

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

ÁREA DE CONCENTRAÇÃO: AUTOMAÇÃO

**HEURÍSTICAS PARA ROTEAMENTO E ALOCAÇÃO DE
COMPRIMENTOS DE ONDA PARA COMUNICAÇÕES
MULTIDIFUSÃO E COMUNICAÇÕES COM RESTRIÇÕES DE
POTÊNCIA EM REDES ÓPTICAS**

Francisco Cilião de Araújo Neto

Orientador: Prof. Dr. Raul Vinhas Ribeiro

Banca Examinadora:

Maria Silvina Medrano – Fundação CPQD

Hélio Waldman – DECOM/FEEC/Unicamp

Secundino Soares Filho – DENSIS/FEEC/UNICAMP

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

Campinas, São Paulo
- Dezembro 2005 -

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

Ar15h Araújo Neto, Francisco Cilião de
Heurísticas para roteamento e alocação de
comprimentos de onda para comunicações multidifusão e
comunicações com restrições de potência em redes ópticas
/ Francisco Cilião de Araújo Neto. --Campinas, SP: [s.n.],
2005.

Orientador: Raul Vinhas Ribeiro.
Dissertação (Mestrado) - Universidade Estadual de
Campinas, Faculdade de Engenharia Elétrica e de
Computação.

1. Comunicações óticas. 2. Programação heurística.
3. Otimização combinatória. I. Ribeiro, Raul Vinhas.
II. Universidade Estadual de Campinas. Faculdade de
Engenharia Elétrica e de Computação. III. Título.

Titulo em Inglês: Heuristics to routing and wavelength assignment applied to
multicast communications and communications with power
restrictions in optical networks.

Palavras-chave em Inglês: Optical communications, Heuristic programming,
Combinatorial optimization.

Área de concentração: Automação

Titulação: Mestre em Engenharia Elétrica

Banca examinadora: Maria Silvina Medrano, Hélio Waldman e Secundino Soares
Filho.

Data da defesa: 16/12/2005.

RESUMO

Com o amadurecimento da tecnologia de multiplexação por comprimentos de onda – WDM (*Wavelength Division Multiplexing*) e a crescente popularização de aplicações multidifusão, como teleconferência, o suporte a esse tipo de transmissão na camada WDM é um tópico importante a ser estudado. Uma particularidade no roteamento de comunicações multidifusão, devido ao alto custo, é o limite no número de comutadores (*switches*) capazes de dividir o sinal de luz para mais de um destino. Esse limite introduz o problema de alocação desse tipo de comutador nos nós da rede de forma a facilitar o roteamento multidifusão. Além de considerações sobre o aspecto topológico da rede, outras particularidades do problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda são as degenerações da camada física da rede óptica, que proporcionam algumas restrições de potência no sinal óptico. Esse trabalho apresenta uma heurística para solução de dois problemas. O problema de alocação de divisores do sinal de luz (*splitters*), de roteamento e de alocação de comprimento de onda para comunicações multidifusão e o problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda considerando restrições de potência na camada física da rede óptica. Experimentos indicam que a heurística proposta apresenta um bom compromisso entre rapidez e qualidade de solução.

Palavras-Chave: Redes Ópticas, WDM, Heurística para Otimização Combinatória, Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda (RWA), Alocação de Divisores, Conexões Multidifusão, Restrições de Potência.

ABSTRACT

Due to the WDM (Wavelength Division Multiplexing) technology maturity and the growing popularization of multicast applications, such as teleconference, the support to this type of transmission in WDM layer must be exploited. A issue in routing multicast connections, due to the high cost, is the limited number of *switches* capable of divide the light signal to more than one destination. This limit introduces the allocation problem of these kind of *switches* in the nodes of network with objective of facilitate the multicast routing. Despite these topologic issues of the network, other particularities of the routing and wavelength assignment problem are the power issues in the physical layer, which take some power restrictions in optical signal. This work presents a heuristic to solve two problems. The problem of Splitter placement, multicast routing and wavelength assignment and the problem of routing and wavelength assignment with power issues in physical layer in optical network. Experiments indicate that the heuristic presents a good tradeoff between quality and time solution.

Keywords: Optical Networks, WDM, Heuristic to Combinatorial Optimization, Routing and Wavelength Assignment (RWA), Splitter Placement, Multicast Connections, Power Issues.

AGRADECIMENTOS

Agradeço a todos que colaboraram para a realização deste trabalho. Em especial:

Ao Professor Raul Vinhas Ribeiro pela orientação guiada com sabedoria, pelo incentivo, dedicação, apoio e paciência;

Aos meus pais e à minha irmã, que tanto os amo, pelo constante apoio e motivação. Mesmo distantes fisicamente, em todos os momentos mostraram-se presentes com muito carinho.

A todos os amigos da FEEC, pela ajuda e por tantos momentos de alegria;

A CAPES pelo apoio financeiro.

SUMÁRIO

1. INTRODUÇÃO.....	1
2. PROBLEMA DE ROTEAMENTO E ALOCAÇÃO DE COMPRIMENTOS DE ONDA PARA CONEXÕES MULTIDIFUSÃO	4
2.1 RWA.....	5
2.1.1 RWA: Caso Estático.....	5
2.2 MCRWA e SP-MCRWA.....	10
2.2.1 Formulação.....	13
3. HEURÍSTICAS DE OTIMIZAÇÃO.....	17
3.1 Heurísticas para Construção de Rotas multidifusão	17
3.1.1 Heurística MPH.....	18
3.1.2 Heurística Member-Only.....	20
3.1.3 Heurística Rerouting	21
3.2 Algoritmos para obtenção de um conjunto de Rotas multidifusão	22
3.3 Heurística para resolução do MCRWA.....	23
3.3.1 Descrição do algoritmo para resolução do MCRWA.....	23
3.3.2 Exemplo detalhado	25
3.4 Heurística para resolução do SP-MCRWA.....	31
3.4.1 Heurística Most Saturated Node First (MSNF).....	31
3.4.2 Heurística de Três fases para o SP-MCRWA	32
4. RESULTADOS NUMÉRICOS.....	34
4.1 Rede NSFNET.....	34
4.2 Rede Italiana.....	40
5. A REDE ÓPTICA E CONSIDERAÇÕES DE POTÊNCIA.....	42
5.1 Componentes da Rede	43
5.1.1 Amplificador óptico (EDFA)	45
5.1.2 A fibra	49
5.1.3 O nó de roteamento (WRN)	50
5.2 Exemplo de operação	50
6. PROBLEMA DE ROTEAMENTO E ALOCAÇÃO DE COMPRIMENTOS DE ONDA COM CONSIDERAÇÕES DE POTÊNCIA.....	53
6.1 Notação	54
6.2 Variáveis	55
6.2.1 Variáveis de roteamento.....	55
6.2.2 Variáveis de link.....	55
6.2.3 Variáveis de nó.....	56

6.3	<i>Formulação</i>	57
7.	HEURÍSTICA PARA O RWA-P E RESULTADOS NUMÉRICOS	61
7.1	<i>Heurística para o RWA-P</i>	61
7.1.1	Exemplo de interação entre as conexões	62
7.1.2	Algoritmos para estabelecimento das conexões	65
7.1.3	Ciclos de propagação do sinal	66
7.2	<i>Resultados Numéricos</i>	70
8.	CONCLUSÕES	77
8.1	<i>Heurística para o RWA</i>	77
8.2	<i>Heurística para o MCRWA</i>	77
8.3	<i>Heurística para o SP-MCRWA</i>	78
8.4	<i>Heurística para o RWA-P</i>	78
8.5	<i>Trabalhos futuros</i>	79
	REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS	81
	APÊNDICE A	83
	APÊNDICE B	87

LISTA DE FIGURAS

FIGURA 1 – REDE NSFNET DE 12 NÓS.	8
FIGURA 2 – ROTA PARA A CONEXÃO 1: $C_1(1, 12)$	8
FIGURA 3 – ROTA PARA A CONEXÃO 2: $C_2(3, 9)$	8
FIGURA 4 – ROTA PARA A CONEXÃO 3: $C_3(5, 7)$	8
FIGURA 5 – ROTAS DAS 3 CONEXÕES OPERANDO SIMULTANEAMENTE.	8
FIGURA 6 – GRAFO DE CONFLITO CONEXO.	9
FIGURA 7 – ROTA ALTERNATIVA PARA A CONEXÃO 1.	10
FIGURA 8 – 3 CONEXÕES OPERANDO SIMULTANEAMENTE.	10
FIGURA 9 – GRAFO DE CONFLITO DESCONEXO.	10
FIGURA 10 – REDE NSFNET ILUSTRANDO AS ESTAÇÕES.	11
FIGURA 11 – ROTA MULTIDIFUSÃO 1: $C_1(1, [5, 6])$	12
FIGURA 12 – ROTA MULTIDIFUSÃO 2: $C_2(12, [4, 5, 9, 11])$	12
FIGURA 13 – ROTA MULTIDIFUSÃO 3: $C_3(8, [5, 9, 10])$	12
FIGURA 14 – CONEXÕES OPERANDO SIMULTANEAMENTE.	12
FIGURA 15 – ROTA MULTIDIFUSÃO 2 ALTERNATIVA: $C_2(12, [4, 5, 9, 11])$	13
FIGURA 16 – CONEXÕES OPERANDO SIMULTANEAMENTE.	13
FIGURA 17 – CONFIGURAÇÃO DA REDE ANTES DO ESTABELECIMENTO DA CONEXÃO 1.	17
FIGURA 18 – CONEXÃO $C_1(2, [6, 10])$: ROTA MÍNIMA.	18
FIGURA 19 – CONEXÃO $C_1(2, [6, 10])$: ROTA ALTERNATIVA.	18
FIGURA 20 – PASSO 4 PARA A HEURÍSTICA MEMBER-ONLY.	20
FIGURA 21 – PASSO 5 PARA A HEURÍSTICA MEMBER-ONLY.	20
FIGURA 22 – HEURÍSTICA REROUTING ANTES DA INCLUSÃO DO NÓ 12.	21
FIGURA 23 – HEURÍSTICA REROUTING APÓS A INCLUSÃO DO NÓ 12.	21
FIGURA 24 – ROTA MULTIDIFUSÃO INICIAL $T_{i,0}$	22
FIGURA 25 – ROTA $T_{i,1}$ RETIRANDO-SE A FIBRA (7, 6).	22
FIGURA 26 – ROTA $T_{i,2}$ RETIRANDO-SE A FIBRA (6, 4).	22
FIGURA 27 – ROTA $T_{i,3}$ RETIRANDO-SE A FIBRA (6, 5).	23
FIGURA 28 – ROTA $T_{i,4}$ RETIRANDO-SE A FIBRA (5, 2).	23
FIGURA 29 – CONEXÕES OPERANDO NA REDE NSFNET COM ESTAÇÕES OCULTAS.	25
FIGURA 30 – CONEXÕES OPERANDO NA REDE NSFNET ILUSTRANDO AS ESTAÇÕES.	25
FIGURA 31 – ROTA 1 PARA A CONEXÃO MULTIDIFUSÃO C_3	26
FIGURA 32 – NÓS DO GRAFO DE CONFLITO.	28
FIGURA 33 – GRAFO DE CONFLITO PARA AS ROTAS ATRIBUÍDAS.	28
FIGURA 34 – REDE NSFNET UTILIZADA NOS TESTES.	34
FIGURA 35 – EXEMPLO DE DISTÂNCIA EUCLIDIANA.	40
FIGURA 36 – EXEMPLO DE DISTÂNCIA DE MANHATTAM.	40
FIGURA 37 – UM WRN COM UMA ESTAÇÃO LOCAL.	44
FIGURA 38 – REDE DE SETE NÓS TOTALMENTE ÓPTICA UTILIZADA EM ALGUNS EXEMPLOS.	44
FIGURA 39 – MODELO DE GANHO DO AMPLIFICADOR MELHORADO COM $GSP=20$	48
FIGURA 40 – MODELO DE GANHO DO AMPLIFICADOR MELHORADO COM $GSP=12$	48
FIGURA 41 – REDE EXEMPLO DE OPERAÇÃO COM ATENUAÇÃO DA POTÊNCIA DE UM SINAL.	51
FIGURA 42 – LINK COM DOIS AMPLIFICADORES E TRÊS SEGMENTOS DE FIBRA.	56
FIGURA 43 – REDE EXEMPLO DE OPERAÇÃO COM ATENUAÇÃO DA POTÊNCIA DE DOIS SINAIS.	62
FIGURA 44 – EXEMPLO DE CICLO DE PROPAGAÇÃO DO SINAL SEM CONEXÕES.	66
FIGURA 45 – EXEMPLO DE CICLO DE PROPAGAÇÃO DO SINAL ADICIONANDO-SE A CONEXÃO 1.	66
FIGURA 46 – EXEMPLO DE CICLO DE PROPAGAÇÃO DO SINAL ADICIONANDO-SE A CONEXÃO 2.	66
FIGURA 47 – EXEMPLO DE CICLO DE PROPAGAÇÃO DO SINAL ADICIONANDO-SE A CONEXÃO 3.	66
FIGURA 48 – EXEMPLO DE INFLUÊNCIA DA POTÊNCIA DOS SINAIS ENTRE AS CONEXÕES.	68
FIGURA 49 – COMPARAÇÃO DO NÚMERO DE ARCOS VERIFICADOS COM E SEM VERIFICAÇÃO CÍCLICA.	69
FIGURA 50 – REDE DE SETE NÓS TOTALMENTE ÓPTICA COM DISTÂNCIAS ENTRE SWITCHES.	71

<i>FIGURA 51 – DEMANDA DE CONEXÕES PARA A REDE DE SETE NÓS.</i>	71
<i>FIGURA 52 – MODELO DE GANHO DO AMPLIFICADOR SIMPLIFICADO COM GSP=20.</i>	72
<i>FIGURA 53 – MODELO DE GANHO DO AMPLIFICADOR SIMPLIFICADO COM GSP=12.</i>	72
<i>FIGURA 54 – REDE ÓPTICA ITALIANA COM 21 NÓS E 57 ARCOS BIDIRECIONAIS.</i>	75
<i>FIGURA 55 – MATRIZ DE TRÁFEGO PARA A REDE ÓPTICA ITALIANA.</i>	76
<i>FIGURA 56 – FLUXOGRAMA PARA O ALGORITMO ADICIONA CONEXÃO REC.</i>	84
<i>FIGURA 57 – FLUXOGRAMA PARA O ALGORITMO PROPAGA MESMO LINK.</i>	85
<i>FIGURA 58 – FLUXOGRAMA PARA O ALGORITMO PROPAGA PROXIMO LINK.</i>	86

LISTA DE TABELAS

TABELA 1 – VARIÁVEIS E CONSTANTES UTILIZADAS NAS FORMULAÇÕES MATEMÁTICAS.....	14
TABELA 2 – CONSTRUÇÃO DE ROTAS MULTIDIFUSÃO PASSO A PASSO ATRAVÉS DO ALGORITMO MPH.....	19
TABELA 3 – DEMANDA DE EXEMPLO PARA O PROBLEMA MCRWA COMPOSTA DE SEIS CONEXÕES.....	25
TABELA 4 – ROTAS MULTIDIFUSÃO PRÉ-COMPUTADAS PARA CADA CONEXÃO.....	26
TABELA 5 – ILUSTRAÇÃO NA REDE DAS ROTAS MULTIDIFUSÃO ESTABELECIDAS PARA CADA CONEXÃO.....	27
TABELA 6 – OPERAÇÕES PASSO A PASSO PARA A FASE DE COLORAÇÃO DO GRAFO DE CONFLITO.....	30
TABELA 7 – DEMANDA DE VINTE CONEXÕES PARA A REDE NSFNET.....	35
TABELA 8 – ROTAS PRÉ-COMPUTADAS PARA RESOLUÇÃO DO MCRWA SEM DIVISORES ALOCADOS.....	36
TABELA 9 – ROTAS PRÉ-COMPUTADAS COM DIVISORES ALOCADOS AOS NÓS 5, 6 E 7.....	37
TABELA 10 – ROTAS OBTIDAS NA SOLUÇÃO DO PROBLEMA SP-MCRWA.....	38
TABELA 11 – ÍNDICE DAS ROTAS E DO COMPRIMENTO DE ONDA ALOCADO PARA CADA CONEXÃO DA DEMANDA.....	39
TABELA 12 – RESULTADOS NA REDE ITALIANA COM 12 COMPRIMENTOS DE ONDA E 2 ROTAS PRÉ-COMPUTADAS....	41
TABELA 13 – RESULTADOS NA REDE ITALIANA COM 24 COMPRIMENTOS DE ONDA E 2 ROTAS PRÉ-COMPUTADAS....	41
TABELA 14 – PARÂMETROS DE GANHO E PERDA DE POTÊNCIA UTILIZADOS PARA CADA COMPONENTE.....	51
TABELA 15 – POTÊNCIA DE ENTRADA E SAÍDA DO SINAL PARA CADA COMPONENTE PERCORRIDO.....	52
TABELA 16 – VARIÁVEIS E CONSTANTES UTILIZADAS NAS FORMULAÇÕES MATEMÁTICAS DO RWA-P.....	54
TABELA 17 – SIMULAÇÃO DA POTÊNCIA DO SINAL DA CONEXÃO 1 DESCONSIDERANDO-SE A POTÊNCIA DO SINAL DA CONEXÃO 2.....	63
TABELA 18 – SIMULAÇÃO DA POTÊNCIA DO SINAL DA CONEXÃO 2 DESCONSIDERANDO-SE A POTÊNCIA DO SINAL DA CONEXÃO 1.....	63
TABELA 19 – SIMULAÇÃO DA POTÊNCIA DO SINAL DA CONEXÃO 1 CONSIDERANDO-SE A POTÊNCIA DO SINAL DA CONEXÃO 2 SEM ATUALIZAR A POTÊNCIA DE TRANSMISSÃO.....	64
TABELA 20 – SIMULAÇÃO DA POTÊNCIA DO SINAL DA CONEXÃO 2 CONSIDERANDO-SE A POTÊNCIA DO SINAL DA CONEXÃO 1 SEM ATUALIZAR A POTÊNCIA DE TRANSMISSÃO.....	64
TABELA 21 – SIMULAÇÃO DA POTÊNCIA DO SINAL DA CONEXÃO 1 CONSIDERANDO-SE A POTÊNCIA DO SINAL DA CONEXÃO 2 ATUALIZANDO A POTÊNCIA DE TRANSMISSÃO.....	64
TABELA 22 – SIMULAÇÃO DA POTÊNCIA DO SINAL DA CONEXÃO 2 CONSIDERANDO-SE A POTÊNCIA DO SINAL DA CONEXÃO 1 ATUALIZANDO A POTÊNCIA DE TRANSMISSÃO.....	64
TABELA 23 – RESULTADOS DA HEURÍSTICA PARA A REDE DE SETE NÓS.....	73
TABELA 24 – RESULTADOS DA HEURÍSTICA PARA A REDE DE SETE NÓS E DIFERENTES PADRÕES DE TRÁFEGO.....	74
TABELA 25 – RESULTADOS DA HEURÍSTICA PARA A REDE ITALIANA DE 21 NÓS E 57 ARCOS BIDIRECIONAIS.....	76
TABELA 23 – RESULTADOS DA HEURÍSTICA PARA A REDE DE SETE NÓS.....	87

1. INTRODUÇÃO

Devido ao grande volume de tráfego da Internet e o seu contínuo crescimento, a tecnologia totalmente óptica *wavelength-division multiplexing* (WDM), com altas taxas de transmissão, é uma forte candidata para o *backbone* no futuro e para a Internet na próxima geração (GREEN, 1991). Redes totalmente ópticas são redes onde fibras ópticas são conectadas em comutadores (*switches*) fotônicos e o sinal permanece no domínio óptico desde a sua origem até o destino.

Algumas aplicações da Internet, como teleconferência e distribuição de vídeo, requerem o estabelecimento de conexões multidifusão (*multicast*), que fornecem transmissão simultânea de uma origem para múltiplos destinos (KOMPELLA, 1992). Recentemente, algumas pesquisas foram realizadas em serviços multidifusão fornecidos pela camada WDM (MALLI, 1998) (SAHASRABUDDHE, 1999), nas quais os comutadores ópticos têm capacidade de divisão do sinal de luz (*light splitting*), evitando assim conversão óptico-eletrônica-óptica (O/E/O) para enviar cópias dos dados para múltiplos destinos, permitindo maiores taxas de transmissão e transparência na comunicação (ZHANG, 2000).

Existem vários esquemas para comunicações de dados multidifusão em redes IP sobre WDM (ZHANG, 2000). Este trabalho apresenta técnicas para planejamento do caminho do sinal óptico considerando que a comunicação multidifusão é suportada na camada WDM, onde alguns comutadores WDM têm capacidade para enviar o pacote de dados para mais de um *link* no domínio óptico via *light splitting*.

Para enviar o sinal de luz para mais de um *link* no domínio óptico, ou seja, sem necessidade de conversão óptico-eletrônica-óptica (O/E/O), o comutador deve ter capacidade de divisão do sinal de luz, ou seja, deve ser *multicast capable* (MC). Comutadores desse tipo são denominados “divida e encaminhe” - SAD (*Splitter-and-Delivery*) (HU, 1998). Comutadores que não possuem capacidade de divisão do sinal são *multicast incapable* (MI), sendo denominados “grampeie e continue” - TAC (*Tap and Continue*) (ALI, 2001), pois são capazes apenas de transmitir uma pequena fração do sinal para estações ligadas diretamente a ele enquanto transmitem o sinal para outro comutador adjacente.

Comutadores MC usualmente são mais caros que comutadores MI, e nem todos os nós necessitam de capacidade de divisão do sinal de luz em comunicações multidifusão. Assim, surge o problema de alocação de divisores do sinal de luz – SP (*Splitter Placement*).

Roteamento e alocação de comprimentos de onda – RWA (*Routing and Wavelength Assignment*) é um problema fundamental em redes WDM totalmente ópticas. Esse problema, que

é *NP-hard* em geral, consiste em selecionar caminhos e comprimentos de onda para as conexões requeridas. O problema tem duas variantes, RWA estático e RWA dinâmico. Este trabalho se propõe a resolver o RWA estático, admitindo uma matriz de demanda de conexões (matriz de sessões) conhecida a priori, um número limitado de comprimentos de onda disponíveis, ausência de *buffer* e conversão de comprimentos de onda nos comutadores. O objetivo é estabelecer o maior número de conexões operando simultaneamente na rede óptica.

A maioria dos estudos anteriores trata de muitas variações do problema RWA considerando apenas aspectos topológicos da rede, ignorando algumas restrições impostas pela potência do sinal óptico. Este trabalho leva em consideração a degradação do sinal óptico provocada por componentes da rede na forma de atenuação do sinal, que faz com que a potência do sinal caia à medida que atravessa os componentes. Existem outras restrições de potência, como ruído ASE, *Polarization Mode Dispersion* (PMD) e outros que não são tratados neste trabalho. Uma boa referência para esses problemas pode ser encontrada em Ramaswami (2002).

Este trabalho apresenta uma heurística para resolução de dois problemas. Primeiramente é tratado o problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda para comunicações multidifusão (MCRWA). Nesse caso o objetivo é estabelecer o maior número de conexões multidifusão. Posteriormente é tratado o problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda levando em consideração a degradação do sinal na rede óptica (RWA-P). Nesse caso existem restrições de potência que devem ser respeitadas para o estabelecimento das conexões.

Esse trabalho está organizado da seguinte maneira:

Capítulo 1: Essa introdução, que fornece uma visão geral do trabalho.

Capítulo 2: Apresentação do problema de alocação de divisores de sinais de luz, roteamento e alocação de comprimentos de onda para comunicações multidifusão em redes ópticas (SP-MCRWA).

Capítulo 3: São apresentadas as heurísticas utilizadas para resolução do problema SP-MCRWA.

Capítulo 4: Apresenta os resultados numéricos para redes disponíveis na literatura e para redes geradas aleatoriamente na resolução do problema SP-MCRWA.

Capítulo 5: Apresenta o problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda com considerações de potência (RWA-P).

Capítulo 6: Nesse capítulo é feita uma descrição da rede óptica e dos componentes que têm influência na solução do problema RWA-P.

Capítulo 7: É apresentado o método utilizado para resolução do problema RWA-P e seus resultados.

Capítulo 8: São apresentadas as conclusões e sugestões de trabalhos futuros.

2. PROBLEMA DE ROTEAMENTO E ALOCAÇÃO DE COMPRIMENTOS DE ONDA PARA CONEXÕES MULTIDIFUSÃO

Em uma rede que utiliza multiplexação por comprimento de onda, a comunicação é feita através de canais ópticos WDM, também chamados de caminhos ópticos (*lightpaths*). Uma conexão é definida por um caminho óptico, podendo atravessar várias fibras. Se a rede não possui conversores de comprimento de onda, que é o caso considerado deste trabalho, o caminho óptico deve manter o mesmo comprimento de onda desde o começo até o final da conexão. Essa condição é chamada de restrição de continuidade de comprimento de onda. Outra restrição é a de que duas conexões que compartilhem a mesma fibra na rota de seus caminhos ópticos não devem possuir o mesmo comprimento de onda.

Em uma rede em que há várias conexões operando simultaneamente, o problema de configurar caminhos ópticos através do roteamento e alocação de um comprimento de onda para cada conexão é definido como um problema de Roteamento e Alocação de Comprimento de Onda (*Routing and Wavelength Assignment* - RWA) (Zang, 2000).

Devido ao crescente número de aplicações que necessitam de uma conexão com múltiplos destinos, como teleconferência e distribuição de vídeo, métodos para resolução do RWA considerando conexões multidifusão (*Multicast Routing and Wavelength Assignment* - MCRWA) é um tópico importante a ser estudado.

Uma conexão *unicast* é estabelecida entre uma origem e um destino. Uma conexão *broadcast* tem como origem uma estação e como destino todas as outras estações da rede. A conexão multidifusão difere de uma conexão *unicast* por possibilitar a existência de mais de um destino. Também difere de uma conexão *broadcast* por não necessariamente incluir todas as estações como destino. Para o estabelecimento de conexões multidifusão são utilizados caminhos multidifusão que ligam a estação origem às estações de destino. Dessa forma é possível a ramificação do sinal óptico para mais de um destino a partir de determinado ponto da conexão.

A divisão do sinal óptico não pode ser feita por comutadores WDM comuns, fazendo-se necessária a utilização de comutadores que possuam equipamentos chamados de divisores (*splitters*). Esse tipo de comutador é capaz de realizar conexões multidifusão (*Multicast Capable* - MC). Por ser o comutador MC mais caro e por não haver necessidade de que todos os comutadores WDM sejam capazes de emitir o sinal óptico para mais de um destino (Malli, 1998), surge o problema de alocação de comutadores MC, também chamado de alocação de divisores (*Splitter Placement* - SP).

Este capítulo fornece uma introdução aos problemas descritos acima, apresentando suas formulações. As técnicas para sua resolução são apresentadas nos próximos capítulos.

2.1 RWA

O problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda – RWA (*Routing and Wavelength Assignment*) é fundamental em redes WDM totalmente ópticas. Esse problema, que é *NP-hard* em geral, consiste em selecionar caminhos e comprimentos de onda para as conexões requeridas. Existem algumas variações do problema RWA que dependem da forma como ocorrem as requisições de conexão. As três formas típicas de requisição são: estática, dinâmica e incremental.

No caso estático, toda a demanda de conexão é conhecida a priori. O objetivo pode ser estabelecer o maior conjunto de demanda de conexão possível, admitindo-se que os recursos da rede são fixados. Outro possível objetivo pode ser estabelecer toda a demanda de conexão de forma a utilizar a menor quantidade possível de recursos da rede, como o número de comprimentos de onda ou o número de fibras na rede.

Para o tráfego dinâmico, requisições de conexão são apresentadas sem conhecimento prévio. Cada conexão estabelecida é finalizada após um tempo finito, podendo ser aleatório.

No caso incremental, como no dinâmico, um caminho óptico é estabelecido à medida que requisições de conexão chegam, mas tais conexões uma vez estabelecidas permanecem indefinidamente na rede.

Tanto no caso dinâmico como no incremental, o objetivo pode ser minimizar o número de conexões bloqueadas respeitando as restrições do problema. Esse trabalho restringe seu escopo ao estudo do RWA com requisições de conexões estáticas, assumindo uma matriz de demanda de conexões (matriz de sessões) conhecida a priori.

2.1.1 RWA: Caso Estático

O RWA para requisições de conexões estáticas (RWA estático) é aplicado aos casos em que a demanda de conexão é conhecida com antecedência e a configuração do tráfego na rede não muda durante a sua operação. Em geral, a resolução do RWA estático é requerida para o *backbone* da rede, que liga países e continentes. Nesse caso a configuração das conexões não é freqüente, permitindo que o tráfego seja planejado antes da operação da rede.

O objetivo do RWA estático pode ser maximizar o número de conexões estabelecidas considerando uma quantidade fixa de recursos da rede (ex. comprimentos de onda utilizados) ou

minimizar o número de recursos dispensados para estabelecer toda a demanda de conexão. Esse trabalho considera o primeiro objetivo, ou seja, maximizar o número de conexões estabelecidas em que a rede e o número de comprimentos de onda disponíveis são fixados.

Neste trabalho admite-se que a rede não possui conversores de comprimento de onda e nesse caso deve ser considerada a restrição de continuidade de comprimento de onda. Nessas condições o RWA estático pode ser formulado como um problema de programação inteiro-linear (ILP) (Ramaswami, 1995) que é *NP-Hard* (Chlamtac, 1992). A formulação para esse problema pode ser encontrada em (Zang, 2000).

Para instâncias do problema em que o tamanho da rede e a demanda de conexões são grandes, algoritmos de otimização exatos podem levar um tempo computacional intolerável para encontrar a solução ótima. Uma alternativa para resolução desse problema é a utilização de heurísticas para obtenção de um bom compromisso entre tempo computacional e qualidade de solução.

Para melhor compreensão do problema serão apresentados nas subseções que seguem os sub-problemas de roteamento do comprimento de onda e de alocação de comprimentos de onda para o RWA.

2.1.1.1 Roteamento do comprimento de onda

O sub-problema de roteamento de comprimento de onda no RWA consiste em encontrar e estabelecer uma rota ligando a origem ao destino (ou destinos) para cada demanda de conexão. As três formas mais utilizadas para realizar o roteamento na resolução do RWA são:

- Roteamento fixo: Consiste em estabelecer uma rota fixa para a conexão. Nesses casos geralmente é utilizada a rota mais curta utilizando algoritmos de caminho mínimo, como Dijkstra (Ahuja, 1993). Essa técnica é muito limitada, pois não possibilita a combinação de rotas alternativas para resolução do problema.
- Roteamento fixo-alternado: Essa técnica utiliza mais de uma rota pré-computada para realização do roteamento, possibilitando que uma conexão utilize caminhos alternativos para estabelecer sua rota.
- Roteamento adaptativo: O roteamento adaptativo, ao contrário das duas técnicas anteriores, não necessariamente utiliza rotas pré-computadas. Essa técnica realiza a construção da rota de uma demanda de conexão levando em consideração as conexões já estabelecidas na rede para resolução do problema.

Esse trabalho utiliza a técnica de Roteamento fixo-alternado, combinada com outras técnicas que serão apresentadas com maiores detalhes no capítulo 3.

2.1.1.2 Alocação do comprimento de onda

O sub-problema de alocação do comprimento de onda consiste em estabelecer comprimentos de onda para as conexões de forma que aquelas que compartilhem pelo menos uma fibra não possuam o mesmo comprimento de onda.

Admitindo-se a técnica de roteamento fixo-alternado apresentada na seção anterior, algumas das possíveis formas para atribuição de comprimentos de onda são:

- Randômica (*Random Fit* - RF): De todos os comprimentos de onda disponíveis para a rota estabelecida em determinada conexão, um é escolhido randomicamente.
- Primeiro disponível (*First Fit* - FF): Atribui-se índices para os comprimentos de onda e de todos os comprimentos de onda disponíveis para a rota estabelecida em determinada conexão, escolhe-se o comprimento de onda de menor índice.
- Mais usado (*Most Used* - MU): Utiliza-se uma função de custo pré-definida para cada comprimento de onda, por exemplo, número de fibras que utilizam esse comprimento de onda, e atribui-se o comprimento de onda que obtém o maior custo.
- Menos usado (*Least Used* - LU): Técnica semelhante à MU, mas que atribui o comprimento de onda com o menor custo.

Foram realizados testes utilizando as 4 técnicas de alocação de comprimentos de onda e a abordagem que obteve os melhores resultados foi a FF, sendo por isso utilizada neste trabalho. A forma como é atribuído o comprimento de onda, além de outras técnicas, é apresentada no capítulo 3.

2.1.1.3 RWA e o Problema de Coloração de Grafos

Admitindo-se que o sub-problema de roteamento é resolvido com antecedência, o problema de alocação de comprimentos de onda pode ser representado como um problema de coloração de grafos, onde cada nó do grafo representa uma demanda de conexão e existe um arco ligando os nós se existe pelo menos uma fibra em comum entre as duas conexões. Os comprimentos de onda representam as cores disponíveis para coloração do grafo e dois nós adjacentes (que estão ligados por um arco) não podem ser coloridos utilizando a mesma cor. Esse grafo é chamado de grafo de conflito (Malli, 1998).

Para ilustrar a maneira como o problema de alocação de comprimentos de onda pode ser representado através de um problema de coloração de grafos, é apresentado abaixo um exemplo utilizando-se a rede NSFNET (Malli, 1998). Essa rede possui 12 nós e para esse exemplo são estabelecidas rotas para 3 conexões. A primeira conexão tem origem no nó 1 e destino no nó 12, a segunda tem origem no nó 3 e destino no nó 9 e a terceira tem origem no nó 5 e destino no nó 7. A Rede NSFNET e as conexões 1, 2 e 3 são ilustradas nas figuras 1, 2, 3 e 4, respectivamente:

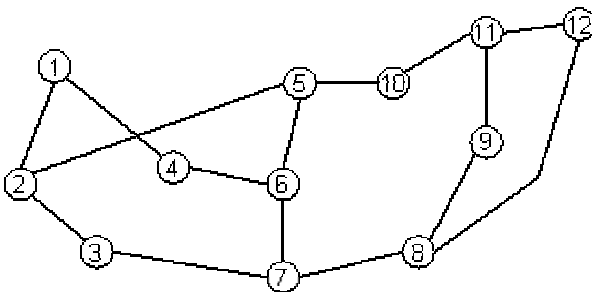


Figura 1 – Rede NSFNET de 12 nós.

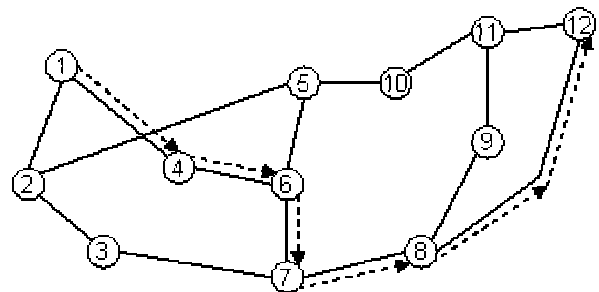


Figura 2 – Rota para a Conexão 1: $C_1(1,12)$.

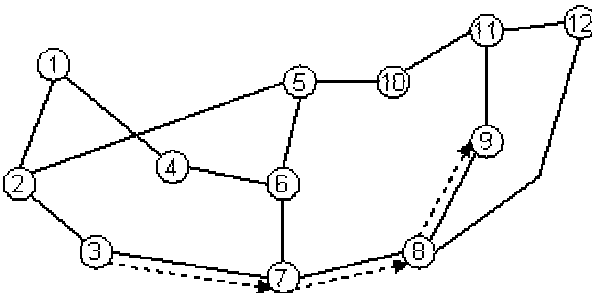


Figura 3 – Rota para a Conexão 2: $C_2(3,9)$.

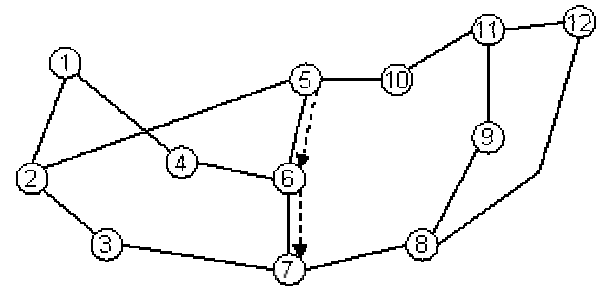


Figura 4 – Rota para a Conexão 3: $C_3(5,7)$.

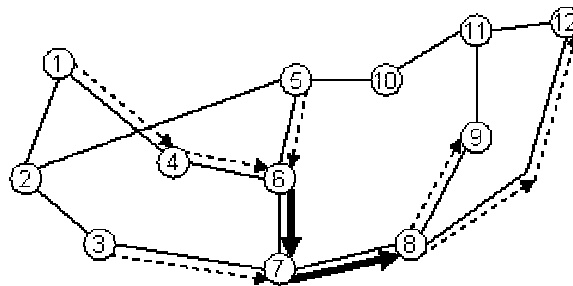


Figura 5 – Rotas das 3 conexões operando simultaneamente.

A figura 5 apresenta a rede NSFNET com as conexões operando simultaneamente. As setas tracejadas mostram os *links* em que não há conflitos entre conexões e as setas cheias mostram *links* em que há conflito entre as demandas de conexão.

Para o exemplo são criados 3 nós no grafo de conflito, cada um representando uma demanda de conexão. Existe um conflito entre as conexões 1 e 2 na fibra (6,7) e outro conflito entre as conexões 1 e 3 na fibra (7,8). Como existem conflitos entre esses pares de conexão deve ser criado um arco no grafo de conflito entre os nós 1 e 2 e entre os nós 1 e 3. As conexões 2 e 3 não compartilham nenhum *link* no caminho estabelecido pelas suas conexões, então não existe nenhum arco entre os nós 2 e 3 no grafo de conflito, como pode ser observado na figura 6.

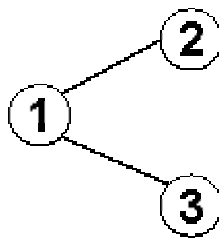


Figura 6 – Grafo de Conflito conexo.

Para essa instância do problema de coloração de grafos, são necessárias ao menos 2 cores pois o nó 1 não pode ser colorido com a mesma cor do nó 2 e também não pode ser colorido com a mesma cor do nó 3, embora os nós 2 e 3 possam ser coloridos com apenas uma cor.

Fazendo-se a associação da resolução desse problema com o problema de alocação de comprimentos de onda, a conexão 1 deve possuir um comprimento de onda e as conexões 2 e 3 devem possuir outro, sendo necessários dois comprimentos de onda para essa solução. Se o objetivo for maximizar o número de conexões estabelecidas dado um comprimento de onda disponível, essa solução apresentaria duas conexões estabelecidas (conexões 2 e 3) e uma descartada (conexão 1).

Para mostrar a relação existente entre o problema de roteamento e o problema de alocação de comprimentos de onda, a figura 7 considera outra possível rota para a conexão 1 e a figura 8 mostra a rede NSFNET com as 3 demandas de conexão operando simultaneamente, nesse caso com a nova rota 1.

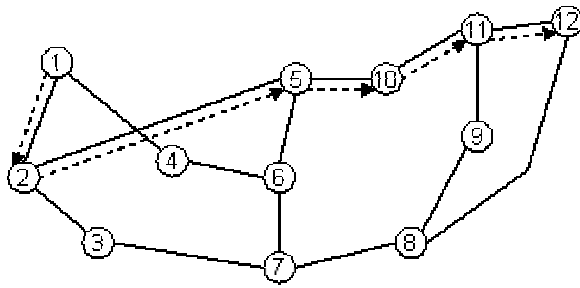


Figura 7 – Rota alternativa para a conexão 1.

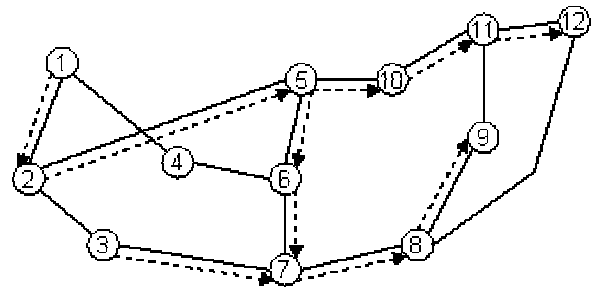


Figura 8 – 3 conexões operando simultaneamente.

Considerando a nova rota da conexão 1, o grafo de conflito é desconexo, ou seja, não há arcos ligando os nós que representam as conexões pois não existem fibras sendo compartilhadas na rede. Dessa forma, apenas uma cor é suficiente para colorir o grafo de conflito e por isso apenas um comprimento de onda é suficiente para que as 3 demandas de conexão operem simultaneamente, como pode ser observado na figura 9.

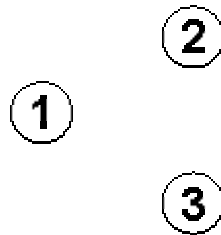


Figura 9 – Grafo de Conflito desconexo.

2.2 MCRWA e SP-MCRWA

Algumas aplicações da Internet, como teleconferência e distribuição de vídeo, requerem o estabelecimento de conexões multidifusão (*multicast*), que fornecem transmissão simultânea de uma origem para múltiplos destinos (KOMPELLA, 1992). Recentemente, algumas pesquisas foram realizadas em serviços multidifusão fornecidos pela camada WDM (MALLI, 1998) (SAHASRABUDDHE, 1999), nas quais os comutadores ópticos têm capacidade de divisão do sinal de luz (*light splitting*), evitando assim conversão óptico-eletrônica-óptica (O/E/O) para enviar os dados para múltiplos destinos, permitindo maiores taxas de transmissão e transparência na comunicação (ZHANG, 2000).

O problema de Roteamento e alocação de comprimentos de onda para conexões multidifusão (*Multicast Routing and Wavelength Assignment - MCRWA*) é semelhante ao

problema da seção anterior (RWA), com a diferença que a conexão multidifusão considera múltiplos destinos para a conexão. Nesse caso o sub-problema de roteamento é resolvido criando-se caminhos multidifusão para cada conexão, ao invés de caminhos simples.

São conhecidos algoritmos eficientes para resolução de caminhos ótimos entre dois nós de um grafo, mas para encontrar a árvore ótima em um roteamento multidifusão o problema é mais complexo. Trata-se do problema de *Steiner* (Takahashi, 1980). Algoritmos de otimização com solução ótima, como o CPLEX, apresentam problemas para resolução de instâncias com mais de 20 nós e 100 arcos (Yan, 2003). Heurísticas para construção de caminhos multidifusão são uma boa solução, considerando-se que nem sempre a rota de menor custo é a mais adequada para um determinado conjunto de demandas de conexão estabelecidas. No capítulo 3 são apresentadas algumas heurísticas utilizadas nesse trabalho para geração de caminhos multidifusão.

A rede considerada nesse trabalho possui estações e *switches* ópticos (*Cross-connect - OXC*). Sem perda de generalidade, considera-se que existe uma e somente uma estação conectada em cada OXC da rede. A figura 10 apresenta a rede NSFNET com as respectivas estações.

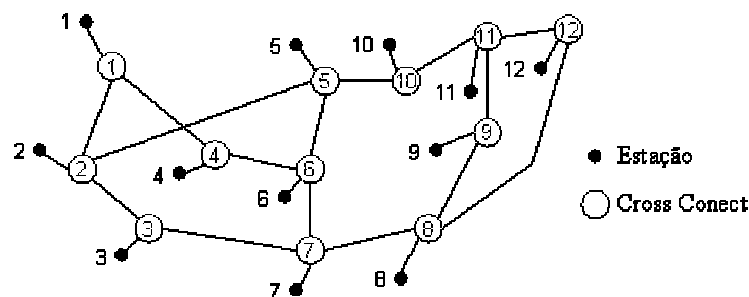


Figura 10 – Rede NSFNET ilustrando as estações.

Cada conexão estabelece um sinal óptico que tem origem em uma estação e destino em uma ou várias estações, atravessando os *switches* OXC no caminho. Nas ilustrações e explicações que seguem nesse trabalho são omitidas as estações, ficando sub-entendido que uma conexão, por exemplo, que tem origem em 1 e destino em 3, emite o sinal óptico na estação 1 passando pelos *switches* 1, 2 e 3 até o destino na estação 3.

Considera-se também que cada arco do grafo representa duas fibras (uma em cada sentido) da rede. O arco entre os nós 5 e 10, por exemplo, representa uma fibra unidirecional que liga o *switch* OXC 5 até o 10 e outra fibra unidirecional que liga o *switch* OXC 10 até o 5.

Um conjunto de demandas de conexões C é composto por i demandas de conexão. A demanda de conexão C_i é constituída por uma origem s e um conjunto D de nós destino com elementos $(d_1, d_2, \dots, d_{ni})$ onde ni é o número de destinos da demanda de conexão i ($C_i(s, D) = C_i(s, [d_1, d_2, \dots, d_{ni}])$).

As figuras 11, 12 e 13 abaixo mostram um exemplo de 3 demandas de conexões multidifusão. As demandas de conexão são $C_1(1, [5, 6])$, $C_2(12, [4, 5, 9, 11])$ e $C_3(8, [5, 9, 10])$. Os nós em negrito representam os *switches* onde ocorre divisão do sinal óptico, ou seja, o caminho de luz segue por 2 ou mais caminhos diferentes.

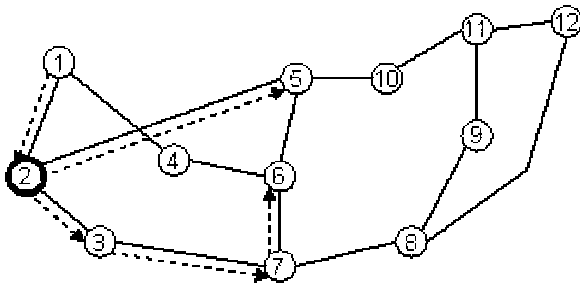


Figura 11 – Rota multidifusão 1: $C_1(1, [5, 6])$.

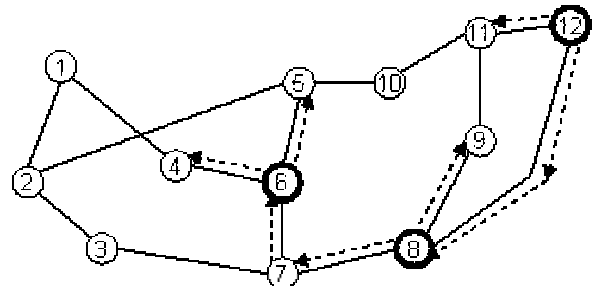


Figura 12 – Rota multidifusão 2: $C_2(12, [4, 5, 9, 11])$.

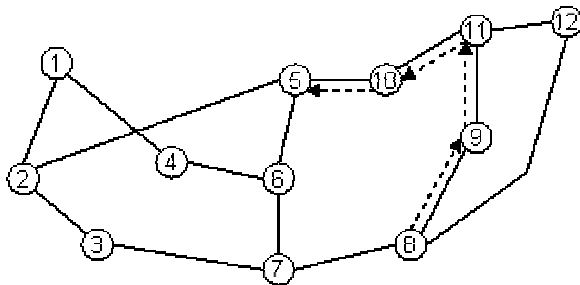


Figura 13 – Rota multidifusão 3: $C_3(8, [5, 9, 10])$.

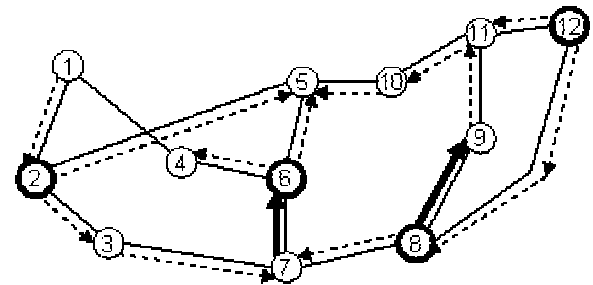


Figura 14 – Conexões operando simultaneamente.

Como pode ser observado na figura 13, nem sempre uma conexão multidifusão precisa de *switches* MC para estabelecer a rota de conexão entre a origem e seus destinos.

Devido ao fato de *Switches* MC serem mais caros, nem todos os nós da rede possuem capacidade de multidifusão. Dado então um número limitado de *switches* MC surge também o problema adicional de alocação desses nós na rede de forma a diminuir o número de conexões bloqueadas na resolução do problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda.

Como pode ser observado na figura 14, são necessários 4 nós MC para estabelecer as rotas apresentadas para as 3 conexões. Se houverem disponíveis apenas 3 nós MC, não será

possível estabelecer as 3 comunicações multidifusão roteadas. Assim, devem ser alocados nós MC de forma a estabelecer o maior número de conexões.

Uma outra forma de estabelecer as 3 conexões e respeitar a restrição de 3 nós MC seria encontrar rotas alternativas para as conexões de forma que o conjunto utilize apenas 3 nós MC. Se a rota para a conexão 2 for alterada como mostra a figura 15, então o conjunto de conexões roteadas utilizaria nós MC nos nós em negrito mostrados na figura 16, sendo estabelecidas todas as conexões.

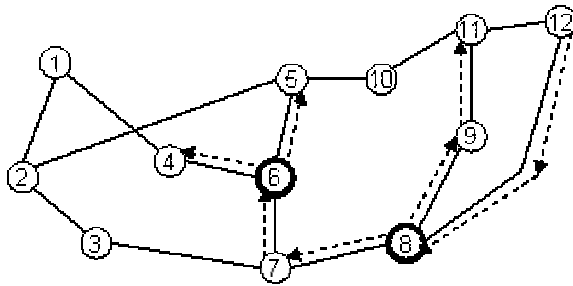


Figura 15 – Rota multidifusão 2 alternativa:
C2(12,[4,5,9,11])

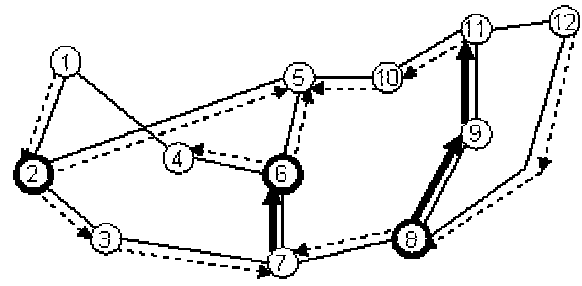


Figura 16 – Conexões operando simultaneamente

Esse exemplo mostra como o problema de alocação de nós MC está associado ao problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda.

2.2.1 Formulação

A seguir é apresentada uma formulação matemática para o problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda para conexões multidifusão (MCRWA) e para o problema de alocação de divisores, roteamento e alocação de comprimentos de onda para conexões multidifusão (SP-MCRWA). Formulações semelhantes podem ser encontradas em (Malli, 1998).

A tabela 1 apresenta uma descrição das variáveis e constantes utilizadas nas formulações a seguir. As últimas 3 variáveis e constantes (P , $B^{(i,j)}$ e S_t) são utilizadas apenas na formulação do SP-MCRWA.

Tabela 1 – Variáveis e Constantes utilizadas nas formulações matemáticas

Variável/Constante	Descrição
V	Conjunto de nós na rede.
W	Conjunto de comprimentos de onda em um link. Cada estação tem $ W $ transmissores e receptores.
L	Conjunto de <i>links</i> da rede.
$G = (V, L)$	Grafo direcionado representando a topologia da rede.
Q	Conjunto de demanda de conexões.
ψ_i	Conexão <i>multicast</i> i .
K_i	Conjunto de rotas pré-computadas para a conexão i .
e_i	= 1 se a conexão ψ_i é estabelecida, = 0 caso contrário.
$\lambda_{i,j,c}$	= 1 se a conexão ψ_i é estabelecida usando o comprimento de onda c e a rota j , = 0 caso contrário.
s_i	Origem da conexão i .
D_i	Conjunto de destinos da conexão i .
f_l	Número de fibras no <i>link</i> l .
V_l	Conjunto de rotas com o <i>link</i> l em seu conjunto de <i>links</i> .
$T_{i,j}$	Rota j computada para a conexão i .
P	Número de nós MC disponíveis
$B^{(i,j)}$	m , onde m é nó em $T_{i,j}$ e pelo menos 2 arcos em $T_{i,j}$ tem m como origem.
S_t	= 1 se o nó t é MC, = 0 se o nó t é MI.

2.2.1.1 MCRWA

A rede é modelada como um grafo direcionado $G = (V, L)$, onde V é o conjunto de nós na rede e L é o conjunto de *links* direcionados. A demanda de conexões multidifusão para o problema é representada pelo conjunto $Q = \{\psi_1, \psi_2, \dots, \psi_q\}$, onde $\psi_i = (s_i, D_i)$ é uma conexão multidifusão com origem em s_i e destinos representados pelo conjunto $D_i = \{d_1, d_2, \dots\}$. Associado com cada conexão multidifusão está $K_i = \{T_{i,0}, T_{i,1}, \dots\}$, que é o conjunto de rotas pré-computadas para a conexão i . A técnica para obtenção das rotas multidifusão para cada conexão é apresentada no capítulo 3.

A formulação matemática que representa o problema é apresentada a seguir.

$$\max Z = \sum_{\psi_i \in Q} e_i \quad (1)$$

sujeito a:

$$\sum_{\psi_i \in Q} \sum_{j \in (K_l \cap V_l)} \lambda_{i,j,c} \leq f_l \quad (l \in L, \quad c \in W) \quad (2)$$

$$\lambda_{i,j,c} \in \{0,1\} \quad (3)$$

$$e_i \in \{0,1\} \quad (4)$$

$$\sum_{j \in K_l} \sum_{c \in W} \lambda_{i,j,c} = e_i \quad (\psi_i \in Q) \quad (5)$$

Para cada conexão ψ_i , o objetivo é escolher uma das rotas pré-computadas do conjunto K_i tal que o número de conexões estabelecidas seja maximizado, como é mostrado na função objetivo em (1). A restrição (2) assegura que o comprimento de onda $c \in W$ é usada por no máximo f_l rotas, onde f_l é o número de fibras no *link* l . As restrições (3) e (4) forçam as variáveis do problema a serem binárias e a restrição (5) garante que é utilizada no máximo 1 rota por conexão, utilizando apenas 1 comprimento de onda.

2.2.1.2 SP-MCRWA

A seguir, é apresentada uma definição formal para o problema de alocação de divisores e roteamento e alocação de comprimentos de onda em conexões multidifusão (SP-MCRWA). Essa definição do problema e a sua formulação podem ser encontradas em Ali (2001).

Definição do problema *Splitter Placement and Multicast Routing and Wavelength Assignment* (SP-MCRWA): Seja uma 6-tupla $\langle G, N, M, P, W, Q \rangle$, onde G é um grafo direcionado, $G=(V,L)$, que representa a topologia da rede (V é o conjunto de nós e L é o conjunto de arcos direcionados), N é um conjunto das estações, M é um conjunto dos comutadores ($V = N \cup M$), P é o número de comutadores MC disponíveis, W é o conjunto de comprimentos de onda disponíveis e Q é o conjunto de sessões (conexões multidifusão) requeridas. O objetivo do problema SP-MCRWA é maximizar o número de sessões roteadas com sucesso na rede

encontrando a melhor combinação de pares (rota, comprimento de onda) para cada sessão e a melhor alocação de nós MC na rede.

A formulação do problema é apresentada a seguir:

$$\text{Maximizar } \sum_{\psi_i \in Q} e_i \quad (6)$$

sujeito a:

$$\sum_{\psi_i \in Q} \sum_{j \in (K_i \cap V_l)} \lambda_{i,j,c} \leq f_l \quad (l \in L, \quad c \in W) \quad (7)$$

$$|B^{(i,j)}| \cdot \sum_{c \in W} \lambda_{i,j,c} \leq \sum_{t \in B^{(i,j)}} S_t \quad (\psi_i \in Q, \quad j \in K_i) \quad (8)$$

$$\lambda_{i,j,c} \in \{0,1\} \quad (9)$$

$$e_i \in \{0,1\} \quad (10)$$

$$S_t \in \{0,1\} \quad (t \in V) \quad (11)$$

$$\sum_{j \in K_i} \sum_{c \in W} \lambda_{i,j,c} = e_i \quad (\psi_i \in Q) \quad (12)$$

$$\sum_{t \in V} S_t = P \quad (13)$$

Essa formulação tem a função objetivo e as restrições (7), (9), (10) e (12) iguais às do problema MCRWA. A restrição (8) assegura que as rotas multidifusão que não podem ser estabelecidas devido à ausência de nós MC não são consideradas na solução. A restrição (11) estabelece que as variáveis devem ser binárias e a restrição (13) garante que todos os nós MC são utilizados na rede.

3. HEURÍSTICAS DE OTIMIZAÇÃO

Como apresentado no capítulo 3, o problema SP-MCRWA é *NP-hard*. Apenas o problema de *Steiner* (Takahashi, 1980), que poderia ser considerado no sub-problema de roteamento do SP-MCRWA, apresenta problemas para instâncias grandes (Yan, 2003). Para problemas *NP-hard* não há conhecimento de algoritmos cuja complexidade não seja exponencial e por isso demandam um tempo computacional alto para instâncias grandes do problema.

Uma alternativa para contornar a dificuldade de se obter a solução ótima para o problema é a utilização de heurísticas, que obtêm uma solução próxima da ótima em um tempo computacional razoável. Nas subseções que seguem nesse capítulo são apresentadas algumas heurísticas para construção de rotas multidifusão e alocação de divisores. Também é apresentada a maneira como as heurísticas são combinadas para resolução do SP-MCRWA.

3.1 Heurísticas para Construção de Rotas multidifusão

Para o estabelecimento de conexões multidifusão são utilizadas rotas multidifusão que ligam a estação origem às estações de destino. Dessa forma é possível a ramificação do sinal óptico para mais de um destino a partir de determinado ponto da conexão.

Encontrar a árvore mínima para uma conexão em redes com *splitters* esparsos é um problema combinatorial difícil e *solvers* genéricos, como o CPLEX, apresentam limitações de memória para uma rede de 20 nós e 100 arcos unidirecionais (Yan, 2003). Deve-se notar ainda que, apesar de a árvore mínima para uma conexão multidifusão economizar recursos da rede, ela pode interferir em rotas de outras conexões, gerando conflitos. Muitas vezes é necessária uma rota específica (que pode não ser a mínima) para uma conexão de forma que ela possa ser estabelecida respeitando as restrições do problema. O exemplo a seguir ilustra esse caso.

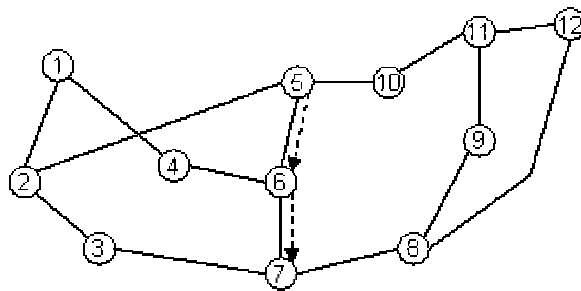


Figura 17 – Configuração da rede antes do estabelecimento da conexão 1.

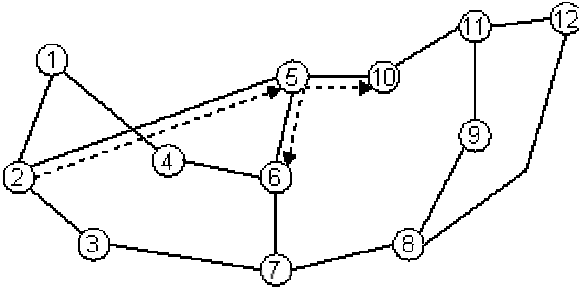


Figura 18 – Conexão $C_1(2,[6,10])$: rota mínima.

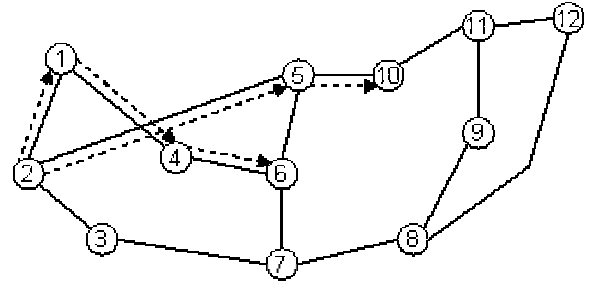


Figura 19 – Conexão $C_1(2,[6,10])$: rota alternativa.

A figura 17 mostra a configuração da rede para um determinado comprimento de onda, onde os *links* (5,6) e (6,7) são utilizados. A demanda de conexões possui, por exemplo, uma outra conexão com origem em 2 e destinos em 6 e 10 ($C_1(2,[6,10])$). A rota mínima para essa conexão é apresentada na figura 18 e uma rota alternativa é apresentada na figura 19. Com a configuração apresentada na figura 17 não é possível estabelecer a rota mínima com o mesmo comprimento de onda, pois seria violada a restrição de que duas rotas que possuam a mesma fibra em seus caminhos não podem possuir o mesmo comprimento de onda. A rota alternativa, por outro lado, não apresenta conflitos com a configuração da rede e por isso pode ser estabelecida com o mesmo comprimento de onda sem problemas.

Esse exemplo mostra que nem sempre a rota mínima é adequada para ser estabelecida. Dessa forma, para resolução do problema é utilizado um conjunto de rotas pré-computadas para cada conexão, para que a possibilidade de escolha permita melhores soluções. Ainda assim é importante a utilização de heurísticas para construção de rotas multidifusão com o objetivo de minimizar o número de arcos utilizados, pois rotas com menos arcos têm menor probabilidade de entrar em conflito com outras rotas estabelecidas para outras conexões.

A seguir são apresentadas algumas técnicas para obtenção de rotas multidifusão para resolução do problema.

3.1.1 Heurística MPH

A heurística de menor caminho – MPH (*Minimum Path heuristic*) foi proposta inicialmente por Takahashi (1980) para resolver o problema de *Steiner* em grafos. Essa heurística obtém resultados razoáveis e é bastante rápida, funcionando bem na solução proposta para o problema SP-MCWA que pode requerer várias rotas pré-computadas para cada conexão. Para execução da MPH, admite-se que todos os nós da rede são MC (possuem capacidade para

enviar o sinal óptico para mais de um *link*) e que já esteja calculado o menor caminho entre todos os pares de nós através do algoritmo *All-Path-Dijkstra* (Ahuja, 1993).

Tabela 2 – Construção de rotas multidifusão passo a passo através do algoritmo MPH

Passo 1: nó {1} na rota.

Destinos fora da rota {2,3,6,8}

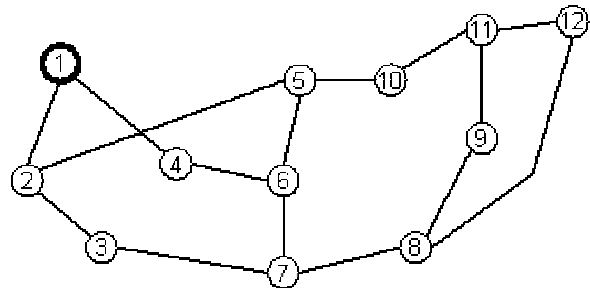
Distância (2-1): 1

Distância (3-1): 2

Distância (6-1): 2

Distância (8-1): 4

Nó 2 entra na rota.



Passo 2: nó {1,2} na rota.

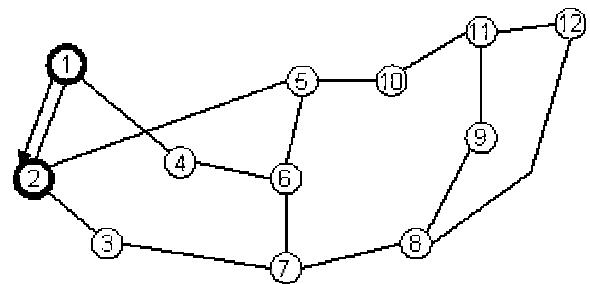
Destinos fora da rota {3,6,8}

Distância (3-2): 1

Distância (6-1): 2

Distância (8-2): 3

Nó 3 entra na rota.



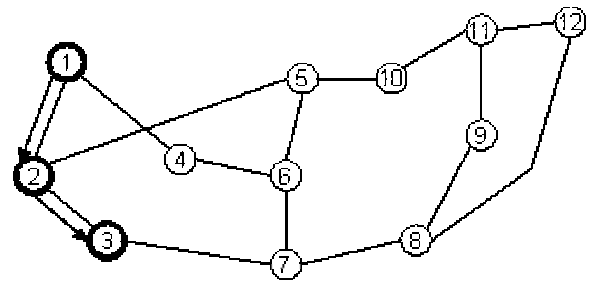
Passo 3: nó {1,2,3} na rota.

Destinos fora da rota {6,8}

Distância (6-3): 2

Distância (8-3): 2

Nó 6 entra na rota.

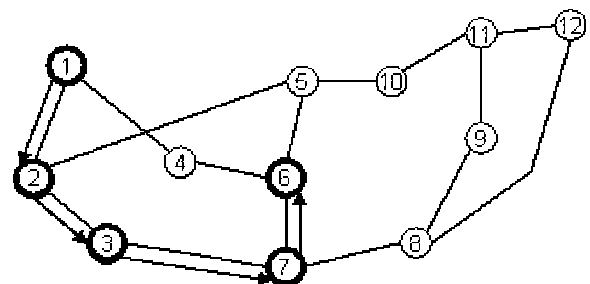


Passo 4: nó {1,2,3,6,7} na rota.

Destinos fora da rota {8}

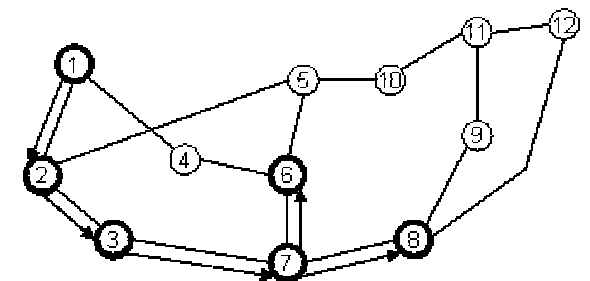
Distância (8-7): 1

Nó 8 entra na rota.



Passo 5: nó {1,2,3,6,7,8} na rota.

Destinos fora da rota {}



O algoritmo de *Dijkstra* possui complexidade polinomial para encontrar o menor caminho entre um par de nós em um grafo. O algoritmo *All-Path-Dijkstra* é uma extensão do algoritmo de *Dijkstra* para encontrar o menor caminho entre quaisquer pares de nós do grafo que representa a rede do problema.

A MPH procede da seguinte forma: Inicialmente, apenas o nó origem está na rota. Depois, a cada iteração, a rota é estendida para incluir o nó destino que possui a menor distância até algum nó da rota, repetindo o processo até que todos os nós de destino sejam incluídos nessa rota. Caso haja empate entre a menor distância de dois nós destinos, é escolhido o destino cuja distância foi medida primeiro. A tabela 2 ilustra o funcionamento do algoritmo a cada iteração para construção da rota para estabelecer a conexão $C_1(1, [2, 3, 6, 8])$ na rede NSFNET. Os nós em negrito são os que já estão incluídos na rota e para cada iteração do algoritmo é apresentada a distância dos nós destino que estão fora da rota até o nó mais próximo já incluído na rota.

3.1.2 Heurística Member-Only

Existe uma versão mais restrita do algoritmo MPH chamada *Member-Only*, proposta em Zhang (2000). O funcionamento do *Member-Only* é semelhante ao do MPH, com a diferença que nessa heurística nem todos os nós do grafo possuem capacidade para ramificar a rota para mais de um *link*, enquanto o MPH admite que todos os nós têm essa capacidade. Associando essa particularidade com o problema SP-MCRWA, significa que apenas alguns nós são equipados com *switches* MC, enquanto outros não.

Nessa heurística, a rota é construída, em cada iteração, sendo estendida para incluir o nó destino que possui a menor distância até algum nó folha ou até algum nó MC da rota já construída até a iteração em questão. A figura 20 mostra um exemplo do algoritmo *Member-Only* para a mesma conexão apresentada no exemplo anterior do algoritmo MPH, considerando que o nó 7 não é equipado com nó MC.

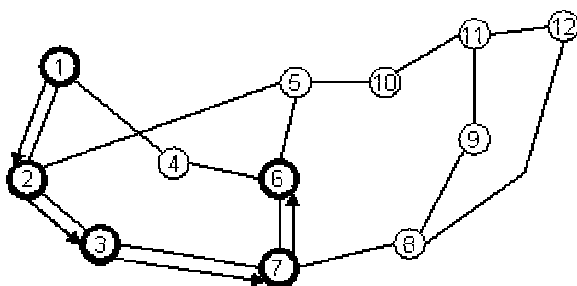


Figura 20 – Passo 4 para a heurística *Member-Only*.

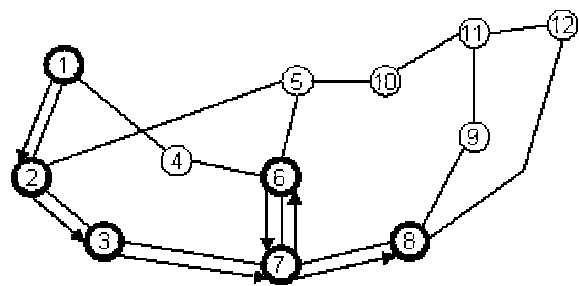


Figura 21 – Passo 5 para a heurística *Member-Only*.

A execução do MPH é idêntica à do *Member-Only* até a iteração ilustrada nas figuras 20 e 21. Comparando-se a rota encontrada pelo algoritmo *Member-Only* com a encontrada pelo algoritmo MPH, percebe-se que é utilizada uma fibra a mais (6,7), por outro lado não há necessidade de alocação de um *switch* MC no nó 7. Para essa solução não é utilizado nenhum nó MC, com a conexão percorrendo o caminho (1,2,3,7,6,7,8). Como foi apresentado no capítulo 2, cada arco do grafo representa uma ligação entre os *switches* e existem duas fibras unidirecionais conectando-os, uma em cada sentido.

3.1.3 Heurística Rerouting

Existem condições específicas em que não é possível encontrar uma rota através do algoritmo *Member-Only*, quando durante sua construção não é possível conectar um nó destino a um nó folha ou a um nó MC. Nesses casos é realizado um ciclo entre o nó mais próximo da rota e o nó destino através do algoritmo *Rerouting*, proposto por Yen (2003), não sendo necessário nenhum nó MC nessa operação.

As figuras 22 e 23 apresentam um caso hipotético na construção de uma rota na qual não é possível conectar o nó destino 12 a um nó folha ou a um nó MC já existente na rota.

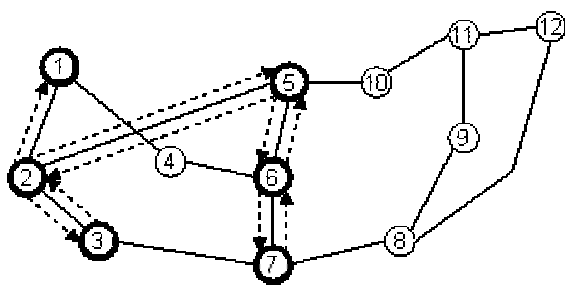


Figura 22 – Heurística Rerouting antes da inclusão do nó 12.

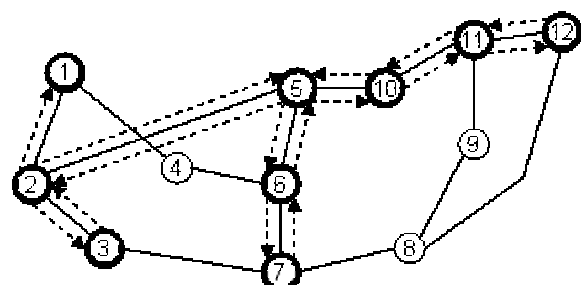


Figura 23 – Heurística Rerouting após a inclusão do nó 12.

O nó 2 é a origem da conexão e os nós 3, 5, 7, 1 e 12 são os nós de destino e são inseridos nessa ordem. O caminho da conexão antes de inserir o nó 12 é (2, 3, 2, 5, 6, 7, 6, 5, 2, 1). Assumindo que os nós 5 e 7 não são nós MC, não é possível incluir o nó destino 12 através do algoritmo *Member-Only*, mas realizando um ciclo entre o nó 5 e 12 através do *Rerouting* não é necessário nenhum *switch* MC e a conexão é obtida. O caminho da conexão após a inclusão do nó 12 é então (2, 3, 2, 5, 6, 7, 6, 5, 10, 11, 12, 11, 10, 5, 2, 1).

O *Rerouting* é capaz de estabelecer uma conexão multidifusão factível mesmo que todos os nós da rede sejam MI em redes cujos arcos possuem 2 fibras unidireccionais (uma em cada sentido) (Yan, 2003), que é o caso das redes utilizadas nesse trabalho.

3.2 Algoritmos para obtenção de um conjunto de Rotas multidifusão

A técnica utilizada para resolução do problema utiliza mais de uma rota pré-computada. Com as heurísticas apresentadas na seção anterior é possível a criação da primeira rota $T_{i,0}$ para a conexão multidifusão i . Para obtenção da rota $T_{i,k}$, utiliza-se uma técnica proposta por Yen (1971), que nesse trabalho consiste em tomar o k -ésimo link da primeira rota, excluir (desconsiderar) o arco correspondente da rede e executar novamente a heurística de construção da rota. Através dessa técnica, o número de rotas para cada conexão está limitado ao número de *links* de fibra que a rota $T_{i,0}$ possui.

As figuras 25, 26, 27 e 28 mostram o conjunto de rotas obtidas através da técnica descrita, a partir da rota inicial $T_{i,0}$, apresentada na figura 24. O exemplo considera uma conexão com origem em 7 e destinos em 2, 4 e 5 ($C_1(7, [2, 4, 5])$).

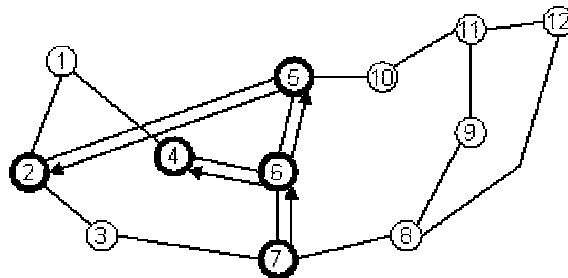


Figura 24 – Rota Multidifusão inicial $T_{i,0}$.

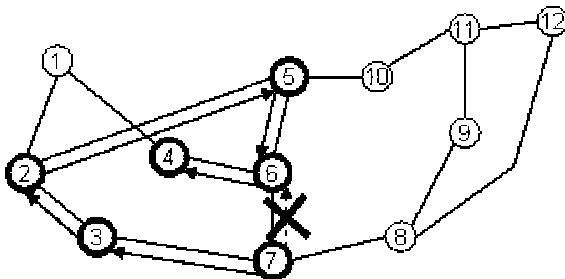


Figura 25 – Rota $T_{i,1}$ retirando-se a fibra (7,6).

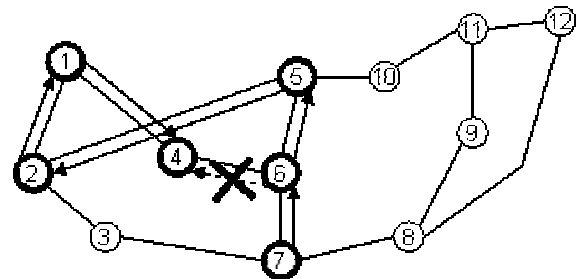


Figura 26 – Rota $T_{i,2}$ retirando-se a fibra (6,4).

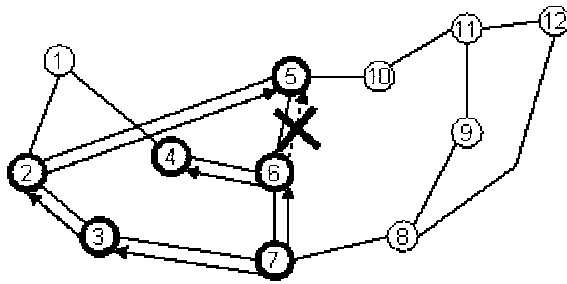


Figura 27 – Rota $T_{i,3}$ retirando-se a fibra (6,5).

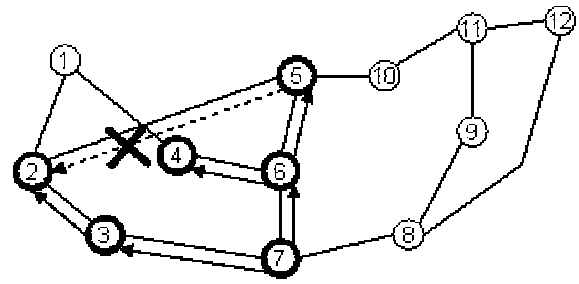


Figura 28 – Rota $T_{i,4}$ retirando-se a fibra (5,2).

Nas figuras 25, 26, 27 e 28 acima as setas tracejadas e marcadas representam a fibra desconsiderada para construção da rota. Nesse exemplo a conexão em questão tem disponíveis 5 rotas pré-computadas.

3.3 Heurística para resolução do MCRWA

Nessa seção é apresentada uma heurística para resolução do problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda para conexões multidifusão (MCRWA). Na seção 3.4 essa heurística é combinada com uma heurística para alocação de nós MC para resolução do problema de alocação de divisores, roteamento e alocação de comprimentos de onda para conexões multidifusão (SP-MCRWA).

Como apresentado no capítulo 2, dada uma rede óptica, uma demanda de conexões multidifusão e um número de comprimentos de onda disponíveis, o problema MCRWA consiste em estabelecer uma rota multidifusão e um comprimento de onda para cada conexão de forma a obter o maior número de conexões operando simultaneamente na rede óptica.

O algoritmo para resolução do MCRWA é composto de 7 passos que serão apresentados a seguir.

3.3.1 Descrição do algoritmo para resolução do MCRWA

Nessa seção é apresentada a descrição dos passos que compõem o algoritmo de resolução do MCRWA.

Passo 1: Inicialmente, para cada conexão é computada uma rota inicial. Como esse problema não possui restrições associadas a nós MI (que não podem ramificar para mais de um destino), a rota inicial é obtida utilizando o algoritmo MPH.

Passo 2: A seguir, para cada conexão é computado um conjunto de rotas que serão utilizadas para realizar o roteamento. O conjunto de rotas é obtido utilizando a variação do algoritmo de YEN. Pode-se estabelecer um limite no número de rotas pré-computadas para cada conexão ou então o próprio algoritmo para obtenção do conjunto de rotas estabelece o limite que é igual ao número de arcos da rota inicial. Eventuais rotas iguais à outra já obtida para a mesma conexão são eliminadas.

Passo 3: Para cada conexão é escolhida uma rota pré-computada. Essa atribuição pode ser realizada aleatoriamente ou de acordo com uma função de custo que depende de execuções anteriores, por exemplo, escolha da rota menos atribuída para a conexão nas iterações anteriores a cada 10 iterações.

Passo 4: De acordo com as rotas atribuídas para cada conexão, é construído um grafo de conflito, como será detalhado posteriormente. É atribuído um índice (cor) para cada comprimento de onda disponível.

Passo 5: Cria-se uma lista de conexões que é ordenada de forma crescente de acordo com o número de conflitos que o nó que a representa possui no grafo de conflitos. Dessa forma, conexões cuja rota atribuída possui muitos conflitos com rotas de outras conexões vão para o final da lista.

Passo 6: Nesse etapa inicia-se a fase de tentativa de coloração do grafo de conflito construído no passo 5. De todas as cores disponíveis para atribuição ao nó do grafo de conflito é escolhida aquela de menor índice (*First Fit*). Caso não haja nenhuma cor disponível para coloração do nó, outra rota é atribuída para a conexão, modificando dessa forma o grafo de conflito. Caso nenhuma das cores esteja disponível para nenhuma rota pré-computada da conexão, essa conexão é descartada da solução do MCRWA.

Passo 7: Se a solução encontrada for melhor que a melhor solução conhecida, a mesma é armazenada. Se o número de execuções realizadas ainda não chegou ao limite (nos testes realizados foram utilizadas 100 iterações), retorna-se ao passo 3.

A seção seguinte apresenta um exemplo detalhado de execução do programa que implementa o algoritmo descrito anteriormente.

3.3.2 Exemplo detalhado

Neste exemplo e em outros, por simplificação, não são apresentadas as estações conectadas aos *switches*. Duas conexões que possuam a mesma estação de origem não podem alocar o mesmo comprimento de onda, pois a fibra que liga a estação origem ao *switch* a que está conectada é a mesma para as duas conexões. A mesma restrição serve para conexões que possuem algum destino em comum, pois compartilham a fibra que liga essa estação ao *switch* ao qual estão conectadas.

A figura 30 abaixo ilustra esse caso. As setas tracejadas representam uma conexão $C_1(5,[9,12])$ e as setas cheias representam outra conexão $C_2(5,[1,3])$, que possuem a mesma origem em 5. Na figura 29, que ilustra apenas os *switches*, não é possível visualizar a fibra em comum que as conexões compartilham, apesar de ela existir e ser considerada na resolução do problema.

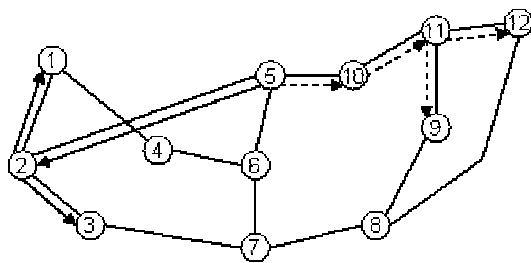


Figura 29 – Conexões operando na rede NSFNET com estações ocultas.

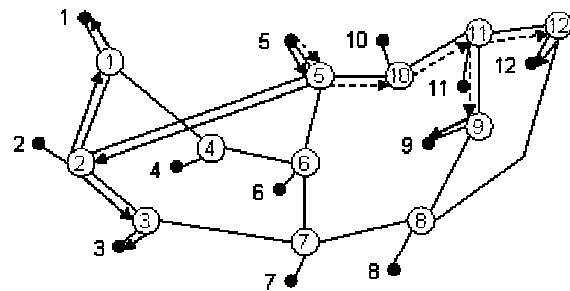


Figura 30 – Conexões operando na rede NSFNET ilustrando as estações.

Para exemplificar o algoritmo descrito na seção anterior é utilizada uma instância do MCRWA na rede NSFNET e cuja demanda de conexões possui 6 conexões. O número de comprimentos de onda disponíveis é 2. O exemplo é dividido de acordo com cada um dos passos do algoritmo apresentado.

A tabela 3 mostra a demanda de conexões utilizada no exemplo:

Tabela 3 – Demanda de exemplo para o problema MCRWA composta de seis conexões

Índice	1	2	3	4	5	6
Demanda	(12,[11, 8])	(5,[8])	(11,[6, 1])	(7,[10, 1])	(12,[2])	(6,[3, 5, 8, 11])
Origem	12	5	11	7	12	6
Destinos	(11, 8)	(8)	(6, 1)	(10, 1)	(2)	(3, 5, 8, 11)

3.3.2.1 Passo 1: Construção da rota inicial

A primeira etapa consiste em construir uma rota inicial para cada conexão. Para o problema MCRWA, que não possui restrições de nós MI, é utilizado o algoritmo MPH. As rotas iniciais para as conexões multidifusão são apresentadas na primeira coluna da tabela 4.

3.3.2.2 Passo 2: Construção de um conjunto de rotas

Para esse exemplo, são pré-computadas 2 rotas para cada conexão. A tabela 4 apresenta as 2 rotas pré-computadas para as respectivas conexões utilizando os algoritmos apresentados para construção da rota inicial e para obtenção de um conjunto de rotas. A tabela 5 ilustra as rotas na rede NSFNET.

A representação de uma conexão multidifusão é feita neste trabalho apresentando cada ramo da comunicação multidifusão separadamente. Ramo é a sub-rota construída para ligar a rota já construída aos destinos ainda não incluídos. A conexão $C_3(11, [1, 6])$ apresentada na figura 31, por exemplo, tem dois ramos. Um liga 11 até 6 e o outro liga 5 até 1 (11-10-5-6; 5-2-1;).

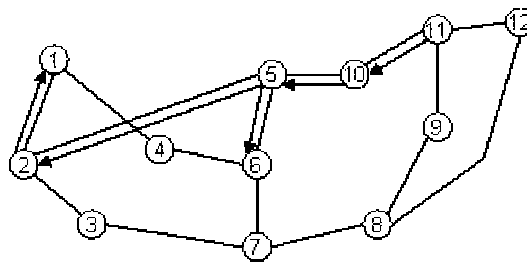
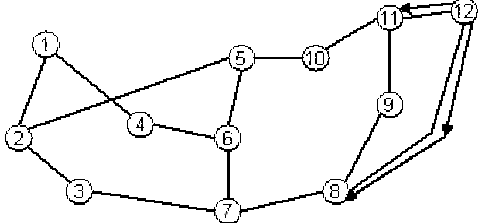
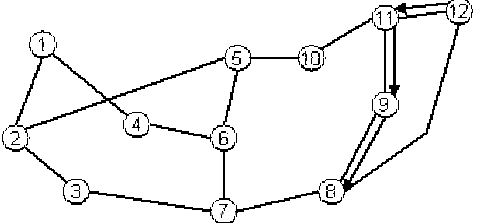
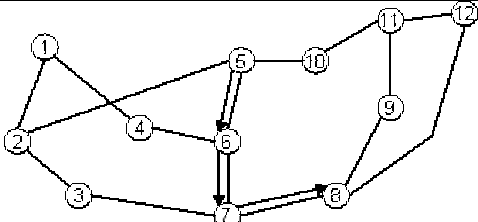
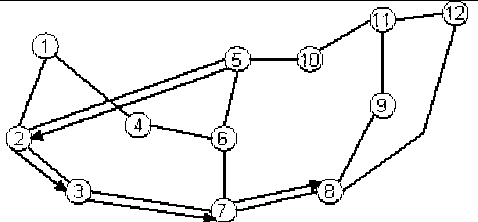
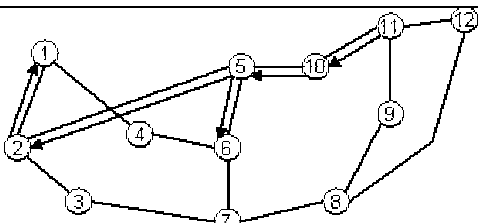
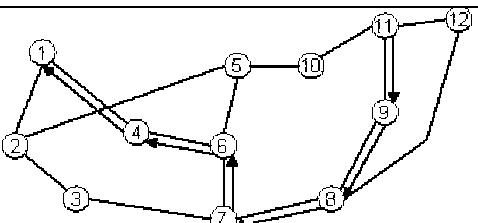
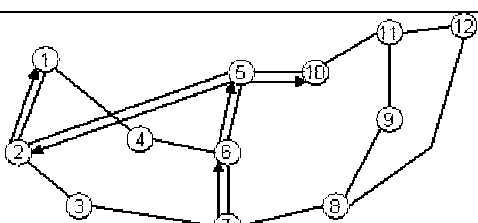
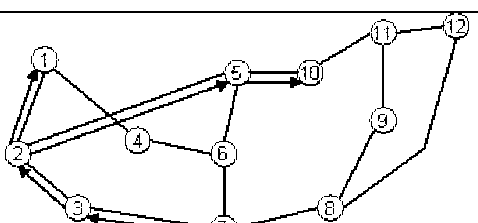
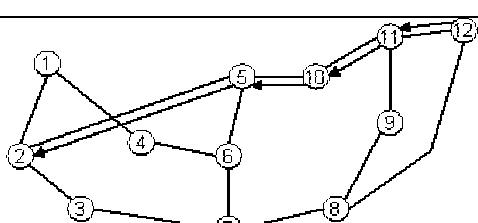
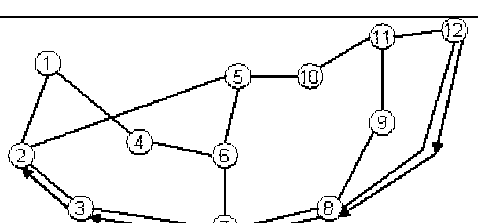
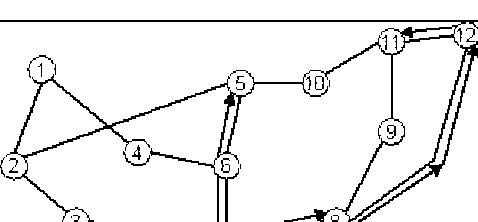
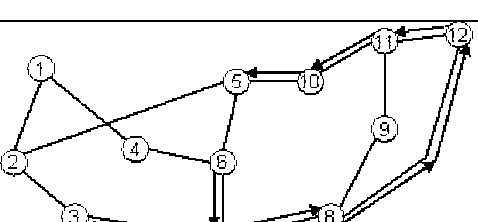


Figura 31 – Rota 1 para a conexão multidifusão C_3 .

Tabela 4 – Rotas multidifusão pré-computadas para cada conexão

Conexão	Rota 1	Rota 2
C1 S=12 D=(11,8)	(12-8; 12-11;)	(12-11; 11-9-8;)
C2 S=5 D=(8)	(5-6-7-8;)	(5-2-3-7-8;)
C3 S=11 D=(6,1)	(11-10-5-6; 5-2-1;)	(11-9-8-7-6; 6-4-1;)
C4 S=7 D=(10,1)	(7-6-5-10; 5-2-1;)	(7-3-2-1; 2-5-10;)
C5 S=12 D=(2)	(12-11-10-5-2;)	(12-8-7-3-2;)
C6 S=6 D=(3,5,8,11)	(6-5; 6-7-3; 7-8; 8-12-11;)	(6-7-3; 7-8; 8-12-11; 11-10-5;)

Tabela 5 – Ilustração na Rede das rotas multidifusão estabelecidas para cada conexão

Conexão	Rota 1	Rota 2
C1 S=12 D=(11,8)		
C2 S=5 D=(8)		
C3 S=11 D=(6,1)		
C4 S=7 D=(10,1)		
C5 S=12 D=(2)		
C6 S=6 D=(3,5,8,11)		

3.3.2.3 Passo 3: Escolha de rotas

Nessa fase do algoritmo para resolução do MCRWA é escolhida uma rota aleatoriamente entre aquelas pré-computadas na fase anterior. Sem perda de generalidade é atribuída a “Rota 1” para as conexões. As rotas para essas conexões são apresentadas na primeira coluna das tabelas 4 e 5.

3.3.2.4 Passo 4: Construção do grafo de conflito

Para cada conexão da instância do problema é criado um nó no grafo de conflito. Se existe uma fibra em comum entre as rotas atribuídas para quaisquer duas conexões então existe um arco que conecta seus respectivos nós no grafo de conflito.

As figuras 32 e 33 a seguir ilustram o grafo de conflito para esse exemplo. Como pode ser observado na rota ilustrada na primeira coluna da tabela 5, a conexão 1 possui conflito com a conexão 2, 5 e 6, então é criado um arco entre os nó 1 e os nós 2, 5 e 6, que representam essas demandas de conexão.

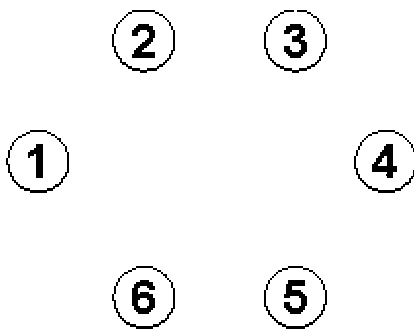


Figura 32 – Nós do grafo de conflito.

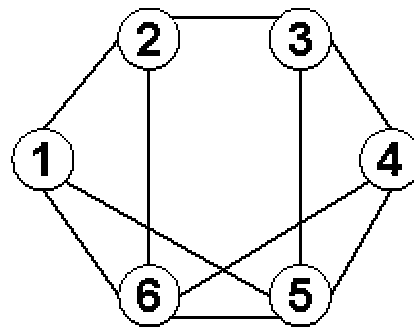


Figura 33 – Grafo de conflito para as rotas atribuídas.

3.3.2.5 Passo 5: Ordenação das conexões

Conexões cujos nós tem baixa conectividade no grafo de conflito têm mais chances de serem estabelecidas, pois não interferem muito nas outras conexões. Por outro lado, conexões cujos nós possuem alta conectividade, quando estabelecidas, podem fazer com que várias demandas deixem de ser atendidas.

Foram realizados alguns testes de resolução do problema ordenando de forma crescente, de forma decrescente e sem ordenação das conexões de acordo com sua conectividade no grafo de conflito. Foram obtidos melhores resultados ordenando-se as conexões de forma crescente, ou seja, conexões cujas rotas possuem menos conflitos com rotas de outras

conexões são estabelecidas antes. Dessa forma, antes de começar a coloração do grafo, faz-se a ordenação das conexões de acordo com o grau de conectividade do seu respectivo nó no grafo de conflito, sendo atribuída uma cor primeiramente para nós com baixa conectividade.

O algoritmo utilizado para realizar essa ordenação é o *quick-sort*. Para esse exemplo a ordem de tentativa de estabelecimento das conexões é a ordem de seus respectivos índices, ou seja, da conexão 1 até a conexão 6.

3.3.2.6 Passo 6: Coloração do grafo de conflito

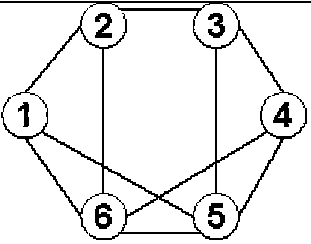
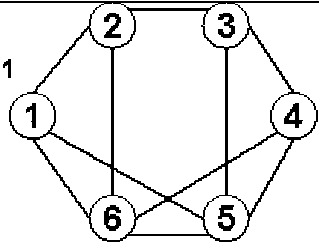
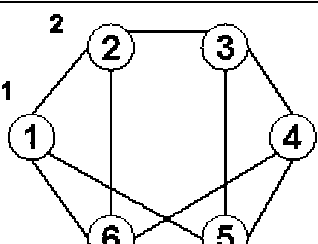
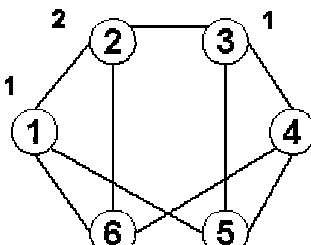
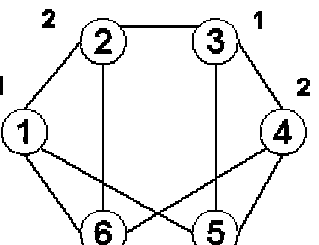
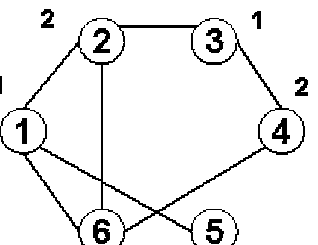
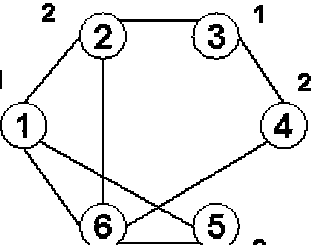
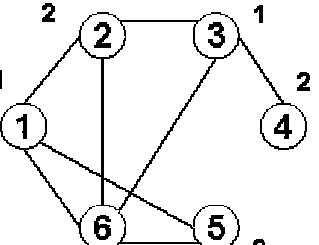
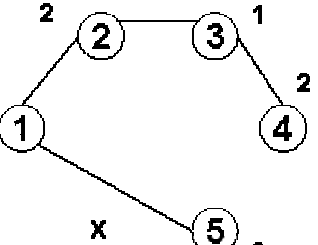
Nessa etapa inicia-se a coloração do grafo de conflito de acordo com os comprimentos de onda disponíveis. Nesse exemplo o grafo deve ser colorido utilizando-se 2 cores através da técnica *First-Fit*, ou seja, primeira cor disponível. A cor atribuída a cada nó é apresentada na forma de índices, nesse caso, 1 e 2.

As seguintes operações foram realizadas na coloração do grafo de conflito e podem ser visualizadas na tabela 6:

1. Na coloração do primeiro nó é atribuída a primeira cor disponível, ou seja, a de índice 1.
2. Para coloração do segundo nó não é possível utilizar a cor de índice 1, pois existe um arco ligando os nós 1 e 2, indicando que existe um conflito entre as rotas atribuídas às conexões 1 e 2. Dessa forma é atribuída a cor de índice 2.
3. O terceiro nó é colorido com a cor de índice 1 pois esse nó não possui conflito com nenhum nó já colorido com a cor de índice 1.
4. O quarto nó é colorido com a cor de índice 2 pois possui conflito com nós coloridos com a cor de índice 1.
5. O quinto nó não pode ser colorido com nenhuma das duas cores disponíveis pois a rota atribuída a sua respectiva conexão possui conflito com rotas estabelecidas atribuídas a conexões cujos nós já são coloridos com as duas cores disponíveis. Dessa forma é realizada a troca de rotas para uma segunda tentativa de coloração do nó.
6. Com a troca de rota realizada, a conectividade do nó que representa a conexão muda e os conflitos também. A nova rota possui conflito apenas com o nó 1 que é colorido com a cor de índice 1, portanto o nó pode ser colorido com a cor de índice 2.

7. Para coloração do sexto nó novamente não há nenhuma cor disponível devido à conectividade desse nó. Realiza-se a troca da rota por outra pré-computada.
8. A segunda rota não permite que o nó seja colorido respeitando as restrições do problema. Como não há nenhuma outra rota pré-computada o nó é descartado da solução e a sua respectiva conexão é eliminada da solução do problema. Como não há mais nenhum nó para ser colorido, a etapa de coloração do grafo termina.

Tabela 6 – Operações passo a passo para a fase de coloração do grafo de conflito

Grafo inicial	Coloração do nó 1	Coloração do nó 2
		
Coloração do nó 3	Coloração do nó 4	Troca de rotas para o nó 5
		
Coloração do nó 5	Troca de rotas para o nó 6	Resultado final
		

Para cada rota estabelecida em uma determinada conexão, a conectividade do nó respectivo do grafo de conflito muda, então a heurística para resolver o MCRWA consiste em escolher rotas para cada conexão (com possíveis trocas de rotas durante o processo de

coloração), construir o grafo de conflito baseado nessa escolha e tentar colori-lo com uma quantidade disponível de cores, mantendo o maior número possível de conexões operantes.

3.3.2.7 Passo 7: Coloração do grafo de conflito

Nessa etapa verifica-se se a solução apresentada é melhor que a melhor solução conhecida. Se for, esta é armazenada. Nesse caso a solução obtida é 5 pois foram estabelecidas 5 conexões de um total de 6.

Esse algoritmo pode ser executado várias vezes de forma a vasculhar melhor o espaço de solução. Isso é feito retornando-se ao passo 3 de forma que sejam escolhidas rotas diferentes e possivelmente obtendo-se uma nova solução.

3.4 Heurística para resolução do SP-MCRWA

A heurística utilizada para resolução do SP-MCRWA é semelhante à utilizada para resolução do MCRWA. A diferença é que o SP-MCRWA possui a restrição adicional de limite no número de nós (*switches*) MC, que têm capacidade de divisão do sinal óptico para mais de um destino.

Devido a essa restrição, surge o problema de alocação desses nós de forma a manter o maior número de conexões operantes na rede, pois rotas construídas com ramificações em nós que não possuem capacidade de multidifusão não podem ser consideradas na solução.

A seguir é apresentada a heurística *Most Saturated Node First* (MSNF) para alocação de nós MC. Essa heurística foi proposta por (Malli, 1998) e é bastante simples e rápida, sendo utilizada para alocação dos *switches* com capacidade de multidifusão.

3.4.1 Heurística Most Saturated Node First (MSNF)

A função da heurística MSNF é alocar os *switches* MC disponíveis para os nós da rede de forma a maximizar o número de conexões estabelecidas.

A heurística MSNF inicia-se resolvendo o problema MCRWA. Com a solução do MCRWA, ordena-se de forma decrescente os nós da rede de acordo com o número de rotas estabelecidas para as conexões que utilizam esse nó para ramificação. Os primeiros P nós da lista ordenada de nós recebem *switches* MC e o restante recebem *switches* MI. Conexões que utilizam nós MI como nós que ramificam para mais de uma fibra são excluídas da solução.

O algoritmo que implementa a heurística MSNF pode ser encontrado em (Malli, 1998).

3.4.2 Heurística de Três fases para o SP-MCRWA

A heurística para resolução do SP-MCRWA utilizada nesse trabalho pode ser dividida em três fases. Na primeira encontra-se um conjunto de soluções do problema sem considerar o limite de *switches* capazes de realizar multidifusão, na segunda fase encontra-se uma alocação para os divisores e na terceira fase realiza-se o roteamento e alocação de comprimentos de onda para conexões multidifusão com os divisores alocados. As três fases são apresentadas nas subseções que seguem.

3.4.2.1 Primeira fase - MCRWA

A primeira fase consiste em resolver o problema SP-MCRWA ignorando-se o problema de restrição no número de nós MC, ou seja, considera-se como um problema MCRWA. Essa resolução é realizada construindo-se as rotas multidifusão através do algoritmo MPH, armazenando-se todas as soluções encontradas nas iterações da heurística apresentada na seção 3.3.

As soluções obtidas nesta primeira fase geralmente estabelecem conexões com rotas que poderão ser ineficazes após a fase de alocação de nós MC, por isso, a heurística é executada muitas vezes nessa fase através da geração de várias combinações de rotas aleatórias para cada conexão. A geração de várias soluções é importante, pois no momento de alocação dos divisores, nem sempre a solução com mais conexões estabelecidas pelo MCRWA será a melhor após a alocação dos nós MC. Essa técnica permite a obtenção de uma alocação mais confiável.

3.4.2.2 Segunda fase – Alocação de divisores

A heurística utilizada para alocação de divisores é a MSNF. Por ser bastante simples e rápida, essa heurística é satisfatória para a solução proposta pois é executada para cada solução encontrada na primeira fase. Algumas conexões podem ser desconectadas, pois podem precisar de divisores em um nó que, após a alocação, é MI. Por fim, verifica-se qual solução obteve o melhor resultado após a execução da heurística MSNF e a alocação de nós MC dessa solução torna-se a alocação definitiva.

3.4.2.3 Terceira fase – MCRWA com divisores fixados

A terceira fase é similar à primeira, com a diferença que agora os nós MC já estão alocados. As rotas para cada conexão nessa fase são construídas utilizando o algoritmo *Member-Only* e, se necessário, *Rerouting*, apresentados anteriormente.

A construção de novas rotas após a alocação de divisores é eficiente para resolução do SP-MCRWA, pois algumas conexões podem não ter chances de serem estabelecidas devido a suas rotas exigirem nós MC em nós pouco requisitados pelas demais rotas pré-computadas na demanda de conexões. Outra hipótese é a de que uma determinada rota exija mais nós divisores do que o número de *switches* MC disponíveis, sendo importante a reconstrução das rotas para essas conexões.

4. RESULTADOS NUMÉRICOS

Neste capítulo são apresentados alguns resultados numéricos da técnica utilizada para resolução do SP-MCRWA. Neste trabalho foi desenvolvido um programa que implementa as heurísticas descritas no capítulo 3. Em Ali (2001) é apresentado um método para resolução do problema. Dessa forma, é possível realizar uma comparação entre o método de Ali (2001) e o método proposto para testar a eficiência deste.

As seções que seguem mostram os testes realizados na rede NSFNET e na rede italiana de alta velocidade.

4.1 Rede NSFNET

Para realizar a comparação foi utilizada a rede NSFNET (Ali, 2001), que possui 12 nós comutadores e 15 pares de arcos unidirecionais, além de uma estação ligada a cada comutador por um par de *links* unidirecionais. A demanda é composta por um conjunto de 20 conexões e há disponibilidade de 3 divisores e 8 comprimentos de onda para resolução do SP-MCRWA. Um exemplo com a mesma instância do problema é utilizado por Maher Ali em seu trabalho. Dessa forma é possível comparar as duas técnicas para resolução do SP-MCRWA.

Da mesma forma que nos capítulos anteriores, para a rede ilustrada são apresentados apenas os índices dos comutadores, pois o *link* entre o comutador e as estações origem ou destino invariavelmente são utilizados por uma conexão que possua essas estações em sua demanda. Isso significa que se duas conexões possuem uma estação origem em comum ou uma estação destino em comum, não importa a rota que utilizem, essas conexões possuem conflito entre si, pois utilizam a mesma fibra para conectar a estação ao *switch*.

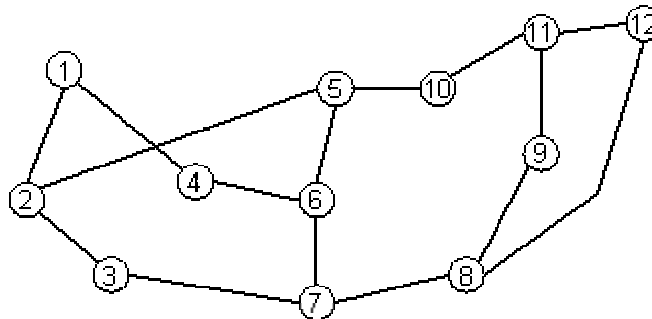


Figura 34 – Rede NSFNET utilizada nos testes.

A seguir são apresentados os dados da instância do problema SP-MCRWA que é utilizada para apresentação dos resultados. A figura 34 apresenta a rede NSFNET, utilizada em outros capítulos para exemplificação e utilizada neste capítulo também para avaliação do método. A tabela 7 apresenta a demanda de conexões dessa instância, com a origem e destinos de cada uma das 20 conexões.

Tabela 7 – Demanda de vinte conexões para a rede NSFNET

Conexão	Origem	Destinos
1	1	(2, 3, 6, 8)
2	12	(5, 8, 10, 11)
3	6	(2, 7, 8, 9)
4	5	(12)
5	12	(1, 2, 5, 6)
6	5	(1, 2, 4, 9)
7	9	(1, 3, 4, 7)
8	3	(1, 5, 6, 11)
9	6	(4, 5, 10)
10	1	(5, 10, 11)
11	7	(2, 3, 4, 10)
12	8	(7, 12)
13	11	(2, 3, 12)
14	2	(1, 5, 7, 8)
15	5	(1, 4, 6)
16	2	(1, 7, 9, 10)
17	6	(2, 8, 10)
18	6	(2, 4, 8, 9)
19	10	(3, 5, 6, 12)
20	5	(2, 7, 8, 9)

A tabela 8 que segue mostra as rotas pré-computadas para as conexões da demanda. Para comparação com o método de Maher Ali, foram computadas 2 rotas para cada conexão pois é esse número que é utilizado em seu trabalho. Como é apresentado no capítulo 3, a segunda

rota é construída desconsiderando-se o primeiro arco da primeira rota através do método de Yen para geração de um conjunto de rotas. As colunas *Split* mostram os nós que requerem divisores para a rota computada para cada conexão. No caso da conexão 1, a primeira rota computada requer capacidade de multidifusão no *switch* 1, enquanto que a segunda rota da mesma conexão requer capacidade de multidifusão no *switch* 6.

Tabela 8 – Rotas pré-computadas para resolução do MCRWA sem divisores alocados

Conexão	Rota 1	Split	Rota 2	Split
1	1-2; 2-3; 1-4-6; 3-7-8;	1	1-4-6; 6-5-2; 2-3; 6-7-8;	6
2	12-8; 12-11; 11-10; 10-5;	12	12-11; 11-10; 10-5; 11-9-8;	11
3	6-7; 7-8; 8-9; 6-5-2;	6	6-5-2; 2-3-7; 7-8; 8-9;	
4	5-10-11-12;		5-6-7-8-12;	
5	12-11-10-5; 5-2; 5-6; 2-1;	5	12-8-7-6; 6-5; 5-2; 2-1;	
6	5-2; 2-1; 1-4; 5-10-11-9;	5	5-6-4; 4-1; 1-2; 5-10-11-9;	5
7	9-8-7; 7-3; 7-6-4; 4-1;	7	9-11-12-8-7; 7-3; 7-6-4; 4-1;	7
8	3-2-1; 2-5; 5-6; 5-10-11;	2-5	3-7-6; 6-5; 6-4-1; 5-10-11;	6
9	6-4; 6-5; 5-10;	6	6-5; 5-10; 5-2-1-4;	5
10	1-2-5; 5-10; 10-11;		1-4-6-5; 5-10; 10-11;	
11	7-3; 3-2; 7-6-4; 2-5-10;	7	7-6-4; 6-5-2; 5-10; 2-3;	6-5
12	8-7; 8-12;	8	8-12; 12-11-10-5-6-7;	
13	11-12; 11-10-5-2; 2-3;	11	11-10-5-2; 2-3; 11-9-8-12;	11
14	2-1; 2-5; 2-3-7; 7-8;	2	2-5; 2-3-7; 7-8; 5-6-4-1;	2
15	5-6; 6-4; 4-1;		5-2-1; 1-4; 4-6;	
16	2-1; 2-5-10; 2-3-7; 10-11-9;	2	2-3-7; 2-5-10; 7-8-9; 7-6-4-1;	2-7
17	6-5-2; 5-10; 6-7-8;	5-6	6-7-8; 7-3-2; 2-5-10;	7
18	6-4; 6-5-2; 6-7-8; 8-9;	6	6-5-2; 6-7-8; 8-9; 2-1-4;	6
19	10-5; 5-6; 10-11-12; 5-2-3;	10-5	10-11-12; 12-8-7-3; 7-6; 6-5;	7
20	5-2; 5-6-7; 7-8; 8-9;	5	5-6-7; 7-8; 8-9; 7-3-2;	7

Na primeira fase de resolução não é considerado o limite no número de nós MC, então as rotas são obtidas utilizando-se o algoritmo MPH. Foram realizadas 100 iterações do algoritmo na primeira fase que consiste na resolução do MCRWA e o número de conexões estabelecidas na melhor solução foi 17.

Como pode ser observado na coluna *Split*, as rotas estabelecidas nessa fase podem utilizar mais que 3 nós MC no conjunto de solução. A melhor solução obtida na resolução do MCRWA, por exemplo, apresenta 17 conexões estabelecidas, mas após a alocação dos divisores apresenta apenas 12 conexões factíveis. Outra solução do MCRWA que apresenta 15 conexões estabelecidas, após a alocação apresenta 14 conexões factíveis, sendo esse o melhor resultado após a alocação dos divisores.

Tabela 9 – Rotas pré-computadas com divisores alocados aos nós 5, 6 e 7

Conexão	Rota 1	Split	Rota 2	Split
1	1-2; 2-3; 3-7-8; 7-6;	7	1-4-6; 6-5-2; 2-3; 6-7-8;	6
2	12-8; 8-9-11; 11-10; 10-5;		12-11; 11-10; 10-5; 5-6-7-8;	
3	6-7; 7-8; 8-9; 6-5-2;	6	6-5-2; 2-3-7; 7-8; 8-9;	
4	5-10-11-12;		5-6-7-8-12;	
5	12-11-10-5; 5-2; 5-6; 2-1;	5	12-8-7-6; 6-5; 5-2; 2-1;	
6	5-2; 2-1; 1-4; 5-10-11-9;	5	5-6-4; 4-1; 1-2; 5-10-11-9;	5
7	9-8-7; 7-3; 7-6-4; 4-1;	7	9-11-12-8-7; 7-3; 7-6-4; 4-1;	7
8	3-2-1; 1-2-5; 5-6; 5-10-11;	5	3-7-6; 6-5; 6-4-1; 5-10-11;	6
9	6-4; 6-5; 5-10;	6	6-5; 5-10; 5-2-1-4;	5
10	1-2-5; 5-10; 10-11;		1-4-6-5; 5-10; 10-11;	
11	7-3; 3-2; 7-6-4; 2-5-10;	7	7-6-4; 6-5-2; 5-10; 2-3;	6-5
12	8-7; 7-8-12;		8-12; 12-11-10-5-6-7;	
13	11-12; 12-8-7-3; 3-2;		11-10-5-2; 2-3; 3-7-8-12;	
14	2-1; 1-2-5; 5-6-7; 7-8;		2-5; 5-6-7; 7-8; 6-4-1;	6
15	5-6; 6-4; 4-1;		5-2-1; 1-4; 4-6;	
16	2-1; 1-2-5-10; 5-6-7; 10-11-9;	5	2-3-7; 7-8-9; 9-11-10; 7-6-4-1;	7
17	6-5-2; 5-10; 6-7-8;	5-6	6-7-8; 7-3-2; 2-5-10;	7
18	6-4; 6-5-2; 6-7-8; 8-9;	6	6-5-2; 6-7-8; 8-9; 2-1-4;	6
19	10-5; 5-6; 5-2-3; 5-10-11-12;	5	10-11-12; 12-8-7-3; 7-6; 6-5;	7
20	5-2; 5-6-7; 7-8; 8-9;	5	5-6-7; 7-8; 8-9; 7-3-2;	7

Esse exemplo mostra claramente a importância de utilização de várias soluções do MCRWA para realizar uma alocação de divisores mais confiável. Não necessariamente a melhor solução do MCRWA apresenta a melhor solução após a alocação dos divisores.

A fase de alocação de divisores estabelece os *switches* MC alocados aos nós 5, 6 e 7, pois são os nós que possuem maior número de requisições de divisões do sinal de acordo com a solução do MCRWA obtida na primeira fase da heurística. O número de conexões estabelecidas foi de 14, pois algumas rotas pré-computadas para essa alocação são inactíveis.

A terceira fase de resolução do problema tem início realizando-se novamente a construção das rotas, utilizando-se nesse momento as heurísticas *member-only* e *rerouting*, pois os nós MC nesse momento estão alocados. As rotas obtidas são apresentadas na tabela 10.

Tabela 10 – Rotas obtidas na solução do problema SP-MCRWA

Conexão	Rota Escolhida	Split
1	1-2; 2-3; 3-7-8; 7-6;	7
2	12-8; 8-9-11; 11-10; 10-5;	
3	6-5-2; 2-3-7; 7-8; 8-9;	
4	5-10-11-12;	
5	12-11-10-5; 5-2; 5-6; 2-1;	5
6	5-2; 2-1; 1-4; 5-10-11-9;	5
7	9-11-12-8-7; 7-3; 7-6-4; 4-1;	7
8	3-2-1; 1-2-5; 5-6; 5-10-11;	5
9	6-4; 6-5; 5-10;	6
10	1-4-6-5; 5-10; 10-11;	
11	7-6-4; 6-5-2; 5-10; 2-3;	6-5
12	8-12; 12-11-10-5-6-7;	
13	11-10-5-2; 2-3; 3-7-8-12;	
14	2-5; 5-6-7; 7-8; 6-4-1;	6
15	5-6; 6-4; 4-1;	
16	2-3-7; 7-8-9; 9-11-10; 7-6-4-1;	7
17	6-5-2; 5-10; 6-7-8;	5-6
18	6-4; 6-5-2; 6-7-8; 8-9;	6
19	10-11-12; 12-8-7-3; 7-6; 6-5;	7
20	5-2; 5-6-7; 7-8; 8-9;	5

Nota-se que a coluna *Split* apresenta apenas os nós 5, 6 e 7, pois as rotas são construídas de acordo com a alocação realizada na segunda fase de resolução do problema.

A tabela 10 apresenta as rotas escolhidas na fase final do algoritmo. A tabela 11 apresenta o índice das rotas estabelecidas (linha Rota) e o índice do comprimento de onda utilizado para realizar a conexão (linha Cor).

Tabela 11 – Índice das rotas e do comprimento de onda alocado para cada conexão da demanda

Conexão	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20
Rota	1	1	2	1	1	1	2	1	1	2	2	2	2	2	1	2	1	1	2	1
Cor	3	4	1	1	0	4	6	7	3	2	8	3	2	0	2	0	6	7	5	5

Observa-se pela tabela 11, que o total de conexões estabelecidas foi de 17, pois cor=0 (zero) significa demanda não atendida. Nesse caso as conexões 5, 14 e 16 não são estabelecidas.

O programa para essa heurística foi implementado em C++ e os testes foram executados em um Pentium 4 (1,7 GHz). Para esse exemplo, o tempo de execução da heurística fica em 0.1 segundo para todas as fases da heurística, incluindo o tempo de computação do menor caminho entre todos os nós através do algoritmo *All-Path-Dijkstra* (Ahuja, 1993).

Foram realizados também testes utilizando um limite de seis rotas pré-computadas, ao invés de duas, obtendo-se um total de 18 conexões atendidas em 0.12s. No trabalho de Ali (2001), sua metaheurística SA (*Simulated Annealing*) estabelece 15 conexões e o CPLEX estabelece 16, ambos utilizando 2 rotas pré-computadas construídas pela MPH.

O problema SP-MCRWA contém o problema NP-Hard MCRWA como um caso especial, sendo por isso também considerado NP-Hard. Como provado por Ali (2001), o problema de alocação de divisores, mesmo considerado isoladamente, também é NP-Hard. Para avaliar a heurística de alocação de divisores, foi considerada também uma alternativa para a fase de alocação de nós divisores, testando todas as combinações de posições possíveis de alocação para cada solução do MCRWA na primeira fase. Algumas execuções apresentaram a mesma alocação (nós 5, 6 e 7) e outras apresentaram a alocação (nós 2, 5 e 6), porém não houve alteração da solução final da heurística após a terceira fase, todas apresentando o mesmo número de conexões atendidas.

O CPLEX encontra a solução ótima dado que as rotas disponíveis são aquelas pré-computadas durante a primeira fase. A reconstrução das rotas permite melhores soluções, pois qualquer rota escolhida é factível para a alocação de divisores realizada na segunda fase da heurística.

4.2 Rede Italiana

Além da instância que utiliza a rede NSFNET, foram geradas algumas instâncias com o método proposto por Waxman (1988) para testar a eficiência da heurística proposta. O funcionamento do método e a criação da demanda de conexões é descrito a seguir:

1. Primeiramente é construída uma grade retangular com coordenadas (x, y).
2. Define-se um número de nós que a rede deve possuir e esses nós são alocados randomicamente na grade.
3. Um *link* bidirecional entre dois nós A e B é adicionado com probabilidade

$P(A,B) = \beta e^{\frac{-d(A,B)}{L\alpha}}$, onde L é a distância máxima entre qualquer par de nós. Os parâmetros α , $\beta \in (0,1]$ e $d(A,B)$ é a distância de *Manhattan* entre A e B.

4. Com a rede construída, inicia-se a fase de geração da demanda de conexões através de um fator de probabilidade Γ . Define-se o número de conexões e, para cada uma delas, um nó é escolhido randomicamente para ser a origem e os nós restantes tem probabilidade Γ de ser um dos destinos da conexão.

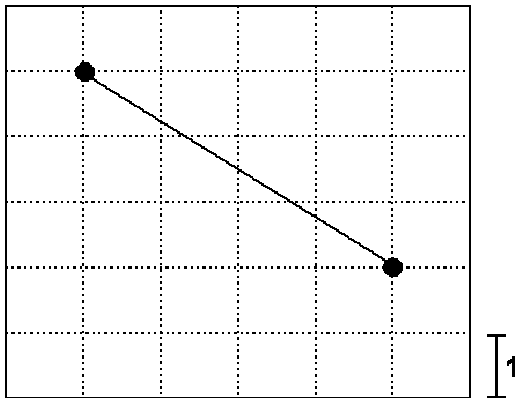


Figura 35 – Exemplo de Distância Euclidiana.

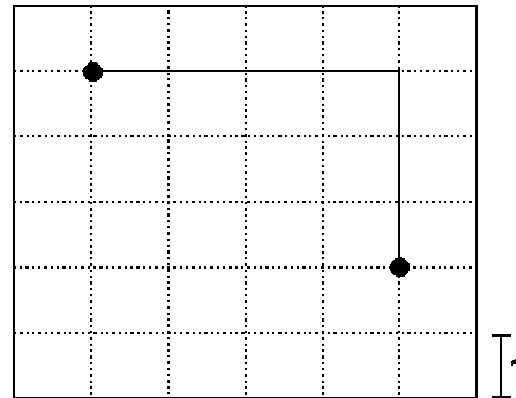


Figura 36 – Exemplo de Distância de Manhattan.

Aumentando-se o valor de α aumenta-se a diferença no número de ocorrências de arcos longos e curtos. Aumentando-se o parâmetro β aumenta-se o grau dos nós pois aumenta-se a probabilidade de ocorrência de um arco bidirecional entre quaisquer pares de arcos. A distância de *Manhattan* é estabelecida percorrendo as linhas e colunas da grade, sem utilizar a diagonal. O trajeto entre dois pontos é ilustrado nas figuras 35 e 36 utilizando a distância

euclidiana e a distância de *Manhattan*, respectivamente. No primeiro caso a distância é 5 e no segundo caso a distância é 7.

As tabelas abaixo mostram os resultados obtidos em uma instância da rede italiana (Ali, 2001) de 21 nós e 57 *links* bidirecionais. A demanda de conexões é composta de 60 conexões e é construída utilizando o método descrito anteriormente. O fator de probabilidade Γ é 0.3. Nas tabelas, P é o número de nós MC, X^{SA} é a solução da metaheurística *Simulated Annealing* utilizada por Ali (2001) em seu trabalho, T^{GA+SA} é o tempo computacional gasto pelo seu algoritmo genético, utilizado para alocação de comprimentos de onda para as sessões, somado ao tempo gasto pelo SA, para alocação dos nós MC. Os valores de X^{3F} e T^{3F} são a solução e o tempo computacional, respectivamente, obtidos pela heurística de três fases apresentada neste trabalho. A demanda de conexão, embora tendo sido construída pelo mesmo método de Waxman, deve ser diferente nos dois trabalhos.

Tabela 12 – Resultados na rede italiana com 12 comprimentos de onda e 2 rotas pré-computadas

P	X^{SA}	T^{GA+SA}	X^{3F}	T^{3F}
2	22	35	34	0.8
4	26	43	35	0.8
6	29	55	36	0.8
8	29	48	36	0.8
9	29	34	36	0.8
13	30	33	37	0.8
16	31	32	38	0.8
20	32	30	38	0.8

Tabela 13 – Resultados na rede italiana com 24 comprimentos de onda e 2 rotas pré-computadas

P	X^{SA}	T^{GA+SA}	X^{3F}	T^{3F}
2	25	27	50	0.8
4	39	28	50	0.8
6	44	32	50	0.8
8	47	35	51	0.8
9	49	33	52	0.8
13	51	29	52	0.8
16	52	28	52	0.8
20	53	26	52	0.8

A máquina utilizada no trabalho de Maher Ali (2001) é bastante diferente da utilizada neste trabalho, de forma que não é possível fazer a comparação de tempo computacional.

Foram realizados testes da heurística proposta utilizando $P=2$ e 10 rotas pré-computadas. Com essas características foram obtidas 38 e 53 conexões estabelecidas respectivamente para exemplos da rede italiana com 12 e 24 comprimentos de onda disponíveis. Isso significa que a heurística proposta é mais sensível ao número de rotas disponíveis que ao número de nós MC.

5. A REDE ÓPTICA E CONSIDERAÇÕES DE POTÊNCIA

Nos capítulos anteriores foi apresentado um método para resolução do RWA com a particularidade de a demanda de conexões ser composta por comunicações multidifusão, ou seja, as conexões possuem mais de um destino. A partir deste ponto no trabalho, as conexões possuem apenas um destino e o problema considera algumas questões de potência relacionadas à comunicação óptica.

Os primeiros trabalhos a levarem em consideração as restrições de potência em redes ópticas são os trabalhos de Li (1994), Ramamurthy (1998). O problema investigado nesses trabalhos é a alocação dos amplificadores de forma que o sinal possa ser transmitido até seu destino. Em Sabella (1998) foi considerado o problema RWA com restrições de potência, admitindo que o ganho dos amplificadores compensava exatamente a perda ocorrida na fibra. A maioria dos trabalhos anteriores, por exemplo, em Ramaswami (1995) e Mukherjee (1996), consideram apenas o aspecto topológico da rede para resolução do RWA, admitindo perfeitas condições na camada física da rede.

Em redes transparentes a transmissão de dados é totalmente óptica, ou seja, a comunicação é feita da origem até o destino no domínio óptico sem sofrer conversão óptico-eletrônica-óptica (O/E/O) em nenhum ponto da rede. A comunicação de dados no domínio totalmente óptico apresenta algumas vantagens em relação a redes que realizam conversão O/E/O. Redes transparentes possibilitam altas taxas de transmissão e independência quanto à taxa de transmissão e ao protocolo de comunicação. Entretanto, a rede óptica apresenta degradação do sinal óptico na camada física, que é estudada nas seções que seguem neste capítulo.

Uma maneira de contornar as degradações do sinal óptico na camada física é a utilização de regeneradores, mas nesse caso a rede deixa de ser transparente tornando-se opaca. Esta dissertação leva em consideração uma rede transparente e seu escopo é restrito a atenuação da potência do sinal pelos componentes da rede, apesar de haverem outros fatores que influenciam o sinal óptico, como ruído ASE, dispersão cromática, dispersão de modo de Polarização, entre outros. Um estudo mais profundo desses efeitos pode ser encontrado em Ramaswami (2002).

Este capítulo apresenta alguns detalhes da arquitetura da rede óptica que são levados em consideração para resolução do RWA com questões de potência. Este capítulo apresenta a arquitetura da rede e dos nós (*Wavelength Routing Nodes* - WRNs) utilizados e os componentes

da rede que são relevantes para resolução do RWA com as questões de potência consideradas neste trabalho.

5.1 Componentes da Rede

Este trabalho estuda redes transparentes que fazem uso de EDFAs (*Erbium Doped Fiber Amplifiers*), o que possibilita que o roteamento e processamento de pacotes, que eram antes restritos completamente ao domínio eletrônico, sejam feitos no domínio óptico. Redes desse tipo não necessitam de conversão óptico-eletrônica-óptica e isso introduz uma série de vantagens e considerações.

Em redes ópticas ocorre perda de potência no sinal ao atravessar fibras e demais componentes da rede. Na maioria dos sistemas que utilizam multiplexação por comprimento de onda (*Wavelength-Division Multiplexing* – WDM), essa perda é compensada pela introdução de amplificadores ópticos para aumentar a distância entre repetidores.

Além do amplificador óptico (EDFA), os componentes que são levados em consideração neste trabalho para resolução do problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda são:

- A fibra
- O *switch*
- O multiplexador
- O demultiplexador
- O acoplador

Um par de fibras unidirecionais conecta os nós de roteamento de comprimento de onda (*Wavelength Routing Nodes* - WRNs) na rede. Alguns cabos de fibra, geralmente os mais longos, devem conter amplificadores ópticos de linha para manter a potência do sinal em níveis aceitáveis. O tráfego de uma conexão pode ser transferido de uma fibra para outra fibra da rede através de um WRN, que por sua vez contém componentes tais como acopladores, amplificadores de entrada e saída, multiplexadores, demultiplexadores e o *switch* de roteamento de comprimento de onda (*Switch Routing Nodes* - WRS). O WRS, nesse trabalho, é chamado simplesmente de *switch*. É esse o componente que faz o roteamento do sinal dependendo do seu comprimento de onda. O conjunto de WRS e multiplexadores/demultiplexadores de um WRN é denominado *optical cross-connect* (OXC) e são responsáveis por realizar a permutação do tráfego de diferentes sinais.

Como nos exemplos de capítulos anteriores, considera-se, sem perda de generalidade, que há uma estação local conectada a cada WRN, fazendo parte do mesmo. Essa estação possui um receptor (Rx) e um transmissor (Tx) de sinais ópticos. A figura 37 apresenta uma ilustração do WRN e alguns de seus componentes internos. Para cada componente é apresentado um parâmetro que define o ganho ou perda de potência no sinal que ocasionam.

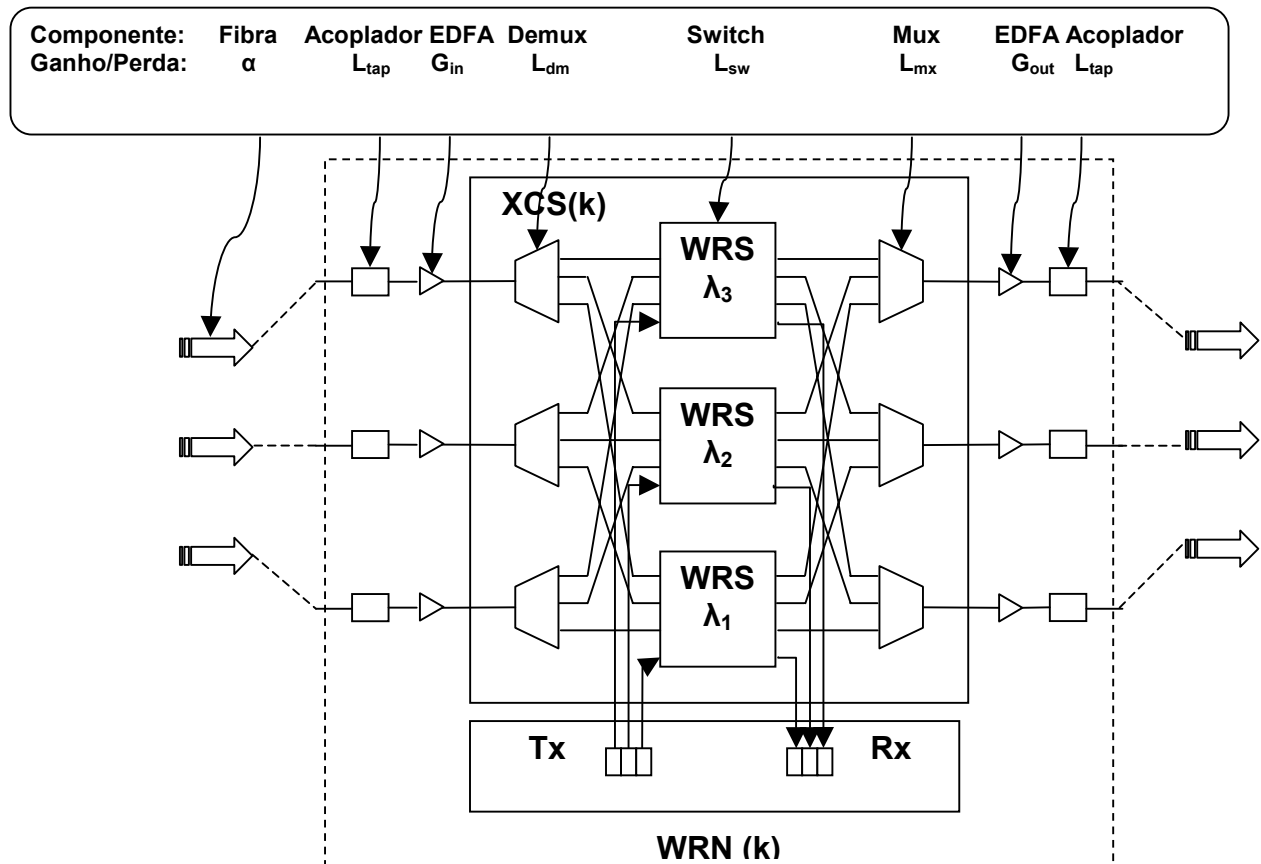


Figura 37 – Um WRN com uma estação local.

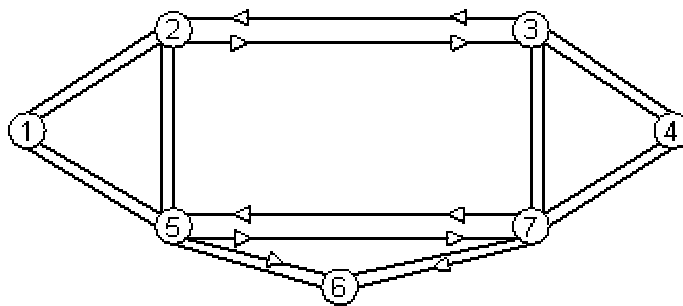


Figura 38 – Rede de sete nós totalmente óptica utilizada em alguns exemplos.

A figura 37 ilustra o WRN e seus componentes internos. Cada componente possui um parâmetro de ganho ou perda de potência. O parâmetro α é o coeficiente de atenuação da fibra, L_{tap} é a perda de potência do sinal devido ao acoplador, G_{in} é o ganho de potência fornecido pelo amplificador de entrada interno ao WRN, L_{dm} é a perda ocasionada pelo demultiplexador, L_{sw} é a perda ocasionada pelo *switch*, L_{mx} é a perda ocasionada pelo multiplexador e G_{out} é o ganho fornecido pelo amplificador de saída interno ao WRN. Tx e Rx representam, respectivamente, o transmissor e o receptor da estação conectada ao WRN.

No WRN há um *switch* dedicado para cada comprimento de onda. Na figura 37 observa-se 3 *switches*, cada um para um dos 3 comprimentos de onda λ_1 , λ_2 e λ_3 disponíveis.

Cada nó da rede representa um WRN com uma estação de mesmo índice conectada a ele. A figura 38 ilustra uma rede desse tipo, com alguns amplificadores de linha em fibras mais longas da rede. O máximo ganho do amplificador de linha é representado por G_{max} .

As seções que seguem apresentam cada componente da rede que são relevantes para solução do problema e como eles afetam a potência do sinal óptico.

5.1.1 Amplificador óptico (EDFA)

Amplificadores ópticos são importantes para transmissão em redes transparentes, pois a potência do sinal é atenuada à medida que se propaga pelos componentes da rede. Antes do advento dos amplificadores ópticos, para transmissões de longa distância utilizavam-se regeneradores, que convertem o sinal óptico para o domínio elétrico e retransmitem o sinal óptico com níveis aceitáveis de potência. Regeneradores ópticos possuem várias desvantagens, como dependência da taxa de bits e necessidade de um equipamento regenerador por comprimento de onda.

Dos componentes ópticos, o único que apresenta ganho na potência do sinal é o amplificador óptico. Os demais componentes proporcionam perda de potência e após um determinado número de componentes a potência fatalmente cairia abaixo do limite aceitável sem uso de amplificadores ópticos.

Um dos amplificadores ópticos mais comumente usados é o EDFA, que será considerado neste trabalho. O EDFA consiste de uma fibra de sílica cujo núcleo é dopado com íons de érbio (Er_{3+}). Essa fibra dopada é conectada à fibra da rede através de acopladores com seleção de comprimentos de onda no início da fibra dopada e recebe um laser de bombeio com comprimento de onda de 980nm ou 1480 nm. Na saída do EDFA há outro acoplador com seleção de comprimentos de onda para separar o sinal amplificado dos vestígios do sinal de bombeio.

Pode-se também utilizar um isolador na entrada ou saída do EDFA para evitar reflexões do amplificador (Ramaswami, 2002).

Neste trabalho são considerados dois tipos de amplificadores, os de linha, que conectam duas fibras e servem para compensar a atenuação do sinal devido ao comprimento da fibra, e os internos ao WRN, que servem para compensar a atenuação causada pelos componentes internos ao WRN. Os dois tipos de amplificadores possuem ganhos de potência diferentes. O ganho de potência do EDFA utilizado neste trabalho é apresentado na seção a seguir.

5.1.1.1 Ganho do EDFA

O ganho de potência do amplificador óptico depende da soma da potência de entrada de todos os sinais que chegam no amplificador. Quando a potência total de entrada do amplificador ultrapassa um certo limite ele fica em estado saturado e a potência de ganho cai drasticamente. A equação para aproximação do ganho G do amplificador utilizada neste trabalho pode ser encontrada em Ramaswami (2002) e é apresentada abaixo:

$$G = 1 + \frac{P_{sat}}{P_{in}} \ln \frac{GSP}{G},$$

onde GSP é o ganho máximo do amplificador (ganho de sinal pequeno), onde $GSP \in \{G_{max}, G_{in}, G_{out}\}$, P_{sat} é a potência interna de saturação do amplificador e P_{in} é a potência de entrada.

O ganho de sinal pequeno é o ganho do amplificador quando a potência de entrada é a mais baixa possível que pode ser detectada pelos equipamentos da rede. A potência interna de saturação do amplificador depende de características do equipamento e é da ordem de 10 a 100mW. A potência P_{sat} utilizada neste trabalho é de 13.7mW.

Neste trabalho são adotadas duas medidas para níveis de potência. Quando se trata de potência agregada no enlace a potência é medida em mW. Quando se trata de potência por comprimento de onda a medida é em dBm. Para realizar a conversão de uma medida de potência para outra são utilizadas as seguintes funções para um sinal de potência P :

- $MWtoDB(P) = 10 \log_{10}(P)$ - Conversão de uma potência P de MW para dBm.
- $DBtoMW(P) = 10^{\frac{P}{10}}$ - Conversão de uma potência P de dBm para MW.

Além dessas medidas, quando se trata do ganho ou perda de potência de cada componente da rede, a potência é medida em DB. Por exemplo, um sinal óptico que possui potência de -10dBm, ao passar por um componente que oferece perda de 6DB passa a ter potência de -16dBm.

Mesmo os amplificadores internos ao WRN podem ser de tipos diferentes, pois há amplificadores de entrada e amplificadores de saída. Este trabalho considera que os amplificadores internos ao WRN são iguais, possuindo o mesmo comportamento de ganho de potência.

Os amplificadores de linha oferecem maior ganho de sinal pequeno, com $G_{max} = 20DB$, enquanto que o amplificador interno possui ganho de sinal pequeno $G_{in} = G_{out} = 12DB$.

Para uma potência total de entrada no amplificador existe um ganho de potência que é maior quanto menor for a potência de entrada e tende a 1 quando a potência de entrada é muito alta, como pode ser observado nos gráficos das figuras 39 e 40.

A potência de saída é representada pela linha tracejada e merece uma explicação detalhada. Para uma potência de entrada (eixo horizontal), existe uma potência de ganho (eixo vertical) representado pela linha cheia. Para cada potência de entrada existe também uma potência de saída, que é representada também no eixo vertical, determinada segundo o ganho de potência proporcionado pelo amplificador. Por exemplo, no amplificador de linha cujo ganho de sinal pequeno é 20DB (Figura 39), dada uma potência total de entrada de 0dBm (zero), o ganho de potência é de 10DB, então a potência de saída é igual à soma da potência de entrada com o ganho do amplificador resultando em 10dBm, podendo ser observada pela linha tracejada comparada no eixo de potência de entrada. Para uma potência total de entrada de -10dBm, o ganho de potência é de aproximadamente 17DB, então a potência de saída resulta em aproximadamente 7dBm.

O comportamento da equação do amplificador pode ser visualizado a seguir:

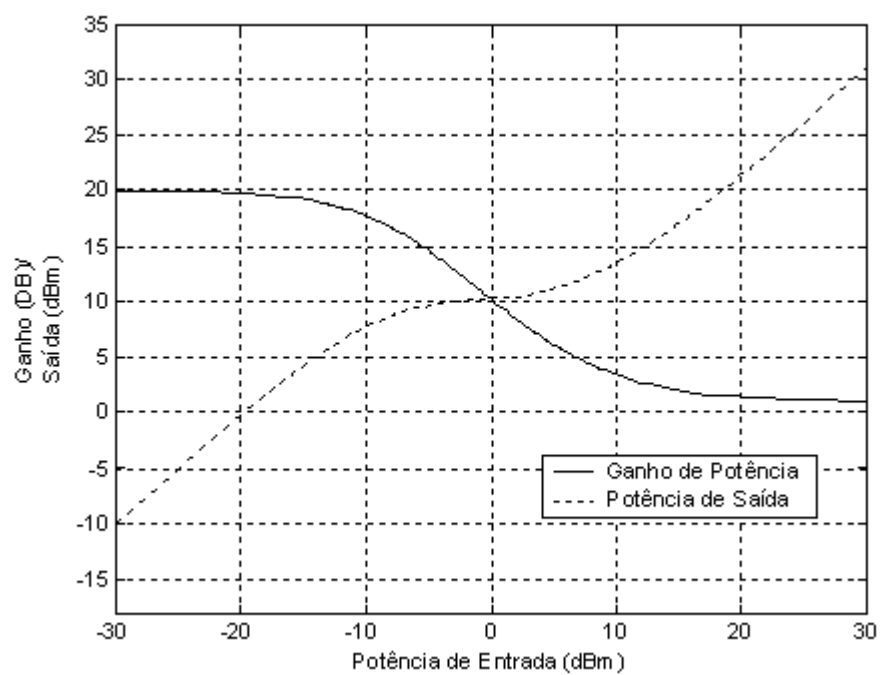


Figura 39 – Modelo de ganho do amplificador melhorado com $GSP=20$

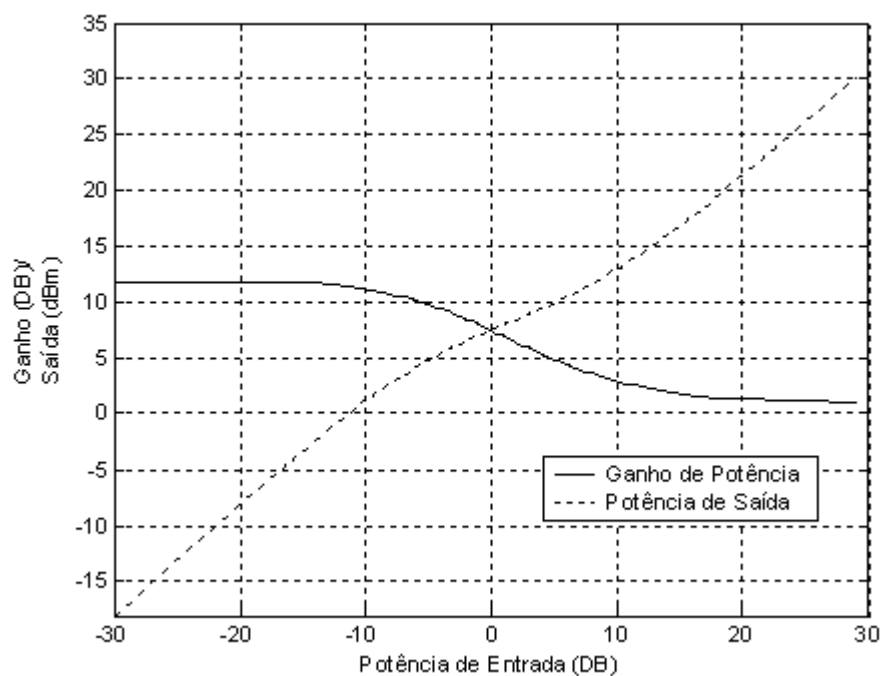


Figura 40 – Modelo de ganho do amplificador melhorado com $GSP=12$.

A equação para aproximação do ganho do amplificador é transcendental, podendo ser resolvida numericamente através do método de Newton-Raphson. Tal método consiste em encontrar raízes aproximadas de equações do tipo $f(x)=0$ através de uma seqüência p_n definida:

$$p_{n+1} = p_n + \frac{f(p_n)}{f'(p_n)} \quad (n = 1, 2, 3, \dots, \infty),$$

onde $f'(p_n)$ é a derivada de $f(p_n)$.

$$\text{Para } f(G) = G - 1 - \frac{P_{sat}}{P_{in}} \log_{10} \frac{G_{max}}{G} = 0,$$

$$\text{temos que } f'(G) = \frac{P_{sat}}{P_{in} G},$$

$$\text{então } p_{n+1} = p_n + \frac{G - 1 - \frac{P_{sat}}{P_{in}} \log_{10} \frac{G_{max}}{G}}{\frac{P_{sat}}{P_{in} G}} \quad (n = 1, 2, 3, \dots, \infty).$$

A solução desse problema pode ser obtida inicializando-se p_0 com um valor no intervalo $(0, GSP)$ e encontrar um valor de p_{n+1} tal que $p_{n+1} - p_n \leq \varepsilon$, onde ε representa a tolerância desejada.

5.1.2 A fibra

A fibra óptica é um bom meio de transmissão, permitindo altas taxas de transmissão e baixas perdas ao longo da comunicação, sendo mais leves e ocupando menos espaço se comparada, por exemplo, ao cobre. Pode-se utilizar várias fibras ópticas num mesmo cabo aumentando-se a taxa de transmissão sem que haja interferência entre os sinais em diferentes fibras. Permite ainda o acréscimo de banda na transmissão aumentando-se o número de comprimentos de onda que atravessam a mesma fibra.

Como os demais componentes apresentados a seguir nesse trabalho, a fibra oferece perda de potência no sinal. O coeficiente de atenuação da fibra (α) é de 0,2DB/Km para um comprimento de onda na faixa de 1,55 μm . Esse é o coeficiente de atenuação da fibra utilizado neste trabalho para resolução do RWA.

5.1.3 O nó de roteamento (WRN)

Nesta seção são apresentados os componentes internos ao WRN, que podem ser visualizados na figura 37.

5.1.3.1 O switch (WRS)

O WRS é utilizado para realizar as diferentes permutações de tráfego possíveis no *cross-connect*. Para o WRS, o número de portas de entrada/saída é sempre uma potência de 2, ou seja, para um WRS 3X3, há 4 portas de entrada e 4 portas de saída, como pode ser observado na figura 37. Existe um WRS dedicado para cada comprimento de onda.

A perda de potência para um WRS $D_i \times D_i$ é de $L_{sw} = 2\lceil \log_2(D_i) \rceil L_s + 4L_w$, onde D_i é o grau do WRN, (número de fibras de entrada ou saída conectadas ao WRN, considerando a estação que também existe conectada), L_s é a perda de inserção e L_w é a perda de acoplamento. Essa equação de perda de potência do *switch* pode ser encontrada em Ali (2001).

5.1.3.2 O multiplexador e o demultiplexador

O multiplexador é um componente responsável por multiplexar vários comprimentos de onda em uma única fibra. Demultiplexadores fazem o inverso, ou seja, demultiplexam vários comprimentos de onda que estão em várias fibras em uma única fibra. As perdas de potência do multiplexador e do demultiplexador são, respectivamente L_{mx} e L_{dm} .

5.1.3.3 O acoplador

O acoplador é utilizado para acoplar uma fibra de entrada ou saída ao WRN. A perda de potência desse equipamento é denotada por L_{tap} .

5.2 Exemplo de operação

Nesta seção é apresentado um exemplo de operação da rede óptica com os componentes descritos anteriormente. É realizada uma simulação de um sinal óptico percorrendo uma rede e as alterações de potência do sinal a cada componente.

A rede utilizada para esse exemplo possui 4 WRN's e 4 pares de fibras unidirecionais, ilustrada na figura 41.

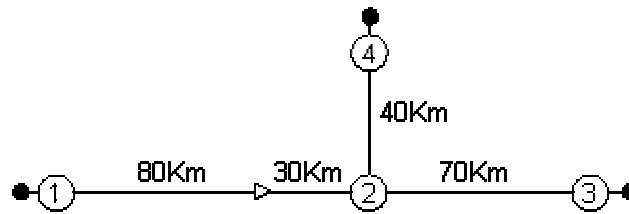


Figura 41 – Rede exemplo de operação com atenuação da potência de um sinal.

Este exemplo ilustra, a cada componente, a potência de um sinal isolado partindo da estação conectada ao WRN 1 até a estação de origem conectada ao WRN 3. Para esse exemplo os parâmetros utilizados são os apresentados na tabela 14. As potências de entrada e saída para cada componente são ilustradas na tabela 15.

Tabela 14 – Parâmetros de ganho e perda de potência utilizados para cada componente

Componente	Parâmetro	Potência (DB)
Amplificador de Linha	$G_{\max}$	20
Amplificador de Entrada	G_{in}	12
Amplificador de Saída	G_{out}	12
Fibra	α (DB/Km)	0,2
Acoplador	L_{tap}	1
Switch (perda de inserção)	L_s	1
Switch (perda de acoplamento)	L_w	1
Multiplexador	L_{mx}	4
Demultiplexador	L_{dm}	4

O sinal óptico é emitido da estação conectada ao *switch* 1 com potência de -14dBm e o primeiro componente é o *switch*. Como esse componente é conectado ao *switch* e também é conectado por outra fibra, $D_i = 2$ e $L_{sw} = 6$. O segundo componente é o multiplexador, cuja perda de potência é de 4DB. O terceiro componente é um amplificador de saída interno ao WRN, cuja potência de máximo ganho é 12DB. Para esse componente a potência de entrada é de -24dBm e o ganho é de aproximadamente 11,96DB. O quarto componente é o acoplador, cuja perda de potência é de 1DB. O quinto componente é uma fibra de 80 Km, ocasionando uma perda de 16DB. O sexto componente é um amplificador de linha, cujo ganho de sinal pequeno é de 20DB, ocasionando um ganho de aproximadamente 11,96DB.

Os ganhos e perdas dos demais componentes são similares aos apresentados anteriormente. O WRN de número 2 possui 2 fibras de entrada e 2 fibras de saída, além da estação conectada a ele (com uma entrada e uma saída), ou seja, para esse WRN, $D_i = 2$ e por isso $L_{sw} = 8$.

Tabela 15 – Potência de entrada e saída do sinal para cada componente percorrido

	Componente	Ganho/Perda de Potência	Entrada (dB)	Saída (dB)
1	WRS	$L_{sw} = 2 \lceil \log_2(D_i) \rceil L_s + 4L_w$	-14	-20
2	Multiplexador	$L_{mx} = 4$	-20	-24
3	Amplificador de saída	$G = 1 + \frac{P_{sat}}{P_{in}} \ln \frac{G_{out}}{G}$	-24	-12,03
4	Acoplador	$L_{tap} = 1$	-12,03	-13,03
5	Fibra	$0,2 \bullet 80 = 16$	-13,04	-29,03
6	Amplificador de linha	$G = 1 + \frac{P_{sat}}{P_{in}} \ln \frac{G_{max}}{G}$	-29,03	-9,07
7	Fibra	$0,2 \bullet 30 = 6$	-9,07	-15,07
8	Acoplador	$L_{tap} = 1$	-15,07	-16,07
9	Amplificador de entrada	$G = 1 + \frac{P_{sat}}{P_{in}} \ln \frac{G_{in}}{G}$	-16,07	-4,30
10	Demultiplexador	$L_{dm} = 4$	-4,30	-8,30
11	WRS	$L_{sw} = 2 \lceil \log_2(D_i) \rceil L_s + 4L_w$	-8,30	-18,30
12	Multiplexador	$L_{mx} = 4$	-18,30	-22,30
13	Amplificador de saída	$G = 1 + \frac{P_{sat}}{P_{in}} \ln \frac{G_{out}}{G}$	-22,30	-10,35
14	Acoplador	$L_{tap} = 1$	-10,35	-11,35
15	Fibra	$0,2 \bullet 70 = 14$	-11,35	-25,35
16	Acoplador	$L_{tap} = 1$	-25,35	-26,35
17	Amplificador de entrada	$G = 1 + \frac{P_{sat}}{P_{in}} \ln \frac{G_{in}}{G}$	-26,35	-14,38
18	Demultiplexador	$L_{dm} = 4$	-14,38	-18,38
19	WRS	$L_{sw} = 2 \lceil \log_2(D_i) \rceil L_s + 4L_w$	-18,38	-24,38

6. PROBLEMA DE ROTEAMENTO E ALOCAÇÃO DE COMPRIMENTOS DE ONDA COM CONSIDERAÇÕES DE POTÊNCIA

Neste capítulo é apresentado o problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda com considerações de potência (RWA-P). No capítulo 2 é apresentado o problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda para conexões multidifusão e isso traz algumas particularidades. O problema descrito neste capítulo leva em consideração conexões *unicast* (uma origem e um destino) e a atenuação que o sinal óptico sofre à medida que atravessa os componentes, fazendo com que haja restrições adicionais ao problema.

Além das restrições do RWA apresentadas anteriormente, que devem garantir que uma conexão é roteada utilizando o mesmo comprimento de onda do começo ao fim do caminho óptico e que duas conexões que compartilhem o mesmo *link* não devem possuir o mesmo comprimento de onda, a atenuação do sinal causada pelos componentes da rede introduz duas restrições adicionais que serão consideradas nesse trabalho:

- A potência de cada sinal deve ser mantida acima de uma potência mínima de sensibilidade dos equipamentos (p_{sen}) durante todo o caminho da origem até o destino. Neste trabalho, $p_{sen} = -30dBm$.
- A potência total agregada de todos os sinais deve ser mantida abaixo da potência máxima permitida (P_{max}) em qualquer ponto da rede. Neste trabalho, $P_{max} = 1mW$.

Este trabalho considera que as rotas são pré-computadas também para esse problema, fazendo com que a formulação seja similar à apresentada anteriormente no capítulo 5, considerando que as variáveis de rotas representam caminhos *unicast* ao invés de *multicast*. A formulação apresenta adicionalmente as restrições de potência consideradas pela atenuação do sinal na rede óptica.

Alguns trabalhos tratam separadamente os problemas de roteamento e alocação de comprimento de onda do problema de estabelecer a potência de emissão do sinal óptico de forma a respeitar as restrições de potência. Em seu trabalho, Ali (2001) resolve o problema em duas fases. Primeiramente o problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda (RWA) é resolvido e, posteriormente, com a solução do RWA como entrada, utiliza-se uma metaheurística para estabelecimento da potência de emissão para cada conexão da demanda.

A desvantagem dessa técnica é que nem sempre a solução obtida na primeira fase é a mais adequada para ser utilizada na segunda fase. É possível que uma boa solução na primeira fase seja ruim para atribuição de potências de emissão de forma a respeitar as restrições de potência. Dessa forma, neste trabalho apresenta-se a resolução do problema de forma agregada considerando-se as restrições de potência e o RWA de forma conjunta, aumentando o espaço de solução. O método de resolução é apresentado no capítulo 7.

As seções que seguem descrevem a notação utilizada para descrição do problema, as variáveis utilizadas que podem estar relacionadas ao nó ou ao *link* e por fim a formulação, com a função objetivo e suas restrições. Essa formulação pode ser encontrada também em Ali (2001).

6.1 Notação

A tabela seguinte apresenta outros parâmetros utilizados para a formulação do problema:

Tabela 16 – Variáveis e Constantes utilizadas nas formulações matemáticas do RWA-P

Variáveis/Constantes	Descrição
W	Conjunto de comprimentos de onda em um <i>link</i> . Cada estação tem $ W $ transmissores e receptores.
s_l	Origem do <i>link</i> l , $1 \leq s_l \leq (N + M)$
d_l	Destino do <i>link</i> l , $1 \leq d_l \leq (N + M)$
δ_l	Comprimento do <i>link</i> l em Km.
∇_l	Número de dispositivos no <i>link</i> l .
$\eta_{l,k}$	Comprimento da fibra k no <i>link</i> l em km, $k \leq (2\nabla_l + 1)$.
D_i	Grau de entrada ou de saída do <i>switch</i> i .
OUT_i	Conjunto de <i>links</i> com o <i>switch</i> i como origem.
IN_i	Conjunto de <i>links</i> com o <i>switch</i> i como destino.
$R_{s,d,l}$	Entrada na tabela de roteamento para um par de conexão (s,d) , considerando que existe apenas uma rota para cada demanda de conexão. Se o <i>link</i> l da rede é utilizado na rota da estação s para a estação d então $R_{s,d,l} = 1$, senão $R_{s,d,l} = 0$.
$Follow_{s,d,l}$	O <i>link</i> posterior ao <i>link</i> l no caminho da estação s até a estação d .

As entradas para o problema são:

- A topologia da rede, que é representada como uma tripla $\langle G = (V, E), N, M \rangle$, onde G é um grafo direcionado, N é o número de estações, M é o número de WRN's (*Wavelength Routing Nodes*), $L = |E|$ é o número de *links* unidirecionais e $|V| = (N+M)$ é o número de estações e WRN's.
- A matriz de demanda $T_{N \times N}$. A matriz T especifica o conjunto de demanda de conexões. Na formulação apresentada, $T_{s,d}$ é o número de conexões existentes com origem na estação s e destino em d na matriz de demanda.

6.2 Variáveis

Existem três tipos de variáveis descritas para a formulação. Variáveis de roteamento, variáveis de *link* e variáveis de nó. Essas variáveis são descritas nas sessões que seguem.

6.2.1 Variáveis de roteamento

A variável utilizada para o roteamento é $\Lambda_{s,d,c}$, onde $\Lambda_{s,d,c} = 1$ se o comprimento de onda c é usado em uma das conexões que tem origem na estação s e destino na estação d , e $\Lambda_{s,d,c} = 0$ caso contrário.

6.2.2 Variáveis de link

Da mesma forma que em Ali (2001), é utilizada a convenção de que variáveis representadas por letras maiúsculas referem-se a níveis de potência agregada no *link*, medidas em mW. Variáveis representadas por letras minúsculas referem-se a níveis de potência por cada comprimento de onda separadamente, medidas em dBm.

Como foi apresentado no capítulo 5, para converter as medidas dos níveis de potência de mW para dBm e de dBm para mW são utilizadas as seguintes funções para um sinal de potência P :

- $MWtoDB(P) = 10 \log_{10}(P)$ - Conversão de uma potência P de MW para dBm.
- $DBtoMW(P) = 10^{\frac{P}{10}}$ - Conversão de uma potência P de dBm para MW.

Um *link* l que possui ∇_l dispositivos deve possuir $(2\nabla_l + 1)$ componentes, pois os dispositivos são separados por um cabo de fibra. Por exemplo, se um *link* possui 2 amplificadores, deve existir 3 cabos de fibra, totalizando 5 componentes. A figura 42 ilustra um *link* com esse exemplo.

Os dispositivos considerados neste trabalho são o amplificador de linha, amplificadores de entrada e saída, acopladores de entrada e saída, multiplexadores, demultiplexadores e o *switch*. O capítulo 5 detalha melhor esses dispositivos.

As variáveis $P_{c,s,d,l,x}^{beg}$ e $P_{c,s,d,l,x}^{end}$ representam, respectivamente, a potência em um comprimento de onda c para a conexão (s,d) no começo e no final do componente x do *link* l respectivamente. Deve-se respeitar as restrições de potência mínima (p_{sen}) por comprimento de onda e potência máxima (P_{max}) agregada no *link*. Por isso deve-se assegurar que a potência agregada de entrada ($P_{l,x}^{beg}$) e de saída ($P_{l,x}^{end}$) de cada componente x deve respeitar as restrições de potência máxima e mínima para cada sinal.

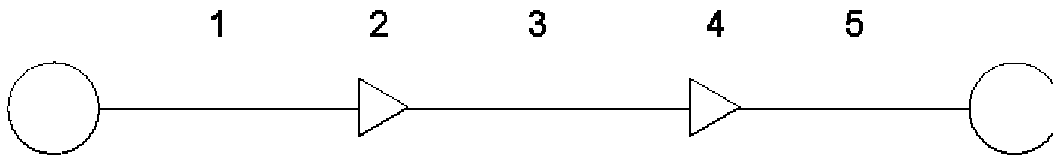


Figura 42 – Link com dois amplificadores e três segmentos de fibra.

6.2.3 Variáveis de nó

Para um determinado *switch* i e um *link* l , tal que o l pertence ao conjunto de *links* cuja fibra parte de i (OUT_i), a variável $p_{c,s,d,l,x}^{switch_out}$ representa a potência (dBm) do comprimento de onda c na saída do *switch* i para a conexão (s,d) .

A potência de transmissão da estação é representada pela variável $p_{c,s,d}^{xmit}$, onde c é o comprimento de onda utilizado pela conexão (s,d) .

6.3 Formulação

Esta seção apresenta a formulação do problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda para conexões com restrições de potência. Sem perda de generalidade, a formulação é apresentada considerando-se apenas uma rota pré-computada para cada par origem-destino, da mesma forma que a formulação apresentada em Ali (2001).

A função objetivo é maximizar o número de conexões estabelecidas na rede.

$$\max Z = \sum_{s=1}^N \sum_{d=1}^N \sum_{c \in W} \Lambda_{s,d,c} \quad (14)$$

A restrição (15) que segue assegura que o caminho é estabelecido apenas se existe uma conexão correspondente na demanda de conexões. Para cada par origem destino, a soma do número de conexões para diferentes comprimentos de onda não excede a demanda existente para esse par origem destino.

$$\sum_{c \in W} \Lambda_{s,d,c} \leq T_{s,d} \quad (1 \leq s \leq N, 1 \leq d \leq N) \quad (15)$$

Qualquer *link* não deve ser usado para rotear mais que W conexões, para evitar que o mesmo comprimento de onda seja utilizado por duas conexões que compartilham o mesmo *link*.

$$\sum_{s=1}^N \sum_{d=1}^N \sum_{c \in W} \Lambda_{s,d,c} \times R_{s,d,l} \leq |W| \quad 1 \leq l \leq L \quad (16)$$

Dois sinais que compartilham o mesmo *link* físico l devem utilizar diferentes comprimentos de onda.

$$\sum_{s=1}^N \sum_{d=1}^N \Lambda_{s,d,c} \times R_{s,d,l} \leq 1 \quad 1 \leq l \leq L, c \in W \quad (17)$$

A variável que representa o comprimento de onda utilizado no par origem destino é binária, ou seja, ou o comprimento de onda c é utilizado no caminho do par origem destino (s,d) ou não.

$$\Lambda_{s,d,c} \in \{0,1\} \quad (18)$$

A potência de transmissão de um comprimento de onda c da estação s até a estação d deve possuir níveis de potência aceitáveis, ou seja, a potência deve estar entre o nível mínimo de detecção dos dispositivos (p_{sen}) e o nível máximo suportado na rede (P_{max}^{xmit}).

$$p_{sen} \leq p_{c,s,d}^{xmit} \leq MWtoDB(P_{max}^{xmit}) \quad (19)$$

Para cada *switch* i e para os *links* $l \in OUT_i$, onde OUT_i é o conjunto de *links* que tem o *switch* i como origem, existe a restrição (20), onde $LOSS_i$ é a perda do *switch* i (L_{sw}) e $Follow_{s,d,r} = 1$.

$$p_{c,s,d,i,l}^{switch_out} = p_{c,s,d,r,(2\nabla_r+1)}^{end} - LOSS_i \times \Lambda_{s,d,c} \quad (20)$$

A potência do sinal no comprimento de onda c no começo do primeiro componente depende se a origem do *link* l é uma estação ou um *switch*.

$$p_{c,s,d,l,1}^{beg} = p_{c,s,d}^{xmit} \quad 1 \leq s_l \leq N \quad (21)$$

$$p_{c,s,d,l,1}^{beg} = p_{c,s,d,i,l}^{switch_out} \quad (N+1) \leq i = s_l \leq (N+M) \quad (22)$$

A potência de um comprimento de onda c na entrada de um componente k , $k \neq 1$, é igual a potência de saída do componente anterior no *link* l .

$$p_{c,s,d,l,k}^{beg} = p_{c,s,d,l,k-1}^{end} \quad (23)$$

A potência total de entrada de um componente k em um *link* l em mW é a soma (em mW) da potência de todos os sinais que entram no componente.

$$P_{l,k}^{beg} = \sum_{s \in N} \sum_{d \in N} \sum_{c \in W} DBtoMW(p_{c,s,d,l,k}^{beg}) \times \Lambda_{s,d,c} \times R_{s,d,l} \quad (24)$$

De forma similar, a potência total de saída de um componente k em um *link* l em mW é a soma (em mW) da potência de todos os sinais que saem do componente.

$$P_{l,k}^{end} = \sum_{s \in N} \sum_{d \in N} \sum_{c \in W} DBtoMW(p_{c,s,d,l,k}^{end}) \times \Lambda_{s,d,c} \times R_{s,d,l} \quad (25)$$

Para cada componente existem diferentes ganhos e perdas de potência. A função $\Omega_{l,k}(P_{in})$ define o ganho ou perda de potência do sinal ao passar pelos componentes da rede com potência de entrada total agregada P_{in} .

$$\Omega_{l,k}(P_{in}) = \begin{cases} -L_{tap} & \text{- Acoplador} \\ -L_{mx} & \text{- Multiplexador} \\ -L_{dm} & \text{- Demultiplexador} \\ -\alpha \times \eta_{l,k} & \text{- Link de fibra} \\ G(MWtoDB(P_{in}), G_{\max}) & \text{- Amplificador de linha} \\ G(MWtoDB(P_{in}), G_{in}) & \text{- Amplificador interno de entrada} \\ G(MWtoDB(P_{in}), G_{out}) & \text{- Amplificador interno de saída} \end{cases}$$

Dado o valor de $\Omega_{l,k}(P_{in})$, a potência de saída de um componente é igual a potência de entrada somada ao ganho ou à perda proporcionada por esse componente.

$$p_{c,s,d,l,k}^{end} = p_{c,s,d,l,k}^{beg} + \Omega_{l,k}(P_{l,k}^{beg}) \quad (26)$$

A potência de cada sinal individualmente na entrada de cada componente deve estar em níveis aceitáveis, ou seja, deve estar acima de um valor mínimo de sensibilidade e abaixo de um valor máximo.

$$P_{sen} \leq P_{c,s,d,l,x}^{beg} \times \Lambda_{s,d,k} \leq MWtoDB(P_{\max}) \quad (27)$$

De forma similar, a mesma restrição aplica-se à potência de saída de cada componente.

$$P_{sen} \leq P_{c,s,d,l,x}^{end} \times \Lambda_{s,d,k} \leq MWtoDB(P_{\max}) \quad (28)$$

A potência total agregada na entrada de cada componente x , $x \neq 1$, e em sua saída deve estar em níveis aceitáveis de potência.

$$DBtoMW(p_{sen}) \leq P_{l,k}^{beg} \leq P_{\max} \quad (29)$$

$$DBtoMW(p_{sen}) \leq P_{l,k}^{end} \leq P_{\max} \quad (30)$$

O problema RWA-P (RWA com as restrições de potência) é um problema misto inteiro não-linear, pois possui características dos dois tipos de problemas. As restrições (24), (25), (27) e (28) são não-lineares, além da equação de ganho do amplificador que também é não linear. Há também uma restrição de integralidade (18) que aumenta a complexidade do problema, favorecendo o uso de técnicas heurísticas para sua resolução.

7. HEURÍSTICA PARA O RWA-P E RESULTADOS NUMÉRICOS

Neste capítulo são apresentados a técnica utilizada para estabelecimento das conexões e alguns resultados numéricos da resolução do RWA-P. Os Algoritmos utilizados para estabelecimento das conexões podem ser observados no apêndice A e são similares aos utilizados por Ali (2001) em seu trabalho com algumas alterações para melhor simulação dos sinais ópticos na rede. Por fim nesse capítulo é apresentada uma comparação entre o método de Ali (2001) e o método proposto para testar a eficiência deste.

Do melhor de nosso conhecimento, os métodos existentes para resolução do problema RWA-P utilizam duas fases devido à complexidade do mesmo, pois as restrições não-lineares e de integralidade tornam o espaço de solução grande, como apresentado no capítulo 6. A seção que segue apresenta a técnica utilizada neste trabalho que utiliza apenas uma fase em sua resolução.

7.1 Heurística para o RWA-P

O problema RWA-P possui um espaço de solução grande. A abordagem utilizada para diminuir o espaço de solução é resolver o problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda em uma fase inicial e posteriormente resolver o problema de decisão de níveis de potência de transmissão das conexões de acordo com as restrições apresentadas no capítulo 6.

O problema dessa abordagem é que não necessariamente as melhores soluções do problema RWA são as mais adequadas para o problema de decisão de qual potência de transmissão é melhor de forma a manter o maior número de conexões operando simultaneamente. Por isso esse trabalho propõe uma técnica de resolução em uma única etapa de forma a resolver o problema de forma agregada.

A solução de forma conjunta dos dois problemas é realizada verificando-se a adequação do nível de potência de cada conexão no momento de estabelecer a mesma. Caso alguma restrição de potência seja violada, é atribuída outra rota e possivelmente outro comprimento de onda para a conexão pois outra rota pode proporcionar o estabelecimento da conexão mantendo níveis aceitáveis de potência.

O estabelecimento das conexões é realizado de acordo com a mesma heurística utilizada para resolver o MCRWA, como apresentado no capítulo 2. A diferença é que na

resolução do MCRWA cada conexão é uma rota multidifusão e no caso do RWA-P trata-se de um caminho simples, pois as conexões tratadas nesse trabalho para esse problema são *unicast*.

Para o estabelecimento de cada conexão são verificados os níveis de potência ponto a ponto nos componentes para assegurar que as restrições não são violadas. Da mesma forma, também são verificados os níveis de potência de outras conexões estabelecidas, pois a inclusão de uma nova conexão pode fazer com que os níveis de potência de outras conexões já estabelecidas violem as restrições do problema.

A subseção 7.1.1 que segue ilustra um exemplo de um caso onde uma conexão prejudica a outra. A subseção 7.1.2 apresenta a forma como a heurística proposta é utilizada com os algoritmos de estabelecimento de conexões e a subseção 7.1.3 mostra uma particularidade tratada nos algoritmos de forma a obter valores mais confiáveis de potências nos componentes.

7.1.1 Exemplo de interação entre as conexões

Na seção 5.2 é apresentado um exemplo de operação com uma conexão em uma rede que possui 4 WRN's, 4 pares de fibras unidirecionais e um amplificador, como ilustra a figura 43.

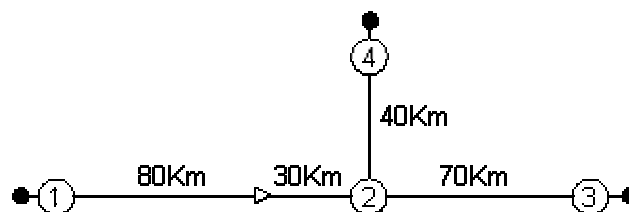


Figura 43 – Rede exemplo de operação com atenuação da potência de dois sinais.

No exemplo apresentado no capítulo 5, um sinal é transmitido da estação conectada ao WRN 1 com destino à estação conectada ao WRN 3. O sinal tem potência de transmissão de -14dBm e a potência na entrada e saída em cada componente pode ser observada na tabela 15. Nesse exemplo do capítulo 5 é possível observar o comportamento do sinal em cada componente da rede ao longo da conexão.

A seguir é apresentado outro exemplo de simulação utilizando duas conexões operando na mesma rede, ilustrada na figura 43. A conexão 1 tem origem na estação conectada ao WRN 1 e destino na estação conectada ao WRN 3 e a conexão 2 tem origem na estação conectada ao WRN 1 e destino na estação conectada ao WRN 4. Existe um algoritmo para estabelecimento das conexões (Ali, 2001) com potência mínima de transmissão necessária de acordo com o estado da rede e é utilizado para obtenção dos valores de potência nesse exemplo.

As tabelas 17 e 18 mostram a simulação considerando as conexões isoladamente, ou seja, o sinal de uma conexão é estabelecido ignorando-se o sinal da outra conexão, como se cada conexão estivesse operando sem interferência de outros sinais. Cada linha apresenta o componente e sua respectiva potência de entrada no caminho do sinal, medidas em dBm. A tabela 17 representa a conexão 1 e a tabela 18 representa a conexão 2. Observa-se que a partir do componente 15 as potências são diferentes a cada componente pois os caminhos das duas conexões são diferentes a partir desse componente.

Tabela 17 – Simulação da potência do sinal da conexão 1 desconsiderando-se a potência do sinal da conexão 2

	Componente	Entrada
1	WRS	-14,96
2	Multiplexador	-20,96
3	Amplificador de saída	-24,96
4	Acoplador	-12,99
5	Fibra	-13,99
6	Amplificador de linha	-29,99
7	Fibra	-10,02
8	Acoplador	-16,02
9	Amplificador de entrada	-17,02
10	Demultiplexador	-5,21
11	WRS	-9,21
12	Multiplexador	-19,21
13	Amplificador de saída	-23,21
14	Acoplador	-11,25
15	Fibra	-12,25
16	Acoplador	-26,25
17	Amplificador de entrada	-27,25
18	Demultiplexador	-15,27
19	WRS	-19,27

Tabela 18 – Simulação da potência do sinal da conexão 2 desconsiderando-se a potência do sinal da conexão 1

	Componente	Entrada
1	WRS	-14,96
2	Multiplexador	-20,96
3	Amplificador de saída	-24,96
4	Acoplador	-12,99
5	Fibra	-13,99
6	Amplificador de linha	-29,99
7	Fibra	-10,02
8	Acoplador	-16,02
9	Amplificador de entrada	-17,02
10	Demultiplexador	-5,21
11	WRS	-9,21
12	Multiplexador	-19,21
13	Amplificador de saída	-23,21
14	Acoplador	-11,25
15	Fibra	-12,25
16	Acoplador	-20,25
17	Amplificador de entrada	-21,25
18	Demultiplexador	-9,33
19	WRS	-13,33

Como o modelo de ganho do amplificador depende da potência total de entrada, o ganho é diferente quando são considerados mais de um sinal entrando no amplificador. A tabela 19 e 20 mostram como a potência de uma conexão pode influenciar a potência de outra no ganho do amplificador, causando uma queda no ganho de potência do outro sinal. Como pode ser

observado nas tabelas 19 e 20, com a potência mínima estabelecida na transmissão do sinal das duas conexões é possível estabelecer as conexões isoladamente, mas não simultaneamente, pois a potência cai abaixo do limite estabelecido p_{sen} (-30dBm) na entrada do sexto componente.

Tabela 19 – Simulação da potência do sinal da conexão 1 considerando-se a potência do sinal da conexão 2 sem atualizar a potência de transmissão

	Componente	Entrada
1	WRS	-14,96
2	Multiplexador	-20,96
3	Amplificador de saída	-24,96
4	Acoplador	-13,03
5	Fibra	-14,03
6	Amplificador de linha	-30,03

Tabela 20 – Simulação da potência do sinal da conexão 2 considerando-se a potência do sinal da conexão 1 sem atualizar a potência de transmissão

	Componente	Entrada
1	WRS	-14,96
2	Multiplexador	-20,96
3	Amplificador de saída	-24,96
4	Acoplador	-13,03
5	Fibra	-14,03
6	Amplificador de linha	-30,03

Tabela 21 – Simulação da potência do sinal da conexão 1 considerando-se a potência do sinal da conexão 2 atualizando a potência de transmissão

	Componente	Entrada
1	WRS	-14,93
2	Multiplexador	-20,93
3	Amplificador de saída	-24,93
4	Acoplador	-12,99
5	Fibra	-13,99
6	Amplificador de linha	-29,99
7	Fibra	-10,04
8	Acoplador	-16,04
9	Amplificador de entrada	-17,04
10	Demultiplexador	-5,40
11	WRS	-9,40
12	Multiplexador	-19,40
13	Amplificador de saída	-23,40
14	Acoplador	-11,45
15	Fibra	-12,45
16	Acoplador	-26,45
17	Amplificador de entrada	-27,45
18	Demultiplexador	-15,46
19	WRS	-19,46

Tabela 22 – Simulação da potência do sinal da conexão 2 considerando-se a potência do sinal da conexão 1 atualizando a potência de transmissão

	Componente	Entrada
1	WRS	-14,93
2	Multiplexador	-20,93
3	Amplificador de saída	-24,93
4	Acoplador	-12,99
5	Fibra	-13,99
6	Amplificador de linha	-29,99
7	Fibra	-10,04
8	Acoplador	-16,04
9	Amplificador de entrada	-17,04
10	Demultiplexador	-5,40
11	WRS	-9,40
12	Multiplexador	-19,40
13	Amplificador de saída	-23,40
14	Acoplador	-11,45
15	Fibra	-12,45
16	Acoplador	-20,45
17	Amplificador de entrada	-21,45
18	Demultiplexador	-9,52
19	WRS	-13,52

Para manter a potência em níveis aceitáveis, durante a inserção de novas conexões verifica-se a potência das conexões afetadas de forma que elas permaneçam acima de P_{sen} e abaixo de P_{max} quando outra conexão é inserida. Dessa forma, a potência de transmissão das duas conexões em questão aumenta de -14,96dBm para -14,93dBm. O comportamento dos sinais ao longo do caminho realizado pelas duas conexões pode ser observado nas tabelas 21 e 22.

7.1.2 Algoritmos para estabelecimento das conexões

Este trabalho apresenta uma solução em apenas uma fase para o problema RWA-P. Do nosso conhecimento, são conhecidas técnicas que utilizam duas fases, uma para o problema RWA e outra para atribuição de potências para as conexões estabelecidas na fase anterior. Resolvendo-se o problema de forma agregada é possível obter melhores resultados, pois o espaço de solução é maior.

Os algoritmos utilizados para estabelecimento da potência de transmissão são apresentados no apêndice A. Essa seção apresenta uma descrição sucinta de como os algoritmos são utilizados em conjunto com a heurística de roteamento e alocação de comprimentos de onda apresentada no capítulo 3.

A técnica consiste em estabelecer as conexões uma a uma, como foi apresentado no capítulo 3. Após o estabelecimento do roteamento e do comprimento de onda para uma determinada conexão, realiza-se a atribuição de potência do sinal nos componentes utilizados pela conexão.

Cada conexão é estabelecida com seu nível mínimo de potência. O algoritmo para determinar a potência mínima funciona em iterações que seguem na ordem inversa à da rota estabelecida, partindo da estação destino com potência mínima (P_{sen}) até a estação origem acrescentando potência quando o componente oferece perda de potência e decrementando a potência equivalente ao ganho do componente, quando se tratam de amplificadores.

O resultado desse algoritmo é uma conexão que é estabelecida com a potência mínima necessária para atingir o destino. Como consequência algum componente deve apresentar potência mínima (P_{sen}) em sua entrada, como pode ser observado, por exemplo, no componente 6 das tabelas 21 e 22 durante a atribuição da potência mínima para a conexão.

A conexão só é estabelecida se não ocasionar problemas para conexões já estabelecidas. Caso a potência de alguma conexão caia abaixo do limite mínimo (P_{sen}), é atribuído um acréscimo à potência de transmissão dessa conexão de forma que a mesma adquira níveis aceitáveis em cada componente da rede, o mesmo ocorrendo recursivamente a todas as

conexões afetadas até que todas estejam estabelecidas respeitando as restrições de potência mínima e máxima nos componentes dos *links*.

O algoritmo funciona com acréscimos nas potências de transmissão das conexões cujo sinal cai abaixo de (P_{sen}). Caso a potência de alguma conexão ultrapasse o limite máximo (P_{max}) durante o ajuste de potências nos componentes, então significa que o algoritmo não conseguiu estabelecer a nova conexão em conjunto com as conexões já estabelecidas e a configuração da rede e dos componentes volta aos níveis anteriores à tentativa de estabelecimento da conexão.

7.1.3 Ciclos de propagação do sinal

No algoritmo utilizado em Ali (2001), cada arco é verificado apenas uma vez quanto a restrições de potência, ou seja, a potência nos componentes de um determinado arco é verificada e possivelmente modificada apenas uma vez durante a inserção de uma nova conexão.

Essa abordagem é simplificada, pois ocorrem casos em que a potência dos componentes em um determinado arco deve ser atualizada mais de uma vez durante a inserção de uma conexão.

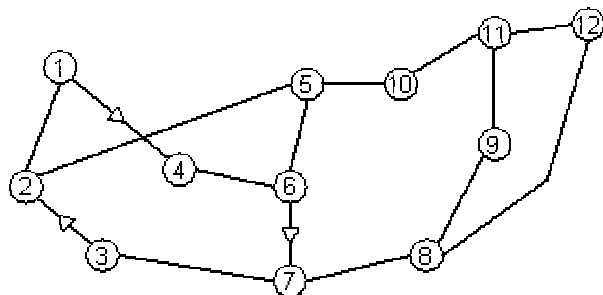


Figura 44 – Exemplo de ciclo de propagação do sinal sem conexões.

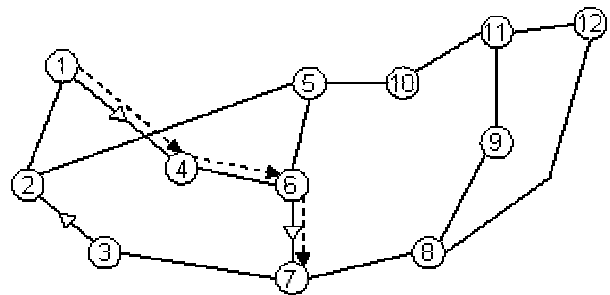


Figura 45 – Exemplo de ciclo de propagação do sinal adicionando-se a conexão 1.

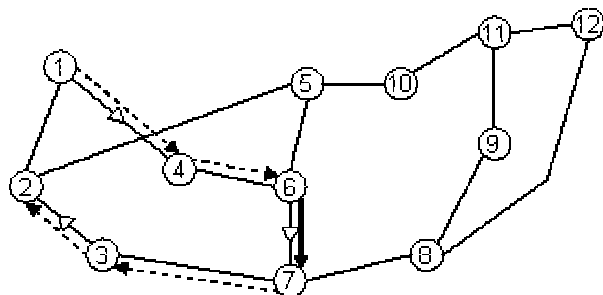


Figura 46 – Exemplo de ciclo de propagação do sinal adicionando-se a conexão 2.

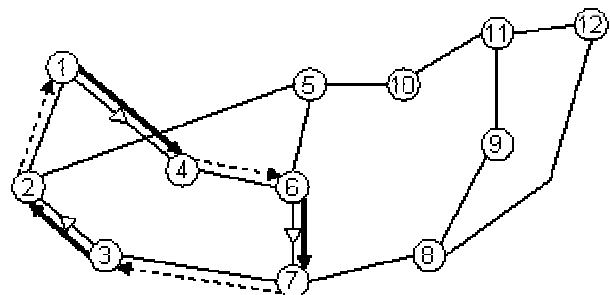


Figura 47 – Exemplo de ciclo de propagação do sinal adicionando-se a conexão 3.

Um exemplo dessa hipótese pode ser observada nas figuras acima, que mostram um exemplo na rede NSFNET durante a inserção de 3 conexões. A conexão 1 tem origem no nó 1 e destino no nó 7, a conexão 2 tem origem no nó 6 e destino no nó 2 e a conexão 3 tem origem no nó 3 e destino no nó 4. As setas tracejadas representam o caminho realizado pelas conexões em um *link* que não é compartilhado por outra conexão e as setas cheias representam um *link* que é compartilhado por mais de uma conexão. Considera-se também que existem 3 amplificadores na rede, como ilustrado na figura 44.

A figura 44 mostra a rede NSFNET inicialmente sem conexões, a figura 45 mostra a rede após a inserção da conexão 1, a figura 46 mostra a rede após a inserção da conexão 2 e finalmente a figura 47 mostra a rede após a inserção da conexão 3. Nesse caso os arcos com amplificadores possuem mais de uma conexão passando através de seu *link* de fibra, como pode ser observado pelas setas cheias.

Inserindo-se a conexão 3, inicialmente é feita uma verificação em todos os arcos que são utilizados por ela, começando pelo arco (3, 2), atualizando as potências dos componentes que afetam as conexões 2 e 3. O arco (2, 1) é atravessado apenas pela conexão 3, não apresentando maiores problemas. O arco (1, 4) é compartilhado pelas conexões 3 e 1, sendo necessário verificar os outros arcos utilizados pela conexão 1. Consecutivamente, na atualização das potências dos componentes que estão nos arcos utilizados pela conexão 1 é necessário atualizar as potências dos componentes que estão nos arcos utilizados pela conexão 2.

Da mesma forma, verifica-se os sinais dos arcos (4, 6), (6, 7) e (7,3). O algoritmo de Ali (2001) não faz a verificação do arco (3, 2), pois já foi verificado inicialmente, independente de a potência do sinal ter sido alterada pois ocorre um ciclo de alteração das potências nos componentes atravessados pelas conexões 1, 2 e 3. Esse comportamento pode ser simulado por até duas conexões e é bastante freqüente com a utilização de vinte ou mais conexões, como são os exemplos utilizados nesse trabalho.

Para uma melhor simulação de inserção de conexões em uma rede óptica deve-se atualizar as potências dos componentes de todos os arcos da conexão ingressante na solução e de todos os arcos das conexões que são afetadas pela alteração dos sinais sempre que necessário, pois os amplificadores possuem ganhos diferentes para diferentes potências de entrada.

O problema de realizar a verificação sempre que necessário é que existem casos em que o algoritmo não sairia do ciclo de verificações, como mostra o exemplo anterior. A conexão 1 afeta a conexão 2, a conexão 2 afeta a conexão 3 e a conexão 3 afeta a conexão 1, o que

obrigaria uma verificação dos arcos indefinidamente para fazer a simulação do estabelecimento dessas conexões.

A solução utilizada nesse trabalho para contornar esse problema é verificar a potência no primeiro componente de cada *link* a cada iteração do ciclo. Se a diferença entre as potências nesse componente em duas iterações consecutivas é menor que um determinado limite ($\varepsilon = 0,0001 \text{ mW}$) então os componentes desse *link* não são atualizados e o ciclo termina. No caso do exemplo anterior, as potências são atualizadas recursivamente até que em determinada iteração a potência de saída do último componente de um *link* seja próxima da potência de entrada da iteração anterior no primeiro componente do próximo *link*. Essa verificação iterativa nesse trabalho é chamada de verificação cíclica.

Um comportamento do sinal que inviabilizaria essa solução seria uma possível oscilação periódica do sinal nos arcos durante as iterações do algoritmo. Em uma iteração o sinal poderia estar relativamente baixo em determinado componente, na próxima iteração poderia estar alto e em uma terceira iteração poderia estar baixo novamente. Isso impediria que o algoritmo parasse de atualizar os componentes pois a diferença entre a potência atualizada na iteração anterior e a potência atual estaria acima do limite ε .

Empiricamente conclui-se que a potência do sinal converge em algumas iterações para um determinado componente. Para a maioria dos casos a potência do sinal de uma conexão tende a aumentar ou a diminuir monotonamente em determinado componente durante a verificação cíclica, mas o estado da rede pode variar muito com acréscimo de uma nova conexão como apresentado no exemplo da figura 48 abaixo.

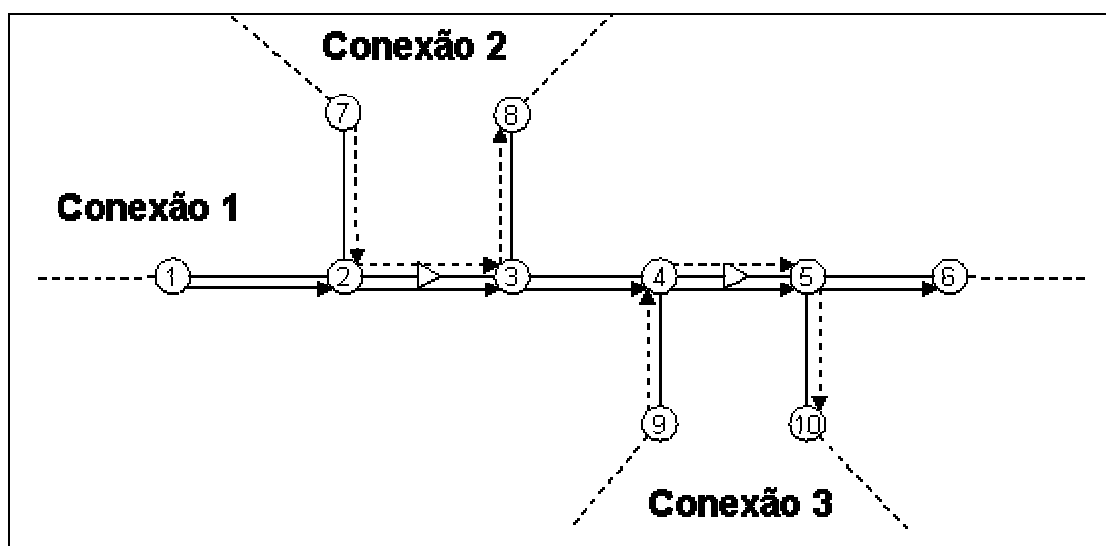


Figura 48 – Exemplo de influência da potência dos sinais entre as conexões.

Nesse exemplo a rede possui 2 amplificadores, um no arco (2, 3) e outro no arco (4, 5). A conexão 2 é inserida na rede no momento em que as conexões 1 e 3 estão estabelecidas. Como as conexões 1 e 2 compartilham um amplificador, a inserção da conexão 2 ocasiona uma perda de potência no sinal da conexão 1 nesse componente devido à diminuição do ganho do amplificador. Dessa forma a potência do sinal da conexão 1 na entrada do outro amplificador será menor, fazendo com que a potência do sinal da conexão 3 na saída desse componente e durante o restante do caminho seja maior.

Esse exemplo demonstra como a inserção (ou retirada) de uma conexão, ou simplesmente a alteração de sua potência de transmissão pode influenciar o comportamento da rede e ocasionar alterações de potência fora dos limites estabelecidos pelas restrições de potência.

A verificação cíclica ocasiona um aumento no tempo computacional, pois o número de arcos verificados aumenta proporcionalmente ao número de conexões estabelecidas na rede. A figura 49 ilustra uma comparação entre o número de arcos verificados utilizando verificação cíclica (linha cheia) e sem utilizar verificação cíclica (seta tracejada) de acordo com o número de conexões na rede de sete nós apresentada na figura 50. É utilizada uma demanda de 40 conexões, geradas de forma uniforme.

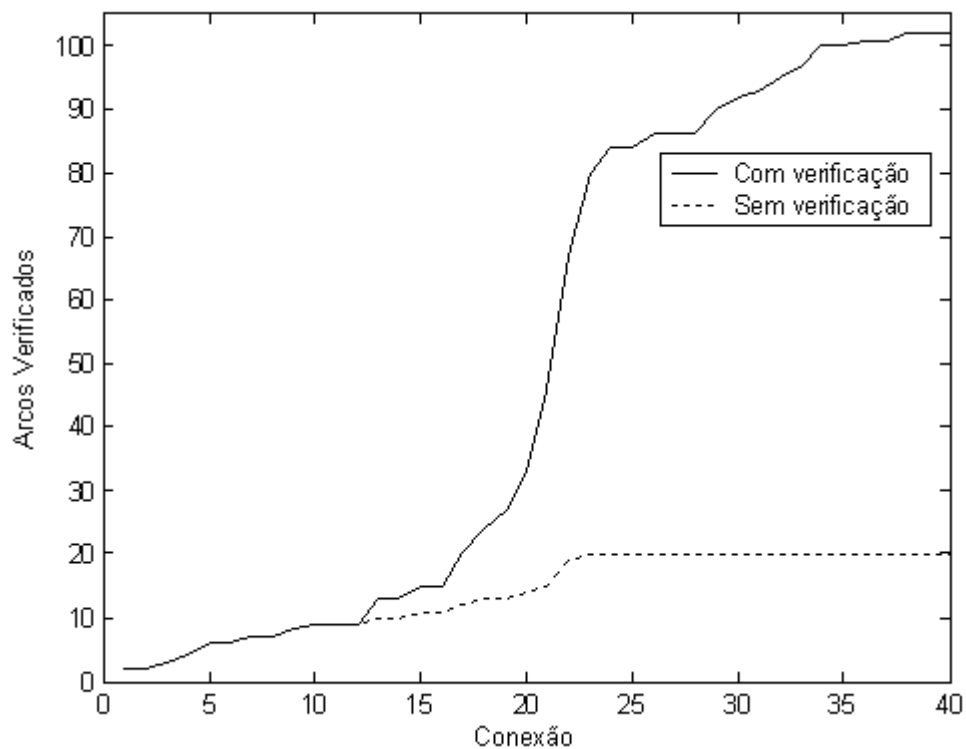


Figura 49 – Comparação do número de arcos verificados com e sem Verificação Cíclica.

Até a tentativa de inserção da décima segunda conexão o comportamento para os dois algoritmos não muda, pois não ocorre nenhum ciclo de conexões estabelecidas. A partir desse ponto, o número de arcos verificados pelo algoritmo proposto com verificação cíclica apresenta mais arcos verificados que o algoritmo utilizado em Ali (2001), como mostram os gráficos. Sem a utilização da verificação cíclica o número de arcos verificados aumenta até a inserção da vigésima terceira conexão, quando todos os 20 arcos da rede são verificados a cada nova inserção.

O tempo computacional quadruplicou, em média, devido à verificação cíclica. Durante a inserção da última conexão foram verificados 102 vezes os arcos da rede utilizando verificação cíclica, ao passo que foram verificados 20 arcos da rede não utilizando verificação cíclica, pois todos os arcos da rede são verificados apenas uma vez.

7.2 Resultados Numéricos

O programa que implementa a solução proposta neste trabalho foi desenvolvido utilizando a linguagem C++ e os tempos computacionais são obtidos em um computador Pentium 4 (1,7 GHz). Como a heurística utilizada possui elementos aleatórios, para cada dado de tempo e de número de conexões estabelecidas são realizadas 5 execuções do programa e são apresentados os valores medianos.

Os parâmetros utilizados para execução da heurística são os mesmos apresentados na tabela 14 do capítulo 5. O número máximo de caminhos pré-computados pelo algoritmo de Yen (1971) para atribuição das rotas às conexões é 10. São realizadas 10 iterações pela heurística RWA-P e a precisão utilizada para realização da verificação cíclica é de $\varepsilon = 0,0001 \text{ mW}$.

Para testar a solução proposta nesse trabalho foram utilizados exemplos da rede de sete nós, ilustrada na figura 50. A demanda de conexões T é apresentada na figura 51, onde T_{ij} é o número de conexões com origem na estação i e destino na estação j . O mesmo exemplo é utilizado no trabalho de Ali (2001), e os tempos computacionais de seu trabalho são obtidos em um Pentium II 200MHz.

Para obtenção dos resultados para o RWA em Ali (2001) é utilizado o *solver* CPLEX, enquanto que neste trabalho é utilizada a heurística apresentada no capítulo 3. Como o *solver* utiliza uma formulação com apenas uma rota para cada conexão, a solução é obtida em tempo computacional razoável, porém a solução é sub-ótima, pois as rotas são fixas. A heurística utilizada para resolução do RWA utiliza várias rotas através do algoritmo de Yen (1971), e por isso obtém melhores resultados.

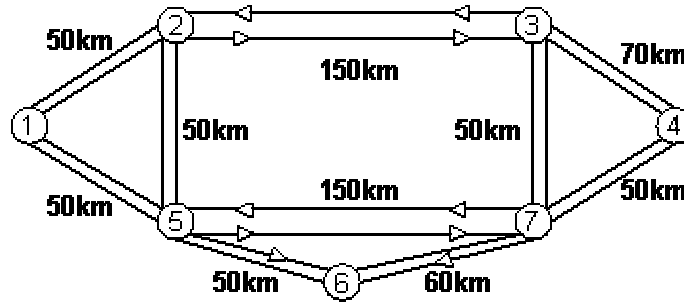


Figura 50 – Rede de sete nós totalmente óptica com distâncias entre switches.

Os amplificadores apresentados na rede são espaçados igualmente nos *links*, ou seja, um arco que possui 150 km e 2 amplificadores, por exemplo, possui 3 fibras de 50 km e os amplificadores se encontram nos quilômetros 50 e 100 do *link*. A figura mostra os comprimentos das fibras mas os arcos não necessariamente apresentam proporcionalidade, como pode ser observado comparando-se os comprimentos dos arcos (5, 6), (6, 7) e (7, 5).

$$T = \begin{bmatrix} 0 & 3 & 2 & 0 & 2 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 3 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 3 & 0 \\ 1 & 3 & 2 & 0 & 3 & 2 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 3 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 2 & 3 & 1 & 2 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix}$$

Figura 51 – Demanda de conexões para a rede de sete nós.

O modelo de ganho do amplificador utilizado por Maher Ali é mais simplificado que o modelo utilizado nesse trabalho. Tal modelo pode ser aproximado pela seguinte função:

$$G = \min\{GSP, (p_{\max} - p_{in})\},$$

onde p_{in} é a potência total de entrada, $p_{\max}$ é a potência máxima de saída do amplificador, GSP é o ganho de sinal pequeno e G é o ganho do amplificador, todos em DB. As figuras 52 e 53 abaixo ilustram o gráfico de ganho para os amplificadores internos e de linha

segundo o modelo de ganho utilizado por Maher Ali em seu trabalho, respectivamente. Os modelos de ganho utilizados neste trabalho são apresentados no capítulo 5.

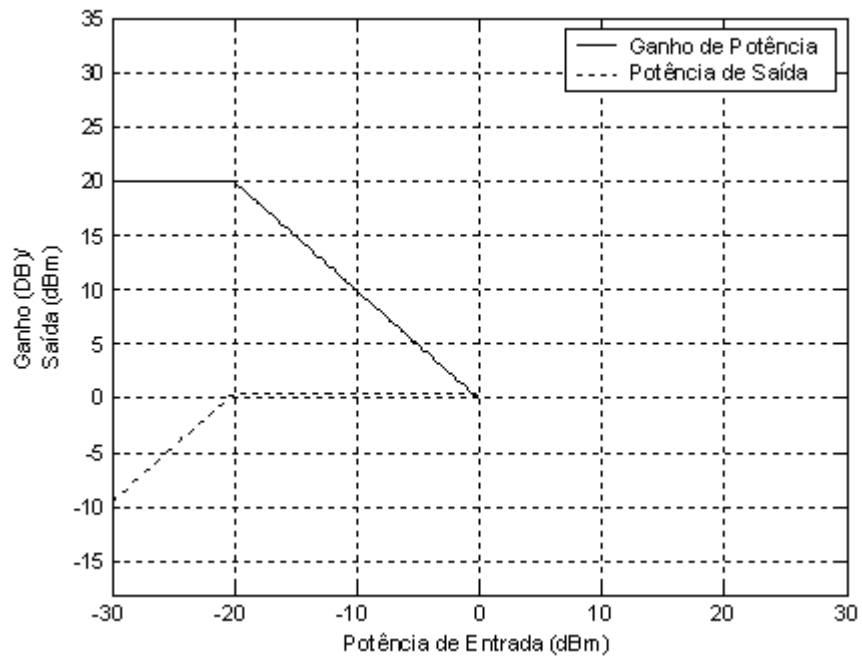


Figura 52 – Modelo de ganho do amplificador simplificado com $GSP=20$.

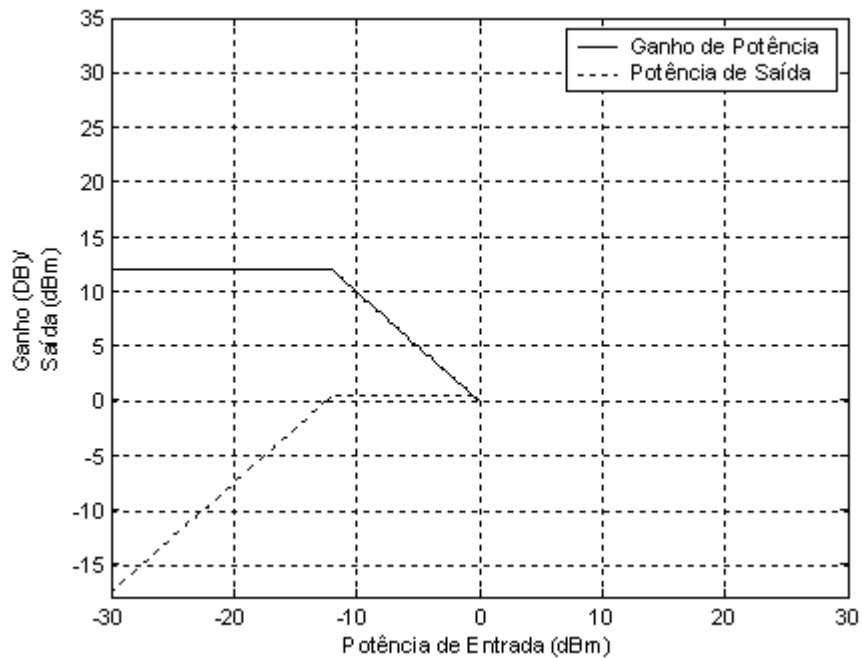


Figura 53 – Modelo de ganho do amplificador simplificado com $GSP=12$.

O amplificador utilizado em Ali (2001) é representado nesse trabalho por “*Amp A*”, enquanto que o amplificador apresentado nesse trabalho no capítulo 5 será representado por “*Amp B*”.

A seguir são apresentados alguns dados de comparações realizadas entre a heurística proposta e o algoritmo Genético proposto em Ali (2001). Para cada caso nas tabelas 23 e 25, a primeira coluna mostra o número de comprimentos de onda disponíveis nos *links*. A segunda coluna mostra o número de conexões estabelecidas pela heurística de resolução do RWA, desconsiderando-se restrições de potência, sendo que esse resultado serve de limite superior para os resultados de execuções da heurística para resolução do RWA-P, pois este problema possui restrições adicionais às do RWA. A terceira coluna fornece o resultado obtido pelo algoritmo genético de Ali (2001). A quarta coluna apresenta o número de conexões estabelecidas pela heurística proposta utilizando o mesmo modelo de ganho do amplificador utilizado no trabalho de Ali (2001) e por fim a quinta coluna apresenta o resultado da heurística RWA-P utilizando o modelo de ganho do amplificador melhorado. Em cada coluna é apresentado também o tempo computacional gasto em segundos (s).

Tabela 23 – Resultados da heurística para a rede de sete nós

W	Heurística RWA	GA (Maher Ali)	RWA-P (<i>Amp A</i>)	RWA-P (<i>Amp B</i>)
6	29 / 0.47s	28 / 151.10s	29 / 5.10s	15 / 5.20s
7	32 / 0.48s	31 / 160.30s	32 / 6.10s	16 / 6.30s
8	35 / 0.56s	31 / 197.37s	34 / 6.80s	17 / 7.00s
9	37 / 0.80s	33 / 254.12s	36 / 9.00s	18 / 9.02s
10	38 / 0.70s	33 / 330.02s	36 / 8.23s	18 / 8.25s
11	39 / 0.92s	34 / 394.30s	37 / 9.32s	18 / 9.50s

A Tabela 24 apresenta o resultado obtido para diferentes padrões de tráfego, descritos como segue:

- Uniforme (1, W): Um valor randômico entre 1 e W é armazenado na matriz de tráfego com probabilidade de 30%.
- Constante $\frac{W}{2}$: Um valor constante $\frac{W}{2}$ é armazenado em cada entrada da matriz de tráfego.

- **Max W :** Um valor máximo de conexões (W) é armazenado em cada entrada da matriz de tráfego.
- **Esparso (0, 1):** Um valor de 1 é armazenado em cada entrada da matriz de tráfego com probabilidade de 30%, ou 0 (zero) caso contrário.

Em seu trabalho, Maher Ali utilizou os mesmos padrões de tráfego, porém existem alguns componentes aleatórios que fazem com que as matrizes de tráfego geradas provavelmente sejam diferentes. Para obtenção de um número de conexões parecido com os obtidos pelo *solver* em Ali (2001), nesses testes são utilizadas uma ou duas rotas pré-computadas apenas, o que diminui o número de conexões estabelecidas.

Tabela 24 – Resultados da heurística para a rede de sete nós e diferentes padrões de tráfego

Matriz de Demanda	Heurística RWA	GA (Maher Ali)	RWA-P (<i>Amp A</i>)	RWA-P (<i>Amp B</i>)
Uniforme (1, W)	33 / 0.22s	31 / 197.37s	33 / 6.00s	17 / 6.12s
Constante ($W/2$)	48 / 0.30s	44 / 189.02s	45 / 12.20s	20 / 12.20s
Max W	48 / 0.49s	44 / 167.00s	44 / 13.32s	20 / 13.35s
Esparso (0, 1)	15 / 0.20s	14 / 115.00s	15 / 2.00s	15 / 2.30s

A Tabela 25 apresenta alguns resultados de testes realizados na rede italiana, apresentada na figura 54. Os dados da demanda de conexões são apresentados na figura 55 e os dados da arquitetura da rede (comprimentos de fibra e localização dos amplificadores) são apresentados no apêndice B.

Esse exemplo mostra uma rede maior e com maior número de conexões na demanda. Dessa forma é possível analisar a influência desses parâmetros na heurística.

Na tabela 25 as colunas “*Gap*” representam a diferença entre o resultado da heurística de resolução do RWA e da heurística para resolução do RWA-P na rede Italiana. Dessa forma é possível verificar o comportamento do algoritmo para redes de maiores dimensões e a diferença ocasionada pelo tratamento das restrições de potência na rede.

O número de conexões estabelecidas para a rede italiana com o amplificador melhorado é bem menor em relação ao número de conexões estabelecidas utilizando o modelo de amplificador simplificado. Observou-se que para algumas conexões, mesmo sem influência da potência de outros sinais, não é possível estabelecer o sinal pois não há potência de transmissão

no intervalo entre P_{sen} e P_{max} com a qual não haja violação da restrição de potência máxima agregada (P_{max}) em algum componente.

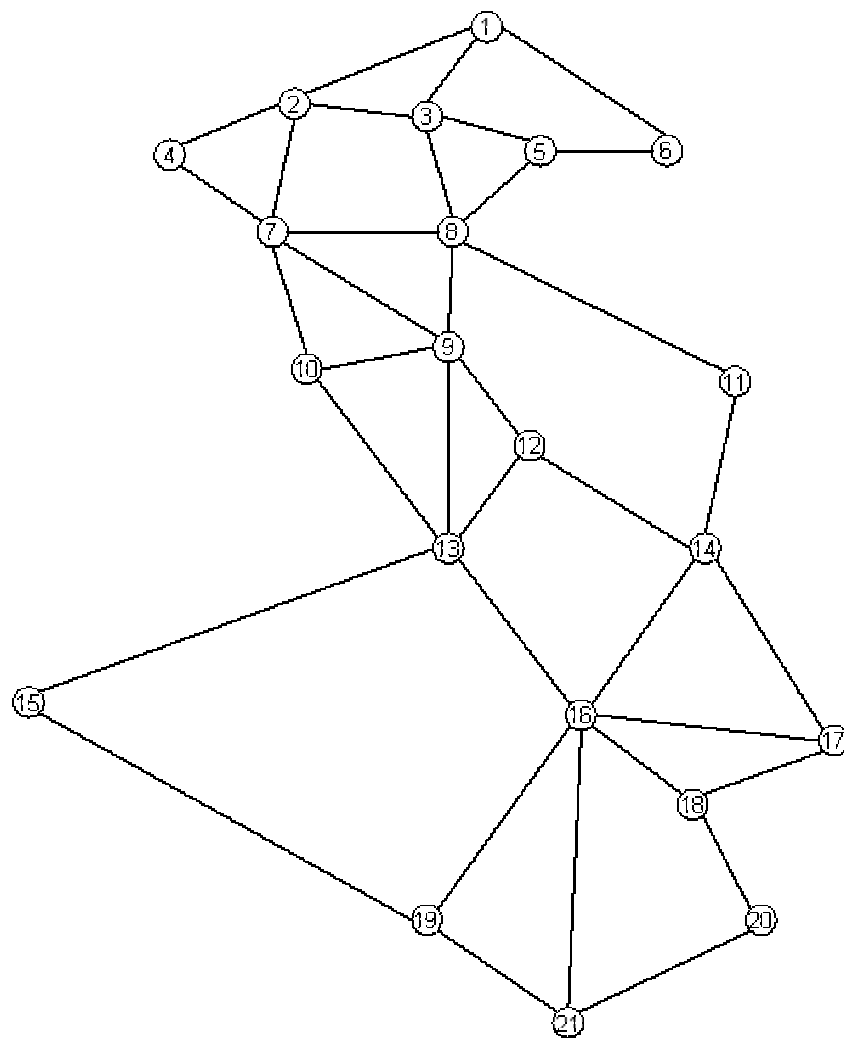


Figura 54 – Rede óptica Italiana com 21 nós e 57 arcos bidirecionais.

$$T = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix}$$

Figura 55 – Matriz de tráfego para a rede óptica Italiana.

Tabela 25 – Resultados da heurística para a rede Italiana de 21 nós e 57 arcos bidirecionais

W	Heurística RWA	RWA-P (Amp A)	Gap (%)	RWA-P (Amp B)	Gap (%)
3	38 / 1.40s	33 / 10.20s	89	10 / 12.56s	18
4	44 / 1.50s	35 / 13.22s	84	10 / 14.43s	18
5	48 / 1.53s	36 / 14.82s	79	10 / 16.45s	18
6	52 / 1.60s	36 / 16.23s	73	10 / 18.96s	18
7	54 / 1.62s	36 / 18.28s	70	10 / 19.28s	18

8. CONCLUSÕES

8.1 Heurística para o RWA

Neste trabalho foi apresentada uma heurística para o problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda para comunicações multidifusão e para o problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda para comunicações com restrições de potência.

O funcionamento básico da heurística para o RWA é o mesmo para resolução dos dois problemas (RWA-P e SP-MCRWA), apresentando algumas particularidades para cada um devido ao primeiro problema tratar de rotas com múltiplos destinos e do segundo problema apresentar degradações do sinal na camada física da rede.

O método de solução apresentou bons resultados através de trocas sucessivas de rotas e comprimentos de onda e da priorização de rotas com menos conflitos na construção do grafo de conflito.

O algoritmo de Yen (1971) é um método eficiente para obtenção de um conjunto de rotas de forma rápida e com qualidade razoável. Para determinada configuração de conexões estabelecidas na solução é preciso de uma rota específica para adequação da conexão e a utilização do grafo de conflito para determinação das rotas que compartilham algum *link* de fibra é eficiente para atribuição de comprimentos de onda para as conexões.

8.2 Heurística para o MCRWA

Em conexões multidifusão as rotas são construídas para atingir múltiplos destinos. O problema de *Steiner* consiste em encontrar a árvore mínima para ligar um conjunto de nós de um grafo e é de difícil solução. *Solvers* genéricos como o Cplex apresentam problemas para redes com muitos nós e arcos.

Os algoritmos utilizados para construção de rotas multidifusão neste trabalho apresentam um bom compromisso entre rapidez e qualidade de solução, adequados a esse tipo de problema em que são necessárias várias rotas para cada conexão e onde a demanda é composta de várias conexões. Como a rota multidifusão adequada para determinada configuração de conexões estabelecidas nem sempre é a rota que utiliza menos arcos, então o uso de heurísticas para determinação do roteamento é justificado.

8.3 Heurística para o SP-MCRWA

A heurística utilizada para alocação de divisores é a MSNF, que é bastante rápida e proporciona uma alocação bastante confiável para resolução do SP-MCRWA. A utilização de três fases para resolução do problema permite a utilização apenas de rotas factíveis de acordo com a alocação de divisores.

Com a utilização de três fases a resolução do problema tem uma menor dependência do número de nós MC disponíveis na rede. A abordagem de realizar o roteamento novamente após a alocação dos divisores apresentou melhores resultados.

8.4 Heurística para o RWA-P

A comparação entre as soluções que utilizam o modelo de amplificador simplificado e o modelo de amplificador melhorado é um dos principais resultados desse trabalho, demonstrando a alta dependência da solução em relação ao modelo desse equipamento. O número de conexões estabelecidas para a rede italiana para o modelo de amplificador melhorado mostra a dependência da arquitetura da rede e do modelo de amplificador na qualidade de solução do problema, além da necessidade de utilização de modelos de ganho do amplificador o mais próximo da realidade possível.

A abordagem de estabelecer inicialmente a conexão com a potência mínima necessária foi adotada, pois verifica-se que sinais com potência baixa tem maior probabilidade de cair abaixo de p_{sen} quando outra conexão compartilha algum amplificador com esse sinal, mas por outro lado tem menores chances de ocasionar a queda de outras conexões abaixo de p_{sen} por atribuir menor contribuição à saturação do amplificador. Essa abordagem faz com que a potência atribuída esteja no limite para restrição de sensibilidade do amplificador. Para garantir que qualquer perturbação em uma conexão não faça com que haja violação das restrições de potência, um aumento de potência recursivo no sinal das potências é implementado fazendo com que a única restrição violada que ocasione o não estabelecimento das conexões seja a de potência máxima agregada no *link* (P_{max}).

A resolução do problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda de forma agregada ao problema de atribuição de potências de transmissão para as conexões é satisfatória. Dessa maneira é possível realizar a alternância de rotas e de comprimentos de onda de forma a encontrar uma boa combinação de acordo com a configuração de conexões já estabelecidas na rede.

A implementação da verificação cíclica apresentou maior consistência em relação aos algoritmos de simulação que verificam apenas uma vez cada *link* a cada inserção de conexão. O aumento do tempo computacional para essa verificação é considerável e pode ser imprevisível para determinada configuração da rede óptica, pois pode haver casos em que a potência dos sinais demora a estabilizar. Também foram identificados casos em que os algoritmos para retirada de conexões implementados em Ali (2001) podem falhar, pois há casos em que a potência de uma conexão é necessária para manter outras conexões dependendo da configuração da rede.

Uma heurística rápida mostrou-se adequada principalmente para o problema RWA-P, em que os algoritmos para simulação da degradação do sinal na rede óptica demandam relativamente alto tempo computacional, principalmente considerando-se a verificação cíclica.

8.5 Trabalhos futuros

Este trabalho utiliza rotas pré-computadas para realizar o roteamento das conexões. Uma abordagem que pode gerar melhores resultados para resolução do RWA é a realização do roteamento adaptativo, em que uma rota (com um ou vários destinos) é computada de acordo com a configuração das conexões já estabelecidas na rede. Uma solução alternativa também seria a utilização de rotas pré-computadas e roteamento adaptativo caso não seja encontrada uma rota pré-computada satisfatória de acordo com as conexões já estabelecidas.

A heurística de otimização utilizada neste trabalho é relativamente simples. Uma outra abordagem poderia utilizar metaheurísticas que utilizam várias iterações, como algoritmos genéticos que evoluem através de gerações de indivíduos. No entanto, métodos desse tipo devem considerar o tempo computacional em sua implementação, pois a cada iteração, utilizando a abordagem desse trabalho, deve ser realizada uma simulação da rede para estabelecimento das conexões. Algoritmos genéticos podem funcionar muito bem também como diversificadores do espaço de solução, que combinados com outras técnicas apresentam bons resultados em vários tipos de problema, como exemplo em Ciliao (2004).

O modelo de amplificador utilizado neste trabalho é uma boa aproximação do funcionamento do equipamento, mas pode ser melhorado. Existem modelos que implementam ganhos diferentes para diferentes comprimentos de onda. Dessa forma, além dos problemas combinatórios já apresentados há também o problema de decisão de qual comprimento de atribuir para determinada conexão levando-se em consideração o comportamento de ganho de seu sinal no amplificador.

Além da atenuação do sinal considerada nesse trabalho, existem outras restrições da camada física relacionadas à rede óptica, como ruído ASE, dispersão cromática, dispersão de modo de polarização (PMD) e outros que não são considerados neste trabalho, mas que podem ser considerados utilizando a mesma abordagem de solução.

Este trabalho apresenta uma proposta de solução para o RWA Estático, mas algumas heurísticas podem ser utilizadas para resolução do RWA dinâmico. O problema dinâmico é aplicado para a operação da rede, onde as conexões são estabelecidas e desconectadas com bastante frequência na rede. O problema é particularmente desafiador considerando restrições de potência, pois são necessários algoritmos para retirada de conexões da rede assegurando que as conexões remanescentes permaneçam factíveis.

REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

Ahuja R. K., Magnanti T. L. e Orlin J. B. (1993). Network Flows: Theory, Algorithms and Applications. Prentice-Hall.

Ali, M. (2001). Transmission-efficient design and management of wavelength-routed optical networks. Kluwer Academic. Dordrecht.

Chlamtac I., Ganz A. e Karmi G. (1992). Lightpath communications: An approach to high-bandwidth optical WAN's. IEEE Transactions on Communications, vol. 40, pp. 1171-1182.

Ciliao F. A. (2004). Um algoritmo genético com busca local para o problema básico de roteamento de veículos.

Green P.E. (1991). The future of fiber-optic computer networks. IEEE Computer, Vol. 24, pp. 78-87.

Hu, W.S. e Zeng, Q.J. (1998). Multicasting optical cross connects employing splitter-and-delivery switch. IEEE Photon. Technol. Lett., Vol. 10, p. 755-767.

Kompella, V. (1992). Multicasting for multimedia applications. IEEE INFOCOM '92, p. 2078-2085.

Li C. S., Tong F. F. K., Georgiou C. J. e Chen M. (1994). Gain equalization in metropoligan and wide area optical networks using optical amplifiers. In Proccedings, IEEE INFOCOM, pp. 130-137.

Malli, Zhang X. e Qiao C. (1998). Benefits of multicasting in all-optical networks. SPIE, All Optical Networking, p. 209-220.

Mukherjee B., Banerjee D., Ramamurthy S. e Mukherjee A. (1996). Some principles for designing a wide-area WDM optical network. IEE/ACM Transactions on Networking, vol. 4, pp. 684-696.

Ramamurthy B., Iness J. e Mukherjee B. (1998). Optimizing amplifier placements in a multi-wavelength optical LAN/MAN: The equally powered-wavelengths case. IEEE/OSA Journal of Ligthwave Technology, vol. 16, pp. 1560-1569.

Ramamurthy B., Iness J. e Mukherjee B. (1998). Optimizing amplifier placements in a multi-wavelength optical LAN/MAN: The unequally powered-wavelengths case. IEEE/ACM Transactions on Networking, vol. 6, pp. 755-767.

Ramaswami R. e Sivarajan K. N. (1995). Routing and wavelength assignment in all-optical networks. IEE/ACM Transactions on Networking, vol.3, pp. 489-500.

Ramaswami R. e Sivarajan K. N. (2002). Optical networks: A pratical perspective. Morgan Kaufmann Publishers, London.

Sabella R., Iannone E., Listanti M., Berdusco M. e Binetti S. (1998). Impact of transmission performance on path routing in all-optical transport networks. IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology, vol 16, pp. 1965-1972.

Sahasrabuddhe L. H. e Mukherjee B. (1999). Light-trees: Optical multicasting for improved performance in wavelength-routed networks. IEEE Commun. Mag., Vol. 37, nº 2, p. 67-73.

Takahashi, H. e Matsuyama, A. (1980). An approximate solution for the Steiner problem in graphs. Math Japonica. Vol. 24, nº 6, p. 573-577.

Waxman, B.M. (1988). Routing of multipoint connections. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 6, p. 1617-1622.

Yan, S., Deogun, J.S. e Ali, M. (2003). Routing in sparse splitting optical networks with multicast traffic. Computer Networks. Vol. 41, p. 89-113.

Yen, J. (1971). Finding the k shortest loopless paths in a network. Management Science, Vol. 17, pp. 712-716.

Zang H., Jue J. e Mukherjee B. (2000). A review of routing and wavelegth assignment approaches for wavelength-routed optical WDM networks. Optical Networks Magazine, vol1, pp. 46-60.

Zhang X., Wei J. e Qiao C. (2000). Constrained multicast routing in WDM networks with sparse light splitting. IEEE INFOCOM '00, p. 1781-1790.

APÊNDICE A

A seguir são apresentados os fluxogramas dos principais algoritmos utilizados para estabelecimento das conexões. Esses algoritmos e outros podem ser encontrados em Ali (2001). Os algoritmos apresentados nesse trabalho apresentam algumas modificações propostas para obtenção de maior consistência do nível de potência nos componentes da rede.

Assim como os algoritmos utilizados em Ali (2001), os algoritmos utilizados nesse trabalho realizam a atualização do valor de potência em cada componente de forma recursiva de acordo com as conexões que são afetadas pela potência de outras. Porém, os algoritmos utilizados nesse trabalho diferem dos utilizados em Ali (2001) por realizarem uma tentativa de readequação de potências de outras conexões que cuja potência cai abaixo de p_{sen} em algum componente, de forma recursiva.

Se, por exemplo, durante a inserção de uma conexão A , a potência de uma outra conexão B já estabelecida na rede cair abaixo de p_{sen} , há uma tentativa de adequação da potência de B aumentando-se sua potência de transmissão e realizando as atualizações necessárias nos componentes da rede. Ainda, se durante a adequação da conexão B ocorrer o mesmo com uma terceira conexão C , esta também passa pelo mesmo processo e assim por diante recursivamente a todas as conexões afetadas da rede. Assim que as rotinas de adequação de todas as conexões afetadas são realizadas, a inserção da conexão A continua do ponto de onde havia parado. Dessa forma o critério para desconsiderar uma conexão da solução é quando, durante sua inserção, a potência agregada em algum componente da rede ultrapassa o limite máximo P_{max} .

Além dessa atualização recursiva, é desenvolvido um método para atualização dos componentes da rede sempre que necessário, chamado “Verificação Cíclica”. Através dessa verificação foi possível obter melhor consistência em relação ao valor de potência nos componentes da rede.

O algoritmo de retirada de conexões utilizado em Ali (2001) também não é utilizado nesse trabalho pois da forma como são utilizados, os algoritmos podem influenciar a potência de conexões de forma que não seja possível retornar a configuração inicial simplesmente retirando-se a conexão ingressante. Para possibilitar o retorno à configuração anterior é armazenado uma estrutura auxiliar com a configuração anterior a cada tentativa de ingresso de conexões na solução.

A cada componente da rede é chamada a rotina `AdicionaConexaoRec` e esta determina se é executada a rotina para `PropagaMesmoLink` ou a rotina `PropagaProximoLink`, de acordo

com a posição do componente verificado. As figuras 56, 57 e 58 que seguem apresentam os fluxogramas de três principais algoritmos utilizados no desenvolvimento do simulador de estabelecimento de conexões.

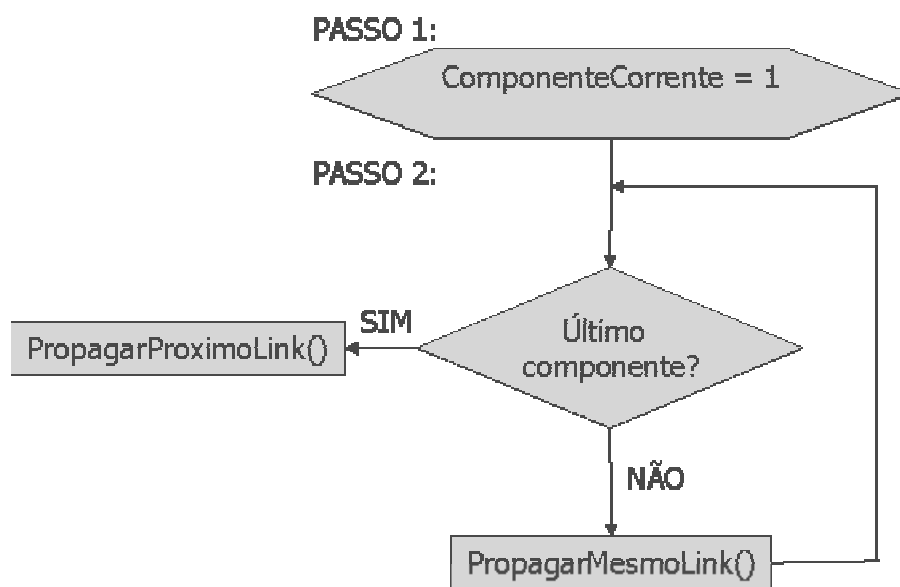


Figura 56 – Fluxograma para o algoritmo AdicionaConexaoRec.

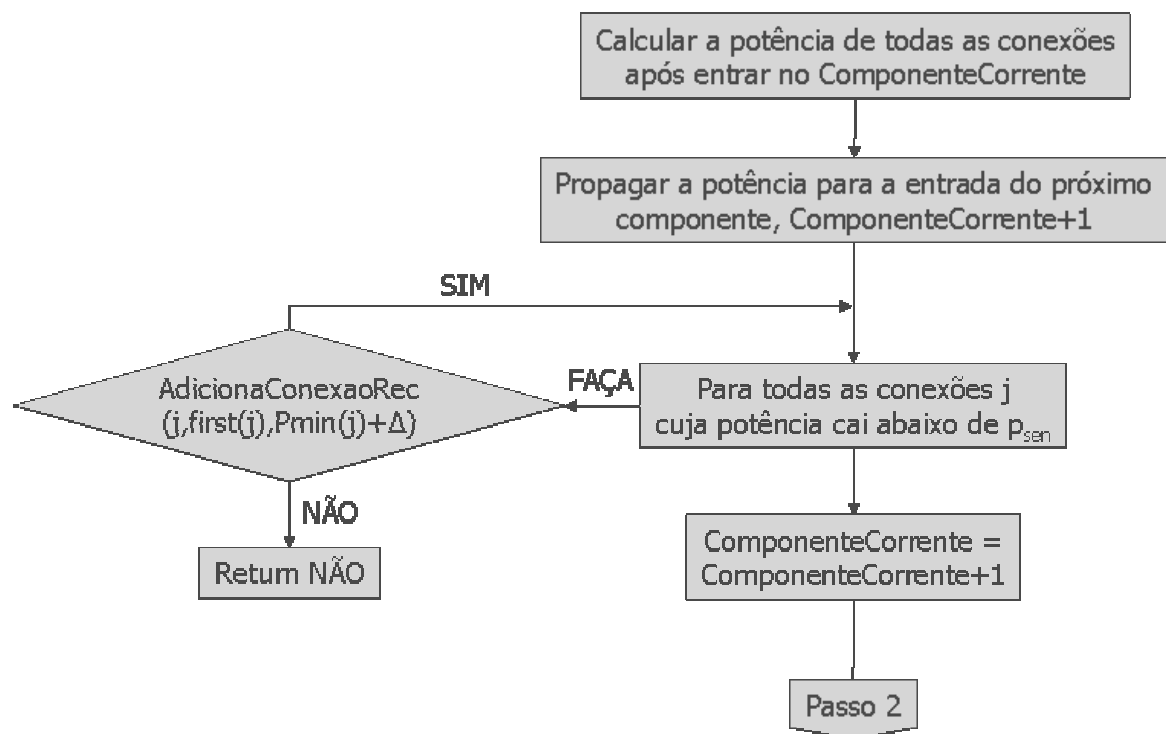


Figura 57 – Fluxograma para o algoritmo PropagaMesmoLink.

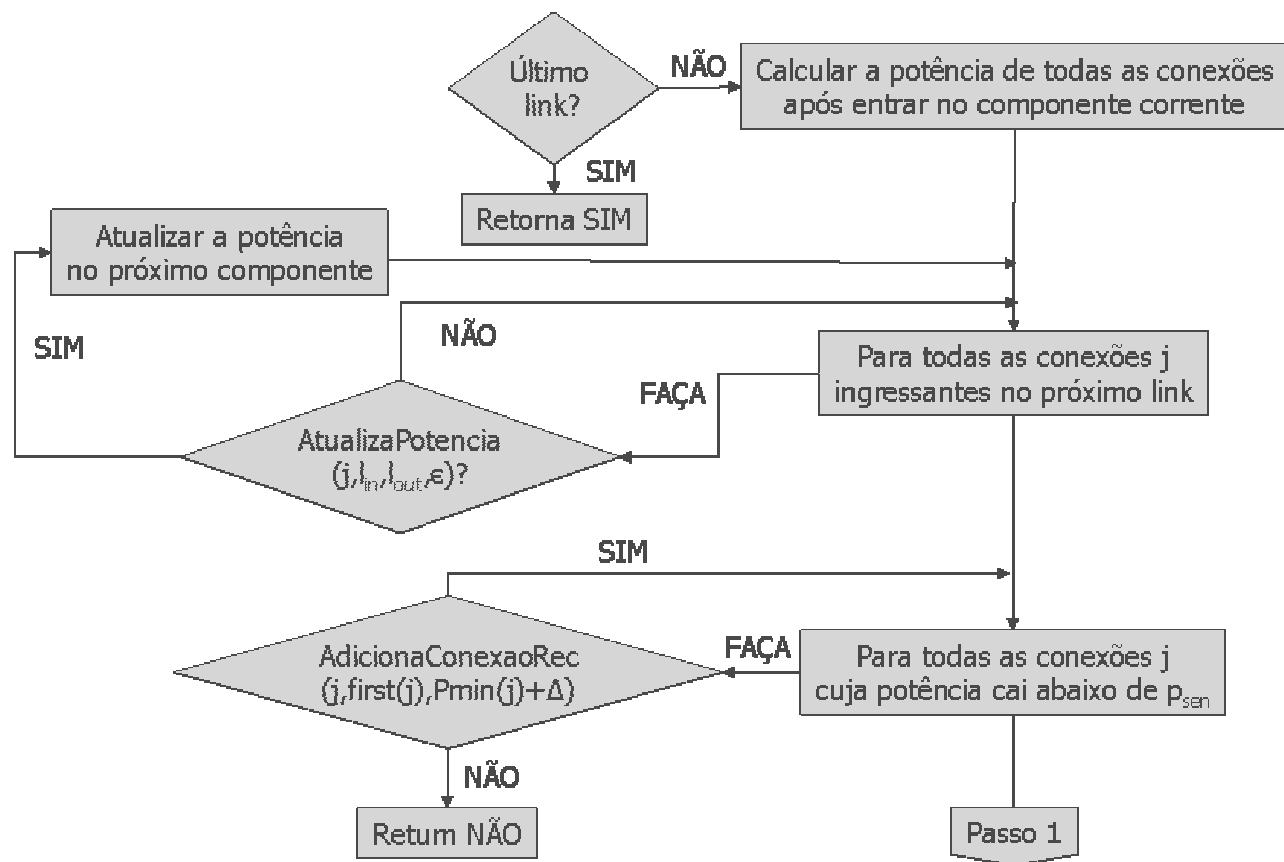


Figura 58 – Fluxograma para o algoritmo PropagarProximoLink.

APÊNDICE B

Na tabela 23 é apresentado o local e o índice do *switch* correspondente para a rede óptica Italiana apresentada na figura 54.

Tabela 26 – Resultados da heurística para a rede de sete nós

Local	Switch Correspondente
Bolzano	1
Torino	2
Milano	3
Verona	4
Venezia	5
Trieste	6
Genova	7
Bolgano	8
Pisa	9
Firenze	10
Ancona	11
Perugia	12
Roma	13
Pescara	14
Cagliari	15
Napoli	16
Bari	17
Potenza	18
Palermo	19
Catanzaro	20
Catania	21

A seguir são apresentados os dados da topologia da rede, com os arcos que ligam os *switches* e o comprimento de suas fibras.

Arco ligando o *switch* 1 e o *switch* 6 ; Distância =210Km;
Arco ligando o *switch* 6 e o *switch* 1 ; Distância =210Km;
Arco ligando o *switch* 1 e o *switch* 3 ; Distância =140Km;
Arco ligando o *switch* 3 e o *switch* 1 ; Distância =140Km;
Arco ligando o *switch* 1 e o *switch* 4 ; Distância =110Km;
Arco ligando o *switch* 4 e o *switch* 1 ; Distância =110Km;
Arco ligando o *switch* 4 e o *switch* 5 ; Distância =90Km;
Arco ligando o *switch* 5 e o *switch* 4 ; Distância =90Km;
Arco ligando o *switch* 5 e o *switch* 6 ; Distância =85Km;
Arco ligando o *switch* 6 e o *switch* 5 ; Distância =85Km;
Arco ligando o *switch* 3 e o *switch* 4 ; Distância =110Km;
Arco ligando o *switch* 4 e o *switch* 3 ; Distância =110Km;
Arco ligando o *switch* 3 e o *switch* 2 ; Distância =95Km;
Arco ligando o *switch* 2 e o *switch* 3 ; Distância =95Km;
Arco ligando o *switch* 2 e o *switch* 7 ; Distância =90Km;
Arco ligando o *switch* 7 e o *switch* 2 ; Distância =90Km;
Arco ligando o *switch* 3 e o *switch* 7 ; Distância =90Km;
Arco ligando o *switch* 7 e o *switch* 3 ; Distância =90Km;
Arco ligando o *switch* 4 e o *switch* 8 ; Distância =95Km;
Arco ligando o *switch* 8 e o *switch* 4 ; Distância =95Km;
Arco ligando o *switch* 5 e o *switch* 8 ; Distância =95Km;
Arco ligando o *switch* 8 e o *switch* 5 ; Distância =95Km;
Arco ligando o *switch* 7 e o *switch* 8 ; Distância =130Km;
Arco ligando o *switch* 8 e o *switch* 7 ; Distância =130Km;
Arco ligando o *switch* 7 e o *switch* 10; Distância =150Km;
Arco ligando o *switch* 10 e o *switch* 7 ; Distância =150Km;
Arco ligando o *switch* 7 e o *switch* 9 ; Distância =120Km;
Arco ligando o *switch* 9 e o *switch* 7 ; Distância =120Km;
Arco ligando o *switch* 8 e o *switch* 11; Distância =200Km;
Arco ligando o *switch* 11 e o *switch* 8 ; Distância =200Km;

Arco ligando o *switch* 10 e o *switch* 12; Distância =110Km;
Arco ligando o *switch* 12 e o *switch* 10; Distância =110Km;
Arco ligando o *switch* 10 e o *switch* 13; Distância =180Km;
Arco ligando o *switch* 13 e o *switch* 10; Distância =180Km;
Arco ligando o *switch* 9 e o *switch* 13; Distância =190Km;
Arco ligando o *switch* 13 e o *switch* 9 ; Distância =190Km;
Arco ligando o *switch* 12 e o *switch* 14; Distância =170Km;
Arco ligando o *switch* 14 e o *switch* 12; Distância =170Km;
Arco ligando o *switch* 11 e o *switch* 14; Distância =130Km;
Arco ligando o *switch* 14 e o *switch* 11; Distância =130Km;
Arco ligando o *switch* 12 e o *switch* 13; Distância =120Km;
Arco ligando o *switch* 13 e o *switch* 12; Distância =120Km;
Arco ligando o *switch* 13 e o *switch* 15; Distância =460Km;
Arco ligando o *switch* 15 e o *switch* 13; Distância =460Km;
Arco ligando o *switch* 13 e o *switch* 16; Distância =180Km;
Arco ligando o *switch* 16 e o *switch* 13; Distância =180Km;
Arco ligando o *switch* 14 e o *switch* 16; Distância =200Km;
Arco ligando o *switch* 16 e o *switch* 14; Distância =200Km;
Arco ligando o *switch* 14 e o *switch* 17; Distância =270Km;
Arco ligando o *switch* 17 e o *switch* 14; Distância =270Km;
Arco ligando o *switch* 16 e o *switch* 17; Distância =210Km;
Arco ligando o *switch* 17 e o *switch* 16; Distância =210Km;
Arco ligando o *switch* 17 e o *switch* 18; Distância =100Km;
Arco ligando o *switch* 18 e o *switch* 17; Distância =100Km;
Arco ligando o *switch* 16 e o *switch* 18; Distância =90Km;
Arco ligando o *switch* 18 e o *switch* 16; Distância =90Km;
Arco ligando o *switch* 15 e o *switch* 19; Distância =420Km;
Arco ligando o *switch* 19 e o *switch* 15; Distância =420Km;
Arco ligando o *switch* 16 e o *switch* 19; Distância =310Km;
Arco ligando o *switch* 19 e o *switch* 16; Distância =310Km;
Arco ligando o *switch* 19 e o *switch* 21; Distância =150Km;
Arco ligando o *switch* 21 e o *switch* 19; Distância =150Km;
Arco ligando o *switch* 16 e o *switch* 21; Distância =350Km;
Arco ligando o *switch* 21 e o *switch* 16; Distância =350Km;

Arco ligando o *switch* 20 e o *switch* 21; Distância =210Km;
Arco ligando o *switch* 21 e o *switch* 20; Distância =210Km;
Arco ligando o *switch* 18 e o *switch* 20; Distância =200Km;
Arco ligando o *switch* 20 e o *switch* 18; Distância =200Km;
Arco ligando o *switch* 8 e o *switch* 10; Distância =55Km;
Arco ligando o *switch* 10 e o *switch* 8 ; Distância =55Km;
Arco ligando o *switch* 9 e o *switch* 10; Distância =60Km;
Arco ligando o *switch* 10 e o *switch* 9 ; Distância =60Km;

Os dados que seguem referem-se a alocação dos amplificadores na fibra e sua posição na mesma.

Amplificador EDFA entre o *switch* 1 e o *switch* 6 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 1 e o *switch* 6 na posição 200Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 6 e o *switch* 1 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 6 e o *switch* 1 na posição 200Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 1 e o *switch* 3 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 3 e o *switch* 1 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 1 e o *switch* 4 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 4 e o *switch* 1 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 4 e o *switch* 5 na posição 90Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 5 e o *switch* 4 na posição 90Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 5 e o *switch* 6 na posição 80Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 6 e o *switch* 5 na posição 80Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 3 e o *switch* 4 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 4 e o *switch* 3 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 3 e o *switch* 2 na posição 90Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 2 e o *switch* 3 na posição 90Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 2 e o *switch* 7 na posição 90Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 7 e o *switch* 2 na posição 90Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 3 e o *switch* 7 na posição 90Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 7 e o *switch* 3 na posição 90Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 4 e o *switch* 8 na posição 90Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 8 e o *switch* 4 na posição 90Km;

Amplificador EDFA entre o *switch* 5 e o *switch* 8 na posição 90Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 8 e o *switch* 5 na posição 90Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 7 e o *switch* 8 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 8 e o *switch* 7 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 7 e o *switch* 10 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 10 e o *switch* 7 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 7 e o *switch* 9 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 9 e o *switch* 7 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 8 e o *switch* 11 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 8 e o *switch* 11 na posição 200Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 11 e o *switch* 8 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 11 e o *switch* 8 na posição 200Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 10 e o *switch* 12 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 12 e o *switch* 10 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 10 e o *switch* 13 na posição 90Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 10 e o *switch* 13 na posição 180Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 13 e o *switch* 10 na posição 90Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 13 e o *switch* 10 na posição 180Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 9 e o *switch* 13 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 9 e o *switch* 13 na posição 190Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 13 e o *switch* 9 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 13 e o *switch* 9 na posição 190Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 12 e o *switch* 14 na posição 80Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 12 e o *switch* 14 na posição 170Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 14 e o *switch* 12 na posição 80Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 14 e o *switch* 12 na posição 170Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 11 e o *switch* 14 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 14 e o *switch* 11 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 12 e o *switch* 13 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 13 e o *switch* 12 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 13 e o *switch* 15 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 13 e o *switch* 15 na posição 200Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 13 e o *switch* 15 na posição 300Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 13 e o *switch* 15 na posição 400Km;

Amplificador EDFA entre o *switch* 15 e o *switch* 13 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 15 e o *switch* 13 na posição 200Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 15 e o *switch* 13 na posição 300Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 15 e o *switch* 13 na posição 400Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 13 e o *switch* 16 na posição 90Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 13 e o *switch* 16 na posição 180Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 16 e o *switch* 13 na posição 90Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 16 e o *switch* 13 na posição 180Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 14 e o *switch* 16 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 14 e o *switch* 16 na posição 200Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 16 e o *switch* 14 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 16 e o *switch* 14 na posição 200Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 14 e o *switch* 17 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 14 e o *switch* 17 na posição 200Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 17 e o *switch* 14 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 17 e o *switch* 14 na posição 200Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 16 e o *switch* 17 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 16 e o *switch* 17 na posição 200Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 17 e o *switch* 16 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 17 e o *switch* 16 na posição 200Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 17 e o *switch* 18 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 18 e o *switch* 17 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 16 e o *switch* 18 na posição 90Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 18 e o *switch* 16 na posição 90Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 15 e o *switch* 19 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 15 e o *switch* 19 na posição 200Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 15 e o *switch* 19 na posição 300Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 15 e o *switch* 19 na posição 400Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 19 e o *switch* 15 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 19 e o *switch* 15 na posição 200Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 19 e o *switch* 15 na posição 300Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 19 e o *switch* 15 na posição 400Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 16 e o *switch* 19 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 16 e o *switch* 19 na posição 200Km;

Amplificador EDFA entre o *switch* 16 e o *switch* 19 na posição 300Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 19 e o *switch* 16 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 19 e o *switch* 16 na posição 200Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 19 e o *switch* 16 na posição 300Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 19 e o *switch* 21 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 21 e o *switch* 19 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 16 e o *switch* 21 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 16 e o *switch* 21 na posição 200Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 16 e o *switch* 21 na posição 300Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 21 e o *switch* 16 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 21 e o *switch* 16 na posição 200Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 21 e o *switch* 16 na posição 300Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 20 e o *switch* 21 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 20 e o *switch* 21 na posição 200Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 21 e o *switch* 20 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 21 e o *switch* 20 na posição 200Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 18 e o *switch* 20 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 18 e o *switch* 20 na posição 200Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 20 e o *switch* 18 na posição 100Km;
Amplificador EDFA entre o *switch* 20 e o *switch* 18 na posição 200Km;