



TESE DE DOUTORADO

**Uma Abordagem Distribuída para  
o Problema de Roteamento e Alocação  
de Comprimentos de Onda em Redes WDM**

Simone Cintra Chagas

Brasília, fevereiro de 2010

**UNIVERSIDADE DE BRASÍLIA**

FACULDADE DE TECNOLOGIA

**UNIVERSIDADE DE BRASÍLIA  
FACULDADE DE TECNOLOGIA  
DEPARTAMENTO DE ENGENHARIA ELÉTRICA**

**UMA ABORDAGEM DISTRIBUÍDA PARA O PROBLEMA DE  
ROTEAMENTO E ALOCAÇÃO DE COMPRIMENTOS DE ONDA EM  
REDES WDM**

**SIMONE CINTRA CHAGAS**

**ORIENTADOR: JACIR LUIZ BORDIM**

**TESE DE DOUTORADO EM ENGENHARIA ELÉTRICA**

**PUBLICAÇÃO: PPGENE.TD - 048/10  
BRASÍLIA/DF: FEVEREIRO – 2010**

UNIVERSIDADE DE BRASÍLIA  
FACULDADE DE TECNOLOGIA  
DEPARTAMENTO DE ENGENHARIA ELÉTRICA

UMA ABORDAGEM DISTRIBUÍDA PARA O PROBLEMA DE  
ROTEAMENTO E ALOCAÇÃO DE COMPRIMENTOS DE ONDAS  
EM REDES WDM

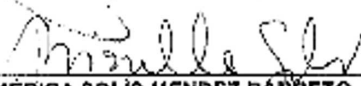
SIMONE CINTRA CHAGAS

TESE DE DOUTORADO SUBMETIDA AO DEPARTAMENTO DE ENGENHARIA ELÉTRICA DA  
FACULDADE DE TECNOLOGIA DA UNIVERSIDADE DE BRASÍLIA, COMO PARTE DOS  
REQUISITOS NECESSÁRIOS PARA A OBTENÇÃO DO GRAU DE DOUTOR.

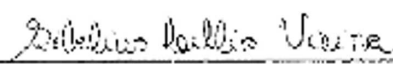
APROVADA POR:



JACIR LUIZ BORDIM, Dr., CIC/UNB  
(ORIENTADOR)



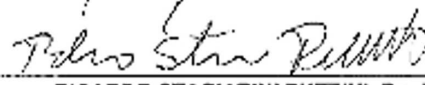
PRISCILA AMERICA SOLIS MENDEZ BARRETO, Dr., CIC/UNB  
(EXAMINADORA EXTERNA)



SIBELIUS LELLIS VIEIRA, Dr., DCC/UCG  
(EXAMINADOR EXTERNO)



FELIPE RUDGE, Dr., FEEC/UNICAMP  
(EXAMINADOR EXTERNO)



RICARDO STACIARINI PUTTINI, Dr., ENE/UNB  
(EXAMINADOR INTERNO)

BRASÍLIA, 08 DE FEVEREIRO DE 2010.

## FICHA CATALOGRÁFICA

CHAGAS, SIMONE CINTRA

Uma Abordagem Distribuída para o Problema de Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda em Redes WDM [Distrito Federal] 2010.

iii, 113p., 297 mm (ENE/FT/UnB, Doutora, Engenharia Elétrica, 2010). Tese de Doutorado – Universidade de Brasília. Faculdade de Tecnologia.

Departamento de Engenharia Elétrica.

1. Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda

2. WDM

3. Abordagem Distribuída

4. Conversores

1. ENE/FT/UnB

II. Título (série)

## REFERÊNCIA BIBLIOGRÁFICA

CHAGAS., S. C. (2010). Uma Abordagem Distribuída para o Problema de Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda em Redes WDM. Tese de Doutorado em Engenharia Elétrica, Publicação PPGENE.TD-048/10, Departamento de Engenharia Elétrica, Universidade de Brasília, Brasília, DF, 113p.

## CESSÃO DE DIREITOS

AUTOR: Simone Cintra Chagas.

TÍTULO: Uma Abordagem Distribuída para o Problema de Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda em Redes WDM.

GRAU: Doutor

ANO: 2010

É concedida à Universidade de Brasília permissão para reproduzir cópias desta tese de doutorado e para emprestar ou vender tais cópias somente para propósitos acadêmicos e científicos. O autor reserva outros direitos de publicação e nenhuma parte dessa tese de doutorado pode ser reproduzida sem autorização por escrito do autor.

---

Simone Cintra Chagas

CCSW 04 Lote 04 Bloco D Apto. 202 Sudoeste.

70.680-450 Brasília– DF – Brasil.

## **Dedicatória**

*Dedico esse trabalho aos meus pais pela educação que me deram e pelo apoio e amor incondicionais. Dedico este trabalho especialmente à minha mãe, Zulmira Gomes Cintra Chagas, pelas suas orações e pelas palavras de força nos momentos de desânimo.*

*Simone Cintra Chagas*

---

## ABSTRACT

The Routing and Wavelength Assignment (RWA) problem asks to find a path from a source node to a destination node obeying the continuity restriction. The continuity restriction asks to find a free and continuous wavelength throughout the path. The continuity restriction is usually considered when solving the RWA problem. Although such restriction can be eliminated by the addition of wavelength converters (WC), their cost is usually a limiting factor. The main contribution of this work is to propose an RWA solution having the following properties: distributed, having similar performance of a centralized approach, reduced complexity. The second main contribution of this work is to propose a scheme to define the best location to place the wavelength converters in the case where the number of WC is less than the number of nodes. The simulation results have shown that the proposed schemes have a performance similar to other more complex strategies even when no WCs are employed. When the proposed RWA is used in conjunction with the WC placement scheme, the performance improves considerably.

Key-Words: optical routing, wavelength assignment, optical networks, distributed routing, optical communications.

O problema de Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda em redes WDM consiste em encontrar uma rota entre um nó origem e um nó destino e alocar comprimentos de onda livres e contínuos nesta rota. A maioria dos algoritmos de Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda propostos na literatura obedecem a restrição de continuidade. Essa restrição pode ser eliminada com a utilização de conversores de comprimentos de onda (CCO-Conversores de Comprimentos de Onda). No entanto, esses equipamentos ainda são considerados muito caros e sua implementação não é trivial. A principal contribuição deste trabalho é propor um Algoritmo de Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda Distribuído que possua desempenho equiparável aos RWAs centralizados propostos na literatura. A segunda contribuição deste trabalho é propor um mecanismo de posicionamento de conversores de comprimentos de onda. Com base nas simulações e análises realizadas pode ser comprovado que o novo algoritmo de Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda distribuído proposto possui desempenho equiparável a outros algoritmos com custo computacional superior. No algoritmo proposto, as requisições são atendidas sob-demanda e o custo computacional do mesmo consiste no custo das mensagens geradas pelo algoritmo de inundação. Esta técnica é utilizada para descoberta das rotas. O mecanismo de Roteamento e Alocação de Comprimentos foi analisado em conjunto com a heurística de posicionamento de conversores distribuído. Os resultados mostram que a utilização de conversores no novo algoritmo de Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda Distribuído proposto melhora consideravelmente o desempenho.

Palavras-chave: roteamento óptico, alocação de comprimentos de onda, redes ópticas, roteamento distribuído, comunicações ópticas.

---

## AGRADECIMENTOS

Primeiramente, agradeço ao meu orientador Jacir Luiz Bordim, pelo sua competência, dedicação, paciência e amizade e sem a ajuda do qual não seria possível a conclusão deste trabalho.

Agradeço a Deus por ter me socorrido nos momentos de desânimo quando rezava o salmo 91 e de alguma forma ele me mostrava o caminho a seguir.

Agradeço à minha amiga Darlene (PGR) que foi quem me deu forças para não desistir do Doutorado no início do mesmo, quando várias dificuldades foram encontradas. Através de suas sábias palavras de incentivo, tive forças para seguir em frente e chegar ao final. Considero o seu empurrão inicial de extrema importância.

Agradeço aos meus pais que são a minha base de sustentação, pelo apoio nos momentos difíceis. Agradeço principalmente à minha mãe, que nos momentos difíceis me escutava chorar ao telefone e rezava por mim à distância.

Agradeço ao meu chefe, Nei Isaías de Andrade Coelho, que sempre foi um dos que de alguma forma segurou a barra no meu trabalho para que eu pudesse me dedicar aos meus estudos.

Agradeço aos meus colegas de trabalho (João, Edson e Rui) pela amizade, carinho e apoio nos momentos mais difíceis. Agradeço também aos outros colegas da DIPROD e SEMIE que apesar de implicarem muito com as minhas licenças, sei que no fundo torciam por mim assim como eu torço por eles.

Agradeço a Eber Huanca Cayo pelo apoio no desenvolvimento deste trabalho, com sua inteligência, paciência e dedicação. Agradeço também pela sua amizade.

Agradeço ao meu colega de Doutorado Laerte Peota pelas palavras de ânimo nos momentos difíceis e pela amizade. Agradeço aos outros colegas do Doutorado também, que foram grandes companheiros quando estávamos cursando as disciplinas: Keite, Pablo, Marivaldo e Charles.

Agradeço à minha grande amiga Selminha, já Doutora e com quem sempre conversava nos momentos de desânimo, para ouvir conselhos e me amparar em sua força e determinação, que pra mim é um exemplo a ser seguido.

Agradeço aos colegas do laboratório GPDS, Tiago, Mintsu e Karen. Especialmente a Karen pela ajuda nas fórmulas matemáticas do LATEX e pelas palavras de apoio.

Agradeço às minhas amigas de diversão: Sônia, Keite, Marcinha, Lena, Cláudia, Leléa, Adriana e Valéria, que me ajudaram muito a espairer e dar boas risadas nos momentos difíceis dessa etapa.

Agradeço aos amores que passaram e que não resistiram ao meu Doutorado, mas que de alguma forma, nos bons momentos que tivemos, contribuíram para aliviar o peso de um Doutorado.

Agradeço à minha diarista Maria pelo seu carinho, apoio e por cuidar de mim como minha segunda mãe.

Agradeço ao meu amigo e terapeuta Cedro, que durante todos esses anos me ajudou a manter o



meu equilíbrio emocional e de forma prática contornar as situações adversas e encontrar as melhores soluções para as mesmas. Agradeço também a todos os meus colegas da terapia em grupo.

Agradeço aos examinadores da banca: professor Felipe Rudge (UNICAMP), professor Sibelius (UCG), professora Priscila (UNB), professor Ricardo Puttini (UNB) por todas as ótimas contribuições que fizeram para melhorar ainda mais o meu trabalho. Em especial ao professor Felipe Rudge, pela sua correção criteriosa e detalhamento das modificações que deveriam ser feitas.

*Simone Cintra Chagas*

# SUMÁRIO

<b>1</b>	<b>INTRODUÇÃO</b>	<b>1</b>
1.1	TECNOLOGIAS E FIBRAS ÓPTICAS	1
1.2	DEFINIÇÃO DO PROBLEMA E JUSTIFICATIVA	3
1.3	ORGANIZAÇÃO DO TRABALHO	4
<b>2</b>	<b>ROTEAMENTO E ALOCAÇÃO DE COMPRIMENTOS DE ONDA EM REDES ÓPTICAS</b>	<b>5</b>
2.1	TECNOLOGIA WDM	6
2.1.1	BENEFÍCIOS DA UTILIZAÇÃO DA TECNOLOGIA WDM	7
2.2	ROTEAMENTO E ALOCAÇÃO DE COMPRIMENTOS DE ONDA (RWA)	8
2.2.1	FUNCIONAMENTO RWA	11
2.3	ROTEAMENTO EM REDES ÓPTICAS	14
2.3.1	ROTEAMENTO FIXO	16
2.3.2	ROTEAMENTO FIXO-ALTERNADO	17
2.3.3	ROTEAMENTO ADAPTATIVO/DINÂMICO	18
2.4	PRINCIPAIS HEURÍSTICAS DE ALOCAÇÃO DE COMPRIMENTOS DE ONDA (Wavelength Assignment)	19
2.4.1	ALEATÓRIA ( <i>Random(RA)</i> )	19
2.4.2	PRIMEIRO-ENCAIXE ( <i>First-Fit(FF)</i> )	19
2.4.3	MENOS-USADO ( <i>Least Used(LU)</i> )	20
2.4.4	MAIS-USADO ( <i>Most Used (MU)</i> )	20
2.4.5	SOMA-MÁXIMA ( <i>MAX-SUM (M<math>\Sigma</math>)</i> )	21
2.4.6	PERDA DE CAPACIDADE RELATIVA ( <i>Relative Capacity Loss(RCL)</i> )	22
2.4.7	PERDA DE CAPACIDADE RELATIVA DISTRIBUÍDA ( <i>Distributed Relative Capacity Loss(DRCL)</i> )	23
2.4.8	MELHOR-ENCAIXE ( <i>Best-Fit</i> )	24
2.5	REVISÃO DO ESTADO DA ARTE RWAs	24
2.6	DISCUSSÃO	26
<b>3</b>	<b>ANÁLISE COMPARATIVA DE DESEMPENHO DE RWAs</b>	<b>27</b>
3.1	MEDIDAS DE AVALIAÇÃO DE DESEMPENHO	27
3.2	MODELO DE ANÁLISE	29
3.2.1	FUNCIONAMENTO RWAs ANALISADOS	29
3.2.2	REDES ANALISADAS	31
3.2.3	DEFINIÇÃO DO MODELO DE ANÁLISE	32

3.2.4	SIMULAÇÕES .....	33
3.3	AVALIAÇÃO DE DESEMPENHO .....	34
3.3.1	ESCALABILIDADE:COMPLEXIDADE COMPUTACIONAL DOS RWAs.....	34
3.3.2	ANÁLISE DA PROBABILIDADE DE BLOQUEIO, CARACTERÍSTICAS DA CARGA/TRÁFEGO E UTILIZAÇÃO DE RECURSOS .....	36
3.4	DISCUSSÃO .....	40
<b>4</b>	<b>PROPOSTA DE UMA ABORDAGEM DISTRIBUÍDA PARA O PROBLEMA RWA ...</b>	<b>43</b>
4.1	RWA DISTRIBUÍDO .....	44
4.1.1	COMPLEXIDADE RWA DISTRIBUÍDO.....	46
4.1.2	IMPLEMENTAÇÃO.....	46
4.2	SIMULAÇÕES E MODELO DE ANÁLISE .....	50
4.2.1	SIMULAÇÃO ESTÁTICA.....	50
4.2.2	SIMULAÇÃO DINÂMICA.....	51
4.3	DISCUSSÃO .....	52
<b>5</b>	<b>PROPOSTA DE UM ALGORITMO DISTRIBUÍDO PARA POSICIONAMENTO DE CON- VERSORES EM REDES ÓPTICAS .....</b>	<b>56</b>
5.1	ALGORITMOS PARA POSICIONAMENTO DE CONVERSORES .....	57
5.2	CONJUNTO DOMINANTE ( <i>Dominating Set</i> ) .....	58
5.3	ALGORITMO DS DISTRIBUÍDO PARA POSICIONAMENTO DE CONVERSORES ....	60
5.3.1	PROCESSO DE MARCAÇÃO .....	60
5.3.2	ANÁLISE DA COMPLEXIDADE DO ALGORITMO DS DISTRIBUÍDO .....	62
5.4	ALGORITMO DS DISTRIBUÍDO APLICADO AO RWA DISTRIBUÍDO.....	63
5.4.1	SIMULAÇÕES E MODELO DE ANÁLISE .....	63
5.5	IMPACTO DA REDUÇÃO DE ENLACES NAS REDES ANALISADAS.....	66
5.5.1	PROCESSO DE CRIAÇÃO DA REDE VIRTUAL.....	66
5.5.2	SIMULAÇÕES E MODELO DE ANÁLISE .....	67
5.6	DISCUSSÃO .....	69
<b>6</b>	<b>CONCLUSÃO E TRABALHOS FUTUROS.....</b>	<b>79</b>
6.1	TRABALHOS FUTUROS .....	80
	<b>REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS .....</b>	<b>81</b>

# LISTA DE FIGURAS

2.1	Rede Óptica Multicamadas [1] .....	7
2.2	Funcionamento Tecnologia WDM .....	8
2.3	Ilustração Problema RWA [2] .....	11
2.4	Rede de 6 nós com 8 caminhos-de-luz roteados .....	13
2.5	Grafo de Coloração para 8 caminhos-de-luz .....	14
2.6	Taxonomia Roteamento .....	16
2.7	Ilustração Roteamento Fixo.....	17
2.8	Ilustração Roteamento Fixo-Alternado.....	18
2.9	Rede WDM com 7 (sete) nós (0 a 3) e 4 (quatro) comprimentos de onda (0 a 3) em cada enlace .....	20
3.1	Pseudocódigo Fixo/Primeiro-Encaixe .....	30
3.2	Pseudocódigo Fixo-Alternado/Primeiro-Encaixe .....	31
3.3	Pseudocódigo Melhor-Encaixe.....	31
3.4	Redes NFSNET, USA e PAN-EUROPÉIA .....	32
3.5	Probabilidade de Bloqueio Estática nas redes:(a) NFSNET, (b) USA e (c) PAN-EUROPÉIA .....	37
3.6	Quantidade Requisições Alocadas Simulação Estática USA: (a) Fixo/Primeiro-Encaixe, (b) Fixo-Alternado/Primeiro-Encaixe e (c) Melhor-Encaixe.....	41
3.7	Quantidade Requisições Alocadas Simulação Dinâmica USA (a) Fixo/Primeiro-Encaixe, (b)Fixo-Alternado/Primeiro-Encaixe e (c) Melhor-Encaixe .....	42
4.1	Rede de 5 (cinco) nós.....	45
4.2	Exemplo de uma rede física de 8 nós .....	48
4.3	Probabilidade de Bloqueio Estática: (a) NFSNET,(b) USA e (c) PAN-EUROPÉIA ..	54
4.4	Requisições Alocadas USA:(a) Melhor-Encaixe e (b) RWA Distribuído sem conversores	55
4.5	Requisições Alocadas USA: (a) Melhor-Encaixe e (b) RWA Distribuído sem conversores	55
5.1	Rede DS 7 nós .....	61
5.2	Diagrama de Transição de Estados DS.....	62
5.3	Posicionamento dos Conversores DS Distribuído redes NFSNET,USA e PAN-EUROÉIA	63
5.4	Probabilidade de Bloqueio Estática: (a) NFSNET, (b) USA e (c) PAN-EUROPÉIA .	71
5.5	Requisições Alocadas USA: (a) RWA Distribuído sem conversores e (b) RWA Distribuído com conversores.....	72

5.6	Requisições Alocadas USA: (a) RWA Distribuído sem conversores e (b) RWA Distribuído com conversores.....	73
5.7	Redes virtuais NFSNET, USA e PAN-EUROPÉIA .....	74
5.8	Evolução rede virtual NFSNET.....	75
5.9	Probabilidade de Bloqueio Estática:(a) NFSNET, (b) USA e (c) PAN-EUROPÉIA ..	76
5.10	Requisições Alocadas USA: (a) RWA Distribuído e (b) RWA-DS Distribuído.....	77
5.11	Requisições Alocadas USA: (a) RWA Distribuído x (b) RWA-DS Distribuído.....	78
6.1	Multiplexador de 4 entradas .....	90
6.2	Demultiplexador de 4 saídas .....	91
6.3	Comutador Cruzado Óptico (OXC).....	92
6.4	Amplificadores Ópticos Dopados com Érbio .....	92
6.5	OLT Demultiplexador .....	93
6.6	OLT Multiplexador.....	93
6.7	Diagrama de Bloco de um Conversor de Comprimento de Onda.....	94
6.8	Conversor Completo ou Total .....	94
6.9	Conversor Fixo .....	95
6.10	Conversor Limitado .....	95

# LISTA DE TABELAS

2.1	Tabela Soma-Máxima .....	22
2.2	Tabela Cálculo RCL .....	22
2.3	Tabela Cálculo DRCL .....	24
3.1	Cenário simulado .....	33
3.2	Média de Requisições Alocadas e Média da Prob. de Bloqueio para 100 (cem) requisições .....	38
3.3	Média de Requisições Alocadas e Média da Prob. de Bloqueio para 2000 (duas mil) requisições .....	39
4.1	Média de Requisições Alocadas e Média da Prob. de Bloqueio para 100 (cem) requisições .....	51
4.2	Média de Requisições Alocadas e Média da Prob. de Bloqueio para 2000 (duas mil) requisições .....	52
5.1	Média de Requisições Alocadas e Média da Prob. de Bloqueio para 100 (cem) requisições .....	65
5.2	Média de Requisições Alocadas e Média da Prob. de Bloqueio para 2000 (duas mil) requisições .....	66
5.3	Enlaces Rede Original x Rede Virtual.....	66
5.4	Média de Requisições Alocadas e Média da Prob. de Bloqueio para 100 (cem) requisições .....	68
5.5	Média de Requisições Alocadas e Média da Prob. de Bloqueio para 2000 (duas mil) requisições .....	69

# LISTA DE ACRÔNIMOS

## Siglas

ATM	Modo de Transferência Assíncrono ( <i>Asynchronous Transfer Mode</i> )
BF	Melhor-Encaixe ( <i>Best Fit</i> )
CDS	Conjunto Dominante Conectado ( <i>Connected Dominating Set</i> )
DS	Conjunto Dominante ( <i>Dominating Set</i> )
DEMUX	Demultiplexador ( <i>Demultiplexer</i> )
DRCL	Perda de Capacidade Relativa Distribuída ( <i>Distributed Relative Capacity Loss</i> )
EDFA	Amplificador Dopado com Érbio ( <i>Erbium Doped Fiber Amplifier</i> )
FC	Canal de Fibra ( <i>Fibre Channel</i> )
FF	Primeiro-Encaixe ( <i>First-Fit</i> )
FDM	Multiplexação por Divisão de Frequência ( <i>Frequency Division Multiplexing</i> )
IP	Protocolo Internet ( <i>Internet Protocol</i> )
LU	Menos-Usado ( <i>Least-Used</i> )
MΣ	Soma-Máxima ( <i>Max-Sum</i> )
MU	Mais-Usado ( <i>Most-Used</i> )
MUX	Multiplexador ( <i>Multiplexer</i> )
OXC	Comutador Cruzado Óptico ( <i>Optical Cross-Connect</i> )
QoS	Qualidade de Serviço ( <i>Quality of Service</i> )
R	Roteamento ( <i>Routing</i> )
RA	Aleatório ( <i>Random</i> )
RCL	Perda de Capacidade Relativa ( <i>Relative Capacity Loss</i> )
RWA	Roteamento e Alocação por Comprimento de Onda ( <i>Routing and Wavelength Assignment</i> )
SCM	Multiplexação por Divisão de Espaço ( <i>Space Division Multiplexing</i> )
SDH	Hierarquia Digital Sincronizada ( <i>Synchronous Digital Hierarchy</i> )
SONET	Redes Ópticas Sincronizadas ( <i>Synchronous Optical Networks</i> )
TDM	Time Division Multiplexing ( <i>Multiplexação por Divisão de Frequência</i> )
VPN	Virtual Private Network ( <i>Rede Privada Virtual</i> )
VoIP	Voz sobre IP ( <i>Voice over IP</i> )
WDM	Multiplexação por Divisão de Comprimento de Onda ( <i>Wavelength Division Multiplexing</i> )
WA	Atribuição de Comprimento de Onda ( <i>Wavelength Assignment</i> )
WC	Conversor de Comprimento de Onda ( <i>Wavelength Converter</i> )

# LISTA DE SÍMBOLOS

$\lambda_i$	comprimento de onda $i$
$\Gamma$	conjunto de requisições de conexões
$\tau_i$	requisição $i$
$\rho_j$	caminho-de-luz $j$
$\Omega$	conjunto de comprimentos de onda/cores disponíveis em cada enlace
$\mathfrak{R}(\psi, l, j)$	capacidade de um enlace $l$ no comprimento de onda $j$ no estado $\psi$
$N_s$	nó origem $s$
$N_d$	nó destino $d$
$r$	quantidade de requisições
$W$	quantidade de transmissores de luz/quantidade de comprimentos de onda
$n$	número de nós de um grafo
$G$	grafo $G$
$V$	conjunto de nós do grafo $G$
$E$	conjunto de enlaces do grafo $G$
$x_\rho$	fluxo do caminho $\rho$
$po$	conjunto de pares ordenados $po$
$M$	quantidade de sinais ópticos/conjunto de todos os pares ordenados $po$
$Z_m$	conjunto de caminhos que o par $po$ $m$ deve usar
$t_m$	tráfego de entrada do par $po$
$f_l$	fluxo total no enlace $l$
$x_\rho^\lambda$	vetor caminho/comprimento de onda
$F_l$	número de fibras no enlace $l$
$D(\psi)l_j$	número de fibras em que $j$ está atribuído no enlace $l$
$H$	comprimento médio dos caminhos-de-luz



$J$	número de enlaces da topologia sendo considerada
$I$	matriz quadrada de ordem $i$
$R_{ij}$	matriz $L \times 2$
$K$	quantidade de requisições geradas
$\sigma$	carga em Erlang
$\gamma_1, \gamma_2$ e $\gamma_3$	critérios de escolha
$y$	custo de obter uma variável aleatória uniforme
$Q$	número de conversores
$\Delta$	quantidade de nós adjacentes de um nó/grau do nó
$Adj(u)$	nós adjacentes de um nó $u$
$\Pi_A^u$	marcação do nó $u$ com a cor $A$
$S_i$	estado $i$
$c_i$	canal óptico $c_i$
$K_{oc}$	entrada e saída do canal óptico
$n_{ch}$	número de entradas e saídas
$r_i$	receptores ópticos
$D_l$	custo do caminho $\rho$
$t$	quantidade de nós

# Capítulo 1

## Introdução

A popularização das tecnologias de comunicação, juntamente com a melhoria da infra-estrutura de redes tornou viável o surgimento de diversos serviços que até pouco tempo estavam longe da nossa realidade e só existiam em filmes de ficção científica. Dentre esses serviços podemos citar: computação em *grid*, transmissões multimídia, onde integra-se dados/voz/vídeo em um único meio físico de transmissão de dados, HDTV (*High Definition Television*), vídeo sob demanda VoD (*Video on Demand*), transmissão de voz utilizando a Internet (VoIP), vídeo-conferência e outros. Todos esses serviços requerem a cada dia uma largura de banda cada vez maior, a qual deve estar disponível não apenas para um usuário, mas para centenas ou milhares deles.

A utilização das fibras ópticas como meio de transmissão de dados foi um grande passo no processo de modernização dos sistemas de comunicações como um todo, devido ao fato de suplantarem, em termos de taxas de transmissão de dados, os sistemas tradicionais tais como cabos de cobre e par-trançado. Além disso, as fibras ópticas apresentam outras vantagens, dentre elas está o fato de não serem tão suscetíveis a interferências eletromagnéticas. Além de que a perda de potência do sinal por quilômetro é muito menor do que nos sistemas com cabos coaxiais, guias de onda ou transmissão pelo ar. Tal característica implica na utilização de uma quantidade menor de repetidores para cobertura de um determinado enlace.

Nas transmissões por fibras ópticas, as frequências usadas possuem valores de centenas de Terahertz, o que permite o emprego de elevadíssimas taxas de transmissão de dados chegando até a milhares de megabits/segundo. Essa propriedade da fibra óptica permite um aumento significativo na quantidade de canais de informações que podem ser transmitidos simultaneamente. Uma das limitações no número de canais a serem transmitidos fica por conta da interface eletrônica necessária para realizar a modulação e a retirada das informações no ponto de chegada do sinal. Com o surgimento da técnica de multiplexação por comprimentos de onda, a capacidade dos sistemas ópticos pode ser aumentada.

### 1.1 Tecnologias e Fibras Ópticas

A tecnologia WDM (*Wavelength Division Multiplexing*) consiste na técnica de multiplexar múltiplos comprimentos de onda (ou cores de luz) para serem transmitidos através de uma única

fibra óptica. Em WDM utiliza-se um canal comum (uma fibra óptica monomodo) para transmitir outros pequenos canais de comunicação, que são os vários comprimentos de onda, de uma ponta a outra. Ou seja, cada comprimento de onda funciona como um canal separado e a agregação deles em uma única fibra funciona como uma forma de multiplicar a capacidade de transmissão da mesma. O problema de encontrar um caminho, isto é, uma rota, de um nó origem até um nó destino em uma rede WDM com comprimentos de onda livres e contínuos ao longo de cada enlace do caminho não é trivial. O problema acima é conhecido como problema RWA (*Routing and Wavelength Assignment*) e foi provado em [3] que o mesmo é NP-Completo. Uma melhor definição de problema NP-Completo é realizada no Anexo I.

Uma maneira de tratar o problema RWA é dividi-lo em dois sub-problemas: problema de Roteamento (R) e problema de Alocação de Comprimentos de Onda (WA). Dessa forma o problema RWA pode ser resolvido da seguinte maneira: primeiro, o algoritmo de roteamento seleciona a melhor rota entre os nós fonte e destino; e depois, a heurística de Alocação de Comprimentos de Onda tenta obter comprimentos de onda livres e contínuos ao longo do caminho selecionado. O objetivo da combinação R/WA é obter a minimização do número de comprimentos de onda e a minimização da probabilidade de bloqueio [4] das requisições geradas.

Entre as estratégias de roteamento usualmente empregadas estão roteamento fixo, roteamento fixo-alternado e roteamento adaptativo. No roteamento fixo, a mesma rota é sempre selecionada para um dado par fonte-destino. Essas rotas são usualmente computadas com os algoritmos de Dijkstra ou de Bellman-Ford [3]. No roteamento fixo-alternado, múltiplas rotas são consideradas e cada nó da rede mantém uma tabela de roteamento contendo uma lista ordenada de rotas fixas para cada nó destino. No recebimento de uma requisição de conexão para um dado par origem/destino  $(N_s, N_d)$ , um comprimento de onda contínuo é buscado na primeira rota da lista. No caso de não ser encontrado nenhum comprimento de onda livre na primeira rota, a próxima rota na lista é verificada. O processo continua até que a requisição seja atendida ou as rotas sejam exauridas [5]. No roteamento adaptativo, a rota é selecionada dinamicamente e depende do estado da rede. O estado da rede é determinado pelo conjunto de conexões em progresso. Os tipos de algoritmos adaptativos comumente usados são roteamento adaptativo de caminho de custo-mais-curto e roteamento adaptativo de caminho menos-congestionado [6].

Todos os WA's inicialmente propostos [7] [8] [9] [6] [5] [10] trabalham sob a restrição de continuidade de comprimento de onda. Estudos posteriores consideraram o uso de conversores de comprimentos de onda. No entanto, devido ao custo de tais dispositivos, pode não ser possível colocar conversores de comprimentos de onda em cada nó. Para ilustrar, considere o seguinte caso. Seja  $Q$  um conjunto de conversores e  $V$  um conjunto de nós na rede, com  $|Q| \ll |V|$ . Certamente deve ser desenvolvido um mecanismo para encontrar a melhor localização para se colocar conversores, o que também é um problema NP-Completo, conforme demonstrado em [11]. Heurísticas para um melhor posicionamento de conversores de comprimentos de onda em redes WDM já foram propostas em [12] [13].

Apesar de um número de heurísticas de atribuição de comprimentos de onda (WAs) e soluções de roteamento(R) existirem, ainda não se chegou a um consenso de qual combinação R/WA é a melhor. Tal situação deve-se ao fato de que o desempenho dessas várias combinações possíveis

dependem de uma série de parâmetros, tais como: topologia, número de comprimentos de onda, existência ou não de rotas alternativas, quantidade de fibras, tipo de algoritmo de roteamento e alocação de comprimento de onda (RWA) utilizado e a utilização ou não de conversores de comprimentos de onda. Além disso, o desempenho dos RWAs também está sujeito ao tipo de implementação, ou seja, centralizada ou distribuída.

## 1.2 Definição do problema e Justificativa

Neste trabalho inicialmente são estudados algoritmos de roteamento (R) e as principais heurísticas de alocação de comprimentos de onda (WAs) sem conversores de comprimentos de onda. Existe um número de WAs propostas na literatura, sendo as mais significativas as seguintes: Aleatória (*Random(RA)*), Primeiro-Encaixe (*First-Fit(FF)*), Menos-Usado (*Least-Used (LU)*), Mais-usado (*Most-Used(MU)*), Soma-Máxima (*Max-Sum(M $\Sigma$ )*), Perda de Capacidade Relativa (*Relative Capacity Loss (RCL)*), Perda de Capacidade Relativa Distribuída (*Distributed Relative Capacity Loss(DRCL)*), Melhor-Encaixe (*Best-Fit (BF)*) e outros [7] [8] [9] [6] [5] [10].

Em seguida foi realizada uma análise comparativa de desempenho de 3 (três) RWAs considerados mais importante e mais utilizados, sendo eles: Fixo/Primeiro-Encaixe, Fixo-Alternado/Primeiro-Encaixe e Melhor-Encaixe. Todos esses RWAs são implementados de forma centralizada. Dentre eles o que apresentou o melhor desempenho para diferentes redes e para diferentes quantidades de comprimentos de onda foi o Melhor-Encaixe.

Diante dos estudos realizados pode ser verificado que vários algoritmos RWAs foram propostos, mas a maioria deles possuem uma abordagem centralizada, o que de alguma forma reduz a escalabilidade da rede e introduz um ponto de falha. Além disso, pode ser observado que a maioria dos RWAs fazem a utilização do algoritmo de Dijkstra para descoberta de rotas. Nas poucas propostas de RWA com uma abordagem distribuída, é utilizado o algoritmo de Bellman-Ford, o qual faz a troca de tabelas, o que gera uma sobrecarga na rede. O objetivo deste trabalho é propor um novo RWA Distribuído, onde as requisições geradas serão atendidas sob-demanda e o mecanismo utilizado na descoberta de rotas é o algoritmo de inundação, muito utilizado no roteamento em redes sem-fio. Além disso, no momento de se escolher a melhor rota serão usados critérios de desempate.

A maioria dos RWAs, além de utilizarem uma abordagem centralizada, não fazem a utilização de conversores de comprimentos de onda nos nós de uma rede WDM, devido ao alto custo destes componentes. O que tem sido proposto são heurísticas para posicionamento de conversores de comprimentos de onda apenas em alguns nós das topologias, mas a maioria dessas heurísticas utilizam uma abordagem centralizada para o posicionamento de conversores. O objetivo deste trabalho é também propor um novo algoritmo de posicionamento de conversores distribuído e fazer a análise do mesmo junto com o RWA Distribuído que está sendo proposto.

## 1.3 Organização do Trabalho

No restante desse trabalho, primeiramente é dada uma visão geral das principais características das fibras ópticas WDM e das vantagens e desvantagens de sua utilização no Capítulo 2. Em seguida, é definido o problema RWA (*Routing and Wavelength Assignment*) e explicado o funcionamento dos principais RWAs existentes. No Capítulo 3, são apresentadas análises comparativas dos RWAs considerados de maior relevância através da simulação dos mesmos em diferentes topologias e com diferentes parâmetros. Neste mesmo capítulo é feita a análise da complexidade computacional dos mesmos. Depois de realizadas as análises, no Capítulo 4 é proposto um RWA Distribuído sem conversores e é feita a comparação do RWA Distribuído com o RWA Melhor-Encaixe, que segundo análises realizadas anteriormente foi considerado o RWA de melhor desempenho.

No Capítulo 5 é apresentado um mecanismo de posicionamento de conversores de comprimentos de onda distribuído baseado no conceito de conjuntos dominantes. Em seguida é feita a análise do RWA Distribuído proposto anteriormente com os conversores nas posições definidas por esse novo algoritmo. Através da utilização de conceitos de conjuntos dominantes, faz-se a utilização de uma topologia virtual, onde elimina-se alguns enlaces em relação à topologia original e analisa-se o impacto dessa redução na probabilidade de bloqueio. Este trabalho finaliza com conclusões sobre os resultados obtidos, enumera as publicações já realizadas e indica possíveis trabalhos futuros.

## Capítulo 2

# Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda em Redes Ópticas

As Redes Ópticas que fazem a utilização da tecnologia WDM para transmissão de dados surgiram com o intuito de atenderem à demanda das aplicações de comunicação emergentes, nas quais os requerimentos por altas larguras-de-banda são cada vez maiores. Essa compatibilidade torna-se possível com a divisão da grande largura-de-banda de transmissão de uma fibra óptica ( $\approx 50$  terabits por segundo) em múltiplos canais de transmissão com larguras-de-banda menores ( $\approx 10$  gigabits por segundo), compatíveis com as velocidades de processamento eletrônico dos usuários finais.

O interesse crescente em redes WDM formadas por nós roteadores de comprimentos de onda interconectados por fibras ópticas deve-se ao fato de essas redes carregarem dados entre estações de acesso dentro do domínio óptico sem nenhuma necessidade de nenhuma conversão intermediária óptica/eletrônica ou eletrônica/óptica. Nesse tipo de estrutura de rede, para que seja possível enviar dados a partir de um nó de acesso para outro, um nó necessita estabelecer uma conexão na camada óptica similar à uma conexão estabelecida em uma rede comutada por circuito. Essa conexão pode ser realizada pela determinação de um caminho na rede entre dois nós e pela alocação de um comprimento de onda livre em todos os enlaces do caminho. Esse caminho totalmente óptico é comumente denominado de caminho-de-luz e pode varrer múltiplos enlaces de fibra sem necessitar de nenhum processamento eletrônico, enquanto usar um canal WDM por enlace. Toda a largura-de-banda em um caminho-de-luz é reservada para a conexão estabelecida até que a mesma termine, momento a partir do qual os comprimentos de onda associados à conexão encerrada tornam-se novamente disponíveis em todos os enlaces ao longo da rota [14].

Em uma rede WDM com um conjunto de requisições por caminho-de-luz, o problema RWA consiste em alocar cada uma dessas requisições determinando a melhor rota e atribuir comprimentos de onda livres nessas rotas, de tal forma que esses comprimentos de onda estejam sujeitos a algumas restrições. O objetivo de um problema RWA é sempre minimizar o número de comprimentos de onda usados ou maximizar o número de caminhos-de-luz configurados com sucesso [3].

## 2.1 Tecnologia WDM

Como já citado anteriormente, os serviços oferecidos atualmente para o usuário final requerem cada vez mais recursos da rede, mesmo essa rede sendo uma rede baseada em fibra óptica onde é oferecida alta largura de banda. Uma solução para oferecer esse tipo de serviço são as redes ópticas baseadas em uma arquitetura de múltiplos comprimentos de onda. Esse tipo de arquitetura trata-se de uma arquitetura multicamadas ilustrada através da Figura 2.1. Esse tipo de arquitetura é formada por uma infra-estrutura óptica - a camada física- que provê serviços de comunicação básicos para um número de redes lógicas independentes LNs (*Logical Networks*), as quais residem em uma camada lógica. Cada LN oferece a capacidade crua oferecida pela camada física, adaptando a mesma para a necessidade dos clientes que servem, onde os clientes são aqueles que se localizam na camada de serviços da Figura 2.10. Para ilustrar, a rede SONET usa os canais de comprimentos de onda ópticos oferecidos pela camada física, transmite sinais ópticos nos mesmos, e carrega canais de comunicação multiplexados nesses sinais. Os canais SONET podem ser usados para suportar variados tipos de serviços, sendo que na Figura estão ilustrados dois tipos de serviço: serviço telefônico antigo e uma VPN. Por sua vez a camada SONET também suporta uma camada ATM que por sua vez suporta uma camada IP para prover serviços de acesso à Internet aos seus usuários finais. Pode ser usada também uma camada IP independente que faz acesso direto à camada física (óptica) para prover serviços como telemedicina, VoIP e compartilhamento de música e vídeo. Além disso, a camada física pode oferecer conexões puramente ópticas para o usuário final através de comprimentos de onda atribuídos sob-demanda [1].

Em uma rede WDM [15], fluxos de laser são carregados em diferentes comprimentos de onda, os quais são usados para conexões fixas ponto-a-ponto. Essas conexões fixas são chamadas de caminhos-de-luz. A principal restrição em relação aos caminhos-de-luz é que diferentes caminhos-de-luz não podem compartilhar o mesmo comprimento de onda na mesma fibra óptica [16].

A Figura 2.2 resume o funcionamento da tecnologia WDM: do lado do transmissor existem  $W$  transmissores independentes. Cada transmissor, denotado como  $T_{xi}$ , é uma fonte de luz num dado comprimento de onda (um laser), que é modulado como um fluxo de dados (analógico ou digital). Portanto, a saída de cada transmissor é um sinal óptico (comprimento de onda), denotado como  $\lambda_i$ , onde  $0 \leq i \leq W$ . O sinal óptico dos  $W$  transmissores são combinados em uma única fibra pelo multiplexador e transmitidos pela fibra óptica. Do outro lado, os sinais ópticos são demultiplexados em  $W$  sinais individuais, e endereçados para o receptor apropriado. A amplificação óptica é usada depois da multiplexação do comprimento de onda e antes da demultiplexação do comprimento de onda [17].

Conforme a tecnologia WDM vai evoluindo, o número de comprimentos de onda que podem ser transmitidos na mesma fibra vai aumentando. Em outras palavras, o enlace de uma fibra pode ser aumentado sem a necessidade de adicionar-se novas fibras. A adição ou substituição de novas fibras é consideravelmente mais cara que a melhoria dos componentes necessários. Existem modelos de custo para analisar e determinar a viabilidade financeira em se adquirir novos equipamentos de ponta WDM óptico-eletrônicos versus o custo de se alugar ou se estender fibras adicionais entre os pontos finais, mas não são do escopo deste trabalho. Uma rede que faz a utilização da tecnologia WDM é formada por alguns componentes principais, cujos conceitos e funcionamento básico são

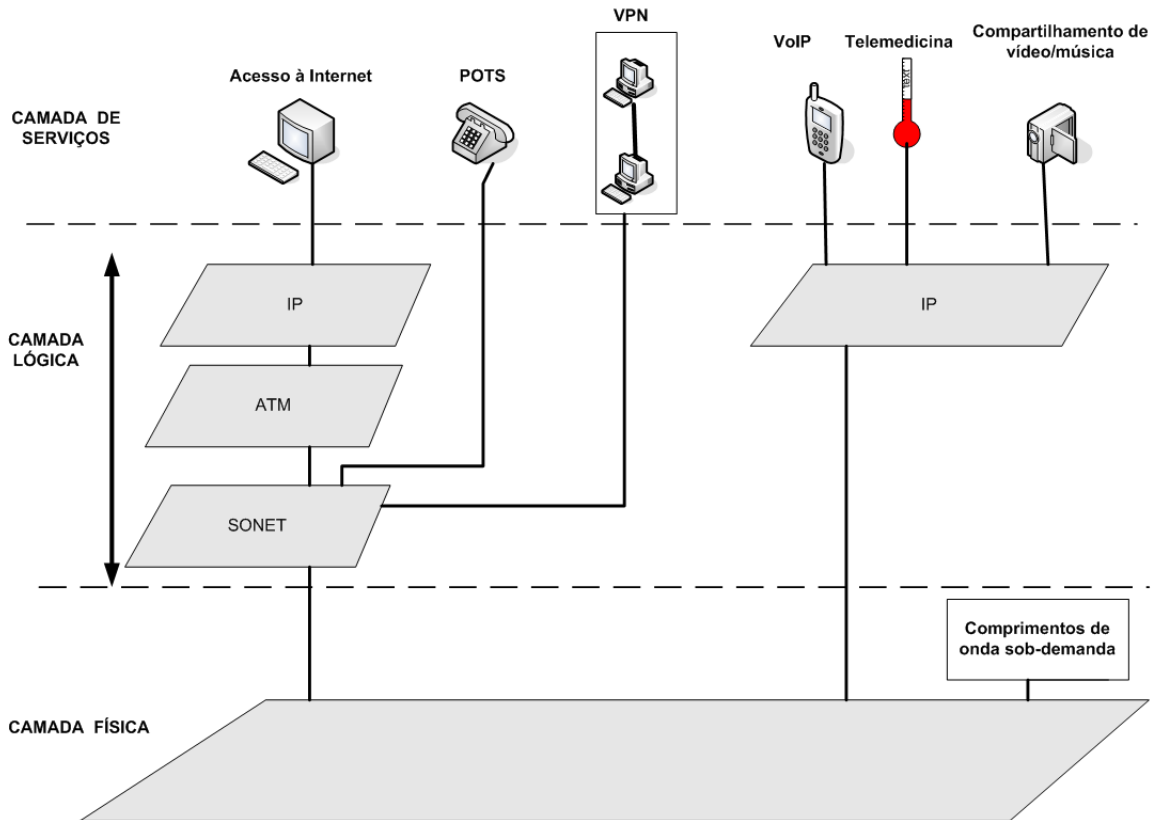


Figura 2.1: Rede Óptica Multicamadas [1]

explicitados no Anexo II.

### 2.1.1 Benefícios da Utilização da Tecnologia WDM

Em relação às futuras redes totalmente ópticas, a multiplexação por comprimento de onda (WDM) em conjunto com o encaminhamento dos dados por comprimento de onda (RWA) vem se tornando uma tecnologia aliada promissora [18]. O uso da tecnologia WDM permite não só um aumento significativo da capacidade de transmissão de dados, como também um aumento da capacidade de processamento (vazão) nos nós de cruzamento (OXC's), o que eliminaria o problema de engarrafamento nessas redes durante o processamento eletrônico. As redes WDM são consideradas vantajosas por serem escaláveis e por permitirem a reutilização de comprimentos de onda, sendo mais direcionadas para serem usadas em redes metropolitanas (MAN's) ou em redes de longa distância (WAN's). Ainda dentre os seus benefícios estão:

1. **Altas taxas de transmissão de dados:** já tem sido relatadas taxas na faixa de Tb/s.
2. **Melhoria da qualidade de processamento:** é obtido uma melhora de processamento nos nós intermediários, através da utilização de conectores cruzados ópticos (OXC's). Este tipo de hardware elimina o gargalo da conversão eletro-óptica, melhorando o desempenho da rede como um todo.



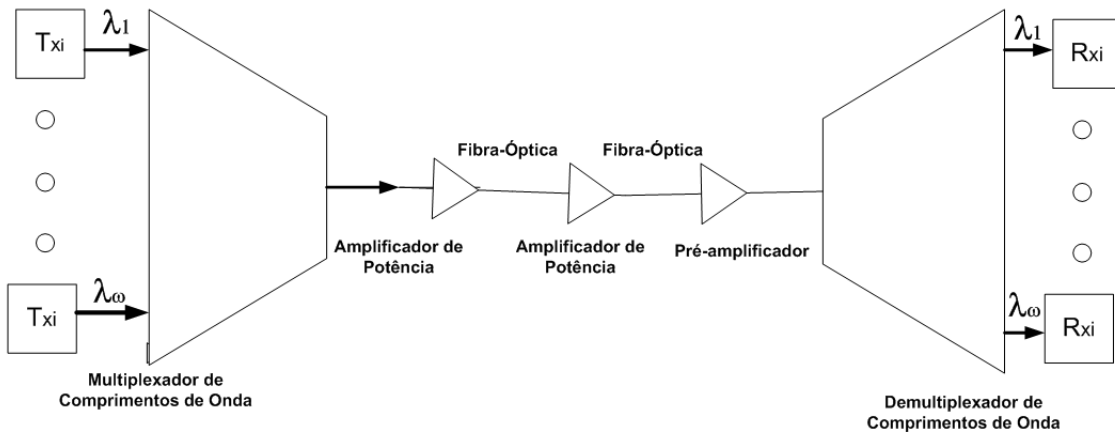


Figura 2.2: Funcionamento Tecnologia WDM

3. **Flexibilidade no fornecimento de serviço:** os caminhos ópticos podem transportar informações de diferentes formatos e diferentes protocolos. Por exemplo, podem-se estabelecer caminhos ópticos entre pares de elementos de rede SDH, ou pares de roteadores IP.
4. **Tolerância a falhas:** A rede óptica pode ser estruturada de modo que em presença de falhas, os caminhos ópticos sejam reencaminhados automaticamente para percursos alternativos.
5. **Reutilização de comprimentos de onda:** O mesmo comprimento de onda pode ser usado em diferentes caminhos desde que estes não tenham nenhuma via óptica (enlace) em comum. Tal fato permite estabelecer um número elevado de caminhos, com um número limitado de comprimentos de onda ( $\lambda$ ).
6. **Redução do custo por bit em redes de banda larga:** O uso da tecnologia WDM na camada de meio físico, com o objetivo de aumentar a capacidade de transmissão, reduz fortemente o custo da transmissão por bit. Quando a tecnologia WDM é usada na camada de caminho óptico, todo o tráfego, exceto o que termina nesse nó, é interligado no nível óptico usando encaminhamento no comprimento de onda, o que elimina o engarrafamento durante o processamento elétrico, permitindo uma redução do custo do nó.

## 2.2 Roteamento e Alocação de Comprimentos de onda (RWA)

Segundo [19], o problema RWA é formulado como um grafo  $G = (V, E)$  conectado e não-direcionado, onde  $V$  denota o conjunto de nós do grafo e  $E$  denota o conjunto de enlaces. Cada enlace representa um par de enlaces de fibras unidirecionais em direções opostas. É oferecido um conjunto de pares origem-destino  $(N_s, N_d)$ , onde um par  $(N_s, N_d)$  é um par ordenado  $po = (i, j)$  de distintos nós  $i$  e  $j$ . Suponha que  $t_m$  denote o tráfego de entrada do par  $(N_s, N_d)$   $m$ , que será um número inteiro não-negativo representando o número de requisições de caminhos-de-luz do nó  $i$  para o nó  $j$ . É assumido que requisições de caminho-de-luz são unidirecionais, ou seja, uma requisição de um caminho-de-luz de um nó  $i$  para um nó  $j$  não implica uma requisição de caminho-de-luz de um nó  $j$  para um nó  $i$ . Assume-se também uma função de custo do enlace  $D_l$ .

Sejam dadas as seguintes notações:

$M$  = Conjunto de todos os pares ordenados  $po$

$Z_m$  = Conjunto de caminhos que o par  $po$   $m$  deve usar

$\Omega$  = Conjunto de comprimentos de onda/cores disponíveis em cada enlace

O problema pode ser formulado em termos de uma coleção de fluxos de pares  $\{x_\rho \mid m \in M, \rho \in Z_m\}$ , onde  $x_\rho$  represente o fluxo do caminho  $\rho \in Z_m$  para algum  $m \in M$  e assume um valor inteiro não-negativo. O fluxo total no enlace  $l \in E$ ,  $f_l$ , pode ser expressado da seguinte forma:

$$f_l = \sum_{\{\rho \mid l \in \rho\}} x_\rho, \quad (2.1)$$

onde  $l \in \rho$  se o enlace  $l$  pertence ao caminho  $\rho$ .

Para redes WDM onde não são utilizados conversores de comprimentos de onda (WC), ou seja, onde deve ser considerada a restrição de continuidade, os fluxos de caminhos devem ser distinguidos pelo comprimento de onda/cor (problema de alocação de comprimento de onda). Dessa forma o problema RWA poderá ser formulado através da utilização de um vetor de caminho/comprimento de onda, que poderá ser definido da seguinte forma:  $\{x_\rho^\lambda \mid \rho \in Z_m, m \in M, \lambda \in \Omega\}$ .

A variável  $x_\rho^\lambda$  poderá assumir os valores 0 ou 1 com os seguintes significados:

$$x_\rho^\lambda = \begin{cases} 1, & \text{se comprimento de onda } \lambda \text{ é usado pelo caminho } \rho; \\ 0, & \text{caso contrário.} \end{cases}$$

O fluxo total no enlace  $l \in E$ ,  $f_l$ , pode ser expressado em termos de  $x_\rho^\lambda$  como:

$$f_l = \sum_{\lambda \in \Omega} \sum_{\{\rho \mid l \in \rho\}} x_\rho^\lambda \quad (2.2)$$

Então a formulação do problema RWA sem conversores de comprimento de onda é dada por:

minimizar

$$\sum_{l \in E} D_l f_l \quad (2.3)$$

sujeito a

$$\sum_{\{\rho \mid l \in \rho\}} x_\rho^\lambda \leq 1, \quad \text{para todo } l \in E, \lambda \in \Omega; \quad (2.4)$$

$$\sum_{\rho \in Z_m} \sum_{\lambda \in \Omega} x_\rho^\lambda = t_m \quad \text{para todo } m \in M; \quad (2.5)$$

$x_\rho^\lambda : 0 \text{ ou } 1$ , para todo  $\rho \in Z_m$ ,  $m \in M$ ,  $\lambda \in \Omega$

Nesta fórmula a primeira restrição representa a restrição de capacidade de cada comprimento de onda, indicando que cada um deles pode ser usado no máximo uma vez em cada enlace. A segunda restrição representa a restrição de demanda dos pares  $(N_s, N_d)$ .

No caso de existirem conversores de comprimentos de onda em todos os nós da rede WDM a formulação matemática é dada por:

minimizar

$$\sum_{l \in E} D_l f_l \quad (2.6)$$

sujeito a

$$\sum_{\rho | l \in \rho} x_\rho \leq |\Omega|, \quad \text{para todo } l \in E; \quad (2.7)$$

$$\sum_{\rho \in Z_m} x_\rho = t_m \quad \text{para todo } m \in M; \quad (2.8)$$

$x_\rho$ : inteiro não-negativo, para todo  $\rho \in Z_m$ ,  $m \in M$

Onde  $|\Omega|$  denota a cardinalidade do conjunto  $\Omega$ , ou seja, o número de comprimentos de onda disponíveis (livres). A primeira restrição representa a restrição de capacidade em cada enlace que deve ser dada pelo número de comprimentos de onda disponíveis. A segunda restrição representa o requisito de que a demanda para cada par  $(N_s, N_d)$  é satisfeita pelos fluxos de caminho resultantes.

Na resolução do problema RWA, o roteamento e alocação de comprimentos de onda podem ser tratados de forma conjunta ou separada, sendo o mais comum o mesmo ser tratado de forma separada. Independente da abordagem a ser adotada, o mesmo é considerado um problema NP-Completo [20] [21]. Na abordagem separada, primeiro trata-se o problema de roteamento para depois escolher-se a política a ser adotada na alocação do comprimento de onda. Devido ao fato de ser um problema NP-Completo, na resolução do problema de alocação de comprimentos de onda não são adotadas heurísticas, ou seja, soluções próximas da ótima. Os tipos de roteamento mais utilizados são: roteamento fixo, roteamento fixo-alternado e roteamento adaptativo/dinâmico. As heurísticas de alocação de comprimentos de onda mais utilizadas são: Aleatória (*Random (RA)*), Primeiro-Encaixe (*First-Fit (FF)*), Menos-Usado (*Least-Used (LU)*), Mais-usado (*Most-Used (MU)*), Soma-Máxima (*Max-Sum (MΣ)*), Perda de Capacidade Relativa (*Relative Capacity Loss (RCL)*), Perda de Capacidade Relativa Distribuída (*Distributed Relative Capacity Loss (DRCL)*), Melhor-Encaixe (*Best-Fit (BF)*) e outros [7] [8] [9] [6] [5] [10].

A *Probabilidade de Bloqueio* em um RWA pode ser definida como a probabilidade de uma dada requisição ser ou não ser atendida por comprimentos de onda livres em uma rota e caso não seja atendida ser bloqueada, entrando no cálculo da Probabilidade de Bloqueio. Formalmente, dado um conjunto de requisições  $\Gamma$  formado por  $r$  requisições  $\tau_i$  com  $0 \leq i \leq r$ , onde cada requisição

$\tau_i$  é formada por um par fonte-destino  $(N_s, N_d)$ , tem-se que encontrar um caminho válido entre  $(N_s, N_d)$  que possui o mesmo comprimento de onda livre  $\lambda_i$  em cada enlace do caminho. Se essa condição não for atendida a requisição é bloqueada [4] [22] [23] [24]. Existem várias fórmulas de cálculo da probabilidade de bloqueio [25] [26] [4]. Fórmulas analíticas também foram propostas [27] [28] [29] e o seus resultados comparados com aqueles obtidos através de simulações. Neste trabalho a *probabilidade de bloqueio* é computada semelhante ao modelo utilizado em [30]  $P_b = R_{na}/R_g$ , onde  $R_{na}$  representa o número de requisições não atendidas e  $R_g$  representa o número de requisições geradas.

### 2.2.1 Funcionamento RWA

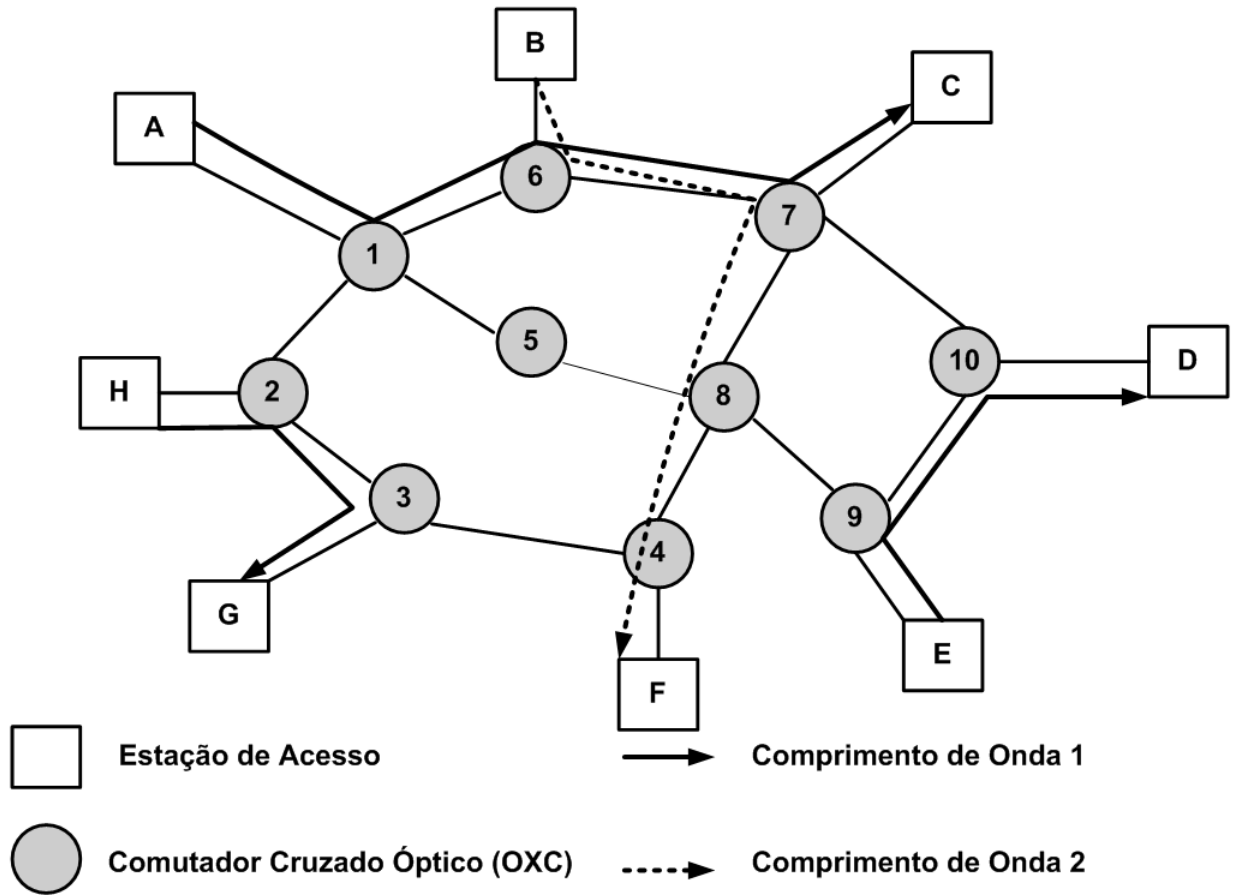


Figura 2.3: Ilustração Problema RWA [2]

Através da Figura 2.3 pode ser visto o funcionamento de um RWA. Suponha-se que em uma rede WDM formada por 8 (oito) estações de acesso e 10 (dez) comutadores cruzados ópticos (OXCs) cheguem 4 (quatro) requisições na seguinte ordem:  $A \rightarrow C$ ,  $B \rightarrow F$ ,  $E \rightarrow D$  e  $H \rightarrow G$ , onde  $\rightarrow$  representa transmissão no sentido fonte $\rightarrow$ destino. Essas requisições irão gerar a demanda por 4 (quatro) caminhos-de-luz que se iniciam em uma estação de acesso fonte e terminam em uma estação de acesso destino. No RWA específico ilustrado nesse exemplo, o roteamento utilizado será

o roteamento fixo (algoritmo do caminho mais-curto) e o comprimento de onda alocado será o de menor índice que estiver disponível em todos os enlaces de um caminho-de-luz. Obedecendo à restrição de continuidade e ao não compartilhamento de comprimentos de onda em caminhos-de-luz que possuam enlaces em comum, o funcionamento do RWA será o que segue:

- Requisição  $A \rightarrow C$ , caminho :  $A \rightarrow \text{OXC1} \rightarrow \text{OXC6} \rightarrow \text{OXC7} \rightarrow C$ , comprimento de onda 1.
- Requisição  $B \rightarrow F$ , caminho :  $B \rightarrow \text{OXC6} \rightarrow \text{OXC7} \rightarrow \text{OXC8} \rightarrow \text{OXC4} \rightarrow F$ , comprimento de onda 2.
- Requisição  $E \rightarrow D$ , caminho :  $E \rightarrow \text{OXC9} \rightarrow \text{OXC10} \rightarrow D$ , comprimento de onda 1.
- Requisição  $H \rightarrow G$ , caminho :  $H \rightarrow \text{OXC2} \rightarrow \text{OXC3} \rightarrow G$ , comprimento de onda 1.

Em uma rede WDM, uma vez que uma rota já foi selecionada para uma determinada requisição de conexão, o congestionamento em um determinado enlace será medido pelo número de caminhos-de-luz que atravessam qualquer enlace físico de uma fibra. No problema RWA, uma vez que foi escolhida a rota, devem ser atribuídos comprimentos de onda para cada caminho-de-luz, de tal forma que não seja atribuído o mesmo comprimento de onda para dois caminhos-de-luz diferentes. Se nos RWAs que forem analisados, não forem usados conversores de comprimentos de onda, os caminhos-de-luz estão sujeitos a terem que alocar o mesmo comprimento de onda em todos os seus enlaces, restrição essa chamada de restrição de continuidade. Tal restrição irá reduzir de uma forma considerável a utilização efetiva dos comprimentos de onda em uma rede, porque mesmo que enlaces de um determinado caminho-de-luz possuam comprimentos de onda livres, esses só poderão ser alocados se forem os mesmos em todos os enlaces, ou de uma outra forma, tiverem a mesma "cor" (comprimento de onda) em todos os enlaces.

Como já citado anteriormente, o RWA consiste em se encontrar um número mínimo de comprimentos de onda necessários para satisfazer um conjunto de requisições considerando que nenhum conversor de comprimento de onda é utilizado. Tal problema torna-se equivalente em complexidade ao problema de coloração em grafos com  $n$  nós. Utilizando-se da idéia de que atribua-se cores de comprimentos de onda a diferentes caminhos-de-luz, o problema RWA pode ser reduzido a um problema de coloração em grafos. A formulação do mesmo pode ser dada da seguinte forma:

1. Constrói-se um grafo  $G(V, E)$ , de tal forma que cada caminho-de-luz seja representado por um nó no grafo  $G$ . Existe um enlace não-direcionado ligando dois nós do grafo  $G$  se esses correspondem a caminhos-de-luz que compartilham um mesmo enlace físico da rede de fibra óptica.
2. Colore-se os nós de um grafo  $G$  de tal forma que dois nós adjacentes nesse grafo não podem ter a mesma cor (comprimento de onda). O processo de coloração em um grafo pode ser ilustrado através das Figuras 2.4 e 2.5 que seguem.

Considere a Figura 2.4 e suponha que se tenha uma rede de 6 (seis) nós onde deseja-se estabelecer 8 (oito) caminhos-de-luz diferentes. Como já explicado anteriormente, uma vez que esses

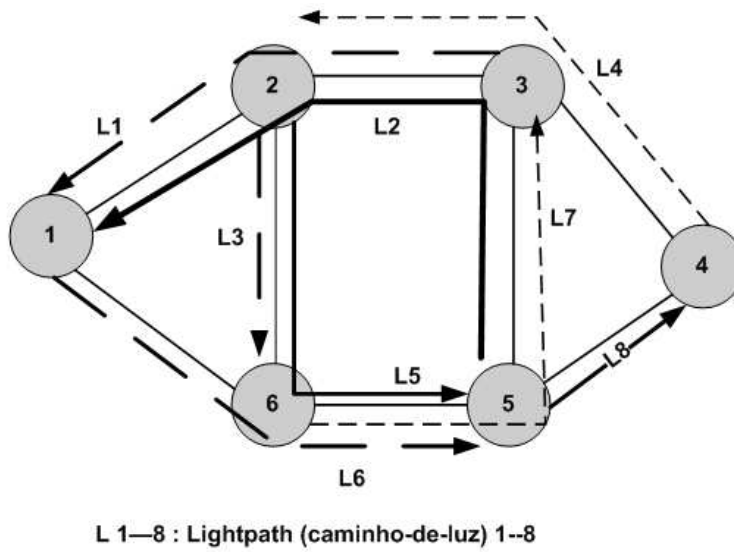


Figura 2.4: Rede de 6 nós com 8 caminhos-de-luz roteados

caminhos-de-luz compartilhem enlaces em sua composição, deverão utilizar cores (comprimentos de onda) diferentes.

Como se tratam de 8 (oito) caminhos-de-luz constrói-se um grafo com 8 (oito) nós ilustrado pela Figura 2.5. Os caminhos-de-luz que compartilham enlaces em sua composição serão interligados nesse grafo. Depois desse processo atribui-se cores (comprimentos de onda) de tal forma que os nós adjacentes no grafo não poderão ter a mesma cor atribuída. Com essas atribuições consegue-se uma forma de minimizar o número de comprimentos de onda (cores) a serem utilizados, o que constitui-se em um dos objetivos do problema RWA e que pode ser observado pela Figura 2.5. No caso específico deste exemplo, os comprimentos de onda a serem atribuídos serão 3 (três)  $\lambda_0$ ,  $\lambda_1$   $\lambda_2$ .

Como pode ser observado nas explicações dadas anteriormente, em redes WDM típicas, um caminho-de-luz deve usar o mesmo comprimento de onda em cada enlace de uma rota específica estabelecida, característica que foi definida como restrição de continuidade. Seria essa característica particular que torna a modelagem de redes WDM diferente da modelagem de redes tradicionais comutadas por circuito. Por outro lado, existe uma alternativa para contornar essa restrição que é a utilização de Conversores de Comprimentos de Onda (CCO). Com a utilização de Conversores de Comprimentos de Onda, um caminho-de-luz pode ser formado por diferentes comprimentos de onda em diferentes enlaces.

Uma rede WDM pode ser classificada segundo a capacidade de conversão de cada nó. Um nó pode ter conversão completa, limitada ou nenhuma capacidade de conversão. Um nó que possui a capacidade de converter de qualquer comprimento de onda de entrada para qualquer comprimento de onda de saída tem a conversão completa. Um nó que possui capacidade de converter somente de alguns comprimentos de onda de entrada para somente alguns outros comprimentos de onda de saída são ditos ter conversão limitada ou parcial e aqueles nós que não possuem conversores não possuem capacidade de conversão.

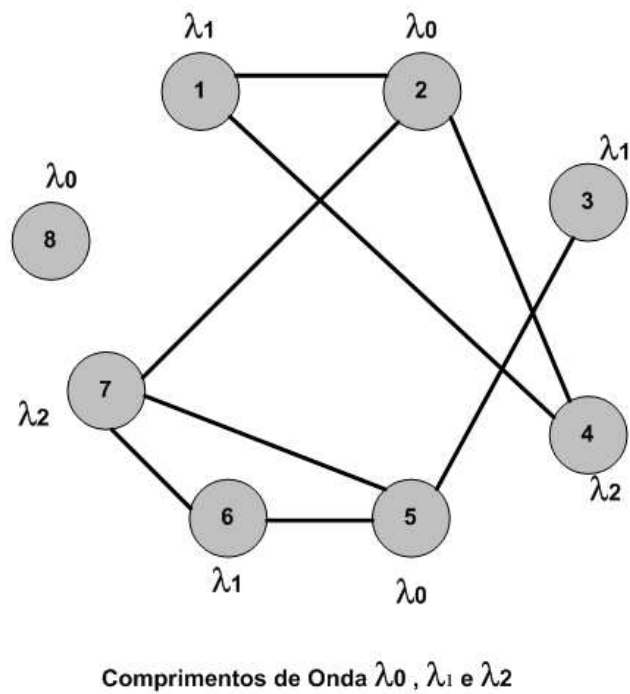


Figura 2.5: Grafo de Coloração para 8 caminhos-de-luz

Segundo [31], considerando todos os nós de uma rede óptica, a mesma pode ter uma das seguintes arquiteturas de posicionamento de conversores de comprimentos de onda: total-completa, parcial, esparsa e esparsa-parcial. Uma rede WDM possui capacidade de conversão total-completa quando é permitido com que um caminho-de-luz ignore o critério de restrição de continuidade em todo o caminho, ou seja, todos os nós da rede possuem conversão total. Esse tipo de característica teria como objetivo ativar os menores números de probabilidade de bloqueio. Uma rede com todos os nós com capacidade de conversão de comprimento de onda parcial é dita ser uma rede com capacidade de conversão de comprimento de onda parcial. Quando somente alguns nós da rede possuem capacidade de conversão total diz-se que trata-se de uma rede com capacidade de conversão esparsa. Se somente alguns nós da rede possuírem capacidade de conversão parcial diz-se que trata-se de uma rede com capacidade de conversão esparsa-parcial. Apesar de existirem melhoramentos recentes nas tecnologias utilizadas na construção de conversores de comprimentos de onda, o custo dos mesmos continua alto. Por isso, no momento de definir-se a utilização ou não de conversores tem-se que analisar o custo/benefício.

## 2.3 Roteamento em Redes Ópticas

Uma rede de comunicação de dados por definição é formada por nós e enlaces e dependendo do tipo de rede a ser considerada os nós recebem denominações diferentes. Em uma rede IP, os nós são chamados de roteadores; em uma rede telefônica comum, escritório central ou comutador de ligações; em uma rede óptica, comutador óptico. Em uma rede de comunicação o tráfego flui de um nó origem (ou nó fonte) até um nó destino. [32]

Rotear consiste no ato de mover informações através de uma rede de um nó origem até um nó destino. O tema roteamento tem sido discutido na literatura de ciência da computação por mais de 2 (duas) décadas, mas o roteamento somente atingiu a sua popularidade comercial por volta de 1980. O principal motivo para esse atraso deveu-se ao fato de as redes de computadores em 1970 serem ambientes simples e homogêneos. Somente recentemente que redes de longa distância tornaram-se popular [33].

O roteamento em si envolve duas atividades básicas: determinar caminhos de roteamento ótimos e transportar grupo de informações(pacotes) através da rede. Esse transporte de informações é comumente conhecido como comutação de pacotes. Apesar da tarefa de comutação de pacotes ser considerada simples, o processo de determinação de um caminho pode se tornar bastante complexo. De uma forma geral, os protocolos de roteamento usam métricas para avaliar qual caminho será o melhor para os pacotes viajarem. Métrica seria uma unidade padrão de medida, como por exemplo largura-de-banda de um caminho, que é usada pelos algoritmos de roteamento para determinar qual é o caminho considerado ótimo até o destino.

Com o objetivo de auxiliar no processo de determinação desse caminho, algoritmos de roteamento inicializam e mantem tabelas de roteamento, as quais contem informações de rotas. Informações de rotas variam dependendo do algoritmo que está sendo utilizado. Os algoritmos de roteamento, de uma forma geral, preenchem as tabelas de roteamento com uma variedade de informações. Os roteadores utilizam as métricas para determinar rotas ótimas e essas métricas diferem-se dependendo do projeto do algoritmo utilizado. Os roteadores comunicam-se uns com os outros e mantêm suas tabelas de roteamento através da transmissão de uma variedade de mensagens. A mensagem de atualização é uma delas e geralmente consiste em toda ou em uma parte da tabela de roteamento. Pela análise das atualizações de todos os outros roteadores, um roteador pode obter uma visão geral da rede.

Segundo [34], o algoritmo de roteamento constitui em uma parte do software da camada de rede responsável pela decisão sobre a linha de saída a ser usada na transmissão do pacote de entrada. Se a sub-rede utilizar datagramas internamente, essa decisão deverá ser tomada mais uma vez para cada pacote de dados recebido. Se forem utilizados circuitos virtuais, as decisões serão tomadas somente quando um novo circuito virtual for estabelecido. Os algoritmos de roteamento, podem ser classificados em dois grupos: adaptativos e não-adaptativos.

Na classe de roteamento não-adaptativos, as decisões de roteamento não se baseiam em medidas ou estimativas do tráfego e da topologia. A rota é previamente calculada *off-line*, sendo a mesma transferida para os roteadores quando a rede é inicializada. Já na classe dos algoritmos adaptativos, as decisões de roteamento são tomadas com o intuito de refletir mudanças na topologia ou no tráfego. Eles se diferenciam também quanto ao lugar onde são buscadas suas informações, quanto ao momento em que as rotas são alteradas e quanto à unidade métrica utilizada para a otimização.

Algoritmos de roteamento podem também ser centralizados ou distribuídos. No modelo centralizado, todas as rotas são criadas por um único nó da rede. Na forma distribuída, cada nó repassa informações sobre alterações na rede para os outros nós, sendo que a rota, neste modelo, é calculada de forma individual em cada nó.

Os algoritmos centralizados possuem algumas vantagens sobre os distribuídos. São mais simples



e os nós comuns da rede são liberados do cálculo das rotas, o que torna os programas dessas máquinas mais simples e leves. Infelizmente, roteamento centralizado não é confiável. No caso de ocorrer uma falha no nó que cria as rotas, toda a rede fica inoperante. É também necessário um consumo extra de banda para a requisição de rotas e a utilização deste tipo de algoritmo depende do tamanho e organização da rede. Outro problema é que se torna necessário uma rota fixa indicando o caminho para o nó encarregado de criar as rotas.

Já os algoritmos distribuídos, por outro lado, são menos suscetíveis a falhas do que os algoritmos centralizados. O tráfego referente a mudanças na rede também não representa um grande problema, já que este é distribuído por toda a rede. Entretanto, laços de roteamento são muito mais comuns e difíceis de serem detectados do que em redes centralizadas. Laços de roteamento são situações em que um pacote fica sendo enviado sempre entre os mesmos roteadores sem nunca chegar ao destino [32]. Essas classificações relativas ao roteamento são ilustradas pela Figura 2.6.

Neste capítulo iremos estudar o funcionamento de 2 (dois) algoritmos não-adaptativos: fixo e fixo-alternado e de 2 (dois) algoritmos adaptativos: LCP (*Least Congested Path*) e Melhor-Encaixe (*Best-fit*). O funcionamento dos algoritmos será explicitado sem considerar se a implementação é centralizada ou distribuída.

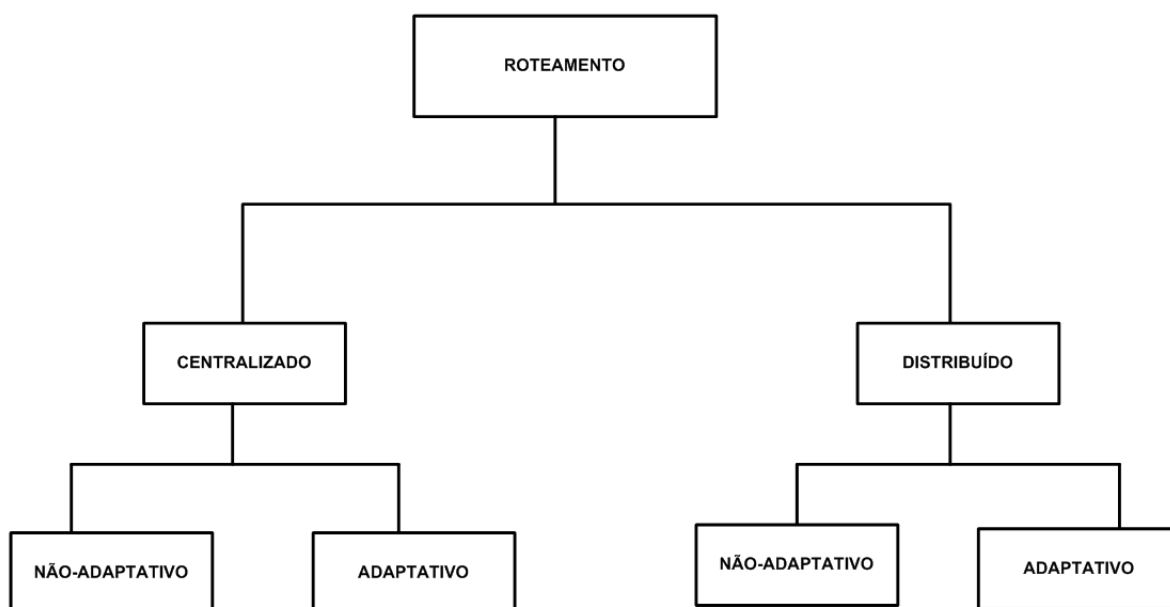


Figura 2.6: Taxonomia Roteamento

### 2.3.1 Roteamento Fixo

A forma mais direta de se fazer o roteamento em uma rede consiste em no momento de rotear uma conexão escolher sempre a mesma rota fixa dado um par fonte-destino. O que é mais usado é escolher um roteamento que seleciona o caminho-mais-curto, sendo esse sempre o mesmo, ou seja, um caminho/rota fixa. O cálculo da rota mais curta geralmente é feito utilizando-se algoritmos padrões de caminho-mais-curto como Dijkstra e Bellman-Ford [35], e qualquer conexão entre um

par específico de nós é feita usando uma rota que já foi pré-determinada.

Somente para ilustrar é utilizada uma rede de 5 (cinco) nós mostrada através da Figura 2.7. Suponha-se que nessa rede chegue uma requisição de conexão  $0 \rightarrow 2$  e que previamente já tenha sido calculado o caminho mais curto entre esses dois nós, o qual, como verificado na Figura 2.7 percorre o caminho  $0 \rightarrow 1 \rightarrow 2$ . Então, em se tratando de um RWA com restrição de continuidade, nessa rota/caminho deverá ser alocado um comprimento de onda livre e ele deverá sempre ser o mesmo. Uma das falhas desse tipo de roteamento é que por existir somente um caminho fixo, só estarão disponíveis os comprimentos de onda daquele caminho. Caso esses comprimentos de onda já estejam alocados acabará ocorrendo uma alta probabilidade de bloqueio. Outra desvantagem também diz respeito à tolerância a falhas. Caso um dos enlaces se rompa não existirá nenhuma rota alternativa pela qual se possa tentar estabelecer as conexões.

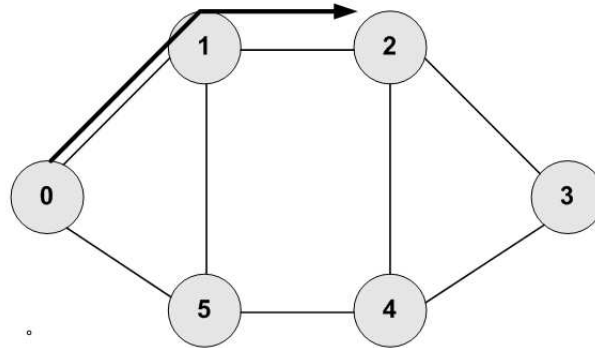


Figura 2.7: Ilustração Roteamento Fixo

### 2.3.2 Roteamento Fixo-Alternado

No algoritmo de roteamento fixo-alternado, cada nó da rede precisará manter uma tabela de roteamento que contenha uma lista ordenada de um número de rotas fixas para cada nó destino. Essas rotas serão formadas pela rota mais-curta principal, segunda rota mais-curta, terceira rota mais-curta e assim sucessivamente até o número de rotas alternativas existentes. A rota mais-curta principal será a primeira da lista de rotas da tabela de roteamento. As rotas alternativas serão as outras rotas consideradas na tabela de roteamento, tendo como critério básico, não compartilharem enlaces com a principal, ou seja, rotas disjuntas em relação aos enlaces. A Figura 2.8 ilustra uma rota principal (linha sólida) do nó  $0 \rightarrow 2$  e uma rota alternativa (linha pontilhada) também do nó  $0 \rightarrow 2$ . Como verificado através da Figura 2.8, a rota primária é mais curta que a rota alternativa (segunda rota mais-curta).

Quando é utilizado esse tipo de roteamento em um RWA, no momento da chegada de uma requisição tenta-se alocar a requisição na rota primária. Caso não seja possível tenta-se alocar a mesma requisição em outras rotas até que se consiga alocar em uma rota que tenha comprimentos de onda livres em todos os enlaces da rota. Caso não seja possível alocar a mesma depois de analisar-se tanto a rota primária quanto todas as outras rotas secundárias, a requisição é bloqueada e perdida. Dentre as vantagens do roteamento fixo-alternado está o fato de oferecer uma certa tolerância a

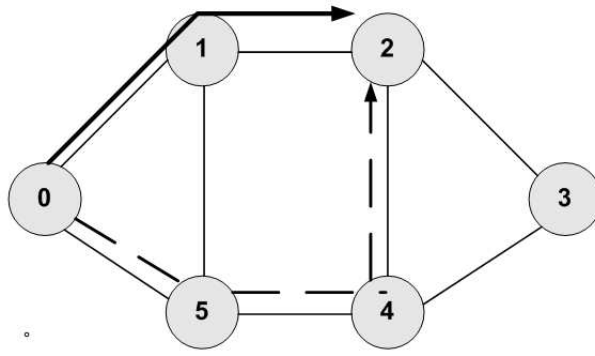


Figura 2.8: Ilustração Roteamento Fixo-Alternado

falhas, já que além de uma rota principal existem rotas alternativas. Além disso o mesmo oferece uma certa diminuição na probabilidade de bloqueio em relação ao roteamento fixo, justamente devido à existência de rotas alternativas.

### 2.3.3 Roteamento Adaptativo/Dinâmico

No roteamento adaptativo/dinâmico, uma rota a partir do nó de origem para o nó destino é escolhida de forma adaptativa/dinâmica, dependendo do estado da rede. O estado da rede pode ser definido como o conjunto de conexões que se encontram alocadas na rede em um determinado instante. Existem duas formas principais de roteamento adaptativo segundo [36]: roteamento adaptativo de caminho-mais-curto e roteamento adaptativo de caminho menos-congestionado (*LCP-Least Congested Path*).

No roteamento adaptativo de caminho-mais-curto cada enlace da rede não usado tem o custo de 1 (uma) unidade, cada enlace usado tem o custo de  $\infty$  (infinito) e cada enlace com conversor de comprimentos de onda tem o custo  $c$ . Caso não exista conversor de comprimento de onda então  $c=\infty$ . Quando uma conexão chega, o caminho mais-curto entre o nó origem e o destino é determinado através de algum algoritmo de roteamento (Dijkstra ou Bellman-Ford). Caso existam múltiplos caminhos com o mesmo custo, um é escolhido randomicamente. Pela escolha do custo do conversor de comprimento de onda ( $c$ ) apropriadamente, pode-se garantir que rotas com conversores de comprimentos de onda sejam escolhidas somente quando caminhos com comprimentos de onda contínuos não estejam disponíveis. Nesse tipo de roteamento adaptativo, uma conexão só é bloqueada quando não existe nenhuma rota com ou sem conversores de comprimentos de onda, do nós origem até o nó destino.

A outra forma de roteamento adaptativo é o de caminho menos-congestionado(*LCP-Least Congested Path*)[37]. Similarmente ao roteamento fixo-alternado, para cada par fonte-destino, uma seqüência de rotas é pré-selecionada. Com a chegada de uma requisição de conexão, o caminho menos-congestionado entre as rotas pré-determinadas é escolhido. O congestionamento em um enlace é medido pelo número de comprimentos de onda disponíveis no mesmo. Enlaces que possuem menos comprimentos de onda livres são considerados os mais congestionados. O congestionamento em um caminho é indicado pelo congestionamento do enlace mais congestionado do caminho. Se

houver um empate, é escolhido o caminho mais-curto. Uma implementação alternativa é sempre dar prioridade para os caminhos mais-curtos e usar o LCP só quando houver empates. Em [37] é mostrado que a combinação do caminho mais-curto com LCP é melhor que só usar LCP.

Outra forma de roteamento adaptativo é o chamado roteamento exaustivo ou sem restrições, onde é usado um algoritmo de roteamento *online* e um conjunto de rotas candidatas são computadas. Uma rota é computada dentre todas as possíveis rotas de um dado par fonte-destino baseando-se no estado corrente da rede. A atribuição de comprimentos de onda é realizada baseando-se na heurística escolhida. Um exemplo desse tipo de roteamento e alocação de comprimento de onda é o Melhor-Encaixe (*Best-Fit*) [10].

A desvantagem dos roteamentos adaptativos existentes é que os mesmos requerem suporte extensivo a partir de protocolos de controle e gerenciamento para que se possa atualizar as tabelas de roteamento continuamente nos nós. A vantagem é que os mesmos resultam em uma probabilidade de bloqueio menor que no roteamento fixo e no fixo-alternado.

## 2.4 Principais Heurísticas de Alocação de Comprimentos de Onda (*WA-Wavelength Assignment*)

Nesta seção serão analisadas as principais heurísticas de alocação de comprimentos de onda com o intuito de analisar de uma forma mais detalhada o funcionamento de cada uma delas. Será utilizado como exemplo uma rede WDM formada por 7 (sete) nós com 4 (quatro) comprimentos de onda em cada enlace, denotados por  $\lambda_0$ ,  $\lambda_1$ ,  $\lambda_2$  e  $\lambda_3$ . Abstraindo-se essa rede e colocando-a no formato de um gráfico, tem-se a rede ilustrada através da Figura 2.9 que segue.

O problema de alocação de comprimentos de onda consiste em depois de determinada uma rota, escolher nessa rota os comprimentos de onda livres em todos os enlaces da mesma, obedecendo dessa forma a restrição de continuidade. Como já citado anteriormente, trata-se de um problema NP-Completo e dessa forma busca-se soluções mais simplificadas através da utilização de heurísticas.

### 2.4.1 Aleatória (*Random(RA)*)

Segundo [20], depois de escolhida a rota através do roteamento fixo, o algoritmo heurístico aleatório faz uma busca dentre os comprimentos de onda disponíveis na rota e a escolha do comprimento de onda livre a ser alocado é feita de uma forma randômica (aleatória). O algoritmo Aleatório recebe o nome de CLA (*Centralized Lightpath Allocation*) por possuir uma abordagem centralizada. Para ilustrar, suponha-se que chegue a requisição<sub>1</sub>(2,4), no caso dessa heurística qualquer um dos comprimentos de onda ( $\lambda_0$ ,  $\lambda_1$ ,  $\lambda_2$  ou  $\lambda_3$ ), ilustrados através da Figura 2.9 poderá ser selecionado.

### 2.4.2 Primeiro-Encaixe (*First-Fit(FF)*)

Segundo [21] [20], o algoritmo Primeiro-Encaixe (*First-Fit*) recebe o nome de PACK. No Primeiro-Encaixe o roteamento utilizado também é o fixo e depois de escolhida a rota, o com-

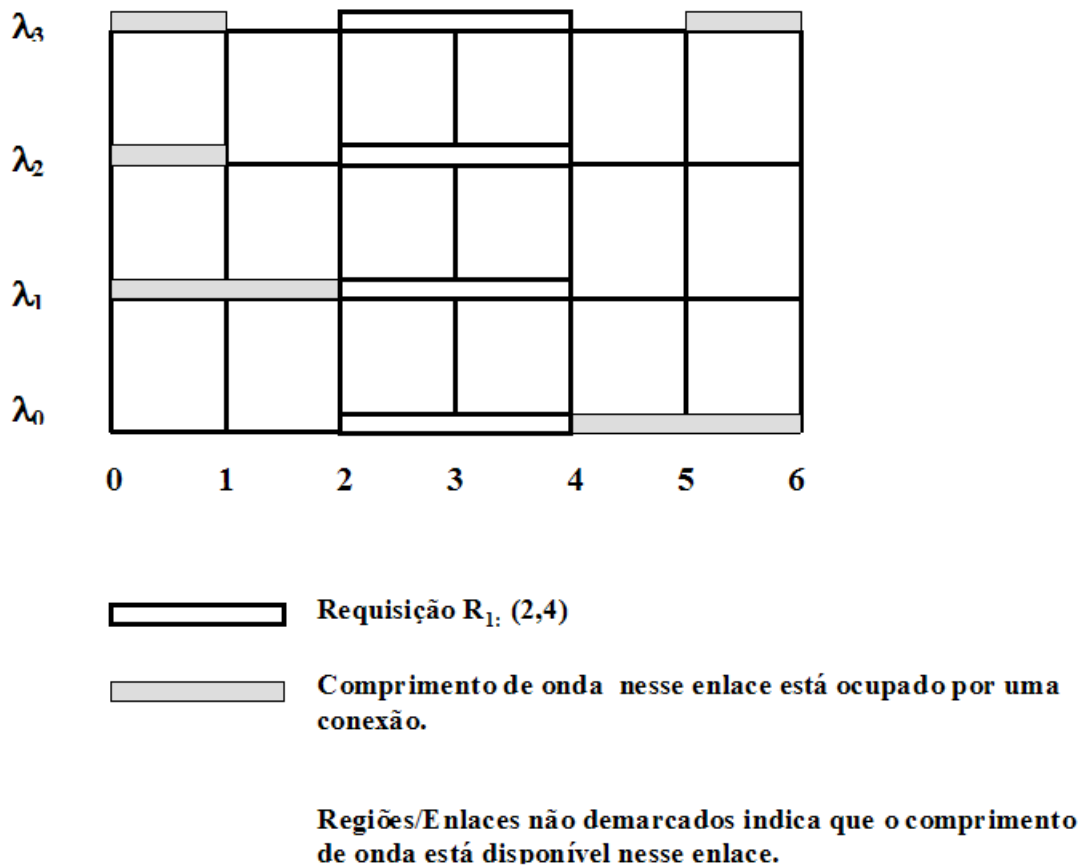


Figura 2.9: Rede WDM com 7 (sete) nós (0 a 3) e 4 (quatro) comprimentos de onda (0 a 3) em cada enlace

primento de onda escolhido será aquele que estiver livre e possuir o menor índice, já que todos os comprimentos de onda são numerados seguindo uma ordem. Também utilizando-se da Figura 2.9, suponha-se que a requisição que chegue seja a requisição  $\tau(2,4)$ . O comprimento de onda livre de menor índice é o  $\lambda_0$ . Logo ele será alocado segundo a heurística Primeiro-Encaixe (*First-Fit*)

### 2.4.3 Menos-Usado (*Least Used (LU)*)

Segundo [6], o Menos-Usado (*Least-Used*) é a heurística que seleciona o comprimento de onda que está sendo o menos utilizado na rede, com o objetivo de fazer o balanceamento de carga entre todos os comprimentos de onda. Não é considerada uma heurística muito boa porque acaba quebrando caminhos de comprimentos de onda longos em pequenos pedaços, o que gera um certo custo de comunicação e oferece um desempenho pior que o Aleatório. Analisando a Figura 2.9 para a  $\tau(2,4)$ , o comprimento de onda que seria alocado, ou seja, o menos usado seria o  $\lambda_2$ .

### 2.4.4 Mais-Usado (*Most Used (MU)*)

Também segundo [6], o algoritmo heurístico Mais-Usado (*Most-Used*) é aquele que tenta alocar o comprimento de onda que está sendo mais utilizado no momento da alocação. Oferece um

desempenho melhor do que o Menos-Usado e apesar do custo de comunicação também introduzido, possui um desempenho melhor que o Primeiro-Encaixe. Analisando a Figura 2.9 e considerando a requisição  $\tau(2,4)$ , os comprimentos de onda mais usados e que poderiam ser alocados poderiam ser  $\lambda_0$ ,  $\lambda_1$  e  $\lambda_3$ .

### 2.4.5 Soma-Máxima(*MAX-SUM* ( $M \Sigma$ ))

Segundo [5], o Soma-Máxima (*MAX-SUM* ( $M \Sigma$ )) é uma heurística que foi proposta inicialmente para ser aplicada em redes multifibras, mas que pode também ser aplicada no caso de uma rede com uma única fibra. Neste algoritmo, todas as possibilidades possíveis de caminho podem ser consideradas (caminhos-de-luz com suas rotas pré-selecionadas) na rede e tenta-se maximizar as capacidades restantes depois do estabelecimento de um caminho-de-luz. É assumido que a matriz de tráfego (conjunto de todas as possíveis conexões) é conhecida anteriormente e que a rota para cada conexão é pré-selecionada.

No Soma-Máxima trabalha-se com a idéia de estado da rede representado pelo símbolo  $\psi$ . Então, a capacidade de um enlace  $l$  no comprimento de onda  $j$  no estado  $\psi$ , denotado por  $\Re(\psi, l, j)$ , pode ser definida como o número de fibras nas quais o comprimento de onda  $j$  não está sendo utilizado no enlace  $l$ , o que pode ser ilustrado através da fórmula 2.9:

$$\Re(\psi, l, j) = F_l - \aleph(\psi)l_j \quad (2.9)$$

Onde:

$F_l$  = número de fibras no enlace  $l$

$\aleph(\psi)l_j$  = número de fibras em que  $j$  está atribuído no enlace  $l$

O Soma-Máxima escolhe o comprimento de onda que maximiza a capacidade da rede WDM:

$$\sum_{\rho \in Z} \Re(\psi'(j), \rho) \quad (2.10)$$

onde  $Z$  é o conjunto de todos os caminhos em potencial para requisições de conexões e  $\psi'(j)$  é o próximo estado depois que todos os comprimentos de onda disponíveis para o caminho-de-luz são roteados no caminho  $\rho$ .

Pode-se dizer dessa forma que o Soma-Máxima tenta escolher um comprimento de onda  $j$  que tenta minimizar a perda de capacidade total num determinado comprimento de onda. Considerando como exemplo ainda a Figura 2.9, o cálculo da perda de capacidade no Soma-Máxima, considerando-se os caminhos  $\rho_2(1,5)$ ,  $\rho_3(3,6)$  e  $\rho_4(0,3)$  pode ser calculada através da Tabela 2.1. Pela tabela pode-se observar que caso a requisição  $\tau(2,4)$  seja alocada no comprimento de onda  $\lambda_0$ , o caminho  $\rho_4$  estaria bloqueado em  $\lambda_0$ . Caso  $\tau(2,4)$  seja alocada em  $\lambda_1$ , o caminho  $\rho_3$  encontraria-se bloqueado. Caso  $\tau(2,4)$  seja alocada em  $\lambda_2$  teria os caminhos  $\rho_2$  e  $\rho_3$  bloqueados. Caso  $\tau(2,4)$  seja alocada em  $\lambda_3$ , o caminho  $\rho_2$  seria bloqueado. Como pode-se verificar pela Tabela 2.1 tanto  $\lambda_0$ ,  $\lambda_1$  e  $\lambda_3$  possuem uma perda de capacidade total igual e a menor de todas. Logo o ideal é alocar-se a

requisição  $\tau(2,4)$  em qualquer um desses comprimentos de onda.

Tabela 2.1: Tabela Soma-Máxima

Comp. de Onda	Perda de Cap. em Cada Caminho			Perda de Cap. Tot. em Cada Comp. de Onda
	$P_2(1, 5)$	$P_3(3, 6)$	$P_4(0, 6)$	
$\lambda_3$	1	0	0	1
$\lambda_2$	1	1	0	2
$\lambda_1$	0	1	0	1
$\lambda_0$	0	0	1	1

O Soma-Máxima faz uso do roteamento fixo e não usa conversores de comprimentos de onda. Em [5] foram feitas simulações em uma rede em anel unidirecional e em uma rede em malha. O desempenho foi comparado com o de outros algoritmos heurísticos como o Aleatório e Primeiro-Encaixe, aumentando-se o número de comprimentos de onda, e foi observado que o Soma-Máxima apresentou melhor desempenho em todas as situações.

#### 2.4.6 Perda de Capacidade Relativa (*Relative Capacity Loss(RCL)*)

Segundo [38] pode-se dizer que o RCL é baseado no Soma-Máxima. Enquanto que no Soma-Máxima um comprimento de onda  $j$  é escolhido de tal forma que tenta minimizar a perda de capacidade total num determinado comprimento de onda, no RCL escolhe-se um comprimento de onda  $j$  que minimiza a perda de capacidade relativa, a qual pode ser calculada pela fórmula 2.11.

$$\sum_{\rho \in Z} \Re \left( \psi'(j) - (\tau(\psi'(j), \rho) / \tau(\psi(j), \rho, j)) \right) \quad (2.11)$$

O RCL observa que a minimização da perda de capacidade total algumas vezes não leva à melhor escolha do comprimento de onda. Somente para ilustrar, suponha-se que seja escolhido um comprimento de onda  $i$  e este bloqueie o caminho-de-luz  $\rho_1$  por exemplo. Mas, se for escolhido um comprimento de onda  $j$ , pode ser que o mesmo decrescente a capacidade dos caminhos-de-luz  $\rho_2$  e  $\rho_3$ , sem necessariamente bloqueá-los. Apesar da perda de capacidade total de  $j$  ser maior que a de  $i$ , talvez  $j$  seja uma melhor escolha devido ao fato de não bloquear os caminhos. Por isso o RCL calcula a perda de capacidade relativa e escolhe aquele comprimento de onda que minimize a soma dessas perdas. Tal fato pode ser ilustrado através da Tabela 2.2.

Tabela 2.2: Tabela Cálculo RCL

Comp. de Onda	Perda de Cap. em Cada Caminho			Perda de Cap. Tot. em Cada Comp. de Onda
	$P_2(1, 5)$	$P_3(3, 6)$	$P_4(0, 6)$	
$\lambda_3$	0,5	0	0	0,5
$\lambda_2$	0,5	0,5	0	1
$\lambda_1$	0	0,5	0	0,5
$\lambda_0$	0	0	1	1

Segundo a Tabela 2.2, o caminho  $\rho_2$  pode escolher dois possíveis comprimentos de onda ( $\lambda_2$  ou  $\lambda_3$ ). Caso  $\rho_2$  seja estabelecido em qualquer um desses comprimentos de onda, a perda de capacidade relativa de  $\rho_2$  será de  $1/2$  (0,5). Do mesmo modo,  $\rho_3$  tem dois comprimentos de onda possíveis onde pode ser estabelecido ( $\lambda_2$  ou  $\lambda_1$ ), logo sua perda de capacidade relativa nesses comprimentos de onda também é  $1/2$ (0,5). A conexão  $\rho_4$  por sua vez, só pode ser estabelecida em  $\lambda_0$ , logo sua perda de capacidade relativa será 1. Somando-se as perdas de capacidade relativas para comprimentos de onda em todos os possíveis caminhos, tenho a perda de capacidade relativa total em todos os comprimentos de onda. Serão escolhidos os comprimentos de onda que possuem a menor perda de capacidade relativa, que nesse caso serão  $\lambda_1$  ou  $\lambda_3$ , e não  $\lambda_0$  ou  $\lambda_2$  para alocar a requisição  $\tau(2,4)$ .

#### 2.4.7 Perda de Capacidade Relativa Distribuída (*Distributed Relative Capacity Loss (DRCL)*)

Algumas heurísticas tais como: Menos-Usado, Mais-Usado, Soma-Máxima e RCL, envolvem conhecimento global da rede em ambientes de controle distribuído, o que exige custos adicionais. Informações do estado da rede devem ser trocadas freqüentemente com o objetivo de garantir cálculos corretos, similar ao que é feito na implementação dos protocolos de roteamento de estado de enlace. O Soma-Máxima e o RCL executam bem essa tarefa, mas são difíceis de serem implementados em ambientes distribuídos [6].

Outro problema é que o Soma-Máxima e o RCL exigem que seja usado o roteamento fixo, o que dificulta a melhora do desempenho da rede. Para esses ambientes distribuídos surgiu o algoritmo DRCL. Em ambientes distribuídos, duas questões devem ser resolvidas:

- Como a informação do estado da rede deve ser trocada.
- Como pode-se reduzir a quantidade de cálculos a partir do recebimento de uma requisição de conexão  $\tau$ .

Para acelerar o processo de atribuição de comprimentos de onda, cada nó da rede deve armazenar informações da perda de capacidade em cada comprimento de onda, de tal forma que somente uma busca na tabela local deve ser feita quando da chegada de uma requisição de conexão. Para que se mantenha tabelas válidas, os valores relacionados devem ser atualizados assim que o estado da rede tiver mudado.

Para simplificar tal processo de computação é proposto o algoritmo DRCL [6]. No mesmo, o roteamento é implementado usando o algoritmo de Bellman-Ford [35], onde cada nó troca as tabelas de roteamento com seus nós vizinhos e atualiza suas próprias tabelas de roteamento de acordo com as informações recebidas. Será introduzida uma tabela RCL em cada nó e estes nós trocarão tabelas RCL com seus vizinhos.

Suponha-se que se queira configurar a conexão  $\tau(2,4)$  baseando-se na Figura 2.9. Então, no nó 2 deve ser feito o cálculo de uma tabela RCL para cada um dos seguintes caminhos :  $\rho_2(2,0)$ ,  $\rho_3(2,1)$ ,  $\rho_4(2,3)$ ,  $\rho_5(2,5)$  e  $\rho_6(2,6)$  em cada comprimento de onda. Tal fato pode ser ilustrado através da Tabela 2.3.



Tabela 2.3: Tabela Cálculo DRCL

Comp. de Onda	Perda de Cap. em Cada Caminho					Perda Cap. em Cada Comp. de Onda
	(2,0)	(2,1)	(2,3)	(2,5)	(2,6)	
$\lambda_3$	0	1/3	1/4	1/3	0	11/12
$\lambda_2$	0	1/3	1/4	1/3	1/2	17/12
$\lambda_1$	0	0	1/4	1/3	1/2	13/12
$\lambda_0$	1	1/3	1/4	0	0	19/12

O caminho  $\rho_2(2,0)$  só pode ser estabelecido em 1(um) comprimento de onda ( $\lambda_0$ ), logo o seu RCL em  $\lambda_0$  será 1 (um) e nos outros comprimentos de onda será 0. O caminho  $\rho_3(2,1)$  pode ser estabelecido em três comprimentos de onda diferentes ( $\lambda_0$ ,  $\lambda_2$  e  $\lambda_3$ ), o que dá um valor RCL de 1/3 para cada comprimento de onda.

O caminho  $\rho_4(2,3)$  pode ser estabelecido nos quatro comprimentos de onda , o que dá um valor RCL de 1/4 para cada um. O caminho  $\rho_5(2,5)$  pode ser estabelecido em três comprimentos de onda, o que dá um valor RCL de 1/3 para cada um.

O caminho  $\rho_6(2,6)$  pode ser estabelecido em dois comprimentos de onda, o que dá um valor de RCL de 1/2. Os valores RCL para o nó 2 podem ser calculados usando somente as tabelas RCL dos nós adjacentes 1 e 3. Quando uma requisição de conexão chega, o DRCL tem a soma dos valores RCL para cada comprimento de onda para todos os destinos, excluindo o destino da própria requisição. O comprimento de onda que leva à menor perda de capacidade relativa total é então selecionado. No caso da Tabela 2.3, o comprimento de onda selecionado será  $\lambda_3$ .

#### 2.4.8 Melhor-Encaixe (*Best-Fit*)

No Melhor-Encaixe (*Best-Fit*) o problema de roteamento(R) e alocação de comprimentos de onda (WA) é tratado de forma conjunta. A rede óptica WDM é representada por  $G = (V, E)$  , onde  $V$  é o número de vértices e  $E$  é o número de enlaces. Na implementação desse algoritmo é assumido que existem cópias separadas,  $G_1, G_2, G_3, \dots$ , uma para cada comprimento de onda, de tal forma que todas as requisições de conexões em  $G_i$  são disjuntas em relação ao enlace, ou seja, não compartilham nenhum enlace. Geralmente no momento de se tentar alocar uma requisição assume-se que as cópias  $G_1, G_2, \dots, G_w$  são as efetivamente usadas, onde  $w$  é o número de comprimentos de onda. Quando uma requisição de conexão  $\tau_j$  for processada, um caminho-de-luz  $\rho_{j,1}$  é buscado em cada cópia  $G_i$ ,  $1 \leq i \leq w$ . Depois o caminho-de-luz mais curto dentre  $\rho_{j,1}, \rho_{j,2}, \dots, \rho_{j,w}$  é escolhido como  $\rho_j$  e o comprimento de onda é definido pelo índice  $i$  utilizado. Depois de todo esse cálculo feito, os enlaces ópticos ocupados por  $\rho_j$  são deletados de  $G_i$ , de tal forma que esses enlaces não poderão ser usados pelas próximas requisições de conexões geradas [10].

## 2.5 Revisão do Estado da Arte RWAs

Em [39], é proposto um algoritmo de roteamento e sinalização chamado ACA (*Asynchronous Criticalty Avoidance*) que atua em conjunto com o roteamento fixo-alternado. Neste algoritmo, com

o objetivo de endereçar a interferência mútua que surge através da configuração de caminhos-de-luz entre diferentes pares fonte-destino  $(N_s, N_d)$ , a capacidade de trabalho residual é investigada. Define-se como capacidade residual o número de caminhos-de-luz que podem ser configurados entre um par fonte-destino em um determinado momento. No ACA, quando a capacidade residual for menor ou igual a um limite pré-estabelecido, diz-se que o par fonte-destino está em uma situação crítica e os canais livres que fazem parte dessa capacidade residual são chamados de canais críticos. No trabalho são feitas simulações em duas redes em malha diferentes (20 e 30 nós) e o ACA é comparado com o *MAX-SUM*. Nas simulações o ACA oferece um desempenho similar ao *MAX-SUM*. Pode-se concluir dessa forma que o ACA inicia um compromisso entre desempenho e a quantidade de disseminação de estado de enlace e pode servir como estratégia de escolha de caminho para as futuras redes ópticas.

Um algoritmo formado pela combinação do roteamento  $R$  adaptativo/dinâmico com o *WA Primeiro-Encaixe* e que é chamado de *WLCR-FF (Weighted Least Congestion Routing - First-Fit)* é proposto e considera como parâmetros para a sua avaliação, a distribuição de comprimentos de onda livres e os comprimentos de cada rota em conjunto [13]. Também é mostrado que o *WLCR-FF* junto com o *MBPF (Minimum Blocking Probability First)*, que é um algoritmo de posicionamento de conversores de comprimentos de onda, apresenta melhor desempenho que o roteamento fixo, fixo-alternado e adaptativo/dinâmico analisados junto com o *Primeiro-Encaixe*. Quando não se usa conversores o *WLCR-FF* possui um desempenho semelhante ao *LLR-FF* [13]. Na implementação do *WLCR-FF* os caminhos/enlaces são considerados disjuntos. As simulações são feitas considerando que as requisições que chegam obedecem o tráfego de Poisson e que cada enlace tem 40 (quarenta) comprimentos de onda. Não ocorre variação de comprimentos de onda nos enlaces. As redes simuladas são: anel de 8 nós, *mesh-torus* de 25 nós, *NFSNET* de 14 nós e *EON* de 19 nós. Compara-se os seguintes RWAs: *SP-FF (Shortest-Path Routing-First-Fit)*, *FA-FF (Fixed-Alternate Routing-First-Fit)*, *LLR-FF (Least-Loaded Routing - First-Fit)* e *WLCR-FF* em três cenários diferentes: sem conversores, com conversores esparsos e com conversores completos. É verificado em todas as redes/cenários simulados, que sempre os algoritmos adaptativos/dinâmicos *WLCR-FF* e *LLR-FF*, apresentam melhor desempenho que os fixos, que são *SP-FF* e *FA-FF*.

Um RWA que faz a utilização de um algoritmo de roteamento adaptativo chamado *WLCex (Weighted Link Capacity Extended)* e do *WA Primeiro-Encaixe* é proposto [40]. O novo algoritmo utiliza como métrica de custo para cálculo da rota parâmetros tais como: número de saltos, comprimento do enlace e capacidade do enlace livre. O mesmo também leva em consideração a restrição de alcance de transmissão e a mesma possuirá um limite máximo de 600 km. As simulações foram realizadas em duas redes em malha de 8 nós. As requisições obedecem a distribuição de Poisson e são geradas  $5 \times 10^5$  requisições. Nas simulações são consideradas redes de uma única fibra e que não utilizam conversores de comprimento de onda. Nas simulações foi observado que o *WLCex* apresenta melhor desempenho que o algoritmos de roteamento fixo *SDP (Shortest-Distance-Path)*, *SHP (Shortest-Hop-Path)* e que os roteamentos adaptativos *LS-d (Link State distance)* e *LS-h (Link State hops)* em combinação com o *WA Primeiro-Encaixe*.

Uma comparação de desempenho, em termos de probabilidade de bloqueio, é feita utilizando roteamento fixo/*Primeiro-Encaixe* e roteamento fixo/*Aleatório*. São consideradas redes diferentes, todas elas formadas por 10 (dez) nós e é feita uma variação da carga a ser considerada em Erlang,

sendo que o número de comprimentos de onda e enlaces é mantido constante. A probabilidade de bloqueio é calculada utilizando-se a fórmula ErlangB, cuja definição será dada no Anexo III. Foi observado pelas análises feitas que em um ambiente com e sem conversores de comprimentos de onda, o roteamento fixo/Primeiro-Encaixe apresenta melhor desempenho que o roteamento fixo/Aleatório e que em ambos os casos a probabilidade de bloqueio aumenta com o aumento da carga(tráfego). Foi observado também que o roteamento-fixo/Primeiro-Encaixe apresenta melhor desempenho em um ambiente com conversores [30].

Em [41] é proposto um RWA que leva em consideração os aspectos físicos de uma rede óptica e cujo objetivo é minimizar a probabilidade de bloqueio, encontrando-se rotas que consideram aspectos da rede física. No algoritmo proposto, tenta-se obter QoS através de um nível de OSNR(*Optical Signal to Noise Ratio*) aceitável para todo o caminho-de-luz que for estabelecido. É utilizado para se alcançar esse objetivo, um algoritmo de roteamento adaptativo chamado PSR (*Power Series Routing*) em conjunto com o WA Primeiro-Encaixe. O seu desempenho é comparado com o desempenho da combinação SP-FF(*Shortest-Path Routing - First-Fit*) e LRW-FF (*Least Weight Routing-First-Fit*). Para as simulações é utilizada uma rede irregular de 12 (doze) nós que equivale à rede da Finlândia. Em todos os testes/cenários analisados o PSR-FF obteve o melhor desempenho.

## 2.6 Discussão

Neste capítulo foi dada uma visão geral do funcionamento das redes ópticas WDM e das vantagens da sua utilização. Foi relatado também que com a utilização dessa nova tecnologia para transmissão de dados surge um novo problema denominado RWA, que já foi provado ser NP-Completo. Logo, para a resolução do mesmo são propostas combinações de algoritmos de roteamento com heurísticas de alocação de comprimentos de onda. Essa combinação pode ser realizada de forma conjunta ou de forma separada. Foi explicado o funcionamento dos principais algoritmos de roteamento e das principais heurísticas propostas. Na explicação das heurísticas foram mostradas suas vantagens e desvantagens.

## Capítulo 3

# Análise Comparativa de Desempenho de RWAs

Neste capítulo foram escolhidos os RWAs anteriormente estudados e os mais utilizados, para que os mesmos sejam analisados em algumas redes WDM, considerando como medidas principais de desempenho a escalabilidade, probabilidade de bloqueio, características da carga/tráfego e utilização de recursos. A tarefa de reunir vários requisitos desejáveis de desempenho em um só algoritmo trata-se de uma tarefa complexa, mas o objetivo de um RWA deve ser tentar reunir o maior número possível dos mesmos. Serão analisados 3 (três) algoritmos RWAs conhecidos em 2 (duas) combinações de roteamento e alocação de comprimentos de onda (R/WA). A primeira será o algoritmo roteamento Fixo/Primeiro-Encaixe e a segunda será o algoritmo roteamento Fixo-alternado/Primeiro-Encaixe. O RWA Melhor-Encaixe também será analisado, onde roteamento e alocação de comprimentos de onda são executados de forma conjunta. Os algoritmos serão analisados em 3 (três) redes em malha conhecidas: NFSNET, USA e PAN-EUROPÉIA. Em todas as análises será feita uma variação no número de comprimentos de onda/carga e analisado como tal procedimento irá impactar a probabilidade de bloqueio.

### 3.1 Medidas de Avaliação de Desempenho

De acordo com [42], os principais requisitos para a avaliação do desempenho de um determinado algoritmo de roteamento e alocação de comprimentos de onda (RWA) são:

1. **Escalabilidade:** é uma característica desejável em um RWA e indica sua habilidade de manipular uma porção crescente de trabalho de forma uniforme, ou estar preparado para crescer. A escalabilidade está relacionada à complexidade do algoritmo RWA, à capacidade do mesmo de manipular o crescimento de nós em uma rede WDM e também ao crescimento da quantidade de mensagens que irão surgir, sendo a sua abordagem centralizada ou distribuída. No momento de implementar-se um algoritmo é muito importante analisar a complexidade computacional do mesmo.
2. **Probabilidade de Bloqueio:** segundo definição do capítulo 3, consiste na probabilidade de

uma dada requisição ser ou não ser atendida por comprimentos de onda livres em uma rota e caso não seja atendida ser bloqueada, entrando no cálculo da probabilidade de bloqueio. Consiste de uma medida da eficiência de utilização dos recursos, no caso os comprimentos de onda, onde os mesmos devem ser alocados de forma a obter-se o melhor aproveitamento possível. A utilização dos mesmos pode ser melhorada com a utilização de conversores de comprimentos de onda, o que elimina a restrição de continuidade. Uma otimização na alocação dos comprimentos de onda disponíveis possui impacto direto na redução da probabilidade de bloqueio.

3. **Características da carga/tráfego:** outro aspecto importante a ser considerado na análise do desempenho dos RWAs são as características da carga/tráfego que vai ser submetido a uma rede WDM. Nas redes de comunicação em geral, as chamadas somente são bloqueadas se não houver capacidade disponível em algum dos enlaces da rota escolhida para a conexão. Já nas redes WDM, além de exigir que existam enlaces disponíveis em toda a rota, se ao menos um dos enlaces da rota não obedecer à restrição de continuidade, a conexão será bloqueada. Dessa forma, boa parte da teoria das redes clássicas de comutação por circuito não pode ser aplicada diretamente nas redes de caminhos ópticos, sendo necessárias algumas aproximações. Neste trabalho, a carga será calculada em Erlang e será calculada utilizando a fórmula 3.1 proposta por [42], a qual é detalhada abaixo:

$$\sigma = (H/J \times W) \times \mu \begin{cases} H = & \text{comprimento médio dos caminhos-de-luz;} \\ J = & \text{número de enlaces da rede sendo considerada;} \\ W = & \text{número de comprimentos de onda;} \\ \mu = & \text{taxa média entre chegada de requisições;} \end{cases} \quad (3.1)$$

4. **Utilização de recursos:** A medida da eficiência da utilização dos recursos relaciona-se à forma em que o principal recurso da topologia, no caso os comprimentos de onda, são alocados de forma a obter-se o melhor aproveitamento possível. No caso de um RWA, aquele que conseguir alocar ao mesmo tempo uma maior quantidade de requisições será o que irá apresentar o melhor desempenho em termos de utilização de recursos.

Conforme já explicitado no Capítulo 2, no roteamento fixo, uma única rota fixa (a mais curta) é predeterminada entre os nós fonte-destino através da utilização do algoritmo de Dijkstra. Trata-se da implementação mais simples que existe devido ao fato de serem utilizadas somente informações locais para o estabelecimento da rota. No entanto, caso por algum motivo não exista caminho para a requisição naquela rota pré-determinada, a mesma é bloqueada, o que acaba fazendo com que esse tipo de roteamento em combinação com uma heurística de alocação de comprimentos de onda gere uma alta probabilidade de bloqueio. Uma solução é fazer a utilização de rotas alternativas, através da utilização do roteamento fixo-alternado, onde além de uma rota principal (sempre a mais curta), são consideradas rotas alternativas, na quantidade que se julgar necessário, sendo que quanto maior a quantidade de rotas alternativas menor a probabilidade de bloqueio.

Como já citado anteriormente, a maioria dos problemas RWA são resolvidos de forma separada, ou seja, primeiro determina-se que tipo de roteamento que vai ser utilizado, para depois de

determinada a rota, determinar que política, ou seja, que algoritmo heurístico de alocação de comprimentos de onda deve ser utilizado. Neste trabalho, o algoritmo heurístico utilizado na alocação de comprimentos de onda foi o Primeiro-Encaixe, devido ao fato de apresentar vantagens como simplicidade e a não necessidade de informações globais sobre a topologia.

Segundo [43], em topologias de redes WDM onde não se faz a utilização de conversores de comprimentos de onda, a resolução do problema RWA de forma conjunta possui um desempenho consideravelmente melhor do que quando a resolução do mesmo é feita de forma separada. Neste capítulo os RWAs analisados não utilizam conversores de comprimentos de onda. O algoritmo Melhor-Encaixe é um RWA que faz roteamento e alocação de comprimentos de onda de forma conjunta. Por esse motivo, foi considerado importante analisar o seu desempenho, nas mesmas condições do Fixo/Primeiro-Encaixe e do Fixo-Alternado/Primeiro-Encaixe com o objetivo de verificar o quanto seria mais vantajoso a utilização do mesmo na resolução do problema RWA.

## 3.2 Modelo de Análise

Nesta seção será definido o cenário onde foram feitas as simulações e as análises. Serão explicitadas as redes a serem analisadas, o funcionamento básico dos principais RWAs analisados nessas redes e o ambiente de simulação que foi criado.

### 3.2.1 Funcionamento RWAs Analisados

Os algoritmos analisados independente de serem tratados de forma separada ou conjunta, foram todos implementados de uma forma centralizada e terão o funcionamento básico baseado no pseudo-código abaixo:

<p><b>Entrada:</b> Grafo <math>G=(V,E)</math> Requisições: <math>\Gamma = \{\tau_1, \tau_2, \dots, \tau_r\}</math> Número de comprimentos de onda: <math>W</math></p> <p><b>Processamento:</b> Para <math>1 \leq j \leq  \Gamma </math> faça Se houver rota entre <math>(N_s, N_d)</math> para <math>\tau_j</math> então Para <math>1 \leq i \leq W</math> encontrar <math>\lambda_i</math> contíguo livre</p> <p><b>Saída:</b> Requisições atendidas e bloqueadas</p>
--

Todos os algoritmos possuem como entrada um grafo  $G = (V, E)$ , que representa a rede que está sendo analisada. Os mesmos possuem como entrada também um conjunto de requisições geradas de forma aleatória e o número de comprimentos de onda que será analisado em cada rede. Para cada requisição é verificado na rede se existe uma rota para a requisição e se existem comprimentos

de onda livres e contíguos para cada uma delas. Como saída dos algoritmos ter-se-á as requisições atendidas ou as requisições bloqueadas. A rede  $G$  será armazenada em uma matriz  $I$  quadrada de ordem  $i$ , onde a intersecção da linha  $i$  com a coluna  $j$  corresponde a um nó denotado por  $d_{ij}$ . As requisições  $\Gamma = \{\tau_1, \tau_2, \dots, \tau_r\}$  serão representadas através de uma matriz  $R_{ij} = L \times 2$ , onde  $L$  representa o número de requisições a serem analisadas.

### R/WA Fixo/Primeiro-Encaixe

O R/WA Fixo/Primeiro-Encaixe centralizado, ilustrado pelo pseudocódigo da Figura 3.1, recebe como entrada o grafo  $G$  (que representa a topologia) e a requisição a ser analisada ( $\tau(N_s, N_d)$ ). Durante a execução do algoritmo é buscada uma rota em um único caminho mais-curto determinado através da utilização do algoritmo de Dijkstra para cada requisição (Passo 1). Caso seja encontrada a rota, é escolhido o primeiro comprimento de onda livre em todos os enlaces da rota (restrição de continuidade) de menor índice (Passo 2). Caso uma das condições anteriores não seja satisfeita, ou as duas não sejam satisfeitas, a requisição sendo analisada é bloqueada (Passo 3). Caso contrário a mesma é alocada. Como saída do algoritmo tem-se a requisição alocada ou a requisição bloqueada. No caso da requisição bloqueada, a mesma entra no cálculo da probabilidade de bloqueio.

---

<b>Algoritmo</b>	<b>Fixo-PrimeiroEncaixe(<math>G, \tau(N_s, N_d)</math>)</b>
------------------	---

---

<b>Entrada:</b>	$G, \tau(N_s, N_d)$ .
<b>Saída:</b>	Requisição alocada ou bloqueada.

<b>Passo 1:</b>	Calcule a melhor rota entre $N_s$ e $N_d$ .
<b>Passo 2:</b>	Se existir $\lambda$ livre contíguo, aloque $\tau(N_s, N_d)$ no $\lambda$ de menor índice. GOTO Passo 4.
<b>Passo 3:</b>	Bloqueia a $\tau(N_s, N_d)$
<b>Passo 4:</b>	Fim.

---

Figura 3.1: Pseudocódigo Fixo/Primeiro-Encaixe

### R/WA Fixo-Alternado/Primeiro-Encaixe

O R/WA Fixo-Alternado/Primeiro-Encaixe centralizado, ilustrado pelo pseudocódigo da Figura 3.2, recebe como entrada o grafo  $G$  (que representa a topologia) e a requisição a ser analisada ( $\tau(N_s, N_d)$ ). Durante a execução do algoritmo é buscada uma rota no primeiro caminho mais-curto (considerado a rota principal), o qual é determinado através da utilização do algoritmo de Dijkstra para cada requisição. Caso seja encontrada a rota, é escolhido o primeiro comprimento de onda livre e contínuo em todos os enlaces da rota (restrição de continuidade)(Passo 1). Caso o caminho/rota não atenda à requisição, é buscada uma rota no segundo caminho mais-curto (rota alternativa), a qual também é encontrada pela aplicação do algoritmo de Dijkstra e se for encontrada essa rota, é escolhido o primeiro comprimento de onda que também esteja livre e contínuo em todos os enlaces do caminho (Passo 2 e Passo 3). Se a busca for feita nas duas rotas e uma



das condições anteriores não for satisfeita, ou as duas não forem satisfeitas, a requisição sendo analisada é bloqueada. Como saída do algoritmo tem-se a requisição alocada ou bloqueada e a requisição bloqueada entra no cálculo da probabilidade de bloqueio.

---

**Algoritmo** Fixo-Alternado\_PrimeiroEncaixe ( $G, \tau(N_s, N_d)$ )

---

Entrada:  $G, \tau(N_s, N_d)$ .  
Saída: Requisição alocada ou bloqueada.

**Passo 1:** Execute Fixo-PrimeiroEncaixe ( $G, \tau(N_s, N_d)$ ).  
**Passo 2:** Se a  $\tau(N_s, N_d)$  for bloqueada no Passo 1, retire os enlaces entre  $N_s$  e  $N_d$  no Passo 1. Chame o grafo modificado  $G'$ .  
**Passo 3:** Execute Fixo-PrimeiroEncaixe ( $G', \tau(N_s, N_d)$ )  
**Passo 4:** Fim.

---

Figura 3.2: Pseudocódigo Fixo-Alternado/Primeiro-Encaixe

## RWA Melhor-Encaixe

O RWA Melhor-Encaixe centralizado, ilustrado pelo pseudocódigo da Figura 3.3, recebe como entrada o grafo  $G$  (que representa a topologia) e a requisição a ser analisada ( $\tau(N_s, N_d)$ ). Durante a execução do algoritmo é feita uma cópia da topologia que está sendo analisada para cada comprimento de onda. Em cada uma dessas cópias, diante de uma determinada requisição gerada é buscado o caminho mais-curto através do algoritmo de Dijkstra (Passo 1). Depois é comparada a rota encontrada em cada uma das cópias e é escolhida a cópia que apresenta o menor custo dentre todas as rotas encontradas. Em seguida, aquele caminho é excluído da cópia da topologia escolhida (Passo 2). Como pode ser verificado, neste tipo de RWA, o roteamento e a alocação de comprimentos de onda são feitos de forma conjunta. Como saída do algoritmo tem-se a requisição alocada ou bloqueada e a requisição bloqueada entra no cálculo da probabilidade de bloqueio.

---

**Algoritmo** MelhorEncaixe ( $G, \tau(N_s, N_d)$ )

---

**1. Entrada:**  $G, G_1, \dots, G_W, \tau(N_s, N_d)$ .  
**2. Saída:** Requisição alocada ou bloqueada.

**3. Passo 1:** Compute a melhor rota para  $\tau(N_s, N_d)$  para cada cópia  $G_i$  ( $1 \leq i \leq W$ )  
**4. Passo 2:** Aloque a  $\tau(N_s, N_d)$  na cópia  $G_i$  de menor custo e retire enlaces de  $\tau(N_s, N_d)$  de  $G_i$ .  
**5. Passo 3:** Fim.

---

Figura 3.3: Pseudocódigo Melhor-Encaixe

### 3.2.2 Redes Analisadas

As três redes utilizadas nas simulações e análises são as redes ilustradas pela Figura 3.4 e são: NFSNET, USA e PAN-EUROPEIA. A NFSNET consiste em uma rede de *backbone* composta



por 16 nós e 25 enlaces bidirecionais. A USA é uma rede de *backbone* composta por 24 nós e 43 enlaces bidirecionais. A PAN-EUROPÉIA é uma rede de *backbone* formada por 28 nós e 41 enlaces também bidirecionais.

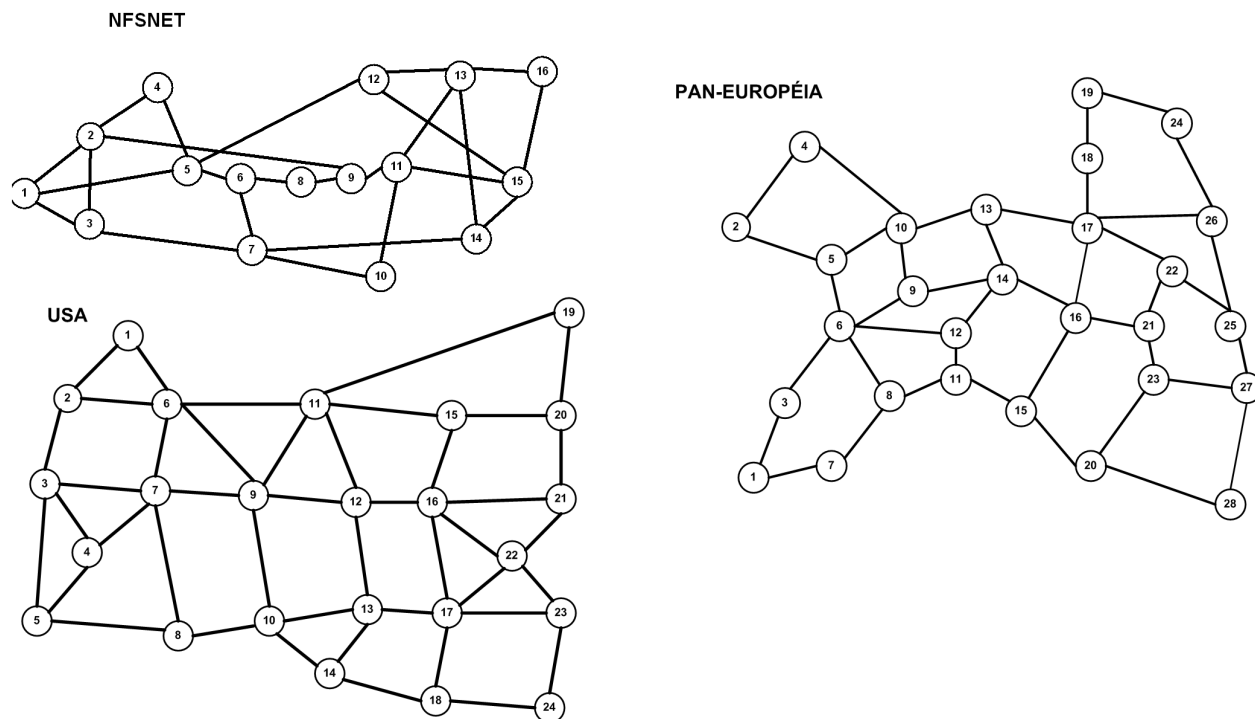


Figura 3.4: Redes NFSNET, USA e PAN-EUROPÉIA

### 3.2.3 Definição do Modelo de Análise

Durante todo o processo de simulação o modelo de análise considerado possui algumas restrições, que são explicitadas abaixo:

- As requisições são randomicamente/incrementalmente geradas e são servidas em uma maneira FIFO;
- Todos os enlaces são bidirecionais;
- Os algoritmos de roteamento a serem analisados serão fixo e fixo-alternado;
- A heurística de alocação de comprimentos de onda usada (*WA*) nas simulações em combinação com os algoritmos de roteamento citados anteriormente é Primeiro-Encaixe.
- É analisado também o algoritmo Melhor-Encaixe, que faz a análise do problema RWA de forma conjunta.
- Requisições que não são atendidas são consideradas bloqueadas;

- A *Probabilidade de Bloqueio* é computada semelhante ao modelo utilizado em [30]:

$$P_b = R_{na}/R_g \quad (3.2)$$

onde  $R_{na}$  representa o número de requisições não atendidas e  $R_g$  representa o número de requisições geradas;

- A carga/tráfego é calculada em Erlang segundo fórmula proposta por [42] e o tempo entre chegada das requisições obedecem a distribuição de Poisson [44];
- Os parâmetros das simulações: rede, RWA, número de comprimentos de onda ( $W$ ) e número de requisições ( $K$ ) estão ilustrados através da Tabela 3.1. Então, a execução de uma simulação consiste dos seguintes quatro parâmetros (rede, RWA,  $W$ ,  $K$ ). Os valores utilizados para as requisições foram  $K = 100$  e  $K = 2000$  e os resultados foram obtidos a partir de uma média de 100 (cem) execuções.

Tabela 3.1: Cenário simulado

Rede	RWA	$W$	$K$
NFSNET (16 nós)	Fixo/Primeiro-Encaixe	[4, ..., 12]	100/2000
NFSNET (16 nós)	Fixo-Alternado/Primeiro-Encaixe	[4, ..., 12]	100/2000
NFSNET (16 nós)	Melhor-Encaixe	[4, ..., 12]	100/2000
USA (24 nós)	Fixo/Primeiro-Encaixe	[4, ..., 12]	100/2000
USA (24 nós)	Fixo-Alternado/Primeiro-Encaixe	[4, ..., 12]	100/2000
USA (24 nós)	Melhor-Encaixe	[4, ..., 12]	100/2000
PAN-Européia (28 nós)	Fixo/Primeiro-Encaixe	[4, ..., 12]	100/2000
PAN-Européia (28 nós)	Fixo-Alternado/Primeiro-Encaixe	[4, ..., 12]	100/2000
PAN-Européia (28 nós)	Melhor-Encaixe	[4, ..., 12]	100/2000

### 3.2.4 Simulações

O programa de simulação criado consiste em vários programas separados onde cada um simula o comportamento dos mesmos conjuntos de requisições geradas para diferentes RWAs e o mesmo foi implementado na linguagem do Matlab 7.4.0. Os parâmetros de entrada do simulador, conforme Tabela 3.1, são a rede (com o número de nós), o intervalo de comprimentos de onda no qual aquela rede será analisada, o algoritmo de roteamento e alocação de comprimentos de onda, e a quantidade de requisições que o programa quer simular. O programa termina somente quando o número de requisições escolhido é alcançado. Na chegada de uma requisição é gerado o seu tempo de permanência na rede. O evento seguinte é a chegada da próxima requisição. Antes de se verificar se os recursos requeridos pela nova requisição estão disponíveis na rota desejada, o programa decrementa a(s) conexão(ões) em andamento na rede pelo tempo entre chegadas das requisições. Após o decremento, são desativadas aquelas conexões para as quais não tenha sido constatada a

existência de tempo residual. Feito isso, caso haja algum comprimento de onda disponível na rota desejada, a chamada é estabelecida e também é atualizada uma estrutura de dados (matriz de segmentos) do programa que gerencia todas as conexões existentes. Caso nenhum comprimento de onda esteja disponível, a requisição é bloqueada e entra no cálculo da probabilidade de bloqueio. As simulações foram realizadas em dois tipos de computadores: computador Intel Core 2 Duo de 1.83 Ghz com 2 Gb de RAM e sistema operacional Windows XP e computador Intel Core 2 Duo 2.0 Ghz com 3 Gb de RAM e sistema operacional Windows Vista. Foram realizadas dois tipos de simulações: estática e dinâmica. O objetivo de se realizar os dois tipos de simulações é verificar a diferença de funcionamento dos RWAs em 2 (duas) situações diferentes.

Na simulação estática foram realizadas simulações nas 3 (três) redes citadas anteriormente com 100 (cem) requisições, considerando o tempo de alocação infinito e a taxa entre chegada de requisições de 1s segundo distribuição de Poisson. Nesse tipo de simulação as requisições não são desalocadas. Esse teste foi realizado com o intuito de analisar qual dos três algoritmos citados anteriormente apresenta um melhor desempenho em relação à quantidade total de requisições alocadas que podem ser mantidas na rede WDM. Na simulação dinâmica também foram realizadas simulações nas 3(três) redes citadas anteriormente com 2000 (duas mil) requisições, tempo de alocação constante de 180 s (3 minutos) e com uma taxa de chegada entre requisições de  $\mu = 1s$  segundo a distribuição de Poisson. Quando o tempo entre requisições é pequeno, como 1s, o número de requisições alocadas na rede torna-se maior.

### 3.3 Avaliação de Desempenho

Como citado no início do Capítulo a avaliação de desempenho dos RWAs sendo analisados levará em consideração 4 (quatro) medidas de desempenho: escalabilidade, probabilidade de bloqueio, características da carga/tráfego e utilização de recursos. As seções seguintes irão fazer a análise dos RWAs considerando essas medidas.

#### 3.3.1 Escalabilidade:complexidade computacional dos RWAs

No momento de se analisar a complexidade de um determinado algoritmo pode ser utilizada uma abordagem experimental ou uma abordagem analítica. Na abordagem experimental, o desempenho do algoritmo é mensurado através do seu tempo de execução levando-se em consideração diferentes conjuntos de dados de entrada. De uma maneira geral, pode-se dizer que o tempo de execução de um algoritmo ou de um método de uma estrutura de dados cresce com o tamanho da entrada e que o mesmo será afetado pelo *hardware* que será utilizado para executar o algoritmo, assim como pelo *software* (sistema operacional, linguagem de programação, compilador, interpretador) sobre o qual o algoritmo é implementado, compilado e executado. Dentre as limitações da medição do desempenho de um algoritmo pelo seu tempo de execução estão: número limitado de entradas de teste, difícil comparação de dois algoritmos implementados em *hardware* e *software* diferentes e o fato de o mesmo ter que ser implementado e executado para poder ser avaliado [45].

Já na abordagem analítica, não existe a necessidade de que seja realizada uma implementação

do código do algoritmo. Pode ser feito somente um esboço do pseudocódigo do mesmo e analisada a forma como é estruturado. Através da análise das principais operações executadas pelo pseudocódigo pode-se ter um indicativo de como o algoritmo irá se comportar quando for implementado em um ambiente computacional. A situação ideal é aliar a abordagem analítica com a abordagem experimental.

Dentre as vantagens de uma abordagem analítica, está o fato de que será possível avaliar a eficiência relativa dos algoritmos de uma forma independente de *hardware* e *software*, além de que o mesmo poderá ser analisado a partir de uma descrição do mesmo em alto nível(pseudocódigo), sem se ter a necessidade de implementá-lo. Esse tipo de abordagem associa a cada algoritmo uma função  $f(n)$  que caracteriza o tempo de execução do algoritmo em função da entrada. Funções típicas que poderão ser encontradas são  $n$  e  $n^2$ .

A abordagem a ser utilizada neste trabalho será somente a abordagem analítica. No momento de se avaliar a complexidade computacional de um algoritmo utilizando uma abordagem analítica, não é necessário contabilizar todos os comandos e instruções. Contabiliza-se somente as instruções mais importantes e que de alguma forma irão influenciar no tempo de execução do algoritmo. A política geralmente adotada é que um bloco de instruções que é executado uma única vez é considerado como tendo um custo unitário. Já o custo de executar um laço é calculado como sendo o custo de executar o bloco dentro do laço multiplicado pelo número de vezes que o bloco é executado.

### 3.3.1.1 Análise Complexidade

Fazendo uma análise da complexidade do pseudocódigo do algoritmo Fixo/Primeiro-Encaixe ilustrado através da Figura 3.1, é observado que na execução do algoritmo, o tempo de execução do mesmo é limitado pelo tempo de execução do algoritmo de Dijkstra para cada requisição gerada. Segundo [35] o algoritmo de Dijkstra no pior caso apresenta a complexidade  $O(n^2)$ , logo o Fixo/Primeiro-Encaixe possui a complexidade  $O(n^2)$  para cada requisição. Já no pseudocódigo do algoritmo Fixo-Alternado/Primeiro-Encaixe ilustrado através da Figura 3.2, o custo será o de calcular 2 (duas) rotas (principal + alternativa) para cada requisição gerada, logo a complexidade no pior caso do mesmo será  $2 \times O(n^2) = O(n^2)$ . No pseudocódigo do algoritmo Melhor-Encaixe ilustrado pela Figura 3.3, serão criadas  $W$  cópias da rede para cada comprimento de onda e será aplicado o algoritmo de Dijkstra em cada uma dessas cópias e escolhida a cópia(comprimento de onda) que apresentar a melhor rota.

A análise da complexidade computacional do pseudocódigo do RWA Melhor-Encaixe ilustrado através da Figura 3.3 tem-se a seguinte situação:

Para computar, na linha 3, a melhor rota para a requisição  $\tau(N_s, N_d)$ , em cada cópia é utilizado o algoritmo de Dijkstra cujo custo computacional no pior caso, como já citado anteriormente, é de  $O(n^2)$ . Como o mesmo é aplicado a cada uma das  $W$  cópias, o custo computacional desta operação será  $W \times O(n^2) = O(W \times n^2)$ .

Na linha 5 tem-se o fim do algoritmo, que consistirá em uma requisição alocada ou bloqueada. O custo computacional final do RWA Melhor-Encaixe será :

### 3.3.2 Análise da Probabilidade de Bloqueio, Características da Carga/Tráfego e Utilização de Recursos

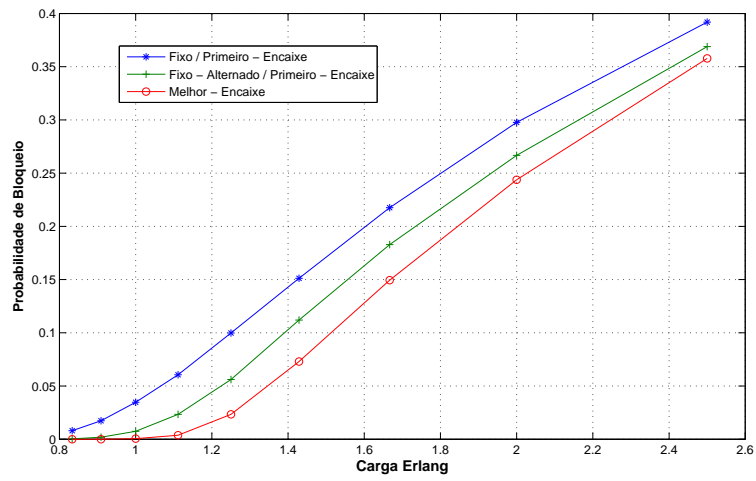
Nesta seção será feita a avaliação do desempenho dos algoritmos RWAs citados anteriormente nas redes NFSNET, USA e PAN-EUROPÉIA, considerando como medidas de desempenho a probabilidade de bloqueio, a carga do tráfego em Erlang e a utilização dos recursos disponíveis da rede, no caso específico deste trabalho os comprimentos de onda livres e contínuos. Serão mostrados gráficos e tabelas que relacionam essas medidas de desempenho nas redes NFSNET, USA e PAN-EUROPÉIA.

#### 3.3.2.1 Simulação Estática

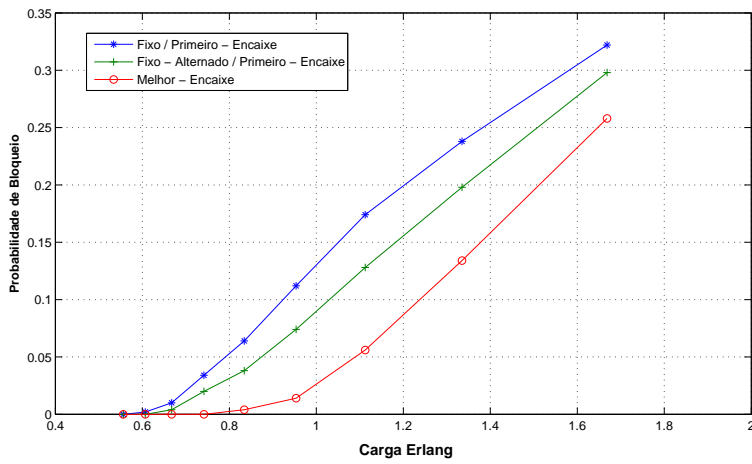
Os resultados da simulação estática para a rede NFSNET são mostrados na Figura 3.5 (a). Como pode ser observado, o roteamento Fixo/Primeiro-Encaixe reduz a probabilidade de bloqueio em uma média de 14% com a diminuição da carga em Erlang, enquanto o roteamento Fixo-Alternado /Primeiro-Encaixe com a diminuição da carga em Erlang reduz a probabilidade de bloqueio em uma média de 11% e o Melhor-Encaixe, com a diminuição da carga em Erlang reduz a probabilidade de bloqueio em uma média de 9%. É importante ressaltar que segundo a fórmula 3.1, o valor da carga em Erlang diminui com o aumento do número de comprimentos de onda ( $W$ ) e que para calcular a carga em Erlang a fórmula é multiplicada pelo número de requisições sendo consideradas. Como pode ser observado existe uma redução em média de 3% na probabilidade de bloqueio do roteamento Fixo/Primeiro-Encaixe para o roteamento Fixo-Alternado /Primeiro-Encaixe. Em seguida também pode ser observada uma redução em média de 2% do roteamento Fixo-Alternado /Primeiro-Encaixe para o RWA Melhor-Encaixe, onde roteamento e alocação de comprimentos de onda são tratados de forma conjunta.

Já na rede USA, como pode ser observado na Figura 3.5 (b), o algoritmo de roteamento Fixo /Primeiro-Encaixe oferece uma diminuição na probabilidade de bloqueio de 10% em média com a diminuição da carga em Erlang. O algoritmo de roteamento Fixo-Alternado/Primeiro-Encaixe oferece uma diminuição na probabilidade de bloqueio em média também de 7% com a diminuição da carga em Erlang. Em relação à probabilidade de bloqueio oferecida pelo algoritmo roteamento Fixo/Primeiro-Encaixe, o roteamento Fixo-alternado /Primeiro-Encaixe, oferece uma redução em média de 3%. No entanto, o roteamento Fixo-alternado/Primeiro-Encaixe explora melhor a disponibilidade de rotas adicionais disjuntas e é capaz de servir um maior número de requisições, oferecendo valores de probabilidade de bloqueio consideravelmente menores. Já o Melhor-Encaixe oferece uma diminuição em relação à probabilidade de bloqueio em média de 4%.

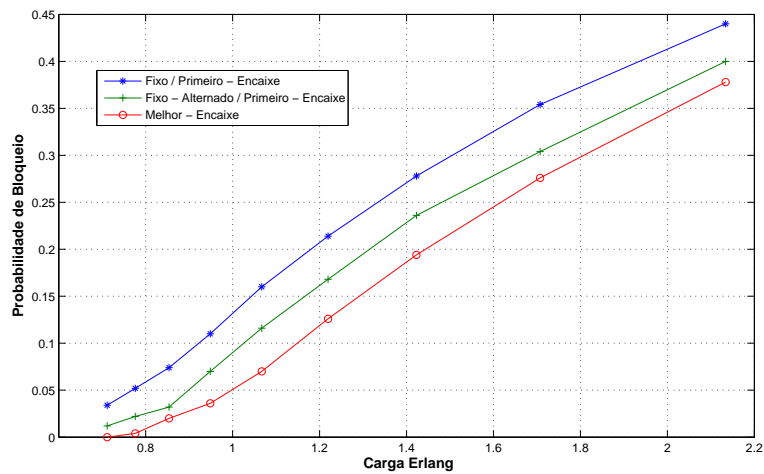
Na rede PAN-EUROPÉIA, como nas outras 2 (duas) redes já analisadas, o algoritmo que apresenta melhor desempenho geral é o Melhor-Encaixe. Como pode ser observado através da Figura 3.5 (c), o algoritmo de roteamento Fixo /Primeiro-Encaixe apresenta uma redução na probabilidade de bloqueio em média de 19%. O roteamento Fixo-Alternado/Primeiro-Encaixe



(a) NFSNET



(b) USA



(c) PAN-EUROPEIA

Figura 3.5: Probabilidade de Bloqueio Estática nas redes:(a) NFSNET, (b) USA e (c) PAN-EUROPEIA

apresenta uma redução na probabilidade de bloqueio em média de 15% também com a redução da carga em Erlang. O Melhor-Encaixe apresenta uma redução na probabilidade de bloqueio em média de 12% também com a redução da carga em Erlang.

Pelos gráficos ilustrados pela Figura 3.6 pode ser verificado que o algoritmo que apresenta a maior quantidade de requisições alocadas simultaneamente para todos os comprimentos de onda analisados é o Melhor-Encaixe. Somente para ilustrar, o RWA Fixo/Primeiro-Encaixe com 4 (quatro) comprimentos de onda na rede USA apresenta 67 (sessenta e sete) requisições alocadas simultaneamente das 100 (cem) requisições geradas, o RWA Fixo-alternado/Primeiro-Encaixe na rede USA apresenta 72 (setenta e duas) requisições alocadas simultaneamente e o RWA Melhor-Encaixe na rede USA apresenta 75 (setenta e cinco) requisições alocadas simultaneamente. Já com 8 (oito) comprimentos de onda o RWA Fixo/Primeiro-Encaixe na rede USA apresenta 93 (noventa e três) requisições alocadas simultaneamente das 100 (cem) requisições geradas, o RWA Fixo-alternado/Primeiro-Encaixe na rede USA apresenta 96 (noventa e seis) requisições alocadas simultaneamente e o RWA Melhor-Encaixe na rede USA apresenta 100 (cem) requisições alocadas simultaneamente. Com 12 (doze) comprimentos de onda o RWA Fixo/Primeiro-Encaixe, o RWA Fixo-alternado/Primeiro-Encaixe e o RWA Melhor-Encaixe na rede USA apresentam 100 (cem) requisições alocadas simultaneamente. O que pode ser observado também pelo gráfico é que o RWA Fixo e o Fixo-Alternado apresentam um crescimento linear da quantidade de requisições alocadas simultaneamente em torno de 30 (trinta) requisições e o Melhor-Encaixe já apresenta um crescimento linear na quantidade de requisições alocadas simultaneamente em torno de 50 (cinquenta) requisições. As outras redes, NFSNET e PAN-EUROPÉIA apresentam comportamento semelhante para os outros RWAs. Pode ser observado também através da Tabela 3.2 que o Melhor-Encaixe é o RWA que apresenta em geral as maiores médias de requisições alocadas e os menores valores médios de probabilidade de bloqueio em todas as redes sendo analisadas, o que confirma o seu melhor desempenho em relação aos demais RWAs.

Tabela 3.2: Média de Requisições Alocadas e Média da Prob. de Bloqueio para 100 (cem) requisições

Rede	W	Média de Requisições Alocadas			Média Prob. de Bloqueio		
		Fixo	Fixo-Alt	Melhor-Encaixe	Fixo	Fixo-Alt	Melhor-Encaixe
NFSNET	4	37,82	39,95	41,85	0,12	0,10	0,08
NFSNET	8	48,52	44,29	50,34	0,01	0,00	0,00
NFSNET	12	50,38	46,59	50,50	0,00	0,00	0,00
USA	4	40,79	43,09	45,69	0,09	0,07	0,04
USA	8	49,51	50,13	50,50	0,00	0,00	0,00
USA	12	50,50	50,50	50,50	0,00	0,00	0,00
PAN-EUROPÉIA	4	36,06	38,74	39,15	0,14	0,11	0,11
PAN-EUROPÉIA	8	47,17	48,49	49,72	0,03	0,02	0,00
PAN-EUROPÉIA	12	50,03	50,42	50,50	0,00	0,00	0,00

### 3.3.2.2 Simulação Dinâmica

O que foi observado conforme as simulações dinâmicas foram evoluindo é que o número máximo de requisições alocadas irá variar para cada comprimento de onda que estiver sendo analisado

até que ocorra a primeira desalocação. Além disso, o que pode ser observado também é que a desalocação (liberação de recursos da rede) depende unicamente do tempo de alocação, mas a alocação depende por sua vez exclusivamente da existência ou não de recursos disponíveis na rede, ou seja, de comprimentos de onda livres e contínuos na rota selecionada pelo algoritmo RWA sendo analisado. Na simulação dinâmica, conforme já explicitado na seção 3.2.4, as requisições são alocadas por um tempo constante de 180 s e depois são desalocadas. Os gráficos da Figura 3.7 retrata a variação da quantidade de requisições alocadas dinamicamente para 2000 (duas mil) requisições na rede USA. O que pode ser observado é que todos os RWAs possuem um pico de alocação para todos os comprimentos de onda analisados. Somente para ilustrar, o RWA Fixo/Primeiro-Encaixe com 4 (quatro) comprimentos de onda na rede USA apresenta 89 (oitenta e nove) requisições alocadas simultaneamente, o RWA Fixo-alternado/Primeiro-Encaixe na rede USA apresenta 93 (noventa e três) requisições alocadas simultaneamente e o RWA Melhor-Encaixe na rede USA apresenta 93 (noventa e três) requisições alocadas simultaneamente. Já com 8 (oito) comprimentos de onda o RWA Fixo/Primeiro-Encaixe na rede USA apresenta 132 (cento e trinta e duas) requisições alocadas simultaneamente, o RWA Fixo-alternado/Primeiro-Encaixe na rede USA apresenta 141 (cento e quarenta e uma) requisições alocadas simultaneamente e o RWA Melhor-Encaixe na rede USA apresenta 150 (cento e cinquenta) requisições alocadas simultaneamente. Com 12 (doze) comprimentos de onda o RWA Fixo/Primeiro-Encaixe 163 (cento e sessenta e três) requisições alocadas simultaneamente, o RWA Fixo-alternado/Primeiro-Encaixe apresenta 170 (cento e setenta) requisições alocadas simultaneamente e o RWA Melhor-Encaixe apresenta 179 (cento e setenta e nove) requisições alocadas simultaneamente. As outras redes, NFSNET e PAN-EUROPÉIA apresentam comportamento semelhante para os outros RWAs. Pode ser observado também através da Tabela 3.3 que o Melhor-Encaixe é o RWA que apresenta em geral as maiores médias de requisições alocadas e os menores valores médios de probabilidade de bloqueio em todas as redes sendo analisadas, o que confirma o seu melhor desempenho em relação aos demais RWAs. Esses valores médios foram calculados a partir do momento que as curvas se estabilizaram.

Tabela 3.3: Média de Requisições Alocadas e Média da Prob. de Bloqueio para 2000 (duas mil) requisições

Rede	W	Média de Requisições Alocadas			Média Prob. de Bloqueio		
		Fixo	Fixo-Alt	Melhor-Encaixe	Fixo	Fixo-Alt	Melhor-Encaixe
NFSNET	4	69,77	71,05	67,09	0,61	0,61	0,62
NFSNET	8	111,67	116,85	116,36	0,38	0,35	0,35
NFSNET	12	142,10	148,55	153,79	0,21	0,47	0,14
USA	4	79,64	84,24	80,00	0,56	0,53	0,55
USA	8	122,69	130,15	133,72	0,31	0,27	0,25
USA	12	150,26	158,12	171,41	0,16	0,11	0,03
PAN-EUROPÉIA	4	65,37	69,90	67,32	0,63	0,60	0,62
PAN-EUROPÉIA	8	102,43	108,77	112,21	0,42	0,39	0,37
PAN-EUROPÉIA	12	128,11	135,42	143,31	0,28	0,24	0,19



### 3.4 Discussão

Neste capítulo foram feitas 2 (dois) tipos de análises: estática e dinâmica. A simulação estática possui o intuito de verificar qual é o RWA que apresenta o melhor desempenho quando as requisições não são desalocadas e para uma pequena quantidade de requisições. O objetivo também da simulação estática é observar em um determinado momento, qual o RWA irá apresentar a maior média de requisições alocadas simultaneamente e pelas análises realizadas o Melhor-Encaixe foi o que apresentou o melhor desempenho. Já a simulação dinâmica possui como objetivo analisar qual RWA apresentará melhor desempenho quando se faz a alocação e desalocação das requisições. Pelas análises pode ser observado que de uma maneira geral, o RWA que apresentou o melhor desempenho também foi o Melhor-Encaixe.

Através das simulações, está claro que a rede possui um impacto significativo no desempenho do RWA que está sendo analisado, seja ele tratado de forma conjunta ou de forma separada. Além do mais, o desempenho depende de um número de parâmetros que podem ser cuidadosamente analisados antes de tomar-se a decisão de qual parâmetro deve ser variado, ou seja, o que impactará mais na redução da probabilidade de bloqueio: o aumento no número de rotas alternativas, o aumento no número de comprimentos de onda ou o aumento da carga. De todos os RWAs analisados, o que apresentou o melhor desempenho geral foi o Melhor-Encaixe, devido ao fato do mesmo utilizar um processo de busca exaustiva para o número de comprimentos de onda que estiver sendo considerado.

Os resultados obtidos mostram que o roteamento Fixo-alternado/Primeiro-Encaixe juntamente com o aumento no número de comprimentos de onda, apresenta o seu melhor desempenho na rede USA. Tal fato ocorre devido ao fato de a mesma ser uma rede mais conectada, apresentando o maior número possível de rotas alternativas e a maioria das rotas alternativas apresentam um menor número de saltos, o que contribui para a redução no valor da probabilidade de bloqueio, que é o principal índice de medida que está sendo utilizado para analisar o desempenho dos RWAs sendo analisados. Em todas as redes analisadas o RWA Melhor-Encaixe é o que apresenta o melhor desempenho devido a alguns fatores. Neste algoritmo é feita uma cópia da rede analisada para cada comprimento de onda e é escolhida a cópia (comprimento de onda) que apresenta a menor rota. Além disso cada uma das outras cópias, sem ser a primeira escolhida, funciona como uma rota alternativa e será escolhida a rota alternativa que for a melhor, ou seja, a que tiver o caminho mais curto, o que de alguma forma melhora a probabilidade de bloqueio, devido ao fato de que em caminhos mais longos torna-se mais difícil garantir a restrição de continuidade. Quando é escolhida uma das cópias já está sendo garantida a restrição de continuidade. Além do mais segundo [43], quando o problema RWA é resolvido de forma conjunta o desempenho do mesmo é consideravelmente melhor.

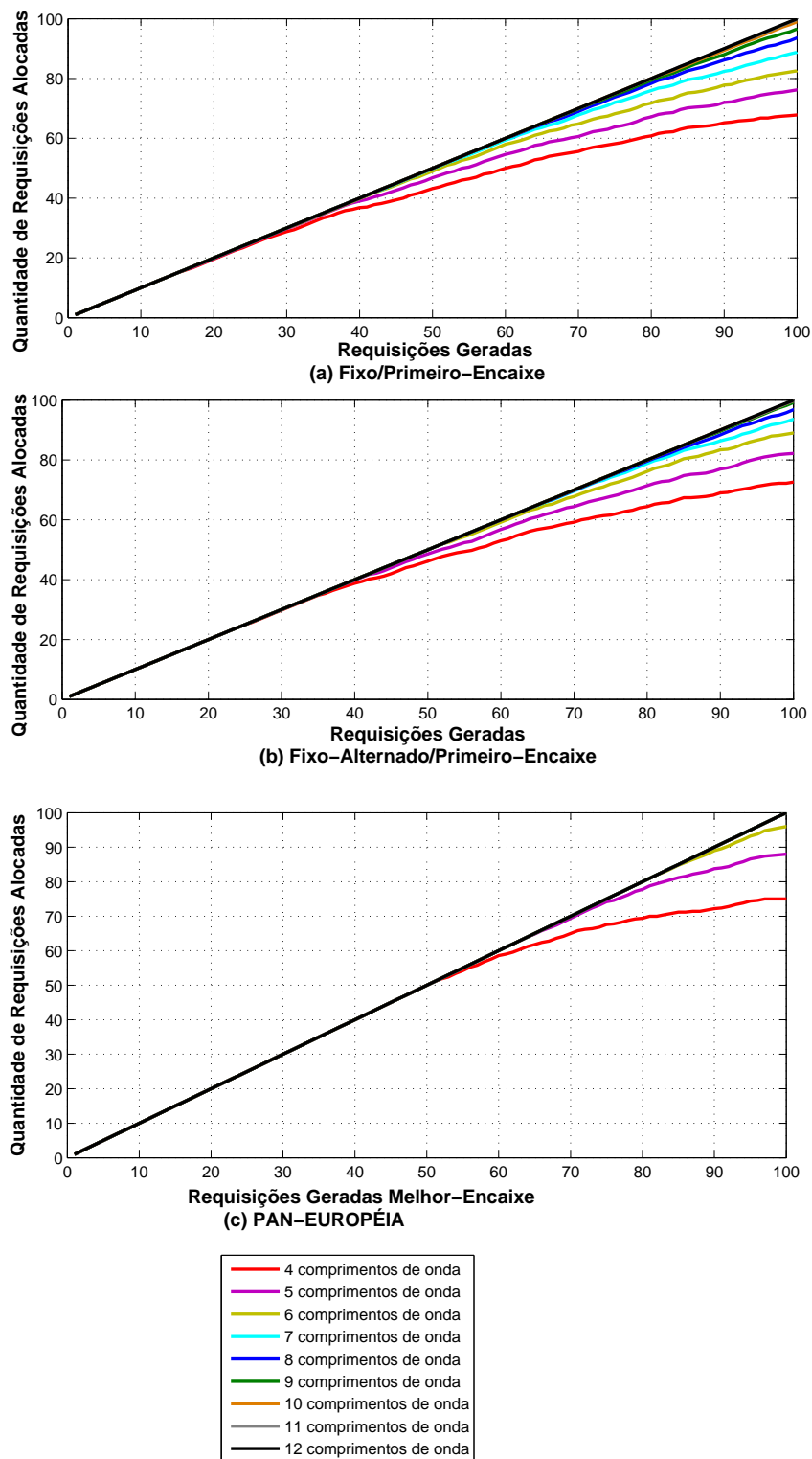


Figura 3.6: Quantidade Requisições Alocadas Simulação Estática USA: (a) Fixo/Primeiro-Encaixe, (b) Fixo-Alternado/Primeiro-Encaixe e (c) Melhor-Encaixe

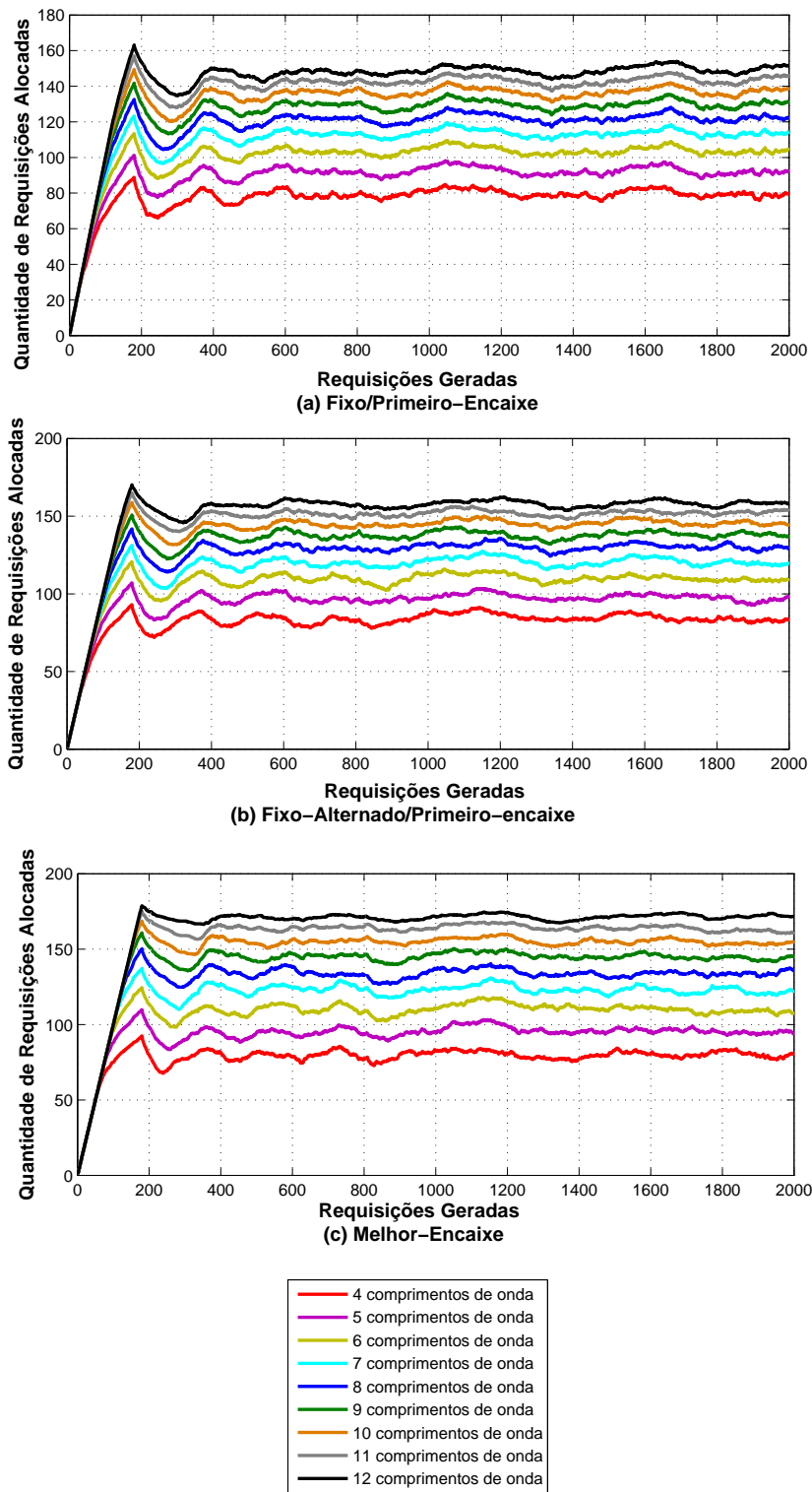


Figura 3.7: Quantidade Requisições Alocadas Simulação Dinâmica USA (a) Fixo/Primeiro-Encaixe, (b)Fixo-Alternado/Primeiro-Encaixe e (c) Melhor-Encaixe

## Capítulo 4

# Proposta de uma Abordagem Distribuída para o Problema RWA

Diante do levantamento do estado da arte feito até o momento e das análises comparativas realizadas no Capítulo 3, pode ser verificado que a maioria dos RWAs propostos levam em consideração, no momento de realizar o roteamento, a busca do caminho mais curto e utilizam o algoritmo de Dijkstra para o cálculo do mesmo. Nas implementações analisadas, o algoritmo de Dijkstra [32] foi implementado de uma forma centralizada.

Em uma implementação centralizada, uma entidade central mantém informações completas do estado da rede e é responsável por encontrar rotas para requisições de conexões. Como existe a figura de uma entidade centralizadora que gerencia toda a rede, não é necessário nenhum tipo de coordenação/processamento ou mesmo troca de informações entre os outros nós. Este tipo de solução se torna viável em uma rede pequena, no entanto, a entidade centralizadora acaba tornando-se um ponto de falha e um gargalo. Além do mais, uma rede que utiliza a abordagem de roteamento centralizada não é escalável, já que a entidade centralizadora terá que manter uma grande tabela de dados para gerenciar todas as informações da rede, tais como: nós, enlaces e conexões. Além disso, os nós mais próximos da entidade centralizadora terão suas tabelas de roteamento atualizadas primeiro, o que gerará uma inconsistência na rede, além de que existirá uma pesada concentração de mensagens nos canais que chegam ao gerente da rede [46].

Em uma implementação de algoritmo de roteamento distribuída, a mesma distribui/espalha a comunicação e o processamento sobre a rede e elimina o congestionamento de sinalização em direção a um nó central. Em segundo lugar, uma abordagem distribuída tem a habilidade inerente de se adaptar à falha de recursos da rede. Além disso, todos os nós da rede são algoritmicamente idênticos e como consequência, os recursos críticos de uma abordagem centralizada, como nós de roteamento e canais de sinalização conectando-se ao nó de roteamento são eliminados. Em contrapartida existe um custo extra trazido junto com essa abordagem, como por exemplo, a sinalização que ocorre entre os nós torna-se mais densa que na abordagem centralizada, além de que a implementação de uma abordagem distribuída é bem mais complexa que uma abordagem centralizada. Em uma implementação distribuída é preciso tomar cuidado para que não gere uma maior manutenção e com isso um custo extra [42].

Uma forma de diminuir os impactos da utilização de uma abordagem de roteamento centralizada em uma rede é fazer a utilização de protocolos de roteamento sob-demanda (*on-demand*) distribuídos, onde o procedimento de descoberta de uma rota (que não seja previamente conhecida) é efetuado apenas depois do momento em que esta se faz necessária. Esses protocolos tem-se mostrado eficientes para redes *ad-hoc*, devido a limitações de banda e energia das redes móveis [47]. Segundo [48] [49], dentre os protocolos de roteamento sob-demanda para rede *ad-hoc*, os que apresentam melhor desempenho em relação aos demais são: DSR (*Dynamic Source Routing*) e AODV (*Ad Hoc On-Demand Distance Vector Routing*). Ambos fazem a utilização de mecanismos básicos de descoberta de rotas e manutenção das mesmas. Quando um nó fonte deseja enviar pacotes a um nó destino, caso a rota não seja previamente conhecida, os protocolos procedem a uma inundação da rede com requisições de rota RREQ's (*Route Requests*). O nó destino, ou os nós intermediários que saibam como alcançar o destino, responde com uma resposta de requisição RREP (*Route Reply*).

No algoritmo de inundação, quando um roteador desejar enviar uma mensagem para um destino  $d$ , o mesmo começa enviando a mensagem para os seus roteadores vizinhos. Quando um roteador receber uma mensagem de requisição de um roteador adjacente, o mesmo simplesmente reenvia a mensagem para todos os seus vizinhos exceto para o próprio roteador que enviou a mensagem. No entanto, esse algoritmo sem modificações pode levar a laços infinitos. Duas soluções para resolver este problema são: inundação com contador de saltos e inundação com sequência de números. Na primeira solução é adicionado um contador de saltos para cada mensagem e o mesmo é decrementado cada vez que a mensagem for processada por um roteador. Se o contador de saltos chega a zero, a mensagem equivalente a ele é descartada. Na segunda solução, quando um roteador  $x$  gera uma mensagem, o mesmo atribui à mesma um número de sequência  $k$  único. Quando um roteador recebe uma mensagem rotulada com  $(x, k)$ , ele verifica se  $(x, k)$  está em sua tabela. Em caso positivo, simplesmente descarta e em caso negativo, adiciona  $(x, k)$  em sua tabela e reenvia a mensagem para seus vizinhos [45].

A proposta deste trabalho é implementar um mecanismo distribuído sob-demanda para computar as rotas e realizar as alocações de comprimentos de onda. A descoberta de rotas para as requisições geradas será feita através da emissão de mensagens RREQ's em direção ao destino e no momento que as mensagens RREQ's chegarem ao nó destino, alguns critérios de escolha da rota no destino serão adotados segundo uma ordem de prioridade pré-estabelecida e será enviada uma mensagem de resposta RREP para o nó origem com o comprimento de onda selecionado.

## 4.1 RWA Distribuído

Um dos objetivos deste trabalho é propor um RWA Distribuído, onde as requisições geradas serão atendidas sob-demanda e o mecanismo utilizado na descoberta das rotas será o algoritmo de inundação. Com a aplicação do algoritmo de inundação para descoberta da rota, mais de uma rota poderá ser encontrada entre o nó origem ( $N_s$ ) e o nó destino ( $N_d$ ). Durante o processo de descoberta de rotas, informações sobre os nós e os enlaces serão coletadas e no momento que as mensagens chegarem ao destino e houver mais de uma rota para cada requisição, o destinatário

seleciona a melhor rota disponível segundo os critérios de desempate de uma n-tupla  $\mathfrak{S}(\gamma_1, \dots, \gamma_n)$ . Portanto, uma RREQ possui informações sobre a rota, isto é, os nós por onde a mensagem passou bem como as condições em que se encontram o nó. Alguns exemplos desse tipo de informação são: número de saltos, qualidade do enlace, BER (*Bit Error Rate*), número de comprimentos de onda livres e outros. O RWA Distribuído possui o seu funcionamento básico baseado nos seguintes passos:

1. Cada nó da rede sendo analisada, ao receber uma requisição de rota, torna-se o nó origem  $N_s$  da rota e faz a difusão de uma mensagem RREQ para os seus nós adjacentes, em direção ao nó destino  $N_d$ . O nó origem  $N_s$  dispara um temporizador à espera de uma resposta RREP. Se o temporizador expirar e a resposta não chegar, a mesma mensagem é enviada posteriormente.
2. Enquanto a mensagem RREQ não chegar ao nó destino  $N_d$ , os nós intermediários continuam a fazer a difusão da mesma e a mensagem RREQ coleta informações da rota conforme a mesma vai propagando até o destino  $N_d$ .
3. O nó destino  $N_d$  ao receber a primeira mensagem RREQ, espera por um tempo  $\delta$  ( $\delta \geq 0$ ) pela chegada de outras mensagens RREQ's. Esse tempo  $\delta$  irá depender do tempo que a mensagem foi gerada e do tempo de retorno da mesma. Após expirado o tempo  $\delta$ , o nó destino será responsável por escolher dentre todas as mensagens RREQ's, àquela que apresente a rota que melhor atenda a critérios estabelecidos.
4. Depois de escolhida a rota, é escolhido o comprimento de onda mais apropriado disponível nessa rota, segundo heurísticas disponíveis. Uma mensagem RREP é enviada em direção ao nó origem  $N_s$ .

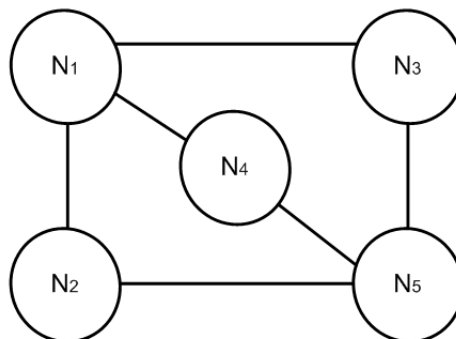


Figura 4.1: Rede de 5 (cinco) nós

Com o objetivo de explicar o funcionamento do RWA Distribuído, será dado o exemplo de uma rede de 5 (cinco) nós ilustrada através da Figura 4.1. Suponha que chegue para essa rede uma requisição de  $N_1 \rightarrow N_5$ . Aplicando-se o mecanismo RWA Distribuído, suponha que a primeira mensagem RREQ a chegar no destino seja  $(N_2, 1)$ , que corresponde à mensagem que percorreu a rota  $N_1 \rightarrow N_2 \rightarrow N_5$ . Essa mensagem esperará por um tempo  $\delta$  pela chegada de outras duas mensagens RREQ's que serão:  $(N_3, 1)$ , que corresponde à mensagem que percorreu a rota

$N_1 \rightarrow N_3 \rightarrow N_5$  e  $(N_4, 1)$ , que corresponde à mensagem que percorreu a rota  $N_1 \rightarrow N_4 \rightarrow N_5$ . Após expirado o tempo  $\delta$ , o nó destino  $N_5$  escolherá, segundo o passo 3, a rota (RREQ) que melhor atenda aos critérios estabelecidos pela n-tupla  $\mathfrak{S}(\gamma_1, \dots, \gamma_n)$ . Depois de escolhida a rota, segundo o passo 4, é escolhido o comprimento de onda de menor índice disponível nessa rota e uma mensagem RREP é enviada em direção ao nó origem  $N_1$ .

#### 4.1.1 Complexidade RWA Distribuído

O mecanismo RWA Distribuído que está sendo proposto faz a utilização do algoritmo de inundação para a descoberta de rotas e do algoritmo Primeiro-Encaixe para alocação de um comprimento de onda na rota selecionada. Logo, a sua complexidade, conforme seção 3.3.1, será medida pela quantidade de mensagens enviadas de cada nó  $u$  da rede para cada um dos seus nós adjacentes, com o objetivo de atender uma requisição. Considerando o número de nós adjacentes de cada nó como o  $\Delta$  do mesmo, onde  $\Delta = \text{Max}\{|N(u)| | u \in V\}$  e  $N(u)$  representa o conjunto de nós adjacentes ao nó  $u$ , então a quantidade de mensagens enviadas por cada nó no pior caso será  $O(\Delta)$ . Uma vez descoberta a rota existirá o custo de escolher o comprimento de onda de acordo com a heurística especificada será  $O(1)$ . Considerando que o envio de mensagens no pior caso será realizado por todos os nós da rede e que o número de nós da rede seja  $\mathbf{N}$ , teremos que a complexidade em termos de mensagens do mecanismo proposto no pior caso será  $O(\Delta N + 1)$ , que será igual a  $O(\Delta N)$ .

#### 4.1.2 Implementação

Na implementação do RWA Distribuído será assumido um cenário onde a rede que está sendo analisada é bidirecional, ou seja, se existe uma fibra do nó  $N_i$  para o nó  $N_j$ , existe também uma fibra do nó  $N_j$  para o nó  $N_i$ . Em redes reais é dessa forma que funciona a transmissão em fibras ópticas. Uma rota  $\rho_{sd}$  será equivalente à melhor rota de  $N_s$  a  $N_d$  segundo alguns critérios estabelecidos por uma n-tupla  $\mathfrak{S}(\gamma_1, \dots, \gamma_n)$ . O caminho entre o nó fonte e o nó destino na rota  $\rho_{sd}$  é definido pela sequência de nós  $N_1, N_2, N_3, \dots, N_t$ , onde  $N_1 = N_s$  e  $N_t = N_d$ . Cada nó tem conhecimento dos comprimentos de onda que estão sendo utilizados nos seus enlaces de saída e o comprimento de onda que vai ser usado no atendimento da requisição é determinado através das fases de requisição e de resposta. Após a chegada da primeira mensagem RREQ ao nó destino  $N_d$ , o mesmo esperará por um tempo  $\delta$  pela chegada de outras requisições. Na implementação realizada neste trabalho, serão adotados como critérios de desempate, os critérios  $\gamma_1$ ,  $\gamma_2$  e  $\gamma_3$  explicitados abaixo.

$\gamma_1$  : Número mínimo-de-saltos:  $\min \sum_{i=1}^{t-1} S(N_i, N_{i+1})$ .

$\gamma_2$  : Número máximo de comprimentos de onda livres com restrição de continuidade:  $\max \bigcap_{i=0}^n \lambda$ , onde  $\lambda$  = comprimento de onda.

$\gamma_3$  : Maior somatório de  $\Delta$  dos nós intermediários entre nó origem e destino:  $\max \sum_{i=2}^{t-2} \Delta(N_i, N_{i+1})$ , onde  $\Delta = \text{Max}\{|N(u)| | u \in V\}$  e  $N(u)$  representa o conjunto de nós adjacentes ao nó  $u$ .

O critério  $\gamma_1$  tem como objetivo garantir sempre a busca do caminho mais curto. O critério  $\gamma_2$  tenta encontrar a rota com o maior número de comprimentos de onda livres em todo o caminho-de-luz, o que garante um certo grau de balanceamento da carga. O critério  $\gamma_3$  busca garantir com que as requisições percorram caminhos-de-luz com o maior número possível de rotas alternativas. A consideração de múltiplos critérios de escolha da rota, na ordem apresentada possui como objetivo principal diminuir a probabilidade de bloqueio das requisições geradas. Depois de aplicados os critérios de desempate na ordem especificada e selecionada a rota, será escolhido o comprimento de onda livre de menor índice (Primeiro-Encaixe) na rota selecionada. Foi adotado o Primeiro-Encaixe como critério de escolha por se tratar de uma das heurísticas que apresenta o melhor custo/benefício. Continua-se o processo até o término de processamento de todas as requisições e as requisições não-atendidas (bloqueadas) entrarão no cálculo da probabilidade de bloqueio.

### (a) Fase de Requisição

Durante a fase de requisição, cada nó  $N_s$  (origem) de uma requisição faz a difusão de uma mensagem RREQ para os seus nós adjacentes Adj(s) em direção ao nó destino  $N_d$ . Enquanto a mensagem RREQ não chegar ao nó destino, os nós  $N_i$  que receberem a mensagem fazem a difusão da mesma para os seus nós adjacentes, exceto para o nó de onde recebeu a mensagem. A mensagem RREQ recebida pelo nó  $N_i$ ,  $0 \leq i \leq d$ , na rota de  $N_s$  para  $N_d$  inclui as seguintes informações: 1. Número de saltos (S) até o nó  $i$ , 2. Conjunto não vazio  $\omega_i$  com os possíveis números de comprimentos de onda livres, que podem ser usados para formar um caminho-de-luz de  $N_s$  para  $N_d$  e 3.  $\max \sum_{i=2}^{t-2} \Delta(N_i, N_{i+1})$ . Como trata-se de um mecanismo distribuído, o código será executado em cada nó  $N_i$ . O mecanismo é iniciado no nó  $N_i$  quando o mesmo recebe uma mensagem RREQ de um nó adjacente.

Cada nó  $N_i$  continua a comunicar as informações obtidas através de mensagens RREQ's para os seus nós adjacentes e encerra a fase de requisição quando a sua mensagem RREQ chega ao destino  $N_d$ . O nó destino diante do recebimento da primeira mensagem RREQ esperará por um tempo  $\delta$  pela chegada de outras requisições. Depois de expirado esse tempo  $\delta$ , o nó destino  $N_d$  será responsável por escolher a rota  $\rho_{sd}$  que melhor atenda aos critérios da 3-tupla  $\mathfrak{S}(\gamma_1, \gamma_2, \gamma_3)$ . Nesta rota  $\rho_{sd}$ , caso exista comprimentos de onda disponíveis, é selecionado o comprimento de onda de menor índice disponível e o nó  $N_d$  entra na fase de resposta enviando uma mensagem RREP em direção ao nó origem  $N_s$ , na rota e comprimento de onda selecionados. Quando o nó origem receber a mensagem RREP, o mesmo verifica se o comprimento de onda selecionado ainda encontra-se disponível e em caso positivo começa o envio dos dados. Caso não exista comprimento de onda disponível, o nó  $N_d$  envia uma mensagem RREP indicando que a requisição não poderá ser atendida e a mesma é bloqueada.

### (b) Fase de Resposta

Na fase de resposta do mecanismo RWA Distribuído, uma mensagem de resposta RREP é difundida de volta a partir de um nó  $N_d$  no sentido inverso da rota  $\rho_{sd}$  em direção ao nó origem  $N_s$ . A mensagem de resposta enviada por um nó na rota indica se a requisição para o caminho-de-



luz usando a rota  $\rho_{sd}$  é possível e, se isso acontecer, qual comprimento de onda deve ser utilizado pelo caminho-de-luz para fazer a transmissão das informações. Se o caminho-de-luz não poder ser estabelecido, devido à não existência de pelo menos uma rota que satisfaça os critérios da 3-tupla  $\mathfrak{S}(\gamma_1, \gamma_2, \gamma_3)$ , a requisição deve ser bloqueada.

## Exemplo

No exemplo que será dado será usada como base a rede da Figura 4.2. Nessa rede de exemplo cada fibra irá suportar 4 (quatro) comprimentos de onda de tal forma que  $\omega_0 = \{\lambda_1, \lambda_2, \lambda_3, \lambda_4\}$ . Na Figura 4.2, junto às fibras são mostrados os comprimentos de onda disponíveis. Suponha que exista uma requisição do nó  $N_1$  para  $N_8$ . Duas possíveis rotas existem para essa requisição:  $\rho_{sd1} : N_1 \rightarrow N_2 \rightarrow N_6 \rightarrow N_7 \rightarrow N_8$  e  $\rho_{sd2} : N_1 \rightarrow N_2 \rightarrow N_3 \rightarrow N_7 \rightarrow N_8$ .

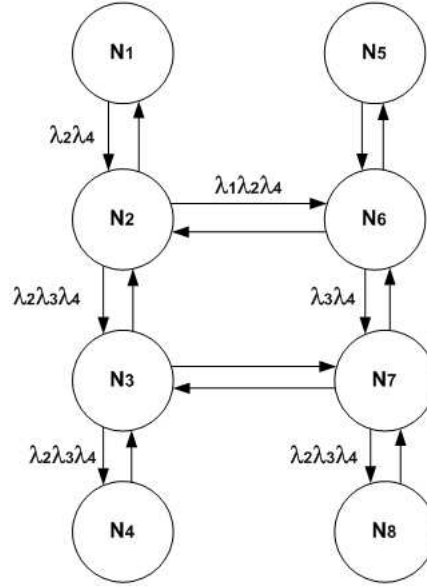


Figura 4.2: Exemplo de uma rede física de 8 nós

### (a) Fase de Requisição para $\rho_{sd1} : N_1 \rightarrow N_2 \rightarrow N_6 \rightarrow N_7 \rightarrow N_8$

**Passo 1:** No nó  $N_1$ , o conjunto  $\omega_1$  é formado pelos comprimentos de onda disponíveis no enlace  $N_1 \rightarrow N_2$ . Então,  $\omega_1 = \{\lambda_2, \lambda_4\}$ . O contador de saltos inicialmente 0 é incrementado de 1 ( $S=1$ ) e o somatório de  $\Delta$  continua 0 ( $\Delta=0$ ), porque ainda não se passou por um nó intermediário.

**Passo 2:** No nó  $N_2$ , o conjunto  $\omega_2 = \{\lambda_2, \lambda_4\} \cap \{\lambda_1, \lambda_2, \lambda_4\} = \{\lambda_2, \lambda_4\}$  é computado e uma vez sendo o conjunto  $\omega_2$  não vazio, é enviado para o nó  $N_6$ . O contador de saltos é incrementado de 1 ( $S=2$ ) e o somatório de  $\Delta$  é incrementado com o valor do  $\Delta$  de  $N_2$ , ou seja ( $\Delta = 3$ ).

**Passo 3:** No nó  $N_6$ , o conjunto  $\omega_3 = \{\lambda_2, \lambda_4\} \cap \{\lambda_3, \lambda_4\} = \{\lambda_4\}$  é computado e uma vez sendo o conjunto  $\omega_3$  não vazio, é enviado para o nó  $N_7$ . O contador de saltos é incrementado de 1 ( $S=3$ ) e o somatório de  $\Delta$  é incrementado com o valor do  $\Delta$  de  $N_6$ , ou seja  $\Delta = 7$ .

**Passo 4:** No nó  $N_7$ , o conjunto  $\omega_4 = \{\lambda_4\} \cap \{\lambda_2, \lambda_3, \lambda_4\} = \{\lambda_4\}$  é computado e uma vez sendo

o conjunto  $\omega_4$  não vazio, é enviado para o nó  $N_8$ . O contador de saltos é incrementado de 1 ( $S=4$ ) e o somatório de  $\Delta$  é incrementado com o valor do  $\Delta$  de  $N_7$ , ou seja ( $\Delta = 11$ ).

**Passo 5:** No nó  $N_8$  a requisição chegou ao destino com as seguintes informações:  $\omega_4 = \{\lambda_4\}$ , número de saltos  $S = 4$  e somatório do  $\Delta$  dos nós intermediários  $\Delta = 11$ . Essas informações ficam armazenadas no nó destino por um tempo  $\delta$  a espera de outra mensagem RREQ com as mesmas informações.

### (b) Fase de Requisição para $\rho_{sd2} : N_1 \rightarrow N_2 \rightarrow N_3 \rightarrow N_7 \rightarrow N_8$

**Passo 1:** No nó  $N_1$ , o conjunto  $\omega_1$  é formado pelos comprimentos de onda disponíveis no enlace  $N_1 \rightarrow N_2$ . Então,  $\omega_1 = \{\lambda_2, \lambda_4\}$ . O contador de saltos inicialmente 0 é incrementado de 1 ( $S=1$ ) e o somatório de  $\Delta$  continua 0, porque ainda não se passou por um nó intermediário.

**Passo 2:** No nó  $N_2$ , o conjunto  $\omega_2 = \{\lambda_2, \lambda_4\} \cap \{\lambda_1, \lambda_2, \lambda_4\} = \{\lambda_2, \lambda_4\}$  é computado e uma vez sendo o conjunto  $\omega_2$  não vazio, é enviado para o nó  $N_3$ . O contador de saltos é incrementado de 1 ( $S=2$ ) e o somatório de  $\Delta$  é incrementado com o valor do  $\Delta$  de  $N_2$ , ou seja,  $\Delta = 3$ .

**Passo 3:** No nó  $N_3$ , o conjunto  $\omega_3 = \{\lambda_2, \lambda_4\} \cap \{\lambda_1, \lambda_2, \lambda_3, \lambda_4\} = \{\lambda_2, \lambda_4\}$  é computado e uma vez sendo o conjunto  $\omega_3$  não vazio, é enviado para o nó  $N_7$ . O contador de saltos é incrementado de 1 ( $S=3$ ) e o somatório de  $\Delta$  é incrementado com o valor do  $\Delta$  de  $N_3$ , ou seja,  $\Delta = 6$ .

**Passo 4:** No nó  $N_7$ , o conjunto  $\omega_4 = \{\lambda_2, \lambda_4\} \cap \{\lambda_2, \lambda_3, \lambda_4\} = \{\lambda_2, \lambda_4\}$  é computado e uma vez sendo o conjunto  $\omega_4$  não vazio, é enviado para o nó  $N_8$ . O contador de saltos é incrementado de 1 ( $S=4$ ) e o somatório de  $\Delta$  é incrementado com o valor do  $\Delta$  de  $N_7$ , ou seja,  $\Delta = 10$ .

**Passo 5:** No nó  $N_8$  a requisição chegou ao destino com as seguintes informações:  $\omega_4 = \{\lambda_2, \lambda_4\}$ , número de saltos ( $S=4$ ) e somatório do  $\Delta$  dos nós intermediários = 10. Essas informações ficam armazenadas no nó destino por um tempo  $\delta$  a espera de outra mensagem RREQ com as mesmas informações.

### (c) Fase de Resposta

Diante das informações das requisições que chegaram ao nó destino  $N_8$ , é escolhida a rota que apresente os seguintes melhores critérios na seguinte ordem: 1. menor número de saltos, 2. maior quantidade de comprimentos de onda disponíveis e 3. maior somatório de  $\Delta$ . Das 2 (duas) requisições apresentadas  $\rho_{sd1}$  e  $\rho_{sd2}$  com o mesmo número de saltos, a que apresentou a maior quantidade de comprimentos de onda livres foi  $\rho_{sd2}$ . Nessa requisição será escolhido o comprimento de onda livre de menor índice (Primeiro-Encaixe). É enviada uma mensagem de resposta RREP para o nó origem  $N_1$ , informando que o comprimento de onda 2 (dois) deverá ser usado para envio das informações. Essa mensagem usa a rota  $\rho_{sd2} : N_1 \rightarrow N_2 \rightarrow N_3 \rightarrow N_7 \rightarrow N_8$  no sentido inverso, ou seja,  $\rho_{sd2} : N_8 \rightarrow N_7 \rightarrow N_3 \rightarrow N_2 \rightarrow N_1$ .

## 4.2 Simulações e Modelo de Análise

As simulações foram executadas nas redes NFSNET, USA e PAN-EUROPÉIA já ilustradas no Capítulo 3 e conforme Modelo de Análise definido na Seção 3.2.3. A diferença é que neste capítulo serão comparados e analisados o RWA Melhor-Encaixe e o RWA Distribuído, que trata-se de um dos algoritmos que está sendo proposto. Dois tipos de simulações serão realizadas: estática e dinâmica.

Na simulação estática foram realizadas simulações nas 3 (três) redes citadas anteriormente com 100 (cem) requisições, considerando o tempo de alocação infinito e a taxa entre chegada de requisições de 1s segundo distribuição de Poisson. Nesse tipo de simulação as requisições não são desalocadas. Esse teste foi realizado com o intuito de analisar qual dos três algoritmos citados anteriormente apresenta um melhor desempenho em relação à quantidade total de requisições alocadas que podem ser mantidas na rede WDM. Na simulação dinâmica também foram realizadas simulações nas 3 (três) redes citadas anteriormente com 2000 (duas mil) requisições, tempo de alocação constante de 180 s (3 minutos) e com uma taxa de chegada entre requisições de  $\mu = 1s$  segundo a distribuição de Poisson.

### 4.2.1 Simulação Estática

Os resultados das simulações para a rede NFSNET para 100 (cem) requisições são mostrados na Figura 4.3 (a). Como pode ser visto, o uso do roteamento Melhor-Encaixe com a diminuição da carga em Erlang diminui a probabilidade de bloqueio em uma média de 9% para 100 (cem) requisições geradas. O uso do algoritmo RWA Distribuído com a diminuição da carga em Erlang diminui a probabilidade de bloqueio também em uma média de 9% para 100 (cem) requisições geradas. Pode ser observado que com a carga  $\leq 1$  Erlang o desempenho dos dois RWAs são semelhantes. Conforme a carga vai aumentando, o RWA Distribuído torna-se apenas em média 0,85% pior que o Melhor-Encaixe.

Nas simulações para a rede USA, cujos resultados são mostrados na Figura 4.3 (b), o uso do roteamento Melhor-Encaixe com a diminuição da carga em Erlang diminui a probabilidade de bloqueio em uma média de 4% para 100 (cem) requisições geradas. O uso do algoritmo RWA Distribuído com a diminuição da carga em Erlang diminui também a probabilidade de bloqueio em uma média de 5% para 100 (cem) requisições geradas. Pode ser observado que com a carga  $\leq 0,74$  Erlang o desempenho dos dois RWAs são semelhantes. Conforme a carga vai aumentando, o RWA Distribuído torna-se apenas em média 1,84% pior que o Melhor-Encaixe.

Os resultados das simulações para a rede PAN-EUROPÉIA são mostrados na Figura 4.3 (c). Como pode ser visto, o uso do roteamento Melhor-Encaixe com a diminuição da carga em Erlang diminui a probabilidade de bloqueio em uma média de 12%. O uso do algoritmo RWA Distribuído com a diminuição da carga em Erlang diminui a probabilidade de bloqueio em uma média de 13%. Também pode ser observado pela Figura 4.5 que o algoritmo RWA Distribuído apresenta um desempenho em média semelhante ao Melhor-Encaixe até 0,74 Erlang. No intervalo de 0,83 a 1,11 Erlang o RWA Distribuído apresenta um desempenho 2,6 % pior em média que o Melhor-Encaixe e a partir de 1,33 Erlang o desempenho dos mesmos começa a se aproximar.

Tabela 4.1: Média de Requisições Alocadas e Média da Prob. de Bloqueio para 100 (cem) requisições

Rede	W	Média de Requisições Alocadas		Média Prob. de Bloqueio	
		Melhor-Encaixe	RWA Distribuído	Melhor-Encaixe	RWA Distribuído
NFSNET	4	41,85	41,15	0,08	0,09
NFSNET	8	50,34	50,23	0,00	0,00
NFSNET	12	50,50	50,50	0,00	0,00
USA	4	45,69	45,04	0,08	0,05
USA	8	50,50	50,47	0,00	0,00
USA	12	50,50	50,50	0,00	0,00
PAN-EUROPÉIA	4	39,15	39,55	0,11	0,10
PAN-EUROPÉIA	8	49,72	49,56	0,00	0,00
PAN-EUROPÉIA	12	50,50	50,47	0,00	0,00

Nos gráficos da Figura 4.4 pode ser verificado que o algoritmo que apresenta a maior quantidade de requisições alocadas simultaneamente para todos os comprimentos de onda analisados é o RWA Melhor-Encaixe. Somente para ilustrar, o RWA Melhor-Encaixe com 4 (quatro) comprimentos de onda na rede USA apresenta 75 (setenta e cinco) requisições alocadas simultaneamente e o RWA Distribuído na rede USA apresenta 74 (setenta e quatro) requisições alocadas simultaneamente. Já com 8 (oito) comprimentos de onda o RWA Melhor-Encaixe na rede USA apresenta 100 (cem) requisições alocadas simultaneamente e o RWA Distribuído na rede USA apresenta 100 (cem) requisições alocadas simultaneamente. Com 12 (doze) comprimentos de onda o RWA Melhor-Encaixe na rede USA apresenta 100 (cem) requisições alocadas simultaneamente e o RWA Distribuído na rede USA apresentam 100 (cem) requisições alocadas simultaneamente. As outras redes, NFSNET e PAN-EUROPÉIA apresentam comportamento semelhante para os dois RWAs. Pode ser observado também através da Tabela 4.1 que o Melhor-Encaixe é o RWA que apresenta em geral as maiores médias de requisições alocadas e os menores valores médios de probabilidade de bloqueio em todas as redes sendo analisadas, no entanto os valores apresentados pelo RWA Distribuído são muito próximos, podendo até mesmo serem considerados equiparáveis aos apresentados pelo Melhor-Encaixe.

#### 4.2.2 Simulação Dinâmica

Na simulação dinâmica, as requisições são alocadas por um tempo constante de 180 s e depois são desalocadas. Os gráficos da Figura 4.5 retratam a variação da quantidade de requisições alocadas dinamicamente para 2000 (duas mil) requisições na rede USA. O que pode ser observado é que todos os gráficos para todos os RWAs em todas as redes possuem um pico de alocação para todos os comprimentos de onda analisados. Somente para ilustrar, o RWA Melhor-Encaixe com 4(quatro) comprimentos de onda na rede USA apresenta 93 (noventa e três) requisições alocadas simultaneamente e o RWA Distribuído na rede USA apresenta 92 (noventa e duas) requisições alocadas simultaneamente. Já com 8 (oito) comprimentos de onda o RWA Melhor-Encaixe na rede USA apresenta 150 (cento e cinquenta) requisições alocadas simultaneamente e o RWA Distribuído na rede USA apresenta 147 (cento e quarenta e sete) requisições alocadas simultaneamente. Com 12 (doze) comprimentos de onda o RWA Melhor-Encaixe na rede USA apresenta 179 (cento e

setenta e nove) requisições alocadas simultaneamente e o RWA Distribuído na rede USA apresenta 176 (cento e setenta e seis) requisições alocadas simultaneamente. As outras redes, NFSNET e PAN-EUROPÉIA apresentam comportamento semelhante para os dois RWAs. Pode ser observado também através da Tabela 4.2 que o Melhor-Encaixe é o RWA que apresenta em geral as maiores médias de requisições alocadas e os menores valores médios de probabilidade de bloqueio em todas as redes sendo analisadas, no entanto os valores apresentados pelo RWA Distribuído são muito próximos, podendo até mesmo serem considerados equiparáveis aos apresentados pelo Melhor-Encaixe. Esses valores médios são calculados a partir da região estável do gráfico.

Tabela 4.2: Média de Requisições Alocadas e Média da Prob. de Bloqueio para 2000 (duas mil) requisições

Rede	W	Média de Requisições Alocadas		Média Prob. de Bloqueio	
		Melhor-Encaixe	RWA Distribuído	Melhor-Encaixe	RWA Distribuído
NFSNET	4	67,90	66,40	0,62	0,62
NFSNET	8	116,36	115,41	0,35	0,30
NFSNET	12	153,79	151,46	0,14	0,15
USA	4	79,99	68,41	0,55	0,55
USA	8	133,72	111,65	0,25	0,26
USA	12	171,41	139,49	0,04	0,07
PAN-EUROPÉIA	4	67,95	68,41	0,62	0,61
PAN-EUROPÉIA	8	112,70	111,65	0,37	0,37
PAN-EUROPÉIA	12	145,24	139,49	0,19	0,21

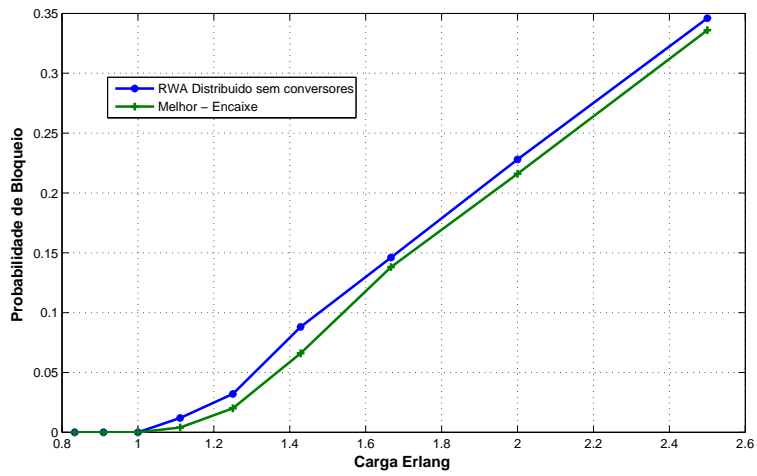
### 4.3 Discussão

O algoritmo Melhor-Encaixe além de ser implementado de uma forma centralizada, o que gera uma série de problemas já relatados no início do capítulo, faz a cópia da rede o número de vezes equivalente ao número de comprimentos de onda que estiver sendo considerado, ou seja, é feita uma busca exaustiva para cada comprimento de onda e no final escolhe-se o comprimento de onda que apresentar a melhor rota. Esse tipo de cálculo gera um custo computacional muito alto equivalente no pior caso a  $O(WN)$ , como já relatado no Capítulo 3. Além do mais, no Melhor-Encaixe são calculadas todas as possíveis rotas entre todos os nós da rede sendo considerada. O mesmo pode ser equiparado a um modelo utilizado como *benchmark* na avaliação dos demais RWAs, já que teoricamente tem sido o que apresenta o melhor desempenho.

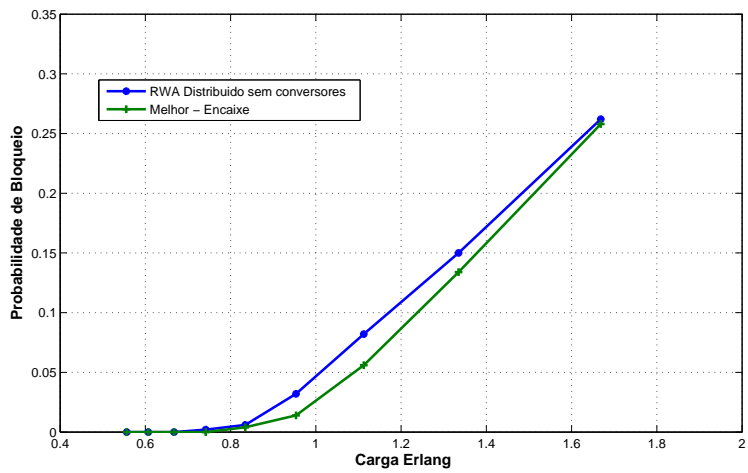
No RWA Distribuído as rotas são calculadas sob-demanda, ou seja, só são calculadas rotas para requisições que forem geradas e a sua implementação é descentralizada. Essa característica simplifica o algoritmo e economiza processamento. Além disso o custo nesse tipo de implementação será o custo gerado pelas mensagens geradas no processo de descoberta de rotas e conforme já relatado anteriormente, no pior caso o seu custo é  $O(\Delta N)$ , onde  $\Delta \ll W$ .

Em todas as simulações tanto estática quanto dinâmica e análises realizadas nas três redes, pode ser observado que apesar da implementação do RWA que está sendo proposto ser distribuída, o mesmo apresenta desempenho muito próximo do Melhor-Encaixe Centralizado em todas as redes. O desempenho dos RWAs analisados irão depender de uma série de parâmetros variáveis, tais como:

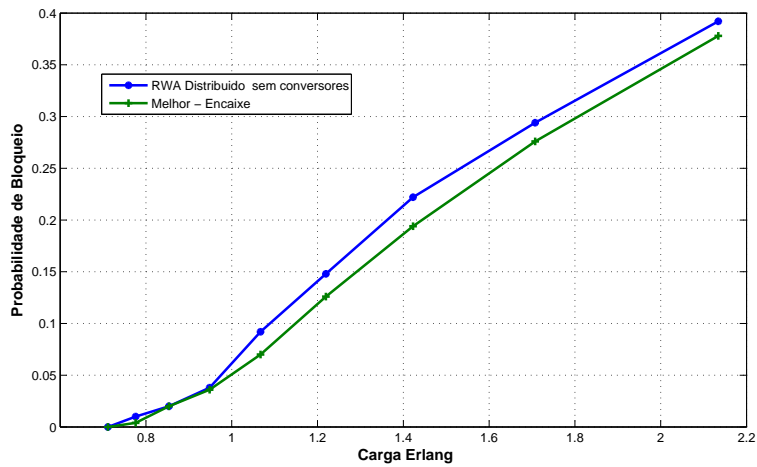
requisições, carga da rede e rede, sendo que em alguns casos, conforme a variação da carga em Erlang, os mesmos apresentarão desempenho equiparáveis. O RWA Distribuído apresentará o melhor desempenho quando o mesmo for analisado na rede com o maior número de nós e maior número de enlaces.



(a) NFSNET



(b) USA



(c) PAN-EUROPEIA

Figura 4.3: Probabilidade de Bloqueio Estática: (a) NFSNET,(b) USA e (c) PAN-EUROPEIA

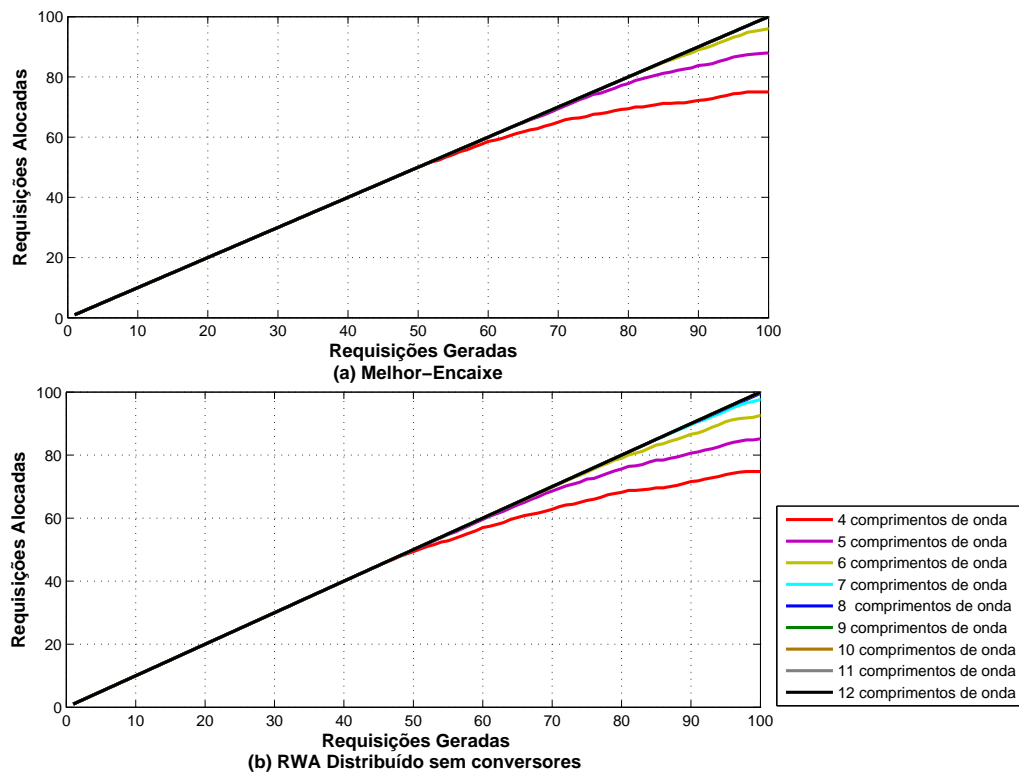


Figura 4.4: Requisições Alocadas USA:(a) Melhor-Encaixe e (b) RWA Distribuído sem conversores

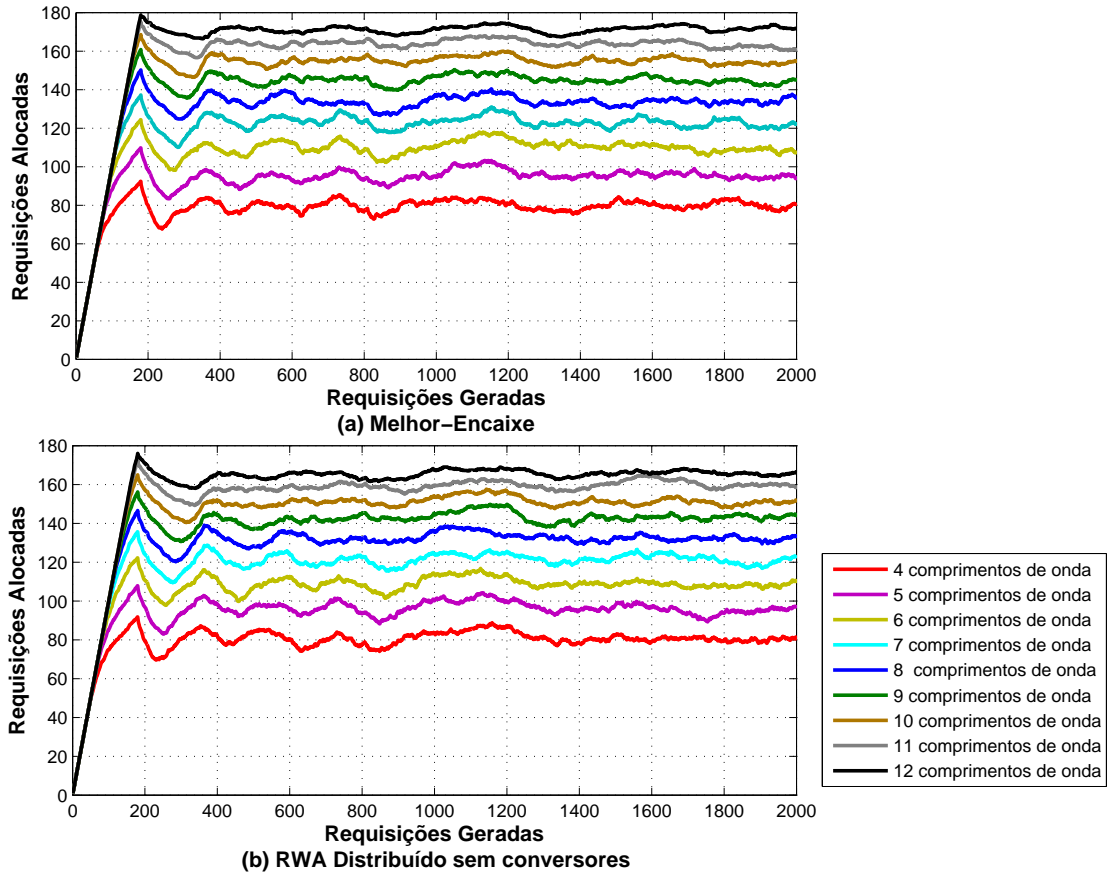


Figura 4.5: Requisições Alocadas USA: (a) Melhor-Encaixe e (b) RWA Distribuído sem conversores



## Capítulo 5

# Proposta de um Algoritmo Distribuído para Posicionamento de Conversores em Redes Ópticas

Como pode ser observado na maioria dos algoritmos RWA estudados e analisados nos Capítulos 2 e 3 e no algoritmo RWA Distribuído proposto no Capítulo 4, no momento de fazer o roteamento e alocação do comprimentos de onda para uma determinada requisição, sempre é considerada a restrição de continuidade, ou seja, o mesmo comprimento de onda deve estar disponível em todos os enlaces que formarão a rota. A ausência de um comprimento de onda contínuo, mesmo havendo comprimentos de onda livres em todos os enlaces, implica no bloqueio da requisição gerada. Esta restrição pode ser eliminada (ou reduzida) através da utilização de equipamentos capazes de converter um comprimento de onda em outro, que são os chamados Conversores de Comprimentos de Onda (CCO). Os nós que possuem esse equipamento serão chamados de nós conversores. O impacto do número de nós com conversores em uma determinada rede em relação à melhora do desempenho da rede e do algoritmo RWA sendo utilizado, tem sido uma das áreas de estudos da comunidade de redes ópticas. A idéia inicial é fazer a utilização de conversores de comprimentos de onda com o objetivo de diminuir a probabilidade de bloqueio no estabelecimento das requisições. Os benefícios do uso de conversores de comprimentos de onda em redes ópticas foram estudados em diversos trabalhos tais como [50] [51] [52] [53] [54] [55] [56] [57].

No entanto, apesar dos benefícios da utilização de conversores de comprimentos de onda em relação à redução da probabilidade de bloqueio, o custo dos mesmos ainda encontra-se elevado e a utilização destes dispositivos em todos os nós de uma determinada rede, principalmente se a mesma possuir uma grande quantidade de nós, torna-se impraticável. Devido a esta limitação, os estudos que vem sendo realizados consiste em equipar apenas parte dos nós da rede com esses dispositivos, o que é chamado de alocação esparsa de conversores. Nesse tipo de alocação apenas uma fração dos nós da rede será equipada com conversores de comprimentos de onda com capacidade de conversão total [2]. Algumas heurísticas vem sido propostas para posicionar os conversores assumindo-se redes diferentes. Segundo [51], a associação de um bom algoritmo RWA com um algoritmo de posicionamento de conversores pode-se tornar uma ferramenta útil na redução da probabilidade

de bloqueio em redes ópticas. O que se vê atualmente são estudos onde os dois assuntos são estudados de forma separada. Um dos objetivos deste trabalho consiste em propor um novo algoritmo distribuído de posicionamento de conversores em Redes Ópticas e associá-lo ao RWA Distribuído proposto no Capítulo 4.

## 5.1 Algoritmos para Posicionamento de Conversores

O problema de posicionamento de conversores é um problema NP-Completo, como foi provado por [51] [54], ou seja, não é conhecido se existe um algoritmo capaz de fornecer uma solução ótima para o problema em tempo polinomial. Uma melhor definição de um problema NP-Completo é realizada no Anexo I. Logo, uma possível solução é propor heurísticas para posicionamento de conversores de comprimentos de onda.

Através de análises realizadas em [54] com uma heurística de posicionamento de conversores de forma esparsa em três redes diferentes (anel, malha-toroidal e hiper-cubo), pode ser verificado que apenas um pequeno número de conversores de comprimentos de onda posicionados em alguns nós da rede, são suficientes para melhorar o desempenho de um RWA ou que dependendo da rede, a presença destes dispositivos não oferece nenhuma vantagem significativa. Nos estudos e análises realizados, foi verificado que o benefício da utilização de conversores é altamente dependente de alguns parâmetros tais como: carga da rede, número de comprimentos de onda disponíveis, conectividade da rede, local de posicionamento dos conversores e algoritmo RWA sendo analisado. Foi verificado também que as vantagens do uso de conversores aumenta quanto maior for a rede, ou seja, quanto maior for o número de nós da rede.

Em outra heurística proposta, a TOT (*Total Outgoing Traffic*)[52], os resultados obtidos foram considerados bons. O seu funcionamento consiste em considerar inicialmente um conjunto pré-definido de rotas com as suas respectivas cargas e a heurística define um peso para cada nó da rede. Esse peso, que equivale ao potencial de um nó receber um conversor, é dado pela soma das cargas de todas as rotas que passam e/ou se originam neste nó. A complexidade computacional dessa heurística é considerada  $O(n^2)$ , com  $n = |V|$ .

Uma heurística muito utilizada é a Random (*Random Converter Placement*) [57], segundo a qual são selecionados nós da rede de forma aleatória para se atribuir conversores e assume-se que todos os nós possuem a mesma probabilidade de serem selecionados. A complexidade do algoritmo Random é basicamente a complexidade de atribuir o valor a uma Variável Aleatória Uniforme (VAU) e selecionar  $Q$  elementos em um conjunto. Assumindo que os nós da rede estão armazenados em um vetor, a complexidade do algoritmo Random é  $O(yQ)$ , onde  $y$  é o custo de obter um valor para uma VAU e  $Q$  é o número de conversores.

A heurística HDF (*Highest Degree First*) proposta por [58] utiliza-se do princípio de que por nós de maior grau passam potencialmente mais rotas, ou seja, esta heurística assume que existe uma correlação positiva entre o grau de um nó e a probabilidade que este nó tem de participar do caminho entre dois nós quaisquer. Dessa forma, os nós de maior grau são selecionados como bons candidatos a receber um conversor. A complexidade do algoritmo HDF é basicamente a complexidade da ordenação de  $n$  elementos, ou seja,  $O(n \log n)$ , onde  $n = |V|$  é o número de nós

da rede.

Outras 3 (três) heurísticas propostas em [51] pertencem à uma classe de algoritmos que foi denominada de SW (*Sequential Weighted*). Todas as heurísticas propostas possuem uma função  $\text{PesoRota}(r, v)$ , responsável por calcular o peso de uma rota  $r$  dado um nó  $v$  contido em  $r$ . As três variações desse algoritmo são: SW-MSS (*Sequential Weighted-Mean Segment Size*), SW-CSS (*Sequential Weighted-Current Segment Size*) e SW-CSD (*Sequential Weighted-Current Segment Distance*). O algoritmo SW-MSS possui complexidade  $O(Qn^2)$ , onde  $n=|Q|$  e  $Q$ =número de conversores. Já em SW-CSS e SW-CSD a complexidade é  $O(Qn^3)$ .

## 5.2 Conjunto Dominante (*Dominating Set*)

Na resolução dos problemas gerados pelo algoritmo de inundação, que são os laços de roteamento e a sobrecarga de mensagens nos enlaces da rede, existe uma solução que é muito utilizada em redes sem-fio que é o uso de Conjuntos Dominantes. Segundo [59], um Conjunto Dominante  $DS$  de  $G$  é um subconjunto de  $V$  de tal forma que um nó que não está em  $DS$  possui pelo menos um vizinho em  $DS$ . Para qualquer enlace  $(u, v)$ , se  $u \in DS$  e  $v \notin DS$ , então  $u$  é o dominador de  $v$  e  $v$  é o dominado de  $u$ . Se tanto  $u$  e  $v \in DS$ , um pode especificar o outro como dominante. Se o subgrafo induzido de  $D$  está conectado, então  $DS$  é um Conjunto Dominante Conectado (*CDS-Connected Dominating Set*).

Com a utilização de CDS nas redes sem-fio, o roteamento torna-se bem mais simples e possui a vantagem de se adaptar a mudanças na rede da rede de uma forma mais rápida. Somente aqueles nós que fizerem parte do CDS necessitarão manter informações de roteamento e caso não ocorra uma mudança na rede de um subgrafo induzido de um CDS não será necessário realizar nenhuma tarefa de atualização de informações de roteamento. Se um nó dominado necessita enviar mensagem para um outro nó dominado, o mesmo envia a mensagem primeiro para o seu nó dominador. Dessa forma o espaço de busca por uma rota é reduzido somente para dentro de um CDS. Depois que a mensagem é entregue para o nó dominador do nó destino, este mesmo nó dominador irá entregar a mensagem para o destino. Quando se faz esse tipo de roteamento, tem-se o que é chamado de roteamento baseado no Conjunto Dominante Conectado ou roteamento baseado no *backbone*. Restringindo o roteamento a um CDS resulta-se em uma redução significativa na sobrecarga de mensagens geradas pelo algoritmo de inundação [60]

A construção de um CDS pode ser realizada tanto de forma centralizada quanto de forma distribuída. Na execução dos Algoritmos de Construção de CDS de forma centralizada, existirá a figura de um nó centralizador que conterà todas as informações da rede sem-fio. Como em qualquer tipo de implementação centralizada, o nó centralizador torna-se um ponto de falha. Além do mais, os recursos físicos de transmissão de dados utilizados (o ar no caso das redes sem-fio), ficam sobrecarregados nos enlaces que chegam à unidade centralizadora. A escalabilidade da rede também fica comprometida além de ser possível a existência de inconsistência de dados. Já a construção de CDS de forma distribuída torna-se mais efetiva devido ao fato de não se ter que recorrer à uma unidade centralizadora, onde as informações de roteamento estarão centralizadas. Em uma implementação de CDS de forma distribuída, procura-se balancear requisitos como complexidade

computacional, tempo de execução, escalabilidade e sobrecarga [61].

Um dos primeiros algoritmos propostos para a construção de um CDS de forma centralizada baseia-se em algoritmos heurísticos gulosos. O algoritmo, denominado algoritmo de Guha e Khuller, que são os autores do mesmo, inicializa colorindo todos os vértices da rede sendo considerada de branco e dentre esses nós escolhe o nó de maior  $\Delta$ . O nó selecionado é colorido de preto e os seus respectivos vizinhos são coloridos de cinza. Enquanto existirem nós cinza, aqueles que apresentarem maior número de vizinhos brancos serão coloridos de preto e os seus vizinhos serão coloridos de cinza. O algoritmo é encerrado quando todos os nós estiverem coloridos de preto ou cinza [62]. Os mesmos autores propuseram também um outro algoritmo que inicializa colorindo todos os nós da rede com a cor branca. Define-se neste algoritmo o conceito de sub-conjunto, o qual será composto por um nó preto conectado a seus vizinhos ou por um único nó branco. O mesmo possuirá 2 (duas) fases. Na primeira fase será escolhido um nó que cause a redução máxima no número de sub-conjuntos e na segunda fase é construída uma Árvore de *Steiner* [63], a qual conecta todos os nós pretos pela coloração de canais de dois nós cinzas de preto. O CDS final será formado pelo conjunto de todos os nós pretos.

Um dos algoritmos propostos por [59] é inicializado com a eleição de um nó líder. Para simplificar, escolhe-se como líder o nó que possui o menor ID (menor número de identificação). Uma cor é associada a cada nó. Inicialmente todos os nós são coloridos de branco. O líder é colorido de preto e torna-se o dominador. Depois todos os nós em  $N_1[v]$  (conjunto de vizinhos a um-salto de  $v$ ), são coloridos de cinza e tornam-se os dominados, e todos os nós em  $N_2[v]$  (conjunto de vizinhos a dois-saltos de  $v$ ) são coloridos de amarelo e tornam-se ativos. No próximo passo, os vizinhos ativos competem entre eles mesmos e o ganhador, que será o que tiver o menor **ID** entre os vizinhos amarelos, torna-se o dominador. Cada ganhador (amarelo) especifica o seu próprio dominador, que será o vizinho cinza cujo ID é o menor entre todos os vizinhos cinza. Esses passos irão se repetir até que todos os nós sejam ou cinzas (dominados) ou preto (dominadores). Todos os nós pretos formam o CDS. O outro algoritmo proposto por [59] faz a implementação de um Algoritmo CDS Distribuído onde cada nó  $u$  da rede representado pelo grafo  $G$  irá manter os seguintes parâmetros:  $dom_u$  (nó dominador ou o nó pai do nó em uma árvore);  $rank_u$  (define o tipo de relação que existe entre os nós vizinhos da rede, o tipo de relação definida aqui é o nível do nó na árvore) e  $children_u$  (todos os nós dominados ou o filho do nó na árvore). Os parâmetros são atualizados pela troca de 3(três mensagens):  $\langle dominador(u, dom_u, rank_u) \rangle$ ,  $\langle dominado(u, dom_u, rank_u) \rangle$  e  $\langle ativo(u) \rangle$ , cuja finalidade é definir quem é o nó dominador, o nó dominado e o nó candidato a nó dominador ou dominado. O funcionamento do algoritmo distribuído consiste em fazer com que cada nó  $u$  do grafo  $G$ , que representa a rede, rode uma cópia do mesmo. A qualquer momento,  $u$  pode estar em qualquer um dos 4(quatro) estados:  $S_0, S_1, S_2$  e  $S_3$ .

O algoritmo proposto por [60], trata-se de um algoritmo distribuído localizado de uma única fase onde cada nó necessita saber de informações de conectividade dentro de uma vizinhança a 2 (dois) saltos. Inicialmente todos os nós são brancos. Os nós são classificados em duas sub-classes que são : dominadores1 e dominadores2. Os nós da sub-classe dominadores2 conectam todos os nós da sub-classe dominadores1. Os nós dominadores1 e dominadores2 são coloridos de preto, e os nós dominados são coloridos de cinza. Todos os nós que fazem parte do grupo dominador1 formam um MIS (Conjunto Independente Máximo) e todos os nós dominadores (dominadores1 +

dominadores2) formam um CDS.

Na implementação proposta por [64], o CDS Distribuído cresce a partir do nó com  $\Delta$  máximo. Para que tal tarefa seja possível, inicialmente todos os nós devem trocar informações de forma distribuída para que todos os nós tenham conhecimento do grau  $\Delta$  de todos os outros nós da rede. A cada iteração seguinte deverá ser selecionado um nó a 1 ou 2-saltos do CDS corrente e para que isso ocorra essas informações deverão ser coletadas de forma distribuída. A partir dessas informações será feita a decisão se o nó será colorido com a cor cinza ou se continuará com a cor branca. Esses dois requisitos irão forçar a inundação de informações de grau na rede.

### 5.3 Algoritmo DS Distribuído para Posicionamento de Conversores

Uma das propostas deste trabalho é utilizar-se da teoria de Conjuntos Dominantes das redes sem-fio para propor um novo algoritmo de posicionamento de conversores de comprimentos de onda fazendo a utilização dos conceitos de DS Distribuído. A idéia é executar o algoritmo DS Distribuído proposto para posicionar conversores de comprimentos de onda em apenas alguns nós da rede sendo analisada e avaliar o desempenho do RWA Distribuído proposto no Capítulo 4 com a aplicação dos conversores em algumas posições do DS.

O algoritmo DS Distribuído que está sendo proposto irá criar um subgrafo  $G'$  de um grafo  $G$ , onde existirão nós dominadores e nós dominados. A idéia é posicionar conversores de comprimentos de onda em todos os nós marcados como dominadores. Um processo de marcação é proposto para todos os vértices em um dado grafo simples e conectado  $G = (V, E)$ .  $\Pi_A^u$  é uma marca para o vértice  $u \in V$ , e  $A$  pode ser  $B$ (BRANCO),  $P$ (PRETO) ou  $C$ (CINZA). É assumido que inicialmente todos os nós estão marcados de  $B$ (BRANCO).  $\text{Adj}(u) = \{v | (u, v) \in E\}$  representa o conjunto de vizinhos a 1-salto do vértice  $u$  e  $\Delta(\text{Adj}(u)) = \{\Delta \text{ dos vizinhos a 1-salto de } u\}$ .

#### 5.3.1 Processo de Marcação

1. Inicialmente atribui-se a marca  $\Pi_A^u$  com  $A = B$  para todo  $u$  em  $V$ .
2. Cada nó  $u$  troca informações de  $\Delta$  com os nós  $u \in \text{Adj}(u)$ , onde  $\Delta = \text{Max}\{|N(u)| | u \in V\}$ , onde  $N(u)$  representa o conjunto de nós adjacentes ao nó  $u$ .
3. O nó  $v$  de maior  $\Delta$  é eleito líder e os demais nós são marcados com  $\Pi_A^u = C$ .
  - 3.1 O nó  $v$  de maior  $\Delta$ ,  $v \in \{u \cup \text{Adj}(u)\}$  é eleito líder e marcado  $\Pi_A^v = P$ . Os demais nós são marcados de  $\Pi_A^u = C$ .
  - 3.2 Todo nó  $C$  informa ao seu líder  $v$  que ele é dominado por  $v$ .
4. Se nó  $v$  recebe mensagem de  $\text{Adj}(v)$  elegendo-o como líder então atribui-se  $\Pi_A^v = P$  para  $v$ .

No exemplo da Figura 5.1,  $\Delta N_1 = \{1\}$  e  $\Delta \text{Adj}(N_1) = \{\Delta N_3\} = \{3\}$ ,  $\Delta N_2 = \{1\}$  e  $\Delta \text{Adj}(N_2) = \{\Delta N_3\} = \{3\}$ ,  $\Delta N_3 = \{3\}$  e  $\Delta \text{Adj}(N_3) = \{\Delta N_1, \Delta N_2, \Delta N_4\} = \{1, 1, 2\}$ ,  $\Delta N_4 = \{2\}$

e  $\Delta \text{Adj}(N_4) = \{\Delta N_3, \Delta N_5\} = \{3, 3\}$ ,  $\Delta N_5 = \{3\}$  e  $\Delta \text{Adj}(N_5) = \{\Delta N_4, \Delta N_6, \Delta N_7\} = \{2, 1, 1\}$ ,  $\Delta N_6 = \{1\}$  e  $\Delta \text{Adj}(N_6) = \{\Delta N_5\} = \{3\}$ ,  $\Delta N_7 = \{1\}$  e  $\Delta \text{Adj}(N_7) = \{\Delta N_5\} = \{3\}$ . Depois do passo 2 do processo de marcação dos nós, o vértice 3 possuirá  $\Delta N_3 = \{3\}$  e o vértice 5  $\Delta N_5 = \{3\}$ , que serão os nós de maior grau em relação às suas vizinhanças  $\text{Adj}(N_3)$  e  $\text{Adj}(N_5)$ . Baseando-se no passo 3, os vértices 3 e 5 serão marcados como  $P$  e os demais vértices serão marcados como  $C$ . A Figura 5.1 ilustra o grafo resultante depois do processo de marcação.

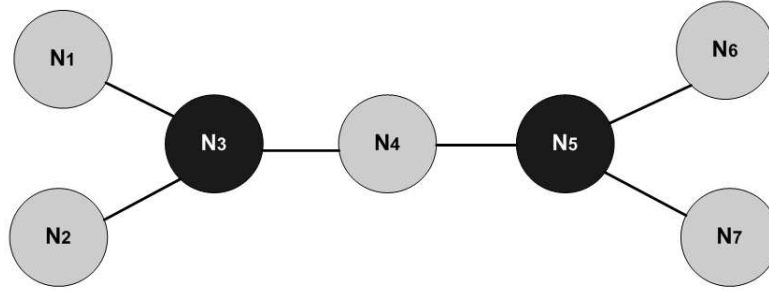


Figura 5.1: Rede DS 7 nós

O algoritmo DS Distribuído que está sendo proposto é baseado nos algoritmos CDS Distribuídos propostos por [59] e [60]. No algoritmo DS que está sendo proposto cada nó  $u$  necessita saber informações somente dos nós localizados a 1-salto dos mesmos. Inicialmente todos os nós são marcados como brancos ( $\Pi_A^u = B$ ) e trocam informações de ID (número de identificação do nó) com todos os vizinhos a 1-salto do mesmo. Baseando-se nessas informações, o nó  $u$  de maior  $\Delta$  e menor ID é marcado de preto ( $\Pi_A^u = P$ ). Caso o nó  $u$  não satisfaça esses critérios o mesmo é marcado de cinza ( $\Pi_A^u = C$ ). O conjunto de nós PRETO e CINZA e seus enlaces constituem um subgrafo do grafo original e formam um Conjunto Dominante (DS).

O funcionamento do algoritmo distribuído consiste em fazer com que cada nó  $u$  do grafo  $G$  que representa a rede, rode uma cópia do mesmo. A qualquer momento o nó  $u$  poderá se encontrar em 3 (três) estados diferentes.  $S_0$ ,  $S_1$  e  $S_2$ . O arco direto de  $S_i$  para  $S_j$ , onde  $i, j = \{0, 1, 2\}$  representa a transição do estado  $S_i$  para  $S_j$ . O estado  $S_0$  é o estado inicial. Um nó no estado  $S_0$  possui a cor branca e no início da execução deste algoritmo todos os nós estão no estado  $S_0$ . O estado  $S_1$  é o estado dominado. Um nó neste estado é um nó dominado e possui a cor cinza. O estado  $S_2$  é um estado dominador. Um nó neste estado é um dominador e possui a cor preta. Todos os nós em  $S_1$  e  $S_2$  formam um conjunto dominante (DS). Todo o processo é ilustrado através da Figura 5.2

Assuma que  $V'$  é o conjunto de vértices que são marcados com  $P \in V$ , isto é,  $V' = \{v | v \in V, \Pi_A^v = P\}$ . O grafo reduzido  $G'$  é o subgrafo de  $G$  induzido por  $V'$ , ou seja,  $G' = G[V']$ . O teorema mostra que  $G'$  é um conjunto dominante de  $G$ .

**Teorema 1:** *Dado um grafo  $G = (V, E)$  que é conectado, mas não completamente conectado, o subconjunto de vértices  $V'$ , derivado do processo de marcação, forma um conjunto dominante de  $G$ .*

**Prova:** Seleccione aleatoriamente um vértice  $v$  em  $G$ . Será provado que ou  $v \in V'$  ou  $v \in \text{Adj}(u)$ , onde  $u \in V'$ . Assumindo-se que  $v$  é marcado com  $C$ , se existe pelo menos um vizinho de  $v$  marcado com  $P$ , o teorema é provado. Se todos os vizinhos  $\text{Adj}(v)$  são marcados com  $C$ , podem

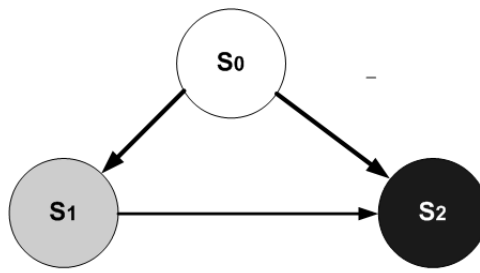


Figura 5.2: Diagrama de Transição de Estados DS

ser considerados os seguintes casos:

1. Suponha que ao final da execução do passo 3 um nó  $v$  seja marcado com  $B$ . Sabe-se que ao final do passo 3 deverão existir dois casos:  $v$  é o nó de maior  $\Delta$  ou  $v \leq \Delta \text{ Adj}(v)$ . Mas segundo o passo 3 se  $v$  for o nó de maior  $\Delta$ , o mesmo deve ser marcado com  $P$ . Caso contrário, o mesmo deve ser marcado com  $C$ . Logo é uma contradição supor que  $v$  seja marcado com  $B$  após o passo 3.
2. Segundo o processo de marcação após o passo 4  $v$  será marcado como  $P$  ou é adjacente a um nó marcado com  $P$ . Assume-se por contradição que após o passo 4  $v$  é marcado com  $C$  e que todos os nós adjacentes a ele também são marcados com  $C$ .

Mas segundo o passo 3 cada nó  $v$  cinza deve eleger um líder  $u$ ,  $u \in \{ \text{Adj}(v) \}$  e  $u$  será marcado com  $P$ . Logo, não é possível que os nós adjacentes a  $v$  sejam marcados com  $C$ .

Concluindo ou  $u$  é líder ou indica um líder. Se  $u$  é líder ele marca  $\Pi_A^u = P$ . Em ambos os casos, pelo menos um nó em  $\{u \cup \text{Adj}(u)\}$  é eleito líder. Portanto, todo nó  $\Pi_A^v = C$  está diretamente conectado a pelo menos um nó  $\Pi_A^u = P$ , o que é uma contradição assumir que após o passo 4,  $v$  é marcado com  $C$  e que todos os seus nós adjacentes são marcados com  $C$ . Logo, dado um grafo  $G = (V, E)$  que é conectado, mas não completamente conectado, o subconjunto de vértices  $V'$ , derivado do processo de marcação, forma um conjunto dominante de  $G$   $\nabla$ .

### 5.3.2 Análise da Complexidade do Algoritmo DS Distribuído

Através de todo o processo de marcação ilustrado anteriormente está claro que cada vértice toma conhecimento de informações dos vizinhos a 1-salto do mesmo depois de executado o passo 2 do processo de marcação. O custo de checar a conectividade de um vizinho depois de executado o passo 2 possui como limite superior  $\Delta(G)$ , onde  $\Delta(G) = \max \{ |N(v)| | v \in V \}$ , logo o custo das mensagens trocadas para selecionar o nó dominador é  $O(\Delta)$ . Após o passo 3 será selecionado um nó líder com custo  $O(1)$ . Se o número de nós da rede sendo analisada for  $N$ , então o custo de marcação de todos os nós será  $O(\Delta N + 1)$ , o que corresponde a um custo de  $O(\Delta N)$ .



## 5.4 Algoritmo DS Distribuído aplicado ao RWA Distribuído

No Capítulo 4, o algoritmo RWA Distribuído proposto foi analisado sem a utilização de conversores de comprimentos de onda nos nós da rede. Neste capítulo, o mesmo algoritmo será analisado colocando-se conversores de comprimentos de onda somente nos nós dominadores obtidos com a aplicação do algoritmo DS Distribuído proposto anteriormente. O posicionamento dos conversores nas redes NFSNET, USA e PAN-EUROPEIA após aplicação do algoritmo DS Distribuído é ilustrado através da Figura 5.3

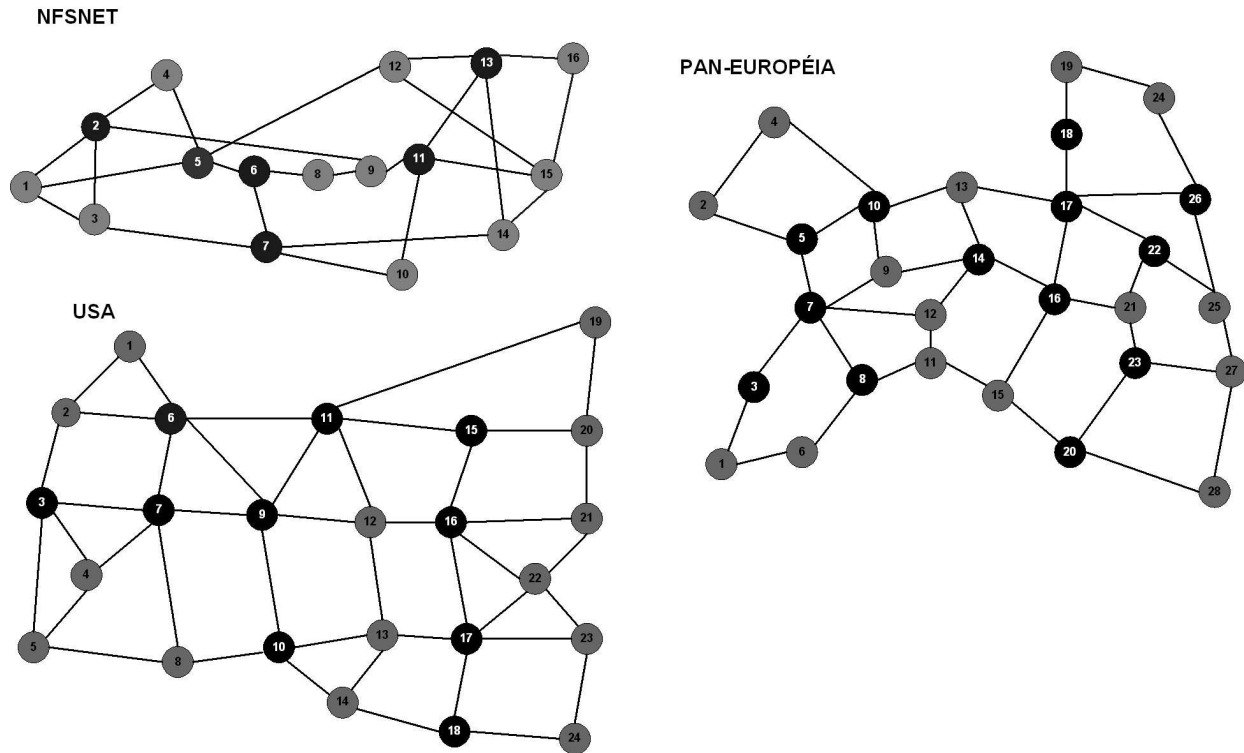


Figura 5.3: Posicionamento dos Conversores DS Distribuído redes NFSNET,USA e PAN-EUROPEIA

### 5.4.1 Simulações e Modelo de Análise

As simulações foram executadas nas redes NFSNET,USA e PAN-EUROPEIA já ilustradas no Capítulo 3 e conforme Modelo de Análise definido na Seção 3.2.3. A diferença é que neste capítulo serão comparados e analisados o RWA Distribuído sem conversores com o RWA Distribuído com conversores, onde os conversores serão posicionados através de um novo algoritmo de posicionamento de conversores baseado na teoria de DS (*Dominating Set*). Dois tipos de simulações serão realizadas: estática e dinâmica.

Na simulação estática foram realizadas simulações nas 3 (três) redes citadas anteriormente com 100 (cem) requisições, considerando o tempo de alocação infinito e a taxa entre chegada de



requisições de 1s segundo distribuição de Poisson. Nesse tipo de simulação as requisições não são desalocadas. Esse teste foi realizado com o intuito de analisar qual dos três algoritmos citados anteriormente apresenta um melhor desempenho em relação à quantidade total de requisições alocadas que podem ser mantidas na rede WDM. Na simulação dinâmica também foram realizadas simulações nas 3(três) redes citadas anteriormente com 2000 (duas mil) requisições, tempo de alocação constante de 180 s (3 minutos) e com uma taxa de chegada entre requisições de  $\mu = 1s$  segundo a distribuição de Poisson.

#### 5.4.1.1 Simulação Estática

Os resultados das simulações para a rede NFSNET são mostrados na Figura 5.4 (a). O que pode ser observado nessa rede é que a utilização de conversores nos nós dominadores do DS (6 conversores) diminui a probabilidade de bloqueio em média de 9% com a redução da carga em Erlang e oferece uma melhora na redução da probabilidade de bloqueio em relação ao RWA Distribuído sem conversores em média de 0,5%. Nas simulações realizadas para a rede USA e cujos resultados são mostrados na Figura 5.4 (b), a utilização de conversores nos nós dominadores do DS (10 conversores) oferece uma redução da probabilidade de bloqueio em média 4% com a redução da carga em Erlang. A melhora em relação ao RWA Distribuído sem conversores é de 1% em média. Nas simulações realizadas para a rede PAN-EUROPEIA e cujos resultados são mostrados na Figura 5.4 (c). A utilização de conversores nos nós dominadores do DS(13 conversores) oferece uma redução da probabilidade de bloqueio de 13% em média com a redução da carga em Erlang. A melhora em relação ao RWA Distribuído sem conversores é também de 1% em média.

Pelo gráfico ilustrado pela Figura 5.5, equivalente às análises feitas para a rede USA, pode ser verificado que o algoritmo que apresenta a maior quantidade de requisições alocadas simultaneamente para todos os comprimentos de onda analisados é o RWA Distribuído com conversores. Somente para ilustrar, o RWA Distribuído sem conversores com 4 (quatro) comprimentos de onda na rede USA apresenta 75 (setenta e cinco) requisições alocadas simultaneamente e o RWA Distribuído com conversores na rede USA apresenta 77 (setenta e sete) requisições alocadas simultaneamente. Já com 8 (oito) comprimentos de onda o RWA Distribuído sem conversores e o RWA Distribuído com conversores na rede USA apresentam 100 (cem) requisições alocadas simultaneamente. Com 12 (doze) comprimentos de onda o RWA Distribuído sem conversores e o RWA Distribuído com conversores na rede USA também apresentam 100 (cem) requisições alocadas simultaneamente. O que pode ser observado também pelo gráfico é que o RWA Distribuído sem conversores apresenta um crescimento linear da quantidade de requisições alocadas simultaneamente em torno de 50 requisições e o RWA Distribuído com conversores já apresenta um crescimento linear na quantidade de requisições alocadas simultaneamente em torno de 60 requisições. As outras redes, NFSNET e PAN-EUROPEIA apresentam comportamento semelhante para os dois RWAs. Pode ser observado também através da Tabela 5.1 que o RWA Distribuído com conversores no DS é o RWA que apresenta em geral as maiores médias de requisições alocadas e os menores valores médios de probabilidade de bloqueio em todas as redes sendo analisadas. No entanto, esses valores são muito próximos. Tal fato pode ser atribuído à simulação estática, que trata-se de um cenário onde não é possível observar com clareza o benefício da utilização de conversores de comprimentos de onda

no RWA Distribuído proposto no Capítulo 4. Na simulação dinâmica que segue, esses benefícios poderão ser melhor observados.

Tabela 5.1: Média de Requisições Alocadas e Média da Prob. de Bloqueio para 100 (cem) requisições

Rede	W	Média de Requisições Alocadas		Média Prob. de Bloqueio	
		RWA Dist. S/C	RWA Dist. C/C	RWA Dist. S/C	RWA Dist. C/C
NFSNET	4	41,15	41,26	0,09	0,09
NFSNET	8	50,23	50,31	0,00	0,00
NFSNET	12	50,50	50,50	0,00	0,00
USA	4	45,04	46,06	0,05	0,04
USA	8	50,47	50,50	0,00	0,00
USA	12	50,50	50,50	0,00	0,00
PAN-EUROPÉIA	4	39,55	40,61	0,10	0,09
PAN-EUROPÉIA	8	49,56	49,75	0,00	0,00
PAN-EUROPÉIA	12	50,46	50,50	0,00	0,00

#### 5.4.1.2 Simulação Dinâmica

Na simulação dinâmica, as requisições são alocadas por um tempo constante de 180 s e depois são desalocadas. Os gráficos da Figuras 5.6 retrata a variação da quantidade de requisições alocadas dinamicamente para 2000 (duas mil) requisições na rede USA. O que pode ser observado é que todos os gráficos para todos os RWAs em todas as redes possuem um pico de alocação para todos os comprimentos de onda analisados. Somente para ilustrar, o RWA Distribuído sem conversores com 4 (quatro) comprimentos de onda na rede USA apresenta 92 (noventa e duas) requisições alocadas simultaneamente e o RWA Distribuído com conversores na rede USA apresenta 92 (noventa e duas) requisições alocadas simultaneamente. Já com 8 (oito) comprimentos de onda o RWA Distribuído sem conversores na rede USA apresenta 147 (cento e quarenta e sete) requisições alocadas simultaneamente e o RWA Distribuído com conversores na rede USA apresenta 149 (cento e quarenta e nove) requisições alocadas simultaneamente. Com 12 (doze) comprimentos de onda o RWA Distribuído sem conversores na rede USA apresenta 176 (cento e setenta e seis) requisições alocadas simultaneamente e o RWA Distribuído com conversores na rede USA apresenta 178 (cento e setenta e oito) requisições alocadas simultaneamente. As outras redes, NFSNET e PAN-EUROPÉIA apresentam comportamento semelhante para os dois RWAs. Pode ser observado também através da Tabela 5.2 que o RWA Distribuído com conversores é o RWA que apresenta em geral as maiores médias de requisições alocadas e os menores valores médios de probabilidade de bloqueio em todas as redes sendo analisadas. Somente para ilustrar, para 4 (quatro) comprimentos de onda na rede USA a melhora é de 83% em relação ao RWA Distribuído sem conversores e conforme o número de comprimentos de onda vai aumentando essa melhora vai diminuindo. Para 8 (oito) comprimentos de onda a melhora é de 33% e para 12 (doze) comprimentos de onda a melhora é de 8%. Essa situação ocorre porque conforme aumenta-se o número de comprimentos de onda, a necessidade de utilização de conversores diminui. Esses valores médios são calculados a partir da região estável dos gráficos da Figura 5.6.

Tabela 5.2: Média de Requisições Alocadas e Média da Prob. de Bloqueio para 2000 (duas mil) requisições

Rede	W	Média de Requisições Alocadas		Média Prob. de Bloqueio	
		RWA Dist. S/C	RWA Dist. C/C	RWA Dist. S/C	RWA Dist. C/C
NFSNET	4	66,40	104,17	0,40	0,33
NFSNET	8	115,41	165,04	0,07	0,07
NFSNET	12	151,46	176,81	0,01	0,01
USA	4	80,27	147,22	0,55	0,17
USA	8	131,98	174,80	0,26	0,02
USA	12	165,99	178,63	0,07	0,00
PAN-EUROPÉIA	4	68,41	110,84	0,61	0,33
PAN-EUROPÉIA	8	111,65	163,34	0,37	0,08
PAN-EUROPÉIA	12	139,49	174,62	0,21	0,02

## 5.5 Impacto da Redução de Enlaces nas Redes Analisadas

Ao se fazer a utilização do algoritmo DS distribuído proposto, é possível identificar os nós mais importantes para o posicionamento de conversores, e é também possível também identificar nós e enlaces considerados prioritários, ou seja, os nós dominados, os nós dominadores e os enlaces que interligam um nó dominado a um nó dominador. Partindo-se desse princípio, é possível criar através da utilização do algoritmo DS distribuído, uma nova rede (rede virtual) onde seriam mantidos somente os nós dominados, dominadores e os enlaces que os interligam. Essa nova rede consiste em uma rede com um menor número de enlaces que a rede original. Com a diminuição do número de enlaces e a aplicação do algoritmo RWA Distribuído anteriormente proposto nessa nova rede, um dos impactos do algoritmo de inundação seria eliminado, diminuindo dessa forma a sobrecarga de mensagens gerada pelo mesmo.

### 5.5.1 Processo de criação da rede virtual

As redes virtuais foram geradas através da eliminação dos enlaces que interligam os nós marcados com C (cinza), após a aplicação do algoritmo DS Distribuído de posicionamento de conversores de comprimentos de onda, proposto na seção 5.3. A Tabela 5.3 ilustra a quantidade de enlaces da rede original, a quantidade de enlaces da rede virtual e a quantidade de enlaces eliminados com o objetivo de se criar uma rede virtual. As redes virtuais resultantes com a aplicação dessas regras são as ilustradas pela Figura 5.7 que segue.

Rede	Rede Original	Rede Virtual	Enlaces retirados
NFSNET (16 nós)	25 enlaces	20 enlaces	20 %
USA(24 nós)	43 enlaces	33 enlaces	23 %
PAN-EUROPÉIA (28 nós)	41 enlaces	25 enlaces	14 %

Tabela 5.3: Enlaces Rede Original x Rede Virtual

Com o objetivo de ilustrar como é realizada a eliminação dos enlaces será utilizada como exemplo a rede NFSNET (16 nós) ilustrada pela Figura 5.8. Depois de aplicado o algoritmo

DS Distribuído será escolhido quais são os nós dominados (preto) e os dominadores (cinza). Em seguida, são eliminados os enlaces da seguinte forma: em (b) é eliminado o enlace que interliga os nós 1–3, em (c) é eliminado o enlace que interliga os nós 14–15, em (d) é eliminado o enlace que interliga os nós 15–16, em (e) é eliminado o enlace que interliga os nós 12–15 e em (f) é eliminado o enlace que interliga os nós 8–9. Como resultado final tem-se a rede NFSNET virtual ilustrada em (g).

### 5.5.2 Simulações e Modelo de Análise

As simulações foram executadas nas redes NFSNET, USA e PAN-EUROPÉIA já ilustradas no Capítulo 3 e conforme Modelo de Análise definido na Seção 3.2.3. A diferença é que neste capítulo serão comparados e analisados o RWA Distribuído sem conversores com o RWA-DS Distribuído, onde se faz a análise do algoritmo RWA Distribuído sobre redes virtuais. Dois tipos de simulações serão realizadas: estática e dinâmica.

Na simulação estática foram realizadas simulações nas 3 (três) redes citadas anteriormente com 100 (cem) requisições, considerando o tempo de alocação infinito e a taxa entre chegada de requisições de 1s segundo distribuição de Poisson. Nesse tipo de simulação as requisições não são desalocadas. Esse teste foi realizado com o intuito de analisar qual dos três algoritmos citados anteriormente apresenta um melhor desempenho em relação à quantidade total de requisições alocadas que podem ser mantidas na rede WDM. Na simulação dinâmica também foram realizadas simulações nas 3(três) redes citadas anteriormente com 2000 (duas mil) requisições, tempo de alocação constante de 180 s (3 minutos) e com uma taxa de chegada entre requisições de  $\mu = 1s$  segundo a distribuição de Poisson.

#### 5.5.2.1 Simulação Estática

No cenário definido, os resultados das simulações para a rede NFSNET para 100 (cem) requisições são mostrados pela Figura 5.9 (a). Como pode ser visto, o RWA-DS Distribuído em relação ao RWA Distribuído sem conversores apresenta um aumento na probabilidade de bloqueio em uma média de 7% para 100 (cem) requisições geradas. Ao passo que a diminuição do número de enlaces em relação à rede original gira em torno de 20%. Já os resultados para a rede USA para 100 (cem) requisições são mostrados na Figura 5.9 (b). Nessa rede, o RWA-DS Distribuído em relação ao RWA Distribuído sem conversores apresenta um aumento na probabilidade de bloqueio em uma média de 6% para 100 (cem) requisições geradas. Ao passo que a diminuição do número de enlaces em relação à rede original gira em torno de 23%. Os resultados das simulações para a rede PAN-EUROPÉIA para 100 (cem) requisições são mostrados na Figura 5.9 (c). O RWA-DS Distribuído nessa rede em relação ao RWA Distribuído sem conversores apresenta um aumento na probabilidade de bloqueio em uma média de 14% para 100 (cem) requisições geradas. Ao passo que a diminuição do número de enlaces em relação à rede original gira também em torno de 14%. O que pode ser observado nas redes NFSNET e USA é que o aumento na probabilidade de bloqueio com a utilização da rede virtual é consideravelmente menor que a diminuição no número de enlaces, logo pode-se dizer que nesses dois casos o impacto na diminuição do número de enlaces não é

tão significativo. No caso específico da rede PAN-EUROPEIA, a diminuição do número de enlaces se iguala ao aumento da probabilidade de bloqueio, o que gera um impacto um pouco maior.

Pelos gráficos ilustrados pela Figura 5.10, equivalente às análises feitas para a rede USA, pode ser verificado que o algoritmo que apresenta a maior quantidade de requisições alocadas simultaneamente para todos os comprimentos de onda analisados é o RWA Distribuído sem conversores. Somente para ilustrar, o RWA Distribuído sem conversores com 4 (quatro) comprimentos de onda na rede USA apresenta 75 (setenta e cinco) requisições alocadas simultaneamente e o RWA-DS Distribuído na rede USA apresenta 54 (cinquenta e quatro) requisições alocadas simultaneamente. Já com 8 (oito) comprimentos de onda o RWA Distribuído sem conversores na rede USA apresenta 100 (cem) requisições alocadas simultaneamente e o RWA-DS Distribuído na rede USA apresenta 89 (oitenta e nove) requisições alocadas simultaneamente. Com 12 (doze) comprimentos de onda o RWA Distribuído sem conversores na rede USA apresenta 100 (cem) requisições alocadas simultaneamente e o RWA-DS Distribuído na rede USA apresenta 100 (cem) requisições alocadas simultaneamente. O que pode ser observado também pelo gráfico é que o RWA Distribuído sem conversores apresenta um crescimento linear da quantidade de requisições alocadas simultaneamente em torno de 50 (cinquenta) requisições e o RWA-DS Distribuído apresenta um crescimento linear na quantidade de requisições alocadas simultaneamente um pouco maior que 30 (trinta) requisições. As outras redes, NFSNET e PAN-EUROPEIA apresentam comportamento semelhante para os dois RWAs. Pode ser observado também através da Tabela 5.4 que o RWA Distribuído sem conversores no DS é o RWA que apresenta em geral as maiores médias de requisições alocadas e os menores valores médios de probabilidade de bloqueio em todas as redes sendo analisadas. Além disso pode ser observado também, na rede USA, que o impacto da eliminação de enlaces vai diminuindo conforme aumenta-se a quantidade de comprimentos de onda. No entanto, esses valores são muito próximos. Tal fato pode ser atribuído à simulação estática, que trata-se de um cenário onde não é possível observar com clareza o impacto da eliminação de enlaces na rede original. Na simulação dinâmica que segue, esses benefícios poderão ser melhor observados.

Tabela 5.4: Média de Requisições Alocadas e Média da Prob. de Bloqueio para 100 (cem) requisições

Rede	W	Média de Requisições Alocadas		Média Prob. de Bloqueio	
		RWA Dist. S/C	RWA-DS Dist.	RWA Dist. S/C	RWA-DS Dist.
NFSNET	4	41,15	36,43	0,09	0,14
NFSNET	8	50,23	49,02	0,00	0,01
NFSNET	12	50,50	50,46	0,00	0,00
USA	4	45,04	38,78	0,05	0,11
USA	8	50,47	49,99	0,00	0,00
USA	12	50,50	50,50	0,00	0,00
PAN-EUROPEIA	4	39,55	33,02	0,10	0,17
PAN-EUROPEIA	8	49,56	45,26	0,00	0,05
PAN-EUROPEIA	12	50,46	49,72	0,00	0,00

### 5.5.2.2 Simulação Dinâmica

Na simulação dinâmica, as requisições são alocadas por um tempo constante de 180 s e depois são desalocadas. Os gráficos da Figura 5.11 retrata a variação da quantidade de requisições alocadas dinamicamente para 2000 (duas mil) requisições na rede USA. O que pode ser observado é que todos os gráficos para todos os RWAs em todas as redes possuem um pico de alocação para todos os comprimentos de onda analisados. Somente para ilustrar, no pico de alocação o RWA Distribuído sem conversores com 4 (quatro) comprimentos de onda na rede USA apresenta 92 (noventa e duas) requisições alocadas simultaneamente e o RWA-DS Distribuído na rede USA apresenta 64 (sessenta e quatro) requisições alocadas simultaneamente. Já com 8 (oito) comprimentos de onda o RWA Distribuído sem conversores na rede USA apresenta 147 (cento e quarenta e sete) requisições alocadas simultaneamente e o RWA-DS Distribuído na rede USA apresenta 110 (cento e dez) requisições alocadas simultaneamente. Com 12 (doze) comprimentos de onda o RWA Distribuído sem conversores na rede USA apresenta 176 (cento e setenta e seis) requisições alocadas simultaneamente e o RWA-DS Distribuído na rede USA apresenta 148 (cento e quarenta e oito) requisições alocadas simultaneamente. As outras redes, NFSNET e PAN-EUROPÉIA apresentam comportamento semelhante para os dois RWAs. Pode ser observado também através da Tabela 5.5 que o RWA Distribuído sem conversores é o RWA que apresenta em geral as maiores médias de requisições alocadas e os menores valores médios de probabilidade de bloqueio em todas as redes sendo analisadas. Somente para ilustrar, para 4(quatro) comprimentos de onda na rede USA a piora com a utilização do RWA-DS Distribuído é de 4% em relação ao RWA Distribuído sem conversores. Para 8(oito) comprimentos de onda a piora com a utilização do RWA-DS Distribuído é de 1% e para 12 (doze) comprimentos de onda a piora do mesmo é de 13%. Esses valores médios são calculados a partir da região estável dos gráficos da Figura 5.11.

Tabela 5.5: Média de Requisições Alocadas e Média da Prob. de Bloqueio para 2000 (duas mil) requisições

Rede	W	Média de Requisições Alocadas		Média Prob. de Bloqueio	
		RWA Dist. S/C	RWA-DS Dist.	RWA Dist. S/C	RWA-DS Dist.
NFSNET	4	66,40	56,57	0,62	0,68
NFSNET	8	115,41	96,03	0,30	0,46
NFSNET	12	151,46	130,49	0,15	0,27
USA	4	68,41	65,54	0,55	0,63
USA	8	111,65	110,63	0,26	0,38
USA	12	165,73	144,76	0,07	0,19
PAN-EUROPÉIA	4	68,41	55,74	0,61	0,68
PAN-EUROPÉIA	8	111,65	91,07	0,37	0,48
PAN-EUROPÉIA	12	139,49	115,70	0,21	0,34

## 5.6 Discussão

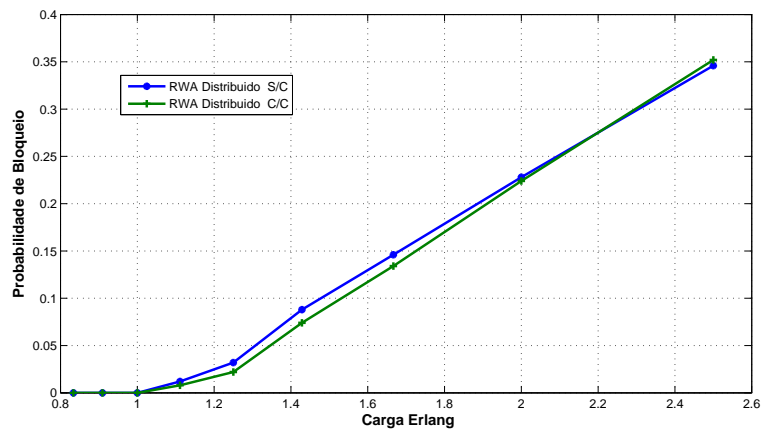
Conforme os resultados das simulações realizadas e das análises prévias realizadas, é observado que o RWA Distribuído proposto no Capítulo 4 pode ter o seu desempenho melhorado com a utilização de conversores de comprimentos de onda em alguns nós das redes analisadas. A política de

posicionamento dos conversores é implementada através de um novo algoritmo de posicionamento de conversores de comprimentos de onda distribuído também proposto e que é baseado na teoria de Conjunto Dominante muito aplicada a redes sem-fio.

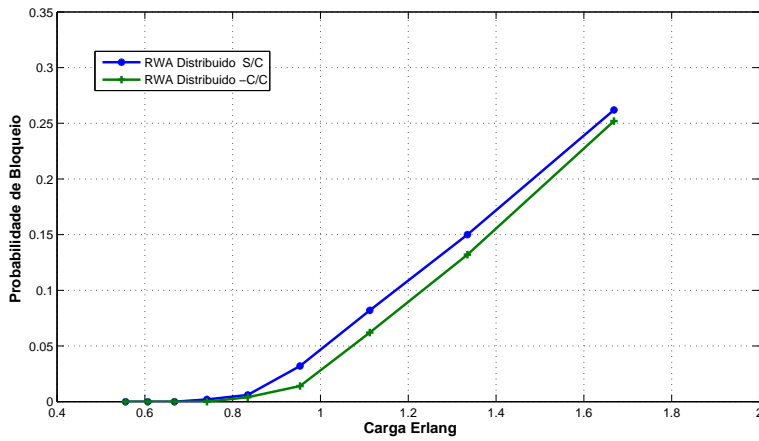
Foram realizadas durante as análises dois tipos de simulações: estática e dinâmica. O intuito de realizar uma simulação estática é analisar qual dos dois RWAs conseguem alocar a maior quantidade de requisições simultaneamente. Já com a simulação dinâmica tem-se como analisar o desempenho dos dois RWAs de uma forma mais real e o que pode ser observado é que a melhora da utilização de conversores de comprimentos de onda nos nós do DS só pode ser melhor observada nesse tipo de simulação. Mas o que se pode concluir é que a utilização de conversores realmente oferece benefícios nas redes analisadas.

Além disso, pode-se concluir que não existe uma forma ótima de posicionar os conversores de comprimentos de onda nas redes em malha, mais especificamente, nas 3 (três) redes analisadas. O que pode ser observado também é que o RWA Distribuído com conversores nos nós determinados pelo algoritmo DS Distribuído proposto, terá o seu desempenho afetado por uma série de fatores, tais como: carga da rede, requisições geradas, número de nós da rede e as características da própria rede. Pode ser observado também que redes que possuem uma maior quantidade de nós e uma maior conectividade, que é o caso da rede USA utilizada como exemplo, tendem a apresentar um melhor desempenho quando coloca-se conversores nos nós definidos pelo algoritmo DS Distribuído.

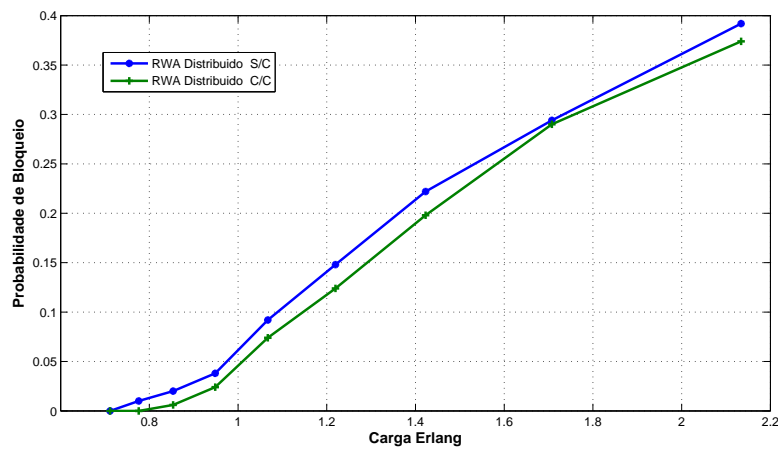
A implementação de uma rede virtual através da eliminação de alguns enlaces depois de aplicado o algoritmo DS Distribuído para posicionamento de conversores de comprimentos de onda, diminui a possibilidade de rotas alternativas, aumentando dessa forma a probabilidade de bloqueio. O objetivo de analisar as requisições geradas em uma rede virtual é justamente diminuir a sobrecarga da rede gerada pelo algoritmo de inundação. Pode ser observado também pelos gráficos analisados que com a diminuição da carga em Erlang na rede virtual, o desempenho do algoritmo RWA Distribuído em uma rede com uma menor quantidade de enlaces aproxima-se do desempenho do RWA Distribuído sem conversores analisado na rede original. Isso ocorre porque o maior número de comprimentos de onda existentes onde se tem uma menor carga em Erlang acaba funcionando como uma forma de compensar o menor número de enlaces existentes.



(a) NFSNET



(b) USA



(c) PAN-EUROPEIA

Figura 5.4: Probabilidade de Bloqueio Estática: (a) NFSNET, (b) USA e (c) PAN-EUROPEIA



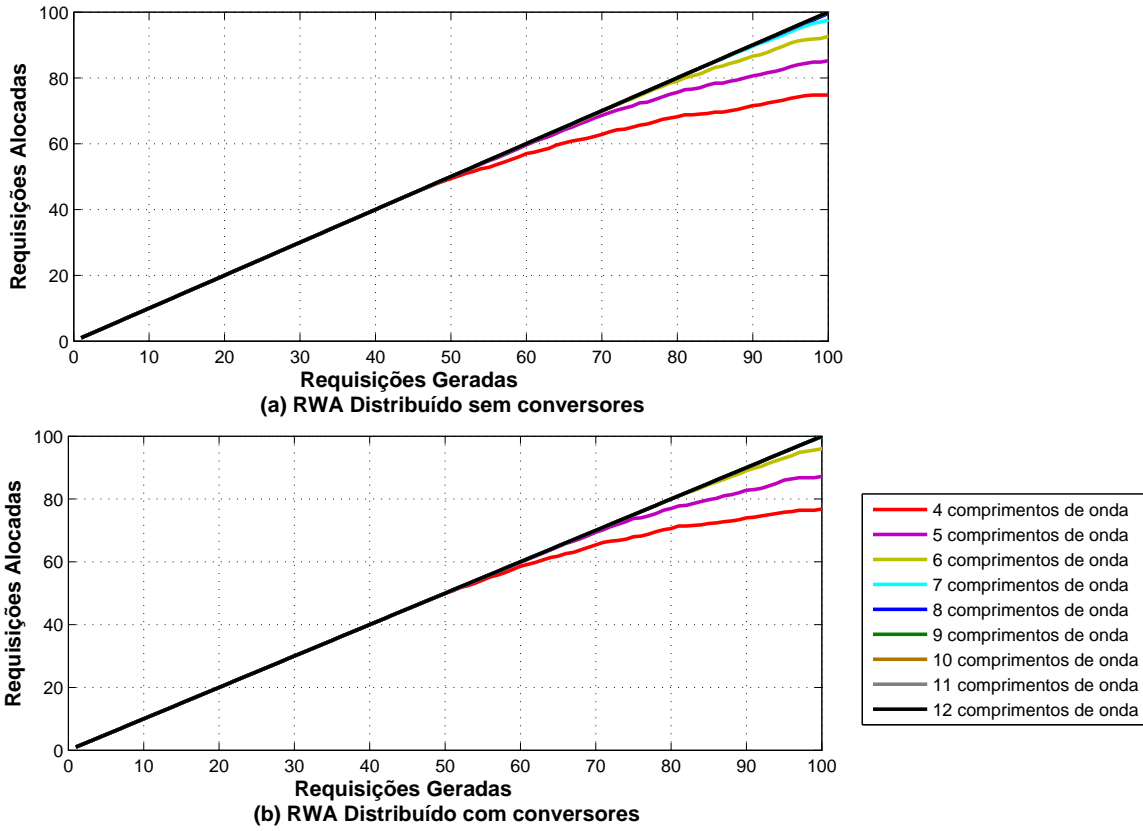


Figura 5.5: Requisições Alocadas USA: (a) RWA Distribuído sem conversores e (b) RWA Distribuído com conversores

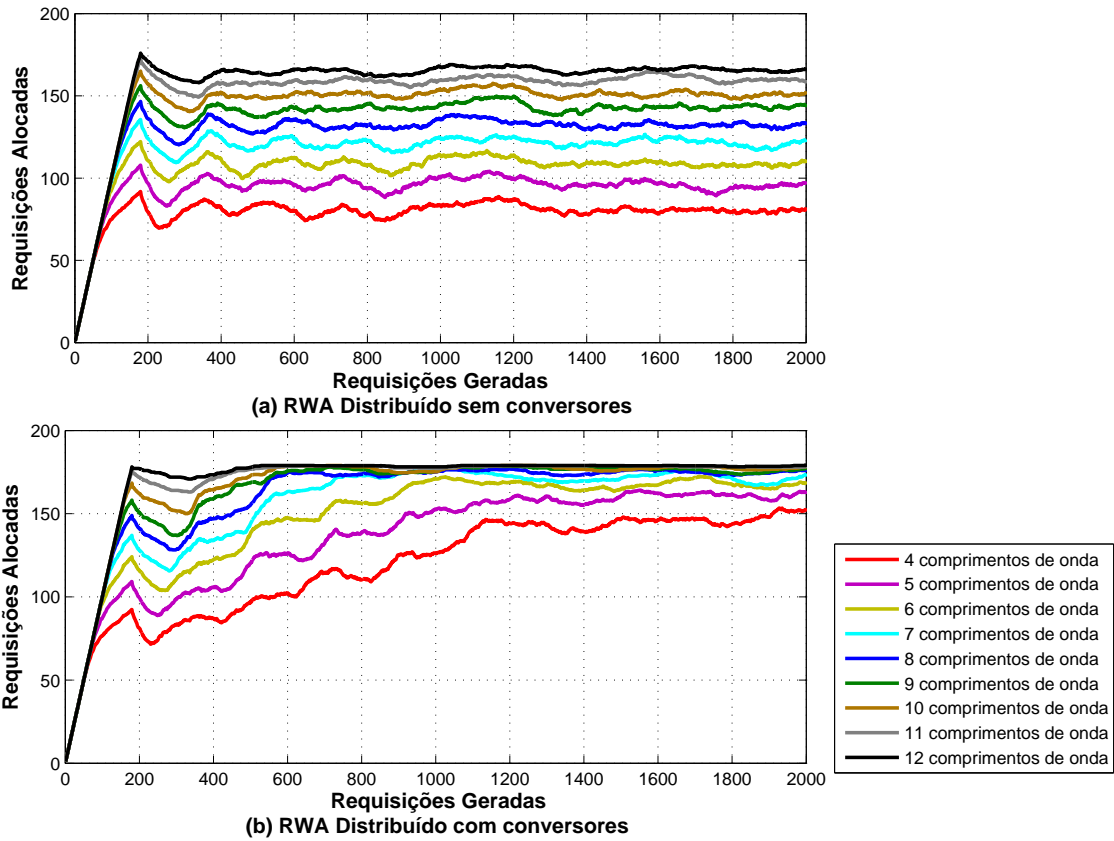


Figura 5.6: Requisições Alocadas USA: (a) RWA Distribuído sem conversores e (b) RWA Distribuído com conversores

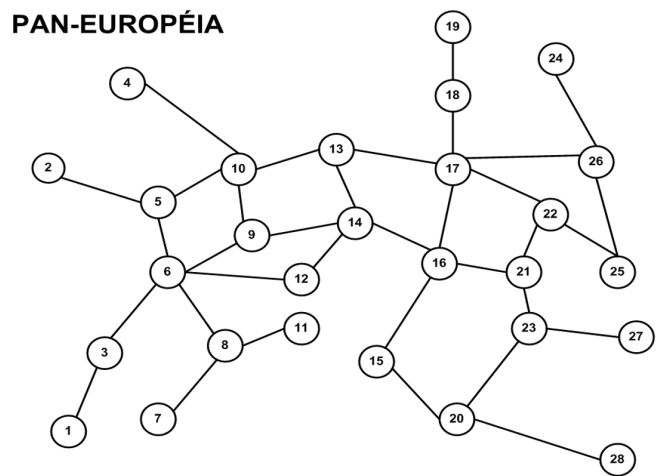
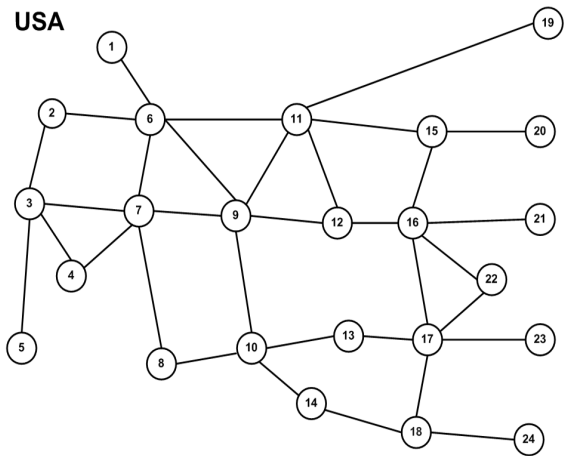
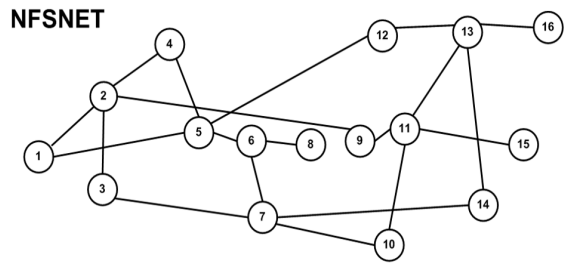


Figura 5.7: Redes virtuais NFSNET, USA e PAN-EUROPÉIA

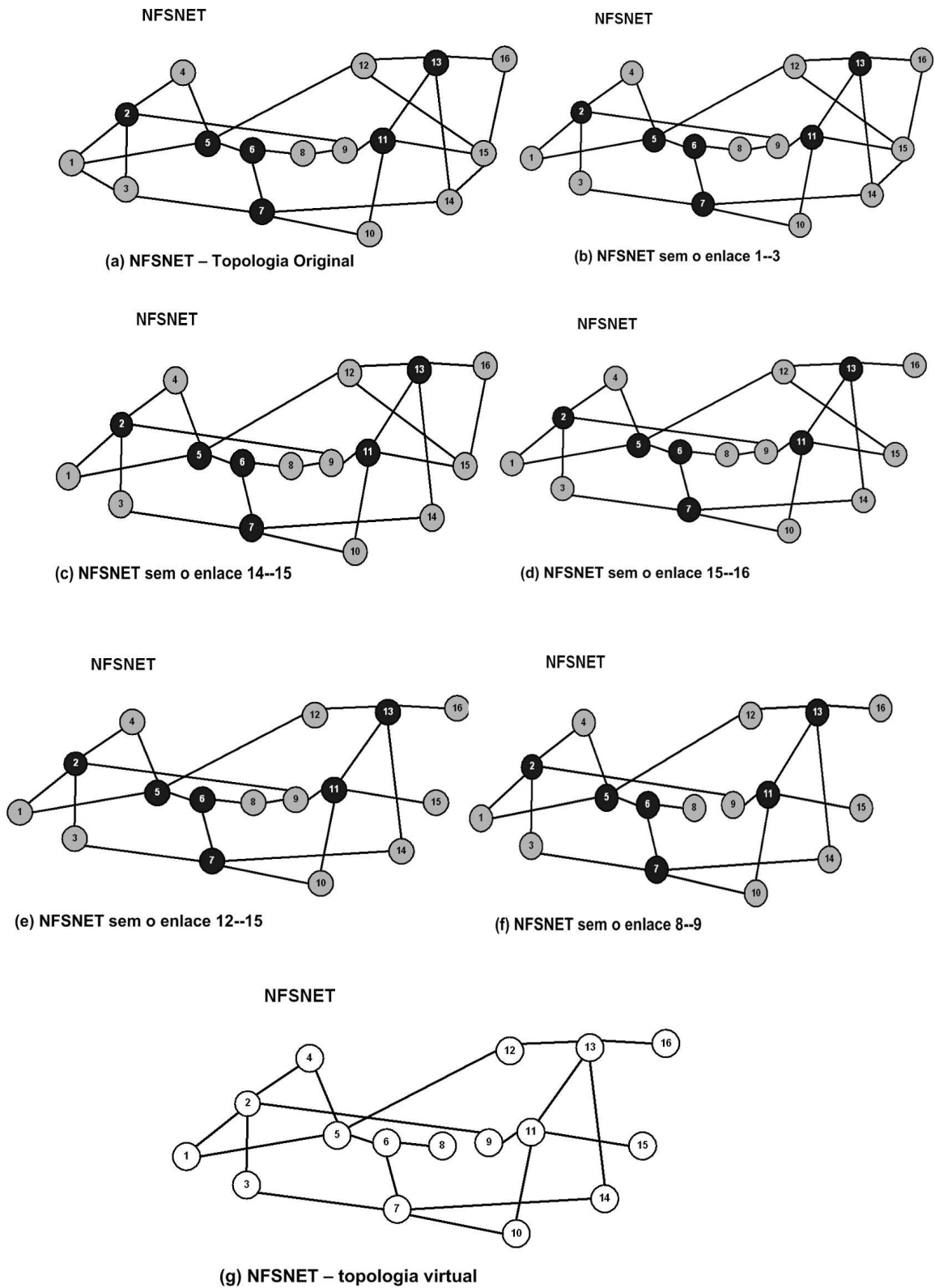
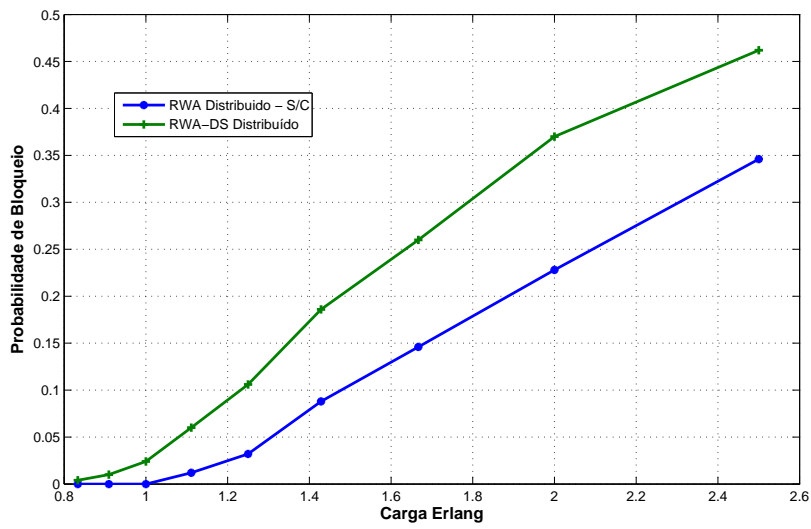
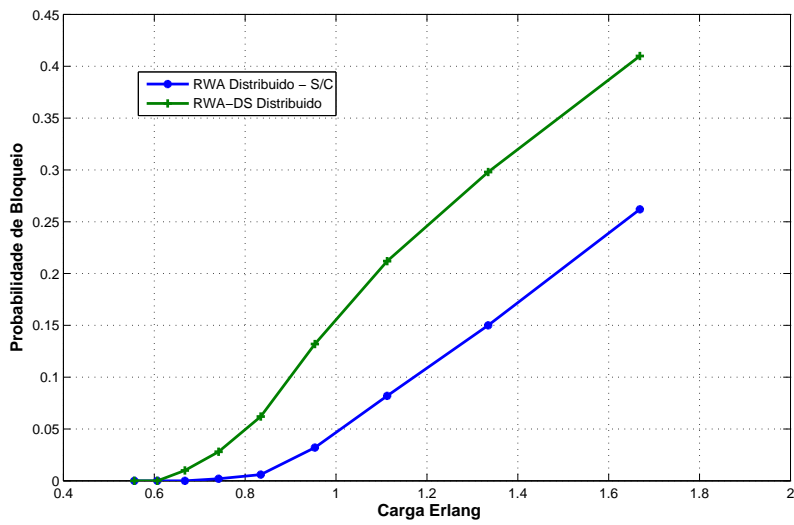


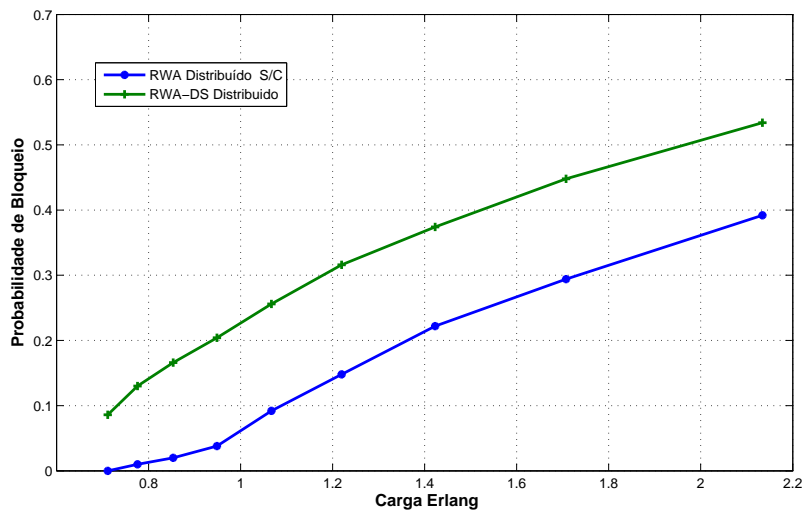
Figura 5.8: Evolução rede virtual NFSNET



(a) NFSNET



(b) USA



(c) PAN-EUROPEIA

Figura 5.9: Probabilidade de Bloqueio Estática:(a) NFSNET, (b) USA e (c) PAN-EUROPEIA

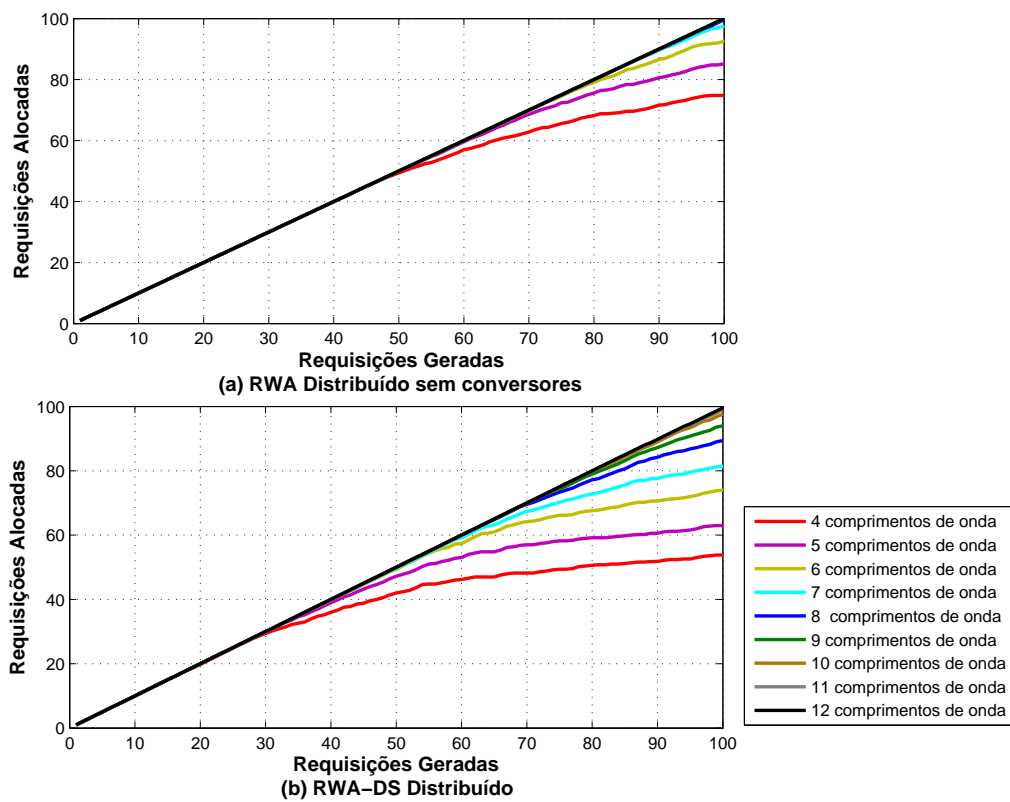


Figura 5.10: Requisições Alocadas USA: (a) RWA Distribuído e (b) RWA-DS Distribuído

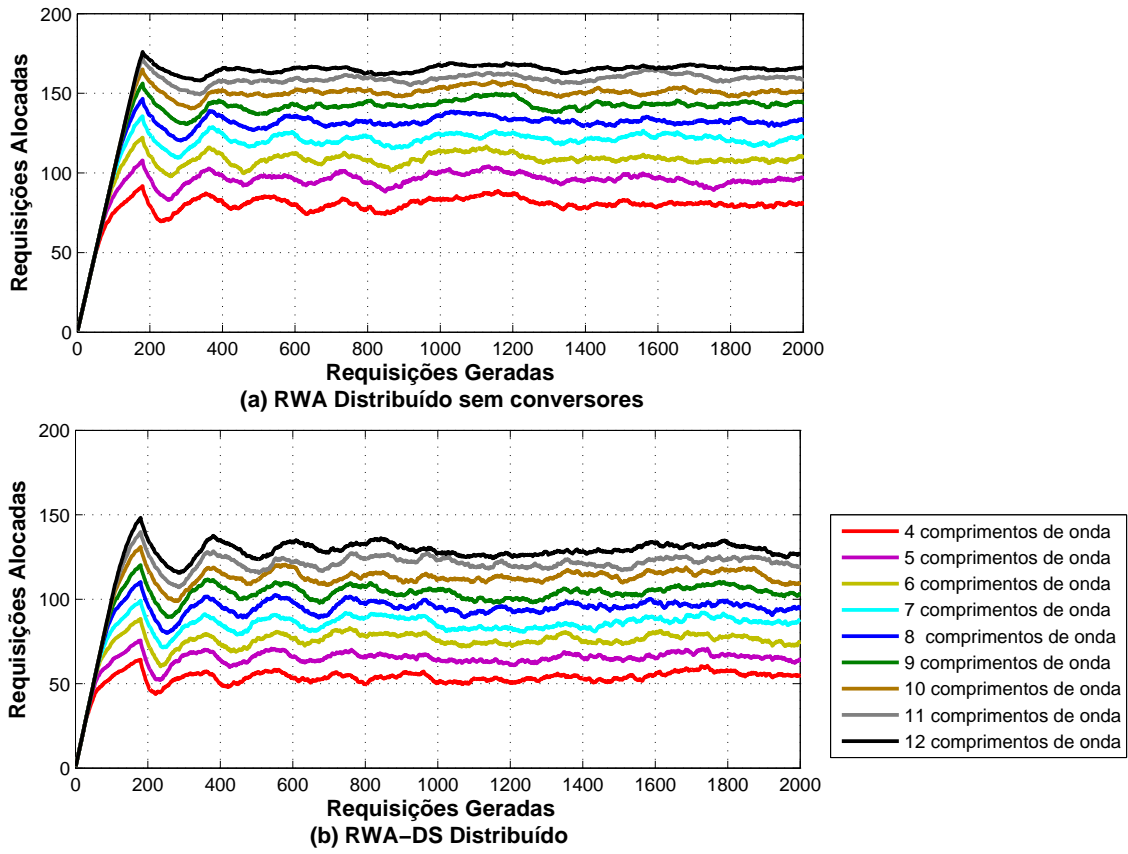


Figura 5.11: Requisições Alocadas USA: (a) RWA Distribuído x (b) RWA-DS Distribuído

## Capítulo 6

# Conclusão e Trabalhos Futuros

Neste trabalho foram analisados os principais algoritmos de roteamento e alocação de comprimentos de onda (*Routing and Wavelength Assignment* - RWA) propostos na literatura. Neste estudo observamos que na sua maioria utilizam uma abordagem centralizada, a qual apresenta uma série de desvantagens, as quais foram abordadas anteriormente. A principal contribuição deste trabalho foi propor uma abordagem distribuída para o problema RWA, a qual apresenta um desempenho equiparável aos RWAs centralizados com um custo computacional significativamente menor. As análises realizadas nos permite concluir que a topologia da rede possui um impacto significativo na performance do algoritmo RWA. Além disso, diversos parâmetros podem influenciar no desempenho do algoritmo RWA, tais como o aumento no número de rotas alternativas, o aumento no número de comprimentos de onda ou o aumento da carga. Dentre os RWAs analisados, o que apresentou o melhor desempenho geral foi o Melhor-Encaixe Centralizado. Tal comportamento pode ser atribuído ao fato do mesmo utilizar um processo de busca exaustiva para o número de comprimentos de onda que estiver sendo considerado. No RWA apresentado neste trabalho, as rotas são calculadas sob-demanda e a sua implementação é distribuída. Essas características apresentam uma série de vantagens em relação ao Melhor-Encaixe, tais como a simplificação do algoritmo e a economia de processamento. O custo computacional do mecanismo proposto também é consideravelmente menor,  $O(\Delta n^2)$  para o RWA proposto e  $O(Wn^2)$  para o Melhor-Encaixe.

A segunda contribuição deste trabalho foi propor uma heurística para o posicionamento de conversores de comprimentos de onda. Esta heurística pode ser implementada de forma distribuída e em conjunto com o RWA proposto. A idéia central da heurística proposta fundamenta-se na teoria de Conjunto Dominante (DS), a qual tem sido amplamente utilizada no contexto de redes móveis. O RWA proposto neste trabalho foi analisado em conjunto com a heurística de posicionamento de conversores. Os resultados obtidos mostram uma melhora significativa em termos de probabilidade de bloqueio. Além disso, constatou-se também que as redes mais densas apresentar um melhor desempenho quando conversores de comprimento de onda estão disponíveis.

Finalmente, a utilização do conceito de conjunto dominante permite identificar os enlaces de maior relevância (maior conectividade). Esta informação permite identificar quais enlaces possuem maior probabilidade de ser utilizado para atender uma dada requisição. Com base nestas informações, investigamos a possibilidade de retirar enlaces que não foram marcados como enlaces



de relevância. Os resultados mostram que em determinadas redes, a remoção de enlaces de menor relevância possuem um impacto marginal. Estes resultados podem auxiliar o administrador da rede identificar quais enlaces são mais relevantes bem como o impacto que a adição ou remoção de um enlace terá sobre a rede

## 6.1 Trabalhos Futuros

O foco deste trabalho concentrou-se na implementação de RWA Distribuído e de uma heurística de posicionamento de conversores de comprimentos de onda. Estas propostas foram analisados em três redes de produção bastante conhecidas. No entanto, existem várias questões que ainda podem ser abordadas e que podem ser sugeridas como trabalhos futuros, tais como:

- Analisar como se comportaria os outros RWAs estudados com a utilização de conversores de comprimentos de onda nos nós definidos pelo novo algoritmo de posicionamento de conversores distribuído proposto. Depois da análise, fazer a comparação de desempenho dos mesmos em relação ao RWA Distribuído que foi proposto neste trabalho.
- Fazer uma análise comparativa em relação à custo dos equipamentos conversores de comprimentos de onda versus os benefícios de sua utilização. Através dessa análise, verificar qual procedimento seria mais vantajoso, a utilização de conversores de comprimentos de onda nos nós do Conjunto Dominante obtido, ou o aumento do número de comprimentos de onda nos enlaces da rede sendo considerada.
- Considerar nas análises realizadas quantidades diferente de comprimentos de onda para os enlaces da rede sendo analisada. A quantidade de comprimentos de onda a ser utilizada em cada enlace seria definida, por exemplo, pela quantidade de tráfego a que é submetido cada enlace.
- Analisar o desempenho do RWA distribuído proposto e de outros RWAs centralizados já propostos com a consideração de apenas subconjuntos de nós conversores do Conjunto Dominante. Ou seja, verificar como que a redução do número de conversores em nós menos estratégicos impactaria na probabilidade de bloqueio do RWA sendo analisado.
- Considerar nas análises realizadas outros tipos de tráfego diferentes do tráfego de Poisson. Considerar a utilização de outras formas de tráfego como o tráfego auto-similar segundo metodologia proposta por [65]

# REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

- [1] STERN, T.; ELLINAS, G.; BALA, K. *Multiwavelength Optical Networks. Architectures, Design and Control*. 2nd. ed. Cambridge,UK: Cambridge University Press, 2009.
- [2] SOMANI, A. K. *Survivability and Traffic Grooming in WDM Optical Networks*. 1rd. ed. Cambridge,UK: Cambridge University Press, 2006.
- [3] RAMASWAMI, R.; SIVARAJAN, K. N. Routing and wavelength assignment in all optical networks. *IEEE ACM Transactions on Networking*, Pisotaway,USA, v. 3, n. 5, p. 489–500, Outubro 1995.
- [4] CHAGAS, S. C.; CAYO, E. H.; BORDIM, J. L. Análise de desempenho de algoritmos de roteamento e alocação de comprimentos de onda em redes wdm. *SBrT 08-XXV Simpósio Brasileiro de Telecomunicações*, Rio de Janeiro,RJ, p. 35–40, Setembro 2008.
- [5] SUBRAMANIAN, S.; BARRY, A. R. Wavelength assignment in fixed routing wdm networks. *IEEE International Conference on Communications*, Montreal,Que, v. 1, p. 406–410, Junho 1997.
- [6] ZANG, H.; JUE, J. P.; MUKHERJEE, B. A review of routing and wavelength assignment approach for wavelength routed optical wdm networks. *Optical Networks Magazine*, 2000.
- [7] BIRMAN, A.; KERCHENBAUM, A. Routing and wavelength assignment methods in single hop all-optical networks with blocking. *IEEE INFOCOM*, Washington,USA, v. 2, p. 431, 1995.
- [8] SUN, X. et al. Performance analysis of first-fit wavelength assignment algorithm in optical networks. *Proceedings of the 7<sup>th</sup> Conference on Telecommunications, ConTEL 2003*, Ottawa,CAN, v. 2, p. 403–409, Julho 2003.
- [9] CAMPELO, D. R.; CAMELO, R.; WALDMAN, H. Estratégias de ampliação da capacidade de anéis Ópticos com bloqueio. *SBrT2000-XXVIII Simpósio Brasileiro de Telecomunicações*, Gramado,RS, Setembro 2000.
- [10] LI, K. Heuristic algorithms for routing and wavelength assignment in wdm optical networks. *22nd IEEE International Symposium on Parallel and Distributed Processing -IPDPS 2008*, Miami,Florida, Abril 2008.
- [11] SUBRAMANIAN, S.; SOANI, A. K.; AZIZOGLU, M. A performance model for wavelength conversion with non-poisson traffic. *Proceedings of IEEE INFOCOM'97*, Kobe,Japan, p. 499, Abril 1997.

- [12] COUDERT, D.; RIVANO, H. Lightpath assignment for multifibers wdm networks with wavelength translators. *Proceedings of the IEEE GLOBECOM'02*, v. 3, p. 2686–2690, Novembro 2002.
- [13] LI, B.; CHU, X. Routing and wavelength assignment vs. wavelength converter placement in all-optical networks. *IEEE Optical Communications*, v. 41, n. 8, p. S22–S28, Agosto 2003.
- [14] RAO, S. D.; MURTHY, S. R. Distributed qos-aware routing in wdm optical networks. *The International Journal of Computer and Telecommunications Networking*, v. 48, n. 4, p. 585–684, Julho 2005.
- [15] ASSI, C.; SHAMI, A.; ALI, A. M. Optical networking and real-time provisioning: An integrated vision for the next-generation internet. *IEEE Network*, v. 5, n. 4, p. 36–45, Julho 2001.
- [16] DUTTA, A.; DUTTA, N.; FUFWARE, M. *WDM Technologies:Optical Networks*. 3rd. ed. London,UK: Elsevier Academic Press, 2004.
- [17] REGIS, J.; BATES, B. *Optical Switching and Networking Handbook*. New York,NY: Mac. Graw Hill, 2001.
- [18] SPATH, J.; BODAMER, S. Performance evaluation of photonic networks under dynamic traffic conditions. *Proceedings of the IFIP TC6 Second International Conference on Optical Network Design and Modeling*, p. 13–22, 1998.
- [19] OZDAGLAR, A. E.; BERTSEKAS, D. P. Routing and wavelength assignment in optical networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*, v. 11, n. 2, p. 259–272, 2003.
- [20] CHLAMTAC, I.; GANZ, A.; KARMI, G. Purely optical networks for terabit communication. *Proceedings of the Eighth Annual Joint Conference of IEEE Computer and Communications Societies,INFOCOM'89*, Ottawa,Ont, v. 3, p. 887–896.
- [21] CHLAMTAC, I.; GANZ, A.; KARMI, G. Lightpath communications: An approach to high bandwidth optical wans. *IEEE Transactions on Communications*, p. 887–896, 1992.
- [22] CHAGAS, S. C.; CAYO, E. H.; BORDIM, J. L. The impact of backup routes on the routing and wavelength assignment problem in wdm networks. *The 2008 IEEE/IFIP International Conference on Embedded and Ubiquitous Computing (EUC 2008)*, Shangai,JP, p. 519–523, Dezembro 2008.
- [23] CHAGAS, S. C.; CAYO, E. H.; BORDIM, J. L. A distributed approach for the problem of routing andwavelength assignment in wdm networks. *1<sup>th</sup> Workshop on Advances in Parallel and Distributed Computational Models APDCM2009*, Roma,IT, Maio 2009.
- [24] CHAGAS, S. C.; CAYO, E. H.; BORDIM, J. L. A distributed wdm routing and wavelength assignment protocol. *IJCSNS International Journal of Computer Science and Network Security*, v. 9, n. 4, p. 28–35, Abril 2009.
- [25] BIRMAN, A. Computing approximate blocking probabilities for a class of all-optical networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 14, n. 5, p. 651, 1996.

- [26] MOSCHIN, E.; R.G.DANTE. *Desenvolvimento de Algoritmos de Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda para as redes ópticas inteligentes e transparentes*. Tese (Doutorado) — Universidade de Campinas, 2006.
- [27] WALDMAN, H.; CAMPELO, D. R. Analytical calculation of blocking probabilities in wdm rings with wavelength conversion. *2nd International Conference on Broadband Networks*, v. 1, p. 61–67, Outubro 2005.
- [28] CAMPELO, D. R.; JUNIOR, R. C. A.; WALDMAN, H. Blocking probabilities generated by the first-fit wavelength assignment algorithm in wdm rings. *III TIDIA Workshop*, São Paulo, Brazil.
- [29] FREIRE, M. M.; CARVALHO, A. M. F. Estimativa da probabilidade de bloqueio em redes Ópticas wdm com topologia em anel e com encaminhamento de comprimento de onda. [Http://www.fccn.pt/crc1998/comfin20/comfin20.rtf](http://www.fccn.pt/crc1998/comfin20/comfin20.rtf). 1998.
- [30] WASON, A.; KALER, R. S. Wavelength assignment problem in optical wdm networks. *IJC-SNS International Journal of Computer Science and Network Security*, v. 7, n. 4, p. 27–31, Abril 2007.
- [31] SOARES, A. et al. Wavelength converter placement scheme for optical network with sparse-partial wavelength conversion capability. *SBRC2006 - 24<sup>th</sup> Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores*, Curitiba, PR, Maio 2006.
- [32] MEDHI, D.; RAMASAMY, K. *Network Routing: Algorithms, Protocols, and Architectures*. 1rd. ed. San Francisco, CA: Morgan Kaufman Publishers, 2007.
- [33] SYSTEMS, C. <http://www.cisco.com/en/us/docs/internetworking/technology/handbook/routing-basics.pdf>. CISCO PRESS, 2008.
- [34] TANEMBAUM, A. S. *Redes de Computadores*. 4rd. ed. Rio de Janeiro, Brasil: Editora Campus, 2003.
- [35] LEISERSON, C. et al. *Introduction to Algorithms*. 3rd. ed. Montreal, Toronto: McGraw-Hill Book Company, 2009.
- [36] MOKHTAR, A.; AZIZOGLU, M. Adaptive wavelength routing in all-optical networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*, v. 6, n. 2, p. 197–206, 1998.
- [37] CHAN, K.; YUM, T. Analysis of least congested path routing in wdm lightwave networks. *13<sup>th</sup> Proceedings of IEEE Networking for Global Communications, INFOCOM '94*, v. 2, p. 962–969, Junho 1994.
- [38] ZHANG, X.; QIAO, C. Wavelength assignment for dynamic traffic in multi-fiber wdm networks. *Proceedings 7<sup>th</sup> International Conference on Computer Communications and Networking*, Lafayette, LA, p. 479–485, Outubro 1998.
- [39] HO, P.; MAUFTAH, H. T. A novel distributed control protocol in dynamic wavelength-routed optical networks. *OptiComm 2002: Optical Networking and Communications*, v. 4874, p. 310–317, 2002.

- [40] DANTE, R. G.; BARBOSA, F. R.; MOSCHIN, E. An optical path routing strategy for wdm networks with imprecise state information. 2006.
- [41] CHAVES, D. et al. Impairment aware routing algorithm for all-optical networks based on power series and particle swarm optimization. *SBrT08-Simpósio Brasileiro de Redes de Telecomunicações*, 2008.
- [42] BASBUGOGLU, O. *Distributed Routing and Wavelength Assignment in WDM Networks*. Tese (Doutorado) — Middle East Technical University, 2000.
- [43] STRAND, J.; DOVERSPIKE, R. Importance of wavelength conversion in all optical networks. *Optical Networks Magazine*, v. 2, n. 3, p. 33–44, Junho 2001.
- [44] SPATH, J.; BODAMER, S. Routing of dynamic poisson and non-poisson traffic in wdm networks with limited wavelength conversion. *24<sup>th</sup> European Conference on Optical Communications, ECOC ' 98*, v. 1, Setembro 1998.
- [45] GOODRICH, M. T.; TAMASSIA, R. *Projeto de Algoritmos: Fundamentos, análise e exemplos da Internet*. Porto Alegre,RS: Bookman, 2004.
- [46] FORESTIERI, H. *Optical Communication Theory and Techniques*. New York, NY: Springer Science, 2005.
- [47] ARANGO M.DEGERMARK, A. E. J.; PINK, S. An efficient flooding algorithm for mobile ad-hoc networks. *2009 International Conference on Signal Processing Systems, ICSPS 2009*, p. 594–598, Maio 2009.
- [48] VILELLA, A. M. B.; DUARTE, O. C. M. B. Uma análise de protocolos de roteamento sob-demanda de redes ad-hoc. *SBrT03-XX Simpósio Brasileiro de Telecomunicações*, Rio de Janeiro,Brasil, Outubro 2003.
- [49] BLUM M. DING, A. T. X. C. J. *Connected Dominating Set in Sensor Networks and MANETS*. [S.l.]: Kluwer Academic Publishers, 2004.
- [50] HOUMADI, M. E. *Resource Allocation Schemes and Performance Evaluation Models for Wavelength Division Multiplexed Optical Networks*. Tese (Doutorado) — University of Central Florida, 2000.
- [51] DANTAS A. COSTA, D. M. D. S. R.; KAMIENSKI, C. A. Algoritmos para posicionamento de conversores em redes Ópticas. *SBRC2005 - XXIII Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores*, Fortaleza,CE, Maio 2005.
- [52] ARORA, A. S.; SUBRAMANIAN, S. Wavelength conversion placement in wdm mesh optical networks. *Photonic Network Communications*, v. 4, n. 2, p. 167–177, Maio 2002.
- [53] YANG, X.; RAMAMURTHY, B. Dynamic routing and translucent wdm optical networks. *IEEE International Conference on Communications - ICC 2002*, v. 5, p. 2796–2802, 2002.
- [54] BANDYOPADHYAY, S. *Dissemination of Information in Optical Networks*. 1nd. ed. Berlyn,Germany: Springer-Verlag Berlin Heidelberg, 2008.

- [55] KOVACEVIC, M.; ACAMPORA, A. On wavelength translation in all-optical networks. *Proceedings of the 14<sup>th</sup> Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Society*, v. 2, p. 413, 1995.
- [56] KARASAN, E.; AYANOGLU, E. Effects of wavelength routing and selection algorithms on wavelength conversion gain in wdm optical networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*, v. 6, n. 2, p. 186–196, 1998.
- [57] KOVACEVIC, M.; ACAMPORA, A. Benefits of wavelength translation in all-optical clear-channel networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 6, n. 2, p. 868–880, Junho 1996.
- [58] BARRY, R.; HUMBLET, P. Models of blocking probability in all optical networks with or without wavelength changers. *Proceedings of the 14<sup>th</sup> Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies*, v. 2, p. 402, 1995.
- [59] XING W. CHENG, E. K. P. K. Distributed connected dominating set construction in geometric k-disk graphs. *The 28<sup>th</sup> International Conference on Distributed Computing Systems-ICDCS 2008*, p. 673–680, 2008.
- [60] LI S. ZHU, M. T. Y.; DU, D. Localized construction of connected dominating set in wireless networks. *International Workshop on Theoretical Aspects of Wireless Ad-Hoc, Sensor and P2P Networks (TAWN04)*, Junho 2004.
- [61] WU, J.; LI, H. A dominating-set-based routing scheme in ad-hoc wireless networks. *Handbook of wireless networks and mobile computing*, p. 425–450, 2002.
- [62] GUHA, S.; KHULLER, S. *Approximation Algorithms for connected dominating sets*. [S.l.]: Algorithmica, 1998. 374-387 p.
- [63] CHEN, Y. P.; LIESTMAN, A. L. Approximating minimum size weakly-connected dominating sets for clustering mobile ad hoc networks. *International Symposium on Mobile Ad Hoc Networks*, 2002.
- [64] DAS, B.; BHARGHAVAN, V. Routing in ad-hoc networks using minimum connected dominating sets. *International Conference on Communications*, 1997.
- [65] BARRETO, P. A. S. *Uma Metodologia de Engenharia de Tráfego Baseada na Abordagem Auto-Similar para a caracterização de parâmetros e a otimização de redes multimídia*. Tese (Doutorado) — Universidade de Brasília -UNB, 2007.
- [66] AGRAWAL, G. P. *Fiber Optic Communication Systems*. 3ed. ed. New York, NY: Wiley Interscience, 2002.
- [67] JEONG, G.; AYANOGLU, E. Comparison of wavelength-interchanging and wavelength-selective cross-connects in multiwavelength all-optical networks. *Proceedings of 15<sup>th</sup> Annual Joint Conference of the IEEE Computer Societies*, San Francisco, CA, v. 1, p. 156–163, Março 1996.
- [68] DATTATREYA, G. R. *Performance Analysis of Queuing and Computer Networks*. 1st. ed. University of Texas at Dallas, USA: CRC Press, 2008.

# Publicações

1. CHAGAS S. C.; CAYO E. H.; BORDIM J. L.. *Análise de Desempenho de Algoritmos de Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda em Redes WDM.SBrT08-XXV* Simpósio Brasileiro de Telecomunicações, Rio de Janeiro, BR, Setembro 2008
2. CHAGAS S. C.; CAYO E. H.; BORDIM J. L.. *The Impact of Backup Routes on the Routing and Wavelength Assignment Problem in WDM Networks*. The 2008 IEEE/IFIP International Conference on Embedded and Ubiquitous Computing (EUC 2008),p:519-523, Shangai, JP, Dezembro 2008
3. CHAGAS S. C.; CAYO E. H.; BORDIM J. L.. *A Distributed Approach for the Problem of Routing and Wavelength Assignment in WDM Networks*. 1<sup>th</sup> Workshop on Advances in Parallel and Distributed Computational Models APDCM2009, Roma,IT, Maio 2009.
4. CHAGAS S. C.; CAYO E. H.; BORDIM J. L.. *A Distributed WDM Routing and Wavelength Assignment Protocol*, IJCSNS International Journal of Computer Science and Network Security, VOL.9 No. 4, p:28-35, Abril 2009.



# Anexo I - NP-Completo

Segundo [35], a maioria dos algoritmos já estudados na literatura são algoritmos de tempo-polinomial, ou seja, se os mesmos possuem entradas de tamanho  $n$ , no pior caso o tempo de execução dos mesmos será  $O(n^k)$  para alguma constante  $k$ . No entanto, existem problemas que não podem ser solucionados por nenhum computador, como é o caso do famoso problema de Turing, denominado "*Halting Problem*". Existem também aqueles problemas que podem ser resolvidos mas não em tempo polinomial. De uma maneira geral os problemas são classificados em 3 (três) classes diferentes:

1. Problemas Tratáveis: de fácil resolução e que podem ser resolvidos por um algoritmo de tempo de execução polinomial.
2. Problemas Intratáveis ou difíceis: de difícil resolução e que requerem um algoritmo de tempo super-polinomial.
3. Problemas NP-Completos: o estado dos mesmos é desconhecido e nenhum algoritmo de tempo polinomial foi ainda descoberto para sua resolução . De outra forma, ninguém foi ainda capaz de provar que exista um algoritmo de tempo não-polinomial para a resolução dos mesmos.

Para os problemas tratáveis existem algoritmos eficientes, ou seja, algoritmos cujo tempo de execução é no pior caso  $O(P(n))$ , onde  $P(n)$  é um polinômio de tamanho de entrada  $n$ . O tamanho da entrada de um algoritmo é definido pelo número de bits requeridos para representar aquela entrada. Esta classe de problemas pode ser denotada por P (de polinomial). De uma maneira geral, algoritmos de execução que possuem tempo de execução polinomial encontrados na prática, possuem o grau de um polinômio não maior que 2 (dois), ou seja, quadrático ( $n^2$ ). Já algoritmos cujo tempo de execução é maior que qualquer polinômio são usualmente não práticos para grandes entradas.

Para os problemas NP-Completos, que é o foco deste trabalho, não existem algoritmos eficiente de tempo polinomial conhecido para a resolução dos mesmos. Pode ser que futuramente o problema possa ser resolvido por algoritmos que ainda não foram descobertos. Segundo [45], esses problemas devem ser identificados com o intuito de não se perder tempo buscando uma solução inexistente. Para esta classe de problemas pode-se afirmar que *existe um algoritmo eficiente para qualquer problema NP-Completo, se e somente se existir algoritmos eficientes para todos os problemas NP-Completos*. Mas também não existe nenhuma prova de que não exista solução para um problema NP-Completo, mas se a mesma existir deve constituir-se em uma solução muito complicada.



Existem alguns problemas que já foram provados na literatura [35] [45] serem NP-Completo, tais como:

- Cobertura de vértices: Dado um grafo não direcionado  $G = (V, E)$ , uma cobertura de vértice  $G$  é um conjunto de vértices de tal forma que cada enlace em  $G$  é incidente em pelo menos um desses vértices. O problema consiste em dado um grafo não-direcionado  $G$  e um número inteiro  $k$ , determinar se  $G$  possui uma cobertura de vértices  $\leq k$  vértices.
- Conjunto Dominante: Dado um grafo não direcionado  $G = (V, E)$ , um conjunto dominante  $D$  é um conjunto de vértices de  $G$  de tal forma que cada vértice de  $G$  ou está em  $D$  ou é adjacente a pelo menos um vértice de  $D$ . O problema consiste em dado um grafo não direcionado  $G$  e um inteiro  $k$ , determinar se  $G$  possui um conjunto dominante contendo  $\leq k$  vértices.
- 3-Coloração: Dado um grafo não direcionado  $G = (V, E)$ , uma coloração válida de  $G$  é uma atribuição de cores para os vértices de tal forma que cada vértice é atribuído uma cor e dois vértices adjacentes não possuem a mesma cor atribuída. O problema consiste em dado um grafo  $G$ , determinar se  $G$  pode ser colorido com 3 (três) cores.
- Ciclo hamiltoniano: Um ciclo hamiltoniano em um grafo é um ciclo simples que contém cada vértice exatamente uma vez. O problema consiste em determinar se um dado grafo contém um ciclo hamiltoniano.
- Caxeiro viajante: Dado um grafo  $G = (V, E)$  completo e com pesos. O problema da viagem do caixeiro viajante é um ciclo hamiltoniano. O problema consiste em determinar, dado um grafo  $G$  e um número  $W$ , se existe uma viagem do caixeiro viajante de tal forma que o comprimento total dos enlaces seja  $\leq W$ .

# Anexo II-Componentes Tecnologia

## WDM

Uma fibra óptica, consiste em um núcleo cilíndrico de sílica com um índice de refração<sup>1</sup>  $\mu_1$ , circundada por uma capa cilíndrica de sílica com um índice de refração mais baixo  $\mu_2$ . O *buffer* envolvendo a capa encapsula a fibra através de uma isolamento mecânica, protegendo de algum prejuízo físico.

A idéia de uma comunicação óptica usando a fibra é enviar um sinal óptico em um ângulo de incidência maior que o ângulo crítico  $\sin^{-1}\mu_1/\mu_2$ . Se uma luz passar através de um meio óptico com um índice refrativo  $\mu_1$  e encontrar outro meio óptico com um índice de refração menor  $\mu_2$ , com um índice de incidência maior que o ângulo crítico, ocorre a refração interna total, onde toda a luz é refletida de volta no meio com índice de refração  $\mu_1$  [66].

A atenuação de um sinal óptico propagando através de uma fibra é aceitável baixo na banda de comprimento de onda de 1450 a 1650 nanômetros(nm) de tal forma que essa banda vem sendo utilizada em comunicações ópticas. O Intervalo de 1530-1565 nm é chamado de banda-C. Dispositivos ópticos encontram-se disponíveis e a banda C vem sendo largamente utilizada em redes WDM.

Em uma rede WDM em geral, uma fibra carrega um número de sinais ópticos em uma banda sendo usada. Esses sinais devem estar em diferentes intervalos de comprimentos de onda. É conveniente avaliar a largura-de-banda disponível (que hoje é chamada de banda C) como um conjunto de canais. Cada sinal óptico é alocado para um canal distinto de tal forma que cada canal tem largura-de-banda suficiente para acomodar o sinal modulado. Com o intuito de evitar interferência entre sinais ópticos diferentes, cada canal é separado do outro canal por uma certa largura-de-banda mínima chamada espaço de canal. É típico existir um canal de largura-de-banda de 10 Ghz e um espaçamento entre canais de 100 Ghz nas redes atuais. Isso significa que uma banda C pode acomodar até 80 canais, cada um tendo uma largura de banda de 10 Ghz. Caso seja usado um espaçamento menor (25 Ghz), uma banda C poderá suportar até 200 canais.

Existem alguns componentes principais que fazem parte da tecnologia WDM. Esses dispositivos trabalham com sinais digitais seja na forma analógica ou digital. Dispositivos com funções semelhantes que trabalham com sinais ópticos foram desenvolvidos nos anos recentes para uso em redes ópticas WDM. Segue abaixo alguns desses principais dispositivos:

---

<sup>1</sup>O índice de refração é a divisão da velocidade da luz no vácuo pela divisão da velocidade da luz no meio

## Multiplexador Óptico (MUX)

Como pode ser verificado através da Figura 6.1, um multiplexador (MUX) óptico consiste em um equipamento que possui um número de entradas, cada uma delas carregando sinais usando um canal distinto. Um multiplexador gera uma saída que combina todos os sinais. Trata-se de um equipamento muito útil quando sinais ópticos a partir de um número de transmissores, cada um deles usando canais diferentes, são combinados para transmissão em uma fibra [54].

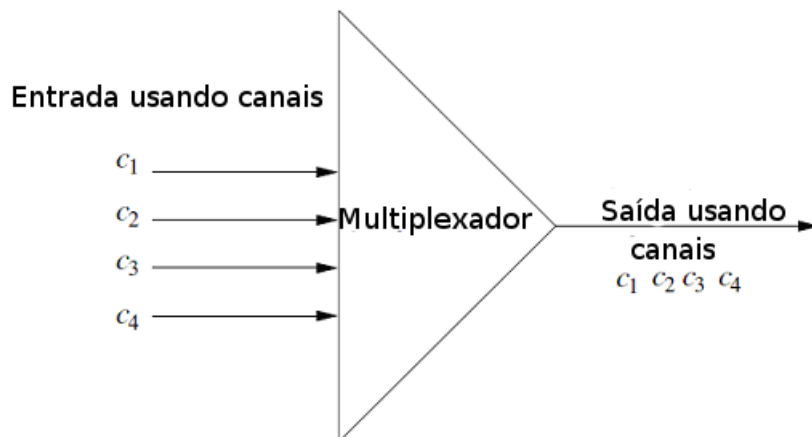


Figura 6.1: Multiplexador de 4 entradas

## Demultiplexador Óptico (DEMUX)

Um demultiplexador (DEMUX) óptico ilustrado na Figura 6.2 possui o propósito contrário ao do multiplexador, ou seja, sua entrada é uma fibra carregando por exemplo  $W$  sinais ópticos, onde cada  $i^{th}$  sinal estará usando o canal  $c_i$ . Um papel do demultiplexador será então criar pelo menos  $W$  saídas, com a saída  $i^{th}$  carregando o sinal óptico usando o canal  $c_i$ , para todo  $i$ ,  $1 \leq i \leq W$ .

## Comutador Cruzado Óptico (OXC)

O propósito de um OXC (*Optical Cross-Connect*) é rotear sinais ópticos onde um OXC representado por  $K_{oc} \times K_{oc}$  possui  $K_{oc}$  entradas e  $K_{oc}$  saídas. Se a entrada  $i$  do OXC está carregando o sinal  $s_j^i$  usando o canal  $c_j$ , então o sinal  $s_j^i$  pode ser roteado usando a saída  $p$ , para todo  $i, j$ ,  $1 \leq i \leq k_{oc}$ ,  $1 \leq j \leq n_{ch}$ , sendo  $n_{ch}$  o maior número de canais permitidos em uma fibra. Como pode ser observado através da Figura 6.3, um OXC é formado por  $K_{oc}$  demultiplexadores/multiplexadores no lado de entrada/saída, cada um conectado a uma fibra de entrada/saída. Cada demultiplexador (multiplexador) possui  $n_{ch}$  saídas/entradas, com a saída/entrada  $i$  carregando o sinal que usa o canal  $c_i$ , para todo  $i$ ,  $1 \leq i \leq n_{ch}$ . As conexões entre as saídas dos demultiplexadores e as entradas dos multiplexadores determinam exatamente como os sinais nas fibras de entrada poderão ser roteados para as fibras de saída [54].

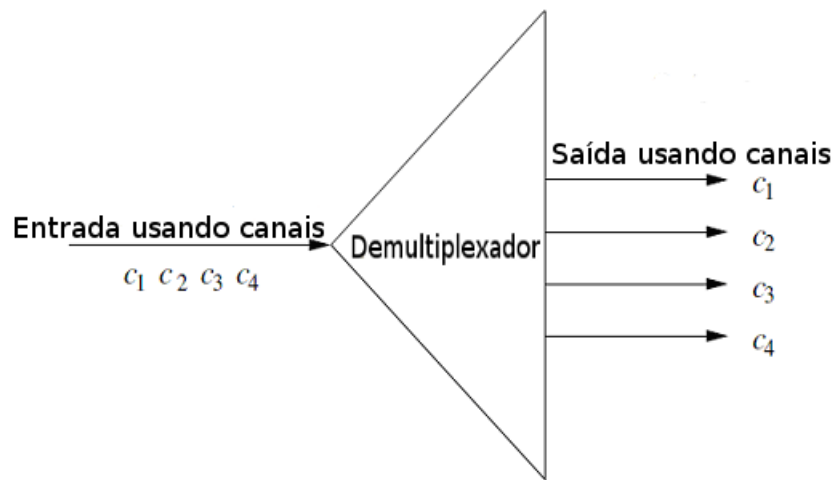


Figura 6.2: Demultiplexador de 4 saídas

### Amplificadores Ópticos dopados com Érbio (EDFA)

Os Amplificadores Ópticos dopados com Érbio EDFA (*Erbium Dopped Fiber Amplifier*) são dispositivos cuja finalidade básica é a de promover a amplificação óptica dos sinais entrantes, de forma transparente, independente do tipo de modulação ou protocolo utilizado conforme ilustrado na Figura 6.4 Dessa forma, o dispositivo aumenta a intensidade da luz que passa pelas fibras ópticas, permitindo que os sinais ópticos sejam transmitidos a distâncias muito maiores sem a necessidade de regeneradores. Cada amplificador óptico além de amplificar o sinal também vai introduzir ruído, designado por ruído de emissão espontânea. Os amplificadores ópticos mais usados usam como elemento de amplificação um pedaço de fibra dopada com érbio e como fonte energética um laser.

### Terminal de Linha Óptico (OLT)

O termo Terminal de Linha Óptico OLT (*Optical Line Terminal*) é usado para se referir a um multiplexador/demultiplexador acoplado com um transmissor/receptor. Com a finalidade de extrair dados a partir de sinais ópticos, um demultiplexador primeiro separa os sinais ópticos em diferentes comprimentos de onda que chegam da fibra. Depois um receptor/demodulador extrai os dados em formato eletrônico. Este tipo de OLT possui uma porta de entrada, conectada a uma fibra carregando sinais de entrada. As saídas do demultiplexador são também diretamente conectadas às aplicações cliente ou são conectadas a um número de receptores/demoduladores. A saída de cada receptor/demodulador gera dados na forma eletrônica. A Figura 6.5 ilustra um OLT usado para receber dados onde os sinais que chegam usam os canais  $c_1$ ,  $c_2$ ,  $c_3$  e  $c_4$ . O demultiplexador separa os sinais. Os sinais que usam os canais  $c_1$  e  $c_3$  são usados para alimentar os receptores  $r_1$  e  $r_2$  gerando dados no formato eletrônico [54].

Um OLT multiplexador para gerar sinais ópticos possui um número de portas de entrada, cada uma delas usadas para gerar uma portadora modulada em diferentes comprimentos de onda. Em adição podem existir alguns sinais ópticos fornecidos por clientes. Um multiplexador combina

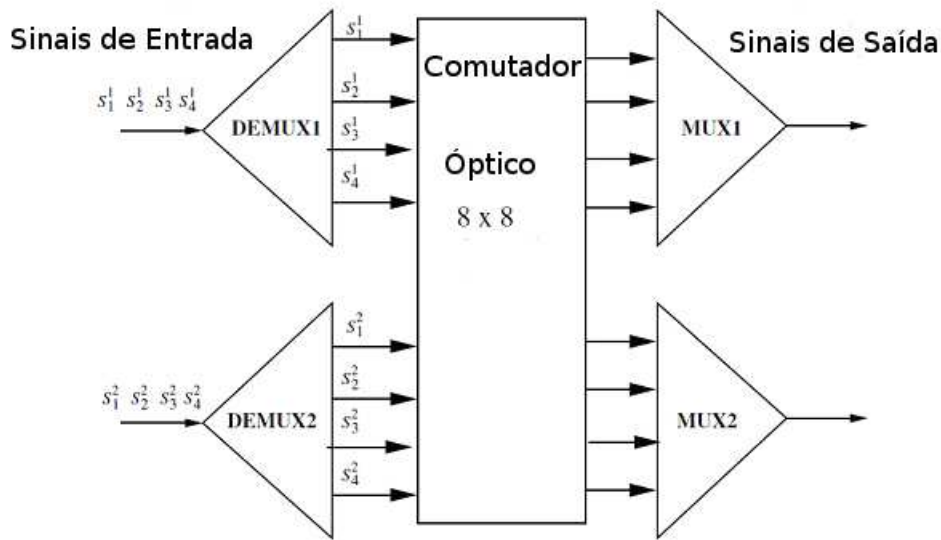


Figura 6.3: Comutador Cruzado Óptico (OXC)

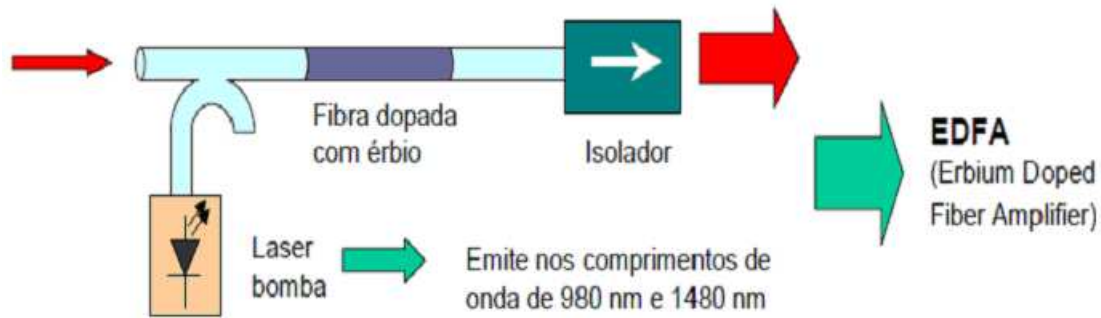


Figura 6.4: Amplificadores Ópticos Dopados com Érbio

todos esses sinais ópticos e a saída do multiplexador é conectada a alguma fibra de saída. Como pode ser observado na Figura 6.5 tem-se um OLT multiplexador onde os sinais clientes usam os canais  $c_3$  e  $c_4$ . Os transmissores  $t_1$  e  $t_2$  tomam dados eletrônicos de duas fontes e os converte em sinais ópticos usando os canais  $c_1$  e  $c_2$ . O multiplexador combina os sinais usando os canais  $c_1, c_2, c_3$  e  $c_4$ . A saída do multiplexador é conectada a uma fibra carregando sinais ópticos de saída.

### Conversores de Comprimentos de Onda (CCO)

As redes WDM também podem ser equipadas com dispositivos chamados de conversores de comprimentos de onda CCO, cuja principal função é permitir a mudança de comprimentos de onda [67]. Conforme ilustrado na Figura 6.3 um CCO possui uma entrada carregando sinais de entrada e uma saída carregando o mesmo número de sinais de saída. Cada sinal de saída codifica o mesmo dado de um sinal de entrada mas o comprimento de onda de um sinal de saída pode ser diferente

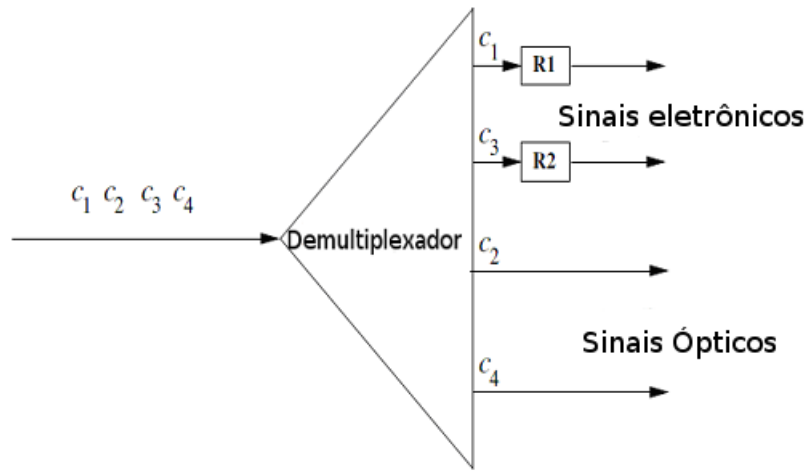


Figura 6.5: OLT Demultiplexador

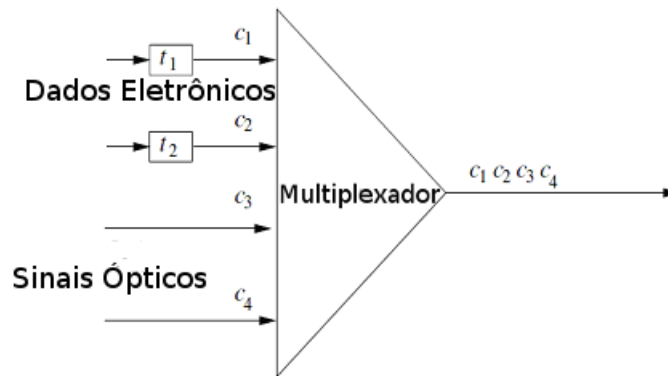


Figura 6.6: OLT Multiplexador

do comprimento de onda de um sinal de entrada. A entrada de um CCO é conectada a uma fibra carregando dois sinais carregando os comprimentos de onda  $\lambda_i$  e  $\lambda_j$  que correspondem aos canais  $c_i$  e  $c_j$ . O conversor CCO converte o sinal na portadora de comprimento de onda  $\lambda_i(\lambda_j)$  para um sinal usando a portadora de comprimento de onda  $\lambda_k(\lambda_m)$  [54]. Os conversores de comprimento de onda podem ser de três tipos: conversor de comprimento de onda completo, conversor de comprimento de onda fixo e conversor de comprimento de onda limitado.

No conversor de comprimento de onda completo, um canal  $c_j$  usado como sinal de entrada pode ser mudado para qualquer outro canal  $c_k$ ,  $1 \leq k \leq n_{ch}$ , usado pelo sinal de saída correspondente. Como ilustrado na Figura 6.8 temos um CCO onde a entrada são os sinais usando os canais  $c_1, c_2, c_3$  e  $c_4$ . Dependendo das configurações de comutação, cada um desses sinais pode ser convertido para qualquer outro canal [13] [31].

Já no conversor de comprimento de onda fixo, ilustrado na Figura 6.9, um canal  $c_j$  de um sinal

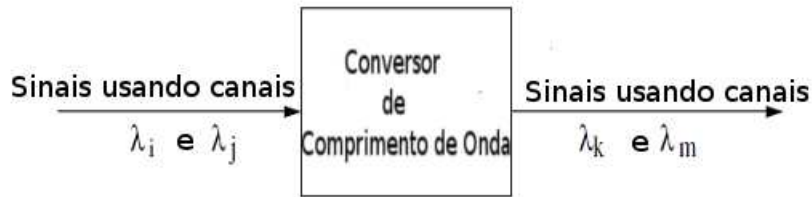


Figura 6.7: Diagrama de Bloco de um Conversor de Comprimento de Onda

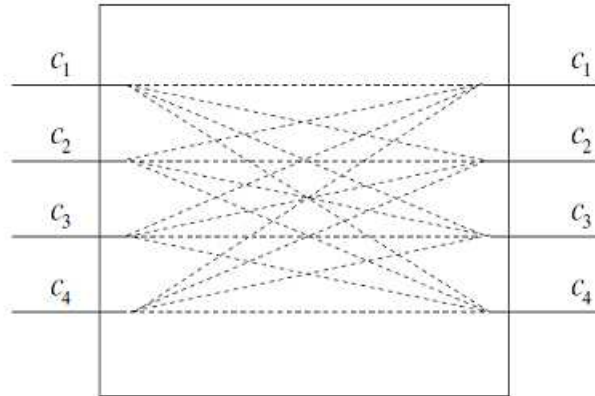


Figura 6.8: Conversor Completo ou Total

de entrada pode ser qualquer canal ,  $1 \leq j \leq n_{ch}$ , mas o esquema de conversão deve ser fixo. Como ilustrado na Tabela 2.1 a entrada de um CCO são sinais usando os canais  $c_1, c_2, c_3$  e  $c_4$ . O esquema de conversão deve ser fixo, de tal forma que  $c_1$  é sempre convertido para  $c_2$ ,  $c_2$  para  $c_1$ ,  $c_3$  para  $c_4$  e  $c_4$  para  $c_3$  [12].

No conversor de comprimento de onda limitado, dado um número de canal  $c_j$  de um sinal de entrada, o número de canal  $c_k$  correspondente para o sinal de saída será um membro de um subconjunto pré-definido de um conjunto  $1, 2, \dots, n_{ch}$ . A Figura 6.10 mostra uma situação onde as entradas de um CCO são sinais usando os canais  $c_1, c_2, c_3$  e  $c_4$ . Dependendo das configurações,  $c_1$  pode ser convertido pra  $c_1$  ou  $c_2$ ,  $c_2$  pode ser convertido para qualquer canal no conjunto  $c_1, c_2, c_3$  e assim por diante [67].

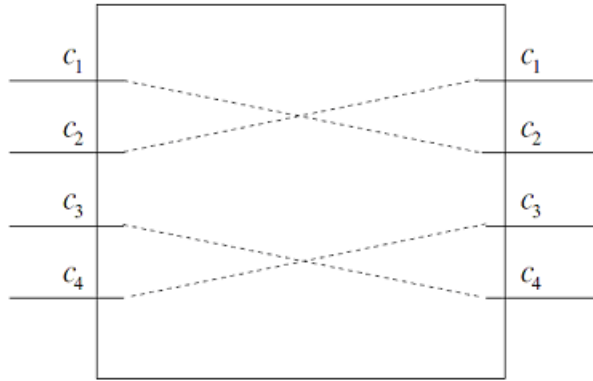


Figura 6.9: Conversor Fixo

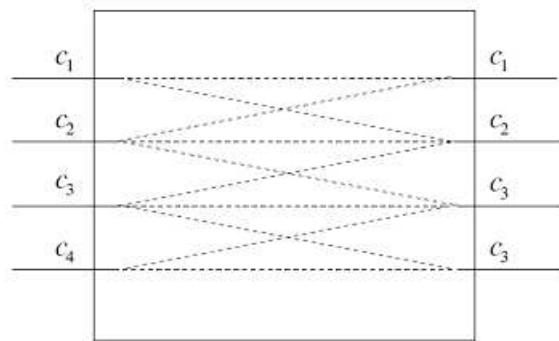


Figura 6.10: Conversor Limitado



# Anexo III -Erlang

O Erlang, cujo símbolo é a letra E, trata-se de uma unidade adimensional, muito utilizada em telefonia como uma medida estatística da carga oferecida ou transportada por provedores de serviços tais como circuitos telefônicos ou equipamentos de comutação telefônica. O nome da unidade deve-se ao engenheiro A. K. Erlang, que foi o inventor da engenharia de tráfego ou da teoria de filas [68].

A unidade de medida Erlang quando é utilizada para representar a carga de um tráfego geralmente é representada por um valor, por exemplo 43,5, seguido da palavra "erlangs". A unidade Erlang representa o número médio de chamadas concorrentes carregadas pelos circuitos onde a média é calculada sobre um período de tempo razoável. Geralmente o período sobre o qual a média é calculada é sempre de 1 (uma) hora, mas períodos menores podem ser utilizados dependendo da situação. Um erlang de tráfego transportado refere-se a um único recurso estar em uso contínuo. Quando usado para se referir a tráfego oferecido, um valor seguido por Erlangs representa a média do número de chamadas simultâneas que teria sido realizada quando houver um número limitado de circuitos.

Os conceitos e a parte matemática introduzidos por A. K. Erlang possuem uma grande aplicabilidade além da telefonia. Esses conceitos são aplicados quando usuários chegam mais ou menos aleatoriamente para receber serviços exclusivos oferecidos por um grupo sem uma reserva prioritária. O tráfego oferecido é medido pela taxa de chegada de chamadas multiplicada pela média de tempo de duração da chamada:

$$E = \lambda.h \quad (6.1)$$

onde  $h$  e  $\lambda$  são expressos na mesma unidade de tempo, por exemplo,  $h$  em segundos e  $\lambda$  em chamadas por segundo.

Existem várias fórmulas de Erlang, tais como Erlang B, Erlang C e a fórmula Engeset. A fórmula Erlang é uma das mais utilizadas e é também chamada de fórmula Erlang de perda. É uma fórmula para a probabilidade de bloqueio derivada da distribuição de Erlang para descrever a probabilidade de uma perda de chamadas em um grupo de circuitos. É muito utilizada no planejamento de redes telefônicas e não é limitada somente a este tipo de rede, já que descreve uma probabilidade no sistema de filas. Trata-se de um tipo de fórmula sob a condição de uma chamada sem sucesso devido ao fato da linha estar ocupada. Nesse caso a chamada não é mantida em uma fila para tentar ser atendida em uma próxima tentativa. A mesma é simplesmente perdida.

É assumido que a chamada tenta chegar seguindo um processo de Poisson, logo as chegadas das chamadas são independentes. Além disso, é assumido que o comprimento da mensagem (tempo de alocação) é exponencialmente distribuído (sistema Markoviano).

O Erlang é uma quantidade de medida adimensional calculada como a taxa de chegada  $\lambda$  multiplicada pelo comprimento médio da chamada  $h$  (Lei de Little). A fórmula Erlang B assume uma população infinita como fonte das requisições, que junto oferece tráfego para 100 servidores (como enlaces em um grupo de entrocamento) $\lambda$ . A taxa de chegada de novas chamadas é constante e igual a  $\lambda$  e é constante, não dependendo do número de recursos ativos, devido ao fato da fonte de recursos ser infinita. A fórmula responsável por calcular a probabilidade de bloqueio, onde se uma requisição não é atendida imediatamente quando é gerada, a mesma é abortada. As requisições não são enfileiradas. A fórmula da  $P_b$  em Erlang B é dada por:

$$P_b = B(E, m) = E^m / m! / \sum_{i=0}^m E^i / i! (6.2)$$

onde

$P_b$  é a probabilidade de bloqueio

$m$  é o número de recursos com servidores ou circuitos no grupo

$E = \lambda.h$ , que é a quantidade total de tráfego oferecida em erlang.