ao fato desse trabalho ser baseado e em uma nova visão para o problema RWA, onde a alocação de comprimento de onda se sobrepõe em importância ao roteamento. Nenhuma abordagem similar foi encontrada na literatura consultada. Outra contribuição de grande importância para validar a proposta apresentada está na avaliação da comunidade acadêmica sobre o tema e os resultados apresentados através do trabalho (BEZERRA et al., 2010), onde o mesmo recebeu avaliações excelentes dos revisores sobre os tópicos relevância e originalidade no trabalho publicado.

5.2 TRABALHOS FUTUROS

Neste trabalho alguns aspectos foram priorizados em detrimento de alguns outros em função da implementação dos algoritmos de alocação de comprimento de onda no simulador. Essa seção trata dos aspectos que não foram tratados, mas devem ser incorporados a proposta em um momento futuro, como a implementação no simulador da FOG (Função Objetivo Genérica) (CARDOSO et al., 2006), que trata o Problema RWA, integrando roteamento e alocação de comprimentos de onda, sem o estabelecimento de restrições. Para tanto, propõe-se o uso de uma função objetivo que execute completamente o processo RWA, antes que as restrições sejam consideradas, pois isso garante que o processo RWA esteja sendo efetivamente realizado e não será mascarado pelas restrições.

Outros estudos estão sendo conduzidos para avaliar o desempenho dos algoritmos de alocação de comprimento de onda que possa ter desempenhos uniformes independente do tipo de roteamento, estático ou dinâmico.

REFERÊNCIAS

ASSIS, K.D.R. **Diálogos & Ciência – Revista Eletrônica da Faculdade de Tecnologia e Ciências de Feira de Santana**. Ano I, n. 3, ago. 2003.

ASSIS, K.D.R.; GIOZZA, W. F.; WALDMAN, H. **Redes Ópticas Estáticas para o Tráfego IP**. FEEC-Decom-Universidade Estadual de Campinas, Caixa Postal 6101, 13081 970, Campinas-SP-Brasil, Setembro 2007.

BANERJEE, D; MUKHERJEE, B. **Practical approaches for routing and wavelength assignment in large all-optical wavelength-routed networks**. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, v. 14, p. 903-908, June 1996.

BEZERRA, P. H.; CARDOSO, A. J. F.; FRANCÊS, C. R. L. **Performance Evaluation of Algorithms for Wavelength Assignment in Optical WDM Networks**. IJCSNS International Journal of Computer Science and Network Security, v. 10 n.1, pp. 130-136, January 2010.

CARDOSO, A. J. F.; COSTA, J. C. W. A; FRANCÊS, C. R. L. **Uma Função Objetivo Genérica para o Algoritmo de Roteamento e Alocação de Comprimento de Onda**. Belo Horizonte, MOMAG 2006 (CD-232).

CHU, X.; LI, B.; ZHANG, Z. **A Dynamic RWA Algorithm in a Wavelength-Routed All-Optical Network with Wavelength Converters**. IEEE INFOCOM 2003.

DEITEL, P. J.; Deitel, H. M. **C++ How to Program**. Prentice Hall, 3rd Bk&cdr edition, 2000.

DURÃES, G.M; SOARES, A. C. B.; GIOZZA, W. **A Escolha da Melhor entre as Menores Rotas em Redes Ópticas Transparentes**. Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores - SBRC, 2009.

JOHN, W.Y. **Advanced in the management and control of optical Internet**, IEEE J. Select. Areas Communic., v. 20, p. 768-785, may 2002.

KEISER, G.E. **A Review of WDM Technology and Applications**. GTE Systems Massachusetts, Optical Fiber Techn.5, p. 3-39, 1999.

KOVACEVIC, M.; ACAMPORA, A. **Benefits of Wavelength Translation in All-Optical Clear-Channel Networks**. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, v. 14, n. 5, p. 868-880, June 1996.

MEDINA, R. **Photons vs. electrons [all optical network]**. Journal or Magazine, IEEE, v. 21, issue 2. MAY 2002.

MODIANO, E.; NARULA-TAM, A. **Survivable Routing of Logical Topologies in WDM Networks**. IEEE INFOCOM, v. 1, p. 348-357, 2001.

MUKHERJEE, B. **Optical Communication Networks**, McGraw-Hill, New York, 2003.

MURTHY, C. S. R.; GURUSAMY, M. **WDM Optical Networks: Concepts, Desing and Algorithms**, Prentice Hall. 2002.

NS-2 **Network Simulator**. Disponível em: <<http://www.isi.edu/nsnam/ns>>, acesso 15/04/2005.

OWNS - **Optical WDM Network Simulator Software**. WSU Networking Research Laboratory, Disponível em: <<http://www.eecs.wsu.edu/~dawn/software/owns.html>>, acesso 17/04/2005.

PIRES, LEANDRO DA SILVA. **Alocação de Conversores de Comprimento de Onda em Redes Ópticas**. Tese submetida ao corpo docente da coordenação dos programas de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica da PUC-Rio, Setembro de 2005.

RAMASWAMI, R.; SIVARAJAN, K. N. **Optical Networks: a practical perspective**. San Francisco, USA. Morgan Kaufmann, Second edition 2002.

RAMASWAMI, R.; SASAKI, G. **Multiwavelength Optical Networks with limited wavelength conversion**. IEEE INFOCOM, v. 6, n. 6, p. 744-754, 1998.

RAMASWAMI, R.; SIVARAJAN, K.N. **Design of Logical Topologies for Wavelength-Routed Optical Networks**. IEEE Selected Areas of Communication, v. 14, n. 5, p. 840-851, 1996.

RAMASWAMI, R.; SIVARAJAN, K.N. **Routing and Wavelength Assignment in All-Optical Networks**. IEEE Transactions on Networking, v. 3, n. 5, p. 489-500, 1995.

RANANURTHY, B.; MUKHERJEE, B. **Wavelength Conversion in WDM Networking**. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 16, No. 7, pages 1061-1073, September 1998.

SILVA, E. S. C. **Roteamento Inteligente em Redes WDM por funcionamento na Camada Física**. Dissertação (Mestrado em Engenharia Elétrica), Pontifícia Universidade Católica do Rio de Janeiro, Setembro 2001.

SIVALINGAM, K.; WEN, B. et al. **Optical Wavelength Division Multiplexing (WDM) Network Simulator (OWNS): Architecture and Performance Studies**. School of Electrical Engineering & Computer Science, Washington State University, Mar. 2001.

WALDMAN, H.; YACOUB, M. D. **Telecomunicações: princípios e tendências**. São Paulo: Érica, 2003.

WASON, A.; KALER, R. S. **Wavelength Assignment Problem in Optical WDM Networks**. IJCSNS International Journal of Computer Science and Network Security, v.7 n.4, April 2007.

ZANG, H.; JUE, J.P.; MUKHERJEE, B. **A Review of Routing and Wavelength Assignment Approaches for Wavelength-Routed Optical WDM Network.** Optical Network Magazine, v. 1, n. 1, p. 47-60, Jan. 2000.

ZHOU, J.; YUAN, X. **A Study of Dynamic Routing and Wavelength Assignment with Imprecise Network State Information.** IEEE ICC, p. 207-213, Aug 2002.

APÊNDICE A

###SCRIPT DO ALGORITMO FIRST FIT NO SIMULADOR OWNS###

```
//Inicio do Algoritmo (First Fit)
for (int w = 0; w < link_wvlen_[minfrom][minto].num; w++) {
    if (link_wvlen_[minfrom][minto].stat_tmp[w] == BUSY) {
        continue;
    }

    sw->wvlen[assigning][mintoindex - 1] = w;
    char next_wvlen = FALSE;

    // go up along the link
    if (mintoindex < node_num_ - 1) {
        for (int n = mintoindex + 1; n < node_num_; n++) {
            int fromid = node_[n - 1];
            int toid = node_[n];

            int lastw = sw->wvlen[assigning][n - 2];

            if (link_wvlen_[fromid][toid].stat_tmp[lastw] == FREE) {
                // successful allocation in this link
                // and save it
                sw->wvlen[assigning][n - 1] = lastw;
                continue;
            }
            next_wvlen = TRUE;
            break;
        }

        if (next_wvlen == TRUE)
            continue;
    } // go up along the link

    // go down along the link
    if (mintoindex > 1) {
        for (int n = mintoindex - 1; n > 0; n--) {
            int fromid = node_[n - 1];
            int toid = node_[n];

            int lastw = sw->wvlen[assigning][n];
```

```

        if (link_wvlen_[fromid][toid].stat_tmp[lastw] == FREE) {
            // successful allocation in this link
            // and save it
            sw->wvlen[assigning][n - 1] = lastw;
            continue;
        }
        next_wvlen = TRUE;
        break;
    }

    if (next_wvlen == TRUE)
        continue;
} // go down along the link

// successfully allocate a wvlen,
// update wvlen temp status
busy_tmp_wvlen_stat( sw, assigning );

assigning++;
if (assigning == needed_wvlen) {
    busy_wvlen( sw );
    clear_assigned_wvlen(&assigned_wvlen_[fid]);
    init_assigned_wvlen( &assigned_wvlen_[fid], \
        node_num_, needed_wvlen );
    copy_assigned_wvlen( &assigned_wvlen_[fid], sw );

    // for debug
#ifdef DEBUG
    dump_assigned_wvlen( &assigned_wvlen_[fid], fid );
    //dump_wvlen_stat(SRC, DST);

fprintf(stderr, \
        "%f: lightpath setup for %d->%d:%d (No conversion)\n", \
now(), src, dst, fid);
#endif

    // a successful allocation (no conversion)
    return CONT1;
}
} // for
//Fim do Algoritmo (First Fit)

```

APÊNDICE B

###SCRIPT DO ALGORITMO LEAST USED NO SIMULADOR OWNS###

```
//Inicio Algoritmo (Least-Used)
    if (assigning == needed_wvlen) {
        grava_uso_wvlen(sw, fid);
        mostusedsw = consulta_lista_menosusados();
        fprintf(stderr, " tentativa de escolha leastused nÂ° %d \n", assigning);
        fprintf(stderr, " noh id=%d \n", mostusedsw.FID);
        fprintf(stderr, " numero de escolhas =%d \n", mostusedsw.numvxusado);

        busy_wvlen( mostusedsw.musw );
        clear_assigned_wvlen(&assigned_wvlen_[mostusedsw.FID]);
        init_assigned_wvlen( &assigned_wvlen_[mostusedsw.FID], \
            node_num_, needed_wvlen );
        copy_assigned_wvlen( &assigned_wvlen_[mostusedsw.FID],
mostusedsw.musw);

        // for debug
        #ifdef DEBUG
            dump_assigned_wvlen(
&assigned_wvlen_[mostusedsw.FID], mostusedsw.FID );
            //dump_wvlen_stat(SRC, DST);
            fprintf(stderr, \
                "%f: lightpath setup for %d->%d:%d (No conversion)\n", \
now(), src, dst, fid);
            #endif
            // a successful allocation (no conversion)
            return CONT1;
        }
    } // for
//Fim do Algoritmo (Least-Used)
```

APÊNDICE C

###SCRIPT DO ALGORITMO MOST USED NO SIMULADOR OWNS###

```
//Inicio do Algoritmo (Most-Used)
    if (assigning == needed_wvlen) {
        grava_uso_wvlen(sw, fid);
        mostusedsw = consulta_lista_maisusados();
        fprintf(stderr, " tentativa de escolha mostused nÂ° %d \n", assigning);
        fprintf(stderr, "noh id=%d \n", mostusedsw.FID);
        fprintf(stderr, "numero de escolhas =%d \n", mostusedsw.numvxusado);

        busy_wvlen( mostusedsw.musw );
        clear_assigned_wvlen(&assigned_wvlen_[mostusedsw.FID]);
        init_assigned_wvlen( &assigned_wvlen_[mostusedsw.FID], \
            node_num_, needed_wvlen );
        copy_assigned_wvlen( &assigned_wvlen_[mostusedsw.FID],
mostusedsw.musw);

        // for debug
        #ifdef DEBUG
            dump_assigned_wvlen(
&assigned_wvlen_[mostusedsw.FID], mostusedsw.FID );
            //dump_wvlen_stat(SRC, DST);
            fprintf(stderr, \
                "%f: lightpath setup for %d->%d:%d (No conversion)\n", \
now(), src, dst, fid);
            #endif
            // a successful allocation (no conversion)
            return CONT1;

        }
    } // for
//Fim do Algoritmo (Most-Used)
```

ANEXO A

###PROGRAMA CREATOR TOPOLOGIA###

```
# GRAPH (#nodes #edges id uu vv ww xx yy zz):  
# 10 28 geo(0,{10,10,3,0.200,0.000,0.000}) 10
```

```
proc create-topology {nsns node sinker linkBW wvlens conv_f conv_d conv_t path2 interval  
maxreq } {  
    upvar $node n  
    upvar $nsns ns  
    upvar $sinker sink  
  
    set verbose 1  
  
    if {$verbose} {  
        puts "Creating WDMNodes..."  
    }  
    for {set i 0} {$i < 10} {incr i} {  
        set n($i) [$ns $node]  
  
        # create a session-traffic receiver for each node  
        set sink($i) [new Agent/$sinker]  
        $ns attach-agent $n($i) $sink($i)  
    }  
  
    $ns start-config-wassignlogic  
  
    $ns wvlen-conversion $conv_f $conv_d $conv_t  
  
    $ns alloc-wvlen-path2 $path2  
  
    $ns util-sample-interval $interval  
  
    $ns max-req $maxreq  
  
    # EDGES (from-node to-node length a b):  
    if {$verbose} {  
        puts -nonewline "Creating links 0..."  
        flush stdout  
    }  
}
```

```

set i 0
foreach t {
    {0 9 40ms}
    {0 4 60ms}
    {0 2 40ms}
    {1 8 70ms}
    {2 6 70ms}
    {3 9 20ms}
    {3 8 70ms}
    {3 5 70ms}
    {4 7 70ms}
    {4 6 40ms}
    {5 9 70ms}
    {5 7 40ms}
    {7 9 60ms}
    {8 9 70ms}
} {
    $ns duplex-FiberLink $n([lindex $t 0]) $n([lindex $t 1]) $linkBW [lindex $t 2] Null
$wvlens
    incr i
    if {[expr $i % 100] == 0} {
        puts "creating link $i..."
    }
}
return 10
}

```

ANEXO B

###PROGRAMA SCRIPT OWNS###

```
# @(#) $Header: /home/bwen/src/ns/ns-2/owns_demo.tcl,v 1.1 #2001/03/31 23:17:29 bwen
Exp $
#
#####
#       Define Simulation Variables       #
#####

set val(trace)          "trace_owns.trc" ;# trace file
set val(namtrace)      "owns_demo.nam"  ;# nam trace file
set val(result_file)   "owns_demo.res"   ;# result file

set val(topofile)      demo_topo1.tcl ;# store generated topo creation script
set val(traffile)     demo_traffic1.tcl ;# store generated traf creation script

set val(wvlen_routing) WDMSession      ;# wvlen routing protocol
set val(wvlen_assign) FirstFit         ;# wvlen assignment protocol

set val(node_num)     7      ;# total node number in network
set val(conn_prob)    0.4    ;# nodes connection prob.
set val(topo_seed)    99     ;# seed to create the topology

set val(link_bw)      8Mb     ;# all links have the same bandwidth :-(
                          ;# only use BW < 10Mb at this time
set val(link_wvlen_num) 8      ;# all links have the same wvlen number
set val(link_delay)   10ms    ;# all links have the same delay
set val(wvlen_conv_factor) 1 ;# wvlen conversion factor, between 0 and 1
set val(wvlen_conv_dist) 8 ;# wvlen conversion distance, <= wvlen num
set val(wvlen_conv_time) 0.024 ;# wvlen conversion time (relative time)
                          ;# pkts trasmission time * 3
                          ;# can't be ms or ns :-(

set val(util_sample_interval) 0.5 ;# link utilization sample interval
set val(wvlen_alloc_path2) 1 ;# wvlen alloc on path2? 0, disable; 1, enable

set val(traf_num)     10     ;# total session-traffics in network

set val(traf_arrival_rate) 0.5 ;# each traffic arrival rate
set val(traf_holding_time) 0.2 ;# each traffic holdingtime
```

```

set val(traf_pkt_size)      100  ;# session-traffic packet size
set val(traf_pkt_rate)     1Mb   ;# session-traffic packet arrival rate
                                ;# only use BW < 10Mb at this time

#set val(traf_type)        CBR    ;# session-traffic type in network
set val(traf_type)         Exponential ;# session-traffic type in network

set val(traf_exp_burst_time) 0.7  ;# expoo traffic average burst time
set val(traf_exp_idle_time)  0.1  ;# expoo traffic average idle time

set val(traf_max_req)       50    ;# max requests number
set val(traf_start_time)    0.0   ;# session-traffic starting time
set val(traf_stop_time)     0.0   ;# session-traffic stoping time
                                ;# if 0, doesn't stop until reach
                                ;#      the max requests number

#
# check the env variables
#
if [catch { set env(NS-2) }] {
    puts "environment variable NS-2 not set!\n"
    exit 1
}

set nshome [set env(NS-2)]

#
# helper functions
#
source $nshome/OWNS/tcl/ns-wdm-trafgen.tcl
source $nshome/OWNS/tcl/ns-wdm-stat.tcl

#
# Source the topo generators code
#

source $nshome/OWNS/tcl/ns-wdm-topo-gen.tcl

#
# Finish function
#
proc finish {} {
    global ns nf f rf val

    #
    # statistical result

```

```

#
  save-conf val $rf
  blocking-prob $rf
  average-hops $rf
  average-delay $rf
  utilization $rf

  close $rf

  if { $f != "" } {
    $ns flush-trace
    close $f
  }

  if { $nf != "" } {
    $ns flush-trace
    close $nf

    puts stderr "running nam..."
    exec nam $val(namtrace) &
  }

  exit 0
}

#
# Create a simulator object
#
set ns [new Simulator]

#
# Name trace and trace file output
#
set f ""
set nf ""
set rf stderr

if { $val(trace) != "" } {
  set f [open $val(trace) w]
  $ns trace-all $f
}

if { $val(namtrace) != "" } {
  set nf [open $val(namtrace) w]
  $ns namtrace-all $nf
}

```

```

if { $val(result_file) != "" } {
    set rf [open $val(result_file) w]
}

#
# Define different colors for traffics
#
for { set i 0 } { $i < $val(traf_num) } { incr i } {
    eval $ns color $i $color([expr $i % $color_num])
}

#
# Wvlen routing protocol and assigning mechanism
#
$ns wrouting-proto $val(wvlen_routing)
$ns wassign-proto $val(wvlen_assign)

#
# Generate the topology creation script
#
topology -outfile $val(topofile) -nodes $val(node_num) \
    -connection_prob $val(conn_prob) -seed $val(topo_seed)

#
# Generate the traffic creation script
#
# traffic traffic-type node-num traffic-num output-file
#
traffic $val(traf_type) $val(node_num) $val(traf_num) $val(traffile)

#
# now that we've generated the tcl scripts, source them and call
# the procs to start the simulations.
#
source $val(topofile)
source $val(traffile)

#
# Create random topology
# Example:
# create-topology simulator nodetype sinker linkBW link_wvlen_num
#     wvlen_conv_factor wvlen_conv_distance wvlen_conv_time
#     util_sample_interval max_requests
#
eval create-topology ns WDMNode SessionTrafficRcvr $val(link_bw) $val(link_wvlen_num) \
    $val(wvlen_conv_factor) $val(wvlen_conv_dist) $val(wvlen_conv_time) \

```

```

    $val(wvlen_alloc_path2) $val(util_sample_interval) $val(traf_max_req)

#
# Create random traffics
# Example:
# create-traffic sim source node sink nodenum trafnum
#         pktsize rate traf_arrival_rate traf_holding_time arg1 arg2
#
create-traffic ns traffic WDMNode SessionTrafficRcvr $val(node_num) $val(traf_num) \
    $val(traf_pkt_size) $val(traf_pkt_rate) \
    $val(traf_arrival_rate) $val(traf_holding_time) \
    $val(traf_exp_burst_time) $val(traf_exp_idle_time)

#
# Schedule session-traffic for WDM network
#
for { set i 0 } { $i < $val(traf_num) } { incr i } {
    $ns schedule-sessiontraffic $trafic($i) \
        $val(traf_start_time) $val(traf_stop_time)
}

#
# Schedule ns stop
#
if { $val(traf_stop_time) > 0 } {
    $ns at [expr $val(traf_stop_time) + 1.0] "finish"
}

#ns rtmodel-at 1.0 down $n0 $n1

#
# before ns runs, prepare wassignlogic
#
$ns pre-run-wassignlogic

$ns run

```

ANEXO C

###PROGRAMA CREATOR TRAFICO###

```
proc create-traffic { sim trafsrc node sinker nodenum trafnum pktsize rate traf_arrival_rate
traf_holding_time arg1 arg2} {
    upvar $sim ns
    upvar $trafsrc src
    upvar $node n
    upvar $sinker sink

    set i 0
    foreach pair {
        { 0 5 }
        { 3 1 }
        { 0 4 }
        { 4 6 }
        { 2 3 }
        { 5 0 }
        { 0 3 }
        { 4 0 }
        { 2 0 }
        { 2 4 }
    } {
        set sid [lindex $pair 0]
        set did [lindex $pair 1]
        set src($i) [create-Exponential-traffic $n($sid) $sink($did) $pktsize $rate
$traf_arrival_rate $traf_holding_time $i $arg1 $arg2]
        incr i
    }
}
```