

**UNIVERSIDADE ESTADUAL DE CAMPINAS  
FACULDADE DE ENGENHARIA ELÉTRICA E DE COMPUTAÇÃO  
DEPARTAMENTO DE SEMICONDUTORES, INSTRUMENTOS E  
FOTÔNICA**



**TESE DE DOUTORADO**

**DESENVOLVIMENTO DE ALGORITMOS DE ROTEAMENTO  
E ATRIBUIÇÃO DE COMPRIMENTOS DE ONDA PARA AS  
REDES ÓPTICAS INTELIGENTES E TRANSPARENTES**

Autor: **Reinaldo Golmia Dante**  
Orientador: Prof. Dr. Edson Moschim

Campinas, SP – Brasil  
MAIO – 2006

**UNIVERSIDADE ESTADUAL DE CAMPINAS  
FACULDADE DE ENGENHARIA ELÉTRICA E DE COMPUTAÇÃO  
DEPARTAMENTO DE SEMICONDUTORES, INSTRUMENTOS E  
FOTÔNICA**



**TESE DE DOUTORADO**

**DESENVOLVIMENTO DE ALGORITMOS DE ROTEAMENTO  
E ATRIBUIÇÃO DE COMPRIMENTOS DE ONDA PARA AS  
REDES ÓPTICAS INTELIGENTES E TRANSPARENTES**

Autor: **Reinaldo Golmia Dante**  
Orientador: Prof. Dr. Edson Moschim

Tese apresentada à Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação da Universidade Estadual de Campinas, como parte dos requisitos exigidos para a obtenção do título de Doutor em Engenharia Elétrica.

Banca Examinadora:  
Prof. Dr. Edson Moschim (FEEC-Unicamp)  
Prof. Dr. Akebo Yamakami (FEEC-Unicamp)  
Prof. Dr. Maurício Ferreira Magalhães (FEEC-Unicamp)  
Prof. Dr. Felipe Rudge Barbosa (CPqD)  
Prof. Dr. Iguatemi Fonseca (UFCEG)

Campinas, SP – Brasil  
MAIO – 2006

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

D235d Dante, Reinaldo Golmia  
Desenvolvimento de algoritmos de roteamento e  
atribuição de comprimentos de onda para as redes ópticas  
inteligentes e transparentes / Reinaldo Golmia Dante. --  
Campinas, SP: [s.n.], 2006.

Orientador: Edson Moschim  
Tese (doutorado) - Universidade Estadual de Campinas,  
Faculdade de Engenharia Elétrica e de Computação.

1. Algoritmos. 2. Telecomunicações – Redes de  
Computação. 3. Comunicações óticas. 4.  
Telecomunicações – Sistemas de Comutação. I. Moschim,  
Edson. II. Universidade Estadual de Campinas. Faculdade  
de Engenharia Elétrica e de Computação. III. Título.

Titulo em Inglês: Development of Routing and Wavelength Assignment  
Algorithms for Intelligent and Transparent Optical  
Networks.

Palavras-chave em Inglês: Algorithm, Routing, Wavelength assignment, Optical  
networks, Intelligent and transparent, DWDM,  
Automatically switched optical networks, ASON

Área de concentração: Telecomunicações e Telemática.

Titulação: Doutor em Engenharia Elétrica

Banca examinadora: Akebo Yamakami, Maurício Ferreira Magalhães, Felipe  
Rudge Barbosa, Iguatemi Fonseca

Data da defesa: 25/05/2006

## RESUMO

Neste trabalho, apresentam-se algumas contribuições para o estudo de redes ópticas inteligentes e transparentes, por exemplo: *Redes Ópticas Comutáveis Automaticamente* (ASON), no que tange aos protocolos de roteamento e atribuição de comprimentos de onda para o estabelecimento de conexões fim-a-fim em ambientes distribuídos. Os resultados deste trabalho foram obtidos através da simulação dos algoritmos de roteamento e atribuição de comprimentos de onda desenvolvidos em C++. Para que o estudo pudesse ser feito, foram adotadas algumas topologias de rede comerciais e hipotéticas para a comparação de desempenho entre os algoritmos de roteamento e atribuição de comprimentos de onda propostos e os clássicos de modo a identificar as diferenças de comportamento destes algoritmos nas redes ópticas em diversas situações, incluindo as condições de restrição de alcance dos canais ópticos e a continuidade do comprimento de onda no estabelecimento de uma conexão fim-a-fim. Os resultados mostraram que os algoritmos de roteamento e de atribuição de comprimentos de onda propostos são eficientes para o funcionamento destas redes, provendo desempenhos iguais ou superiores em relação aos demais algoritmos de roteamento e atribuição de comprimentos de onda tradicionais medidos em termos da probabilidade de bloqueio dos pedidos de conexão. Como consequência, estes algoritmos propostos demonstraram que são capazes de aperfeiçoar o QoS óptico nas redes ópticas inteligentes e transparentes.

**Palavras-chave:** algoritmo, roteamento, atribuição de comprimentos de onda, redes ópticas, inteligente e transparente, DWDM, redes ópticas comutáveis automaticamente, ASON.

## ABSTRACT

In this work, we present contributions to the routing and wavelength assignment protocols in transparent and intelligent optical networks such as *Automatically Switched Optical Networks* (ASON) for end-to-end connection establishment on the distributed environments. The results of this work were obtained through simulation of the routing and wavelength assignment algorithms which were developed in C++. For this study, some commercially and hypothetical network topologies were adopted to compare the performance of the proposed routing and wavelength assignment algorithms with traditional ones in order to identify the differences of those algorithm performance. Studies were carried out in optical networks under several conditions such as the limit of optical transmission reach and wavelength-continuity constraints for end-to-end connection establishment. The results have shown that the proposed routing and wavelength assignment algorithms are efficient for use in these networks, providing equal or higher performance than traditional routing and wavelength assignment algorithms measured in terms of blocking probability of the connection requests. Consequently, the proposed algorithms showed that they are able to improve the optical QoS in transparent and intelligent optical networks.

**Keywords:** algorithm, routing, wavelength assignment, optical networks, intelligent and transparent, DWDM, automatically switched optical networks, ASON.

***"Se consegui enxergar mais longe [que os outros] é porque subi em ombros de gigantes." Isaac Newton***

***"A falsa ciência gera ateus; a verdadeira ciência leva os homens a se curvar diante de Deus." Voltaire***

***"O covarde nunca começa, o fracassado nunca termina, o vencedor nunca desiste." Normam Vicent Peale***

## AGRADECIMENTOS

Muitas pessoas contribuíram de forma direta e indireta para a realização deste trabalho que com muito esforço se concretizou um sonho. Citar todas elas, exigiria muitas páginas e, portanto, farei menção a algumas delas sem a intenção de desmerecer o apoio de outras pessoas que também participaram, mas que por esta razão não foram citadas. Assim, agradeço:

Ao meu orientador Prof. Dr. Edson Moschim quem me recebeu com muita atenção em seu grupo de pesquisa e também pelo apoio incondicional ao longo de todos estes anos de trabalho árduo.

Aos meus amigos Raulison Rezende pela ajuda prestada com o Linux e ao Fabiano Pádua quem me ajudou a programar o sistema de gerenciamento de conexões do Simulador de Redes Ópticas.

Ao grupo do bloco 12 da Fundação CPqD, dentre eles: Dr. Alberto Paradisi, Jaime Matiuso, Sandro Rossi, Dr. Antonio Sachs e outros que permitiram uma discussão profunda sobre alguns dos tópicos mais relevantes das redes de pacotes (ATM e MPLS) e óptica (DWDM), tais como: mapeamento das células ATM e pacotes MPLS sob a rede DWDM, algoritmos de roteamento nas redes de pacote e óptica, etc.

Em especial, ao Dr. Felipe Rudge Barbosa pelos inúmeros comentários, sugestões e críticas construtivas que contribuíram para o aperfeiçoamento e pela organização final deste trabalho. Ele é um grande amigo e tem sido muito paciente nas discussões técnicas sobre os fundamentos da Comunicação Óptica, em particular sobre o ASON, dispondo de uma parte importante do seu tempo à dedicação deste trabalho.

À SIEMENS Ltda, Brasil, pelo apoio à realização do meu doutorado. Em especial, quero citar os meus amigos Matheus Fernandes Júnior, Nelson Wang, Carlos Buzogany, Julio Sampaio, Everton Wosiack quem propiciaram tal apoio.

À SIEMENS AG, Alemanha, pela oportunidade de apresentação do projeto do meu doutorado e discussão sobre os algoritmos RWAs para as Rede ASON bem como a apresentação do LION desenvolvido pela SIEMENS AG em parceria com outras universidades e empresas européias. Em especial, quero citar os meus colegas Bernd Stilling e Paul Schlueter do Departamento de Tecnologias Avançadas em Redes Ópticas da SIEMENS AG.

Às Agências de Fomento à Pesquisa CAPES e CNPq pelo apoio dado no início do meu doutorado.

Aos Profs. Dr. Frederico Nunes e Dr. Joaquim Ferreira Martins Filho da UFPE que me permitiram iniciar um trabalho pioneiro em Redes Ópticas Comutáveis Automaticamente (ASON) no Grupo de Fotônica na época que fui para a UFPE, apoiado pela SIEMENS Ltda.

Ao Centro Federal de Educação Tecnológica de São Paulo (CEFET-SP), Unidade de Sertãozinho, pelo incentivo à conclusão do meu doutorado. Em particular, quero agradecer à Carmen M. Fernandes e ao José Ricardo M. de Oliveira.

Em especial, a minha esposa Sara que manteve ao meu lado o tempo todo, provendo-me muito carinho e atenção.

Em especial, aos meus pais Geraldo e Huda que amorosamente me conceberam a vida e que me propiciaram uma educação sólida para enfrentar a todos os desafios em que fosse posto a prova.

No nível mais elevado, louvo a Jeová Deus quem me proveu sabedoria, coragem, persistência, discernimento e fé por meio de seu Filho Amado Jesus Cristo e também por ter colocado em meu caminho pessoas tão especiais que me ajudaram durante todas as etapas de desenvolvimento desta Tese.

# ÍNDICE

<b>1</b>	<b>INTRODUÇÃO.....</b>	<b>1</b>
1.1	ESTADO DA ARTE.....	1
1.2	PROPOSTA DA PESQUISA .....	4
1.2.1	<i>Proposta de um Algoritmo de Roteamento.....</i>	<i>6</i>
1.2.2	<i>Proposta de um Algoritmo de Atribuição de Comprimentos de Onda.....</i>	<i>8</i>
1.3	ORGANIZAÇÃO DESTE TRABALHO.....	10
<b>2</b>	<b>REDES ÓPTICAS COMUTÁVEIS AUTOMATICAMENTE (ASON).....</b>	<b>13</b>
2.1	INTRODUÇÃO .....	13
2.2	ARQUITETURA DE UMA REDE ÓPTICA COMUTÁVEL AUTOMATICAMENTE.....	15
2.3	PROTOCOLOS DE ROTEAMENTO E ATRIBUIÇÃO DE COMPRIMENTOS DE ONDA DO ASON .....	17
2.4	CONCLUSÃO.....	20
<b>3</b>	<b>ALGORITMOS DE ROTEAMENTO E ATRIBUIÇÃO DE COMPRIMENTOS DE ONDA (RWA)....</b>	<b>21</b>
3.1	INTRODUÇÃO .....	21
3.2	CLASSE DE ALGORITMOS DE ROTEAMENTO BASEADO NO VETOR DISTÂNCIA (DVA) .....	23
3.2.1	<i>Routing Information Protocol (RIP).....</i>	<i>24</i>
3.2.2	<i>Interior Gateway Routing Protocol (IGRP) .....</i>	<i>24</i>
3.3	CLASSE DE ALGORITMOS DE ROTEAMENTO BASEADO NO ESTADO DO ENLACE (LSA).....	27
3.3.1	<i>Open Shortest Path Function (OSPF).....</i>	<i>28</i>
3.3.2	<i>Shortest Hop Path (SHP).....</i>	<i>30</i>
3.3.3	<i>Shortest Distance Path (SDP) .....</i>	<i>31</i>
3.3.4	<i>Widest Shortest Path (WSP).....</i>	<i>31</i>
3.3.5	<i>Shortest Widest Path (SWP).....</i>	<i>32</i>
3.3.6	<i>Minimum Interference Routing Algorithm (MIRA).....</i>	<i>32</i>
3.4	ALGORITMOS DE ATRIBUIÇÃO DE COMPRIMENTOS DE ONDA .....	34
3.4.1	<i>First-Fit (FF).....</i>	<i>35</i>
3.4.2	<i>MAX-SUM (M<math>\Sigma</math>).....</i>	<i>35</i>
3.4.3	<i>Relative Capacity Loss (RCL) .....</i>	<i>38</i>
3.4.4	<i>Distributed Relative Capacity Loss (DRCL).....</i>	<i>38</i>
3.5	CONCLUSÃO.....	42
<b>4</b>	<b>PROPOSTA DE UM ALGORITMO DE ROTEAMENTO PARA REDES ASON.....</b>	<b>43</b>
4.1	INTRODUÇÃO .....	43
4.2	ALGORITMO DE ROTEAMENTO ADAPTATIVO BASEADO NA CAPACIDADE DO ENLACE (WLC E WLCex) ..	44
4.3	CONDIÇÕES E RESTRIÇÕES DE SIMULAÇÃO .....	50
4.4	RESULTADOS DE SIMULAÇÃO DO ALGORITMO DE ROTEAMENTO WLC.....	51
4.4.1	<i>Resultado de Simulação do Algoritmo WLC para Redes Metropolitanas.....</i>	<i>52</i>
4.4.2	<i>Resultado de Simulação do Algoritmo WLC para a Rede NSFNET.....</i>	<i>56</i>
4.5	RESULTADOS DE SIMULAÇÃO DO ALGORITMO DE ROTEAMENTO WLCex.....	62
4.5.1	<i>Resultado de Simulação do Algoritmo WLCex para Redes Metropolitanas .....</i>	<i>62</i>
4.5.2	<i>Resultado de Simulação do Algoritmo WLCex para a Rede NSFNET.....</i>	<i>68</i>
4.6	CONCLUSÃO.....	72
<b>5</b>	<b>PROPOSTA DE UM ALGORITMO DE ATRIBUIÇÃO DE COMPRIMENTOS DE ONDA PARA REDES ASON.....</b>	<b>73</b>

5.1	INTRODUÇÃO .....	73
5.2	ALGORITMO DE ATRIBUIÇÃO DE COMPRIMENTOS DE ONDA BASEADO NA PERDA DE CAPACIDADE RELATIVA (M-DRCL).....	74
5.3	ANÁLISE DA COMPLEXIDADE COMPUTACIONAL .....	83
5.4	CONDIÇÕES E RESTRIÇÕES DE SIMULAÇÃO .....	84
5.5	RESULTADOS DE SIMULAÇÃO DO ALGORITMO DE ATRIBUIÇÃO DE COMPRIMENTOS DE ONDA M-DRCL ..85	
5.5.1	<i>Resultado de Simulação do Algoritmo M-DRCL para Redes Metropolitanas .....</i>	<i>85</i>
5.5.2	<i>Resultado de Simulação do Algoritmo M-DRCL para Redes de Longa Distância.....</i>	<i>92</i>
5.6	CONCLUSÃO.....	96
<b>6</b>	<b>CONCLUSÃO GERAL E CONSIDERAÇÕES FUTURAS.....</b>	<b>99</b>
<b>7</b>	<b>ARTIGOS PUBLICADOS EM CONGRESSOS E REVISTAS NACIONAIS E INTERNACIONAIS .</b>	<b>101</b>
<b>8</b>	<b>BIBLIOGRAFIA .....</b>	<b>103</b>
<b>9</b>	<b>APÊNDICE A.....</b>	<b>113</b>
9.1	TOPOLOGIAS E SUAS APLICAÇÕES.....	113
9.2	HIERARQUIA DAS REDES ÓPTICAS .....	115
9.2.1	<i>Redes Ópticas de Acesso .....</i>	<i>115</i>
9.2.2	<i>Redes Ópticas Metropolitanas.....</i>	<i>117</i>
9.2.3	<i>Redes Ópticas de Longa Distância.....</i>	<i>119</i>
9.3	ELEMENTOS INTEGRANTES DE UMA REDE ÓPTICA.....	122
9.3.1	<i>Equipamento Terminal Óptico (OTE).....</i>	<i>123</i>
9.3.2	<i>Equipamento Repetidor de Linha Óptico (OLRE).....</i>	<i>125</i>
9.3.3	<i>Equipamento de Inserção e Remoção de Canais Ópticos (OADM) .....</i>	<i>127</i>
9.3.4	<i>Equipamento Comutador Cruzado Óptico (OXC).....</i>	<i>129</i>
<b>10</b>	<b>APÊNDICE B.....</b>	<b>133</b>
<b>11</b>	<b>APÊNDICE C.....</b>	<b>137</b>

## ÍNDICE DE FIGURAS

FIGURA 1: ARQUITETURA DE UMA REDE ÓPTICA COMUTÁVEL AUTOMATICAMENTE. ....	16
FIGURA 2: REDE GENÉRICA ASON COM VÁRIOS DOMÍNIOS SOB O MODELO <i>OVERLAY</i> . ....	18
FIGURA 3: ESTABELECIMENTO DE UM VP NO ASON COM VÁRIOS DOMÍNIOS SOB O MODELO <i>OVERLAY</i> . ....	19
FIGURA 4: MECANISMO DE FUNCIONAMENTO DO PROTOCOLO SPF: (A) EXEMPLO DE UMA REDE ÓPTICA; (B) CRIAÇÃO DA ÁRVORE DE CAMINHOS DE CUSTOS MÍNIMOS COM RAIZ NO NÓ A. ....	29
FIGURA 5: EXEMPLO DE UMA REDE ÓPTICA MONOFIBRA E A DESCRIÇÃO DO ESTADO DA REDE. ....	40
FIGURA 6: EXEMPLO DAS REDE ÓPTICA MONOFIBRA SIMULADAS: (A) REDE DE ACESSO-METROPOLITANO “NET1” EM MALHA; (B) REDE DE LONGA DISTÂNCIA “NET2” EM MALHA. ....	52
FIGURA 7: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO VERSUS CARGA PARA A REDE “NET1” COM 8 COMPRIMENTOS DE ONDA. ...	53
FIGURA 8: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO VERSUS CARGA PARA A REDE “NET1” COM 16 COMPRIMENTOS DE ONDA. ...	54
FIGURA 9: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO VERSUS CARGA PARA A REDE “NET2” COM 8 COMPRIMENTOS DE ONDA. ...	55
FIGURA 10: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO VERSUS CARGA PARA A REDE “NET2” COM 16 COMPRIMENTOS DE ONDA. ....	56
FIGURA 11: EXEMPLO DE REDE ÓPTICA NSFNET MONOFIBRA COM 14 NÓS EM MALHA. ....	58
FIGURA 12: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO VERSUS CARGA DO WLC COM $K = 1$ E $Q = 2,5$ PARA O “CENÁRIO 3” COM 16 COMPRIMENTOS DE ONDA. ....	58
FIGURA 13: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO VERSUS CARGA DO WLC COM $K = 1$ E $Q = 2,7$ PARA O “CENÁRIO 3” COM 8 COMPRIMENTOS DE ONDA. ....	59
FIGURA 14: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO VERSUS CARGA DO WLC COM $K = 1$ E $Q = 2,7$ PARA O “CENÁRIO 3” COM 16 COMPRIMENTOS DE ONDA. ....	60
FIGURA 15: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO VERSUS CARGA DO WLC COM $K = 1$ E $Q = 2,7$ PARA O “CENÁRIO 4” COM 8 COMPRIMENTOS DE ONDA. ....	61
FIGURA 16: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO VERSUS CARGA DO WLC COM $K = 1$ E $Q = 2,7$ PARA O “CENÁRIO 4” COM 16 COMPRIMENTOS DE ONDA. ....	61
FIGURA 17: EXEMPLO DAS REDE ÓPTICA MONOFIBRA SIMULADAS: (A) REDE DE ACESSO-METROPOLITANO “NET1” EM MALHA; (B) REDE DE LONGA DISTÂNCIA “NET2” EM MALHA. ....	63
FIGURA 18: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO VERSUS CARGA PARA A REDE “NET1” COM 8 COMPRIMENTOS DE ONDA. ...	64
FIGURA 19: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO VERSUS CARGA PARA A REDE “NET1” COM 16 COMPRIMENTOS DE ONDA. ....	64
FIGURA 20: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO VERSUS CARGA PARA A REDE “NET2” COM 8 COMPRIMENTOS DE ONDA. ...	65
FIGURA 21: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO VERSUS CARGA PARA A REDE “NET2” COM 16 COMPRIMENTOS DE ONDA. ....	66
FIGURA 22: COMPARATIVO ENTRE OS ALGORITMOS WLC, WLCex E LS-H EM TERMOS DE PEDIDOS DE CONEXÃO BLOQUEADOS VERSUS CARGA PARA A REDE “NET2” COM 8 COMPRIMENTOS DE ONDA. ....	67
FIGURA 23: COMPARATIVO ENTRE OS ALGORITMOS WLC, WLCex E LS-H EM TERMOS DE PEDIDOS DE CONEXÃO BLOQUEADOS VERSUS CARGA PARA A REDE “NET2” COM 16 COMPRIMENTOS DE ONDA. ....	67
FIGURA 24: EXEMPLO DE REDE ÓPTICA NSFNET MONOFIBRA COM 14 NÓS EM MALHA. ....	68
FIGURA 25: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO VERSUS CARGA DO WLCex COM $K = 1,5$ E $Q = 1,1$ PARA O “CENÁRIO 3” COM 16 COMPRIMENTOS DE ONDA. ....	69
FIGURA 26: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO VERSUS CARGA DO WLCex COM $K = 1,5$ E $Q = 1,5$ PARA O “CENÁRIO 3” COM 8 COMPRIMENTOS DE ONDA. ....	70
FIGURA 27: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO VERSUS CARGA DO WLCex COM $K = 1,5$ E $Q = 1,5$ PARA O “CENÁRIO 3” COM 16 COMPRIMENTOS DE ONDA. ....	71
FIGURA 28: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO VERSUS CARGA DO WLCex COM $K = 1,5$ E $Q = 1,5$ PARA O “CENÁRIO 4” COM 8 COMPRIMENTOS DE ONDA. ....	71
FIGURA 29: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO VERSUS CARGA DO WLCex COM $K = 1,5$ E $Q = 1,5$ PARA O “CENÁRIO 4” COM 16 COMPRIMENTOS DE ONDA. ....	72

FIGURA 30: DIAGRAMA EM BLOCOS DO ALGORITMO M-DRCL.....	76
FIGURA 31: EXEMPLO DAS REDE ÓPTICA MONOFIBRA SIMULADAS: (A) REDE “NET1” PROPOSTA EM [25][77]; (B) REDE DE ACESSO-METROPOLITANO “NET2” EM MALHA.....	86
FIGURA 32: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO DOS ALGORITMOS DRCL, FF E M-DRCL PARA A REDE “NET1” [25] [77] COM 16 COMPRIMENTOS DE ONDA.....	87
FIGURA 33: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO DOS ALGORITMOS DRCL E M-DRCL COM OS DIVERSOS $\Lambda$ PARA A REDE “NET2” COM UM CONJUNTO DE 16 COMPRIMENTOS DE ONDA.....	88
FIGURA 34: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO DOS ALGORITMOS DRCL, FF E M-DRCL PARA A REDE “NET2” COM UM CONJUNTO DE 8 COMPRIMENTOS DE ONDA.....	89
FIGURA 35: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO DOS ALGORITMOS DRCL, FF E M-DRCL PARA A REDE “NET2” COM UM CONJUNTO DE 16 COMPRIMENTOS DE ONDA.....	89
FIGURA 36: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO EM FUNÇÃO DA QUANTIDADE DE ROTAS CONSIDERADAS NO M-DRCL PARA A REDE 2 COM UM CONJUNTO DE 16 COMPRIMENTOS DE ONDA.....	90
FIGURA 37: EXEMPLO DE UMA REDE ÓPTICA MONOFIBRA DE LONGA DISTÂNCIA COM 11 NÓS EM MALHA.....	92
FIGURA 38: EXEMPLO DE REDE ÓPTICA NSFNET MONOFIBRA COM 14 NÓS EM MALHA.....	93
FIGURA 39: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO DO ALGORITMO M-DRCL COM OS DIVERSOS $\Lambda$ PARA A REDE “NET 3” COM 11 NÓS E UM CONJUNTO DE 8 COMPRIMENTOS DE ONDA.....	94
FIGURA 40: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO DO ALGORITMO M-DRCL COM OS DIVERSOS $\Lambda$ PARA A REDE “NET 3” COM 11 NÓS E UM CONJUNTO DE 16 COMPRIMENTOS DE ONDA.....	95
FIGURA 41: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO DO ALGORITMO M-DRCL COM OS DIVERSOS $\Lambda$ PARA A REDE ÓPTICA NSFNET COM 14 NÓS E UM CONJUNTO DE 16 COMPRIMENTOS DE ONDA.....	96
FIGURA 42: TOPOLOGIAS DE REDE.....	113
FIGURA 43: DIAGRAMA DE UMA REDE ÓPTICA DE ACESSO.....	116
FIGURA 44: DIAGRAMA DE UM EQUIPAMENTO TERMINAL ÓPTICO PARA AS REDES ÓPTICAS DE ACESSO.....	117
FIGURA 45: DIAGRAMA DE UMA REDE ÓPTICA METROPOLITANA.....	118
FIGURA 46: DIAGRAMA DE UM EQUIPAMENTO ÓPTICO TERMINAL PARA AS REDES ÓPTICAS METROPOLITANAS.....	119
FIGURA 47: DIAGRAMA DE UMA REDE ÓPTICA DE LONGA DISTÂNCIA.....	120
FIGURA 48: DIAGRAMA DE UM EQUIPAMENTO ÓPTICO TERMINAL PARA AS REDES ÓPTICAS DE LONGA DISTÂNCIA.....	121
FIGURA 49: TOPOLOGIA EM MALHA COMPOSTA DE ANÉIS ÓPTICOS E A INTERCONEXÃO DE REDES ATRAVÉS DO OXC.....	121
FIGURA 50: ELEMENTOS INTEGRANTES DE UMA REDE ÓPTICA.....	122
FIGURA 51: DIAGRAMA ESQUEMÁTICO DE UM EQUIPAMENTO TERMINAL ÓPTICO (OTE) COM UMA ÚNICA FIBRA ÓPTICA NA INTERFACE DE LINHA.....	124
FIGURA 52: DIAGRAMA ESQUEMÁTICO DE UM EQUIPAMENTO TERMINAL ÓPTICO (OTE) COM UM PAR DE FIBRA ÓPTICA NA INTERFACE DE LINHA.....	125
FIGURA 53: DIAGRAMA ESQUEMÁTICO DE UM EQUIPAMENTO REPETIDOR DE LINHA ÓPTICA (OLRE): (A) COM UMA ÚNICA FIBRA ÓPTICA NA INTERFACE DE LINHA; (B) COM UM PAR DE FIBRA ÓPTICA NA INTERFACE DE LINHA.....	127
FIGURA 54: DIAGRAMA ESQUEMÁTICO DE UM EQUIPAMENTO DE INSERÇÃO E REMOÇÃO DE CANAIS ÓPTICOS (OADM) COM UMA ÚNICA FIBRA ÓPTICA NA INTERFACE DE LINHA.....	128
FIGURA 55: DIAGRAMA ESQUEMÁTICO DE UM EQUIPAMENTO DE INSERÇÃO E REMOÇÃO DE CANAIS ÓPTICOS (OADM) COM UM PAR DE FIBRA ÓPTICA NA INTERFACE DE LINHA.....	128
FIGURA 56: INTEGRAÇÃO DE DUAS REDES ÓPTICAS ATRAVÉS DO EQUIPAMENTO COMUTADOR CRUZADO ÓPTICO (OXC).....	130
FIGURA 57: DIAGRAMA ESQUEMÁTICO DE UM EQUIPAMENTO COMUTADOR CRUZADO ÓPTICO (OXC).....	131
FIGURA 58: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO VERSUS CARGA DO WLC PARA A REDE “NET2” COM 16 COMPRIMENTOS DE ONDA.....	134
FIGURA 59: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO VERSUS CARGA DO WLC EX PARA A REDE “NET2” COM 16 COMPRIMENTOS DE ONDA.....	134
FIGURA 60: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO VERSUS CARGA DO WLC PARA A REDE NSFNET COM 16 COMPRIMENTOS DE ONDA.....	135
FIGURA 61: PROBABILIDADE DE BLOQUEIO VERSUS CARGA DO WLC EX PARA A REDE NSFNET COM 16 COMPRIMENTOS DE ONDA.....	136
FIGURA 62: ESCOLHA DE UM CAMINHO PARA ESTABELECEER A COMUNICAÇÃO ENTRE O PAR DE NÓS (A,B).....	137

## ÍNDICE DE TABELAS

TABELA 1: TABELA DE ROTEAMENTO DO NÓ-FONTE 0.....	40
TABELA 2: TABELA DE PERDA DE CAPACIDADE RELATIVA DO DRCL PARA P(0,5). ....	41
TABELA 3: TABELA DE PERDA DE CAPACIDADE RELATIVA DO RCL ADAPTADO PARA P(0,5). ....	79
TABELA 4: TABELA DE PERDA DE CAPACIDADE RELATIVA DO M-DRCL PARA P(0,5): A) 2 <i>HOPS</i> ; B) 3 <i>HOPS</i> ; C) 4 <i>HOPS</i> ; .....	80
TABELA 5: O TEMPO MÉDIO DE ESTABELECIMENTO DE UMA CONEXÃO NA SIMULAÇÃO DO ALGORITMO WLC EM CONJUNTO COM M-DRCL, DRCL, RCL E FF PARA AS REDES “NET1” E “NET2”.....	92
TABELA 6: AS TOPOLOGIAS DAS REDES ÓPTICAS E SUAS VANTAGENS, DESVANTAGENS E APLICAÇÕES. ....	115
TABELA 7: APLICAÇÃO DAS TOPOLOGIAS NAS DIVERSAS REDES ÓPTICAS. ....	122

## LISTA DE ACRÔNIMOS

ACP:	Plano de Controle do ASON ( <i>ASON Control Plane</i> );
AMP:	Plano de Gerência do ASON ( <i>ASON Management Plane</i> );
ASON:	Rede Óptica Comutável Automaticamente ( <i>Automatically Switched Optical Network</i> );
ASTN:	Rede de Transporte Comutável Automaticamente ( <i>Automatic Switched Transport Network</i> );
ATM:	Modo de Transferência Assíncrona ( <i>Asynchronous Transfer Mode</i> );
ATP:	Plano de Transporte do ASON ( <i>ASON Transport Plane</i> );
BER:	Taxa de Erro em bits ( <i>Bit Error Rate</i> );
BGP:	<i>Border Gateway Protocol</i> ;
CAC:	Controle de Admissão de Conexão ( <i>Connection Admission Control</i> );
CoS:	Classe de Serviço ( <i>Class of Service</i> );
CPU:	Unidade Central de Processamento ( <i>Central Processing Unit</i> );
CR-LDP:	<i>Constrained-based Label Distribution Protocol</i> ;
CSPF:	<i>Constraint-based Shortest Path First</i> ;
DCM:	Módulo de Compensação de Dispersão ( <i>Dispersion Compesantion Module</i> );
DEMUX:	Demultiplexador Óptico;
DLE:	Estabelecimento Dinâmico do Caminho Óptico ( <i>Dynamic Lightpath Establishment</i> );
DRA:	Algoritmo de Roteamento Distribuído ( <i>Distributed Routing Algorithm</i> );
DRCL:	<i>Distributed Relative Capacity Loss</i> ;
DVA:	Algoritmo de Roteamento baseado no Vetor Distância ( <i>Distance Vector-based Routing Algorithm</i> );
DWDM:	Multiplexação Densa por Divisão de Comprimento de Onda ( <i>Dense Wavelength Division Multiplexing</i> );
EGP:	<i>Exterior Gateway Protocol</i> ;
EIGRP:	<i>Enhanced Interior Gateway Routing Protocol</i> ;
E-NNI:	Interface Rede-Rede Externa ( <i>External Network-Network-Interface</i> );
FEC:	<i>Forward-Error Correction</i> ;
FPLC-k:	<i>Fixed-Path Least-Congestion-k</i> ;
FWM:	Mistura de Quatro Ondas ( <i>Four Wave Mixing</i> );
GMPLS:	<i>Generalized Multi-Protocol Label Switching</i> ;
HCASP:	<i>Hop-Constrained Adaptive Shortest Path</i> ;
HFPLC-k:	<i>Hybrid Fixed-Path Least-Congestion-k</i> ;
IGP:	<i>Internal Gateway Protocol</i> ;
IGRP:	<i>Interior Gateway Routing Protocol</i> ;
I-NNI:	Interface Rede-Rede Interior ( <i>Interior Network-Network-Interface</i> );
ITON:	Rede Óptica Transparente e Inteligente ( <i>Intelligent and Transparent Optical Networks</i> );

ITU-T:	<i>International Telecommunications Union Telecommunications;</i>
LCP:	<i>Least-Congested-Path Adaptive Routing;</i>
LMIR:	<i>Light Minimum Interference Routing;</i>
LMP:	<i>Link Management Protocol;</i>
LSA:	Algoritmo baseado no Estado de Enlace ( <i>Link State-based Algorithm</i> );
LS-d:	Algoritmo de Estado de Enlace baseado na Distância ( <i>Distance-based Link State Algorithm</i> );
LS-h:	Algoritmo de Estado de Enlace baseado na Hop ( <i>Hop-based Link State Algorithm</i> );
LSP:	Caminho Comutável por Rótulo ( <i>Label Switched Path</i> );
M-DRCL:	<i>Modified – Distributed Relative Capacity Loss;</i>
MIRA:	<i>Minimum Interference Routing Algorithm;</i>
MIRO:	<i>Minimum Interference Routing Algorithm for Optical Networks;</i>
MPLS:	<i>Multi-Protocol Label Switching;</i>
MTU:	Unidade de Transmissão Máxima ( <i>Maximum Transmission Unit</i> );
MUX:	Multiplexador Óptico;
NGI:	<i>Next-Generation Internet;</i>
NNI:	Interface Rede-Rede ( <i>Network-Network-Interface</i> );
NP:	Tempo Polinomial Não-Determinístico ( <i>Non-deterministic Polynomial time</i> );
OADM:	Multiplexador de Inserção e Remoção Óptica ( <i>Optical Add-Drop Multiplexer</i> );
OEXC:	Comutador Cruzado Eletro-Óptico ( <i>Opto-Electronic Crossconnect</i> );
OLRE:	Equipamento Repetidor de Linha Óptica ( <i>Optical Line Repeater Equipment</i> );
OSPF:	<i>Open Shortest Path First;</i>
OTE:	Equipamento Terminal Óptico ( <i>Optical Terminal Equipment</i> );
OTN:	Rede de Transporte Óptica ( <i>Optical Transport Network</i> );
OVPN:	<i>Optical Virtual Private Network;</i>
OXC:	Comutador Cruzado Óptico ( <i>Optical Crossconnect</i> );
PBR:	<i>Profile-based Routing;</i>
PDH:	Hierarquia Digital Plesiócrona ( <i>Plesyochronous Digital Hierarchy</i> );
PMD:	Dispersão por Modo de Polarização ( <i>Polarization Mode Dispersion</i> );
QoS:	Qualidade de Serviço ( <i>Quality of Service</i> );
RA:	Algoritmo de Roteamento ( <i>Routing Algorithm</i> );
RCL:	<i>Relative Capacity Loss;</i>
RIP:	<i>Routing Information Protocol;</i>
RSVP-TE:	<i>Resource Reservation Protocol – Traffic Engineering;</i>
RWA:	Algoritmo de Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda ( <i>Routing and Wavelength Assignment</i> );
SDH:	Hierarquia Digital Síncrona ( <i>Synchronous Digital Hierarchy</i> );
SDP:	<i>Shortest Distance Path;</i>
SHP:	<i>Shortest Hop Path;</i>
SLE:	Estabelecimento Estático do Caminho Óptico ( <i>Static Lightpath Establishment</i> );
SNR:	Razão Sinal-Ruído ( <i>Signal-to-Noise Ratio</i> );
SONET:	Rede Óptica Síncrona ( <i>Synchronous Optical Network</i> );
SPF:	<i>Shortest Path Function;</i>
SWP:	<i>Shortest Widest Path;</i>
TCL:	<i>Total Capacity Loss</i>
TMN:	Rede de Gerenciamento do Transporte ( <i>Transport Management Network</i> );

T-RCL:	<i>Total Sum – Relative Capacity Loss;</i>
UNI:	<i>Interface Usuário-Rede (User-Network-Interface);</i>
VPN:	<i>Virtual Private Network;</i>
WA:	<i>Algoritmo de Atribuição de Comprimentos de Onda (Wavelength-Assignment Algorithm);</i>
WDM:	<i>Multiplexação por Divisão de Comprimentos de Onda (Wavelength Division Multiplexing);</i>
WLC:	<i>Weighted Link Capacity;</i>
WLCex:	<i>Extended Weighted Link Capacity;</i>
WRON:	<i>Rede Óptica Roteada por Comprimentos de Onda (Wavelength-Routed Optical Networks);</i>
WSP:	<i>Widest Shortest Path;</i>

# Capítulo 1

## Introdução

### 1.1 Estado da Arte

Com o crescimento dos grandes centros urbanos em todo o mundo, aumentaram também os serviços de telecomunicações (ex: voz, dados e vídeo) prestados às populações através das redes de acesso, metropolitanas e longa distância. A Internet teve um crescimento rápido através das *redes ópticas* que permitiram interconectar as diversas redes de computadores distribuídas no mundo.

A rede óptica é a melhor solução prática para suprir as exigências de largura de faixa necessária para os atuais serviços em telecomunicações apesar de que outras tecnologias, tais como: as redes sem fio (*wireless*) e as redes metálicas, são fundamentais para geração de tráfego nas redes de acesso. A tecnologia óptica provê uma capacidade de transmissão extremamente alta, proteção e confiabilidade para redes comutadas atuais.

A rede óptica surgiu em 1978 a partir da comunicação na região de 800 nm entre dois nós em um enlace ponto-a-ponto com repetidores eletro-ópticos espaçados a cada 10 Km, podendo ser considerada como a *primeira geração de sistemas ópticos* [1]. Em seguida, no final da década de 80, a *segunda geração de sistemas ópticos* foi ativado na região de 1300 nm com espaçamento entre os nós de 50 Km e perdas da fibra em 0,5 dB/Km em um enlace ponto-a-ponto. O descobrimento de baixas perdas da fibra em 0,2 dB/Km na janela de 1550 nm deu origem à *terceira região das comunicações ópticas*. A questão era que nesta janela havia uma grande dispersão da fibra e os lasers de InGaAsP disponíveis não poderiam ser utilizados por possuírem uma banda espectral larga, o que motivou o desenvolvimento de um novo tipo de fibra chamada *fibra de dispersão deslocada ou DSF*. A característica desta fibra é possuir o mínimo de

dispersão na janela de 1500 nm. Em 1990, a *terceira geração de sistemas ópticos* entrou em operação com uma taxa de transmissão de 2,4 Gbps na janela de 1550 nm e laser DFB em um enlace ponto-a-ponto. Nesta época, surgiu também o *Amplificador a Fibra Dopada com Érbio* (EDFA) que revolucionou as comunicações ópticas porque não era necessário converter os sinais ópticos no domínio elétrico para amplificá-los. O EDFA permite que vários canais ópticos sejam amplificados ao mesmo tempo, viabilizando a implementação da *Multiplexação por Divisão de Comprimentos de Onda* (WDM). Em 1999, finalmente o conceito de *Amplificação por Raman* adquiriu viabilidade comercial graças ao entendimento de que tal técnica não competia com o EDFA, mas sim o complementava. O EDFA apresenta uma relação *signal-ruído* (SNR) baixa diferentemente da amplificação por Raman, cuja associação permitia ao sistema óptico elevar o SNR [2]. Com a descoberta da técnica de *Multiplexação Densa por Divisão do Comprimento de Onda* (DWDM) [3], os nós – instalados nas redes ópticas de topologias em anel e ponto-a-ponto – puderam alcançar uma capacidade de transmissão elevada na ordem de Terabits por segundo com confiabilidade e proteção do tráfego transportado em fibras monomodo. Atualmente, encontram-se redes DWDM dispostas em diversas topologias, inclusive em malha, apesar de que ainda se predomina a topologia em anel para as redes ópticas metropolitanas e de longa distância.

Um outro aspecto importante da solução provida pelas redes ópticas é o Sistema de Gerência e Controle dos Nós da Rede Óptica. A exigência de um mecanismo de gerência e controle dos nós da rede óptica eficaz é grande para assegurar as diversas classes de *Qualidade de Serviços* (*Quality of Service* - QoS) prescritas nas redes de comutação por pacotes (por exemplo: *Asynchronous Transfer Mode* (ATM) e *Multi-Protocol Label Switching* (MPLS)) e os diversos serviços através da Nova Geração da Internet (NGI). Neste sentido, um provisionamento eficaz das rotas por onde o tráfego será transportado é importante e necessário para garantir o QoS e ainda reduzir a probabilidade de bloqueio das conexões nos nós da rede óptica, evitando o congestionamento. Atualmente, há duas arquiteturas para as *Redes Ópticas Inteligentes e Transparentes* (*Intelligent and Transparent Optical Networks* – ITON), podendo citar as *Redes Ópticas Comutadas Automaticamente* (*Automatically Switched Optical Network* – ASON) – definida nas Recomendações ITU-T G.8080/Y.1304 [4], G.7715/Y.1706 [5] e G.7715.1/Y.1706.1 [6] – e as *Redes de Multi-Protocolos Comutáveis por Comprimentos de Onda* (*Multi-Protocol Lambda Switching* - MPLS) definidas na Norma GMPLS (*Generalized Multi-*

*Protocol Label Switching*) da IETF RFC 3945 [7] [8] [9]. Estas arquiteturas foram projetadas para suportar as diversas redes de computadores e telecomunicações encontradas no mercado, tais como: ATM, MPLS, Gigabit Ethernet, RPR (*Resilient Packet Ring*), GFP (*Generic Frame Protocol*), Digital Wrapper [10] e WDM.

Nas redes DWDM baseada em roteamento de comprimentos de onda (*Wavelength-Routed Optical Networks – WRON*), os nós da rede têm como função prover o caminho óptico de custo mínimo de roteamento para o tráfego oferecido, procurando escolher rotas de distâncias menores e reduzir a quantidade de nós intermediários (*hops*). A conversão de comprimentos de onda é uma funcionalidade opcional que tem como objetivo converter um comprimento de onda na entrada do nó da rede em um outro comprimento de onda na saída de modo a aprimorar a eficiência e reduzir a ocorrência de bloqueios de conexões. Para estabelecer um canal de comunicação entre o par de nós (fonte, destino), os comprimentos de onda serão escolhidos apropriadamente e alocados nos enlaces ópticos ao longo desta rota. Devido à restrição do número limite de comprimentos de ondas por enlace óptico, o problema é caracterizado como sendo do tipo *NP-complete* [11] - [13], denominado problema de *Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda (Routing and Wavelength Assignment – RWA)*. O problema do tipo *NP-complete* pertence à classe *NP (Non-deterministic Polynomial time)*, o qual representa o conjunto de problemas de decisão solucionáveis no tempo polinomial em uma máquina Turing não-determinística, e é também *NP-hard*, ou melhor, representa os problemas mais difíceis de serem resolvidos dentro da classe *NP*.

Por este problema se tratar do tipo *NP-complete*, cuja solução exata e única é muito difícil de se obter, recorre-se ao *Teorema da Superposição*, subdividindo-o em dois problemas menores: (1) Roteamento e (2) Atribuição do Comprimento de Onda. Neste caso, a solução resultante será a composição das soluções de cada uma das partes. Referente à questão do Roteamento, esta pode ser classificada em duas principais classes: *Roteamento Estático* e *Roteamento Dinâmico*. Quanto à questão da Atribuição do Comprimento de Onda, classifica-se em duas principais classes: *Atribuição Estática do Comprimento de Onda* e *Atribuição Dinâmica do Comprimento de Onda* [13] [14].

Os estudos desta Tese abrangem os conceitos e resultados alcançados na solução do problema RWA dinâmico aplicado às *Redes Ópticas Inteligentes e Transparentes (Intelligent and Transparent Optical Networks – ITON)*, em particular, às *Redes Ópticas Comutadas Automaticamente (Automatically Switched Optical Network – ASON)* com topologia em malha através das propostas de *Algoritmos de Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda Dinâmicos* implementados em linguagem C++.

## **1.2 Proposta da Pesquisa**

A necessidade de conhecer e gerenciar os comportamentos estático e dinâmico das redes ópticas desde o dimensionamento dos enlaces ópticos até a análise de desempenho das redes ópticas em função do número de pedidos de conexões (ou chamadas) motivou o desenvolvimento de algoritmos de roteamento e atribuição de comprimentos de onda eficientes e rápidos que pudessem ser implementados nos sistemas de gerência e controle dos nós da rede. Outra finalidade importante destes algoritmos RWA é a otimização técnica que consiste na minimização do número de comprimentos de ondas, fibras ópticas, conversores de comprimentos de ondas e até mesmo nós na rede óptica. Como consequência, esta otimização proporciona uma redução de custos econômicos de investimentos e operacionais.

Assim, compreender tais comportamentos estáticos e dinâmicos das redes ópticas é de extrema importância principalmente para as operadoras de telecomunicações a fim de que estas possam prestar excelentes serviços com alto QoS aos usuários finais. Contudo, tal entendimento das redes ópticas se torna um problema muito complexo e requer modelos matemáticos que representem com fidelidade o desempenho das redes ópticas principalmente para o caso dinâmico.

O problema RWA pode ser subdividido em dois subproblemas: (a) Roteamento; e (b) Atribuição de Comprimentos de Onda; cuja solução exata e única é muito difícil de se obter por se tratar de um problema *NP-Complete*. Por esta razão, divide-se o subproblema de Roteamento em duas principais categorias: *Roteamento Estático* e *Roteamento Dinâmico*. Quanto ao subproblema da Atribuição de Comprimentos de Onda, divide-se em duas principais classes:

Atribuição Estática de Comprimentos de Onda e Atribuição Dinâmica de Comprimentos de Onda [13] [14]. O par de subproblemas Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda Estáticos é conhecido como *Estabelecimento Estático do Caminho Óptico* (SLE – *Static Lightpath Establishment*) e o par de subproblemas Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda Dinâmicos é conhecido como *Estabelecimento Dinâmico do Caminho Óptico* (DLE – *Dynamic Lightpath Establishment*). O problema SLE é aplicado para o caso do tráfego ser estático, ou melhor, quando o conjunto total de conexões é conhecido previamente, e o problema se resume em configurar os caminhos ópticos para estas conexões de uma forma global em toda a rede com o objetivo de minimizar os recursos da rede, tais como: redução do número de comprimentos de onda ou o número de fibras ópticas em uma rede. Com base nestas informações, pode-se citar algumas contribuições para o problema SLE, tais como: a sua formulação baseada na Programação Linear [15] e um algoritmo de aproximação prática [16] proposto para resolver o problema SLE em grandes redes ópticas bem como os algoritmos de grafos coloridos empregados para atribuição de comprimentos de ondas no estabelecimento dos caminhos ópticos.

O problema DLE é aplicado para o tráfego dinâmico em que o conjunto total de conexões não é conhecido e o problema se resume em configurar cada caminho óptico para cada conexão gerada na rede óptica com a finalidade de minimizar a quantidade de conexões bloqueadas ou maximizar o número de conexões estabelecidas na rede num determinado tempo. Trata-se de um problema muito difícil de resolver analiticamente, portanto métodos heurísticos são amplamente empregados em ambos os subproblemas de Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda com excelente precisão [17] [18]. Neste caso, encontramos nas literaturas algumas formas de roteamento: (a) roteamento fixo; (b) roteamento fixo-alternado; e (c) roteamento adaptativo [19] - [22]. Quanto ao subproblema de Atribuição de Comprimentos de Onda, podemos citar alguns algoritmos heurísticos tradicionais amplamente empregados nas redes ópticas: First-Fit, MAX-SUM [23], *Relative Capacity Loss* (RCL) [24] e *Distributed Relative Capacity Loss* (DRCL) [25]. Para completar a discussão sobre o problema RWA, é importante ressaltar a influência dos conversores de comprimentos de onda no subproblema de Atribuição de Comprimentos de Onda que permite maiores alternativas de escolha de um comprimento de onda para o estabelecimento de um caminho óptico [26] - [29]. Há três maneiras de utilização dos conversores de comprimentos de onda descritas nas literaturas científicas. São elas: (1) Utilização Esparsa de

Conversores de Comprimentos de Onda[30]; (2) Utilização Compartilhada dos Conversores de Comprimentos de Onda [31]; e (3) Conversão de Comprimentos de Onda com Limitação de Faixa [32] [33]. Por haver muita contribuição em torno do problema RWA e suas derivações e este trabalho considerar apenas as rede ITON com a *restrição de continuidade de comprimento de onda* (ou seja, não há conversão de comprimentos de onda nos nós da rede), a discussão dos conversores de comprimento de onda estará fora do escopo deste trabalho podendo ser vista em [22] - [33].

O presente trabalho apresenta dois focos principais: o primeiro é desenvolver algoritmos heurísticos eficientes nos campos de Roteamento e Atribuição do Comprimento de Ondas (RWA) para *Redes Ópticas Inteligentes e Transparentes* (ITON) [5] [6] e o segundo é aplicar estes algoritmos em ITONs, cujas definições dos conceitos e funcionamento já estejam estabelecidas e bem-conhecidas, como é o caso das *Redes Ópticas Comutadas Automaticamente* (ASON) [4].

Foram propostos dois algoritmos, um para o campo: (1) Roteamento e (2) Atribuição de Comprimentos de Onda, cujos resultados integrados solucionam conjuntamente o problema RWA-DLE para o caso mais crítico: ambiente dinâmico e distribuído sob a condição de não se conhecer previamente os pedidos de conexões futuros gerados entre os nós de um ITON.

### **1.2.1 Proposta de um Algoritmo de Roteamento**

O algoritmo de roteamento (*Routing Algorithm* – RA) proposto está baseado em algumas diretrizes de [34] - [36] e tem por objetivo selecionar as melhores rotas utilizando, como métrica de custo, alguns dos principais parâmetros da rede óptica, tais como: conjunto de comprimentos de onda por enlace óptico, taxa de transmissão dos canais ópticos, distância e número de *hops*. Este algoritmo é aplicado aos ITONs e possui um ótimo desempenho em ambientes dinâmicos e distribuídos.

Um ponto importante considerado na *Estratégia de Roteamento* deste algoritmo é a *condição do alcance máximo de transmissão dos canais ópticos por caminho óptico (lightpath)* dos Equipamentos DWDM. Esta *restrição* representa uma limitação real dos Equipamentos DWDM, devido às perdas lineares e não-lineares [37] [38] que o sinal óptico sofre ao se propagar

na fibra óptica, o que prejudica a detecção dos pulsos ópticos e seus níveis lógicos binários corretamente, gerando um erro. Esta seqüência de erros dá origem à Taxa de Erro em bits (*Bit Error Rate* - BER). Os valores aceitáveis de BER em *sistemas comerciais instalados atualmente* são  $10^{-9}$  em redes metro-acesso e  $10^{-12}$  em redes metro-tronco e longa distância. Adotou-se para simplificação da análise de desempenho das redes ópticas sem perda de detalhes e com boa aproximação dos resultados, *comercialmente* 600 Km para *todo e qualquer* comprimento de onda alocado no caminho óptico ponto-a-ponto sem *regeneração 3R* (*Recover Power, Recover Shape and Recover Time*) dos canais ópticos.

A limitação do algoritmo RA proposto reside na simplificação destas inúmeras variáveis que influenciam o alcance máximo de transmissão dos canais ópticos, adotando um valor único de alcance máximo para qualquer comprimento de onda que seja alocado – independente do número de comprimentos de onda em uso – no caminho óptico conforme foi discutido anteriormente. Esta limitação não é relevante a ponto de produzir perdas significativas dos resultados de desempenho das redes ópticas apresentados pelo algoritmo RA proposto uma vez que fornecido este alcance máximo pelo fabricante, resume-se todo e qualquer efeito linear incidente na propagação dos sinais ópticos na fibra. Uma forma de minimizar estas perdas é estabelecer um gráfico que relacione o alcance máximo em função do número de comprimentos de onda alocados ou em função de um grupo de comprimentos de onda alocados (por exemplo: um grupo formado por 8 ou 16 comprimentos de onda).

As vantagens do algoritmo RA proposto consistem em: (1) o cálculo para escolher as melhores rotas é *simples* e *único*, ou melhor, a obtenção da métrica de custo se baseia em uma única expressão que relaciona o conjunto de comprimentos de onda por enlace óptico, a taxa de transmissão dos canais ópticos, a distância e o número de *hops*; (2) as condições de contorno consideradas pelo algoritmo RA são a topologia e o estado da rede (ou seja, as conexões em uso na rede óptica) diferentemente dos algoritmos baseados no Vetor Distância (DVA – *Distance Vector-based Routing Algorithm*) que utilizam apenas as Tabelas de Roteamento para descrever os nós adjacentes. O algoritmo RA proposto está baseado no Algoritmo de Estado do Enlace (LSA – *Link State-based Algorithm*). Apesar do algoritmo DVA utilizar uma Tabela de Estado de Enlace menor – pois contém as informações relativas aos nós adjacentes – e, conseqüentemente, reduzir o tempo de processamento da Unidade Central de Processamento (CPU – *Central*

*Processing Unit*) para a obtenção desta tabela, o algoritmo LSA possui uma convergência mais rápida por não estar tão sujeito aos problemas de roteamento cíclico (“*routing loops*”) uma vez que suas Tabelas de Roteamento englobam toda a rede além de permitir maior escalabilidade [39]; (3) ser um algoritmo aberto para implementação de novos modelos como, por exemplo, o Modelo de Distância em função do Número de Comprimentos de Onda para um valor de BER aceitável (ex:  $BER < 10^{-12}$ ); e (4) a estratégia de roteamento do algoritmo RA proposto apresentou um melhor desempenho em ambientes dinâmicos e distribuídos das redes ITONs em termos de probabilidade de bloqueio em função da carga (em Erlangs) comparado com outros algoritmos LSA baseados na distância e no número de *hops* [40] - [42].

### 1.2.2 Proposta de um Algoritmo de Atribuição de Comprimentos de Onda

O algoritmo de atribuição de comprimentos de onda (*Wavelength-Assignment Algorithm – WA*) proposto está baseado em algumas diretrizes de [23] - [25] e tem por objetivo selecionar os melhores comprimentos de onda utilizando, como métrica de custo, alguns dos principais parâmetros da rede óptica, tais como: conjunto de comprimentos de onda por enlace óptico, número de *hops*, a perda de capacidade relativa (RCL – *Relative Capacity Loss*) e a soma total das perdas de capacidade relativa (T-RCL – *Total Sum – Relative Capacity Loss*) por comprimento de onda. Este algoritmo é aplicado aos ITONs e possui um ótimo desempenho em ambientes dinâmicos e distribuídos.

A *Estratégia de Atribuição dos Comprimentos de Onda* deste algoritmo tem início quando um conjunto de rotas é fornecido através de algum algoritmo RA dinâmico ou um conjunto de todas as possíveis rotas calculado pelo próprio algoritmo WA proposto dado um pedido de conexão entre o par de nós (fonte, destino). Desta forma, este algoritmo WA poderá depender ou não de uma possível *Tabela de Roteamento* ou dos resultados de um algoritmo RA que caracteriza uma ligeira flexibilidade e vantagem sobre [23] - [25]. A partir deste conjunto de rotas escolhidas, o algoritmo WA proposto agrupa aquelas rotas de mesmo número de *hops* e as armazena em tabelas denominadas Tabelas M-DRCL (*Modified – Distributed Relative Capacity Loss*). Estas tabelas armazenam as principais informações para a escolha do melhor comprimento de onda e, por conseguinte, da melhor rota. Tais informações são: os valores das perdas RCL de

cada comprimento de onda por rota e os valores das perdas T-RCL que correspondem à somatória destas perdas RCLs por comprimento de onda. Implicitamente, considera-se que cada Tabela M-DRCL contenha a informação do número de *hops* daquele conjunto de rotas agrupadas. Desta maneira, a *Estratégia de Atribuição dos Comprimentos de Onda* deste algoritmo decidirá qual o melhor comprimento de onda que minimize as perdas RCL e T-RCL. Em caso de empate, escolhe-se aquela rota de menor número de *hops* que contenha este comprimento de onda. Com isso, determina-se a melhor rota a partir da escolha do melhor comprimento de onda. Se ainda persistir o empate entre duas ou mais rotas de menor número de *hops* com os valores mínimos das perdas RCL e T-RCL, elege-se qualquer uma delas de *forma aleatória* ou se inserido o modelo de BER, elege-se a rota que contenha aquele comprimento de onda e que resulte no menor valor de BER.

A limitação do algoritmo WA proposto reside apenas no número de nós de uma rede óptica semelhante aos demais algoritmos WAs encontrados nas literaturas científicas como, por exemplo: os algoritmos clássicos MAX-SUM [23], *Relative Capacity Loss* (RCL) [24] e *Distributed Relative Capacity Loss* (DRCL) [25].

As vantagens do algoritmo WA proposto consistem em: (1) o cálculo para escolher os melhores comprimentos de onda é *simples e único*, ou melhor, a obtenção da métrica de custo se baseia em um único cálculo da perda de capacidade relativa entre o nó-fonte e o nó-destino para cada rota pertencente ao conjunto de rotas escolhidas pelo algoritmo RA dinâmico ou ao conjunto de todas as possíveis rotas calculadas pelo próprio algoritmo WA; (2) a condição de contorno considerada pelo algoritmo WA é o estado da rede (ou seja, as conexões em uso na rede óptica) diferentemente dos algoritmos MAX-SUM e RCL que também necessitam da matriz de possíveis pedidos de conexões (ou seja, esta matriz contém os possíveis pedidos de conexões que deverão ser geradas na rede óptica). Neste sentido, o algoritmo WA proposto é semelhante ao algoritmo DRCL; (3) a comparação das perdas de capacidade relativa de duas ou mais rotas efetuada pelo algoritmo WA proposto considera que tais rotas deverão ter o mesmo número de *hops* o que a torna mais apropriada e precisa em relação aos demais algoritmos [23] - [25] que não há distinção entre as rotas em termos do número de *hops*. A justificativa desta vantagem será explicada no Capítulo 5; (4) o tempo gasto pela CPU para realizar o processamento do cálculo da perda RCL é menor ou igual em relação aos algoritmos [23] - [25] pelo fato de calcular uma única vez a perda

RCL entre um par de nós (fonte, destino). O algoritmo DRCL [25], por exemplo, demanda maior tempo para calcular a perda RCL para cada pedido de conexão porque este algoritmo considera a influência da perda RCL entre o nó-fonte e todos os outros nós da rede óptica, excluindo o nó-destino; (5) ser um algoritmo aberto para implementação de novos modelos como, por exemplo, o Modelo de BER ao invés da forma aleatória para tomada de decisão em caso de empate entre duas ou mais rotas com menores números de *hops*, perdas RCL e T-RCL; e (6) a estratégia de atribuição do comprimento de onda do algoritmo WA proposto apresentou um melhor desempenho em ambientes dinâmicos e distribuídos das redes ITONs em termos de probabilidade de bloqueio em função da carga (em Erlangs) comparado com os algoritmos tradicionais, tais como: First-Fit, RCL e DRCL [43] - [45].

### **1.3 Organização deste Trabalho**

Além deste Capítulo 1 de Introdução, o trabalho foi dividido da seguinte forma:

Capítulo 2: Nesse Capítulo, apresentam-se os conceitos das Redes Ópticas Comutáveis Automaticamente (ASON) como um exemplo das Redes Ópticas Inteligentes e Transparentes: os Planos de Transporte, Controle e Gerenciamento do ASON; e os Protocolos de Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda mais utilizados no ASON [4] [5].

Capítulo 3: Nesse Capítulo são analisados os mais importantes Algoritmos de Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda empregados nas Redes Ópticas Inteligentes e Transparentes, em particular no ASON.

Capítulo 4: Esse Capítulo é dedicado a apresentar os conceitos fundamentais e os modelos empregados no Algoritmo RA proposto aplicado às Redes Ópticas Inteligentes e Transparentes e os Resultados de Simulação deste em comparação com alguns dos Algoritmos RA clássicos.

Capítulo 5: Esse Capítulo é dedicado a apresentar os conceitos fundamentais e os modelos empregados no Algoritmo WA proposto aplicado às Redes Ópticas Inteligentes e Transparentes e os Resultados de Simulação deste em comparação com alguns dos Algoritmos WA clássicos.

Capítulo 6: Nesse Capítulo, apresentam-se a Conclusão Geral e as Considerações Futuras deste trabalho como sugestão para a evolução destes Algoritmos RWA propostos e aperfeiçoamento da Plataforma de Simulação de Redes Ópticas.

Apêndice A: Esse apêndice é dedicado à apresentação mais detalhada das Redes Ópticas de Acesso, Metropolitanas e Longa Distância, e também a discriminação dos elementos integrantes de uma Rede Óptica, entre eles: os Equipamentos Terminal, Repetidor, de Inserção/Remoção de Canais Ópticos e Comutador Cruzado Ópticos e suas principais interfaces de transmissão.

Apêndice B: Esse apêndice é dedicado ao Estudo dos Parâmetros Ajustáveis K e Q presentes nas Métricas de Custo dos Algoritmos de Roteamento Propostos (WLC e WLCex) e suas influências no desempenho destes nas Redes Ópticas.

Apêndice C: Nesse apêndice, discuti-se a condição que torna diferente a tomada de decisão entre os dois Algoritmos de Roteamento Propostos (WLC e WLCex) para seleção de rotas.

## Capítulo 2

# Redes Ópticas Comutáveis Automaticamente (ASON)

### 2.1 Introdução

A ultra-alta capacidade de transmissão em Terabits por segundo de dados multimídia, os diversos serviços de alta velocidade de acesso, metropolitano e longa distância como – por exemplo, a Rede Privativa Virtual (VPN – *Virtual Private Network*) – adicionados à confiabilidade, aos vários níveis de QoS disponíveis e à proteção/restauração das conexões entre os clientes elegem as Redes Ópticas como o *Centro das Redes de Telecomunicações*. Com o passar dos anos, as Redes Ópticas têm sido capilarizadas em todos os segmentos das Telecomunicações desde as Redes de Acesso até as Redes de Longa-Distâncias, demonstrando, portanto, sua expansão de forma similar às Redes de Pacotes.

No entanto, apenas a alta capacidade provida pelas técnicas DWDM empregadas nas Redes Ópticas não garantem o sucesso delas. É necessário um Sistema de Controle e Gerenciamento sofisticado que possa assegurar os demais benefícios das Redes Ópticas, tais como: confiabilidade, proteção/restauração e QoS. Neste sentido, este sistema precisa ser “inteligente” para prever possíveis falhas na rede e corrigi-las rapidamente de modo que se mantenha o QoS acordado entre as operadoras de telecomunicações e os clientes. Uma Rede Óptica DWDM que seja capaz de prover os benefícios citados anteriormente, incluindo um Sistema de Controle e Gerência Inteligente, é conhecida como *Rede Óptica Inteligente*.

Se os nós de uma Rede Óptica estiverem baseados na tecnologia de conversão opto-eletrônico aplicado aos sinais de entrada e saída dos nós, e dos equipamentos nele contidos, então esta Rede Óptica será denominada *Rede Óptica Opaca*. Caso os nós sejam puramente ópticos,

portanto, sem conversão opto-eletrônico, esta Rede Óptica será chamada de **Rede Óptica Transparente**.

Assim, podemos caracterizar uma **Rede Óptica Inteligente e Transparente (ITON)** aquela que satisfizer todos os requisitos descritos acima. Atualmente, um forte candidato a ser uma Rede Óptica Inteligente e Transparente é conhecido como **Redes Ópticas Comutáveis Automaticamente (ASON)**, cujas discussões se iniciaram em 1999 pelo Comitê *International Telecommunications Union - Telecommunications (ITU-T)* e foi aprovada a primeira versão da Recomendação ITU-T G.8080 em 2001 [4]. Nesta Recomendação, evidencia-se a aplicação do ASON às Redes Puramente Ópticas e às Redes SDH/SONET. Antes da Recomendação G.8080 ser aprovada, havia uma discussão no ITU-T em reservar as Redes SDH/SONET para as **Redes de Transporte Comutáveis Automaticamente (ASTN – Automatic Switched Transport Network)** [46], visando torná-la uma espécie de Rede Óptica Genérica, denominada **Rede de Transporte Óptica (OTN – Optical Transport Network)** [47], que essencialmente englobaria as Redes Puramente Ópticas e as Redes SDH/SONET, restando ao ASON a aplicação restrita às Redes Puramente Ópticas. No entanto, foi definido na ITU-T G.807 [46] que o ASTN herdaria alguma das características da antiga Rede de Transporte com a intenção de harmonizar as Redes ATM, SDH e PDH, e adicionaria um conjunto de funções de controle para a configuração das conexões e o encerramento destas. Em paralelo, definiu-se na ITU-T G.8080 [4] que o ASON incorporaria as características das Redes de Transporte Ópticas (OTN) [47] e das Redes SDH/SONET bem como o protocolo de transporte *Digital Wrapper* definido na ITU-T G.709 [10].

Neste Capítulo, serão apresentados os princípios de funcionamento de uma Rede Óptica Inteligente e Transparente (ITON) – no caso, **Redes Ópticas Comutáveis Automaticamente (ASON)** –, os Planos de Transporte, Controle e Gerenciamento do ASON; e os Procedimentos de Estabelecimento e Liberação das Conexões Permitidas pelo ASON; os Mecanismos de Recuperação de uma Conexão Interrompida por causa de Falha na Rede; e os Protocolos de Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda mais utilizados no ASON [4] [5] [10].

## 2.2 Arquitetura de uma Rede Óptica Comutável Automaticamente

O ASON é uma arquitetura projetada para configurar as conexões fim-a-fim entre os nós ópticos através de um Sistema de Controle e Gerenciamento Inteligente, satisfazendo os requisitos de Proteção e Restauração, Engenharia de Tráfego, Controle de Admissão das Conexões (CAC – *Connection Admission Control*) e Policiamento das Conexões a fim de prover QoS, confiabilidade e segurança às conexões. O ASON também apresenta algumas outras vantagens, tais como: provisão de largura de banda sob encomenda, mecanismo de controle distribuído, suporte à configuração dinâmica de diversos tipos de conexões ópticas (por exemplo: permanente, levemente-permanente e comutável), interconexão entre as camadas de pacote e ópticas podendo ser feita através do protocolo GMPLS (*Generalized Multi-Protocol Label Switching*), e aplicação às principais topologias de rede, especialmente, em malha [48] [49].

Uma arquitetura genérica do ASON e de todos os seus elementos são apresentados na Figura 1. Um dos objetivos do ASON é habilitar a comutação de conexões geradas na Rede Óptica de Transporte através de um Sistema de Controle e Gerência Inteligentes. A Figura 1 ilustra também a interconexão da Rede Óptica à Rede de Pacote por meio dos Sistemas de Controle e Gerência do ASON. Há três planos que compõem o ASON [4]:

- **Plano de Transporte** (*ASON Transport Plane - ATP*): provê a transferência unidirecional ou bidirecional das informações dos usuários finais de um nó da rede a outro e detecta as informações do estado da conexão (por exemplo: falha e qualidade do sinal óptico);
- **Plano de Controle** (*ASON Control Plane - ACP*): desempenha as funções de controle das conexões, Engenharia de Tráfego e CAC. Através da sinalização, o ACP estabelece, configura e encerra as conexões da rede, as quais podem ter diversas origens, dentre elas: (1) por meio de um pedido de conexão da rede cliente (estas são chamadas: **conexões comutáveis**); (2) por meio de um pedido de conexão do Sistema de Gerência ASON (estas são chamadas: **conexões levemente-permanentes**); e (3) por meio de um pedido de conexão previamente configurado pelo sistema de gerência ou intervenção manual (estas são chamadas: **conexões permanentes**). Outra função do ACP é a

restauração das conexões através do restabelecimento das informações de estado dos enlaces ópticos;

- **Plano de Gerenciamento** (*ASON Management Plane - AMP*): desempenha as funções de gerenciamento, tais como: falhas na rede, verificação de desempenho da rede, configuração dos nós da rede e segurança do ACP e ATP.

Com base nestes três planos que compõem o ASON é possível habilitar sua inteligência através da interconexão entre a camada de pacote e camada óptica de modo a escolher um caminho mais curto com custo mínimo por comprimento de onda roteado. O ASON habilita a configuração de cada OXC escolhido e define um caminho óptico para transportar um tráfego baseado no protocolo orientado à conexão fim-a-fim. Este protocolo é capaz de ativar a restauração e proteção óptica distribuída no ATP. Quando ocorre uma falha no OXC ou mesmo num enlace óptico, um conjunto de sinalização é trocado entre os planos ATP, AMP e ACP a fim de re-configurar um novo caminho óptico e manter o QoS exigido pelos usuários finais.

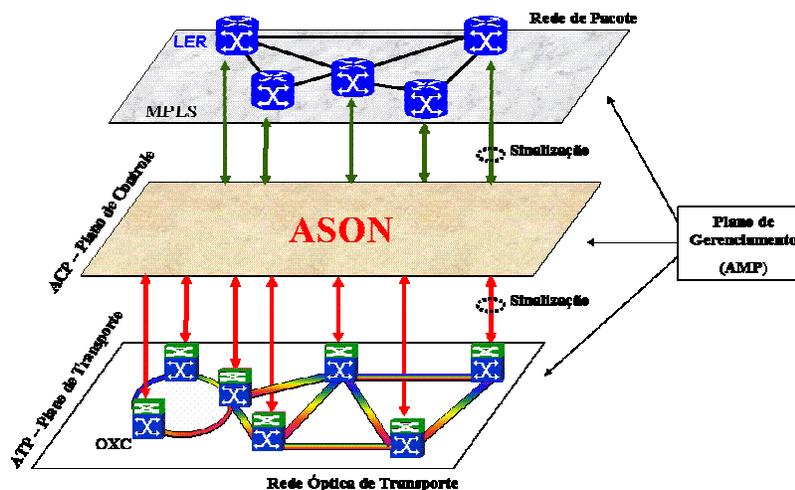


Figura 1: Arquitetura de uma Rede Óptica Comutável Automaticamente.

Como mencionado anteriormente, o ASON é capaz de suportar os três tipos de conexões: (a) permanente; (b) levemente-permanente; e (c) comutada [4]. A *conexão permanente* é estabelecida através da configuração de cada nó via AMP ao longo de um caminho óptico com os seus parâmetros requeridos pré-definidos para estabelecer uma conexão fim-a-fim. Tal

provisão é realizada através de qualquer sistema de gerência ou intervenção manual. A *conexão levemente-permanente* é a conexão pela qual o AMP configura apenas o nó de borda (ou nó terminal) enquanto que o ACP se encarrega de gerar as demais sinalizações e caminhos ópticos entre os nós intermediários (ou *hops*) por meio dos protocolos de sinalização e roteamento a fim de estabelecer uma conexão fim-a-fim. O estabelecimento deste tipo de conexão depende da definição da Interface Rede-Rede (***Network-Network-Interface*** – NNI). E por fim, a *conexão comutável* é a conexão configurada através da rede cliente ou usuário e estabelecida utilizando os protocolos de roteamento e sinalização do ACP. O estabelecimento deste tipo de conexão depende das definições do NNI e da Interface-Usuário-Rede (***User-Network-Interface*** – UNI). Os algoritmos RWA propostos neste trabalho visam à aplicação nesses tipos de conexão suportados pelo ASON.

### **2.3 Protocolos de Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda do ASON**

Considere a Figura 2 como ilustração de uma rede genérica ASON com vários domínios sob o modelo *Overlay* [50] - [52]. Neste modelo, sabe-se que os Planos de Controle das camadas cliente e servidora são diferentes, ou melhor, utilizam-se diferentes protocolos de sinalização e roteamento. Assumindo que a camada cliente seja representada pela Rede de Pacotes MPLS, então podemos apontar os protocolos de roteamento e sinalização que serão usados pelo MPLS. São eles:

- **No domínio I-NNI (*Interior Network-Network-Interface*):** são utilizados os protocolos OSPF (*Open Shortest Path First*) e CSPF (*Constraint-based Shortest Path First*), GMPLS composto dos protocolos CR-LDP (*Constrained-based Label Distribution Protocol*) e RSVP-TE (*Resource Reservation Protocol – Traffic Engineering*) e LMP (*Link Management Protocol*) [36] [39]. Estes protocolos têm como objetivos calcular a rota por meio de métricas de custo e assegurar o QoS e o CoS por meio das reservas dos recursos de rede, utilizando a Engenharia de Tráfego no controle do tráfego de dados e congestionamentos;

- **No domínio E-NNI:** são utilizados os protocolos BGP (*Border Gateway Protocol*) ou EGP (*Exterior Gateway Protocol*), GMPLS composto dos protocolos CR-LDP (*Constrained-based Label Distribution Protocol*) e RSVP-TE (*Resource Reservation Protocol – Traffic Engineering*) e LMP (*Link Management Protocol*) [36] [39]. Estes protocolos têm os mesmos objetivos descritos no domínio I-NNI com a diferença de que as interfaces de comunicação são definidas por dois domínios de rede e não por dois nós;
- **No domínio UNI:** é utilizado o protocolo OIF-UNI-1.0 [53] para a comunicação entre os nós da Rede de Pacote e Óptica.

Considere o exemplo de Rede ASON com vários domínios de rede apresentado na Figura 2. Quando o cliente A deseja se comunicar com o cliente B, ambos representando comutadores MPLS, o cliente A define os parâmetros da conexão (ex: duração da conexão, nível requerido de QoS e categoria de CoS, tipo de tráfego, atraso máximo permitido, etc.) [54] com o nó óptico terminal X (ex: OXC ou OTE) através da OIF-UNI-1.0. Este nó óptico X pode utilizar, por exemplo, os protocolos de roteamento estendidos OSPF\* e CSPF\* para determinar a rota de menor custo através da interface I-NNI dentro do domínio de rede Net1, localizando o outro nó óptico Y. Como esta conexão abrange os dois domínios de rede Net1 e Net2, os nós ópticos de borda Y e Z estabelecem uma rota utilizando, por exemplo, o protocolo de roteamento estendido BGP\* através da interface E-NNI. Em seguida, o nó óptico de borda Z utiliza os protocolos de roteamento estendidos OSPF\* e CSPF\* para determinar a rota de menor custo através da interface I-NNI dentro do domínio de rede Net2, localizando o outro nó óptico W que faz interface com o cliente B por meio da OIF-UNI-1.0.

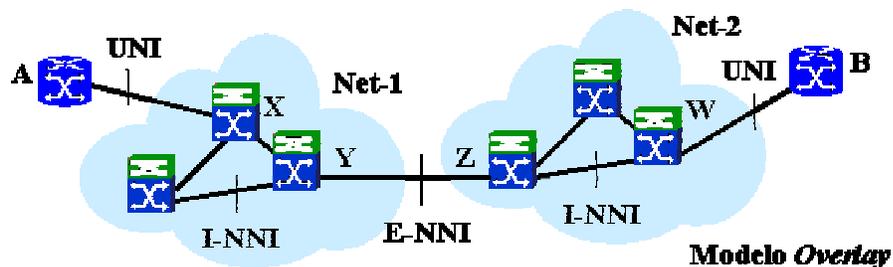


Figura 2: Rede Genérica ASON com vários domínios sob o Modelo Overlay.

Desta maneira, a conexão entre os clientes A e B é estabelecida a partir da definição de um *caminho óptico* (VP) – compreendendo os nós X, Y, Z e W – e da aceitação dos requerimentos de conexão pela Rede ASON conforme a ilustração da Figura 3.

Este é um exemplo de aplicação dos diversos protocolos de roteamento para o estabelecimento de uma conexão entre dois clientes A e B sob o modelo *Overlay* e uma visão geral de interconexão entre duas redes, por exemplo, MPLS e ASON.

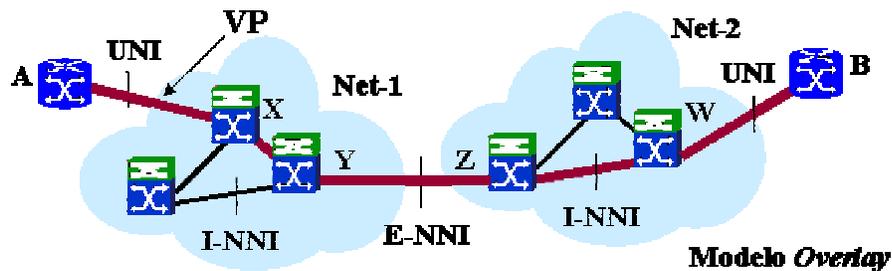


Figura 3: Estabelecimento de um VP no ASON com vários domínios sob o Modelo *Overlay*.

Os algoritmos RWA estão *embutidos* nos protocolos de roteamento estendidos e auxiliam as *Estratégias Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda* na escolha de um VP.

Na Recomendação ITU-T G.8080 [4] não é mencionado nenhum protocolo específico de sinalização e roteamento para o ASON. No entanto, outras evidências [5] [47] [55] [56] indicam que os mesmos protocolos de sinalização e roteamento utilizados pelo MPLS poderão ser usados também no ASON desde que eles satisfaçam as exigências do OTN. Estes protocolos adicionam o rótulo “estendido” ou “\*” para indicar que são aplicáveis ao OTN e, conseqüentemente, ao ASON. Exemplos: *OSPF-Extended*, *CSPF\**, *CR-LDP\**, *RSVP-TE\**, *LMP-Extended* e *BGP-Extended*.

Alguns dos algoritmos de roteamento aplicáveis ao ASON, tais como: OSPF [57], SWP e WSP [58] [59]; e alguns algoritmos de atribuição de comprimentos de onda, muitos algoritmos WA clássicos são utilizados no ASON, tais como: *First-Fit* (FF), *MAX-SUM* (MΣ), *Relative Capacity Loss* (RCL) e *Distributed Relative Capacity Loss* (DRCL) [25] serão discutidos no próximo Capítulo. No entanto, [25] mostrou que os algoritmos FF e DRCL apresentaram melhores desempenhos em ambientes distribuídos.

No Plano de Transporte ASON (ATP), alguns protocolos de transporte são aplicáveis ao ASON, tais como PDH, SDH e *Digital Wrapper* [10] [60] [61].

## **2.4 Conclusão**

Este Capítulo cumpriu com o propósito de abordar os tópicos mais relevantes sobre o tema “Redes Ópticas Comutáveis Automaticamente (ASON)”, uma arquitetura com planos de controle, gerenciamento e transporte definidos por meio dos diversos Comitês IETF, OIF e ITU-T e perfeitamente viável de ser implementada de modo a obter uma “Rede Óptica Inteligente e Transparente (ITON)”.

Foram comentados os Protocolos de Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda mais utilizados no ASON. Estes conceitos são fundamentais para o entendimento dos próximos Capítulos deste trabalho.

## Capítulo 3

# Algoritmos de Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda (RWA)

### 3.1 Introdução

No Capítulo 3 foi discutido sobre o conceito de uma Rede Óptica Inteligente e Transparente (ITON) e a sua concretização através da Rede Óptica Comutável Automaticamente (ASON).

Neste Capítulo, serão abordadas as estratégias de roteamento e atribuição de comprimentos de onda dos principais protocolos RWA e a caracterização dos algoritmos RWA que dão sustentabilidade a estes protocolos.

O problema RWA pode ser subdividi-lo em dois subproblemas [62] [63]: (a) Roteamento; e (b) Atribuição de Comprimentos de Onda; cuja solução exata e única é muito difícil de se obter por se tratar de um problema *NP-Complete*. Por esta razão, divide-se o subproblema de Roteamento em duas principais categorias: *Roteamento Estático* e *Roteamento Dinâmico*. Quanto ao subproblema da Atribuição de Comprimentos de Onda, divide-se em duas principais classes: Atribuição Estática de Comprimentos de Onda e Atribuição Dinâmica de Comprimentos de Onda [13] [14]. O par de subproblemas Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda Estáticos é conhecido como *Estabelecimento Estático do Caminho Óptico* (SLE – *Static Lightpath Establishment*) e o par de subproblemas Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda Dinâmicos é conhecido como *Estabelecimento Dinâmico do Caminho Óptico* (DLE – *Dynamic Lightpath Establishment*). O problema SLE é aplicado para o caso do tráfego ser estático, ou melhor, quando o conjunto total de conexões é conhecido previamente, e o problema se resume em configurar os caminhos ópticos para estas conexões de uma forma global em toda a rede com

o objetivo de minimizar os recursos da rede, tais como: redução do número de comprimentos de onda ou o número de fibras ópticas em uma rede. Com base nestas informações, pode-se citar algumas contribuições para o problema SLE, tais como: a sua formulação baseada na Programação Linear [15] e um algoritmo de aproximação prática [16] proposto para resolver o problema SLE em grandes redes ópticas bem como os algoritmos de grafos coloridos empregados para atribuição de comprimentos de ondas no estabelecimento dos caminhos ópticos.

O problema DLE é aplicado para o tráfego dinâmico em que o conjunto total de conexões não é conhecido e o problema se resume a configurar cada caminho óptico para cada conexão gerada na rede óptica com a finalidade de minimizar a quantidade de conexões bloqueadas ou maximizar o número de conexões estabelecidas na rede num determinado tempo. Trata-se de um problema muito difícil de resolver analiticamente, portanto métodos heurísticos são amplamente empregados em ambos os subproblemas de Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda com excelente precisão [17] [18]. Neste caso, encontramos nas literaturas algumas formas de roteamento: (a) roteamento fixo; (b) roteamento fixo-alternado; e (c) roteamento adaptativo [19] - [22]. Quanto ao subproblema de Atribuição de Comprimentos de Onda, podemos citar alguns algoritmos heurísticos tradicionais amplamente empregados nas redes ópticas: First-Fit, MAX-SUM [23], *Relative Capacity Loss* (RCL) [24] e *Distributed Relative Capacity Loss* (DRCL) [25]. Para completar a discussão sobre o problema RWA, é importante ressaltar a influência dos conversores de comprimentos de onda no subproblema de Atribuição de Comprimentos de Onda que permite maiores alternativas de escolha de um comprimento de onda para o estabelecimento de um caminho óptico [26] - [29]. Há três maneiras de utilização dos conversores de comprimentos de onda descritas nas literaturas científicas. São elas: (1) Utilização Esparsa de Conversores de Comprimentos de Onda [30]; (2) Utilização Compartilhada dos Conversores de Comprimentos de Onda [31]; e (3) Conversão de Comprimentos de Onda com Limitação de Faixa [32] [33]. Por haver muita contribuição em torno do problema RWA e suas derivações e este trabalho considerar apenas as rede ITON com a *restrição de continuidade de comprimento de onda* (ou seja, não há conversão de comprimentos de onda nos nós da rede), a discussão dos conversores de comprimento de onda estará fora do escopo deste trabalho podendo ser vista em [22] - [33].

O problema RWA é caracterizado como sendo do tipo *NP-complete* [11] - [13], denominado problema de *Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda (Routing and Wavelength Assignment – RWA)*. O problema do tipo *NP-complete* pertence à classe *NP (Non-deterministic Polynomial time)*, o qual representa o conjunto de problemas de decisão solucionáveis no tempo polinomial em uma máquina Turing não-determinística, e é também *NP-hard*, ou melhor, representa os problemas mais difíceis de serem resolvidos dentro da classe *NP*.

Por este problema se tratar do tipo *NP-complete*, cuja solução exata e única é muito difícil de se obter, recorre-se ao *Teorema da Superposição*, subdividindo-o em dois problemas menores: (1) Roteamento e (2) Atribuição do Comprimento de Onda. Neste caso, a solução resultante será a composição das soluções de cada uma das partes.

Há duas classes de algoritmos de roteamento: (1) Vetor Distância (*DVA – Distance Vector-based Routing Algorithm*) e (2) Estado do Enlace (*LSA – Link State-based Algorithm*).

### **3.2 Classe de Algoritmos de Roteamento baseado no Vetor Distância (DVA)**

Na *Classe de Algoritmos de Roteamento baseado no Vetor Distância (Distance Vector-based Routing Algorithm – DVA)*, ou conhecida também como *Bellman-Ford*, cada nó da rede mantém armazenadas duas tabelas: (1) Tabela de Distância e (2) Tabela de Estado de Enlace. A Tabela de Distância contém os custos de cada nó via suas interfaces de saída e a Tabela de Estado de Enlace contém apenas os custos mínimos dos nós adjacentes. Em geral, a distância é medida em termos do número de *hops* como é caso do RIP [64] [65]. A Cisco Systems compõe a informação da distância em termos do atraso de propagação, largura de banda disponível e outros parâmetros em sua família de protocolos de roteamento [66] como é o caso do IGRP [35].

O conceito do Vetor Distância é que cada nó não precisa conhecer todas as relações entre os demais nós e seus enlaces, mas sim dos seus nós vizinhos. Cada nó da rede troca sua tabela de roteamento entre os nós vizinhos e calcula o custo mínimo do caminho para alcançar o nó-destino. Pelo fato do algoritmo DVA utilizar uma Tabela de Estado de Enlace menor, pois contém apenas as informações relativas aos nós adjacentes, o tempo de processamento da Unidade Central de Processamento (*CPU – Central Processing Unit*) para a obtenção desta tabela

é menor em relação ao algoritmo LSA. No entanto, o algoritmo DVA pode apresentar problemas de roteamento cíclico (“*routing loops*”) uma vez que suas Tabelas de Roteamento não englobam toda a rede [39].

Alguns dos algoritmos de roteamento baseados no Vetor Distância mais comuns serão discutidos, a seguir.

### **3.2.1 Routing Information Protocol (RIP)**

O protocolo de roteamento RIP foi desenvolvido para as Redes IP pelo Comitê IETF e está formalmente definido em [64] [65]. O RIP é um algoritmo baseado no Vetor Distância (DVA) [39] e sua métrica de custo é composta apenas pelo parâmetro “número de *hops*” que representa a “distância” entre o par de nós (fonte, destino). Cada *hop* em um VP entre o nó-fonte e o nó-destino, acrescenta o valor de 1 à métrica de custo. Ainda hoje o RIP é muito utilizado, mas devido a algumas desvantagens, este protocolo tem sido gradativamente substituído pelo OSPF. Podem-se citar algumas desvantagens cruciais do RIP [57] [66]:

- O número máximo de *hops* em uma rota é 15. Uma rede RIP que possua *spans* (nós intermediários em uma rota) acima de 15 *hops* (ou 15 roteadores) é considerada inalcançável;
- A convergência do RIP é mais lenta que do OSPF. Em grandes redes, a convergência pode chegar na ordem de minutos;
- A métrica de custo não apresenta nenhum conceito sobre o custo do enlace e do atraso.

### **3.2.2 Interior Gateway Routing Protocol (IGRP)**

O protocolo de roteamento IGRP foi desenvolvido para as Redes IP e está descrito em [35]. Este protocolo permite que certo número de *gateways* coordene suas rotas. Alguns objetivos do IGRP estão descritos, a seguir:

- Tornar o roteamento estável mesmo em redes muito grandes ou complexas. Não permitir que ocorra roteamento cíclico (“*routing loops*”) mesmo como transientes;
- Promover respostas rápidas para mudanças de topologia da rede;
- O IGRP deve possuir um pequeno cabeçalho (*overhead*) de modo que a largura de banda utilizada para as finalidades de sinalização, gerenciamento e controle seja a mesma praticada atualmente.

O protocolo de roteamento IGRP é conhecido também como “*Internal Gateway Protocol*” (IGP). O IGRP é um algoritmo baseado no Vetor Distância (DVA) [39] e, neste protocolo, os *gateways* trocam informações de roteamento apenas com os *gateways* adjacentes. A métrica de custo utilizada pelo IGRP é composta de um conjunto de parâmetros que caracterizam o quão bom é o caminho a ser escolhido. São eles:

- Atraso de propagação da rede: é a quantidade de tempo que o pedido de conexão deverá alcançar o destino ao longo do caminho óptico assumindo a rede sem cargas. Haverá uma adição no atraso de propagação quando a rede estiver com cargas. A carga em questão é quantificada para ser utilizada pelo parâmetro de ocupação do canal;
- Largura de banda: está baseada na menor largura de banda de um segmento do caminho, ou melhor, a largura de banda do caminho é simplesmente a menor largura de banda do enlace óptico pertencente ao caminho escolhido em bits por segundo;
- Ocupação do canal de um caminho: indica o quanto da largura de banda está sendo usada atualmente. Este parâmetro pode ser medido e depende da carga utilizada;
- Confiabilidade de um caminho: indica a BER atual. Ela indica a fração dos pacotes que chegaram com defeito e pode ser medida.

Embora elas não façam parte da métrica de custo do protocolo de roteamento IGRP, duas informações adicionais são transmitidas aos nós: o número de *hops* e a unidade de transmissão máxima (*Maximum Transmission Unit* – MTU). O número de *hops*, neste caso, significa o número de *gateways* que o pacote deverá passar para alcançar o destino. O MTU representa o

tamanho máximo do pacote que poderá ser transmitido ao longo de um caminho sem sofrer segmentação.

Portanto, a métrica de custo reúne alguns dos principais parâmetros de rede para avaliar qual o caminho é melhor (ou menos custoso) para o estabelecimento de uma conexão e ela pode ser definida [35] através da :

$$Métrica_{IGRP} = \left( \frac{K_1}{B_e} + K_2 \cdot t_{atraso} \right) \cdot r \quad \text{Eq. 3.1}$$

em que:

$B_e$  = largura de banda disponível do caminho;

$K_1, K_2$  = parâmetros ajustáveis;

$t_{atraso}$  = atraso de propagação da rede;

$r$  = confiabilidade.

Observa-se na Eq. 3.1 que o parâmetro  $B_e$  representa a largura de banda disponível do caminho, cuja definição é apresentada pela Eq. 3.2:

$$B_e = \text{largura da banda sem carga} \cdot (1 - \text{ocupação do canal}) \quad \text{Eq. 3.2}$$

O *gateway* escolherá a menor métrica de custo do caminho para estabelecer a conexão. Os parâmetros ajustáveis  $K_1$  e  $K_2$  indicam os pesos atribuídos à largura de banda e ao atraso de propagação, respectivamente. Os valores destes parâmetros dependem da Classe de Serviço (CoS). Por exemplo: serviços interativos como vídeo-conferência refletirá um peso maior no parâmetro “atraso de propagação”; já a transferência de arquivos refletirá um peso maior no parâmetro “largura de banda”.

Uma extensão da Eq. 3.1 é encontrada nos roteadores da Cisco Systems e é apresentada pela Eq. 3.3:

$$Métrica_{IGRP} = \left[ K_1 \cdot B_e + \frac{K_2 \cdot B_e}{256 - Carga} + K_3 \cdot t_{atraso} \right] \cdot \frac{K_5}{K_4 + r} \quad \text{Eq. 3.3}$$

em que:

$B_e$  = largura de banda disponível do caminho;

$K_1$  a  $K_5$  = parâmetros ajustáveis;

$t_{atraso}$  = atraso de propagação da rede;

$r$  = confiabilidade.

Na Eq. 3.3, preserva-se o conceito da métrica de custo de ser composta pelos parâmetros largura de banda, atraso e confiabilidade. Conforme [35], o operador de rede pode definir os valores dos parâmetros  $K_1$  a  $K_5$  por meio de comandos disponíveis nos roteadores. Se  $K_1 = K_3 = 1$  e  $K_2 = K_4 = K_5 = 0$ , teremos a forma padrão apresentada pela Eq. 3.1 (desprezada a confiabilidade), pois quando  $K_5 = 0$ , o termo  $\frac{K_5}{K_4 + r}$  não será usado e a métrica de custo resultante

continuará conceitualmente composta pelos parâmetros “largura de banda” e “atraso”. Os parâmetros “confiabilidade” e “carga” são expressidos em frações de 255 (equivalente a 8bits no campo “carga” do cabeçalho do protocolo de roteamento IGRP). Quando o parâmetro carga for 255, isto representará a carga máxima (100%) trafegada no enlace óptico. Esses valores são dinâmicos e não podem ser configurados de forma padrão nos roteadores.

### **3.3 Classe de Algoritmos de Roteamento baseado no Estado do Enlace (LSA)**

Na *Classe de Algoritmos de Roteamento baseado no Estado do Enlace (Link State-based Routing Algorithm – LSA)*, cada nó da rede contém a informação completa da rede e mantém armazenada uma Tabela de Estado de Enlace. A Tabela de Estado de Enlace contém os custos mínimos dos demais nós da rede. Além do conhecimento dos custos mínimos entre cada par de nós (fonte, destino), há uma troca de informações sobre o estado do enlace de modo que cada nó

tem o conhecimento da topologia e do estado da rede. Em geral, o estado do enlace [67] [68] é medido em termos do atraso de propagação, largura de banda disponível, etc.

Pelo fato do algoritmo LSA utilizar uma Tabela de Estado de Enlace maior, pois contém todas as informações dos nós da rede, o tempo de processamento da Unidade Central de Processamento (CPU – *Central Processing Unit*) é maior comparado com o algoritmo DVA, porém possui uma convergência mais rápida por não estar tão sujeito aos problemas de roteamento cíclico (“*routing loops*”) uma vez que suas Tabelas de Roteamento engloba toda a rede além de permitir maior escalabilidade [39];

Alguns algoritmos de roteamento baseados no Estado do Enlace mais comuns serão discutidos, a seguir:

### **3.3.1 Open Shortest Path Function (OSPF)**

O protocolo de roteamento OSPF foi desenvolvido para as Redes IP pelo Comitê IETF e está formalmente definido em [36]. O OSPF é um algoritmo baseado no Estado do Enlace (LSA). Pode-se entender o conceito de “estado de enlace” como uma descrição da interface de um nó (por exemplo: roteador) e sua relação com os nós adjacentes. A descrição de uma interface do nó pode ser composta por: endereço IP da interface, a máscara, taxa de transmissão em bits por segundo, etc. A descrição da relação com os nós adjacentes pode conter, por exemplo, o atraso e a capacidade que o enlace oferece.

O OSPF utiliza o algoritmo de menor caminho (*Shortest Path Function Algorithm* – SPF), que se baseia no algoritmo de Dijkstra, para calcular o menor custo de um VP entre o par de nós (fonte, destino). Este algoritmo SPF cria uma árvore de caminhos de custos mínimos, cuja raiz é o nó-fonte, e a desenvolve até alcançar todos os demais nós da rede, inclusive o nó-destino para o qual o pedido de conexão se destina. Em cada caminho, o SPF calcula o custo cumulativo mínimo necessário para alcançar cada nó da rede e seleciona aquele caminho que contém o menor custo para atingir o nó-destino. A Figura 4a ilustra um exemplo de rede óptica e um pedido de conexão entre o nó A e G utilizando o algoritmo SPF. Neste caso, como o pedido de conexão se origina do nó-fonte A, o algoritmo SPF cria uma árvore com a raiz no nó A e

desenvolve todos os caminhos de custos mínimos entre a raiz e os demais nós da rede, inclusive o nó-destino G conforme ilustra a Figura 4b. Neste exemplo, o nó A estabelecerá um VP composto pelos nós A, C, F e G com um custo mínimo de 40. Se houvesse um outro pedido de conexão originado no nó A para o nó E, e supondo que os custos dos enlaces permanecessem os mesmos, o algoritmo SPF apontaria um VP formado pelos nós A, B e E com um custo mínimo de 30. Se os custos alterassem, então o algoritmo SPF refaria a árvore de caminhos de custos mínimos com a raiz no nó-fonte A e recalcularia os custos mínimos para cada nó da rede e escolheria aquele caminho que alcançasse o nó-destino E. É desta forma que o protocolo SPF funciona, escolhendo as rotas de um nó-fonte para os demais nós e armazenando-as em uma Tabela de Roteamento do nó-fonte. Este procedimento é repetido para todos os nós da rede de modo que cada nó possui uma rota de comunicação com qualquer outro nó da mesma rede.

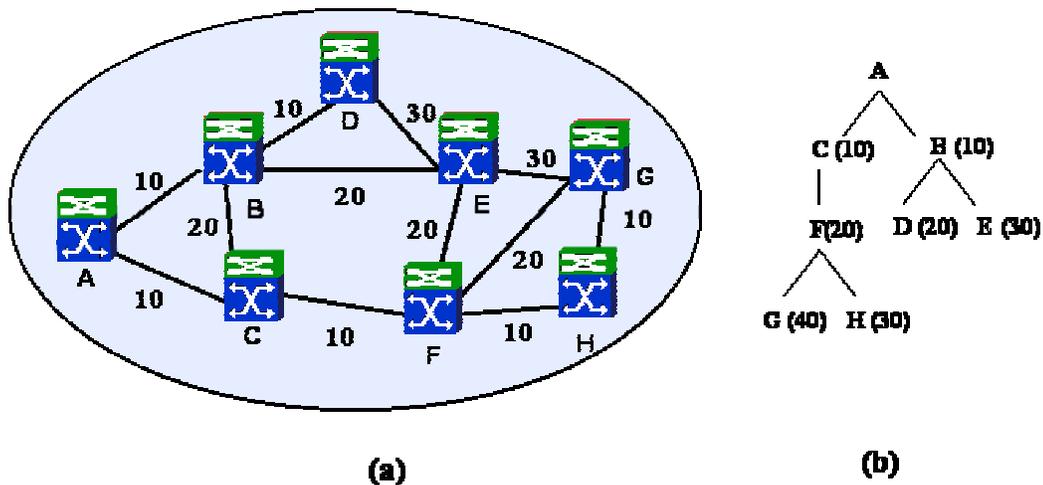


Figura 4: Mecanismo de Funcionamento do Protocolo SPF: (a) Exemplo de uma Rede Óptica; (b) Criação da Árvore de Caminhos de Custos Mínimos com Raiz no nó A.

A métrica de custo utilizada pelo OSPF [57] [69] é composta pelo parâmetro “largura de banda” de uma interface do nó conforme é apresentado pela Eq. 3.4:

$$Métrica_{OSPF} = \frac{10^8}{B} \quad \text{Eq. 3.4}$$

em que:

$B$  = largura de banda da interface [bps].

Na configuração de um nó, o operador de rede define qual a largura de banda da interface de modo que para cada enlace é obtida uma métrica de custo que será utilizada no algoritmo SPF. Exemplo: supondo que B seja igual 64Kbps então a métrica de custo deste enlace será de 1562,5. Se a taxa de transmissão for igual a E1 (equivalente a 2Mbps), esta métrica de custo será reduzida para 50. O menor valor da métrica de custo é igual a 1.

O custo de um enlace no OSPF pode variar dentro da faixa de valores inteiros de 1 a 65535 ( $= 2^{16} - 1$ ) para que seja representado dentro do campo reservado para o custo que tem o tamanho de 16 bits no cabeçalho do protocolo.

O protocolo OSPF possui outras vantagens sob o RIP [57], tais como:

- Não há limite do número de *hops*;
- OSPF possui uma melhor convergência em relação ao RIP devido às suas Tabelas de Roteamento englobarem todos os nós da rede e também porque as mudanças de rotas são propagadas instantaneamente e não periodicamente como ocorre no RIP;
- OSPF permite um melhor balanceamento de carga;
- Com relação à lógica das redes, OSPF permite que os roteadores sejam divididos em áreas, formando sub-redes. Isto limitará que as informações sobre o *estado do enlace* sejam atualizadas em toda a rede, evitando a sobrecarga nos canais de sinalização dos nós. Desta maneira, a atualização das informações do estado de enlace é realizada apenas naquela sub-rede em questão e um mecanismo que filtra a propagação desnecessária destas informações para outras sub-redes é implementado no Sistema de Gerência desta sub-rede.

### **3.3.2 Shortest Hop Path (SHP)**

O algoritmo *Shortest Hop Path* (SHP) tem como métrica de custo o número de *hops* e o seu objetivo é minimizar tal métrica de custo. O caminho escolhido é aquele que possui o menor número de *hops*. Intuitivamente, este esquema deveria resultar em baixa probabilidade de

bloqueio uma vez que o menor número de *hops* aumenta as chances de encontrar um comprimento de onda disponível em todos os enlaces intermediários [59] [70].

### **3.3.3 Shortest Distance Path (SDP)**

O algoritmo *Shortest Distance Path* (SDP) que tem como métrica de custo a *distância* e o objetivo deste algoritmo é minimizar esta métrica de custo. O caminho escolhido é aquele que possui a menor distância que, muitas vezes, é expressa em *microsegundos* pelo fato de que há uma relação direta entre a distância e o atraso de propagação [59]. A principal vantagem deste algoritmo é que ele não necessita de informações globais da rede, no entanto, devido à sua métrica de custo ser estática, este apresenta uma alta probabilidade de bloqueio.

### **3.3.4 Widest Shortest Path (WSP)**

O algoritmo *Widest Shortest Path* (WSP) [71] seleciona o menor caminho e se houver mais de um, elege-se aquele que apresentar a maior capacidade residual, ou melhor, a menor capacidade residual do enlace ao longo do caminho é maximizada. O termo “menor caminho” pode ser entendido baseado na métrica de custo da *distância* ou do número de *hops* [58].

Neste trabalho, o algoritmo WSP que minimiza a distância e maximiza a capacidade residual do enlace é denominado *Distance-based Link State* (LS-d), e o algoritmo WSP que minimiza o número de *hops* e maximiza a capacidade residual do enlace é denominado *Hop-based Link State* (LS-h). O algoritmo WSP é ainda muito utilizado *comercialmente* nas redes ópticas por apresentar bom desempenho e facilidade de implementação. Por esta razão, este algoritmo serve como bom indicador na comparação com novas propostas de algoritmos de roteamento [72] - [74].

### 3.3.5 Shortest Widest Path (SWP)

O algoritmo *Shortest Widest Path* (SWP) [75] seleciona o caminho com maior largura de banda e se houver mais de um, elege-se aquele que apresenta o menor número de *hops* [58].

A métrica de custo do algoritmo SWP é definida pela Eq. 3.5 e deve ser maximizada:

$$Métrica_{SWP} = \frac{B}{t_{atraso} \cdot BER(p)} \quad \text{Eq. 3.5}$$

em que:

$B$  = largura de banda da interface;

$t_{atraso}$  = atraso de propagação;

$BER(p)$  = taxa de erro da interface.

### 3.3.6 Minimum Interference Routing Algorithm (MIRA)

O algoritmo *Minimum Interference Routing Algorithm* (MIRA) foi introduzido em [76] e aplicado às redes MPLS com o objetivo de avaliar as possíveis interferências nos pedidos de conexão futuros aos escolher uma determinada rota entre o par de roteadores (ingresso, egresso). No caso das redes MPLS, o estabelecimento de pedido de conexão resultará na criação de um *caminho comutável por rótulos* (*Label Switched Path* – LSP) que transportará os pacotes que foram encapsulados com um rótulo no nó ingresso até o nó egresso. Tais pares de roteadores serão referidos como *sessões*. Quando o tráfego de algumas *sessões* reduz significativamente o *throughput* disponível de uma outra sessão, então surge o fenômeno da interferência. O MIRA está baseado em um *conhecimento prévio* dos pares (fonte, destino) que facilita a minimização da interferência entre as sessões durante a seleção do caminho.

O ponto central do MIRA é a noção dos *enlaces críticos*. Os *enlaces críticos* preenchem o seguinte critério: permitindo algum tráfego pelo enlace crítico, *reduz-se* a capacidade disponível de uma ou mais sessões. Entende-se que tais enlaces críticos sejam os *sujeitos* da interferência. Se o enlace não é crítico, então o tráfego futuro poderá ser alocado nele sem degradação do *throughput* de outras sessões. O valor *maxflow* representa o valor máximo da quantidade total de largura de banda que pode ser roteada entre um par de roteadores (ingresso, egresso). Note que o

valor *maxflow* reduzirá quando uma demanda que exige certa quantidade de largura de banda for roteada por entre este par de roteadores. Os enlaces críticos são aqueles com propriedade que se um LSP for roteado sobre eles, então o valor do *maxflow* de um ou mais pares de roteadores (ingresso, egresso) irá reduzir. Detectando tais enlaces críticos, o MIRA procura evitá-los durante a seleção do caminho para atender à mínima interferência. A métrica de custo é definida pela Eq. 3.6 e deve ser maximizada:

$$Métrica_{MIRA} = \sum_{(s,d) \in P \setminus (a,b)} \alpha_{sd} \cdot \theta_{sd} \quad \text{Eq. 3.6}$$

em que:

$\alpha_{sd}$  = peso para o par de roteadores (ingresso, egresso);

$\theta_{sd}$  = valor do *maxflow* do par de roteadores (ingresso, egresso).

Os pesos atribuídos para cada par de roteadores (ingresso, egresso) são escolhidos de modo a refletir a “importância” de cada um deste como provedor de serviços.

A idéia de minimizar a interferência é interessante e boa, mas [72] apresenta algumas limitações do algoritmo MIRA: (1) o MIRA foca exclusivamente o efeito da interferência em únicos pares de roteadores (ingresso, egresso). Ele é incapaz de estimar o congestionamento (*bottleneck*) criado em enlaces que sejam críticos para *agrupamentos* de nós (*clusters*); (2) o MIRA considera *apenas* o fato que utilizando um dado enlace reduziria a largura de banda máxima entre um par sem referir à largura de banda desejada entre este par. Neste sentido, o MIRA poderia escolher um caminho mais longo que não utilizasse este enlace crítico ao invés de um caminho mais direto que tivesse uma largura de banda residual suficiente para acomodar tais demandas; (3) o MIRA apresenta uma complexidade computacional muito elevada na ordem de  $O(N^2 \cdot \sqrt{M} + M^2)$ , em que N é o número de nós e M é o número de enlaces. Este valor da complexidade total é resultante da soma da complexidade computacional do *maxflow* que é  $O(N^2 \cdot \sqrt{M})$  e da enumeração dos enlaces pertencentes aos cortes mínimos (min-cuts), cuja complexidade é  $O(M^2)$ . Em [73] é apresentado uma outra limitação do MIRA: ele não tem um bom desempenho em ambientes distribuídos. Um outro aspecto mencionado [73] é que pelo fato do MIRA incluir na sua métrica de custo o número de *hops*, este algoritmo poderá escolher

caminhos mais longo entre um par de roteadores (ingresso, egresso) o que acarreta a desvantagem (2) descrita acima.

Recentemente, [74] propôs uma generalização do algoritmo MIRA, denominando de *Minimum Interference Routing Algorithm for Optical Communications* (MIRO), aplicado às redes ópticas. Nesta proposta, o pedido de conexão chega uma a uma entre as sessões ou pares (ingresso, egresso) e todas elas são membros de um conjunto conhecido que estará disponível adiante para um algoritmo de roteamento. Entretanto, não se presume o conhecimento das chegadas futuras. A decisão do roteamento é feita no nó de ingresso de acordo com o estado do enlace corrente que é caracterizado pela topologia e pela capacidade livre nos enlaces da rede. O objetivo geral é desenvolver um conjunto de estratégias de interoperabilidade que elevam o desempenho que é medido em termos de baixa probabilidade de bloqueio e utilização da rede ótima. É introduzido em [74] o conceito de classes críticas que identifica não apenas os enlaces de onde o tráfego deveria ser desviado, mas também os enlaces para onde o tráfego poderia ser roteado com segurança sem o risco de aumentar a interferência. O MIRO apresentou uma *ligeira* melhora em relação ao algoritmo *Inverse Capacity Proportional Open Shortest Path First*, cuja métrica de custo é inversamente proporcional à capacidade livre do enlace e sua estratégia se aproxima ao algoritmo SWP. Uma desvantagem crucial do MIRO é que dificilmente este algoritmo de roteamento seja aplicado em ambientes de rede que exijam a escolha de rotas *online*, devido ao seu alto custo de complexidade computacional que se encontra na ordem de  $O(M \cdot N^2 \cdot \sqrt{M} + M^3)$ , maior ainda que o MIRA.

Conforme [6], a classe de algoritmos de roteamento LSA tem sido apontada como uma forte candidata para suprir as exigências da arquitetura de roteamento no ASON.

### **3.4 Algoritmos de Atribuição de Comprimentos de Onda**

Nesta Seção serão discutidos alguns algoritmos de atribuição de comprimentos de onda clássicos.

### **3.4.1 First-Fit (FF)**

O algoritmo FF é um algoritmo de atribuição de comprimentos de onda e é implementado em conjunto com um protocolo de roteamento para que o problema RWA seja resolvido de forma integral. A estratégia do algoritmo FF é enumerar todos os comprimentos de onda e selecionar de ordem crescente aquele comprimento de onda disponível de menor índice da lista. Este corresponde ao primeiro comprimento de onda disponível selecionado. Esta estratégia de atribuição de comprimentos de onda não requer informações globais da rede, tais como: o estado das conexões e sua topologia, a menos que a rede não possua conversores de comprimentos de onda. Neste caso, para estabelecer a conexão fim-a-fim, o nó-fonte deve certificar que aquele comprimento de onda escolhido esteja disponível em todo o caminho óptico até alcançar o nó-destino.

A idéia por trás desta estratégia é agrupar todos os comprimentos de onda de maior uso nos índices mais baixos da lista para as rotas curtas e médias que representam a maior parte do conjunto de conexões, e disponibilizar os maiores índices para rotas mais longas. Desta maneira, haverá uma grande probabilidade de que os comprimentos de onda de maiores índices possam estar disponíveis para serem alocados em rotas de longo alcance, pois conforme foi mencionado anteriormente, a alocação de um comprimento de onda disponível para uma determinada rota deverá ocorrer quando a lista de comprimentos de onda for percorrida de forma crescente para a seleção deste.

O algoritmo FF tem um desempenho bom em termos de probabilidade de bloqueio e falhas, e tem sido muitas vezes preferido devido à sua simplicidade de implementação computacional.

### **3.4.2 MAX-SUM ( $M\Sigma$ )**

O algoritmo MAX-SUM é um algoritmo de atribuição de comprimentos de onda proposto em [23] para a solução do sub-problema “atribuição do comprimento de onda”. O MAX-SUM se baseia no conceito de perda de capacidade total (TCL – *Total Capacity Loss*) por comprimento de onda que será apresentado, a seguir. É importante ressaltar que estes conceitos serão importantes

para o entendimento do algoritmo de atribuição de comprimentos de onda proposto neste trabalho.

Seja  $\psi$  o estado da rede que especifica os caminhos ópticos existentes compostos por rotas e comprimentos de onda atribuídos para as conexões correntes em uma rede óptica. A capacidade do enlace óptico,  $r(\psi, l, j)$ , é definido como sendo o número de fibras em que o comprimento de onda  $j$  está disponível no enlace  $l$  de acordo com a Eq. 3.7:

$$r(\psi, l, j) = M_l - D(\psi)_{lj} \quad \text{Eq. 3.7}$$

em que:

$M_l$  = número de fibras do enlace  $l$ ;

$D(\psi)_{lj}$  = número de fibras em que o comprimento de onda  $j$  está atribuído no estado  $\psi$ .

A capacidade do caminho óptico para o comprimento de onda  $j$ ,  $r(\psi, p, j)$ , é definido como sendo o número de fibras que o comprimento de onda  $j$  está disponível no enlace mais congestionado do caminho óptico  $p$  de acordo com a Eq. 3.8:

$$r(\psi, p, j) = \min_{l \in \pi(p)} r(\psi, l, j) \quad \text{Eq. 3.8}$$

em que:

$\pi(p)$  = conjunto de enlaces que formam o caminho óptico  $p$ ;

A Eq. 3.8 representa a escolha da menor capacidade do enlace óptico,  $r(\psi, l, j)$ , para um dado enlace  $l$  mais congestionado ao longo do caminho óptico, cujo valor é atribuído à capacidade do caminho óptico para o comprimento de onda  $j$  ( $r(\psi, p, j)$ ).

A capacidade do caminho óptico no estado  $\psi$ ,  $R(\psi, p, j)$ , é definido como sendo a soma das capacidades dos caminhos ópticos para todos os comprimentos de onda de acordo com a Eq. 3.9:

$$R(\psi, p) = \sum_{j=1}^W \min_{l \in \pi(p)} r(\psi, l, j) \quad \text{Eq. 3.9}$$

em que:

$W$  = número total de comprimentos de onda.

O algoritmo de atribuição de comprimentos de onda MAX-SUM [23] escolhe aquele comprimento de onda  $j$  que minimiza a *perda de capacidade total* (TCL – *Total Capacity Loss*) definida pela Eq. 3.10:

$$\sum_{p \in P} (r(\psi, p, j) - r(\psi'(j), p, j)) \quad \text{Eq. 3.10}$$

em que:

$\psi'(j)$  = estado da rede seguinte se o comprimento de onda  $j$  for atribuído para a conexão;

$r(\psi'(j), p, j)$  = capacidade do caminho óptico para o comprimento de onda  $j$  após ele ter sido atribuído no estado  $\psi'(j)$ .

O algoritmo MAX-SUM necessita de algumas condições iniciais, tais como: (1) topologia da rede; (2) estado da rede; e (3) conhecimento dos possíveis pedidos de conexões (ou também conhecida como *matriz de tráfego*). O algoritmo MAX-SUM precisa conhecer previamente a matriz de tráfego o que significa conhecer previamente os possíveis pedidos de conexão futuros a fim de que os comprimentos de onda possam ser atribuídos a cada um deles. Pelo fato do algoritmo MAX-SUM necessitar o conhecimento dos possíveis pedidos de conexões, a implementação deste algoritmo em ambientes distribuídos se torna custoso e difícil. Entende-se por “ambientes distribuídos” em redes ópticas a análise do impacto da atribuição de um determinado comprimento de onda a uma rota escolhida para o pedido de conexão em andamento em relação às possíveis rotas alternativas para os pedidos de conexão futuros, ou melhor, a análise do balanceamento de carga de uma rede similar à descrição em [25].

### 3.4.3 Relative Capacity Loss (RCL)

O algoritmo RCL é um algoritmo de atribuição de comprimentos de onda proposto em [24] para a solução do sub-problema “atribuição do comprimento de onda” em ambientes distribuídos. O RCL se baseia no conceito de perda de capacidade relativa (RCL – *Relative Capacity Loss*) e a soma total das perdas de capacidade relativa (T-RCL – *Total Sum – Relative Capacity Loss*) por comprimento de onda.

O algoritmo de atribuição de comprimentos de onda RCL [24] escolhe aquele comprimento de onda  $j$  que minimiza a *perda de capacidade relativa* (RCL – *Relative Capacity Loss*) definida pela Eq. 3.11:

$$\sum_{p \in P} \left( \frac{r(\psi, p, j) - r(\psi'(j), p, j)}{r(\psi, p, j)} \right) \quad \text{Eq. 3.11}$$

Analogamente, o algoritmo RCL necessita de algumas condições iniciais, tais como: (1) topologia da rede; (2) estado da rede; e (3) conhecimento dos possíveis pedidos de conexões (ou também conhecida como *matriz de tráfego*); que dificulta a implementação deste algoritmo em ambientes distribuídos.

### 3.4.4 Distributed Relative Capacity Loss (DRCL)

O algoritmo DRCL é um algoritmo de atribuição de comprimentos de onda proposto em [25] para a solução do sub-problema “atribuição do comprimento de onda” em ambientes distribuídos. O DRCL necessita de uma Tabela de Roteamento que proverá uma rota já pré-selecionada entre o par de nós (fonte, destino), obtida através dos algoritmos Bellman-Ford ou Dijkstra implementados em um algoritmo de roteamento. O DRCL se baseia no conceito de perda de capacidade relativa (RCL – *Relative Capacity Loss*) e a soma total das perdas de capacidade relativa (T-RCL – *Total Sum – Relative Capacity Loss*) por comprimento de onda [25].

As tabelas RCL são introduzidas na *Estratégia do DRCL*. O DRCL[25] utiliza o conceito de perda de capacidade relativa em suas tabelas RCL para calcular o comprimento de onda que será atribuído a uma rota pré-selecionada – obtida através de um algoritmo de roteamento – para o estabelecimento da conexão entre o par de nós (fonte, destino). Este algoritmo de roteamento calcula uma rota entre o nó-fonte e os demais nós da rede de modo a constituir uma Tabela de Roteamento no nó-fonte. Este procedimento é semelhante ao algoritmo SPF descrito na Seção 3.3.1.

A *Estratégia do DRCL* descrita em [25] é definida da seguinte forma: “*Dado uma conexão, o algoritmo DRCL considera todas as rotas do nó de origem a qualquer outro nó da rede com exceção do nó de destino*”. Esta estratégia se baseia no conceito de perda de capacidade relativa e o DRCL escolhe o comprimento de onda que minimiza a soma total das perdas de capacidade relativa (T-RCL) para um dado pedido de conexão. A tabela RCL é composta por três elementos: (1) comprimento de onda  $w$ ; (2) nó-destino representado por  $d$ ; e (3) perda de capacidade relativa  $r(w,d)$  conforme está descrito em [25]. Estas tabelas RCL são introduzidas em cada nó e suas informações são trocadas entre os demais nós da rede. O  $r(w,d)$  em cada nó é calculado da seguinte forma:

- Se não houver um caminho entre o par de nós (fonte, destino), então  $r(w,d) = 0$ ;
- Se houver um enlace direto entre o par de nós (fonte, destino) e também um caminho entre este mesmo par, então este caminho será roteado através deste enlace direto e o  $r(w,d) = 1/k$ , em que  $k$  é o número de comprimentos de onda disponíveis neste enlace direto compreendido entre o par de nós (fonte, destino);
- Se o caminho entre o par de nós (fonte, destino) iniciar com o nó  $n$  ( $n$  é o próximo nó com sentido da fonte para o destino), e havendo  $k$  comprimentos de onda disponíveis no enlace entre o par de nós (fonte,  $n$ ) pelo qual nó-fonte alcança o nó-destino, então  $r(w,d)$  estará configurado para  $(1/k, r(w,d))$  no nó  $n$ .

Após a obtenção do  $r(w,d)$  para cada pedido de conexão  $P(\text{fonte}, x)$ , em que  $x$  representa qualquer nó da rede diferente do nó-destino, constrói-se uma tabela RCL com o T-RCL para cada

comprimento de onda  $w$  representado por  $t-rcl(w)$ , em que  $t-rcl(w) = \sum_{P(\text{fonte},x)} r(w,d)$ . O menor valor de  $t-rcl(w)$  indicará qual o comprimento de onda  $w$  será escolhido. Considere a aplicação da estratégia do DRCL no seguinte exemplo.

Seja uma rede óptica monofibra com 6 nós (enumerados de 0 a 5) e um conjunto de 3 comprimentos de onda (enumerados de  $\lambda_0$  a  $\lambda_2$ ) por enlace conforme ilustração da Figura 5. A Figura 5 ilustra também os custos de roteamento de cada enlace e o estado da rede  $\psi$  que representa aqueles comprimentos de onda utilizados em conexões existentes.

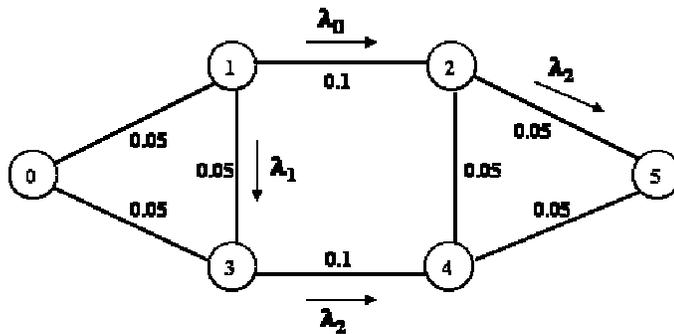


Figura 5: Exemplo de uma Rede Óptica Monofibra e a Descrição do Estado da Rede.

Suponha que um pedido de conexão  $P(0,5)$  seja gerado no nó-fonte 0 para o nó-destino 5 e que a Tabela de Roteamento do nó-fonte 0 no estado  $\psi$  seja descrita conforme a Tabela 1.

Tabela 1: Tabela de Roteamento do nó-fonte 0.

Nó (fonte, destino)	Rotas
(0, 1)	$R_1 = \{0, 1\}$
(0, 2)	$R_2 = \{0, 1, 2\}$
(0, 3)	$R_3 = \{0, 3\}$
(0, 4)	$R_4 = \{0, 3, 4\}$
(0, 5)	$R_5 = \{0, 1, 2, 5\}$

Nestas condições, sabendo-se que a rota pré-selecionada é  $R_5$ , pois é através dela que o nó-fonte 0 irá se comunicar com o nó-destino 5, constrói-se a tabela RCL conforme é apresentado pela Tabela 2.

Tabela 2: Tabela de Perda de Capacidade Relativa do DRCL para  $P(0,5)$ .

$\lambda$	$R_1$	$R_2$	$R_3$	$R_4$	$t-rcl(w)$
2	1/3	1/2	1/3	0	7/6
1	1/3	1/2	1/3	1/2	5/3
0	1/3	0	1/3	1/2	7/6

Como resultado, o algoritmo DRCL indica o comprimento de onda  $\lambda_1$  para ser atribuído à  $P(0,5)$  uma vez que os comprimentos de onda  $\lambda_0$  e  $\lambda_2$  ficam impedidos de serem atribuídos porque  $\lambda_0$  está sendo usado no enlace  $\{1,2\}$  e  $\lambda_2$  está sendo usado no enlace  $\{2,5\}$ . Como o DRCL não analisa a perda de capacidade entre o par de nós (fonte, destino), este impedimento não aparece explicitamente na tabela RCL. Somente após verificar a disponibilidade do comprimento de onda selecionado ao longo do caminho – por exemplo: neste caso,  $\lambda_2$  – constata-se que ele não pode ser alocado e, conseqüentemente,  $\lambda_1$  é escolhido.

O DRCL não necessita do conhecimento prévio da matriz de tráfego, ou melhor, cada pedido de conexão gerado de forma dinâmica é tratado particularmente na busca de uma rota e um comprimento de onda necessários para o estabelecimento deste. Naturalmente, outros requisitos contidos no pedido de conexão, tais como: tipo de tráfego, tempo de atraso, etc., deverão ser satisfeitos, mas que não está em questão referente às *Estratégias de Alocação do Comprimento de Onda* a discussão destes outros parâmetros.

O DRCL pode distribuir entre os nós da rede os cálculos de perda de capacidade, criando em cada nó uma tabela RCL. No entanto, se a rede óptica não permitir a conversão do comprimento de onda em cada nó, o DRCL deverá conhecer o *estado da rede* de modo a alocar um comprimento de onda específico que esteja disponível em todo o caminho óptico desde o nó-fonte até o nó-destino.

Estes aspectos discutidos acima demonstram uma vantagem importante do DRCL em relação aos demais algoritmos de alocação de comprimentos de onda tais como: MAX-SUM e RCL.

### **3.5 Conclusão**

Este Capítulo cumpriu com o propósito de abordar os tópicos mais relevantes sobre o tema “Algoritmos de Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda (RWA)”, apresentando as *Estratégias de Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda* dos algoritmos clássicos muito utilizados nas redes ópticas, dentre eles: RIP, OSPF, WSP, FF e DRCL.

Teve-se a preocupação e o esforço de detalhar cada estratégia do algoritmo RWA apresentado neste Capítulo, descrevendo as métricas de roteamento, de atribuição de comprimentos de onda e os procedimentos de construção das tabelas de roteamento e perdas de capacidade. Estes conceitos são fundamentais para o entendimento das propostas dos algoritmos de roteamento e atribuição de comprimentos de onda contidos neste trabalho e que será discutido no Capítulo seguinte.

# Capítulo 4

## Proposta de um Algoritmo de Roteamento para Redes ASON

### 4.1 Introdução

No Capítulo anterior, discutiram-se os parâmetros principais de uma rede óptica que podem ser utilizados na tomada de decisão referente à escolha de uma rota, cuja representação é feita através das métricas de custo. Alguns algoritmos RA tradicionais, tais como: RIP, IGRP, OSPF e SWP foram apresentados e serviram como motivação às propostas deste trabalho.

Este Capítulo tem por objetivo descrever o algoritmo proposto de roteamento, denominado *Algoritmo de Roteamento Adaptativo baseado na Capacidade do Enlace (Weighted Link Capacity – WLC)* e sua extensão denominada *Algoritmo de Roteamento Adaptativo Estendido baseado na Capacidade do Enlace (Extended Weighted Link Capacity – WLCex)* [40] - [42]. Estes algoritmos constituem uma solução possível do subproblema Roteamento descrito como uma parte do problema RWA discutido no Capítulo 1.

São apresentados também os resultados de simulação dos algoritmos RA propostos e de alguns algoritmos RWA clássicos em uma rede óptica inteligente e transparente (ITON), apontando os desempenhos de cada um deles. Os algoritmos RA clássicos considerados nesta simulação são: Dijkstra baseado no número de *hops* (*Shortest-Hop-Path Algorithm – SHP*), e na distância (*Shortest-Distance-Path Algorithm – SDP*), e *Estado de Enlace* baseado no número de *hops* (*Hop-based Link State Algorithm – LS-h*) e na distância (*Distance-based Link State Algorithm – LS-d*) conforme descritos na Seção 3.3. Todos eles, inclusive o algoritmo de roteamento proposto (WLC) e sua extensão (WLCex), utilizaram o algoritmo FF para atribuição

de comprimentos de onda. Em toda a simulação destes algoritmos, utilizou-se a quantidade de 500.000 pedidos de conexão bidirecionais em uma rede óptica sem conversão de comprimentos de onda. Portanto, a probabilidade de bloqueio mínima que pode ser encontrada nos resultados de simulação é  $2 \cdot 10^{-6}$  a qual representa um pedido de conexão bloqueado.

## **4.2 Algoritmo de Roteamento Adaptativo baseado na Capacidade do Enlace (WLC e WLCex)**

O subproblema Roteamento pode ser classificado em: (a) roteamento fixo; (b) roteamento fixo-alternado; (c) roteamento adaptativo; e (d) roteamento distribuído [19] - [22], [77], cujas descrições se encontram, a seguir:

- Roteamento Fixo: configura uma rota permanente entre o par de nós (fonte, destino). A Tabela de Roteamento é definida previamente. O menor caminho é obtido em “*offline*” (ou melhor, anteriormente ao processo de sinalização entre os nós para o estabelecimento do caminho) através dos algoritmos clássicos que executam localmente no nó da rede. Desvantagem: sensibilidade às falhas da rede, pois se houver uma ruptura de um cabo de fibra óptica ou uma pane em algum *hop* do caminho óptico, a conexão será perdida por não haver um mecanismo de re-roteamento do caminho. Conseqüentemente, o índice de probabilidade de bloqueio será elevado para este tipo de roteamento;
- Roteamento Fixo-Alternado: permite rotas múltiplas em suas Tabelas de Roteamento. Neste caso, cada nó tem um conjunto de rotas alternativas em sua Tabela de Roteamento, ordenadas deste a menor à maior. Desta maneira, se a menor rota não puder ser usada para estabelecer a conexão, uma rota alternativa é atribuída. Este método reduz a probabilidade de bloqueio comparado com o método de rotas fixas;
- Roteamento Adaptativo: a rota entre o par de nós (fonte, destino) é escolhida dinamicamente baseada no estado da rede. Cada enlace possui, por exemplo, um custo: (a) se o enlace estiver disponível, então o custo será unitário ( $C = 1$ ); se o enlace estiver sendo utilizado, então o custo será infinito ( $C = \infty$ ); e (c) se houver um conversor de

comprimentos de onda, o custo será ( $C = c$ ), em que  $1 < c < \infty$ . Para configurar uma conexão, o custo mínimo do caminho entre o par de nós (fonte, destino) é calculado dinamicamente. Se houver mais de um caminho com custo mínimo, um deles será escolhido aleatoriamente. Há uma derivação deste método chamado de método de roteamento adaptativo baseado no congestionamento mínimo do caminho (*Least-Congested-Path Adaptive Routing* – LCP). O congestionamento é medido através do número de comprimentos de onda disponíveis no enlace óptico e o congestionamento de um caminho é indicado pelo enlace mais congestionado dentro deste caminho. Assim, o método LCP escolhe aquele caminho óptico que possui o maior número de comprimentos de onda. Vantagem: a probabilidade de bloqueio é a menor dentre os demais métodos mencionados anteriormente, mas este requer um mecanismo de controle e gerenciamento complexo para atualizar as Tabelas de Roteamento dinamicamente;

- Roteamento Distribuído: De acordo com [77], cada nó mantém uma Tabela de Roteamento para cada comprimento de onda que especifica o próximo *hop* e o custo associado ao menor caminho para cada destino neste comprimento de onda. O custo poderá refletir o número de *hops* ou a distância dos enlaces. A Tabela de Roteamento é construída através do algoritmo Bellman-Ford. Neste método, o nó que recebe o pedido de conexão escolhe o comprimento de onda que resulta no menor custo – representado ou em termos de números de *hops* ou da distância do enlace – até o nó adjacente que por sua vez o encaminhará até o próximo nó no caminho, chegando ao nó-destino. Desvantagem: as Tabelas de Roteamento apresentam apenas as informações dos nós adjacentes e, portanto, o tempo para estabelecer uma conexão poderá ser maior do que aquelas Tabelas de Roteamento que contêm as informações de todos os nós da rede.

O algoritmo RA proposto está baseado no método de roteamento adaptativo e em algumas diretrizes de [34] - [36], e tem por objetivo selecionar as melhores rotas utilizando, como métrica de custo, alguns dos principais parâmetros da rede óptica, tais como: conjunto de comprimentos de onda por enlace óptico, taxa de transmissão dos canais ópticos, distância e número de *hops*.

O algoritmo RA proposto exige uma outra abordagem da definição de capacidade do enlace que será descrita, a seguir. Considere  $\psi$  o estado da rede e o número total de comprimentos de

onda por enlace  $l$  igual a  $W$ , cuja taxa de transmissão em bits por comprimento de onda é igual a  $B$ , em uma rede óptica monofibra. No WLC, a capacidade do enlace  $l$ ,  $C(W, B)_l$ , é a vazão (*throughput*), em bits por segundo, que passa pelo enlace  $l$  definida através da Eq. 4.1:

$$C(W, B)_l = W \cdot B \quad \text{Eq. 4.1}$$

Analogamente à Eq. 4.1, a capacidade do enlace  $l$  disponível no estado de rede  $\psi$ ,  $C(u, B, \psi)_l$ , é definida através da Eq. 4.2:

$$C(u, B, \psi)_l = W \cdot B \cdot (1 - u) \quad \text{Eq. 4.2}$$

em que:

$u$  = razão do número de comprimentos de onda utilizados por  $W$ .

Seja  $\Lambda$  o conjunto de  $p$  rotas entre o nó-fonte e o nó-destino,  $p \in \Lambda$ , a Eq. 4.2 mostra que quando  $u$  aumenta,  $C(u, B, \psi)_l$  diminui e, conseqüentemente, o enlace  $l$  irá se congestionar. Isto significa que a Estratégia de Roteamento deverá evitar a seleção deste enlace  $l$  como parte do caminho óptico  $p$  escolhido para um dado pedido de conexão. Portanto, o custo para escolher este enlace  $l$  será elevado. Ademais, a Estratégia de Roteamento deverá considerar também os parâmetros “distância” e “número de *hops*” na escolha de uma rota. Tanto o número de *hops* quanto a distância poderão aumentar o custo na escolha de um caminho. Por exemplo: se a rota for composta de muitos *hops* ou se ela for longa, isto acarretará numa elevação do custo para a escolha desta rota porque aumentará a probabilidade de bloqueio quando se desejar utilizar o mesmo comprimento de onda em pedidos de conexão futuros. A escolha de rotas longas também propicia mais facilmente a degradação do sinal óptico, resultando numa BER elevada que, por conseqüência, aumentará a probabilidade de bloqueio.

Portanto, a Estratégia de Roteamento deste algoritmo é definida pela Eq. 4.3:

$$\text{Min}_{p \in A} M_p = (H^K + 1) \cdot \sum_{l=1}^n \frac{D_l}{C(u, B, \psi)_l^Q} \quad \text{se } u \neq 1 \quad \text{Eq. 4.3}$$

em que:

$M_p$  = métrica de custo da rota  $p$ ;

$A = \{p = \text{rotas entre o nó-origem ao nó-destino}\}$ ;

$H$  = número de *hops* da rota  $p$ ;

$D_l$  = comprimento do enlace  $l$ ;

$n$  = número de enlaces da rota  $p$ ;

$C(u, B, \psi)$  = capacidade do enlace  $l$  disponível no estado de rede  $\psi$ ;

$K, Q$  = parâmetros ajustáveis;

e

$$\sum_{l=1}^n D_l \leq R_{\max} \quad \text{Eq. 4.4}$$

em que:

$R_{\max}$  = alcance máximo de transmissão de um sinal óptico do OXC sem *regeneração 3R*. Neste trabalho, considerou-se  $R_{\max} = 600$  Km e 1600 Km.

O objetivo da *Estratégia de Roteamento do Algoritmo WLC* é minimizar  $M_p$  como é apresentado na Eq. 4.3. Na Eq. 4.3,  $M_p$  representa o resultado das influências do número de *hops*, distância dos enlaces e capacidade de enlace disponível na escolha de uma rota  $p$  para um dado pedido de conexão. Ambas as influências do número de *hops* e capacidade de enlace na escolha de um caminho podem ser tão sensíveis quanto possível através dos parâmetros ajustáveis  $K$  e  $Q$ . Os parâmetros ajustáveis  $K$  e  $Q$  indicam os pesos atribuídos ao número de *hops* e à largura de banda, respectivamente. Os valores destes parâmetros dependem da Classe de Serviço (CoS). Por exemplo: serviços interativos como vídeo-conferência refletirá um peso maior no parâmetro “atraso de propagação” que está diretamente relacionado com o número de *hops*. Quanto maior o número de *hops*, maior será o atraso por comutação nos *hops* e, conseqüentemente, refletirá no aumento do atraso de propagação do tráfego entre o par de nós (fonte, destino); já a transferência

de arquivos refletirá um peso maior no parâmetro “largura de banda”. Quando  $u$  for igual a 1 no enlace  $l$ , este indicará que o enlace  $l$  está congestionado e que  $M_p$  é configurado com o valor *infinito*. A influência dos parâmetros de ajuste  $K$  e  $Q$  no desempenho dos algoritmos de roteamento WLC e WLCex serão discutidos em detalhes no Apêndice B.

Um ponto importante considerado na *Estratégia de Roteamento* deste algoritmo é a *condição do alcance máximo de transmissão dos canais ópticos por caminho óptico (lightpath)* dos Equipamentos DWDM. Esta *restrição* representa uma limitação real dos Equipamentos DWDM porque a potência transmitida do sinal óptico de cada canal sofre uma redução ao longo da sua propagação devido aos efeitos lineares [37] [38] da fibra óptica. Com isso, este sinal óptico além de ter seu nível de potência reduzido, sofre também um deslocamento temporal, uma degradação no formato do pulso e de *crosstalk* (interferência causada por outros canais ópticos). Como consequência, o Equipamento DWDM que estiver recebendo estas informações terá dificuldade de detectar os pulsos ópticos e seus níveis lógicos binários corretamente, gerando um erro. Esta seqüência de erros dá origem à Taxa de Erro em Bits (*Bit Error Rate - BER*). Os valores de BER aceitos hoje em *sistemas comerciais instalados* é  $10^{-9}$  em redes metro-acesso e  $10^{-12}$  em redes metro-tronco e longa distância. O alcance máximo de transmissão dos canais ópticos depende de um conjunto de variáveis, tais como: número de comprimentos de onda utilizados nos enlaces ópticos que compõem o caminho óptico ponto-a-ponto, taxa de transmissão por canal, do tipo de fibra óptica e a tecnologia empregada nos Equipamentos DWDM que poderá conter amplificadores ópticos, mecanismo de correção antecipado de erros (*Forward-Error Correction – FEC*) e de compensação de dispersão, amplificação Raman, circuitos de bombeio (*pumpers*) e elevadores (*boosters*). Desta forma, como o alcance máximo de transmissão dos canais ópticos depende do número de comprimentos de onda utilizados, adotou-se para simplificação da análise de desempenho das redes ópticas sem perda de detalhes e com boa aproximação dos resultados, *comercialmente 600 Km para todo e qualquer comprimento de onda alocado no caminho óptico ponto-a-ponto sem regeneração 3R (Recover Power, Recover Shape and Recover Time)* dos canais ópticos. Este valor pode ser ajustado dentro das especificações dos Equipamentos DWDM de cada fabricante. Em geral, este valor comercial pode variar de 400 Km a 1200 Km sem regeneração 3R com as tecnologias disponíveis nos Equipamentos DWDM e fibras ópticas atualmente.

Esta Estratégia de Roteamento do algoritmo WLC pode ser estendida (WLCex) e é definida pela Eq. 4.5:

$$\text{Min}_{p \in \Lambda} M_p = \frac{(H^K + 1)}{D_{total_p}} \cdot \sum_{l=1}^n \frac{D_l}{C(u, B, \psi)_l^Q} \quad \text{se } u \neq 1 \quad \text{Eq. 4.5}$$

em que:

$M_p$  = métrica de custo da rota  $p$ ;

$\Lambda = \{p = \text{rotas entre o nó-origem ao nó-destino}\}$ ;

$H$  = número de *hops* da rota  $p$ ;

$D_l$  = comprimento do enlace  $l$ ;

$D_{total_p}$  = comprimento total da rota  $p$ ;

$n$  = número de enlaces da rota  $p$ ;

$C(u, B, \psi)$  = capacidade do enlace  $l$  disponível no estado de rede  $\psi$ ;

$K, Q$  = parâmetros ajustáveis;

e

$$\sum_{l=1}^n D_l \leq R_{max} \quad \text{Eq. 4.6}$$

em que:

$R_{max}$  = alcance máximo de transmissão de um sinal óptico do OXC sem *regeneração 3R*. Neste trabalho, considerou-se  $R_{max} = 600$  Km e 1600 Km.

O objetivo da *Estratégia de Roteamento do Algoritmo WLCex* é minimizar  $M_p$  como é apresentado na Eq. 4.5. As considerações anteriores ao algoritmo WLC podem ser atribuídas ao algoritmo WLCex. Foi inserido o termo  $D_{total_p}$  na Eq. 4.5 para atenuar a influência do parâmetro “distância” na métrica de custo  $M_p$ .

A limitação do algoritmo RA proposto reside na simplificação destas inúmeras variáveis que influenciam o alcance máximo de transmissão dos canais ópticos ( $R_{max}$ ), adotando um valor

único de  $R_{max}$  para qualquer comprimento de onda que seja alocado – independente do número de comprimentos de onda em uso – no caminho óptico conforme foi discutido anteriormente. Esta limitação não é relevante a ponto de produzir perdas significativas dos resultados de desempenho das redes ópticas apresentados pelo algoritmo RA proposto uma vez que fornecido este alcance máximo pelo fabricante, resume-se todo e qualquer efeito linear incidente na propagação dos sinais ópticos na fibra. Uma forma de minimizar estas perdas é estabelecer um gráfico que relacione o alcance máximo de transmissão óptica ( $R_{max}$ ) em função do número de comprimentos de onda alocados ou em função de um grupo de comprimentos de onda alocados (por exemplo: um grupo formado por 8 ou 16 comprimentos de onda).

As vantagens do algoritmo RA proposto consistem em: (1) o cálculo para escolher as melhores rotas é *simples* e *único*, ou melhor, a obtenção da métrica de custo se baseia em uma única expressão definida pela Eq. 4.3 que relaciona o conjunto de comprimentos de onda por enlace óptico, a taxa de transmissão dos canais ópticos, a distância e o número de *hops*; (2) as condições de contorno consideradas pelo algoritmo RA são a topologia e o estado da rede (ou seja, as conexões em uso na rede óptica) e este se baseia no Estado do Enlace (LSA), cujas Tabelas de Roteamento englobam toda a rede; (3) ser um algoritmo aberto para implementação de novos modelos como, por exemplo, o Modelo de Distância em função do Número de Comprimentos de Onda para um valor de BER aceitável (ex:  $BER < 10^{-12}$ ); e (4) a estratégia de roteamento do algoritmo RA proposto apresentou um melhor desempenho em ambientes dinâmicos e distribuídos das redes ITONs em termos de probabilidade de bloqueio em função da carga (em Erlangs) comparado com os algoritmos LSA baseados na distância e no número de *hops* [40] - [42].

Em resumo, o algoritmo WLC seleciona o caminho de menor custo que satisfaz a *Estratégia de Roteamento* definida através da Eq. 4.3.

### **4.3 Condições e Restrições de Simulação**

A *carga na rede* ( $\rho_{rede}$ ) é definida pela Eq. 4.7:

$$\rho_{rede} = N \cdot \frac{\lambda}{\mu} \quad \text{Eq. 4.7}$$

em que:

$N$  = número de nós da rede;

$\lambda$  = taxa média de chegada dos pedidos de conexão por unidade de tempo;

$1/\mu$  = duração média das conexões por unidade de tempo.

As condições de simulação consideradas nesta Tese são: (1) Para qualquer caminho óptico  $p$  escolhido, tem-se  $BER \leq 10^{-12}$ ; (2) As conexões são bidirecionais; (3) Foram simulados 500.000 pedidos de conexão; (4) A taxa média  $\lambda$  segue a Distribuição de Poisson; (5) A taxa média  $1/\mu$  segue a Distribuição Exponencial Negativa; e (6) A geração de tráfego – pedidos de conexão entre o par de nós (fonte, destino) – segue a Distribuição Uniforme.

As restrições consideradas nesta Tese são: (1) Não há conversão de comprimentos de onda; (2) as redes simuladas possuem apenas 1 par de fibras ópticas (1 fibra para transmissão e outra para recepção); e (3) O alcance limite de transmissão dos canais ópticos para **qualquer caminho luminoso** apenas **com amplificadores ópticos** é igual a **600 Km**; e é igual a **1600Km com Regeneração parcial** (com amplificadores EDFA e Raman e módulos de compensação de dispersão).

#### **4.4 Resultados de Simulação do Algoritmo de Roteamento WLC**

Os resultados foram divididos em duas subseções de acordo com a topologia de rede considerada na simulação.

#### 4.4.1 Resultado de Simulação do Algoritmo WLC para Redes Metropolitanas

Esta subseção apresenta os resultados de simulação de duas redes ópticas monofibras regulares hipotéticas: (1) *Rede Óptica Metro-Acesso* em malha conforme ilustrado na Figura 6(a) (denomina-se: “Net1”); (2) *Rede Óptica Metro-Tronco* em malha conforme ilustrado na Figura 6(b) (denominada: “Net2”). Na Figura 6(a), todos os caminhos são satisfeitos pela condição descrita na Eq. 4.4 para qualquer pedido de conexão (denomina-se: “Cenário1”). Entretanto, a Eq. 4.4 representa uma *restrição de alcance dos canais ópticos* para a rede “Net2”, pois alguns caminhos apresentam distâncias totais superiores a  $R_{max} = 600$  Km, conforme ilustrado na Figura 6(b) (denomina-se: “Cenário2”). Baseado em ambos os casos, examinou-se o desempenho do algoritmo WLC comparado com os algoritmos SDP, SHP, LS-d e LS-h. Nestas simulações, consideraram-se os seguintes valores para os parâmetros do WLC:  $K = 1$ ;  $B = 10$  Gbps e  $Q = 2,5$ . Para todos os algoritmos de roteamento aplicados às redes “Net1” e “Net2”, assumiu-se  $R_{max} = 600$  Km e o conjunto de comprimentos de onda  $W = 8$  e 16 comprimentos de onda.

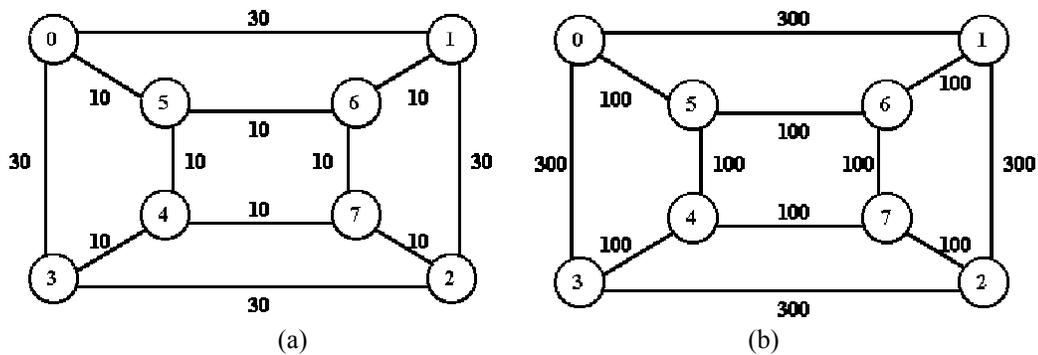


Figura 6: Exemplo das Rede Óptica Monofibra Simuladas: (a) Rede de Acesso-Metropolitano “Net1” em Malha; (b) Rede de Longa Distância “Net2” em Malha.

A Figura 7 apresenta a probabilidade de bloqueio de todos os algoritmos de roteamento mencionados anteriormente em função da carga da rede (em Erlangs) para a rede “Net1” com 8 comprimentos de onda. Observe que os algoritmos de roteamento baseados no número de *hops* (ex: SHP e LS-h) apresentam um desempenho melhor que os algoritmos de roteamento baseados na distância (ex: SDP e LS-d). Ademais, buscar um caminho que minimize o número de *hops* leva a uma probabilidade de bloqueio menor do que aquele que minimiza a distância quando não

há a *condição de restrição de alcance dos canais ópticos* definida pela Eq. 4.4. Entretanto, o LS-h possui um desempenho aproximadamente igual ao WLC quando não há tal restrição conforme é ilustrado na Figura 7.

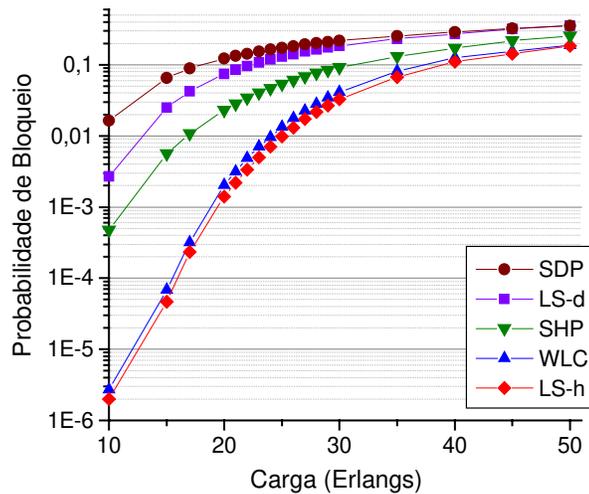


Figura 7: Probabilidade de Bloqueio versus Carga para a rede “Net1” com 8 comprimentos de onda.

A probabilidade de bloqueio de todos os algoritmos de roteamento mencionados anteriormente em função da carga para a rede “Net1” com 16 comprimentos de onda é ilustrado na Figura 8. O algoritmo LS-h tem um desempenho ligeiramente melhor que o WLC quando não há a *condição de restrição de alcance dos canais ópticos*.

Portanto, para aquelas topologias de rede em que o comprimento do caminho óptico *não afeta* a qualidade do sinal óptico e, conseqüentemente, mantém a BER sob um valor limite aceitável ( $BER < 10^{-12}$ ), aconselha-se minimizar o parâmetro “número de hops” ao invés da “distância”.

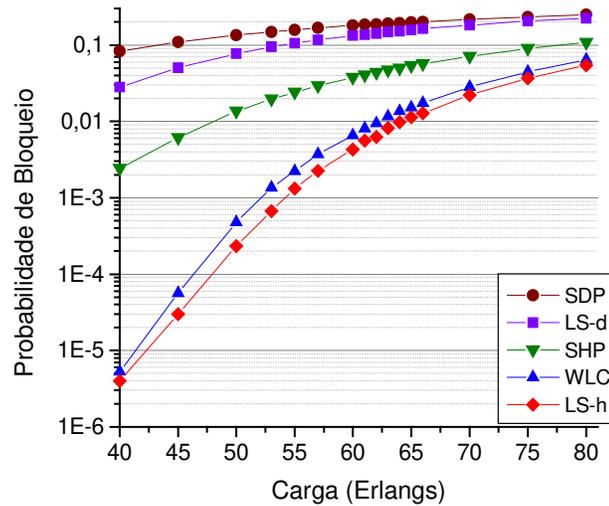


Figura 8: Probabilidade de Bloqueio versus Carga para a rede “Net1” com 16 comprimentos de onda.

Os algoritmos de roteamento baseados no número de *hops* (ex: SHP e LS-h) apresentam um comportamento diferente quando submetidos à *condição de restrição de alcance dos canais ópticos* conforme é ilustrado na Figura 9. Já os algoritmos de roteamento baseados na distância (ex: SDP e LS-d) mantêm o mesmo comportamento. Examinando a faixa de carga entre 5 a 15 Erlangs, observa-se que o algoritmo SDP possui um desempenho melhor do que o SHP. Isto acontece porque o SDP seleciona os caminhos de menor distância que são menores ou iguais a 600 Km e, portanto, a *restrição de alcance dos canais ópticos* não os afeta ao passo que o SHP seleciona os caminhos de menor número de *hops*, tornando-o mais sensível a esta restrição. Acima dos 15 Erlangs, o SHP apresenta um desempenho melhor que o SDP devido à sua estratégia de roteamento. Analogamente, o LS-d apresenta um melhor desempenho em relação ao LS-h na faixa de carga entre 5 a 13 Erlangs, mas pior acima de 13 Erlangs. Observando cuidadosamente o comportamento dos algoritmos de roteamento baseados no número de *hops*, por exemplo: LS-h, quando este apresenta um desempenho melhor que o LS-d, pode-se observar que a curva de probabilidade de bloqueio do LS-h se eleva suavemente comparado ao LS-d. Abaixo dos 25 Erlangs, a causa predominante de bloqueio das conexões para os algoritmos de roteamento baseados no número de *hops* ocorre devido à indisponibilidade de rotas, cujos comprimentos sejam menores ou iguais a 600 Km, conforme é ilustrado na Figura 9. Acima de 25 Erlangs, a causa predominante de bloqueio das conexões para os algoritmos de roteamento

baseados no número de *hops* ocorre devido à indisponibilidade de comprimentos de onda para serem atribuídos às rotas selecionadas válidas.

Para uma carga igual a 5 Erlangs, observa-se também que o algoritmo WLC apresenta uma probabilidade de bloqueio inferior a  $2 \cdot 10^{-6}$  e, por este motivo, não foi representado na Figura 9.

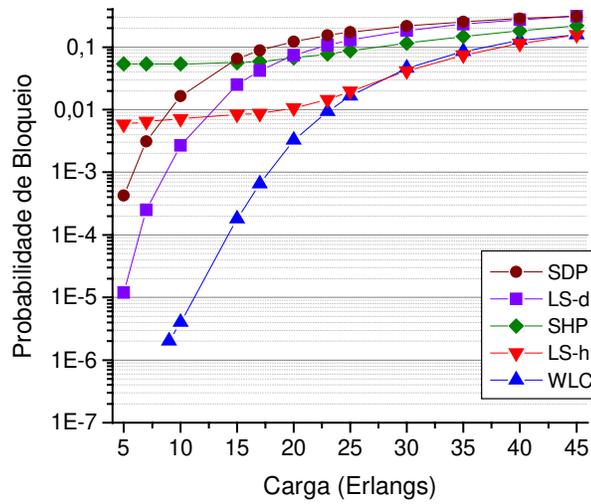


Figura 9: Probabilidade de Bloqueio versus Carga para a rede “Net2” com 8 comprimentos de onda.

Na Figura 9, o WLC apresenta um desempenho superior aos algoritmos de roteamento tradicionais SDP, SHP, LS-d e LS-h para probabilidades de bloqueio inferiores a 1% na rede “Net2” com 8 comprimentos de onda. A Figura 10 reafirma o melhor desempenho do WLC em relação aos demais algoritmos de roteamento para a rede “Net2” com 16 comprimentos de onda. Nos dois cenários de rede (“Net1” e “Net2”), o algoritmo WLC apresentou o mesmo comportamento da curva de probabilidade de bloqueio apesar de sua probabilidade de bloqueio ser ligeiramente superior para a rede “Net1”. Similar aos algoritmos SDP e LS-d, o bloqueio das conexões ocorreu no algoritmo WLC devido à indisponibilidade de comprimentos de onda para serem atribuídos às rotas selecionadas.

Portanto, para aquelas topologias de rede em que o comprimento do caminho óptico *afeta* a qualidade do sinal óptico e, conseqüentemente, aumenta a BER para um valor acima do limite aceitável, aconselha-se minimizar o parâmetro “distância” ao invés do “número de *hops*”.

Para uma carga igual a 30 Erlangs, observa-se também que o algoritmo WLC apresenta uma probabilidade de bloqueio inferior a  $2 \cdot 10^{-6}$  e, por este motivo, não foi representado na Figura 10.

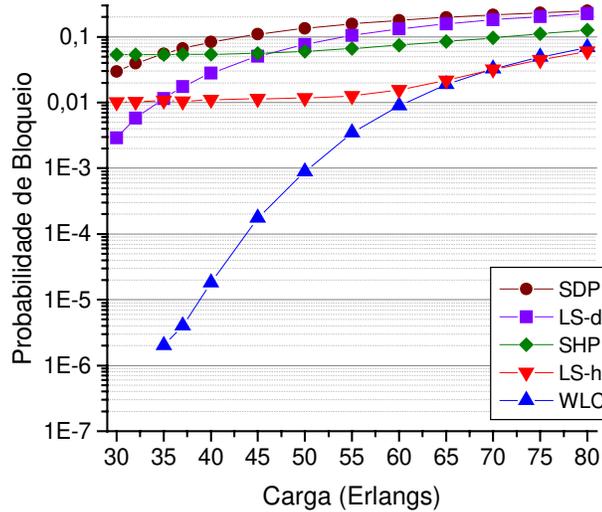


Figura 10: Probabilidade de Bloqueio versus Carga para a rede “Net2” com 16 comprimentos de onda.

Em ambos os cenários 1 e 2, a *Estratégia de Roteamento do Algoritmo WLC* se adapta às diferentes características da rede, onde seja necessário minimizar tanto o número de *hops* (“Cenário 1”) quanto a “distância” (“Cenário 2”), mas sempre maximizando a capacidade do enlace. Portanto, *Estratégia de Roteamento do Algoritmo WLC* proposta combina harmoniosamente os parâmetros “número de *hops*”, “distância” e “capacidade livre do enlace” em uma *única métrica de custo* de modo a alcançar baixas taxas de bloqueio de conexões.

#### 4.4.2 Resultado de Simulação do Algoritmo WLC para a Rede NSFNET

Esta subseção apresenta os resultados de simulação da rede óptica monofibra NSFNET [78] com 14 nós em malha conforme ilustrado na Figura 11 (denominada: “Net3”). Dois cenários foram analisados: (1) Não houve *restrição de alcance dos canais ópticos*, portanto, todos os caminhos foram satisfeitos pela condição descrita na Eq. 4.4 para qualquer pedido de conexão (denomina-se: “Cenário3”); (2) Houve *restrição de alcance dos canais ópticos* igual a  $R_{max} =$

1600 Km para a rede “Net3”(denomina-se: “Cenário4”). O valor de  $R_{max} = 1600$  Km representa o alcance máximo de transmissão dos canais ópticos realizados por equipamentos DWDM comerciais – os quais têm incorporado à sua estrutura, módulos de amplificadores EDFA e Raman e módulos de compensação de dispersão (DCM) – que atingem este valor de 1600 Km. Como a rede “Net3” tem alguns enlaces maiores que 1600 Km, sua topologia sofreria alterações lógicas porque se fosse gerado um pedido de conexão entre o par de nós pertencente a este caminho superior a 1600 Km, certamente seria bloqueado por não haver nenhuma rota possível de comunicação entre este par de nós. Pensando-se nesta situação, mediu-se o caminho mínimo para que houvesse *pelo menos uma rota de comunicação* entre todos os nós da rede e, este valor foi igual a 4800 Km. Para adequar à restrição  $R_{max} = 1600$  Km no “Cenário 4”, aplicou-se a redução de escala 3:1 para a rede “Net3”. Desta maneira, qualquer nó da rede poderá se comunicar com os demais através de *pelo menos uma* rota. O “Cenário4” visa avaliar a estratégia de roteamento dos algoritmos RA na escolha de rotas que minimizem a probabilidade de bloqueio dos pedidos de conexão na rede.

Baseado em ambos os casos, examinou-se o desempenho do algoritmo WLC comparado com os algoritmos SDP, SHP, LS-d e LS-h. Nas simulações do “Cenário 3”, consideraram-se os seguintes valores para os parâmetros do WLC:  $K = 1$ ;  $B = 10$  Gbps e  $Q = 2,5$  para um conjunto  $W = 16$  comprimentos de onda e, posteriormente, utilizou-se  $K = 1$ ;  $B = 10$  Gbps e  $Q = 2,7$  para um conjunto  $W = 8$  e 16 comprimentos de onda. O objetivo de fazer uma pequena variação no valor do parâmetro  $Q$ , mantendo fixo o valor de  $K$ , é avaliar a sensibilidade do algoritmo WLC em relação à largura de banda, cujos resultados são expressos em termos da probabilidade de bloqueio. Nas simulações do “Cenário 4”, consideraram-se os seguintes valores para os parâmetros do WLC:  $K = 1$ ;  $B = 10$  Gbps e  $Q = 2,7$  para um conjunto  $W = 8$  e 16 comprimentos de onda.

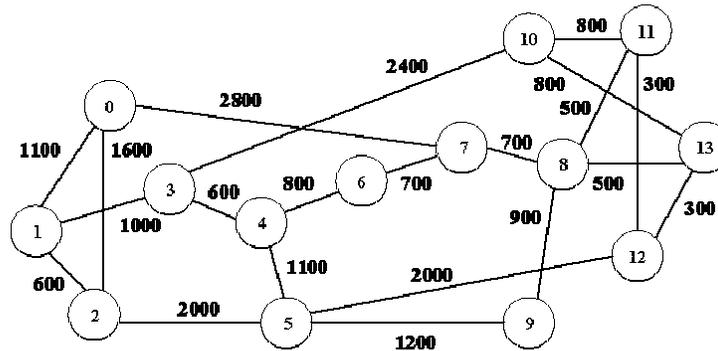


Figura 11: Exemplo de Rede Óptica NSFNET Monofibra com 14 nós em Malha.

A Figura 12 ilustra a probabilidade de bloqueio dos algoritmos de roteamento SDP, SHP, LS-d, LS-h e WLC ( $K = 1$  e  $Q = 2,5$ ) para o “Cenário 3” com 16 comprimentos de onda. Observa-se que o algoritmo de roteamento proposto WLC apresenta um desempenho melhor que os demais algoritmos quando não há restrição de alcance de transmissão dos canais ópticos para um conjunto de 16 comprimentos de onda por enlace. Para uma probabilidade de bloqueio igual a 1%, verifica-se que o algoritmo WLC suporta uma carga de aproximadamente 67 Erlangs enquanto que o algoritmo LS-h suporta uma carga de 64 Erlangs. Isto significa que o WLC suporta no mínimo 4,69% a mais de carga do que o LS-h para probabilidades de bloqueio inferiores ou iguais a 1%.

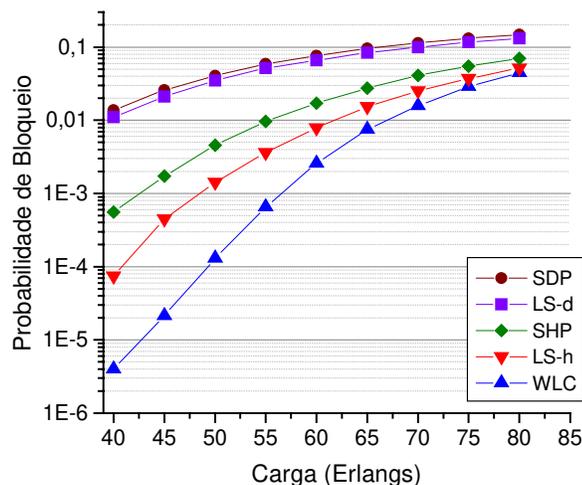


Figura 12: Probabilidade de Bloqueio versus Carga do WLC com  $K = 1$  e  $Q = 2,5$  para o “Cenário 3” com 16 comprimentos de onda.

A Figura 13 ilustra a probabilidade de bloqueio dos algoritmos de roteamento SDP, SHP, LS-d, LS-h e WLC ( $K = 1$  e  $Q = 2,7$ ) para o “Cenário 3” com 8 comprimentos de onda. Observa-se que mesmo variando o valor de  $Q$  de 2,5 para 2,7, o algoritmo de roteamento proposto WLC apresenta um desempenho melhor que os demais algoritmos quando não há restrição de alcance de transmissão dos canais ópticos para um conjunto de 8 comprimentos de onda por enlace. Para uma probabilidade de bloqueio igual a 1%, verifica-se que o algoritmo WLC suporta uma carga de aproximadamente 25 Erlangs enquanto que o algoritmo LS-h suporta uma carga de 22,5 Erlangs. Isto significa que o WLC suporta no mínimo 11,11% a mais de carga do que o LS-h para probabilidades de bloqueio inferiores ou iguais a 1%.

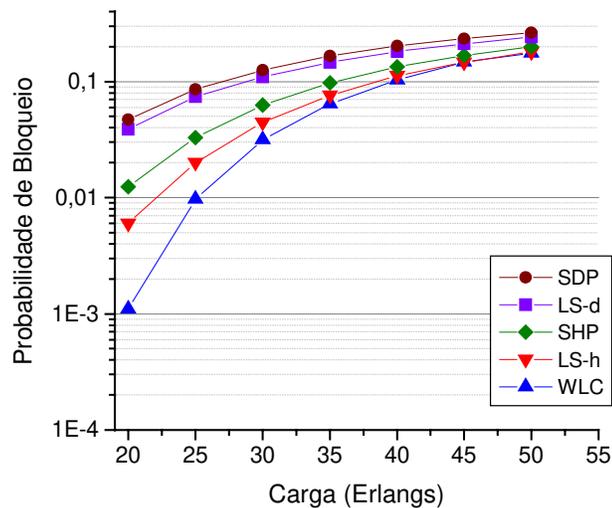


Figura 13: Probabilidade de Bloqueio versus Carga do WLC com  $K = 1$  e  $Q = 2,7$  para o “Cenário 3” com 8 comprimentos de onda.

A Figura 14 ilustra a probabilidade de bloqueio dos algoritmos de roteamento SDP, SHP, LS-d, LS-h e WLC ( $K = 1$  e  $Q = 2,7$ ) para o “Cenário 3” com 16 comprimentos de onda. Observa-se que o algoritmo de roteamento proposto WLC apresenta um desempenho melhor que os demais algoritmos quando não há restrição de alcance de transmissão dos canais ópticos para um conjunto de 16 comprimentos de onda por enlace. Para uma probabilidade de bloqueio igual a 1%, verifica-se que o algoritmo WLC suporta uma carga de aproximadamente 67 Erlangs enquanto que o algoritmo LS-h suporta uma carga de 64 Erlangs. Isto significa que o WLC

suporta no mínimo 4,69% a mais de carga do que o LS-h para probabilidades de bloqueio inferiores ou iguais a 1%.

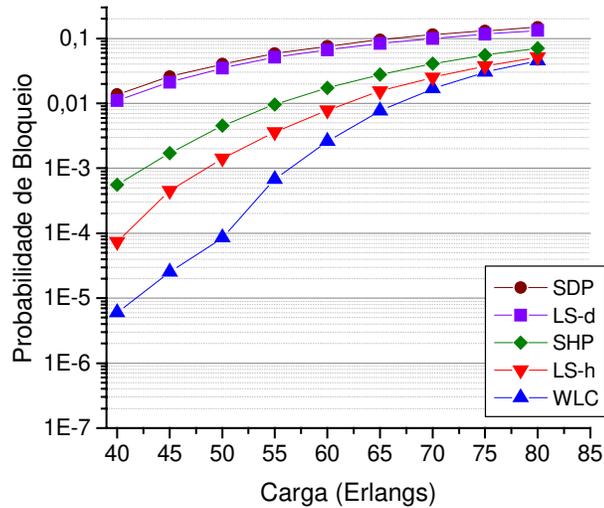


Figura 14: Probabilidade de Bloqueio versus Carga do WLC com  $K = 1$  e  $Q = 2,7$  para o “Cenário 3” com 16 comprimentos de onda.

Entre os algoritmos de roteamento com as estratégias de minimização dos parâmetros “distância” e “número de hops”, nota-se que os algoritmos SHP e LS-h apresentam um desempenho superior aos algoritmos SDP e LS-d quando não há restrição de alcance dos canais ópticos.

É importante notar que mesmo para uma rede irregular como a NSFNet, o comentário feito anteriormente de que quando o comprimento do caminho óptico *não afeta* a qualidade do sinal óptico e, conseqüentemente, mantém a BER sob um valor limite aceitável ( $BER < 10^{-12}$ ), aconselha-se minimizar o parâmetro “número de hops” ao invés da “distância” é reafirmado nestas simulações.

A Figura 15 ilustra a probabilidade de bloqueio dos algoritmos de roteamento SDP, SHP, LS-d, LS-h e WLC ( $K = 1$  e  $Q = 2,7$ ) para o “Cenário 4” com 8 comprimentos de onda. Observa-se que o algoritmo de roteamento proposto WLC apresenta um desempenho melhor que os demais algoritmos quando há restrição de alcance de transmissão dos canais ópticos para um conjunto de 8 comprimentos de onda por enlace.

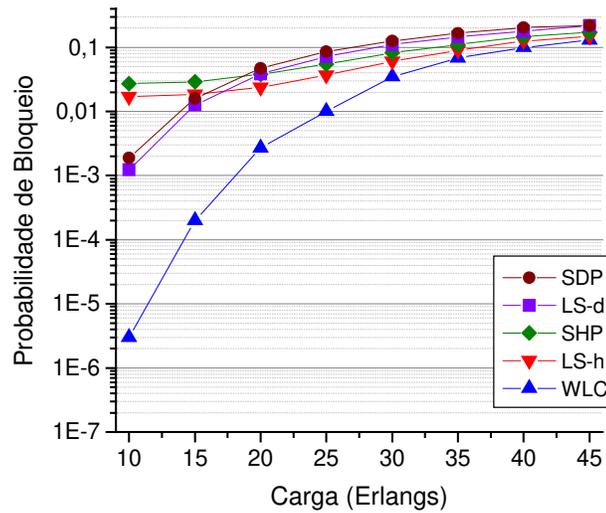


Figura 15: Probabilidade de Bloqueio versus Carga do WLC com  $K = 1$  e  $Q = 2,7$  para o “Cenário 4” com 8 comprimentos de onda.

A Figura 16 ilustra a probabilidade de bloqueio dos algoritmos de roteamento SDP, SHP, LS-d, LS-h e WLC ( $K = 1$  e  $Q = 2,7$ ) para o “Cenário 4” com 16 comprimentos de onda. Observa-se que o algoritmo de roteamento proposto WLC apresenta um desempenho melhor que os demais algoritmos quando há restrição de alcance de transmissão dos canais ópticos para um conjunto de 16 comprimentos de onda por enlace.

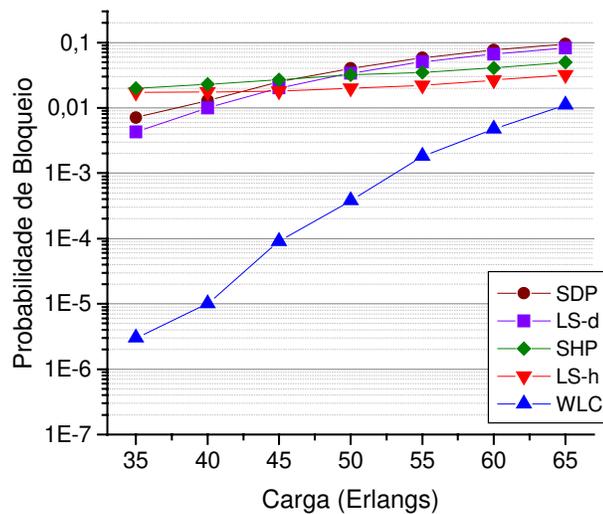


Figura 16: Probabilidade de Bloqueio versus Carga do WLC com  $K = 1$  e  $Q = 2,7$  para o “Cenário 4” com 16 comprimentos de onda.

Entre os algoritmos de roteamento com as estratégias de minimização dos parâmetros “distância” e “número de *hops*”, nota-se que os algoritmos SDP e LS-d apresentam um desempenho superior aos algoritmos SHP e LS-h para probabilidades de bloqueio inferiores a 1% quando há restrição de alcance dos canais ópticos.

É importante notar que mesmo para uma rede irregular como a NSFNet, o comentário feito anteriormente de que quando o comprimento do caminho óptico *afeta* a qualidade do sinal óptico e, conseqüentemente, mantém a BER sob um valor limite aceitável ( $BER < 10^{-12}$ ), aconselha-se minimizar o parâmetro “distância” ao invés do “número de *hops*” é reafirmado nestas simulações.

## **4.5 Resultados de Simulação do Algoritmo de Roteamento WLCex**

Os resultados foram divididos em duas subseções de acordo com a topologia de rede considerada na simulação.

### **4.5.1 Resultado de Simulação do Algoritmo WLCex para Redes Metropolitanas**

Esta subseção apresenta os resultados de simulação de duas redes ópticas monofibras regulares hipotéticas: (1) *Rede Óptica Metro-Acesso* em malha conforme ilustrado na Figura 17(a) (denomina-se: “Net1”); (2) *Rede Óptica Metro-Tronco* em malha conforme ilustrado na Figura 17(b). Na Figura 17(a), todos os caminhos são satisfeitos pela condição descrita na Eq. 4.6 para qualquer pedido de conexão (denomina-se: “Cenário1”). Entretanto, a Eq. 4.6 representa uma *restrição de alcance dos canais ópticos* para a rede “Net2”, pois alguns caminhos apresentam distâncias totais superiores a  $R_{max} = 600$  Km, conforme ilustrado na Figura 17(b)(denomina-se: “Cenário2”). Baseado em ambos os casos, examinou-se o desempenho do algoritmo WLCex comparado com os algoritmos SDP, SHP, LS-d e LS-h. Nestas simulações, consideraram-se os seguintes valores para os parâmetros do WLCex:  $K = 1,5$ ;  $B = 10$  Gbps e  $Q = 1,1$ . Para todos os algoritmos de roteamento aplicados às redes “Net1” e “Net2”, assumiu-se  $R_{max} = 600$  Km e o conjunto de comprimentos de onda  $W = 8$  e 16 comprimentos de onda.

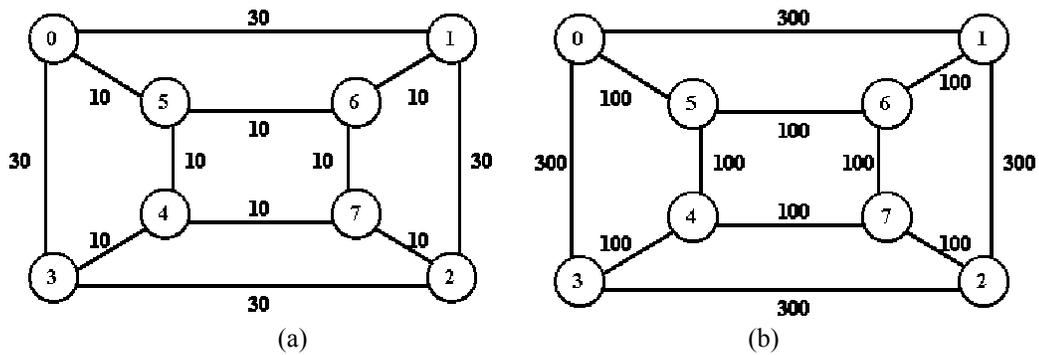


Figura 17: Exemplo das Rede Óptica Monofibra Simuladas: (a) Rede de Acesso-Metropolitano “Net1” em Malha; (b) Rede de Longa Distância “Net2” em Malha.

A Figura 18 apresenta a probabilidade de bloqueio de todos os algoritmos de roteamento mencionados anteriormente em função da carga da rede (em Erlangs) para a rede “Net1” com 8 comprimentos de onda. Observe que o WLCex apresentou um desempenho ligeiramente melhor que o LS-h com a inserção do termo  $D_{total_p}$  à métrica de custo  $M_p$  definida pela Eq. 4.5 e apresentou um desempenho superior em relação aos demais algoritmos de roteamento clássicos sob a ausência da *condição de restrição de alcance dos canais ópticos* definida pela Eq. 4.6. A inserção do termo “ $D_{total_p}$ ” na Eq. 4.5 possibilitou que a métrica de custo  $M_p$  se tornasse mais sensível à capacidade livre do enlace e ao número de *hops* uma vez que a influência do termo “distância” é minimizado. O estudo da influência do termo “ $D_{total_p}$ ” na escolha de rotas pode ser visto no Apêndice C.

Para uma carga igual a 10 Erlangs, observa-se também que o algoritmo WLCex apresenta uma probabilidade de bloqueio inferior a  $2 \cdot 10^{-6}$  e, por este motivo, não foi representado na Figura 18.

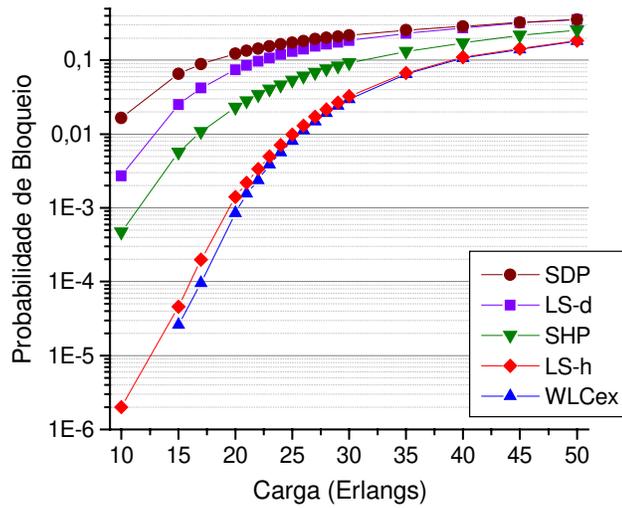


Figura 18: Probabilidade de Bloqueio versus Carga para a rede “Net1” com 8 comprimentos de onda.

A Figura 19 ilustra o desempenho dos algoritmos de roteamento clássicos e do algoritmo WLCex em termos da probabilidade de bloqueio para a rede “Net1” com 16 comprimentos de onda.

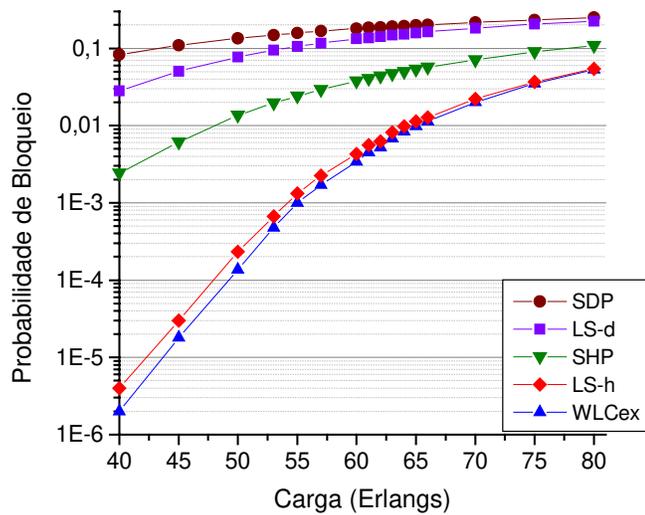


Figura 19: Probabilidade de Bloqueio versus Carga para a rede “Net1” com 16 comprimentos de onda.

O algoritmo WLCex apresentou o melhor desempenho dos algoritmos de roteamento clássicos e do algoritmo WLCex para a rede “Net2” com 8 comprimentos de onda sob a *condição de restrição de alcance dos canais ópticos* conforme é ilustrado na Figura 20. Na Seção anterior, comentou-se sobre o comportamento dos algoritmos de roteamento baseados na distância (ex: SDP e LS-d) e no número de *hops* (ex: SHP e LS-h) quando submetidos a esta restrição conforme é ilustrado na Figura 9.

Para uma carga igual a 5 Erlangs, observa-se também que o algoritmo WLCex apresenta uma probabilidade de bloqueio inferior a  $2 \cdot 10^{-6}$  e, por este motivo, não foi representado na Figura 20.

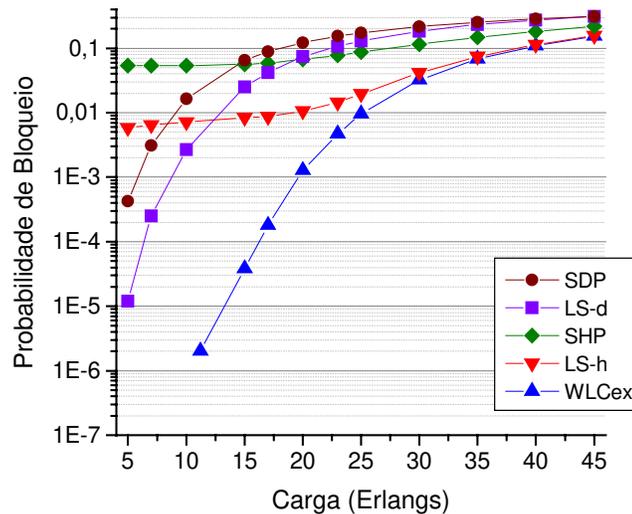


Figura 20: Probabilidade de Bloqueio versus Carga para a rede “Net2” com 8 comprimentos de onda.

A Figura 21 enfatiza o melhor desempenho do WLCex em relação aos demais algoritmos de roteamento para a rede “Net2” com 16 comprimentos de onda. Nos dois cenários de rede (“Net1” e “Net2”), o algoritmo WLCex apresentou o mesmo comportamento da curva de probabilidade de bloqueio. Similar aos algoritmos SDP e LS-d, o bloqueio das conexões ocorreu no algoritmo WLCex devido à indisponibilidade de comprimentos de onda para serem atribuídos às rotas selecionadas.

Para uma carga igual a 30 Erlangs, observa-se também que o algoritmo WLCex apresenta uma probabilidade de bloqueio inferior a  $2 \cdot 10^{-6}$  e, por este motivo, não foi representado na Figura 21.

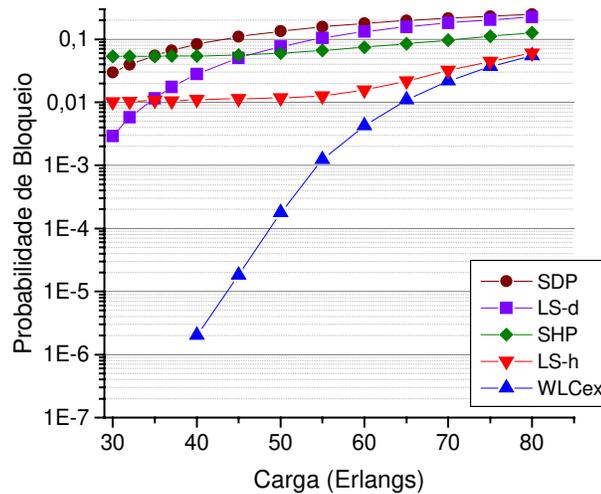


Figura 21: Probabilidade de Bloqueio versus Carga para a rede “Net2” com 16 comprimentos de onda.

A Figura 22 ilustra a porcentagem de pedidos de conexão bloqueados em função da carga (Erlangs) devido às estratégias de roteamento e/ou atribuição de comprimentos de onda para a rede “Net2” com 8 comprimentos de onda. A estratégia de roteamento depende de cada algoritmo, por exemplo: LS-h, WLC e WLCex, e a estratégia de atribuição de comprimentos de onda é a mesma aplicada a todos eles porque apenas o algoritmo FF foi utilizado. Observa-se que as estratégias de roteamento dos algoritmos WLC e WLCex não causam bloqueio dos pedidos de conexão mesmo sob a *condição de restrição de alcance dos canais ópticos* ao passo que a estratégia de roteamento dos algoritmos baseados no número de *hops*, por exemplo: LS-h, influenciou a probabilidade de bloqueio dos pedidos de conexão.

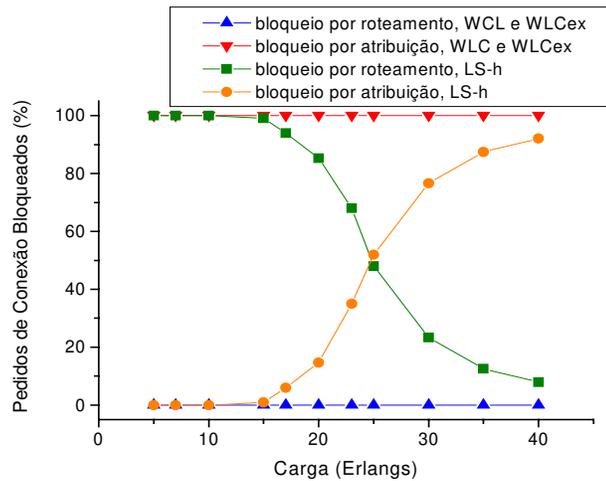


Figura 22: Comparativo entre os algoritmos WLC, WLCex e LS-h em termos de Pedidos de Conexão Bloqueados versus Carga para a rede “Net2” com 8 comprimentos de onda.

A Figura 23 ilustra a porcentagem de pedidos de conexão bloqueados em função da carga (Erlangs) devido às estratégias de roteamento e/ou atribuição de comprimentos de onda para a rede “Net2” com 16 comprimentos de onda. O comportamento dos algoritmos WLC e WLCex permaneceu inalterado e a estratégia de roteamento destes algoritmos não influenciou na probabilidade de bloqueio dos pedidos de conexão como aconteceu no LS-h e SHP.

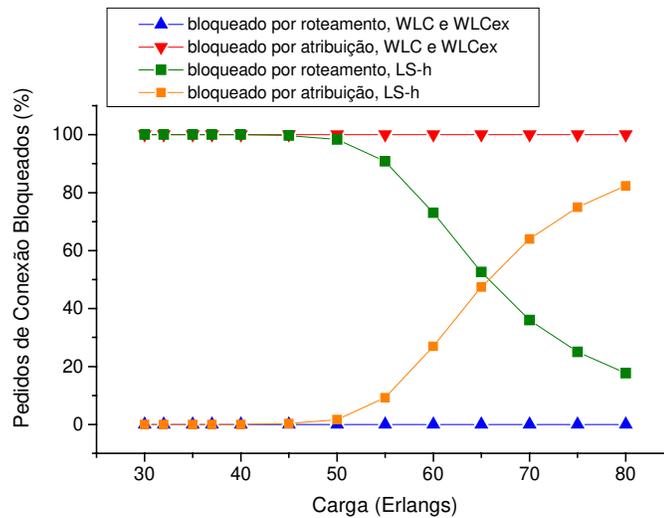


Figura 23: Comparativo entre os algoritmos WLC, WLCex e LS-h em termos de Pedidos de Conexão Bloqueados versus Carga para a rede “Net2” com 16 comprimentos de onda.

#### 4.5.2 Resultado de Simulação do Algoritmo WLCex para a Rede NSFNET

Esta subseção apresenta os resultados de simulação da rede óptica monofibra NSFNET [78] com 14 nós em malha conforme ilustrado na Figura 24 (denominada: “Net3”). Dois cenários foram analisados: (1) Não houve *restrição de alcance dos canais ópticos*, portanto, todos os caminhos foram satisfeitos pela condição descrita na Eq. 4.6 para qualquer pedido de conexão (denomina-se: “Cenário3”); (2) Houve *restrição de alcance dos canais ópticos* igual a  $R_{max} = 1600$  Km para a rede “Net3”(denomina-se: “Cenário4”). Analogamente à subseção 4.4.2, aplicou-se a redução de escala 3:1 para a rede “Net3” de modo que qualquer nó da rede poderá se comunicar com os demais através de *pelo menos* uma rota.

Baseado em ambos os casos, examinou-se o desempenho do algoritmo WLCex comparado com os algoritmos SDP, SHP, LS-d e LS-h. Nas simulações do “Cenário 3”, consideraram-se os seguintes valores para os parâmetros do WLCex:  $K = 1,5$ ;  $B = 10$  Gbps e  $Q = 1,1$  para um conjunto  $W = 16$  comprimentos de onda e, posteriormente, utilizou-se  $K = 1,5$ ;  $B = 10$  Gbps e  $Q = 1,5$  para um conjunto de comprimentos de onda  $W = 8$  e 16 comprimentos de onda. O objetivo de fazer uma pequena variação no valor de  $Q$ , mantendo fixo o valor de  $K$ , é avaliar a sensibilidade do algoritmo WLCex em relação à largura de banda, cujos resultados são expressos em termos da probabilidade de bloqueio. Nas simulações do “Cenário 4”, consideraram-se os seguintes valores para os parâmetros do WLCex:  $K = 1$ ;  $B = 10$  Gbps e  $Q = 1,5$  para um conjunto  $W = 8$  e 16 comprimentos de onda.

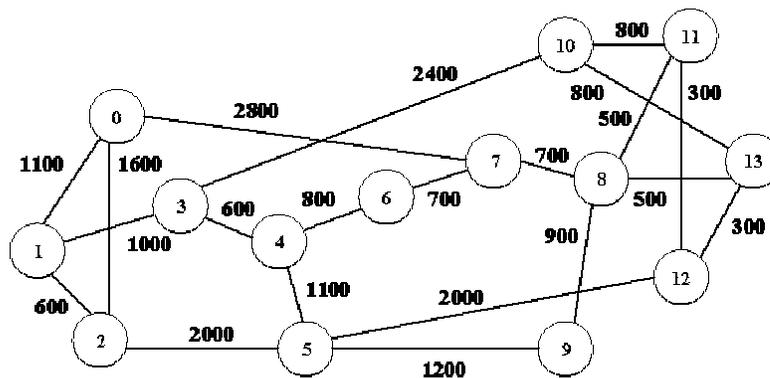


Figura 24: Exemplo de Rede Óptica NSFNET Monofibra com 14 nós em Malha.

A Figura 25 ilustra a probabilidade de bloqueio dos algoritmos de roteamento SDP, SHP, LS-d, LS-h e WLCex ( $K = 1,5$  e  $Q = 1,1$ ) para o “Cenário 3” com 16 comprimentos de onda. Observa-se que o algoritmo de roteamento proposto WLCex apresenta um desempenho melhor que os demais algoritmos quando não há restrição de alcance de transmissão dos canais ópticos para um conjunto de 16 comprimentos de onda por enlace. Para uma probabilidade de bloqueio igual a 1%, verifica-se que o algoritmo WLCex suporta uma carga de aproximadamente 68 Erlangs enquanto que o algoritmo LS-h suporta uma carga de 64 Erlangs. Isto significa que o WLCex suporta no mínimo 6,25% a mais de carga do que o LS-h para probabilidades de bloqueio inferiores ou iguais a 1%.

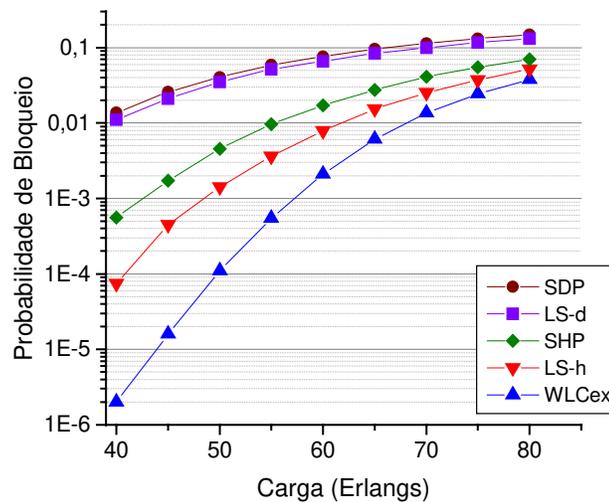


Figura 25: Probabilidade de Bloqueio versus Carga do WLCex com  $K = 1,5$  e  $Q = 1,1$  para o “Cenário 3” com 16 comprimentos de onda.

A Figura 26 ilustra a probabilidade de bloqueio dos algoritmos de roteamento SDP, SHP, LS-d, LS-h e WLCex ( $K = 1,5$  e  $Q = 1,5$ ) para o “Cenário 3” com 8 comprimentos de onda. Observa-se que mesmo variando o valor de  $Q$  de 1,1 para 1,5, o algoritmo de roteamento proposto WLCex apresenta um desempenho melhor que os demais algoritmos quando não há restrição de alcance de transmissão dos canais ópticos para um conjunto de 8 comprimentos de onda por enlace. Para uma probabilidade de bloqueio igual a 1%, verifica-se que o algoritmo

WLCex suporta uma carga de aproximadamente 26 Erlangs enquanto que o algoritmo LS-h suporta uma carga de 22,5 Erlangs. Isto significa que o WLCex suporta no mínimo 15,55% a mais de carga do que o LS-h para probabilidades de bloqueio inferiores ou iguais a 1%.

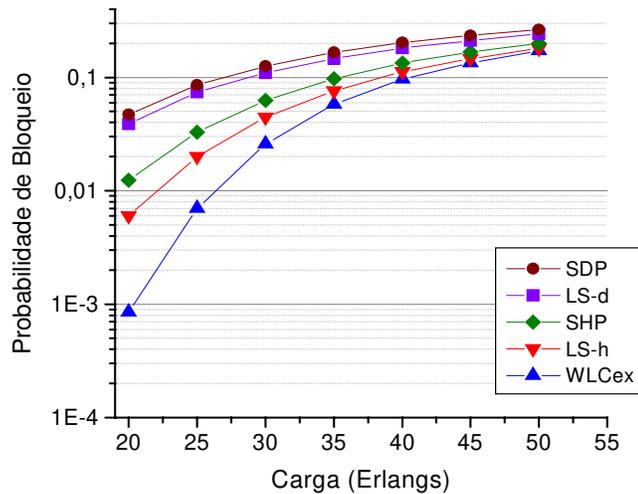


Figura 26: Probabilidade de Bloqueio versus Carga do WLCex com  $K = 1,5$  e  $Q = 1,5$  para o “Cenário 3” com 8 comprimentos de onda.

A Figura 27 ilustra a probabilidade de bloqueio dos algoritmos de roteamento SDP, SHP, LS-d, LS-h e WLCex ( $K = 1,5$  e  $Q = 1,5$ ) para o “Cenário 3” com 16 comprimentos de onda. Observa-se que o algoritmo de roteamento proposto WLCex apresenta um desempenho melhor que os demais algoritmos quando não há restrição de alcance de transmissão dos canais ópticos para um conjunto de 16 comprimentos de onda por enlace. Para uma probabilidade de bloqueio igual a 1%, verifica-se que o algoritmo WLCex suporta uma carga de aproximadamente 69 Erlangs enquanto que o algoritmo LS-h suporta uma carga de 64 Erlangs. Isto significa que o WLCex suporta no mínimo 7,81% a mais de carga do que o LS-h para probabilidades de bloqueio inferiores ou iguais a 1%.

Para uma carga igual a 40 Erlangs, observa-se também que o algoritmo WLCex apresenta uma probabilidade de bloqueio inferior a  $2 \cdot 10^{-6}$  e, por este motivo, não foi representado na Figura 27.

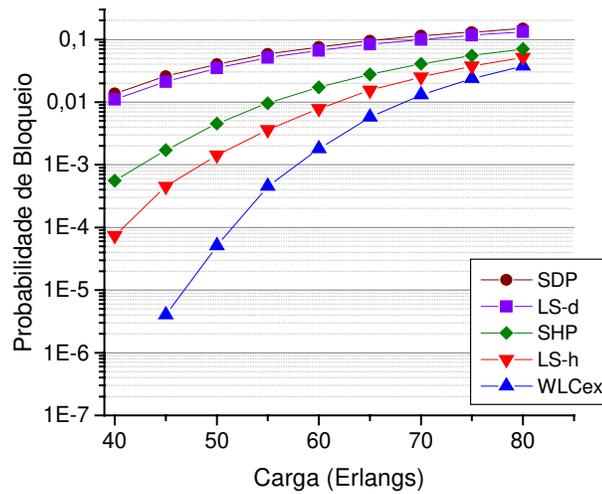


Figura 27: Probabilidade de Bloqueio versus Carga do WLCex com  $K = 1,5$  e  $Q = 1,5$  para o “Cenário 3” com 16 comprimentos de onda.

A Figura 28 ilustra a probabilidade de bloqueio dos algoritmos de roteamento SDP, SHP, LS-d, LS-h e WLCex ( $K = 1,5$  e  $Q = 1,5$ ) para o “Cenário 4” com 8 comprimentos de onda. Observa-se que o algoritmo de roteamento proposto WLCex apresenta um desempenho melhor que os demais algoritmos quando há restrição de alcance de transmissão dos canais ópticos para um conjunto de 8 comprimentos de onda por enlace.

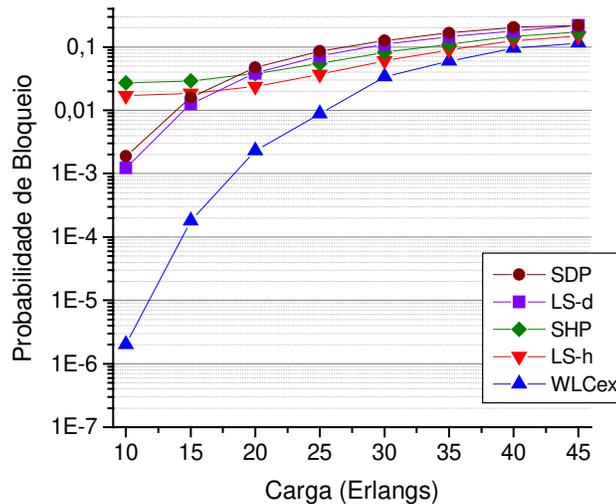


Figura 28: Probabilidade de Bloqueio versus Carga do WLCex com  $K = 1,5$  e  $Q = 1,5$  para o “Cenário 4” com 8 comprimentos de onda.

A Figura 29 ilustra a probabilidade de bloqueio dos algoritmos de roteamento SDP, SHP, LS-d, LS-h e WLCex ( $K = 1,5$  e  $Q = 1,5$ ) para o “Cenário 4” com 16 comprimentos de onda. Observa-se que o algoritmo de roteamento proposto WLCex apresenta um desempenho melhor que os demais algoritmos quando há restrição de alcance de transmissão dos canais ópticos para um conjunto de 16 comprimentos de onda por enlace.

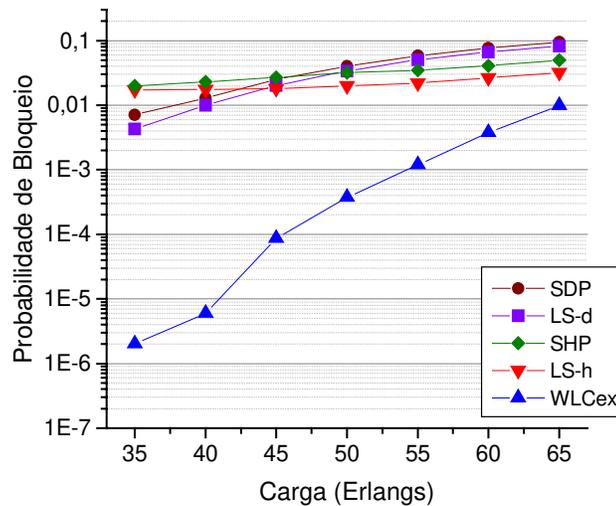


Figura 29: Probabilidade de Bloqueio versus Carga do WLCex com  $K = 1,5$  e  $Q = 1,5$  para o “Cenário 4” com 16 comprimentos de onda.

## 4.6 Conclusão

Este Capítulo abordou os algoritmos de roteamento WLC e WLCex e os resultados de simulação, comparando-os com os algoritmos SDP, SHP, LS-d e LS-h. O desempenho apresentado pelos algoritmos WLC e WLCex foi igual ou superior em relação aos demais algoritmos RAs. Os resultados de simulação mostraram que o comportamento das curvas de probabilidade de bloqueio dos algoritmos RA propostos não foi afetado pela *condição de restrição de alcance dos canais ópticos* enquanto que os demais algoritmos RA baseados em números de *hops* tiveram um drástico aumento no número de pedidos de conexão bloqueados.

## Capítulo 5

# Proposta de um Algoritmo de Atribuição de Comprimentos de Onda para Redes ASON

### 5.1 Introdução

No Capítulo 3, discutiram-se também os parâmetros principais de uma rede óptica que podem ser utilizados na tomada de decisão referente à escolha de um comprimento de onda, cuja representação é feita através das métricas de custo. Alguns algoritmos WA tradicionais, tais como: FF, RCL, DRCL, foram apresentados e serviram como motivação às propostas deste trabalho.

Este Capítulo tem por objetivo descrever o algoritmo proposto de atribuição de comprimentos de onda, denominado *Algoritmo de Atribuição de Comprimentos de Onda baseado na Perda de Capacidade Relativa (Modified – Distributed Relative Capacity Loss – M-DRCL)* [43] - [45]. Este algoritmo constitui uma solução possível do subproblema Atribuição de Comprimentos de Onda como parte do problema RWA discutido no Capítulo 1.

Apresenta-se também neste Capítulo os resultados de simulação do algoritmo WA proposto e de alguns algoritmos WA clássicos em uma rede óptica inteligente e transparente (ITON), apontando os desempenhos de cada um deles. Os algoritmos WA clássicos considerados nesta simulação são: FF, RCL e DRCL.

Em toda a simulação destes algoritmos, utilizou-se a quantidade de 500.000 pedidos de conexão bidirecionais em uma rede óptica sem conversão de comprimentos de onda. Portanto, a

probabilidade de bloqueio mínima que pode ser encontrada nos resultados de simulação é  $2 \cdot 10^{-6}$  a qual representa um pedido de conexão bloqueado.

## **5.2 Algoritmo de Atribuição de Comprimentos de Onda baseado na Perda de Capacidade Relativa (M-DRCL)**

Conforme a apresentação do problema RWA na Seção 1.3, o subproblema Atribuição de Comprimentos de Onda pode ser classificado em: (a) Estática; e (b) Dinâmica [13] [14]. O par de subproblemas Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda Estáticos é conhecido como *Estabelecimento Estático do Caminho Óptico* (SLE – *Static Lightpath Establishment*) e o par de subproblemas Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda Dinâmicos é conhecido como *Estabelecimento Dinâmico do Caminho Óptico* (DLE – *Dynamic Lightpath Establishment*). O problema SLE é aplicado para o caso do tráfego ser estático, ou melhor, quando o conjunto total de conexões é conhecido previamente, e o problema se resume em configurar os caminhos ópticos para estas conexões de uma forma global em toda a rede com o objetivo de minimizar os recursos da rede, tais como: redução do número de comprimentos de onda ou o número de fibras ópticas em uma rede. O problema DLE é aplicado para o tráfego dinâmico em que o conjunto total de conexões não é conhecido e o problema se resume a configurar cada caminho óptico para cada conexão gerada na rede óptica com a finalidade de minimizar a quantidade de conexões bloqueadas ou maximizar o número de conexões estabelecidas na rede num determinado tempo.

Com base nestas informações, podemos citar algumas contribuições para o problema SLE, tais como: a sua formulação baseada na Programação Linear [15] e um algoritmo de aproximação prática [16] proposto para resolver o problema SLE em grandes redes ópticas bem como os algoritmos de grafos coloridos empregados para atribuição de comprimentos de ondas no estabelecimento dos caminhos ópticos.

O problema DLE é muito difícil de resolver analiticamente, portanto, os métodos heurísticos são amplamente empregados em ambos os subproblemas de Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda com excelente precisão [17] [18]. Encontramos na literatura alguns algoritmos heurísticos tradicionais amplamente empregados nas redes ópticas: First-Fit, MAX-

SUM [23], *Relative Capacity Loss* (RCL) [24] e *Distributed Relative Capacity Loss* (DRCL) [25] já discutidos no Capítulo 3.

O algoritmo M-DRCL foi proposto para solucionar o problema DLE no que tange à atribuição de comprimentos de onda em conexões dinâmicas. Este algoritmo está baseado em algumas diretrizes de [23] - [25] e tem por objetivo selecionar os melhores comprimentos de onda utilizando, como métrica de custo, alguns dos principais parâmetros da rede óptica, tais como: conjunto de comprimentos de onda por enlace óptico, número de *hops*, a perda de capacidade relativa (RCL – *Relative Capacity Loss*) e a soma total das perdas de capacidade relativa (T-RCL – *Total Sum – Relative Capacity Loss*) por comprimento de onda. Este algoritmo é aplicado aos ITONs e possui um ótimo desempenho em ambientes dinâmicos e distribuídos.

O Diagrama em Blocos do algoritmo M-DRCL é apresentado na Figura 30. Dado um pedido de conexão gerado no nó-fonte (s) para o nó-destino (d), considere um conjunto de todas as possíveis rotas, representado por  $\Theta$  ou  $\Theta_{total}$ , e um subconjunto que contém uma certa quantidade  $\Omega$  rotas, representado por  $\Lambda$ , em que  $\Lambda \subset \Theta$ . Suponha que T seja o número total de rotas possíveis em  $\Theta$  e  $\Omega$  seja o número de rotas selecionadas para compor  $\Lambda$ , então a notação empregada neste trabalho referente ao subconjunto  $\Lambda$  será  $\Lambda_{\frac{\Omega}{T}\%}$ , ou seja, o índice de  $\Lambda$  representa a porcentagem das rotas selecionadas em relação ao número total de rotas em um par de nós (s,d).

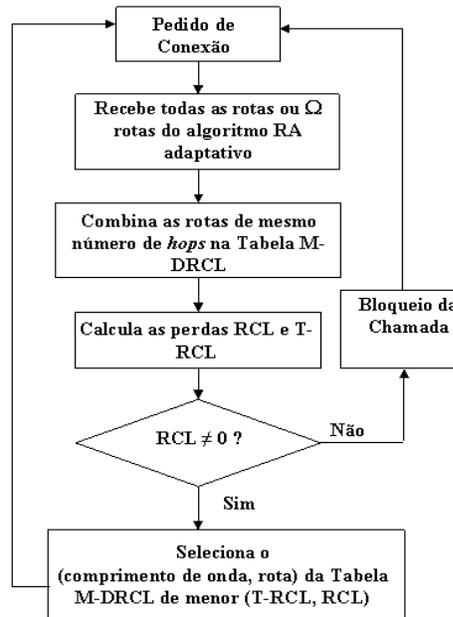


Figura 30: Diagrama em Blocos do Algoritmo M-DRCL.

O subconjunto  $\Lambda$  pode ser obtido através de um algoritmo RA adaptativo que calcula e seleciona  $K$  rotas de  $\Theta$ . O algoritmo RA adaptativo depende do estado da rede e sua estratégia se baseia na métrica de custo para determinar a rota entre o par de nós  $(s,d)$ , dinamicamente [25]. Um algoritmo de roteamento dinâmico denominado *Algoritmo Híbrido de Congestionamento Mínimo de K Caminhos Fixos (Hybrid Fixed-Path Least-Congestion-k – HFPLC-k)* [79] é um exemplo de algoritmo RA adaptativo que calcula  $K$  rotas de custo mínimo em um par de nós  $(s,d)$ . A estratégia deste algoritmo se baseia no algoritmo de  $k$ -rotas mínimas de Yen [80] e a idéia principal do algoritmo HFPLC-k é excluir os  $k$  enlaces mais congestionados em cada caminho candidato para encontrar a melhor rota no momento em que chega um pedido de conexão. Em vez de utilizar os primeiros  $k$  enlaces do caminho como é feito no *Algoritmo de Congestionamento Mínimo de K Caminhos Fixos (Fixed-Path Least-Congestion-k – FPLC-k)* [81], o HFPLC-k exclui os  $k$  enlaces mais congestionados para evitar que rotas mais congestionadas sejam escolhidas. Uma vez determinadas essas  $\Omega$  rotas do  $\Lambda$ , elas serão armazenadas em uma matriz dinâmica de ponteiros ou em um arquivo de leitura/escrita no OXC.

O algoritmo M-DRCL poderá receber tanto as rotas do  $\Lambda$  quanto todas as rotas do  $\Theta$  para um dado pedido de conexão entre o par de nós (s,d). No primeiro caso, o algoritmo M-DRCL recebe as rotas do  $\Lambda$ , lendo o arquivo de leitura/escrita ou acessando o conteúdo da matriz dinâmica de ponteiros no programa de roteamento adaptativo. Alternativamente, o algoritmo RA adaptativo poderá construir uma *Tabela de Roteamento* descrita em [25] e fornecer ao algoritmo M-DRCL. No segundo caso, o algoritmo M-DRCL poderá obter todas as rotas através do conhecimento da topologia de rede e, portanto, será dispensado o emprego de um algoritmo RA. O M-DRCL é essencialmente um algoritmo de atribuição de comprimentos de onda. Entretanto, foi implementada ao programa do M-DRCL uma pequena rotina que obtém todas as rotas para uma dada topologia de rede. Em resumo, o M-DRCL é flexível para ambos os casos e o operador de rede pode configurá-lo para trabalhar em conjunto com um algoritmo RA adaptativo ou sozinho (neste caso, uma pequena rotina é configurada para criar o conjunto  $\Theta_{total}$  e fornecê-lo ao M-DRCL), e a escolha do operador de rede para um dos casos acima dependerá do número de nós e a topologia da rede. Esta flexibilidade do M-DRCL é muito interessante e os resultados de simulação mostram uma melhoria no desempenho da rede utilizando o M-DRCL para ambos os casos descritos anteriormente. Esta é uma vantagem do M-DRCL em relação a [23] - [25].

Assuma que as rotas do  $\Lambda$  sejam fornecidas e combinadas pelo critério do mesmo número de *hops* em tabelas denominadas Tabelas M-DRCL (*Modified – Distributed Relative Capacity Loss*). Cada tabela contém uma ou mais rotas com o mesmo número de *hops* independentemente se há ou não um comprimento de onda disponível a ser atribuído para um dado pedido de conexão P(s,d). Ademais, ela armazena as principais informações para a escolha do melhor comprimento de onda e, por conseguinte, da melhor rota. Tais informações são: os valores das perdas RCL de cada comprimento de onda por rota e os valores das perdas T-RCL que correspondem à somatória destas perdas RCLs por comprimento de onda. Implicitamente, considera-se que cada tabela M-DRCL contenha a informação do número de *hops* daquele conjunto de rotas agrupadas.

Em cada tabela M-DRCL o algoritmo WA proposto calcula as perdas RCL e T-RCL para cada comprimento de onda. Se não houver nenhum comprimento de onda disponível (ou seja, RCL = 0 para cada comprimento de onda), o pedido de conexão será bloqueado. Por outro lado, se houver um conjunto de comprimentos de onda disponíveis, o M-DRCL irá selecionar o

comprimento de onda que minimiza a perda T-RCL em cada tabela M-DRCL. Assumindo que existam duas ou mais rotas para aquele comprimento de onda selecionado na tabela M-DRCL, o algoritmo WA proposto selecionará aquela rota que produza a menor perda RCL conforme é ilustrado na Figura 30. Em caso de empate, escolhe-se aquela rota de menor número de *hops* que contenha este comprimento de onda. Com isso, determina-se a melhor rota a partir da escolha do melhor comprimento de onda. Se ainda persistir o empate entre duas ou mais rotas de menor número de *hops* com os valores mínimos das perdas RCL e T-RCL, elege-se qualquer uma delas de *forma aleatória* ou se inserido o modelo de BER, elege-se a rota que contenha aquele comprimento de onda e que resulte no menor valor de BER.

Apesar do M-DRCL se basear no princípio da perda de capacidade relativa definido pela Eq. 3.11 e ainda calcular uma única perda de capacidade relativa entre o par de nós (fonte, destino) para uma determinada rota, o M-DRCL difere do algoritmo RCL nos seguintes aspectos:

- O M-DRCL dispensa o conhecimento da matriz de tráfego e, portanto, cada pedido de conexão gerado dinamicamente é tratado de forma particular na busca de um comprimento de onda que minimize as perdas RCL e T-RCL. O algoritmo RCL é dependente da matriz de tráfego para alocação dos comprimentos de onda para cada pedido de conexão existente nesta matriz;
- O M-DRCL não utiliza uma única tabela agrupando todas as rotas de diferentes números de *hops*, com seus respectivos valores de perda de capacidade relativa, e pedidos de conexões para escolha do melhor comprimento de onda como é feito no algoritmo RCL. Conforme mencionado acima, cada pedido de conexão é tratado individualmente e são criadas tabelas M-DRCL que contêm as informações das perdas RCL de cada comprimento de onda por rota e os valores das perdas T-RCL que correspondem à somatória destas perdas RCLs por comprimento de onda. Implicitamente, considera-se que cada Tabela M-DRCL contenha a informação do número de *hops* daquele conjunto de rotas agrupadas.

Assim, estas diferenças mostram que o M-DRCL não realiza uma média aritmética das rotas pré-selecionadas por um algoritmo de roteamento ou de todas as rotas, agrupando-as em uma única tabela RCL para obtenção do melhor comprimento de onda. O M-DRCL faz distinção

entre rotas de diferentes números de *hops*, pois mesmo que estas possuam a mesma perda de capacidade relativa, a atribuição de comprimentos de onda em rotas com menor número de *hops* causa um menor impacto no estabelecimento de pedidos de conexões futuras com o mesmo comprimento de onda comparado com as rotas mais longas e, conseqüentemente, uma redução da probabilidade de bloqueio.

A questão do número de *hops* em uma rota é importante ser considerada porque no caso de escolher a rota que possui a menor perda de capacidade relativa entre, por exemplo, duas rotas – uma com o maior número e a outra com o menor número de *hops* – é muito provável que a rota mais curta terá uma perda de capacidade relativa menor pelo fato de possuir menos enlaces ópticos ao longo do caminho óptico e, conseqüentemente, menos comprimentos de onda alocados por enlace. A exceção desta afirmação é considerar que a rota de maior número de *hops* seja muito menos utilizada na rede óptica o que compensaria a maior quantidade de enlaces ópticos por comprimentos de onda utilizados. Mesmo assim, num sistema dinâmico em que as redes ópticas são otimizadas em termos de fibras ópticas, é pouco provável que os enlaces de uma rota de maior número de *hops* sejam pouco utilizados a ponto de possuir as perdas RCL menores que as rotas de menor número de *hops*. Os algoritmos clássicos [23] - [25] agrupam todas as rotas em uma única tabela de perdas de capacidade relativa. Desta forma, o resultado da comparação entre as perdas T-RCL poderá ser “mascarado” por aquelas rotas de menor número de hops e de menor perda RCL que na somatória – por influência das demais rotas de maior número de hops e perda RCL – fazem com que o resultado se altere.

Supondo que o algoritmo RCL fosse adaptado para escolher o melhor comprimento de onda em um único pedido de conexão em sua tabela RCL e que esta contivesse o agrupamento de todas as possíveis rotas, para o exemplo de topologia de rede óptica descrito na Seção 3.4.4, o resultado deste algoritmo RCL é apresentado na Tabela 3.

Tabela 3: Tabela de Perda de Capacidade Relativa do RCL adaptado para P(0,5).

$\lambda$	$R_1$	$R_2$	$R_3$	$R_4$	$R_5$	$R_6$	$R_7$	$R_8$	$t-rcl(w)$
2	0	$\frac{1}{2}$	0	0	0	0	1	0	$1\frac{1}{2}$
1	1	$\frac{1}{2}$	0	0	$\frac{1}{2}$	$\frac{1}{2}$	0	0	$2\frac{1}{2}$
0	0	0	1	1	$\frac{1}{2}$	$\frac{1}{2}$	0	0	3

em que:

$$\begin{aligned}
 R_1 &= \{0, 1, 2, 5\}; & R_2 &= \{0, 1, 2, 4, 5\}; \\
 R_3 &= \{0, 1, 3, 4, 2, 5\}; & R_4 &= \{0, 1, 3, 4, 5\}; \\
 R_5 &= \{0, 3, 4, 5\}; & R_6 &= \{0, 3, 4, 2, 5\}; \\
 R_7 &= \{0, 3, 1, 2, 4, 5\}; & R_8 &= \{0, 3, 1, 2, 5\}.
 \end{aligned}$$

Para estabelecer  $P(0,5)$ , este algoritmo RCL adaptado elege o comprimento de onda  $\lambda_2$  na rota  $R_2$  que minimiza as perdas T-RCL e RCL no estado  $\psi$ . A rota escolhida por este algoritmo possui 3 hops e compreende os nós 0, 1, 2, 4 e 5.

Neste exemplo, o resultado do algoritmo M-DRCL é apresentado na Tabela 4.

Tabela 4: Tabela de Perda de Capacidade Relativa do M-DRCL para  $P(0,5)$ : a) 2 Hops; b) 3 Hops; c) 4 Hops;

$\lambda$	$R_1$	$R_5$	$t-rcl(w)$
2	0	0	0
1	1	$\frac{1}{2}$	$1\frac{1}{2}$
0	0	$\frac{1}{2}$	$\frac{1}{2}$

(a)

$\lambda$	$R_2$	$R_4$	$R_6$	$R_8$	$t-rcl(w)$
2	$\frac{1}{2}$	0	0	0	$\frac{1}{2}$
1	$\frac{1}{2}$	0	$\frac{1}{2}$	0	1
0	0	1	$\frac{1}{2}$	0	$1\frac{1}{2}$

(b)

$\lambda$	$R_3$	$R_7$	$t-rcl(w)$
2	0	1	1
1	0	0	0
0	1	0	1

(c)

O algoritmo M-DRCL aponta o comprimento de onda  $\lambda_0$  na rota  $R_5$  para o estabelecimento de P(0,5) no estado  $\psi$ . Esta rota possui apenas 2 hops e compreende os nós 0, 3, 4 e 5. Para o M-DRCL, o comprimento de onda  $\lambda_2$  na rota  $R_2$  é a segunda melhor opção no estado  $\psi$ .

Comparando com a escolha feita pelo algoritmo DRCL em que este apontou o comprimento de onda  $\lambda_1$  na rota {0, 1, 2, 5} para o estabelecimento de P(0,5) no estado  $\psi$ , podemos dizer que não havia outra opção de atribuição uma vez que nesta rota restava apenas o comprimento de onda  $\lambda_1$ . O ponto em questão é que o DRCL opera de modo dependente do algoritmo RA e fica limitado à uma única rota fornecida pela Tabela de Roteamento entre os nós (fonte = 0, destino = 5). Para tentar suprir a deficiência da análise de atribuição de comprimentos de onda baseado em uma única rota provida pela Tabela de Roteamento, o algoritmo DRCL considera todas as rotas originadas pelo nó-fonte, neste exemplo: nó 0, a qualquer outro nó da rede com exceção do nó-destino. Desta maneira, o DRCL analisa qual o impacto de se atribuir um determinado comprimento de onda a um pedido de conexão corrente em relação aos pedidos de conexão futuros. No entanto, esta análise em ambientes distribuídos é restrita ao impacto da atribuição do comprimento de onda a todos os nós, excluindo o nó-destino e não em qualquer caminho entre o par de nós (fonte, destino) em que este comprimento de onda pudesse ser alocado. Este enfoque dado pelo DRCL referente ao impacto da atribuição de comprimentos de onda em ambientes distribuídos constitui uma *importante diferença* em relação ao M-DRCL. O algoritmo M-DRCL tem por objetivo analisar o impacto da atribuição do comprimento de onda em um conjunto de rotas, podendo este compreender apenas uma certa quantidade de rotas ou todas elas, entre o par de nós (fonte, destino) para atender o pedido de conexão corrente e verificar a influência desta atribuição em relação aos demais pedidos de conexão futuros que poderiam utilizar este mesmo comprimento de onda. Portanto, a análise realizada pelo M-DRCL não se restringe a uma determinada rota pré-selecionada e sim a um conjunto de rotas que lhe é oferecido entre os nós (fonte, destino) num ambiente distribuído. Ademais, o M-DRCL se torna mais flexível e adquire sua independência em relação a um algoritmo de roteamento uma vez que todas as possíveis rotas poderão ser consideradas.

Pelo fato do M-DRCL permitir que mais de uma rota seja analisada para a escolha de um comprimento de onda, isto lhe proporciona uma visão mais ampla da rede para a escolha do melhor comprimento de onda em consonância com a rota. Tradicionalmente, os subproblemas Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda são resolvidos de forma independente, ou melhor, elege-se uma rota e a partir desta, determina-se o melhor comprimento de onda. Este trabalho por sua vez apresenta um outro enfoque à solução destes subproblemas: um algoritmo de roteamento escolhe um conjunto de rotas possíveis e o algoritmo de atribuição de comprimentos de onda as analisa para verificar qual delas possui o melhor comprimento de onda. Desta maneira, a solução encontrada é harmônica aos dois subproblemas, pois atende à solução do subproblema Roteamento com a escolha de uma das rotas deste conjunto e atende à solução do subproblema Atribuição de Comprimentos de Onda com a eleição do melhor comprimento de onda. Por exemplo, dentre todas as rotas descritas na Tabela 3, o M-DRCL escolheu a rota  $\{0, 3, 4, 5\}$  em que há apenas um único comprimento de onda  $\lambda_2$  sendo utilizado no enlace  $\{3, 4\}$ . Já o DRCL com ambas as estratégias está restrito à rota  $\{0, 1, 2, 5\}$  que possui dois comprimentos de onda sendo utilizados:  $\lambda_0$  no enlace  $\{1, 2\}$  e  $\lambda_2$  no enlace  $\{2, 5\}$ . O DRCL tem a desvantagem de ser dependente da rota pré-escolhida  $R = 0125$  onde já possui 2 comprimentos de onda utilizados nesta rota, sendo que existe outras rotas com menos comprimentos de onda utilizados.

A limitação do algoritmo WA proposto reside apenas no número de nós de uma rede óptica semelhante aos demais algoritmos WAs encontrados nas literaturas científicas como, por exemplo: os algoritmos clássicos MAX-SUM [23], *Relative Capacity Loss* (RCL) [24] e *Distributed Relative Capacity Loss* (DRCL) [25].

As vantagens do algoritmo WA proposto consistem em: (1) o cálculo para escolher os melhores comprimentos de onda é *simples* e *único*, ou melhor, a obtenção da métrica de custo se baseia em um único cálculo da perda de capacidade relativa entre o nó-fonte e o nó-destino para cada rota pertencente ao conjunto de rotas escolhidas pelo algoritmo RA dinâmico ou ao conjunto de todas as possíveis rotas calculadas pelo próprio algoritmo WA; (2) a condição de contorno considerada pelo algoritmo WA é o estado da rede (ou seja, as conexões em uso na rede óptica) diferentemente dos algoritmos MAX-SUM e RCL que também necessitam da matriz de possíveis pedidos de conexões (ou seja, esta matriz contém os possíveis pedidos de conexões que deverão ser geradas na rede óptica). Neste sentido, o algoritmo WA proposto é semelhante ao algoritmo

DRCL; (3) a comparação das perdas de capacidade relativa de duas ou mais rotas efetuada pelo algoritmo WA proposto considera que tais rotas deverão ter o mesmo número de *hops* o que a torna mais apropriada e precisa em relação aos demais algoritmos [23] - [25] que não há distinção entre as rotas em termos do número de *hops*; (4) o tempo gasto pela CPU para realizar o processamento do cálculo da perda RCL é menor ou igual em relação aos algoritmos [23] - [25] pelo fato de calcular uma única vez a perda RCL entre um par de nós (fonte, destino). O algoritmo DRCL [25], por exemplo, demanda maior tempo para calcular a perda RCL para cada pedido de conexão porque este algoritmo considera a influência da perda RCL entre o nó-fonte e todos os outros nós da rede óptica, excluindo o nó-destino; (5) ser um algoritmo aberto para implementação de novos modelos como, por exemplo, o Modelo de BER ao invés da forma aleatória para tomada de decisão em caso de empate entre duas ou mais rotas com menores números de *hops*, perdas RCL e T-RCL; e (6) a estratégia de atribuição do comprimento de onda do algoritmo WA proposto apresenta um melhor desempenho em ambientes dinâmicos e distribuídos das redes ITONs em termos de probabilidade de bloqueio em função da carga (em Erlangs) comparado com os algoritmos WA tradicionais, tais como: First-Fit, RCL e DRCL [43] [44] conforme é apresentado na Seção 5.5.

### **5.3 Análise da Complexidade Computacional**

Nesta Seção, a análise da complexidade computacional de alguns algoritmos WA heurísticos é examinada, tais como: RCL, DRCL e M-DRCL.

A complexidade computacional do RCL é analisada em [25]. Seja  $N$  o número total de nós e  $W$  o número total de comprimentos de onda em uma rede óptica. O algoritmo DRCL considera todos os nós da rede com exceção do nó-destino, então o tempo de processamento no pior caso é na ordem de  $O(N^2)$ . Conseqüentemente, o número total de células da tabela RCL do algoritmo DRCL é de  $O(W.N^2)$  para calcular a capacidade do caminho e supondo que cada célula seja preenchida no tempo máximo de  $O(N)$ , então o custo computacional total será de  $O(W.N^3)$  semelhante aos algoritmos MAX-SUM e RCL [25].

Seja  $\Phi$  o número total de rotas que compõem o conjunto de todas as rotas,  $\Theta_{total}$ , para um dado pedido de conexão  $P(s,d)$ . Considere também  $\Omega$  como sendo uma certa quantidade de rotas calculadas pelo algoritmo RA adaptativo, em que  $\Omega < \Phi$ , que compõem o subconjunto de  $\Omega$  rotas,  $\Lambda_{\Omega}$ , em que  $\Lambda_{\Omega} \subset \Theta_{total}$ . O algoritmo M-DRCL pode operar de duas formas: (1) ausência de um algoritmo RA e, neste caso,  $\Theta_{total}$  será considerado; (2) o algoritmo RA adaptativo trabalha em conjunto com o algoritmo M-DRCL e  $\Lambda_{\Omega}$  é considerado. No primeiro caso, o tempo de processamento no pior caso é de  $O(\Phi.N)$  uma vez que o número de enlaces em um caminho é limitado por  $O(N)$ . Para calcular a capacidade de um caminho, todos os enlaces ao longo deste devem ser examinados para obter o número mínimo de comprimentos de onda disponíveis. O pior caso é ter  $O(W.\Phi.N)$  células na tabela M-DRCL e supondo que cada célula seja preenchida no tempo máximo de  $O(N)$ , então o custo computacional total será de  $O(W.\Phi.N^2)$ . O número total de rotas  $\Phi$  poderá depender do número de nós e da topologia da rede e no caso de  $\Phi$  aumentar, o custo computacional será elevado. No segundo caso, o tempo de processamento é de  $O(\Omega.N)$  no pior caso uma vez que o número de enlaces em um caminho é limitado por  $O(N)$ . Analogamente, o custo computacional total será de  $O(W.\Omega.N^2)$ . Este custo computacional poder ser menor, igual ou maior que  $O(W.N^3)$ , dependendo do valor de  $\Omega$ . O M-DRCL terá um custo computacional menor que o DRCL caso  $\Omega < N$ .

#### **5.4 Condições e Restrições de Simulação**

A carga na rede ( $\rho_{rede}$ ) é definida pela Eq. 5.1:

$$\rho_{rede} = N \cdot \frac{\lambda}{\mu} \quad \text{Eq. 5.1}$$

em que:

$N$  = número de nós da rede;

$\lambda$  = taxa média de chegada dos pedidos de conexão por unidade de tempo;

$1/\mu$  = duração média das conexões por unidade de tempo.

As condições de simulação consideradas nesta Tese são: (1) Para qualquer caminho óptico  $p$  escolhido, tem-se  $BER \leq 10^{-12}$ ; (2) As conexões são bidirecionais; (3) Foram simulados 500.000 pedidos de conexão; (4) A taxa média  $\lambda$  segue a Distribuição de Poisson; (5) A taxa média  $1/\mu$  segue a Distribuição Exponencial Negativa; e (6) A geração de tráfego – pedidos de conexão entre o par de nós (fonte, destino) – segue a Distribuição Uniforme.

As restrições consideradas nesta Tese são: (1) Não há conversão de comprimentos de onda; e (2) as redes simuladas possuem apenas 1 par de fibras ópticas (1 fibra para transmissão e outra para recepção).

## **5.5 Resultados de Simulação do Algoritmo de Atribuição de Comprimentos de Onda M-DRCL**

Os resultados foram divididos em duas subseções de acordo com a topologia de rede considerada na simulação.

### **5.5.1 Resultado de Simulação do Algoritmo M-DRCL para Redes Metropolitanas**

Esta subseção apresenta os resultados de simulação de duas redes ópticas monofibras regulares hipotéticas: (1) Rede proposta em [25] [77] ilustrado na Figura 31(a) (denomina-se: “Net1”); (2) *Rede Óptica Metro-Acesso* em malha conforme ilustrado na Figura 31(b) (denomina-se: “Net2”).

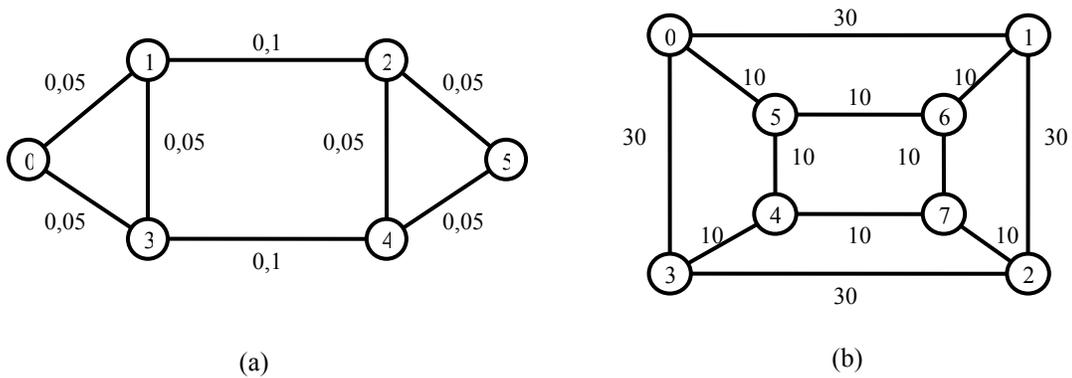


Figura 31: Exemplo das Rede Óptica Monofibra Simuladas: (a) Rede “Net1” proposta em [25][77]; (b) Rede de Acesso-Metropolitano “Net2” em Malha.

A Figura 32 ilustra a curva de probabilidade de bloqueio em função da carga (Erlangs) para os quatro algoritmos RWA simulados na rede “Net1” com 16 comprimentos de onda na seqüência de cima para baixo: (1) algoritmo RA fixo, que gera uma *Tabela de Roteamento Estático*, em conjunto com o DRCL; (2) o mesmo algoritmo RA fixo em conjunto com o FF; (3) algoritmo RA adaptativo (por exemplo, WLC[40][41] com  $K = 1$ ;  $B = 10$  Gbps e  $Q = 1$ ), que gera uma *Tabela de Roteamento Dinâmico* e depois a atualiza antes de atender a um novo pedido de conexão, em conjunto com o DRCL (representado por *WLC, DRCL*); (4) ausência de um algoritmo RA porque todas as rotas de  $\Theta_{total}$  foram consideradas em conjunto com o M-DRCL (representado por  $\Theta_{total}$ , *M-DRCL*). Devido à topologia da rede “Net1” ser reduzida, a probabilidade de bloqueio do M-DRCL é igual ao DRCL.

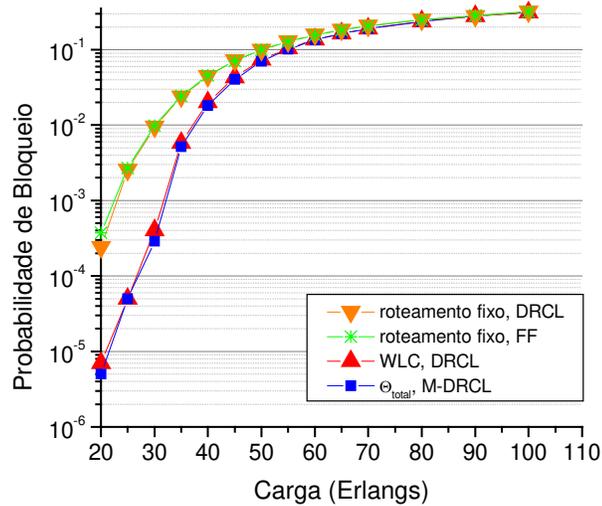


Figura 32: Probabilidade de Bloqueio dos algoritmos DRCL, FF e M-DRCL para a rede “Net1” [25] [77] com 16 comprimentos de onda.

A Figura 33 ilustra a curva de probabilidade de bloqueio em função da carga (Erlangs) na seqüência de cima para baixo: (1) um subconjunto  $\Lambda_{10\%}$ , composto de 10% das melhores rotas calculadas pelo algoritmo RA adaptativo (neste caso, WLC), em conjunto com o M-DRCL (representado por  $\Lambda_{10\%}$ , M-DRCL); (2) o mesmo algoritmo RA adaptativo, que gera uma *Tabela de Roteamento Dinâmico* e que a atualiza antes de atender a um novo pedido de conexão, em conjunto com o algoritmo DRCL (representado por WLC, DRCL); (3) um subconjunto  $\Lambda_{90\%}$ , composto de 90% das melhores rotas calculadas pelo mesmo algoritmo RA adaptativo em conjunto com o M-DRCL (representado por  $\Lambda_{90\%}$ , M-DRCL); (4) um subconjunto  $\Lambda_{70\%}$ , composto de 70% das melhores rotas calculadas pelo mesmo algoritmo RA adaptativo em conjunto com o M-DRCL (representado por  $\Lambda_{70\%}$ , M-DRCL); (5) ausência de um algoritmo RA porque todas as rotas de  $\Theta_{total}$  foram consideradas em conjunto com o M-DRCL (representado por  $\Theta_{total}$ , M-DRCL); (6) um subconjunto  $\Lambda_{40\%}$ , composto de 40% das melhores rotas calculadas pelo mesmo algoritmo RA adaptativo em conjunto com o M-DRCL (representado por  $\Lambda_{40\%}$ , M-DRCL); (7) um subconjunto  $\Lambda_{20\%}$ , composto de 20% das melhores rotas calculadas pelo mesmo algoritmo RA adaptativo em conjunto com o M-DRCL (representado por  $\Lambda_{20\%}$ , M-DRCL); e (8) um subconjunto  $\Lambda_{25\%}$ , composto de 25% das melhores rotas calculadas pelo mesmo algoritmo

RA adaptativo em conjunto com o M-DRCL (representado por  $\Lambda_{25\%}$ , M-DRCL) para a rede “Net2” com 16 comprimentos de onda.

Observam-se os desempenhos dos algoritmos WA heurísticos na seqüência de ordem decrescente, a seguir: (1)  $\Lambda_{25\%}$ , M-DRCL; (2)  $\Lambda_{20\%}$ , M-DRCL; (3)  $\Lambda_{40\%}$ , M-DRCL; (4)  $\Theta_{total}$ , M-DRCL; (5)  $\Lambda_{70\%}$ , M-DRCL; (6)  $\Lambda_{90\%}$ , M-DRCL; (7) WLC, DRCL; e (8)  $\Lambda_{10\%}$ , M-DRCL. Este resultado mostra o desempenho bem-sucedido do algoritmo M-DRCL em conjunto com um algoritmo RA ou mesmo sozinho, quando todas as rotas são consideradas, comparado com o algoritmo DRCL em conjunto com o mesmo algoritmo RA.

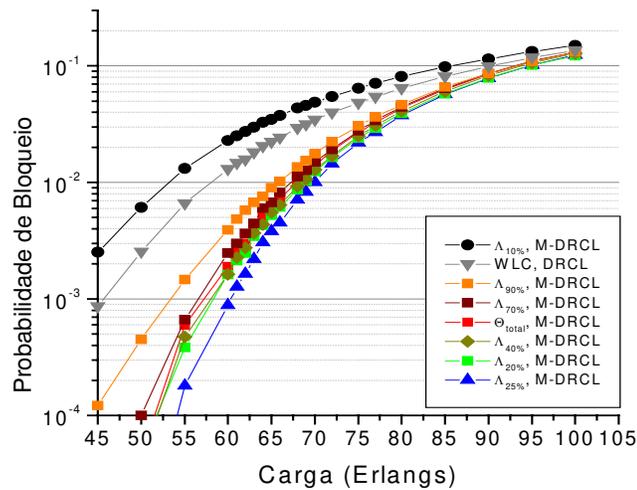


Figura 33: Probabilidade de Bloqueio dos algoritmos DRCL e M-DRCL com os diversos  $\Lambda$  para a rede “Net2” com um conjunto de 16 comprimentos de onda.

A Figura 34 e a Figura 35 ilustram as curvas de probabilidade em função da carga para a rede “Net2” com 8 e 16 comprimentos de onda, respectivamente. Para um dado pedido de conexão, se houver dois ou mais caminhos de menor distância selecionados para a rede “Net2”, o algoritmo de Dijkstra dinâmico irá escolher aquele caminho que tiver o maior número de comprimentos de onda disponíveis. Essas figuras ilustram o melhor desempenho do M-DRCL em relação ao DRCL. Ademais, para uma probabilidade de bloqueio de 1%, o M-DRCL suporta no mínimo 20% a mais de carga de tráfego comparado ao DRCL para a rede “Net2” como são ilustradas na Figura 34 e na Figura 35.

Para uma carga igual a 10 Erlangs, observa-se também que o algoritmo M-DRCL com  $\Lambda_{25\%}$  ou  $\Theta_{total}$  apresenta uma probabilidade de bloqueio inferior a  $2 \cdot 10^{-6}$  e, por este motivo, não foi representado na Figura 34.

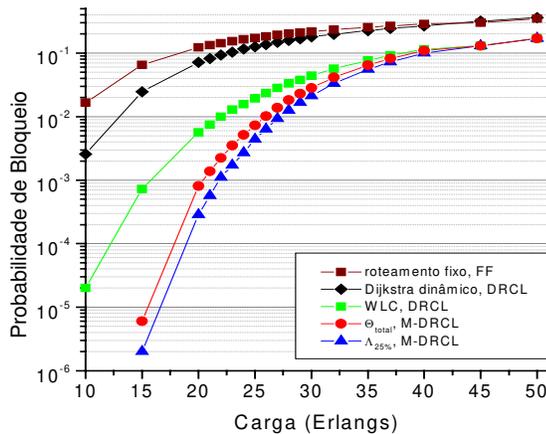


Figura 34: Probabilidade de Bloqueio dos algoritmos DRCL, FF e M-DRCL para a rede “Net2” com um conjunto de 8 comprimentos de onda.

Para uma carga igual a 40 Erlangs, observa-se também que o algoritmo M-DRCL com  $\Lambda_{25\%}$  apresenta uma probabilidade de bloqueio inferior a  $2 \cdot 10^{-6}$  e, por este motivo, não foi representado na Figura 35.

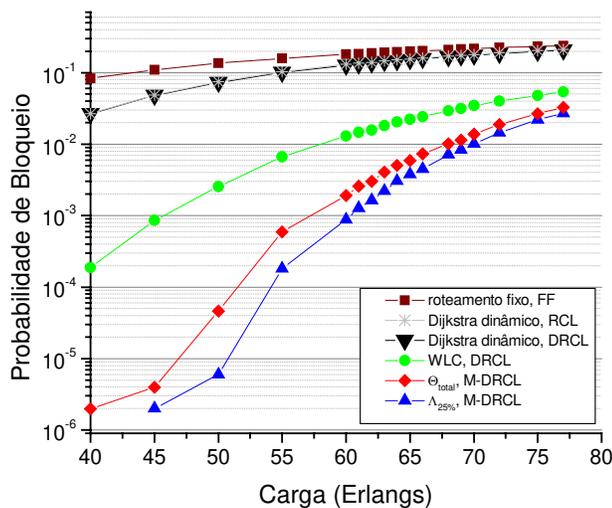


Figura 35: Probabilidade de Bloqueio dos algoritmos DRCL, FF e M-DRCL para a rede “Net2” com um conjunto de 16 comprimentos de onda.

A Figura 36 ilustra a curva de probabilidade de bloqueio do M-DRCL em função da quantidade de rotas selecionadas de um algoritmo RA ou mesmo todas as possíveis rotas para uma rede “Net2” com 16 comprimentos de onda. O comportamento da probabilidade de bloqueio versus quantidade de rotas possíveis é o mesmo para qualquer carga. Observa-se que o M-DRCL e o algoritmo RA adaptativo trabalham bem em conjunto e produzem como resultado uma probabilidade de bloqueio reduzida com o ponto de mínimo em  $\Lambda_{25\%}$ . Esta probabilidade de bloqueio mínima situada em 25% das rotas selecionadas é um caso particular dada às condições de contorno como, por exemplo: Distribuição de Tráfego Poissoniano e a topologia de rede (“Net2”), e não pode ser entendida como um resultado genérico para qualquer outra topologia de rede. Para ambas as topologias de rede consideradas nas simulações deste trabalho, o M-DRCL em conjunto com o algoritmo RA apresentou um desempenho melhor em  $\Lambda_{25\%}$ . Isto significa que basta selecionar um subconjunto de poucas rotas para compor  $\Lambda$  ao invés de selecionar todas as rotas do  $\Theta_{total}$ . Se  $\Theta_{total}$  é considerado (pontos situados em 100% na Figura 36) então o M-DRCL não irá depender de qualquer algoritmo RA. Conseqüentemente, o M-DRCL poderá trabalhar sozinho, sem um algoritmo RA em conjunto, e os resultados desta simulação mostram que a probabilidade de bloqueio do M-DRCL é menor que o DRCL

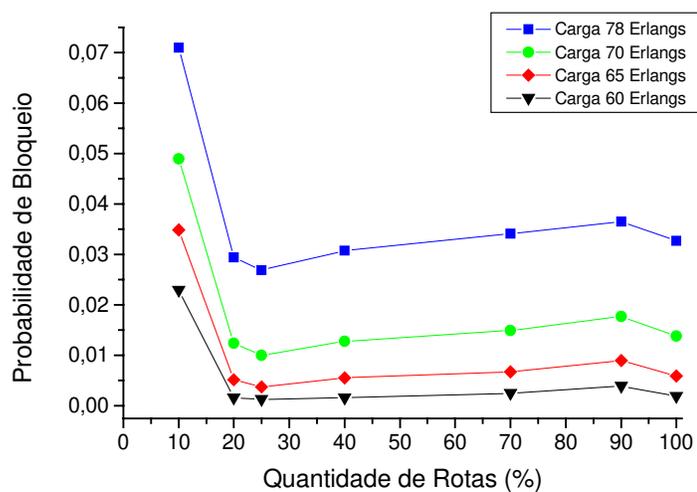


Figura 36: Probabilidade de Bloqueio em função da quantidade de rotas consideradas no M-DRCL para a rede 2 com um conjunto de 16 comprimentos de onda.

A Tabela 5 apresenta o tempo médio de estabelecimento de uma única conexão utilizando o algoritmo WCL em conjunto com M-DRCL, DRCL, RCL e FF para as redes “Net1” e “Net2”. A probabilidade de bloqueio foi obtida através da simulação de um conjunto de 500.000 pedidos de conexão bidirecionais e utilizou-se a distribuição de Poisson para modelar a chegada dos pedidos de conexão e a duração das conexões. O par de nós (s,d) para cada pedido de conexão segue a distribuição Uniforme.

O par de algoritmos (WLC, FF) foi o mais rápido para processar os 500.000 pedidos de conexão na simulação. O algoritmo FF foi implementado em 76 linhas de código C++. O par (WLC, DRCL) foi o mais lento para processá-las devido a necessidade do algoritmo RA adaptativo de atualizar toda a *Tabela de Roteamento Dinâmico* antes de um novo pedido de conexão a fim de alcançar o melhor desempenho do DRCL (conforme mencionado na Seção 3.4.4, o DRCL necessita de uma Tabela de Roteamento). O DRCL foi implementado em 157 linhas de código C++. Ambos os pares (Dijkstra Dinâmico, RCL) e (WLC, RCL) podem processar os 500.000 pedidos de conexão em um tempo menor que o par (WLC, DRCL) porque a estratégia do RCL foi modificada para atender a condição principal de contorno: a matriz de tráfego é desconhecida para todos os algoritmos RWA. A estratégia original do RCL requer a matriz de tráfego conforme é descrita em [24]. Entretanto, a estratégia do RCL, a qual foi implementada no simulador de redes ópticas deste trabalho, é descrita conforme o exemplo na Tabela 3 da Seção 5.2. O RCL foi implementado em 150 linhas de código C++. O M-DRCL foi implementado em 150 linhas de código C++. Apesar do par (WLC, M-DRCL) gastar 18,5% a mais do tempo para estabelecer uma conexão em relação ao par (WLC, FF), ele alcançou um melhor desempenho sobre todos eles em termos da probabilidade de bloqueio. O atraso de propagação da informação de roteamento foi desconsiderado na simulação. Observa-se que o M-DRCL pode economizar significativamente o tempo de processamento do cálculo de roteamento e atribuição de comprimentos de onda em cada OXC comparado com os demais algoritmos WA dinâmicos (ex: DRCL) haja visto que a CPU pode processar facilmente 1 pedido de conexão em 40 $\mu$ s para a rede “Net1” ou mesmo em 120 $\mu$ s para a rede “Net2”. A configuração da CPU utilizada nestas simulações foi um Athlon 2 GHz com RAM 256 Mbytes. De acordo com [77], o atraso médio de propagação entre dois nós na rede “Net1” foi de 106.65  $\mu$ s, o que torna viável a

implementação do algoritmo M-DRCL nas redes ópticas reais, pois o tempo de processamento e estabelecimento de uma conexão se mantém na ordem de microssegundos.

Tabela 5: O tempo médio de estabelecimento de uma conexão na simulação do algoritmo WLC em conjunto com M-DRCL, DRCL, RCL e FF para as redes “Net1” e “Net2”.

	M-DRCL	DRCL	RCL	FF
Rede “Net1”	40 $\mu$ s	1,2 ms	40 $\mu$ s	34 $\mu$ s
Rede “Net2”	120 $\mu$ s	3,6 ms	120 $\mu$ s	100 $\mu$ s

### 5.5.2 Resultado de Simulação do Algoritmo M-DRCL para Redes de Longa Distância

Esta subseção apresenta os resultados de simulação de duas redes ópticas monofibras hipotéticas: (1) Rede Óptica de Longa Distância com 11 nós em malha conforme ilustrado na Figura 37 (denomina-se: “Net3”); (2) Rede Óptica NSFNet [78] com 14 nós em malha conforme ilustrado na Figura 38 (denomina-se: “Net4”). O algoritmo RA adaptativo utilizado em conjunto com os algoritmos DRCL e M-DRCL nas simulações foi o WLC [40] [41] configurado com os seguintes parâmetros:  $K = 1$ ;  $B = 10$  Gbps e  $Q = 1$ .

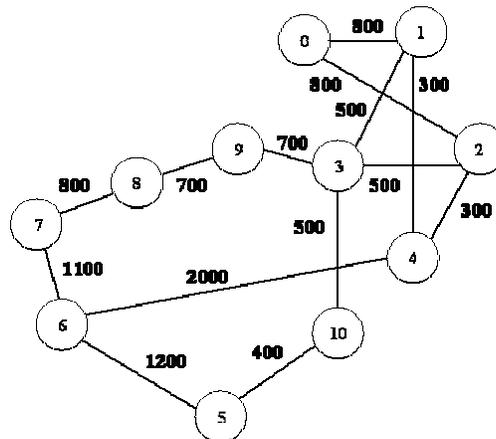


Figura 37: Exemplo de uma Rede Óptica Monofibra de Longa Distância com 11 nós em Malha.

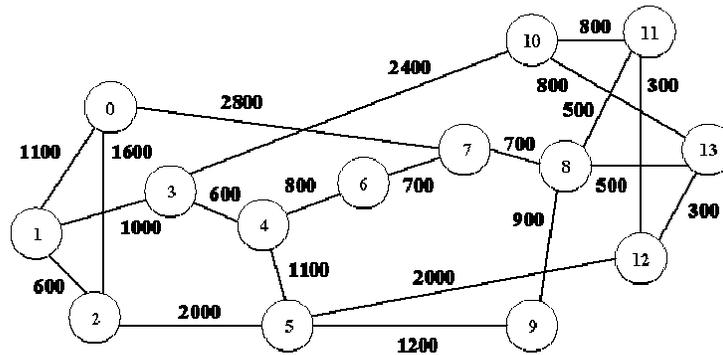


Figura 38: Exemplo de Rede Óptica NSFNET Monofibra com 14 nós em Malha.

A Figura 39 ilustra a curva de probabilidade de bloqueio em função da carga (Erlangs) para a Rede “Net 3”, que possui 11 nós e um conjunto de 8 comprimentos de onda por enlace, na seqüência de cima para baixo: (1) um subconjunto  $\Lambda_{10\%}$ , composto de 10% das melhores rotas calculadas pelo algoritmo RA adaptativo (neste caso, WLC), em conjunto com o M-DRCL (representado por  $\Lambda_{10\%}$ , M-DRCL); (2) o mesmo algoritmo RA adaptativo, que gera uma *Tabela de Roteamento Dinâmico* e que a atualiza antes de atender a um novo pedido de conexão, em conjunto com o algoritmo DRCL (representado por WLC, DRCL); (3) ausência de um algoritmo RA porque todas as rotas de  $\Theta_{total}$  foram consideradas em conjunto com o M-DRCL (representado por  $\Theta_{total}$ , M-DRCL); (4) um subconjunto  $\Lambda_{90\%}$ , composto de 90% das melhores rotas calculadas pelo mesmo algoritmo RA adaptativo em conjunto com o M-DRCL (representado por  $\Lambda_{90\%}$ , M-DRCL); (5) um subconjunto  $\Lambda_{70\%}$ , composto de 70% das melhores rotas calculadas pelo mesmo algoritmo RA adaptativo em conjunto com o M-DRCL (representado por  $\Lambda_{70\%}$ , M-DRCL); (6) um subconjunto  $\Lambda_{40\%}$ , composto de 40% das melhores rotas calculadas pelo mesmo algoritmo RA adaptativo em conjunto com o M-DRCL (representado por  $\Lambda_{40\%}$ , M-DRCL); (7) um subconjunto  $\Lambda_{20\%}$ , composto de 20% das melhores rotas calculadas pelo mesmo algoritmo RA adaptativo em conjunto com o M-DRCL (representado por  $\Lambda_{20\%}$ , M-DRCL); e (8) um subconjunto  $\Lambda_{25\%}$ , composto de 25% das melhores rotas calculadas pelo mesmo algoritmo RA adaptativo em conjunto com o M-DRCL (representado por  $\Lambda_{25\%}$ , M-DRCL) para a rede “Net2” com 16 comprimentos de onda.

Observam-se os desempenhos dos algoritmos WA heurísticos na seqüência de ordem decrescente, a seguir: (1)  $\Lambda_{25\%}$ , M-DRCL e  $\Lambda_{20\%}$ , M-DRCL; (2)  $\Lambda_{40\%}$ , M-DRCL; (3)  $\Lambda_{70\%}$ , M-

DRCL e  $\Lambda_{90\%}$ , M-DRCL; (4)  $\Theta_{total}$ , M-DRCL; (5) WLC, DRCL; e (6)  $\Lambda_{10\%}$ , M-DRCL. Este resultado mostra o desempenho bem-sucedido do algoritmo M-DRCL em conjunto com o WLC ( $K = 1$ ;  $B = 10$  Gbps e  $Q = 1$ ) ou mesmo sozinho, quando todas as rotas são consideradas, comparado com o algoritmo DRCL em conjunto com o mesmo algoritmo WLC.

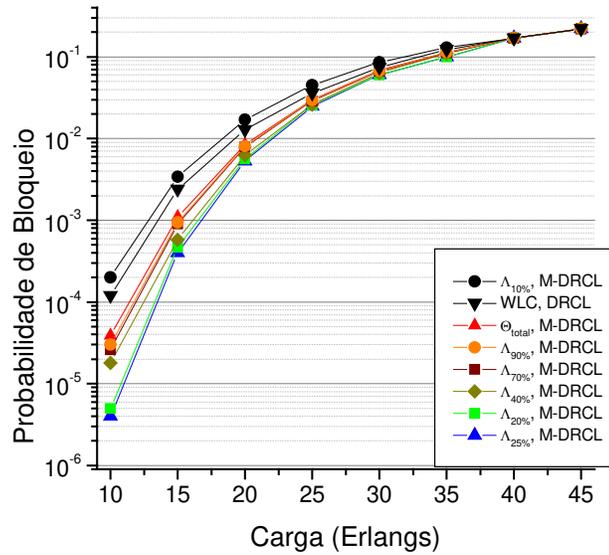


Figura 39: Probabilidade de Bloqueio do algoritmo M-DRCL com os diversos  $\Lambda$  para a Rede “Net 3” com 11 nós e um conjunto de 8 comprimentos de onda.

A Figura 40 ilustra a curva de probabilidade de bloqueio em função da carga (Erlangs) para a Rede “Net 3” e se observam os desempenhos dos algoritmos WA heurísticos na seqüência de ordem decrescente, a seguir: (1)  $\Lambda_{25\%}$ , M-DRCL e  $\Lambda_{20\%}$ , M-DRCL; (2)  $\Lambda_{40\%}$ , M-DRCL; (3)  $\Lambda_{70\%}$ , M-DRCL e  $\Lambda_{90\%}$ , M-DRCL; (4)  $\Theta_{total}$ , M-DRCL; (5) WLC, DRCL; e (6)  $\Lambda_{10\%}$ , M-DRCL.

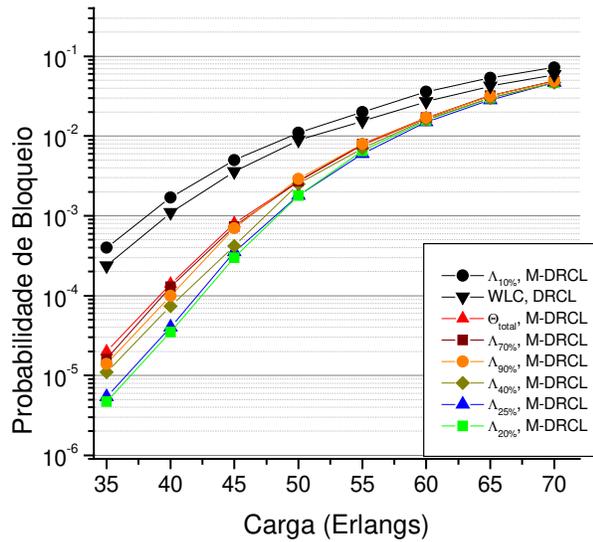


Figura 40: Probabilidade de Bloqueio do algoritmo M-DRCL com os diversos  $\Lambda$  para a Rede “Net 3” com 11 nós e um conjunto de 16 comprimentos de onda.

A Figura 41 ilustra a curva de probabilidade de bloqueio em função da carga (Erlangs) para a Rede NSFNet e se observam os desempenhos dos algoritmos WA heurísticos na seqüência de ordem decrescente, a seguir: (1)  $\Lambda_{25\%}$ , M-DRCL e  $\Lambda_{20\%}$ , M-DRCL; (2)  $\Lambda_{40\%}$ , M-DRCL; (3)  $\Lambda_{70\%}$ , M-DRCL,  $\Lambda_{90\%}$ , M-DRCL e  $\Theta_{total}$ , M-DRCL; (4)  $\Lambda_{10\%}$ , M-DRCL. Nesta simulação, o par de algoritmos WLC e DRCL demorou muito tempo (acima de 60 horas) para simular 500.000 pedidos de conexão e, por esta razão, a simulação foi abortada. A estratégia utilizada em todo este trabalho para simular o DRCL se baseia em [25]. Como já foi mencionado anteriormente, o DRCL necessita de uma Tabela de Roteamento em que contém uma única rota de um nó para qualquer outro nó da rede. Desta maneira, a construção desta Tabela de Roteamento é feita através de um algoritmo RA que determina as rotas entre os nós da rede. No caso da Rede NSFNet, existem 14 nós e como *a priori* não se conhece para qual é o par de nós (fonte, destino) que o pedido de conexão se destina, então o número total de rotas contidas nesta Tabela de Roteamento para a Rede NSFNet será de  $N.(N - 1)$ , em que N é o número de nós, que representa um total de  $14.13 = 182$  rotas. Para minimizar a probabilidade de bloqueio do algoritmo DRCL, utiliza-se a estratégia de atualizar a Tabela de Roteamento antes da chegada do próximo pedido de conexão, pois quando este chegar, o DRCL terá uma Tabela de Roteamento atualizada. Além

do tempo gasto para atualizar uma Tabela de Roteamento com 182 rotas, o algoritmo DRCL consome um tempo para o cálculo da perda de capacidade relativa entre o nó-fonte e quaisquer outros nós da rede com exceção do nó-destino e a construção da tabela RCL para cada pedido de conexão. Multiplica-se este tempo por 500.000 pedidos de conexão e se observou que o simulador não conseguiu completar a simulação destes pedidos de conexão dentro do intervalo de tempo de 60 horas.

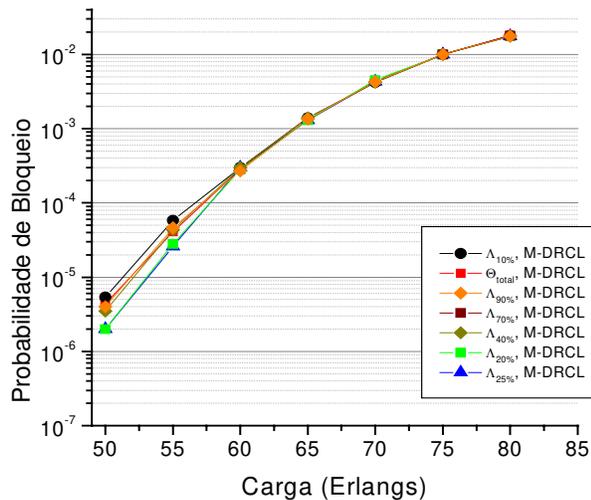


Figura 41: Probabilidade de Bloqueio do algoritmo M-DRCL com os diversos  $\Lambda$  para a Rede Óptica NSFNET com 14 nós e um conjunto de 16 comprimentos de onda.

## 5.6 Conclusão

Este Capítulo abordou o algoritmo de atribuição de comprimentos de onda M-DRCL e os resultados de simulação, comparando-os com os algoritmos FF, RCL, DRCL. O desempenho apresentado pelo algoritmo M-DRCL foi igual ou superior em relação aos demais algoritmos WAs. Outra vantagem do algoritmo M-DRCL sobre o DRCL consiste em considerar tanto um conjunto com poucas rotas quanto todas elas ao passo que o DRCL sempre considera todas elas de uma Tabela de Roteamento, excluindo o nó-destino. Ademais, o M-DRCL dispensa a Tabela de Roteamento, a qual contém uma rota pré-selecionada de um nó para qualquer outro, para

escolher um comprimento de onda a um dado pedido de conexão. Desde que cada nó conheça a topologia e o estado da rede, o M-DRCL pode escolher o comprimento de onda resultante do cálculo *on/offline* de um conjunto de poucas rotas.

O M-DRCL apresenta um tempo médio de estabelecimento de conexão igual ou inferior quando comparado com os outros algoritmos WA que exigem uma certa complexidade computacional, por exemplo: RCL e DRCL, e ligeiramente superior ao algoritmo FF que possui uma baixa complexidade computacional. Os resultados de simulação mostram que o M-DRCL pode ser implementado em redes ópticas reais.

## Capítulo 6

### Conclusão Geral e Considerações Futuras

Este trabalho descreveu a proposta de três algoritmos, dois de roteamento e outro de atribuição de comprimentos de onda, os quais correspondem a técnicas de obtenção de soluções possíveis e viáveis do problema RWA.

Tradicionalmente, os subproblemas Roteamento e Atribuição de Comprimentos de Onda são resolvidos de forma independente, ou melhor, elege-se uma rota e a partir desta, determina-se a melhor atribuição de comprimento de onda. Este trabalho por sua vez apresenta um outro enfoque à solução destes subproblemas: um algoritmo de roteamento escolhe um conjunto de rotas e o algoritmo de atribuição de comprimentos de onda as analisa para verificar qual delas possui o melhor comprimento de onda. Desta maneira, a solução encontrada é harmônica aos dois subproblemas, pois atende à solução do subproblema Roteamento com a escolha de uma das rotas deste conjunto e atende à solução do subproblema Atribuição de Comprimentos de Onda com a eleição heurística do melhor comprimento de onda.

O algoritmo de roteamento adaptativo proposto tem por objetivo selecionar as melhores rotas utilizando, como métrica de custo, alguns dos principais parâmetros da rede óptica, tais como: conjunto de comprimentos de onda por enlace óptico, taxa de transmissão dos canais ópticos, distância e número de *hops*. Uma vantagem deste algoritmo é a unificação harmoniosa destes parâmetros em uma *única* métrica de custo que resultou num desempenho igual ou superior aos demais algoritmos de roteamento clássicos mesmo sob a *condição de restrição de alcance dos canais ópticos* conforme é descrito no Capítulo 4.

O algoritmo de atribuição de comprimentos de onda proposto tem por objetivo selecionar os melhores comprimentos de onda utilizando, como métrica de custo, alguns dos principais

parâmetros da rede óptica, tais como: conjunto de comprimentos de onda por enlace óptico, número de *hops*, a perda de capacidade relativa (RCL – *Relative Capacity Loss*) e a soma total das perdas de capacidade relativa (T-RCL – *Total Sum – Relative Capacity Loss*) por comprimento de onda. Uma vantagem deste algoritmo é a independência de um algoritmo de roteamento uma vez que todas as rotas são consideradas ou assumindo um algoritmo de roteamento que as forneça, a quantidade de rotas requeridas pelo algoritmo de atribuição de comprimentos de onda proposto poderá ser pequena conforme as simulações apontam para 25% do total baseado nas condições de contorno descritas no Capítulo 5. Este algoritmo apresentou um desempenho superior aos demais algoritmos de atribuição de comprimentos de onda clássicos.

Estes algoritmos são aplicados aos ITONs e possuem um ótimo desempenho em ambientes dinâmicos e distribuídos.

Algumas considerações de melhoria deste trabalho podem ser apresentadas: (1) Pode-se aprofundar na investigação de um gráfico que represente o alcance dos canais ópticos em função do número de comprimentos de onda para um dado valor de BER ( $BER < 10^{-12}$ ). Estas curvas, geralmente, são determinadas na prática pelos fabricantes de equipamentos ópticos através da medição dos sinais ópticos e a verificação da relação SNR. Este gráfico do alcance dos canais ópticos em função do número de comprimentos de onda para um dado valor de BER pode tornar mais realista a análise de desempenho das redes ópticas; (2) Sugere-se implementar novos algoritmos de roteamento clássicos, tais como: SWP e o MIRA; (3) Pode-se aprofundar na investigação da escolha de um comprimento de onda inserindo o modelo de BER na análise do sinal óptico, ou seja, verificar se a relação SNR atende o QoS da rede óptica; (4) Sugere-se aperfeiçoar também o simulador de rede óptica, inserindo o modelo de multi-fibras ópticas como enlace entre os nós da rede; (5) Para avaliar o problema de proteção e/ou restauração de rede óptica, sugere-se implementar um modelo de proteção e restauração de modo a avaliar o desempenho da rede óptica, visando assegurar o QoS óptico, e fazer um estudo comparativo entre estes dois métodos em termos de alguns parâmetros, tais como: o tempo de atraso para estabelecimento de uma conexão e a probabilidade de bloqueio.

## **Artigos Publicados em Congressos e Revistas Nacionais e Internacionais**

1. R. G. Dante, F. Pádua, E. Moschim, “*A Study of Minimum Cost Function for ASON over DWDM Photonic Networks*“, 19<sup>th</sup> Brazilian Symp. of Telecomm., Sociedade Brasileira de Telecomunicações (SBrT), Brasil, Set., (2001).
- 2a. R. G. Dante, F. Pádua, E. Moschim, J. Martins-Filho, “*An Adaptive Routing Algorithm for Intelligent and Transparent Optical Networks*“, Proc., 11<sup>th</sup> IEEE - ICT’04, CD-Room, Sept., (2004).
- 2b. R. G. Dante, F. Pádua, E. Moschim, J. Martins-Filho, “*An Adaptive Routing Algorithm for Intelligent and Transparent Optical Networks*“, Lecture Notes in Computer Science (LNCS), Spring-Verlag, Berlim Heidelberg, vol.3124, pp.336-341, Sept., (2004).
- 3a. R. G. Dante, J. Martins-Filho, E. Moschim, “*Novel Wavelength Assignment Algorithm for Intelligent Optical Networks Based on Hops Counts and Relative Capacity Loss*“, Proc., 11<sup>th</sup> IEEE - ICT’04, CD-Room, Sept., (2004).
- 3b. R. G. Dante, J. Martins-Filho, E. Moschim, “*Novel Wavelength Assignment Algorithm for Intelligent Optical Networks Based on Hops Counts and Relative Capacity Loss*“, Lecture Notes in Computer Science (LNCS), Spring-Verlag, Berlim Heidelberg, vol.3124, pp342-347, Sept., (2004).
4. R. G. Dante, E. Moschim, J. Martins-Filho, “*Modified Distributed Relative Capacity Loss Algorithm for WDM Optical Networks*“, Journal of Optical Networks (JON), vol. 4, pp.271-284, May, (2005).

5. R. G. Dante, F. Rudge, E. Moschim, “*A Novel Adaptive Routing for Intelligent and Transparent Optical Networks*”, Proc., 13th IEEE - ICT’06, CD-Room, May, **2006**.

## **Bibliografia**

- [1] CANNON, T.C.; POPE, D.L. and SELL, D.D., "*Installation and performance of the Chicago lightwave transmission system*" IEEE Trans. on Communication, vol.26, pp 1056-1960, (1978).
- [2] TEED, D., "*Networking's horizon for optical amplifiers*", Lightwave Magazine, <http://lw.pennnet.com/Articles/>, Aug., (2001).
- [3] Lucent Technologies Tutorial, "*Dense Wavelength Division Multiplexing (DWDM)*", <http://www.webproforum.com/acrobat/dwdm.pdf>, Aug., (1998).
- [4] ITU-T Recommendation G.8080/Y.1304, "*Automatically Switched Optical Networks*", Nov., (2001).
- [5] ITU-T Recommendation G.7715/Y.1706, "*Architecture and Requirements for Routing in the Automatically Switched Optical Network*", May, (2002).
- [6] ITU-T Recommendation G.7715.1/Y.1706.1, "*ASON Routing Architecture and Requirements for Link State Protocols*", Feb., (2004).
- [7] MANNIE, E., "*Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS)*", IETF RFC 3945 (Status: Proposed Standard), [http://www.ietf.org/iesg/1rfc\\_index.txt](http://www.ietf.org/iesg/1rfc_index.txt), Oct., (2004).
- [8] ZHANG, Z. and FU, J., "*Lighthpath Routing for Intelligent Optical Networks*", IEEE Network, pp.28-35, Jul./Aug., (2001).
- [9] BANERJEE, A.; DRAKE, J.; LANG, J. P. and TURNER, B., "*Generalized Multiprotocol Label Switching: An Overview of Routing and Management Enhancements*", IEEE Comm. Magazine, pp.144-150, Jan., (2001)

- [10] ITU-T Recommendation G.709/Y.1331, “*Interfaces for the Optical Transport Network (OTN)*”, Mar., (2003).
- [11] PAPANIMITRIOU, C. H. and STEIGLITZ, K., “*Combinatorial Optimization: Algorithm and Complexity*”, Prentice-Hall, Second Edition, (1982).
- [12] AHUJA, R. K. MAGNANTI, T. L. and ORLIN, J. B., “*Network Flows: Theory, Algorithms and Applications*”, Prentice-Hall, Third Edition, (1993).
- [13] CHLAMTAC, I.; GANZ, A. and KARMI, G., “*Lightpath Communications: An Approach to High-Bandwidth Optical WAN’s*”, IEEE Trans. on Communication, vol. 40, pp.1171-1182, Jul., (1992).
- [14] ZANG, H.; JUE, J.; LAXMAN, S.; RAMAMURTHY, R. and MUKHERJEE, B., “*Dynamic Lightpath Establishment in Wavelength-Routed WDM Networks*”, IEEE Comm. Magazine, pp.100-108, Sept., (2001).
- [15] RAMASWAMI, R. and SIVARAJAN, K. N., “*Routing and Wavelength Assignment in All-Optical Networks*”, IEEE/ACM Trans. on Networking, vol.3, pp.489-500, Oct., (1995).
- [16] BANERJEE, D. and MUKHERJEE, B., “*A Practical Approach for Routing and Wavelength Assignment in Large Wavelength-Routed Optical Networks*”, IEEE Journal on Selected Areas in Comm., vol.14, pp.903-908, Jun., (1996).
- [17] LU, K.; XIAO, G. and CHLAMTAC, I., “*Blocking Analysis of Dynamic Lightpath Establishment in Wavelength-Routed Networks*”, IEEE Trans. on Communication, vol.2, pp.2912-2916, Sept., (2002).
- [18] SUBRAMANIAM, S.; SOMANI, A. K. and BARRY, R. A., “*A Performance Model for Wavelength Conversion with Non-Poisson Traffic*”, IEEE Trans. on Networking, pp.499-506, Jun., (1997).
- [19] CHAN, K. and YUM, T. P., “*Analysis of Least Congested Path Routing in WDM Lightwave Networks*”, Proc. IEEE INFOCOM’94, vol.2, pp.962-969, Apr., (1994).

- [20] HARAI, H.; MURATA, M. and MIYAHARA, H., “*Performance of Alternate Routing Methods in All-Optical Switching Networks*”, Proc. IEEE INFOCOM’97, vol.2, pp.516-524, Apr., (1997).
- [21] RAMAMURTHY, S. and MUKHERJEE, B., “*Fixed-Alternate Routing and Wavelength Conversion in Wavelength-Routed Optical Networks*”, Proc. IEEE GLOBECOM’98, vol.4, pp.2295-2302, Nov., (1998).
- [22] MOKHTAR, A. and AZIZOGLU, M., “*Adaptive Wavelength Routing in All-Optical Networks*”, IEEE/ACM Trans. on Networking, vol.6, pp.197-206, Apr., (1998).
- [23] BARRY, R. A. and SUBRAMANIAM, S., “*The MAX-SUM Wavelength Assignment Algorithm for WDM Ring Networks*”, Proc., OFC’97, Feb., (1997).
- [24] ZHANG, X. and QIAO, C., “*Wavelength Assignment for Dynamic Traffic in Multi-fiber WDM Networks*”, Proc., 7<sup>th</sup> International Conference on Computer Communications and Networks, pp.479-485, Oct., (1998).
- [25] ZANG, H.; JUE, J.; MUKHERJEE, B., “*A Review of Routing and Wavelength Assignment Approaches for Wavelength-Routed Optical WDM Networks*”, Optical Networks Magazine, SPIE, pp.47-60, Jan., (2000).
- [26] KARASAN, E. and AYANOGLU, E., “*Effects of Wavelength Routing and Selection Algorithms on Wavelength Conversion Gain in WDM Optical Networks*”, IEEE/ACM Trans. on Networking, vol.6, pp.186-196, Apr., (1998).
- [27] SUBRAMANIAM, S. and BARRY, R.A., “*Wavelength Assignment in Fixed Routing WDM Networks*”, Proc. IEEE ICC’97, vol.1, pp.406-410, Jun., (1997).
- [28] RAMAMURTHY, B. and MUKHERJEE, B., “*Wavelength Conversion in WDM Networking*”, IEEE Journal on Selected Areas in Comm., vol.16, pp.1061-1073, Sept., (1998).
- [29] BARRY, R., “*Model of Blocking Probability in All-Optical Networks with and without Wavelength Changer*”, IEEE Journal on Selected Areas in Comm., vol.14, pp.858-867, Jun. (1996).

- [30] SUBRAMANIAM, S.; AZIZOGLU, M. and SOMANI, A. K., “*All-Optical Networks with Sparse Wavelength Conversion*”, IEEE/ACM Trans. on Networking, vol.4, pp.544-557, Aug., (1996).
- [31] LEE, K-C. and LI, V. O. K., “*A Wavelength-Convertible Optical Network*”, IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology, vol.11, pp.962-970, May/Jun., (1993).
- [32] YATES, J.; LACEY, J. EVERITT, D. and SUMMERFIELD, M., “*Limited-Range Wavelength Translation in All-Optical Networks*”, Proc. IEEE INFOCOM’96, vol.3, pp.954-961, Mar., (1996).
- [33] RAMASWAMI, R. and SASAKI, G. H., “*Multiwavelength Optical Networks with Limited Wavelength Conversion*”, Proc. IEEE INFOCOM’97, pp.489-498, Apr., (1997).
- [34] DANTE, R. G.; PÁDUA, F. and MOSCHIM, E., “*A Study of Minimum Cost Function for ASON over DWDM Photonic Networks*”, 19<sup>th</sup> Brazilian Symp. of Telecomm., Sociedade Brasileira de Telecomunicações (SBrT), Brasil, Set., (2001).
- [35] Cisco Systems Inc., “*Interior Gateway Routing Protocol (IGRP)*”, [http://www.cisco.com/en/US/tech/tk365/technologies\\_white\\_paper09186a00800c8ae1.shtml](http://www.cisco.com/en/US/tech/tk365/technologies_white_paper09186a00800c8ae1.shtml), Aug., (2005).
- [36] MOY, J., “*OSPF version 2*”, IETF RFC2328, Apr., (1998).
- [37] P. Agrawal, “*Fiber-Optic Communication System*”, Wiley Interscience, Third Edition, (2002).
- [38] G. Agrawal, “*Nonlinear Fiber Optics*”, Academic Press, Second Edition, pp.81, (1989).
- [39] Cisco Systems Inc., “*Internetworking Technologies Handbook*”, Chapter 5, <http://www.cisco.com/>, (2003).
- [40] DANTE, R. G.; PÁDUA, F.; MOSCHIM, E. and MARTINS-FILHO, J., “*An Adaptive Routing for Intelligent and Transparent Optical Networks*”, Proc., 11<sup>th</sup> IEEE - ICT’04, CD-Room, Sept., (2004).

- [41] DANTE, R. G.; PÁDUA, F.; MOSCHIM, E. and MARTINS-FILHO, J., “*An Adaptive Routing for Intelligent and Transparent Optical Networks*”, Lecture Notes in Computer Science, Springer-Verlag, Berlin Heidelberg, vol.3124, pp.336-341, Sept., (2004).
- [42] DANTE, R. G.; RUDGE, F.; MOSCHIM, E., “*A Novel Adaptive Routing for Intelligent and Transparent Optical Networks*”, Proc., 13th IEEE - ICT’06, CD-Room, May, (2006).
- [43] DANTE, R. G.; MARTINS-FILHO, J. and MOSCHIM, E., “*Novel Wavelength Assignment Algorithm for Intelligent Optical Networks Based on Hops Counts and Relative Capacity Loss*”, Proc., 11<sup>th</sup> IEEE - ICT’04, CD-Room, Sept., (2004).
- [44] DANTE, R. G.; MARTINS-FILHO, J. and MOSCHIM, E., “*Novel Wavelength Assignment Algorithm for Intelligent Optical Networks Based on Hops Counts and Relative Capacity Loss*”, Lecture Notes in Computer Science, Springer-Verlag, Berlin Heidelberg, vol.3124, pp342-347, Sept., (2004).
- [45] DANTE, R. G.; MARTINS-FILHO, J. and MOSCHIM, E., “*Modified Distributed Relative Capacity Loss Algorithm for WDM Optical Networks*”, Journal of Optical Networks (JON), vol. 4, pp.271-284, May, (2005).
- [46] ITU-T Recommendation G.807, “*Requirements for Automatic Switched Transport Networks (ASTN)*”, May, (2001).
- [47] ITU-T Recommendation G.872, “*Architecture of Optical Transport Networks*”, Nov., (2001).
- [48] SHIMANO, K.; CAVAZZONI, C.; DAPOS, A. and MANZALINI, A., “*Architecture and Functional Requirements of Control Planes for Automatically Switched Optical Networks: Experience of the IST Project LION*”, IEEE Comm. Magazine, pp.60-65, Nov., (2002).
- [49] CAVAZZONI, C.; BAROSCO, V.; DAPOS, A.; MANZALINI, A.; MILANI, S.; RICUCCI, G.; MORRO, R.; GEERDSEN, R.; HARTMER, U.; LEHR, G.; PAULUHN, U.; WEVERING, S.; PENDARAKIS, D.; WAUTERS, N.; GIGANTINO, R.; VASSEUR, J. P.; SHIMANO, K.; MONARI, G. and SALVIONI, A., “*The IP/MPLS over ASON/GMPLS Test Bed*”

## **Bibliografia**

---

of the IST Project LION”, IEEE Journal of Lightwave Technology, vol.12, pp.2791-2803, Nov., (2003).

[50] DataConnection Tutorial, “ASON and GMPLS – The Battle of the Optical Control Plane”, <http://www.dataconnection.com/>, Aug., (2002).

[51] Eurescom Presentation, “ASON – Main Features and Possible Architecture”, <http://www.eurescom.de/%7Epub/seminars/past/2001/Networking/02Robadey/sld011.htm>, (2001).

[52] KOO, S.; SAHIN, G. and SUBRAMANIAM, S., “Dynamic LSP Provisioning in Overlay, Augmented and Peer Architectures for IP/MPLS over WDM Networks”, Proc. IEEE INFOCOM’04, [http://www.ieee-infocom.org/2004/Papers/11\\_4.PDF](http://www.ieee-infocom.org/2004/Papers/11_4.PDF), Mar., (2004).

[53] OIF Recommendation OIF-UNI-1.0, “User Network Interface (UNI) 1.0 Signaling Specification”, Nov., (2001).

[54] STALLINGS, W., “High Speed Networks: TCP/IP and ATM Design Principles”, Prentice Hall PTR, (1998).

[55] ITU-T Recommendation G.959.1, “Optical Transport Network Physical Layer Interfaces”, Feb., (2001).

[56] ITU-T Recommendation G.871, “Framework for optical transport network Recommendations”, Oct., (2000).

[57] Cisco Systems Inc., “OSPF Design Guide”, [http://www.cisco.com/en/US/tech/tk365/technologies\\_white\\_paper09186a0080094e9e.shtml](http://www.cisco.com/en/US/tech/tk365/technologies_white_paper09186a0080094e9e.shtml), (2004).

[58] KOWALIK, K. and COLLIER, M., “QoS Routing as a Tool of MPLS Traffic Engineering”, IEI/IEE Symp. on Telecom. Systems Research, Nov., (2001).

## **Bibliografia**

---

- [59] FABRY-ASZTALOS, T.; BHIDE, N. and SIVALINGAM, K. M., “*Adaptive Weight Functions for Shortest Path Routing Algorithms for Multi-Wavelength Optical WDM Networks*”, Proc. ICC’00, pp.1330-1334, (2000).
- [60] ITU-T Recommendation G.832, “Transport of SDH elements on PDH networks - Frame and multiplexing structures”, Oct., (1998).
- [61] ITU-T Recommendation G.781, “*Synchronization layer functions*”, Jul., (1999).
- [62] RAMASWAMI, R. and SIVARAJAN, K. N., “*Optical Networks. A Practical Perspective*”, Morgan Kaufmann, Second Edition, (2002).
- [63] MUKHERJEE, B., “*Optical Communication Networks*”, McGraw-Hill, New York, (1997).
- [64] “*Routing Information Protocol - RIP*”, IETF RFC1388, <http://www.ietf.org/rfc/rfc1388.txt>, Jan., (1993).
- [65] “*RIP version 2*”, IETF RFC1723, <http://www.ietf.org/rfc/rfc1723.txt>, Nov., (1994).
- [66] Cisco Systems Inc., “*Routing Protocol Family*”, [http://www.cisco.com/en/US/tech/tk365/tk352/tech\\_protocol\\_family\\_home.html](http://www.cisco.com/en/US/tech/tk365/tk352/tech_protocol_family_home.html), (2005).
- [67] Mc.QUILLAN, J. M.; RICHER, I. and ROSEN, E. C., “*The New Routing Algorithm for the ARPANET*”, IEEE Trans. on Communication, vol.28, no. 5, pp.711-719, May, (1980).
- [68] SHAIKH, A.; REXFORD, J. and SHIN, K. G., “*Evaluating the Impact of Stale Link State on Quality-of-Service Routing*”, IEEE/ACM Trans. on Networking, vol.9, no.2, pp.1-14, Apr., (2001).
- [69] ERICSSON, M.; RESENDE, M.G.C. and PARDALOS, P.M., “*A Genetic Algorithm for the Weight Setting Problem in OSPF Routing*”, Journal of Combinatorial Optimization, vol.6, no3, pp.299-333,(2002).
- [70] YANG, X. and RAMAMURTHY, B., “*Dynamic Routing in Translucent WDM Optical Networks*”, Proc. ICC’02, pp.2796-2802, Apr., (2002).

- [71] GUERIN, R.; ORDA, A. and WILLIAMS, D., “*QoS Routing Mechanisms and OSPF Extensions*”, Proc. 2<sup>nd</sup> Global Internet Miniconference – GLOBECOM’97, Nov., (1997).
- [72] SURI, S.; WALDVOGEL, M.; BAUER, D. and WARKHEDE, P. R., “*Profile-based Routing and Traffic Engineering*”, Elsevier Computer Comm., vol.26, pp.351-365, (2003).
- [73] ELSAYED, K., “HCASP: A Hop-Constrained Adaptive Shortest-Path Algorithm for Routing Bandwidth-Guaranteed Tunnels in MPLS Networks”, Proc. 9<sup>th</sup> IEEE Symp. on Computers and Comm., Jun., (2004).
- [74] TAPOLCAI, J.; FODOR, P.; RÉTVÁRI, G.; MALIOSZ, M. and CINKLER, T., “*Class-based Minimum Interference Routing for Traffic Engineering in Optical Networks*”, Proc. IEEE 1<sup>st</sup> EuroNGI Conf., pp.31-38, Apr., (2005).
- [75] WANG, Z. and CROWCROFT, J., “*Quality-of-Service Routing for Supporting Multimedia Applications*”, IEEE Journal on Selected Areas in Comm., pp.1234-1288, Sept., (1996).
- [76] KAR, K.; KODIALAM, M. and LAKSHMAN, V., “*Minimum Interference Routing of Bandwidth Guaranteed Tunnels with MPLS Traffic Engineering Applications*”, IEEE Journal of on Selected Areas in Comm., vol.18, no.12, pp.2566-2579, Dec., (2000).
- [77] ZANG, H.; SAHASRABUDDHE, L.; JUE, J.; RAMAMURTHY, S. and MUKHERJEE, B., “*Connection Management for Wavelength-Routed WDM Networks*”, IEEE GLOBECOM’99, pp.1428-1432, (1999).
- [78] JUE, J. P. and VOKKARANE, V.M., “*Optical Burst Switched Networks*”, Springer Science, 1<sup>st</sup> Edition, (2005).
- [79] MEWANOU, R. and PIERRE, S., “*Dynamic Routing Algorithms in All-Optical Networks*”, IEEE Canadian Conference on Electrical and Computer Engineering 2003 (CCECE 2003) Proc., Vol. 2, pp. 773-776, May, (2003).

## **Bibliografia**

---

[80] MARTINS, E. Q. V. and PASCOAL, M. M. B., “*A new implementation of Yen’s ranking loopless paths algorithm*”, Journal of the Belgian, French and Italian Operations Research Societies, Vol. 1, no. 2, pp. 121-134, Jan., (2003).

[81] LI, L. and SOMANI, A. K., “*Dynamic Wavelength Routing using Congestion and Neighborhood Information*”, IEEE/ACM Transaction on Networking, vol. 7, no. 5, pp.779-786, Oct., (1999).

## Apêndice A

Neste apêndice será apresentada com maiores detalhes as Redes Ópticas de Acesso, Metropolitanas e Longa Distância bem como os nós da rede pertencentes a elas.

### 9.1 Topologias e suas Aplicações

Com o surgimento dos primeiros sistemas de comunicações na qual uma estação transmitia as informações para uma outra estação receptora distanciadas de alguns metros ou quilômetros, representou a primeira topologia de rede denominada *ponto-a-ponto*.

As Redes de Computadores propiciaram o desenvolvimento de diversas topologias de rede como: *Estrela*, *Barramento*, *Árvore*, *Anel* e *Malha*, sendo algumas delas estendidas às Redes Ópticas. A Figura 42 ilustra todas as topologias de rede comumente usadas nas redes públicas e privadas.

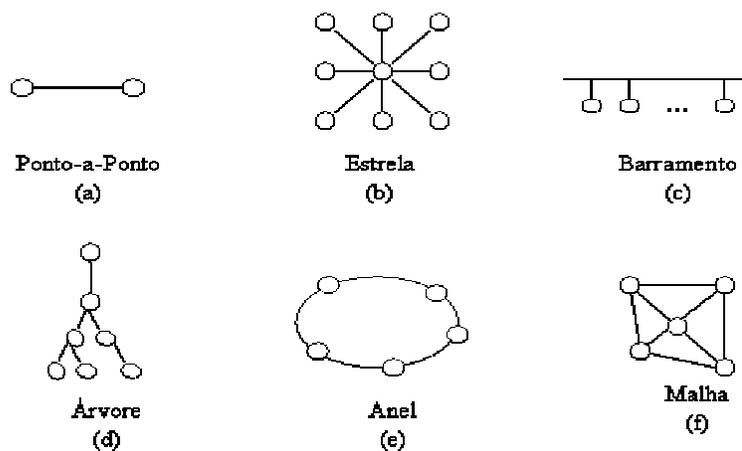


Figura 42: Topologias de Rede.

Nas Redes Ópticas, as topologias empregadas são aquelas ilustradas na Figura 42(a), (b), (d), (e) e (f). Os sistemas de comunicações se sofisticaram, evoluindo tecnologicamente para atender maiores taxas de transmissão e maiores quantidades de canais ópticos multiplexados em distâncias cada vez mais longas. Entende-se, em geral, o sistema de comunicação óptica como sendo uma rede óptica com uma das topologias descritas acima e as estações transmissoras e receptoras como sendo os *nós da rede*.

Devido à evolução dos nós da rede e a aplicação das topologias mais comuns *anel e malha* às redes ópticas em diversas distâncias, surgiram três principais segmentos de mercado: (1) Redes Ópticas de Acesso (*Access Optical Networks* ou *Enterprise Optical Networks*); (2) Redes Ópticas Metropolitanas (*Metro Optical Networks*) e (3) Redes Ópticas de Longa Distância (*Long-Haul Optical Networks* ou *Backbone Optical Networks*). Especificamente, a topologia em malha pode ser entendida atualmente como sendo um conjunto de anéis interconectados por nós de rede denominados “*Optical Cross-connect Network Node (OXC)*”, cujas funções estão descritas posteriormente.

A Tabela 6 apresenta as vantagens e as desvantagens das principais topologias de redes ópticas e suas aplicações.

Tabela 6: As Topologias das Redes Ópticas e suas Vantagens, Desvantagens e Aplicações.

		<b>Vantagem</b>	<b>Desvantagem</b>	<b>Aplicação</b>
<b>Topologia:</b>	<b>Ponto-a-ponto</b>	- Exige um sistema de gerenciamento simples dos nós ópticos. - Baixo custo.	- Não há flexibilidade para escolha de rotas alternativas em caso de falha. - Não é possível inserir novos nós de rede nesta topologia.	- Redes de Acesso e Longa Distância (ex: interurbano interconectando dois grandes centros metropolitanos).
	<b>Estrela</b>	- Coleta de forma concentrada ( <i>grooming</i> ) do tráfego de informações em um único nó de rede. - É possível inserir ou retirar um nó de rede.	- Não há flexibilidade para escolha de rotas alternativas em caso de falha.	- Redes de Acesso.
	<b>Árvore</b>	- Coleta de forma concentrada ( <i>grooming</i> ) do tráfego de informações em um nó de rede em cascata. - É possível inserir ou retirar um nó de rede.	- Não há flexibilidade para escolha de rotas alternativas em caso de falha.	- Redes de Acesso.
	<b>Anel</b>	- É possível eleger uma rota alternativa em caso de falha. - A comunicação entre os nós de rede é mais dinâmica que os casos anteriores.	- Exige um sistema de gerenciamento da rede ligeiramente mais complexo comparado com os casos anteriores.	- Redes de Acesso, Metropolitanas e Longa Distância.
	<b>Malha</b>	- É possível eleger mais de uma rota alternativa em caso de falha. - A comunicação entre os nós de rede é a mais dinâmica dentre todas as topologias.	- O sistema de gerenciamento da rede é o mais complexo de todos eles.	- Redes de Longa Distância.

## 9.2 Hierarquia das Redes Ópticas

### 9.2.1 Redes Ópticas de Acesso

As Redes Ópticas de Acesso têm como função permitirem o acesso dos usuários finais (ou clientes) localizados em residências e empresas de pequeno porte às Redes Ópticas dos Provedores de Acesso e Operadoras de Telecomunicações. A topologia mais comum para este tipo de rede é a *árvore* e a *estrela*, pois conecta vários usuários finais diretamente a um multiplexador óptico (MUX) da Operadora ou do Provedor. Também são utilizadas as topologias *ponto-a-ponto* e o *anel* para agregar clientes a um único multiplexador da Operadora. Um exemplo típico de uma Rede de Acesso é ilustrado na Figura 43, onde o multiplexador da

Operadora multiplexa os tráfegos provenientes de clientes residenciais conectados através de uma topologia ponto-a-ponto e de clientes corporativos através de uma topologia anel e os encaminha para uma Rede Metropolitana. Pode-se considerar esta topologia em anel dos clientes corporativos como uma Rede Corporativa (*Enterprise Network*). No caso contrário, em que o usuário final recebe um tráfego da Operadora ou do Provedor de Acesso – por exemplo, através de uma operação “*download*” –, tais informações serão demultiplexadas por este próprio equipamento que estará desempenhando a função de um demultiplexador óptico (DEMUX). Portanto, este equipamento que conecta o usuário final à Operadora ou Provedor de Acesso é denominado genericamente de Equipamento Terminal Óptico (OTE) e desempenha as funções de multiplexador e demultiplexador ópticos.

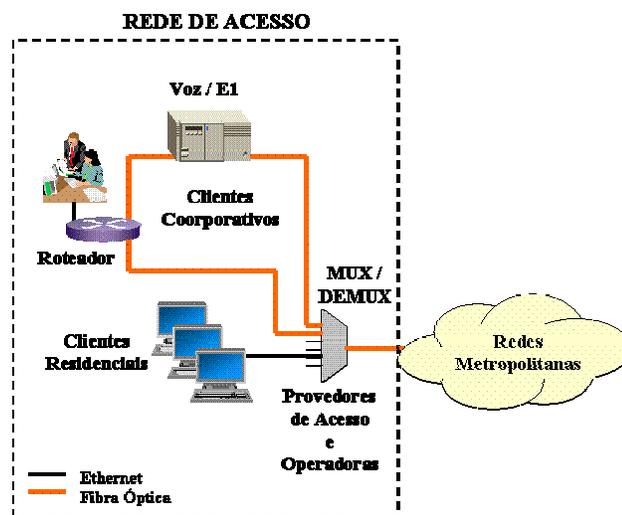


Figura 43: Diagrama de uma Rede Óptica de Acesso.

Com relação às interfaces [55] que compõem um multiplexador (ou um demultiplexador) óptico, elas poderão ser entendidas conforme a ilustração da Figura 44. Neste subsistema multiplexador (ou demultiplexador), as interfaces que permitem o acesso de tráfego ou extração de tráfego proveniente do cliente são denominadas “*interfaces de tributários*”. As interfaces de entrada e saída principais do subsistema que o conectam a rede, a qual ele é pertencente, são denominadas “*interfaces de linha*”.

Em geral, estes equipamentos ópticos possuem como:

- Interfaces de tributários: (1) PDH (*Plesyochronous Digital Hierarchy*) de 2 Mbps (E1), 34 Mbps e 140 Mbps; (2) Dados 10 BT (Ethernet); Comercialmente, cada cartão de tributário de 2 Mbps contém 12 canais, o cartão de 34Mbps contém apenas 1 canal assim como o cartão de 140 Mbps que também possui apenas 1 canal.
- Interfaces de linha: (1) SDH (*Synchronous Digital Hierarchy*) de 155Mbps (STM-1) ou equivalente ao SONET (*Synchronous Optical Network*) de OC-3.

O equipamento óptico MUX/DEMUX com interface de linha SDH STM-1 (ou SONET OC-3) pode ser equipado ao máximo em uma das seguintes combinações: (1) 3 cartões de 2 Mbps (ou melhor, 63 canais de 2 Mbps); (2) 1 cartão de 2 Mbps + 1 cartão de 34 Mbps; (3) 1 cartão de 140 Mbps.

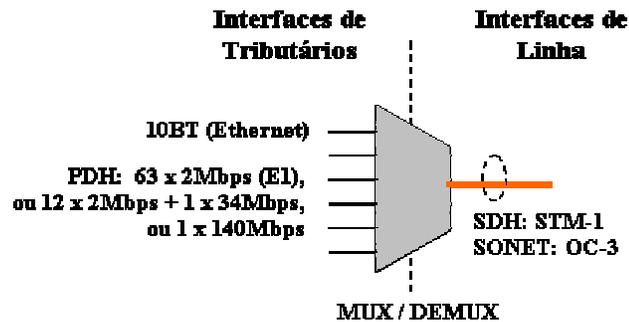


Figura 44: Diagrama de um Equipamento Terminal Óptico para as Redes Ópticas de Acesso.

### 9.2.2 Redes Ópticas Metropolitanas

As Redes Ópticas Metropolitanas têm como função permitirem o acesso de empresas de médio e grande porte (por exemplo: clientes corporativos) e o transporte do tráfego das Redes Ópticas de Acesso. As Redes Ópticas Metropolitanas podem ser divididas em dois segmentos: (1) Redes Ópticas Metro-Acesso (*Metro Access Optical Networks*) e (2) Redes Ópticas Metro-Tronco (*Metro Core Optical Networks*) conforme é ilustrado na Figura 45. Esta divisão entre as Redes Ópticas Metro-Acesso e Metro-Tronco nem sempre é fácil identificar em campo, devido à complexidade das mesmas. No entanto, em linhas gerais, identifica-se como sendo a Rede Óptica

Metro-Acesso àquela que permite o acesso do tráfego proveniente das Redes Ópticas de Acesso e dos clientes corporativos de médio porte. Ao passo que para a Rede Óptica Metro-Tronco reserva-se o acesso de clientes corporativos de grande porte e transporte do tráfego local e proveniente das Redes Ópticas de Acesso para as Redes Ópticas de Longa Distância e vice-versa.

A topologia mais comum para as Redes Ópticas Metropolitanas é o *anel* porque admite diversos nós em uma única rede, apesar de existir uma tendência muito forte destas redes migrarem para a topologia em malha. Nestas redes, observa-se o surgimento de alguns nós de rede locais como os OXCs. O OXC tem como objetivo principal comutar os diversos caminhos ópticos entre os conjuntos de fibras ópticas disponíveis na entrada e saída do comutador cruzado.

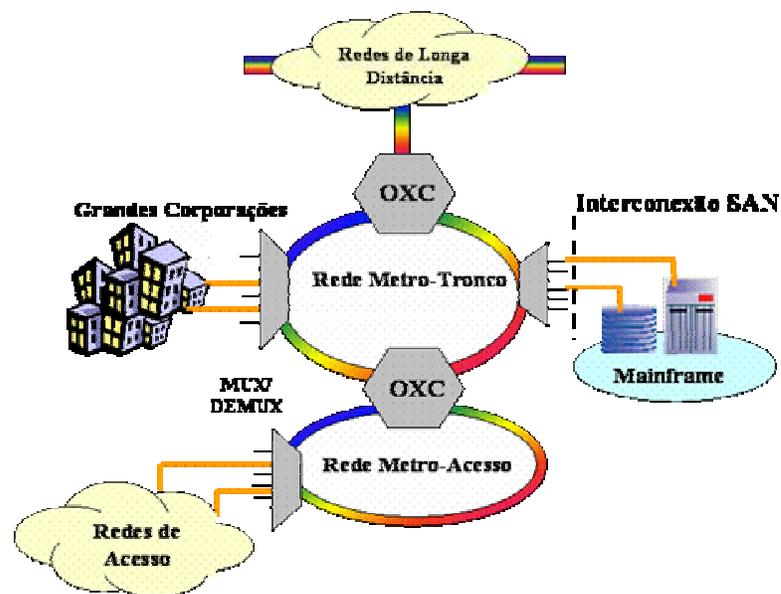


Figura 45: Diagrama de uma Rede Óptica Metropolitana.

Os equipamentos terminais ópticos (MUX/DEMUX) de maior capacidade podem incorporar outras interfaces [55] como:

- Interfaces de tributários: (1) 622 Mbps (SDH STM-4 ou SONET OC-12); (2) Dados 100 BT (Fast-Ethernet) e 1 GbE (Gigabit Ethernet); (3) SANs (*Store Area Networks*) ESCON, FICON e Fiber Channel. As interfaces para SAN são aplicadas aos segmentos bancários, onde os equipamentos que processam os dados são “mainframes”, cujas interfaces de comunicação de dados são ESCON, FICON ou Fiber Channel com taxas entre 200 Mbps a 1,25 Gbps.
- Interfaces de linha: (1) 2,5 Gbps (SDH STM-16 ou SONET OC-48); (2) DWDM: de 1 a 8 canais de 2,5 Gbps e/ou 10 Gbps.

Este equipamento óptico terminal (MUX/DEMUX) para as Redes Ópticas Metropolitanas pode ser ilustrado conforme a Figura 46.

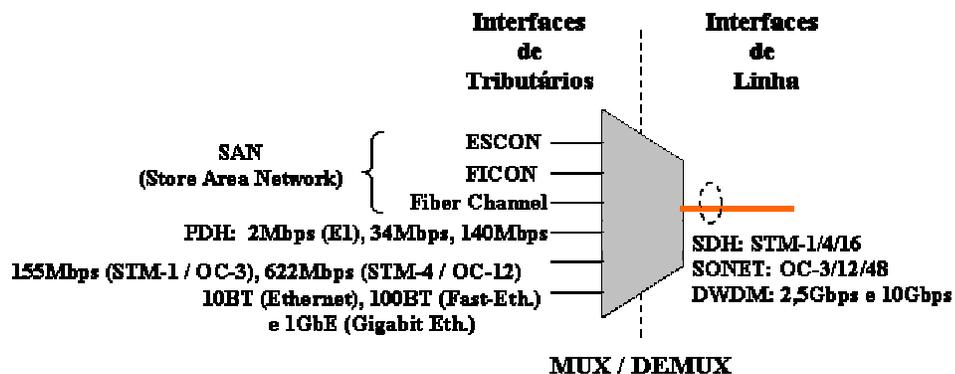


Figura 46: Diagrama de um Equipamento Óptico Terminal para as Redes Ópticas Metropolitanas.

### 9.2.3 Redes Ópticas de Longa Distância

As Redes Ópticas de Longa Distância têm como função permitirem a comunicação de uma ou mais Redes Ópticas Metropolitanas a longas distâncias (geralmente, considera-se “longa distância” compreendida entre 600 Km a 1500 Km e “ultralonga distância” compreendida entre 1500 Km a 4000 Km). As Redes Ópticas de Longa Distância são gerenciadas pelas Operadoras de Telecomunicações e têm como topologias mais comuns o *ponto-a-ponto* e o *anel*. Elas são consideradas como o “núcleo das redes ópticas” (*core* ou *backbone*), pois não há conexão direta com os usuários finais devido às altas taxas de transmissão que circulam nestas redes na ordem

de centenas de Gigabits ou Terabits por segundo. Nestas redes, encontramos os nós da rede como MUX/DEMUX e OXCs conforme ilustrado na Figura 47.

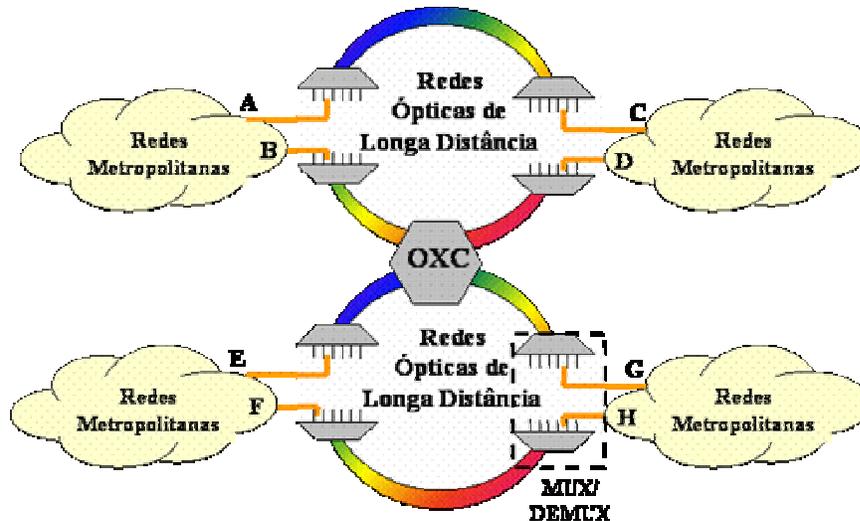


Figura 47: Diagrama de uma Rede Óptica de Longa Distância.

A Figura 47 ilustra os equipamentos terminais ópticos (MUX/DEMUX) aplicados às Redes Ópticas de Longa Distância. A Figura 48 ilustra o conjunto de interfaces mais comuns que incorporam estes elementos terminais ópticos [55] é:

- Interfaces de tributários: (1) 155 Mbps (STM-1 ou OC-3), 622Mbps (STM-4 ou OC-12), 2,5 Gbps (STM-16 ou OC-48), 10 Gbps (SDH STM-64 ou SONET OC-192); (2) Dados 1 GbE (Gigabit Ethernet); (3) SANs (*Store Area Networks*) ESCON, FICON e Fiber Channel com taxas entre 200 Mbps a 1,25 Gbps.
- Interfaces de linha: (1) 10 Gbps (STM-64 ou OC-192) e 40Gbps (STM-256 ou OC-768); (2) DWDM: de 1 a  $N$  canais de 10 Gbps ou 40 Gbps (comercialmente,  $N$  tem alcançado valores iguais a 180 e 40, respectivamente).

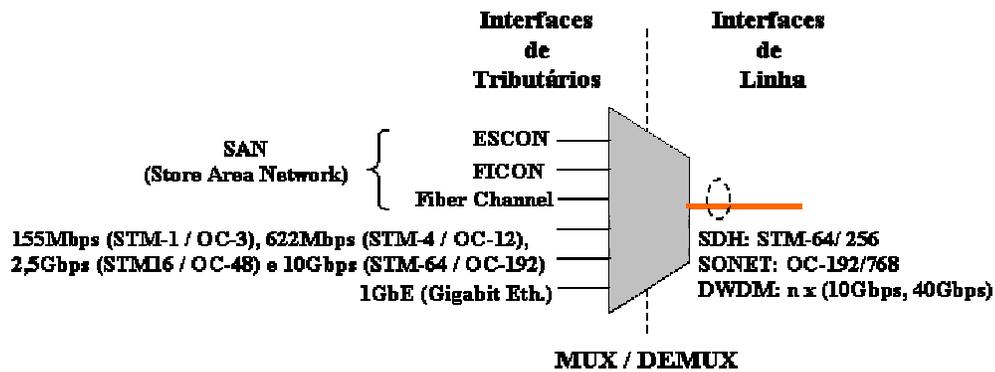


Figura 48: Diagrama de um Equipamento Óptico Terminal para as Redes Ópticas de Longa Distância.

Observa-se na apresentação destes três segmentos de mercado, a evolução das Redes Ópticas claramente definidas em termos de taxas de transmissão, características dos nós da rede e posicionamento destes nas diversas topologias. Em particular, na topologia de malha – hoje composta de diversos anéis ópticos – o papel desempenhado pelo OXC é muito importante para interconexão destas redes como pode ser visto na Figura 49.

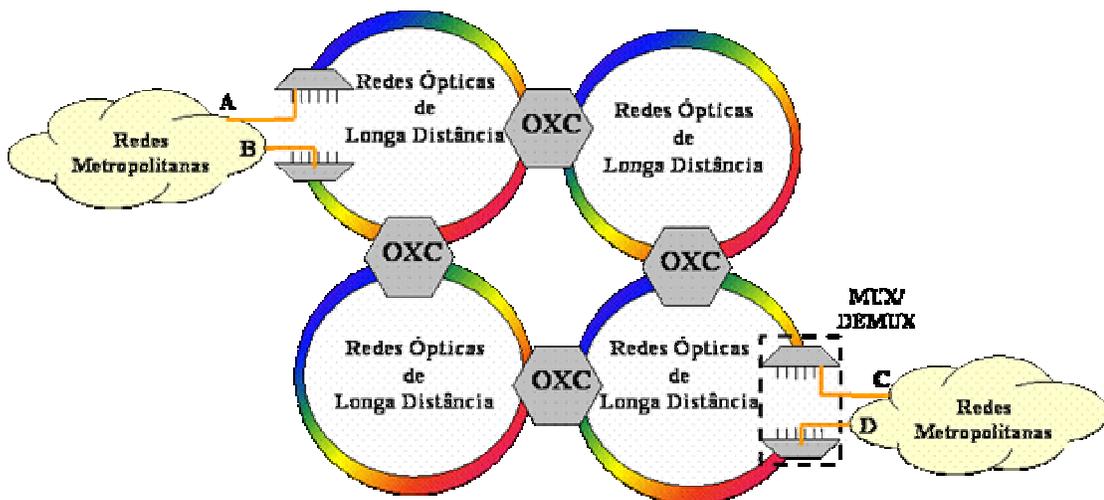


Figura 49: Topologia em Malha composta de Anéis Ópticos e a Interconexão de Redes através do OXC.

A interconexão das redes ópticas desempenhada pelos OXCs tem como função permitir a comunicação de duas Redes Metropolitanas A e C situadas em diferentes Redes Ópticas de

Longa Distância através da comutação de forma cruzada dos caminhos ópticos das conexões ópticas ponto-a-ponto.

Os itens 9.1 e 9.2 podem ser resumidos conforme é apresentado Tabela 7 na, a seguir:

Tabela 7: Aplicação das Topologias nas diversas Redes Ópticas.

		Aplicações em Redes Ópticas:			
		Acesso	Metro-Acesso	Metro-Tronco	Longa Distância
Topologia:	Ponto-a-ponto	sim	não	não	sim
	Estrela	sim	não	não	não
	Árvore	sim	não	não	não
	Anel	sim	sim	sim	sim
	Malha	não	não	não	sim

### 9.3 Elementos Integrantes de uma Rede Óptica

Os nós de uma rede óptica podem ser classificados como: Equipamento Terminal Óptico (OTE), Equipamento Repetidor (ou Regenerador) de Linha Óptico (OLRE), Equipamento de Inserção e Remoção de Canais Ópticos (OADM) e Equipamento Comutador Cruzado Óptico (XCE) e estão dispostos conforme a ilustração da Figura 50.

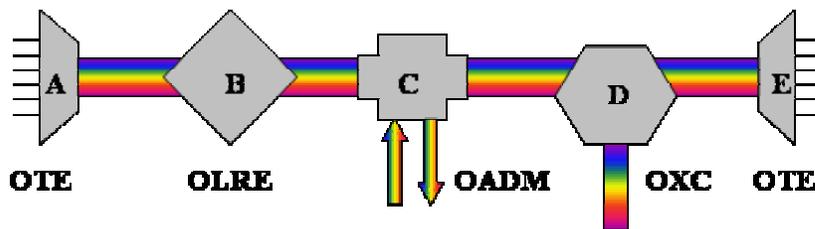


Figura 50: Elementos Integrantes de uma Rede Óptica.

### 9.3.1 Equipamento Terminal Óptico (OTE)

Como já foi mencionado anteriormente, o Equipamento Terminal Óptico (*Optical Terminal Equipment* – OTE) pode assumir as funções de multiplexação e demultiplexação do tráfego de informações que chegam nele. Supondo que na Figura 50 haja apenas uma comunicação unidirecional do nó A para o nó E, então o nó A desempenhará a função de multiplexação das informações que chegam nas suas interfaces de tributários e os transmitirá em um conjunto de sinais ópticos por meio da técnica *Multiplexação Densa por Divisão de Comprimento de Onda* (DWDM) para o nó E que por sua vez os demultiplexará em suas respectivas interfaces de tributários. Com isso, as conexões que se iniciaram no nó A serão *terminadas* no nó E. Por este motivo, estes nós recebem em suas denominações o termo “terminal” indicando que neles podem se iniciar ou terminar um pedido de conexão.

O diagrama esquemático de um OTE é ilustrado na Figura 51. Em síntese, a estrutura de um OTE é constituída de unidades de multiplexação, demultiplexação e um estágio de pré-amplificação (ex: compensadores de dispersão cromática, amplificadores EDFAs, *pumpers* (circuitos de bombeio) e *boosters* (circuitos elevadores), etc). Observa-se ainda que em cada OTE existe também uma unidade de controle e gerenciamento (ex: circuitos temporizadores, canal de sinalização, canal de serviço entre o equipamento e o operador de rede, etc).

É importante ressaltar no momento que o sinal do usuário entra na interface de tributários, este sofre um processo de “ajuste” para que o formato do pulso óptico seja enquadrado dentro das especificações do OTE através de um conversor de comprimentos de onda denominado “*transponder*” (ver módulo 3R da Figura 51). Este ajuste é conhecido como regeneração. A regeneração pode ser classificada em duas categorias: *regeneração 2R* (*Recover Power and Recover Shape*) e *regeneração 3R* (*Recover Power, Recover Shape and Recover Time*).

O termo “*Recover Power*” (ou Recuperar a Potência) desempenha a função de restabelecer os níveis de potência originais do sinal óptico, amplificando-os, e o termo “*Recover Shape*” (ou Recuperar a Formatação) tem como finalidade recompor o formato original do pulso óptico. O termo “*Recover Time*” (ou Recuperar a Sincronização) tem como objetivo sincronizar os pulsos ópticos dentro de uma seqüência de pulsos ópticos recebidos, evitando com isso o problema do “*jitter*” (variação ou oscilação do pulso óptico no espectro temporal). No caso do OTE, este

equipamento realiza a *regeneração 3R*. Com o avanço da tecnologia, pode-se fazer a regeneração 2R puramente óptica, no entanto, a tecnologia atual não permite que a Re-sincronização seja feito no domínio óptico. Desta forma, para se fazer a Re-sincronização, o sinal óptico – que está no domínio óptico – é convertido para o domínio elétrico e feito o processamento digital do sinal, sincronizá-lo. Após a sincronização, este sinal elétrico é novamente convertido para o domínio óptico.

Quando o sinal óptico sai do *transponder* e entra no módulo multiplexador do OTE, este sofre o processo de multiplexação juntamente com outros sinais ópticos provenientes de outros *transponders* e o resultado é um conjunto de sinais ópticos que passam por um estágio de pré-amplificação de modo a alcançar algumas centenas de Kilômetros. Este estágio de pré-amplificação é constituído basicamente de compensadores de dispersão cromática, amplificadores EDFA, *pumpers* e *boosters*. Os sinais ópticos de saída do estágio de pré-amplificação passam por um circulador óptico para que sejam transmitidos ao longo da fibra óptica conforme ilustra a Figura 51. Este é o caso de um OTE que possui como interface de linha apenas uma única fibra óptica para a comunicação bi-direcional (transmissão e recepção do sinal óptico). Convenciona-se neste caso uma faixa de comprimentos de onda para transmissão e uma outra faixa de comprimentos de onda para a recepção de modo que o sistema de gerência do OTE identifique se a informação por meio do sinal óptico é para ser enviada ou interpretada (recebida).

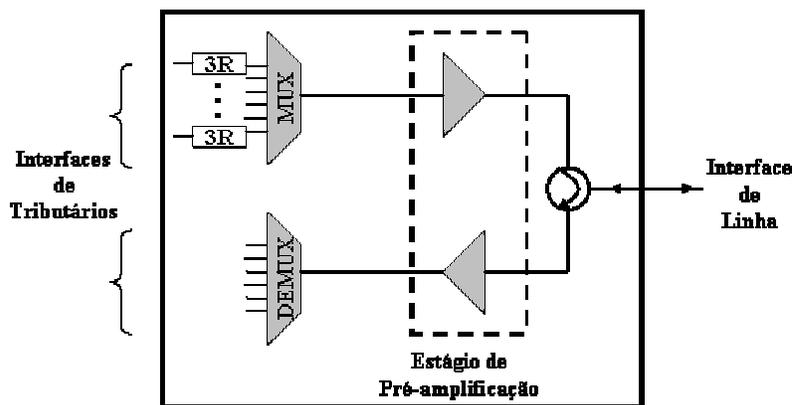


Figura 51: Diagrama esquemático de um Equipamento Terminal Óptico (OTE) com uma única fibra óptica na interface de linha.

Existe também um OTE que utiliza um par de fibras ópticas na interface de linha conforme ilustra a Figura 52. Seu princípio de funcionamento é o mesmo descrito anteriormente apenas com a vantagem de poder utilizar toda a faixa de comprimentos de onda para a transmissão em uma fibra óptica e para a recepção em outra fibra óptica. Neste caso, a comunicação é unidirecional em cada fibra óptica.

É digno de nota esclarecer que os *transponders* são usados geralmente quando há diferentes fabricantes entre os equipamentos ópticos (por exemplo: equipamentos multiplexadores SDH/SONET) conectados às interfaces de tributários dos OTEs (por exemplo: equipamentos multiplexadores DWDM). O motivo principal do uso do *transponder* é que ele ajustará o comprimento de onda de entrada na grade de comprimentos de onda especificada pelo ITU-T para cada fabricante. Quando o fabricante dos equipamentos SDH/SONET e DWDM é o mesmo, dispensa-se o uso de *transponders*, pois o comprimento de onda de saída do equipamento SDH/SONET é praticamente o mesmo do equipamento DWDM. Neste caso, necessita-se de apenas uma interface mais simples e barata – denominada comercialmente de *interface colorida* – que torna o comprimento de onda ainda mais coerente.

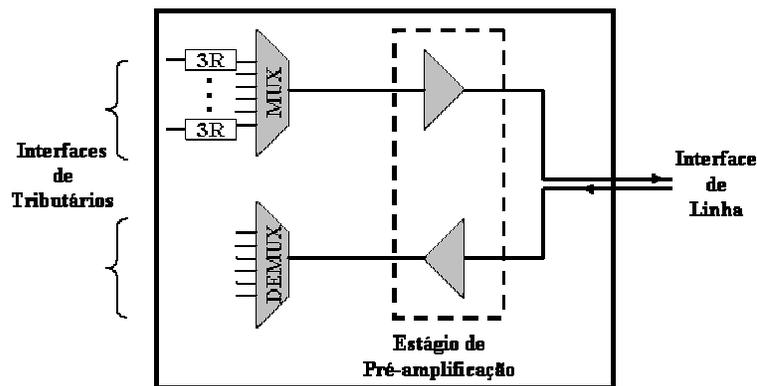


Figura 52: Diagrama esquemático de um Equipamento Terminal Óptico (OTE) com um par de fibra óptica na interface de linha.

### 9.3.2 Equipamento Repetidor de Linha Óptico (OLRE)

O Equipamento Repetidor de Linha Óptico (*Optical Line Repeater (ou Regenerator)*)

*Equipment* – OLRE) também conhecido como Equipamento Regenerador de Linha Óptica tem como função regenerar o sinal óptico em termos de Re-formatação e Re-amplificação na linha de transmissão. Isto significa que esta regeneração 2R pode ser puramente óptica e não interrompe o caminho óptico da conexão. Em outras palavras, o OLRE não é capaz de “iniciar” ou “terminar” uma conexão óptica. OLRE é um nó transparente ao sistema de gerência de conexões ópticas. Na Figura 50, o nó B é definido como sendo um OLRE. Assim, a conexão gerada e, como consequência, o caminho estabelecido no nó A para E não serão afetados por B. A finalidade da regeneração 2R é restabelecer o formato e os níveis de potência do sinal óptico que foram degradados ao longo da transmissão na fibra óptica. Alguns efeitos lineares como atenuação e dispersão cromática podem ser corrigidas pela regeneração 2R. Devido às perdas ópticas lineares, utiliza-se o OLRE a cada faixa de 80 Km a 150 Km – dependendo do número de comprimentos de onda e o tipo de fibra óptica usados – para que possa ser realizada a regeneração 2R com sucesso. Mesmo respeitando estes limites da faixa de aplicação do OLRE, há necessidade de se fazer a regeneração 3R a partir de certa distância – por exemplo: 600 Km ou maior dependendo da tecnologia empregada nos equipamentos OTEs e OLREs e o tipo de fibra óptica – devido às perdas ópticas não-lineares predominantes em longas distâncias [37] [38].

Os diagramas esquemáticos de um Equipamento Regenerador de Linha Óptica podem ser ilustrados na Figura 53. A diferença dos OLREs ilustrados nos itens (a) e (b) da Figura 53 é a mesma mencionada para os OTEs. Quando se tem apenas uma única fibra óptica para a comunicação bi-direcional, utiliza-se a configuração da Figura 53(a) e quando há um par de fibras ópticas, utiliza-se a configuração da Figura 53(b). Os OLREs possuem também um sistema de controle e gerenciamento do nó de rede mais simples do que os OTEs pelo fato de não se estabelecer ou encerrar nenhuma conexão.

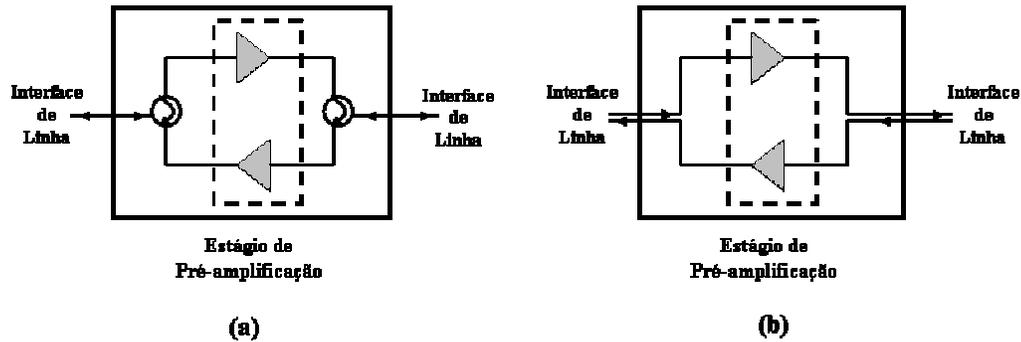


Figura 53: Diagrama esquemático de um Equipamento Repetidor de Linha Óptica (OLRE): (a) com uma única fibra óptica na interface de linha; (b) com um par de fibra óptica na interface de linha.

### 9.3.3 Equipamento de Inserção e Remoção de Canais Ópticos (OADM)

O Equipamento de Inserção e Remoção de Canais Ópticos (*Optical Add-Drop Multiplexer Equipment - OADM*) tem como função inserir e/ou retirar um ou mais comprimentos de onda na linha de transmissão. O OADM pode iniciar ou terminar uma conexão apenas daqueles comprimentos de onda escolhidos para inserção ou remoção, respectivamente. Por exemplo, suponha a rede óptica descrita na Figura 50 com 10 comprimentos de onda sendo transmitidos do nó A para E. Considere ainda que no nó C, um OADM, seja configurado para retirar 3 comprimentos de onda e inserir 3 novos comprimentos de onda. As três conexões referentes aos comprimentos de onda retirados serão terminadas no nó C e outras três conexões serão iniciadas pela adição dos três comprimentos de onda. Para o sistema de gerência do nó C as demais sete conexões do nó A para E serão transparentes e inalteradas.

O OADM pode fazer regeneração 2R ou 3R. Geralmente aqueles canais ópticos que passam continuamente pelo OADM são regenerados em 2R e os canais ópticos que são inseridos na linha de transmissão sofrem a regeneração 3R através dos *transponders* caso haja diferença de fabricantes entre o equipamento acoplado ao OADM e o próprio OADM ou através da *interface colorida* quando for o mesmo fabricante para ambos os equipamentos. O diagrama esquemático de um Equipamento de Inserção e Remoção de Canais Ópticos é ilustrado na Figura 54. O princípio de funcionamento de um OADM é uma combinação do OTE e OLRE porque utiliza os recursos de multiplexação e demultiplexação dos canais ópticos de um OTE para fins de inserção

e retirada dos comprimentos de onda escolhidos, respectivamente, e ainda estágios de pré-amplificação para garantir os níveis de potência e os formatos adequados dos pulsos ópticos (regeneração 2R) em cada canal.

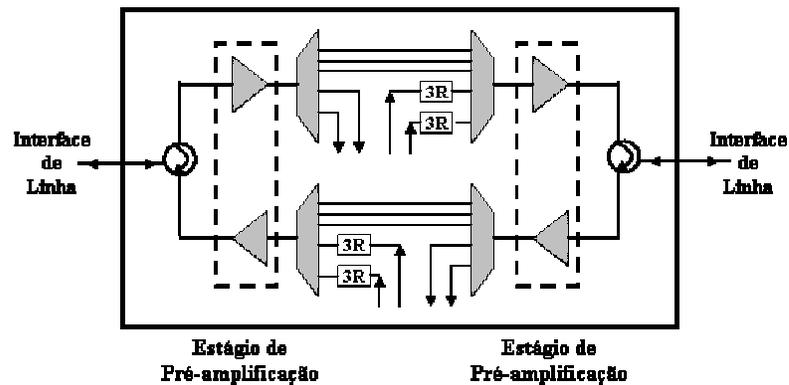


Figura 54: Diagrama esquemático de um Equipamento de Inserção e Remoção de Canais Ópticos (OADM) com uma única fibra óptica na interface de linha.

O OADM pode ser também configurado para redes que utilizam um par de fibras ópticas conforme a ilustração da Figura 55.

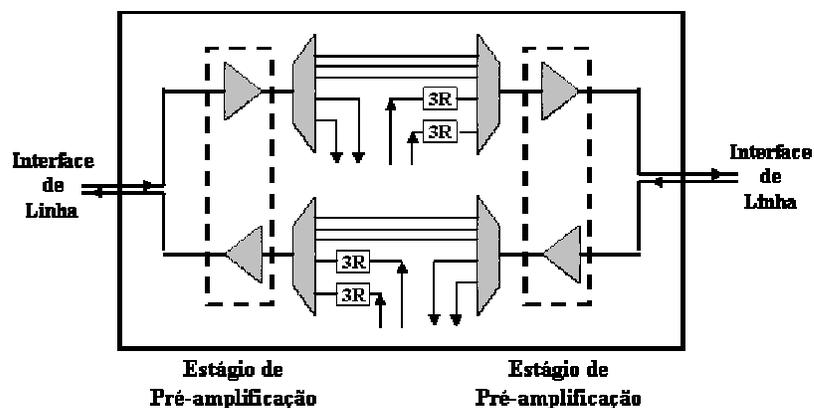


Figura 55: Diagrama esquemático de um Equipamento de Inserção e Remoção de Canais Ópticos (OADM) com um par de fibra óptica na interface de linha.

### 9.3.4 Equipamento Comutador Cruzado Óptico (OXC)

O Equipamento Comutador Cruzado Óptico (*Cross-Connect Equipment* – OXC) desempenha um papel muito importante nas redes ópticas devido à sua versatilidade como nó de rede. Sua função principal é integrar diversas redes ópticas através da comutação cruzada dos diversos circuitos ópticos pertencentes a cada uma delas. Em outras palavras, o OXC é capaz de comutar um caminho óptico de uma rede óptica para outra de modo que a conexão se estenda além dos limites estabelecidos pela rede óptica em que foi originada.

Considere a ilustração da Figura 56 em que dois anéis ópticos são integrados através de um OXC e que haja um pedido de conexão de um comutador MPLS-A – conectado ao OTE-A – para um outro comutador MPLS-B que está conectado ao OTE-B. Suponha também que os OTEs A e B sejam capazes de mapear os pacotes MPLS numa rede óptica comutada por circuito e que  $\Lambda = \{\lambda_0, \dots, \lambda_{n-1}\}$  represente o conjunto de todos os comprimentos de onda de cada enlace óptico. Baseado nestas premissas, o OTE-A irá procurar uma rota que encontre o OTE-B através de um processo de sinalização entre os nós de rede. Suponha que a rota encontrada seja os dois semi-arcs superiores dos anéis ópticos 1 e 2 o que corresponderá ao caminho óptico (VP-1) entre OTE-A e OTE-B. Dentro deste VP-1, o OTE-A escolherá um comprimento de onda, por exemplo,  $\lambda_1$  que corresponderá ao canal óptico (VC-1) que transportará o tráfego de informações do MPLS-A até o OXC. Quando este comprimento de onda entrar em OXC, este poderá ou não ser convertido em outro comprimento de onda dando origem ao canal óptico VC-x, em que  $x \in \Lambda$ . Se não houver conversão de comprimentos de onda no OXC, o VC-x será o próprio VC-1, com  $x = 1$  o que representa  $\lambda_1$  como comprimento de onda na saída do OXC. Caso contrário, o comprimento de onda  $\lambda_1$  será convertido em qualquer outro comprimento de onda que resultará em VC-x ( $x \neq 1$ ) e haverá comutação do canal óptico.

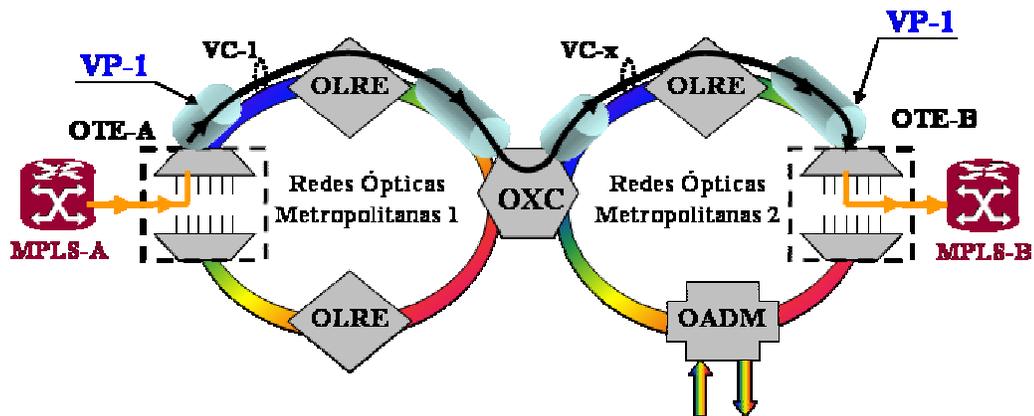


Figura 56: Integração de duas redes ópticas através do Equipamento Comutador Cruzado Óptico (OXC).

Uma outra função do OXC é a capacidade de realizar a regeneração 2R ou 3R quando necessária na rede óptica. O diagrama esquemático de um Equipamento Comutador Cruzado Óptico é ilustrado na Figura 57. O OXC é constituído dos módulos de pré-amplificação, multiplexação, demultiplexação e comutação além de um sistema de gerência e controle do equipamento. Os módulos de pré-amplificação, multiplexação e demultiplexação são semelhantes aos demais equipamentos descritos anteriormente. O módulo de comutação ( $X\lambda_i$ , em que  $i \in \Lambda$ ) tem como objetivo comutar os mesmos comprimentos de onda das diversas fibras ópticas de entrada para saída. Dentro destes, poderá haver conversão de comprimentos de onda ou não permitindo a intercomunicação entre eles. Os comprimentos de onda que chegam nas interfaces de linha do OXC sofrem a regeneração 2R através dos estágios de pré-amplificação. Observa-se também que os OXCs possuem as interfaces de tributários podendo inserir ou retirar qualquer comprimento de onda escolhido, regenerando-o em 3R quando inserido nos OXCs.

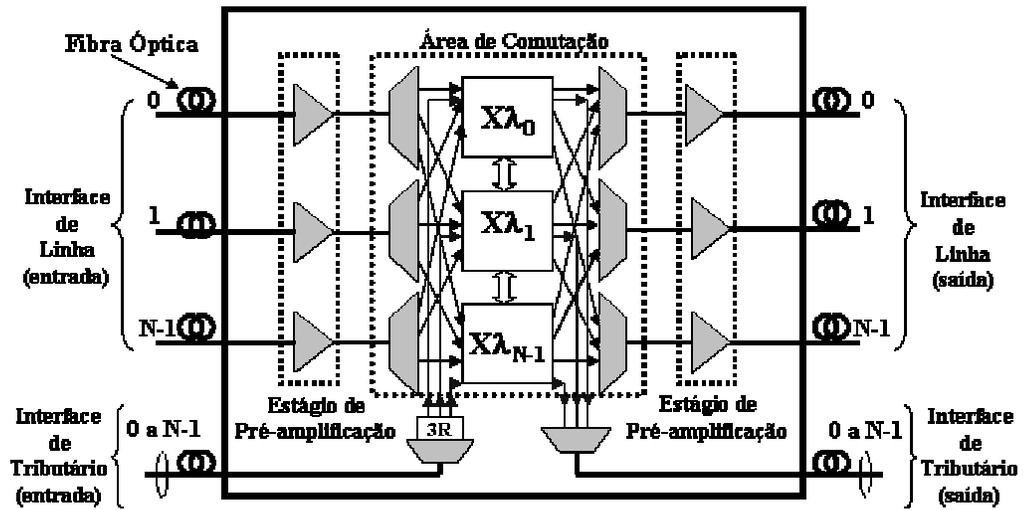


Figura 57: Diagrama esquemático de um Equipamento Comutador Cruzado Óptico (OXC).

## Apêndice B

Neste apêndice serão discutidos os parâmetros de ajuste K e Q presentes nas métricas de custo dos algoritmos de roteamento WLC e WLCex e suas influências no desempenho destes nas redes ópticas. Conhecer a faixa de valores dos parâmetros K e Q que propiciam um bom desempenho dos algoritmos WLC e WLCex é importante para orientar o operador de rede na configuração destes a uma dada topologia de rede óptica.

Conforme definido nas Eq. 4.3 e Eq. 4.5, os parâmetros ajustáveis K e Q são empregados para sensibilizar os parâmetros “número de *hops*” e “largura de banda disponível”, respectivamente. Os valores destes parâmetros dependem da Classe de Serviço (CoS). Por exemplo: serviços interativos como vídeo-conferência refletirá um peso maior no parâmetro “atraso de propagação” que está diretamente relacionado com o número de *hops*. Quanto maior o número de *hops*, maior será o atraso por comutação nos *hops* e, conseqüentemente, refletirá no aumento do atraso de propagação do tráfego entre o par de nós (fonte, destino); já a transferência de arquivos refletirá um peso maior no parâmetro “largura de banda”.

Sob as condições de simulação descritas na Seção 4.3, foram feitas simulações variando  $(K,Q) = \{0, 1, 2, 3\}$ , com exceção de  $K = Q = 0$ , e também  $(K = 1, Q = 5)$  e  $(K = 5, Q = 1)$ , nas mesmas redes ópticas “Net2” e NSFNET. Consideraram-se tais faixas de valores para K e Q porque desta maneira, pode-se avaliar a importância dos parâmetros “número de *hops*” e “largura de banda disponível” como parte da métrica de custo e suas influências à tomada de decisão na escolha de rotas. Nestas simulações, considerou-se que todos os caminhos são satisfeitos pela condição descrita na Eq. 4.4 para qualquer pedido de conexão (“Cenário1”) que representa uma *restrição de alcance máximo dos canais ópticos*.

A Figura 58 ilustra a probabilidade de bloqueio dos algoritmos de roteamento WLC e LS-h para o “Cenário 1” com 16 comprimentos de onda na rede “Net2”. Observa-se que para valores

de  $K = \{1, 2, 3\}$  e  $Q = 3$ , o algoritmo de roteamento proposto WLC apresenta um desempenho igual ou superior ao LS-h.

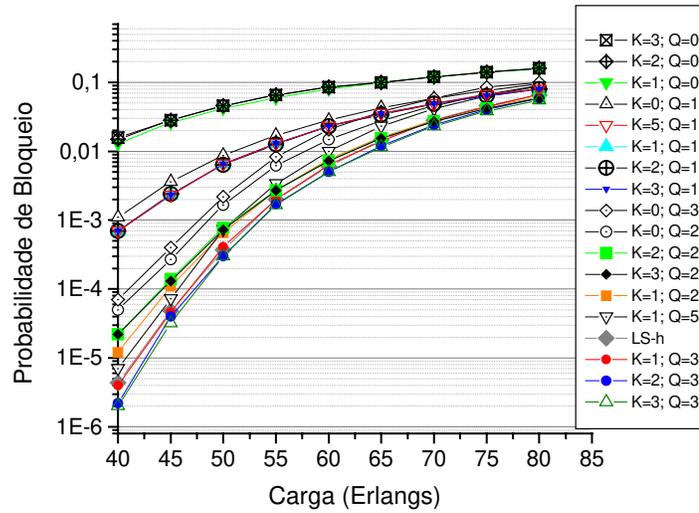


Figura 58: Probabilidade de Bloqueio versus Carga do WLC para a rede “Net2” com 16 comprimentos de onda.

A Figura 59 ilustra a probabilidade de bloqueio dos algoritmos de roteamento WLCex e LS-h para o “Cenário 1” com 16 comprimentos de onda na rede “Net2”. Observa-se que para valores de  $K = \{1, 2, 3, 5\}$  e  $Q = 1$ , o algoritmo de roteamento proposto WLCex apresenta um desempenho igual ou superior ao LS-h.

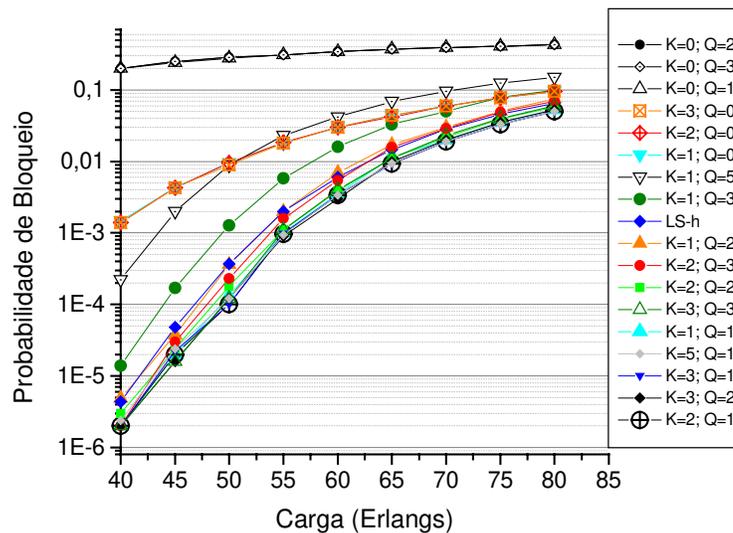


Figura 59: Probabilidade de Bloqueio versus Carga do WLCex para a rede “Net2” com 16 comprimentos de onda.

A Figura 60 ilustra a probabilidade de bloqueio dos algoritmos de roteamento WLC e LS-h para o “Cenário 1” com 16 comprimentos de onda na rede NSFNET. Observa-se que qualquer valor de K e Q, com exceção de Q = 0, o algoritmo WLC apresenta um desempenho igual ou superior ao LS-h.

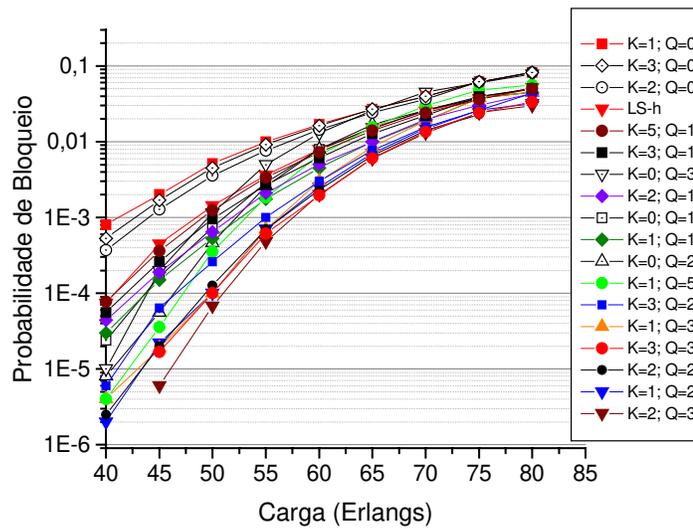


Figura 60: Probabilidade de Bloqueio versus Carga do WLC para a rede NSFNET com 16 comprimentos de onda.

A Figura 61 ilustra a probabilidade de bloqueio dos algoritmos de roteamento WLCex e LS-h para o “Cenário 1” com 16 comprimentos de onda na rede NSFNET. Observa-se que qualquer valor de K e Q, com exceção de K = Q = 0, o algoritmo WLCex apresenta um desempenho igual ou superior ao LS-h.

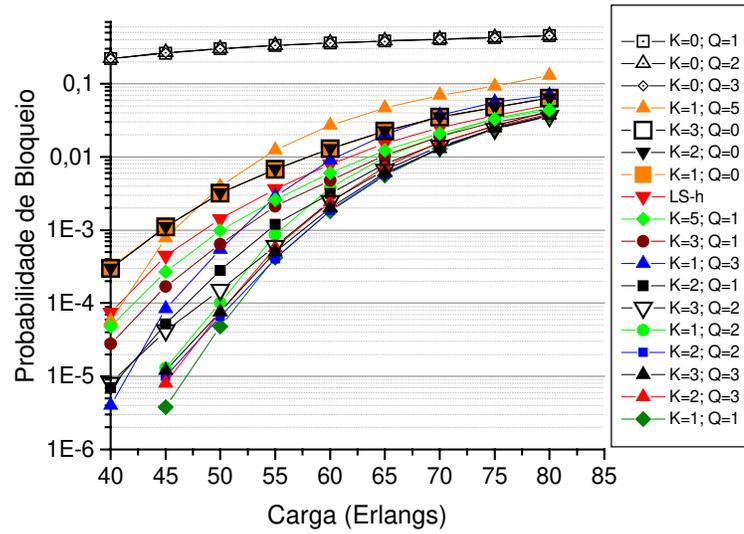


Figura 61: Probabilidade de Bloqueio versus Carga do WLCex para a rede NSFNET com 16 comprimentos de onda.

Nota-se também que, em geral, o algoritmo de roteamento WLC apresenta bom desempenho para a razão  $\frac{Q}{K} \geq 1$ , com  $K \neq 0$ , e para o algoritmo WLCex, quando  $K = Q \neq 0$ .

Conclui-se, portanto, que ambos os algoritmos WLC e WLCex apresentam boas soluções heurísticas para o sub-problema de Roteamento com ampla variação dos parâmetros ajustáveis K e Q.

## Apêndice C

Neste apêndice será discutido em que condições o termo “ $D_{total_p}$ ” poderá influenciar na tomada de decisão para a escolha de uma rota por meio da análise das métricas de custo, genericamente, denominadas por  $M_p$  definidas pelas Eq. 4.3 e Eq. 4.5. Conhecer esta influência significa caracterizar a diferença entre os algoritmos WLC e WLCex para escolha de rotas em uma rede óptica.

Seja a topologia de rede descrita pela Figura 62 e o desejo de estabelecer uma comunicação entre o par de nós (fonte, destino), representados por A e B, respectivamente. Neste exemplo, há apenas dois caminhos para escolha de uma rota entre o par de nós (A,B). No caminho 1, há  $N-1$  hops e cada enlace óptico  $l_i$  possui um comprimento de  $L_i$ , em que  $i = \{1, 2, \dots, N\}$  e ainda a capacidade de cada enlace  $l_i$  disponível é  $x_i$ , em que  $i = \{1, 2, \dots, N\}$ . No caminho 2, há  $N'-1$  hops e cada enlace óptico  $l'_i$  possui um comprimento de  $L'_i$ , em que  $i = \{1, 2, \dots, N'\}$  e ainda a capacidade de cada enlace  $l'_i$  disponível é  $y_i$ , em que  $i = \{1, 2, \dots, N'\}$ .

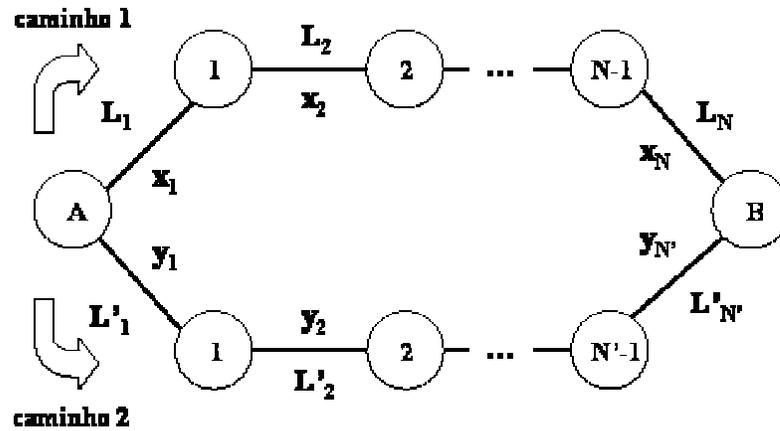


Figura 62: Escolha de um Caminho para Estabelecer a Comunicação entre o par de nós (A,B).

Considere as métricas de custo  $M_l$  e  $M'_l$  para o caminho 1 definidas pela Eq. 11.1 e Eq. 11.2, respectivamente.

$$M_1 = \left[ (N-1)^K + 1 \right] \cdot \sum_{i=1}^N \frac{L_i}{x_i^Q} \quad \text{Eq. 11.1}$$

e

$$M'_1 = \frac{\left[ (N-1)^K + 1 \right]}{\sum_{i=1}^N L_i} \cdot \sum_{i=1}^N \frac{L_i}{x_i^Q} \quad \text{Eq. 11.2}$$

em que:

$M_1$  = métrica de custo baseada na Eq. 4.3.

$M'_1$  = métrica de custo baseada na Eq. 4.5.

$N-1$  = número de *hops* ao longo do caminho 1;

$L_i$  = comprimento do enlace  $l_i$ ;

$N$  = número de enlaces ao longo do caminho 1;

$x_i$  = capacidade do enlace  $l_i$  disponível no estado de rede  $\psi$ ;

$K, Q$  = parâmetros ajustáveis;

$D_{total1} = \sum_{i=1}^N L_i$  = comprimento total do caminho 1.

Considere ainda as métricas de custo  $M_2$  e  $M'_2$  para o caminho 2 definidas pela Eq. 11.3 e Eq. 11.4, respectivamente.

$$M_2 = \left[ (N'-1)^K + 1 \right] \cdot \sum_{i=1}^{N'} \frac{L'_i}{y_i^Q} \quad \text{Eq. 11.3}$$

e

$$M'_2 = \frac{[(N'-1)^K + 1]}{\sum_{i=1}^{N'} L'_i} \cdot \sum_{i=1}^{N'} \frac{L'_i}{y_i^Q} \quad \text{Eq. 11.4}$$

em que:

$M_2$  = métrica de custo baseada na Eq. 4.3.

$M'_2$  = métrica de custo baseada na Eq. 4.5.

$N'-1$  = número de *hops* ao longo do caminho 2;

$L'_i$  = comprimento do enlace  $l'_i$ ;

$N'$  = número de enlaces ao longo do caminho 2;

$y_i$  = capacidade do enlace  $l'_i$  disponível no estado de rede  $\psi$ ;

$K, Q$  = parâmetros ajustáveis;

$$D_{total2} = \sum_{i=1}^{N'} L'_i = \text{comprimento total do caminho 2.}$$

Para verificar a influência do termo “ $D_{total_p}$ ” na tomada de decisão para a escolha de uma rota entre os nós (A,B), considere a declaração definida pela Eq. 11.5:

$$\text{Se } M_1 \geq M_2 \text{ então } M'_1 \leq M'_2 \quad \text{Eq. 11.5}$$

Esta declaração diz que supondo o custo do caminho 1,  $M_1$ , maior que o custo do caminho 2,  $M_2$ , o nó-A escolherá o caminho 2 para estabelecer a conexão, no entanto, com a introdução do termo “ $D_{total_p}$ ” às métricas de custo, o custo do caminho 1,  $M'_1$ , será menor que o custo do caminho 2,  $M'_2$ , e, portanto, o nó-A escolherá o caminho 1 para estabelecer a conexão. Na condição de que o  $M_1$  seja igual ao  $M_2$ , o nó-A poderá escolher qualquer um dos caminhos.

A Eq. 11.6 descreve a desigualdade  $M_1 \geq M_2$ , a seguir:

$$\left[ (N-1)^K + 1 \right] \cdot \sum_{i=1}^N \frac{L_i}{x_i^Q} \geq \left[ (N'-1)^K + 1 \right] \cdot \sum_{i=1}^{N'} \frac{L'_i}{y_i^Q} \quad \text{Eq. 11.6}$$

e a Eq. 11.7 descreve a desigualdade  $M'_1 \leq M'_2$ , a seguir:

$$\frac{\left[ (N-1)^K + 1 \right] \cdot \sum_{i=1}^N \frac{L_i}{x_i^Q}}{\sum_{i=1}^N L_i} \leq \frac{\left[ (N'-1)^K + 1 \right] \cdot \sum_{i=1}^{N'} \frac{L'_i}{y_i^Q}}{\sum_{i=1}^{N'} L'_i} \quad \text{Eq. 11.7}$$

Combinando a Eq. 11.6 e a Eq. 11.7, obtêm-se a Eq. 11.8:

$$\left[ (N'-1)^K + 1 \right] \cdot \sum_{i=1}^{N'} \frac{L'_i}{y_i^Q} \leq \left[ (N-1)^K + 1 \right] \cdot \sum_{i=1}^N \frac{L_i}{x_i^Q} \leq \frac{\sum_{i=1}^N L_i}{\sum_{i=1}^{N'} L'_i} \left[ (N'-1)^K + 1 \right] \cdot \sum_{i=1}^{N'} \frac{L'_i}{y_i^Q} \quad \text{Eq. 11.8}$$

em que:

$$L_i > 0, L'_i > 0, x_i > 0, y_i > 0, D_{total 1} > 0 \text{ e } D_{total 2} > 0;$$

$K, Q$  = parâmetros ajustáveis.

Reagrupando os termos da Eq. 11.8, resulta na Eq. 11.9:

$$1 \leq \frac{\left[ (N-1)^K + 1 \right] \cdot \sum_{i=1}^N \frac{L_i}{x_i^Q}}{\left[ (N'-1)^K + 1 \right] \cdot \sum_{i=1}^{N'} \frac{L'_i}{y_i^Q}} \leq \frac{\sum_{i=1}^N L_i}{\sum_{i=1}^{N'} L'_i} \quad \text{Eq. 11.9}$$

A Eq. 11.9 mostra que se a razão das métricas de custo entre os caminhos 1 e 2 for menor que a razão entre os comprimentos totais do caminho 1 e 2, mas maior que 1, então a declaração definida pela Eq. 11.5 será verdadeira e o termo “ $D_{total_p}$ ” influenciará na tomada de decisão para escolher o caminho em que estabelecerá a conexão. Considere dois exemplos que elucidam este conceito:

Exemplo 1: Suponha que o nó-A tenha duas alternativas para escolher um caminho de modo a estabelecer uma conexão com o nó-B conforme ilustra a Figura 62. Em ambos os caminhos, há apenas 1 *hop*. No caminho 1, os comprimentos dos enlaces  $L_1$  e  $L_2$  são iguais a 400 Km e 600 Km, respectivamente. As capacidades disponíveis nestes enlaces são:  $x_1 = x_2 = 5$ . No caminho 2, os comprimentos dos enlaces  $L'_1$  e  $L'_2$  são iguais a 100 Km e 200 Km, respectivamente. As capacidades disponíveis nestes enlaces são:  $y_1 = y_2 = 4$ . Suponha ainda que K e Q sejam iguais a 1. Neste sentido, determina-se as métricas de custo  $M_1$  e  $M_2$  por meio da Eq. 11.10 e Eq. 11.11, respectivamente:

$$M_1 = (1+1) \cdot \left( \frac{400}{5} + \frac{600}{5} \right) = 400 \quad \text{Eq. 11.10}$$

e

$$M_2 = (1+1) \cdot \left( \frac{100}{4} + \frac{200}{4} \right) = 150 \quad \text{Eq. 11.11}$$

Portanto, no algoritmo WLC, cuja métrica de custo  $M_p$  está baseada na Eq. 4.3, o nó-A escolherá o caminho 2, pois  $M_2 < M_1$ . No entanto, se for aplicado o algoritmo WLCex, cuja métrica de custo  $M_p$  está baseada na Eq. 4.5, então os custos  $M'_1$  e  $M'_2$  serão apresentados pelas Eq. 11.12 e Eq. 11.13, respectivamente.

$$M'_1 = \frac{(1+1)}{1000} \cdot \left( \frac{400}{5} + \frac{600}{5} \right) = 0,4 \quad \text{Eq. 11.12}$$

e

$$M'_2 = \frac{(1+1)}{300} \cdot \left( \frac{100}{4} + \frac{200}{4} \right) = 0,5 \quad \text{Eq. 11.13}$$

Neste caso, o nó-A escolherá o caminho 1 para o estabelecimento da conexão com o nó-B. Assim, a diferença entre os algoritmos WLC e WLCex para a escolha de uma rota ocorrerá se satisfeita a Eq. 11.9. Neste exemplo, haverá diferença entre os algoritmos WLC e WLCex para a

escolha da rota, pois a razão dos custos  $M_1$  e  $M_2$  é igual a 2,67 e é menor que a razão entre os comprimentos totais  $D_{total 1}$  e  $D_{total 2}$ , cujo valor é igual a 3,33, satisfazendo a Eq. 11.9.

Exemplo 2: Suponha que o nó-A tenha duas alternativas para escolher um caminho de modo a estabelecer uma conexão com o nó-B conforme ilustra a Figura 62. No caminho 1, existem 2 hops e três comprimentos de enlace  $L_1$ ,  $L_2$  e  $L_3$  com valores iguais a 100 Km, 200 Km e 400 Km, respectivamente. As capacidades disponíveis nestes enlaces são:  $x_1 = 2$ ,  $x_2 = 4$  e  $x_3 = 8$ . No caminho 2, existe apenas 1 hop e dois comprimentos de enlaces  $L'_1$  e  $L'_2$  com valores iguais a 100 Km e 40 Km, respectivamente. As capacidades disponíveis nestes enlaces são:  $y_1 = 2$  e  $y_2 = 1$ . Suponha ainda que K e Q sejam iguais a 1. Neste sentido, determina-se as métricas de custo  $M_1$  e  $M_2$  por meio das Eq. 11.14 e Eq. 11.15, respectivamente:

$$M_1 = (2+1) \cdot \left( \frac{100}{2} + \frac{200}{4} + \frac{400}{8} \right) = 450 \quad \text{Eq. 11.14}$$

e

$$M_2 = (1+1) \cdot \left( \frac{100}{2} + \frac{40}{1} \right) = 180 \quad \text{Eq. 11.15}$$

Portanto, no algoritmo WLC, cuja métrica de custo  $M_p$  está baseada na Eq. 4.3, o nó-A escolherá o caminho 2, pois  $M_2 < M_1$ . No entanto, se for aplicado o algoritmo WLCex, cuja métrica de custo  $M_p$  está baseada na Eq. 4.5, então os custos  $M'_1$  e  $M'_2$  serão apresentados pelas Eq. 11.16 e Eq. 11.17, respectivamente.

$$M'_1 = \frac{(2+1)}{700} \cdot \left( \frac{100}{2} + \frac{200}{4} + \frac{400}{8} \right) = 0,64 \quad \text{Eq. 11.16}$$

e

$$M'_2 = \frac{(1+1)}{140} \cdot \left( \frac{100}{2} + \frac{40}{1} \right) = 1,29 \quad \text{Eq. 11.17}$$

Neste caso, o nó-A escolherá o caminho 1 para o estabelecimento da conexão com o nó-B. Assim, a diferença entre os algoritmos WLC e WLCex para a escolha de uma rota ocorrerá se satisfeita a Eq. 11.9. Neste exemplo, haverá diferença entre os algoritmos WLC e WLCex para a escolha da rota, pois a razão dos custos  $M_1$  e  $M_2$  é igual a 2,5 e é menor que a razão entre os comprimentos totais  $D_{total 1}$  e  $D_{total 2}$ , cujo valor é igual a 5 satisfazendo a Eq. 11.9.

Em suma, este apêndice apresentou a diferença entre os algoritmos WLC e WLCex por meio do estudo do termo “ $D_{total p}$ ” que influencia a tomada de decisão para escolha de rotas se satisfeita a Eq. 11.9.