

Fabio de Oliveira Lima

***ESTRATÉGIAS PARA O PLANEJAMENTO DE
REDES ÓPTICAS DE TRANSPORTE***

Tese de Doutorado apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica do Centro Tecnológico da Universidade Federal do Espírito Santo, como requisito parcial para obtenção do Grau de Doutor em Engenharia Elétrica.

Orientador:

Prof. Dr. Marcelo Eduardo Vieira Segatto

PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM ENGENHARIA ELÉTRICA
CENTRO TECNOLÓGICO
UNIVERSIDADE FEDERAL DO ESPÍRITO SANTO

Vitória – ES

7 de outubro de 2015

Tese de Doutorado sob o título “*ESTRATÉGIAS PARA O PLANEJAMENTO DE REDES ÓPTICAS DE TRANSPORTE*”, defendida por Fabio de Oliveira Lima e aprovada em 12 de junho de 2015, em Vitória, Espírito Santo, pela banca examinadora constituída pelos doutores:

Prof. Dr. Marcelo Eduardo Vieira Segatto
Universidade Federal do Espírito Santo
Orientador

Prof. Dr. Helio Waldman
Universidade Estadual de Campinas - Unicamp
Examinador Externo

Prof. Dr. Anilton Salles Garcia
Universidade Federal do Espírito Santo
Examinador Interno

Prof. Dr. Magnos Martinello
Universidade Federal do Espírito Santo
Examinador Interno

Prof. Dr. Moisés Renato Nunes Ribeiro
Universidade Federal do Espírito Santo
Examinador Interno

*“ ... Quando o canto adormeceu a besta,
adormeceu também meu estro,
que agora ressurge;
Talvez, por nunca tê-lo visto sobre esta luz,
não reconheça este ser que canta,
ao invés de empunhar palavras como facas.”*

O Autor

Sumário

Resumo

Abstract

1	Introdução	9
1.1	Contribuições Deste Trabalho	11
1.2	Estratégias de Planejamento para OTNs	13
1.3	Subproblemas da Alocação de Equipamentos	14
1.4	Pré-Processamento	16
1.5	Conclusão	17
1.6	Organização do Trabalho	17
2	Trabalhos Anteriores	19
2.1	RWA com Restrições de Camada Física	20
2.1.1	Algoritmos para IA-RWA	21
2.1.2	Algoritmos para IA-RWA com Resiliência	22
2.1.3	Agregação de Tráfego com Restrições de Camada Física	24
2.2	Alocação de Regeneradores	25
2.3	Conclusões	27
3	Planejamento de Redes Ópticas de Transporte de Dados	29
3.1	Redes Ópticas de Transporte	30
3.2	Roteamento de Tráfego por Comprimentos de Onda	31
3.3	Nós de Roteamento	32

3.4	Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda	38
4	Alocação de Equipamentos e Criação das Rotas Viáveis	42
4.1	Tipificação dos Nós	43
4.2	Viabilidade de um Canal Óptico	46
4.2.1	Ruído ASE	47
4.2.2	Compensadores de Dispersão Cromática	53
4.3	Potências de Entrada e Saída nos Enlaces	58
4.3.1	Potência de Saída: Interdependência entre os Subproblemas	59
4.3.2	Cálculo da Potência de Entrada	61
4.4	Amplificadores Ópticos	62
4.4.1	Em busca de uma modelagem...	63
4.4.2	Digrafo de Saltos do Enlace	65
4.4.3	Critério de Homogeneidade	66
4.4.4	Menores Caminhos para cada Numero de Saltos	67
4.5	Regeneradores	70
4.5.1	Viabilização de Canais	73
4.5.2	Custo Computacional	76
4.6	Conclusão	79
5	Modelo RWA Multi-Serviço	81
5.1	Descrição do Modelo MRWA	82
5.2	Técnicas de Resolução para o RWA	86
5.3	MRWA por Caminhos - <i>Path MRWA</i>	90
5.4	Metodologia para Resolução de Redes de Grande Porte	92
5.4.1	Implementação da abordagem Proposta	94
6	Ferramenta de Planejamento OTN	97

6.1	Proteção de Canais	98
6.1.1	Algoritmo de Suurballe Original - Arco-Disjuntos	99
6.1.2	Versão Generalizada do Algoritmo de Suurballe	101
6.2	Ferramenta de Planejamento - <i>KEPLAN</i>	103
7	Testes Computacionais	108
7.1	Testes com a Ferramenta de Planejamento	108
7.2	Teste Preliminar com o Modelo MRWA	112
7.3	Validação do Modelo <i>Path</i> MRWA	113
7.3.1	Características das Redes Testadas	113
7.3.2	Resultados	114
8	Conclusões	119
8.1	Síntese das estratégias de Planejamento	119
8.2	Detalhamento de Realizações Pontuais ao Longo do Trabalho	121
8.3	Resultados dos Testes Computacionais	123
8.4	Trabalhos Derivados e Futuros	123
8.5	Considerações Finais	125
	Referências Bibliográficas	126
	Lista de Figuras	133
	Lista de Tabelas	135
	Apêndice	136
	Implementação do Algoritmo de Suurballe Ganeralizado	136
	Agradecimentos	139

Resumo

Este trabalho apresenta estratégias para planejamento de redes ópticas de transporte (OTN - *Optical Transport Network*), desde a alocação de equipamentos até o roteamento e atribuição de comprimentos onda aos canais ópticos. Busca-se criar abordagens realistas, aplicáveis às redes e aos equipamentos atuais, visando preencher a lacuna entre academia e indústria nesse contexto. É considerada a viabilidade técnica das soluções do ponto de vista das características paramétricas dos equipamentos, visando criar projetos otimizados e de fato aplicáveis, embasados teoricamente, mas buscando seguir as recomendações da ITU (*International Telecommunication Union*). As estratégias desenvolvidas conseguem ser abrangentes mas mantem um baixo custo computacional, minimizando a quantidade de equipamentos necessários, e maximizando a disponibilidade da rede. É mostrado como o projeto pode ser feito de forma segmentada, onde partes do problema são tratadas em sequência, dando prioridade para características técnicas ou custo, conforme o caso. Foi equacionado com maior precisão o relacionamento entre a quantidade de amplificadores e a qualidade do sinal óptico, de modo que se pode minimizar os custos do projeto diminuindo o número de pontos de amplificação, mas balanceado com a qualidade necessária de sinal. A viabilidade dos canais é determinada previamente, antes do roteamento e alocação de comprimentos de onda (RWA - *Routing and Wavelength Assignment*), etapa para a qual um novo modelo de Programação Inteira foi criado, próprio para considerar as informações definidas pelas etapas precedentes, chamado de MRWA (*Multiservice RWA*). Isso permitiu que também fosse minimizado o número de regeneradores necessários no projeto com custo computacional polinomial, estratégia esta cuja eficiência contrasta com a literatura, pois, nas abordagens anteriores encontradas, o custo computacional é severamente prejudicado ao se tratar da alocação de regeneradores conjuntamente com o RWA. As etapas iniciais foram agrupadas em uma ferramenta de planejamento para OTNs, chamada KEPLAN, que faz a alocação de equipamentos e cria uma solução inicial simplificada para o RWA, usando algoritmos de custo polinomial. A KEPLAN é capaz de fornecer projetos com proteção de canais, minimizando o número de nós compartilhados em caminhos disjuntos de comprimento mínimo, graças a uma generalização do algoritmo clássico de Suurballe que foi desenvolvida. Já o modelo MRWA foi testado simulando o projeto de 29 OTNs reais de grande porte, onde a coloração ótima foi atingida sem grande demanda de tempo para o conjunto de rotas viáveis. Graças a técnicas modernas de otimização que foram adaptadas ao MRWA, para a maior rede, com 100 nós, foram necessários menos de 15 minutos para se obter a coloração ótima.

Abstract

In the thesis we present new strategies for the design of Optical Transport Networks (OTN). Starting with the physical topology, an equipment portfolio and a set of traffic demands we are able to place the equipment, solve the Routing and Wavelength Assignment (RWA) problem and determine the optical channels taking into account the network survivability. We seek to create realistic approaches aiming to bridge the gap between academia and industry in this context. We have considered the viability of each solution taking as reference the equipment characteristics and limitations, but always following the ITU OTN standards. Our strategies are computationally efficient with very low cost but able to minimize APEX and maximize the network availability. We have shown how the network design can be segmented without compromising the solution generality, allowing directly approach each subproblem. We have modeled more accurately the relationship between the number of amplifiers and the quality of the optical signal so now it is possible to balance the total number of optical amplifiers and the signal quality at each receiver. The optical channel feasibility is determined in advance, before solving the RWA problem. For this problem a new and more flexible integer program model has been created. Called Multiservice RWA (MRWA), it was planned to deal with feasibility and routing information provided by prior steps. This also allowed minimize the required number of regenerators on the project with a efficient strategy. KEPLAN, a new OTN planning tool has been developed in order to aggregate all strategies in one software. It allocates equipment and creates an initial solution to the RWA with path protection, minimizing the amount of shared nodes into disjoint paths of minimum length. This was be done by a generalized Suurballe algorithm which will be shown. Our studies has shown that this tool has a very low computation cost. While the MRWA model was tested by simulating a set of 29 large real OTNs, where the optimality was achieved without great demand of time. Thanks to modern optimization techniques adapted to MRWA, it has able to optimally solve in less than 15 minutes a 100 nodes OTN.

1 *Introdução*

O desenvolvimento contemporâneo tem criado uma sociedade que depende da informação, que chega até nós todos os dias graças à imensa malha de redes de comunicação pelo mundo. As redes que utilizam fibras ópticas como meio de transporte de dados se tornaram o ramo central nas grandes redes de comunicação devido a vários fatores, como a sua grande capacidade de tráfego e alcance.

Uma rede de comunicação é dita óptica quando o meio físico, usado para a transmissão das informações entre os nós da rede, é composto por cabos de fibra óptica. Elas são feitas de materiais abundantes como a sílica e o plástico, e não sofrem interferência eletromagnética. A expansão do uso de redes de fibras ópticas devido à sua extrema eficiência no transporte de dados é a motivação para estudos em projetos e operação das mesmas.

Neste trabalho o foco está no projeto da chamada Rede Óptica de Transporte (OTN - *Optical Transport Network*). A ITU-T (*ITU Telecommunication Standardization Sector*), divisão que coordena a criação de padrões para telecomunicações da ITU, define uma OTN como um conjunto de Elementos de Rede Óptica (ONE - *Optical Network Elements*) conectados por enlaces de fibra óptica, capazes de prover funcionalidades de transporte, multiplexação, roteamento, gerenciamento, supervisão e proteção para canais ópticos transportando sinais cliente [ITU-T G Recommendation 872, 2012]. Mais especialmente, quando se fala de OTN, trata-se das redes troncais (*backbones*) que interligam redes de acesso.

No contexto das redes troncais, o desenvolvimento da tecnologia de multiplexação por comprimento de onda (WDM - *Wavelength Division Multiplexing*), permite que vários canais independentes compartilhem a mesma fibra óptica, proporcionando um melhor aproveitamento da banda de transmissão disponível nas fibras. Com isso se tornou possível lançar sinais com altas taxas de transmissão a longas distâncias.

Todavia, um sinal que chega a um ponto que não é seu destino precisa ser reencaminhado, isto é, após ser interpretado e se tornar novamente um sinal elétrico, um novo sinal óptico precisa ser gerado. Com isso ocorre uma conversão óptico-elétrica e uma eletro-óptica em um

ponto que não é seu destino. Converter um sinal de elétrico para óptico, e vice-versa, exige processamento, o que exige equipamentos bem mais custosos, em comparação a um sinal que viaja exclusivamente no meio óptico. Isso é contornado nas redes com roteamento por comprimento de onda (WRON - *Wavelength-Routed Optical Networks*), onde o reencaminhamento do sinal é feito diretamente pelo meio óptico.

Se todos os nós podem se comunicar com os demais diretamente pelo meio óptico diz-se que a rede é totalmente óptica, mas isso dificilmente é realizável em redes de longa distância do tipo *backbone*, por causa da degradação do sinal e da alta taxa de dados. Assim, o que ocorre na prática é o que se chama de rede semitransparente ou translúcida, onde parte das conexões fazem passagens inteiramente ópticas do início ao fim, mas outras necessitam passar pelo domínio elétrico em algum ponto ao longo da transmissão. Isso, no entanto, cria complicações para o projeto.

Multiplexando sinais diferentes em um agregado WDM, cada um deve ter um comprimento de onda próprio. Não são considerados aqui conversores de comprimento de onda puramente ópticos, por serem raros em aplicações práticas de WDM, onde esse papel é assumido por regeneradores. Um sinal que foi reencaminhado opticamente deve manter seu comprimento de onda (cor), e isso restringe a escolha das cores dos sinais originados neste ponto. Em uma rede em malha (*mesh network*) isso cria um problema complexo, largamente estudado na literatura [YANG; RAMAMURTHY, 2005a; ZANG *et al.*, 2000], chamado de Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda (RWA - *Routing and Wavelength Assignment*).

O objetivo aqui é criar soluções para o projeto de OTNs baseadas nas tecnologias atualmente comerciais, configurando uma rede sobre fibras já instaladas. Visando soluções aplicáveis, parte-se dos equipamentos que serão utilizados, garantindo que os sinais atendam aos parâmetros de funcionamento dos mesmos. Com isso, faz-se necessário considerar as degradações que o sinal sofre.

Essa abordagem, considerando as restrições da camada física (IA - *Impairment-Aware*) é bem explorada na literatura [GARCIA-MANRUBIA *et al.*, 2011; AZODOLMOLKY *et al.*, 2009; SARADHI; SUBRAMANIAM, 2009], mas não costuma chegar ao nível da alocação de equipamentos, como proposto neste trabalho. E mesmo assim, o problema proposto nesses trabalhos sempre tem alto custo computacional. O que os leva a recorrer a heurísticas ou algoritmos simplificados [AZODOLMOLKY *et al.*, 2009].

É considerado também que podem haver canais de taxas distintas, pois não se pode esperar que todos os clientes da rede sejam uniformes em suas demandas. Pode, portanto, haver taxas de transmissão mistas (MLR - *Mixed Line Rates*), outro problema complexo bem estudado na

literatura [NAG *et al.*, 2010], inclusive considerando restrições da camada física [CUKURTEPE *et al.*, 2012; CUKURTEPE *et al.*, 2014].

Por fim, considera-se ainda a alocação de regeneradores ópticos pois, em redes OTN de longa distância e muitos nós, as tecnologias atuais não permitem que os sinais viajem exclusivamente no meio óptico. Portanto, um projeto realista para as redes atuais para uma OTN de grande porte deve obrigatoriamente aplicar regeneradores. A alocação de regeneradores (RP - *Regenerator Placement*) inserida no RWA cria um problema de difícil resolução, e essa foi mais uma barreira que teve de ser superada. As abordagens atuais se baseiam em heurísticas ou algoritmos de aproximação. Um tutorial abrangente sobre o tema pode ser visto em [VARVARIGOS; CHRISTODOULOPOULOS, 2014].

Portanto, no escopo adotado neste trabalho, para o projeto de uma OTN deve-se resolver o roteamento com alocação de comprimentos de onda (RWA), considerando restrições de camada física (IA), com taxas mistas de transmissão (MLR) e alocando regeneradores (RP). Tudo isso baseado na alocação dos equipamentos ópticos necessários para o funcionamento da rede, seguindo as recomendações da ITU.

Além de um projeto detalhado e abrangente, o que se pretendeu alcançar foram estratégias de melhor custo computacional do que as encontradas na literatura, o que de fato se obteve. Apoiados nos padrões da indústria, e nas recomendações da ITU, foi possível segmentar o problema em várias etapas sem consideráveis perdas de generalidade da solução e, em certa medida, tornando-a mais robusta. Para cada segmento, buscou-se as melhores técnicas de resolução disponíveis para garantir o bom desempenho computacional.

1.1 Contribuições Deste Trabalho

O ponto central do planejamento de OTNs é o RWA clássico e, como mostrado no decorrer do trabalho, é o de mais difícil resolução, ainda mais considerando também a alocação de equipamentos e restrições da camada física relacionadas. Essa é a abordagem mais atual para o contexto de planejamento de OTNs [SOLÉ-PARETA *et al.*, 2012]. Muitos trabalhos têm explorado esse cenário na forma de modelagens e algoritmos para RWA que consideram restrições de camada física (IA-RWA - *Impairment-Aware RWA*), alguns também com alocação de regeneradores (RP - *Regenerator Placement*).

Objetiva-se neste trabalho avançar um pouco mais nessa direção, levando mais informação para a fase de planejamento da rede. Utilizando os parâmetros dos equipamentos diretamente nas modelagens analíticas dos efeitos de camada física. E processando previamente as ca-

racterísticas topológicas da rede; identificando caminhos viáveis e os pontos de regeneração. Adicionalmente, é considerada também a alocação conjunta de demandas de tráfego de tipo diverso.

O estudo mostrou que este escopo, apesar de abrangente, pode ser tratado sem adicionar considerável custo computacional ao do RWA intrínseco. Uma vez modeladas todas as restrições desejadas, dados uma matriz de demandas a ser atendida e uma topologia física da rede, resta pouco a ser otimizado em termos de custo do projeto nas etapas estudadas.

As contribuições deste trabalho formam uma técnica para o planejamento de OTNs, criando formas de subdividir o problema e como combinar os resultados de cada parte, de modo a culminar em um novo modelo que leva ao RWA todo o escopo aqui considerado, mas que pode ser resolvido de forma eficiente. Pontualmente, outras contribuições que se destacam são:

- **Abrangência:** lidando com a alocação de equipamentos, buscando sempre considerar o cenário mais real possível, levando em conta os padrões da indústria e os cenários atuais de aplicação. Conjuntamente considerando restrições de camada física.
- **Estratégias de segmentação dos subproblemas:** ao se adotar um escopo tão abrangente era de se esperar que haveriam muitos subproblemas interagindo uns com os outros, gerando grande dificuldade de resolução. Mas conseguiu-se obter critérios e estratégias que permitiram segmentar muitos subproblemas, permitindo tratá-los de forma sequencial.
- **Caracterização dos subproblemas:** buscou-se especificar para cada subproblema e classificá-los teoricamente, permitindo buscar as melhores estratégias de resolução para cada um. Para a alocação de amplificadores e regeneradores foram criados novos algoritmos, que permitem utilizar o número mínimo desses equipamentos.
- **Algoritmos eficientes:** conseguiu-se separar do RWA, que é sabido ser de difícil resolução, grande parte dos subproblemas, que foram agrupados em um a fase inicial de pré-processamento, composta de algoritmos de baixo custo computacional. Para o RWA um novo modelo foi criado e técnicas de alto desempenho foram adaptadas para ele.
- **Ferramenta de Planejamento:** Uma ferramenta para o planejamento de redes OTN foi criada para este escopo abrangente, e comprovou o alto desempenho dos algoritmos criados.
- **Algoritmo para proteção de caminhos:** Foi criada uma versão mais flexível para um algoritmo clássico, utilizado para obter rotas disjuntas para fins de proteção de canais, que é melhor aplicável a situações reais.

Tratando da alocação de equipamentos e checando restrições de camada física, pode-se prever a viabilidade dos caminhos da rede. Além disso, minimizando previamente a quantidade de amplificadores e regeneradores com os algoritmos criados, o subsequente RWA tem de utilizar essa configuração, só podendo escolher rotas dentre os caminhos viáveis. Mas, com o novo modelo criado, essa se revelou uma estratégia bem eficiente, pois não resultou em um modelo que pode ser resolvido sem ter de se recorrer a heurísticas.

No fim, a parte de maior custo computacional ficou mesmo sendo a versão aqui proposta para o RWA, chamada de RWA Multi-serviço (MRWA - *Multiservice RWA*), para o qual foram adaptadas eficientes técnicas de resolução da literatura [COUSINEAU *et al.*, 2012], que nos testes permitiram otimizar a alocação de comprimentos de onda, mesmo para redes de grande porte.

1.2 Estratégias de Planejamento para OTNs

Em resumo a estratégia de projeto para redes OTN consiste de uma fase inicial de pré-processamento, que trata alguns dos subproblemas e cria a entrada de dados para o MRWA, que é a segunda fase. O processo como um todo se organiza da seguinte forma:

1. Pré-Processamento: criação da entrada de dados para o MRWA.

- **Alocação de equipamentos:** fase inicial onde é alocada a maior parte de dos equipamentos, com exceção dos regeneradores. São alocados os equipamentos dos nós e a quantidade mínima de amplificadores é obtida.
- **Caminhos Viáveis:** baseado nas estimativas das restrições de camada física e nos parâmetros dos equipamentos, são obtidos os caminhos viáveis na rede posicionando os amplificadores ópticos.
- **Mínimo de regeneradores:** a quantidade mínima de regeneradores necessária é obtida, mas seu posicionamento será decido em outra fase, configurando uma segmentação deste subproblema.

2. MRWA: Se utiliza de todas as informações geradas nas fases anteriores e completa o projeto.

- **Seleção de rotas:** dentre as rotas viáveis obtidas anteriormente.
- **Posicionamento de Regeneradores:** de acordo com a quantidade otimizada já obtida.

- **Otimização da coloração:** maximizando a disponibilidade de comprimentos de onda livres na rede.
- **Outros objetivos:** O modelo é bem adaptável para controle de outras métricas conjuntamente com a coloração, e também permite que sejam tratados efeitos de camada física dinâmicos, que dependem de se conhecer a situação de todos os canais.

Como pode ser visto nos testes finais, foram simulados os projetos de 29 redes OTNs reais, e para todas foram obtidas as soluções ótimas para a coloração, sobre um dado conjunto de rotas viáveis e com a quantidade de regeneradores pré minimizada. E mesmo para a maior delas, com 100 nós, o resultado pôde ser obtido em menos de 15 minutos. As técnicas da literatura com desempenho similar são baseadas em heurísticas, sem informação de proximidade com o mínimo de cores e quantidade de regeneradores, e ainda assim, com um escopo menos abrangente do que o considerado aqui.

As estratégias de viabilização de rotas que serão apresentadas se destacam por considerarem diretamente os equipamentos que serão usados, aproximando essas técnicas da aplicação, abordagem pouco explorada na literatura com a abrangência aqui considerada. E se destacam justamente por sua eficiência computacional sem comprometer a qualidade da solução. Especialmente no caso dos regeneradores, cuja abordagem segmentada, além de otimizada e eficiente, se conecta com a nova modelagem para RWA com alocação de regeneradores.

Modelagem essa similar a um RWA clássico em termos de variáveis e restrições, mas bastante abrangente e flexível. Além disso, esse modelo foi especialmente desenhado para acatar as informações que podem ser produzidas previamente a respeito do projeto, reduzindo o espaço de busca para a etapa de otimização. Por exemplo, o modelo opera exclusivamente sobre rotas cuja viabilidade já foi estimada, reduzindo as restrições de camada física que precisam ser adicionadas ao RWA.

Outro fator importante é que o mínimo de regeneradores requeridos é determinado previamente, cabendo ao modelo apenas posicioná-los entre pontos convenientes, também pré identificados. O modelo é também capaz de lidar com múltiplos protocolos e taxas de transmissão indistintamente, pois trata cada demanda como uma mercadoria independente (*commodity*, no jargão dos problemas de fluxo clássicos).

1.3 Subproblemas da Alocação de Equipamentos

Ao invés de utilizar métricas empíricas de qualidade, como o fator Q-Personick's [YANNUZZI *et al.*, 2009], busca-se estimar as restrições de camada física de maior impacto através

de seus modelos analíticos, buscando adequação direta com as características paramétricas dos equipamentos ópticos: seus limites e requisitos para métricas de qualidades acerca do sinal óptico.

A meta foi elaborar uma estratégia de planejamento mais realista, diretamente focada nos dispositivos que possam ser utilizados. Por essa razão, aqui também é tratado o posicionamento de amplificadores ao longo dos enlaces, para saber-se com mais precisão o impacto destes na qualidade do sinal.

São evitadas hipóteses de homogeneidade, sempre que possível, permitindo que os algoritmos operassem com modelos distintos de amplificadores, variados tipos de demandas de tráfego, segmentos de fibra de tipo e tamanho arbitrário, entre outros fatores.

Na alocação de equipamentos, alguns subproblemas foram segmentados e caracterizados, e algoritmos eficientes foram criados para cada um deles. Todos são usados em conjunto na criação das rotas viáveis que alimentam o MRWA. São eles:

1. **Potências de Entrada e Saída nos Enlaces:** são a base para se conhecer o estado dos canais ópticos; e é o ponto de conexão entre todos os sub-problemas. Identificar adequadamente essas potências independentemente do restante do projeto é a chave para a segmentação dos subproblemas.
2. **Alocação de Amplificadores:** além de caracterizado, foi criado um algoritmo de tempo linear para este subproblema, que permite obter os arranjos de amplificação mais homogêneos possíveis e utilizando a quantidade mínima de amplificadores necessária; um importante fator nos custos do projeto.
3. **DCMs - Módulos Compensadores de Dispersão Cromática:** caracterizado como um problema de difícil resolução, mas para o qual foram apontadas estratégias de resolução eficientes.
4. **Regeneradores Ópticos:** no pré-processamento é encontrada a quantidade mínima de regeneradores necessária e são identificados os pontos onde eles podem ser alocados, como consequência da criação das rotas viáveis. Em ambos os casos, utilizando algoritmos de tempo polinomial.

As técnicas de resolução desses subproblemas são combinadas para formar a fase de pré-processamento. Apenas a escolha dos DCMs não é feita por algoritmo de tempo polinomial, mas, da forma como foi feito, apenas uma pequena instância é resolvida uma única vez e o resultado é reaproveitado no restante do projeto, o que acaba sendo muito eficiente.

1.4 Pré-Processamento

É considerado que a topologia física e as demandas de tráfego a serem atendidas são definidas em etapas anteriores do projeto, atuando aqui como dados de entrada. Essa é a situação mais usual, quando as fibras já estão instaladas, e deseja-se apenas alocar equipamentos para atender às demandas. Em resumo, neste contexto os dados de entrada esperados são:

- Conjunto de fibras ópticas;
- Conjunto de demandas cliente;
- Portfólio de equipamentos ópticos;

O Conjunto de fibra define a topologia física da rede, e as demandas é o requisito a ser atendido pelo projeto. O portfólio de equipamentos é a lista de equipamentos que podem ser usados. A partir dessa entrada de dados o pré-processamento se organiza da seguinte forma:

1. **Obter os possíveis caminhos:** é gerada uma lista inicial de possíveis caminhos sobre a rede, de comprimento limitado por restrições de camada física que podem ser estimadas diretamente pela distância percorrida.
2. **Viabilizar os caminhos:**
 - **Alocando equipamentos:** faz a alocação e configuração de equipamentos na rede, balanceando os custos com a qualidade do sinal óptico.
 - **Checando restrições de camada física:** com os equipamentos alocados é possível fazer uma checagem mais apurada da condição de sinal, obtendo assim as rotas viáveis.
3. **Minimizar regeneradores:** as rotas viáveis são combinadas, de modo a obter o número mínimo de regeneradores que cada demanda precisa.

Todas as possíveis combinações de caminhos viáveis que utilizam o mínimo de regeneradores são passadas ao MRWA, que fará a seleção de rotas, posicionará os regeneradores e otimizará a coloração, minimizando o número de comprimentos de onda necessários para atender às demandas. Completando assim o projeto.

As estratégias de baixo custo computacional do pré-processamento são arranjadas na forma de uma ferramenta de planejamento de OTNs, chamada KEPLAN. A principal função da ferramenta é prover uma solução inicial viável tecnicamente e de razoável qualidade, com baixo

custo computacional, servindo de plataforma para abordagens mais aprofundadas, que podem agora operar com informações mais detalhadas e realistas da rede.

A KEPLAN fornece um roteamento com proteção se solicitado, que minimiza o número de nós compartilhados em caminhos disjuntos de comprimento mínimo. Isso é feito por uma versão nova e generalizada do algoritmo de Suurballe que é apresentada neste trabalho, e que mantém o custo assintótico do original, que é polinomial. Esse algoritmo foi implementado em uma biblioteca de *software* própria, sendo fornecida como uma solução independente da KEPLAN.

1.5 Conclusão

Ao final, os testes com o MRWA atestam a eficiência das estratégias desenvolvidas. São simulados projetos com 29 topologias de redes reais de médio a grande porte, onde foi possível obter a coloração ótima com o MRWA para todas elas, com excelente desempenho computacional.

O resultado é a desmistificação da complexidade do projeto de redes OTNs abrangentes e otimizados, permitindo que se avance, aumentando ainda mais o escopo, na direção de levar as técnicas da academia para o mundo real.

1.6 Organização do Trabalho

Este trabalho está organizado da seguinte forma: o Capítulo 2 a seguir traz a revisão bibliográfica, explanando sobre os trabalhos anteriores com escopo similar ao adotado aqui; em seguida, o Capítulo 3 aprofunda mais a contextualização do escopo e discorre sobre a estrutura dos nós de roteamento e as tecnologias envolvidas; por sua vez, o Capítulo 4 reuni as estratégias de planejamento para a fase de pré-processamento, mostrando como fazer a alocação de equipamentos e a criação das rotas viáveis; no Capítulo 5 é apresentado o modelo MRWA, que completa as estratégias de planejamento; após ele, no Capítulo 6 é apresentada a ferramenta de planejamento KEPLAN, fruto de parte das estratégias propostas no Capítulo 4, juntamente com a versão generalizada do algoritmo de Suurballe; no Capítulo 7 são descritos os experimentos computacionais realizados com a KEPLAN e com o MRWA, que demonstram a eficiência computacional das estratégias propostas, terminando com os testes das 29 OTNs reais; e finalmente, o Capítulo 8 resume as conclusões a cerca deste trabalho, destacando as realizações alcançadas e apontando ações e trabalhos futuros; adicionalmente, no Apêndice é descrita a implementação

para o Algoritmo de Suurballe Generalizado, um dos resultados deste trabalho, que é oferecido como um *software* independente.

2 *Trabalhos Anteriores*

Em redes ópticas, se os sinais são regenerados em todos os nós intermediários ao longo do caminho de uma conexão, os impactos da camada física não se propagam além de um único enlace. Em redes ópticas com roteamento por comprimento de onda (WRON - *Wavelength Routed Optical Networks*) o sinal pode passar de um enlace para o outro sem deixar o meio óptico, de forma transparente, todavia, isso faz com que a qualidade da transmissão (QoT - *Quality of Transmission*) se degrade, devido à acumulação dos efeitos da camada física (PLIs - *Physical-Layer Impairments*). PLIs são geralmente classificados como lineares ou não-lineares: PLIs lineares são independentes da potência do sinal e os não lineares são dependentes. Uma análise aprofundada sobre PLIs é encontrada nas referências [AZODOLMOLKY *et al.*, 2009; SARADHI; SUBRAMANIAM, 2009]. Tais análises indicam que alguns PLIs lineares como a emissão espontânea amplificada (ASE - *Amplified Spontaneous Emission*) e dispersão cromática (CD - *Chromatic Dispersion*) e alguns PLIs não-lineares, tais como auto-modulação de fase (SPM - *Self-Phase Modulation*) são estáticos; o que significa que eles dependem apenas da topologia e independem do número de caminhos ópticos já estabelecidos. Por outro lado, alguns PLIs lineares como *crosstalk* (XT) e não lineares, como a modulação cruzada de fase (XPM - *Cross-Phase Modulation*) e a mistura de quatro ondas (FWM - *Four Wave Mixing*) são dinâmicos, pois seus valores mudam de acordo com o número e a posição dos caminhos ópticos estabelecidos.

Uma série de bons artigos e livros foram dedicados à avaliação da QoT de um sinal óptico; uma extensa revisão desses é feita nos trabalhos [AZODOLMOLKY *et al.*, 2009; BONONI *et al.*, 2009]. Duas técnicas são usualmente adotadas: utilizar um estimador de QoT ou a técnica do Sinal Sonda. Na literatura, existem dois principais estimadores de QoT baseados em modelos analíticos ou híbridos [KILPER *et al.*, 2004], que podem determinar os diferentes valores do PLI (tanto linear e não-linear), ou podem calcular todos juntos em um valor representativo único, como a relação sinal ruído óptica (OSNR - *Optical Signal-to-Noise Ratio*) ou a taxa de erro de *bit* (BER - *Bit Error Rate*). Os modelos analíticos consistem em calcular a informação de QoT numericamente. Já os modelos híbridos usam fórmulas analíticas e simulações ou interpolação de análises e medições em laboratório. Durante a fase de operação, para se calcular

precisamente a QoT, a informação sobre PLI deve ser disseminada para todos os nós ou ao menos a um elemento de controle central, tal como um PCE (*Path Computation Element*), que pode impactar na escalabilidade do plano de controle e introduzir incertezas na informação [AZODOLMOLKY *et al.*, 2011].

Esquemas de Sinal Sonda permitem relaxar ou evitar a fase de estimativa da QoT, fazendo medições explícitas no caminho óptico candidato [PINART *et al.*, 2011]. O caminho óptico é primeiro calculado e configurado e, em seguida, o tráfego sonda é injetado ao longo do caminho óptico antes da transmissão de dados. A QoT pode, assim, ser medida utilizando dados experimentais. Os Sistemas Sonda podem ser assistidos por uma estimativa de QoT feita *a priori*. Em tal caso, os modelos de QoT mais simples podem ser utilizados desde que não seja necessário um cálculo exato. Além disso, as incertezas do modelo de QoT [AZODOLMOLKY *et al.*, 2011] são superadas por meio de medições da QoT sobre o tráfego sonda. Finalmente, os modelos mais simples de QoT implicam também um plano de controle mais leve uma vez que é necessário um menor número de parâmetros de QoT a ser distribuído.

Com o advento de novas técnicas de transmissão baseadas em formatos de modulação coerente, sistemas de 40 e 100Gb/s são introduzidos progressivamente. Consequentemente, novos modelos de QoT [YANG; RAMAMURTHY, 2005a] precisam ser desenvolvidos uma vez que os PLIs afetam de forma diferente tais sistemas de transmissão. Por exemplo, a distância máxima sem regeneração é mais curta para comunicação a 40 ou 100Gb/s do que para 10Gb/s. Além disso, tais altas taxas de transmissão têm de coexistir com os atuais dispositivos de 10 e 40Gb/s. As resultantes redes com taxa de transmissão mista MLR (*Mixed Line-Rate*) representam desafios técnicos difíceis para a avaliação precisa da QoT [BONONI *et al.*, 2009].

2.1 RWA com Restrições de Camada Física

O RWA com Restrições de Camada Física - IA-RWA (*Impairment-Aware RWA*) - é o processo de se obter um caminho óptico (uma rota e um comprimento de onda) entre dois nós, considerando o impacto das PLIs sobre a qualidade do sinal. Como consequência, a complexidade do IA-RWA é geralmente muito maior do que no caso do RWA tradicional. O IA-RWA pode ser usado tanto para a fase de planejamento ou operação. No planejamento, o IA-RWA é executado antes da fase de operação e pode fornecer soluções para os caminhos ópticos, na forma de (geralmente) um problema de minimização do custo dada uma estimativa de demandas de tráfego previstas para a rede. Já com a rede em funcionamento, o IA-RWA é executado sobre a recepção de uma nova demanda a ser acomodada na rede, considerando os caminhos ópticos existentes, na forma de um problema de minimização da probabilidade de bloqueio de novas

demandas. Em seguida, são diferenciados os casos em que os caminhos ópticos são computados com ou sem proteção.

2.1.1 Algoritmos para IA-RWA

Em geral, os algoritmos para o IA-RWA podem ser categorizados de duas formas: como uma abordagem sequencial, baseada em alguma heurística ou meta-heurística aceitando soluções sub ótimas, usualmente adotadas no contexto de operação; ou com uma abordagem combinatoria, buscando soluções ótimas, usualmente adotadas nos cenários de planejamento de rede. Diferentes métodos podem ser identificados de acordo com a etapa em que as restrições de PLI são levadas em conta, a saber: durante o RWA, na fase de roteamento ou na atribuição de comprimentos de onda, se o RWA é dividido em duas fases; ou depois delas, por meio de uma verificação QoT. Além disso, no caso de redes translúcidas, o IA-RWA pode incluir a seleção de regeneradores a serem usados para satisfazer as restrições de QoT [GARCIA-MANRUBIA *et al.*, 2011]. Este último caso é discutido com mais profundidade na Seção 2.2.

Os métodos mais representativos dos algoritmos para IA-RWA são [HE *et al.*, 2007], [MANOUSAKIS *et al.*, 2009], [MOREA *et al.*, 2008], [RAI *et al.*, 2009], [PANDYA *et al.*, 2014], e [HUANG *et al.*, 2005]. Em [HUANG *et al.*, 2005], o IA-RWA é realizado em duas fases; o caminho óptico é obtido primeiro seguido pela verificação de QoT com base numa medição da BER. Em [HE *et al.*, 2007], o esquema primeiro atribui um comprimento de onda (sem verificação de QoT) seguido da determinação de uma rota para o tal comprimento de onda, considerando as limitações de PLI. Esquemas de IA-RWA em que a rota e o comprimento de onda são obtidos conjuntamente, considerando restrições de QoT, são propostas em [MOREA *et al.*, 2008], [RAI *et al.*, 2009], [PANDYA *et al.*, 2014], e [MANOUSAKIS *et al.*, 2009].

Vale ressaltar que, em vista dos futuros sistemas de taxa de transmissão mista, novos esquemas de IA-RWA devem ser concebidos para coexistir com sistemas de 10, 40, e 100Gb/s na infra-estrutura existente. Os principais problemas a resolver estão relacionados com a largura espectral dos sinais de 40 e 100Gb/s e os efeitos não lineares tais como a modulação XPM e a polarização cruzada entre canais vizinhos em 10, 40 e 100Gb/s. Algumas publicações recentes lidam com tal problema [NAG *et al.*, 2010] embora nenhum deles considere os efeitos não-lineares. Uma solução possível atualmente sob investigação é a de adicionar um espaço de guarda na grade, entre os canais de diferentes taxa de *bits*, de forma clara, a expensas de diminuir a utilização de recursos. Há uma quantidade significativa de literatura sobre esse problema, e o leitor interessado pode consultar os estudos pormenorizados em [AZODOLMOLKY *et al.*, 2009] e [SARADHI; SUBRAMANIAM, 2009].

2.1.2 Algoritmos para IA-RWA com Resiliência

Resiliência é a habilidade da rede em continuar funcionando na presença de falhas como corte nas fibras ou pane em equipamentos. Em função da alta capacidade das redes ópticas, resiliência é um aspecto crítico para seu projeto e operação. Entretanto, a maioria das pesquisas recentes nesse tópico não consideram todas as restrições de camada física. Apenas recentemente é que o projeto de redes resilientes considerando PLIs tem ganhado força entre os pesquisadores. As abordagens tradicionais para resiliência são proteção e restauração de caminhos. Proteção consiste em construir uma capacidade ociosa na rede que pode ser usada para redirecionar o tráfego afetado por uma falha, enquanto que a restauração se baseia em descobrir capacidades não utilizadas no momento da falha e utilizá-las para restaurar o tráfego afetado. A proteção pode ser baseada em caminhos ou em enlaces; no primeiro caso, um novo caminho é usado para restaurar o tráfego, enquanto que no segundo caso, o tráfego é roteado para contornar o enlace falho.

Uma das primeiras peças de trabalho nesta área foi relatada em [YANG *et al.*, 2005]. Dada uma rede com regeneradores esparsamente posicionados e um modelo simples de restrições de camada física, os autores concluem que tratar as restrições de diversidade de caminho, continuidade de comprimento de onda, e restrições de qualidade de sinal em uma análise conjunta gera mais economia de custos, do que ao invés de considerá-las separadamente.

Verdadeiras abordagens de projeto convergentes que consideram as PLIs que dependem do estado da rede (como *crosstalk* e não linearidades) para redes ópticas resilientes foram apresentados pela primeira vez em [ASKARIAN *et al.*, 2008]. Em [ASKARIAN *et al.*, 2008] e [ASKARIAN *et al.*, 2009], uma versão expandida de [ASKARIAN *et al.*, 2010], os autores examinaram proteção de enlaces e rotas, bem como a restauração, em redes ópticas considerando PLIs na presença de falhas em enlaces. A fim de quantificar a resiliência desses algoritmos a falhas, uma nova métrica chamada de Razão de Vulnerabilidade foi definida [ASKARIAN *et al.*, 2008], além da medida padrão da probabilidade de bloqueio. A Razão de Vulnerabilidade é definida como a probabilidade de uma ligação lógica em curso selecionada aleatoriamente (no momento da falha) não poder ser restaurada se uma outra ligação lógica aleatória falhar num ponto aleatório de tempo durante o funcionamento da rede. Essa quantidade única capta a vulnerabilidade da rede a falhas, e pode ser utilizada para comparar tanto a proteção quanto os algoritmos de restauração. Por exemplo, no caso da restauração, uma ligação em curso pode não ser restaurável porque um caminho óptico alternativo que evita a falha não pode ser encontrado. No caso de proteção, recursos de reserva (*backup*) são selecionados e podem ser reservados para o uso exclusivo de um caminho óptico particular (proteção dedicada), mas ainda assim o

backup não estará garantidamente disponível quando uma falha acontecer. Isso ocorre porque a qualidade do caminho de *backup* pode não ser adequada (por exemplo, o BER é superior a um dado limiar) dependendo do estado da rede quando a falha acontece, a menos que seja garantido que a qualidade de uma conexão de proteção seja suficientemente boa durante toda a existência da conexão em questão. Garantir isso pode ter um custo proibitivo, e pode resultar em um superdimensionamento da rede. Afinal, é exigido que as falhas sejam relativamente raras.

Primeiro, considere a proteção dedicada de caminhos. Quando um novo pedido de conexão chega, dois caminhos ópticos são determinados, um principal e um de proteção. Na proteção de caminhos tradicional (sem considerar PLIs), ambos caminhos são ativados e o receptor escolhe o caminho com maior nível de sinal. Entretanto, quando há restrições de camada física severas, pode não ser a melhor opção iluminar ambos os caminhos em razão dos impactos adicionais que isso impõe à rede; pois isso pode afetar a qualidade dos outros caminhos ópticos ativos. Assim, surgem os casos de rotas de proteção acesas e apagadas. No caso das rotas de proteção acesas, fica claro que elas não irão causar nenhum efeito adicional na rede após uma falha, porque as rotas de proteção já estarão acesas. Mas ainda é possível que as rotas de proteção não tenham qualidade suficiente, como comentado anteriormente. No caso das rotas de proteção apagadas, quando a falha ocorre, acender a rota de proteção correspondente pode causar queda na qualidade das outras conexões ativas, fazendo com que a conexão em falha não possa ser restaurada.

Vários algoritmos para proteção e restauração foram apresentados em [ASKARIAN *et al.*, 2010]. Um estudo abrangente de todos esses algoritmos e esquemas de proteção surgiu com várias conclusões interessantes. Proteção de enlaces tem a menor probabilidade de bloqueio de comprimento de onda, isto é, a fração de conexões bloqueadas devido a um comprimento de onda disponível, e ainda assim tem o maior bloqueio total porque os caminhos de proteção eram muito longos e, portanto, reduziu drasticamente a QoT. Os algoritmos que cuidam da QoT, baseados na seleção de caminhos ópticos candidatos com a menor BER, melhoram a probabilidade de bloqueio e a vulnerabilidade dos sistemas de proteção de caminho significativamente em comparação com os algoritmos não tratam a QoT.

Os esquemas de proteção apagada consistentemente superam os esquemas de proteção acesa em termos de bloqueio e vulnerabilidade, para todos os algoritmos de proteção, ainda com a vantagem de conservarem energia. Talvez o mais interessante foi que em [ASKARIAN *et al.*, 2010] os algoritmos de restauração mostrados têm uma proporção de vulnerabilidade similar em relação aos métodos de proteção. Isso é contra-intuitivo porque a proteção reserva recursos e é esperado reduzir a vulnerabilidade a falhas, mas esse resultado sugere que, quando restrições físicas são importantes, fazer restauração dinâmica pode ser uma escolha mais sábia.

Outro estudo recente, que também considera falhas duplas em enlaces é apresentado em [GEORGAKILAS *et al.*, 2010], que considera ruído ASE, FWM, e XPM como principais efeitos de camada física. Para cada conexão de entrada são escolhidos um caminho primário e um de proteção, e para cada um é escolhido um comprimento de onda. Para o caminho primário, são atribuídos pesos a cada enlace com base na disponibilidade de comprimentos de onda e da largura de banda, de modo a favorecer a ligação menos degradada. Os caminhos de proteção são autorizados a compartilhar a sua largura de banda, ou seja, dois caminhos de proteção, cujos caminhos primários são arco-disjuntos, são autorizados a compartilhar as suas larguras de banda. Essa partilha economiza recursos sem comprometer a restaurabilidade sob falhas em enlaces únicos. Uma vez que uma rota é selecionada, o primeiro comprimento de onda disponível é escolhido para o caminho principal, enquanto o último comprimento de onda disponível, de acordo com os pesos dados, é escolhido para o caminho de proteção. Então, são comparados o roteamento padrão, considerando o número mínimo de saltos, e o roteamento com proteção, considerando as restrições de camada física, e os resultados mostram que o bloqueio é reduzido significativamente para no segundo caso.

A complexidade computacional do IA-RWA é ainda mais crítica quando se considera a restauração do tráfego já que as decisões têm de ser feitas rapidamente. Em [PERELLO *et al.*, 2011] é apresentado um esquema para restauração de caminhos centralizado para redes ópticas transparentes com restrições de camada física, testado sobre a plataforma de testes *Dynamic Impairment Constraint Optical Networking* (DICONET) [AZODOLMOLKY *et al.*, 2011]. Após a ocorrência de uma falha, o número de caminhos ópticos de proteção que deve ser calculado quase simultaneamente (com garantias QoS) pode ser muito grande, afetando o tempo de restauração, o que também é aumentado devido à complexidade da estimativa do BER em tempo real. Para obter a restauração mais rápida, para os caminhos ópticos com falha transportando tráfego com elevados requisitos de resiliência, duas listas de prioridade diferentes foram definidas. Os pedidos de restauração de alta prioridade são atendidos primeiro, o que permite não só acelerar o restabelecimento do tráfego de alta prioridade, mas também reduz a probabilidade de bloqueio, basicamente devido à existência de mais recursos disponíveis no momento de computar os caminhos ópticos de proteção prioritários.

2.1.3 Agregação de Tráfego com Restrições de Camada Física

Agregação de Tráfego (*Traffic grooming*) refere-se a agregação criteriosa de sub-demandas, a fim de reduzir custos. Muito poucos trabalhos abordaram a possibilidade de considerar *traffic grooming* no problema IA-RWA. Um desses trabalhos é [SHEN; TUCKER, 2007], onde é apresentado o problema da alocação ótima de regeneradores, com nós agregadores de trá-

fego, considerando ruído ASE. São apresentados algoritmos para alocação de nós opacos, nós com capacidade de agregação de sub-demandas, para minimizar o número de comprimentos de onda. Os resultados numéricos sugerem que, para muitas topologias, o desempenho continua a melhorar com o aumento do número de nós e opacos.

Em outro trabalho [PATEL *et al.*, 2010], uma arquitetura ROADM (*Reconfigurable Optical Add And Drop Multiplexer*) que incorpora os seguintes equipamentos é considerada: *transponder cards* (TCs) que mapeiam os sinais cliente em um sinal WDM, *client cards* (CCs) que fazem a interface dos sinais cliente com a plano elétrico dos nós, *line cards* (LCs) que conectam o plano elétrico dos nós com os sinais WDM, um *grooming card* (GC) que é conectado via plano elétrico aos múltiplos LCs e CCs, e regeneradores (RC) que reconstróem o sinal. O tráfego pode ser adicionado à rede (ou retirado da rede) usando um TC ou uma combinação de LC, CC, e GC. Os sinais podem ser regenerados usando um RC ou uma combinação de dois LCS e um GC. Custos relativos são atribuídos a cada um desses *cards* em um ROADM. É definido o problema de atribuir caminhos primários e de proteção para um dado conjunto de demandas, de forma que seja minimizado o custo da rede, e um método auxiliar de solução baseada em grafos é apresentado. Restrições de camada física são contabilizadas através do uso de uma restrição simples sobre o número máximo de saltos de uma conexão. Conclui-se que um algoritmo que seleciona as rotas mediante a utilização conjunta de GCs e RCs, com posicionamento criterioso desses equipamentos, resulta em custos inferiores em comparação com os algoritmos de posicionamento mais simples, que utilizam isoladamente RCs ou GCs.

2.2 Alocação de Regeneradores

Em redes ópticas translúcidas, regeneradores são estrategicamente alocados em pontos selecionados da rede para tratar a degradação da QoT [RAMAMURTHY *et al.*, 2001]. Na fase de planejamento, a alocação de regeneradores (*Regenerator Placement - RP*) consiste em selecionar quais nós da rede precisam possuir capacidade de regeneração e quais canais serão regenerados. Em geral, cada regeneração de um canal utiliza um equipamento regenerador, mas para dotar um nó da capacidade de receber regeneradores é necessária a estrutura de um OADM básico, proporcionalmente um custo bem maior que o de um regenerador. Dessa forma, a alocação de regeneradores pode ser tratada em duas etapas; a primeira é escolher os nós com capacidade de regeneração, e a segunda é posicionar os regeneradores em si. Em contraste, na fase de operação da rede, supondo que uma certa quantidade de regeneradores já está posicionada na rede, a utilização de regeneradores (*Regenerator Allocation - RA*) tenta determinar como os regeneradores já posicionados podem ser utilizados num cenário dinâmico.

Um esquema de RP [SALEH, 2003] propôs a divisão da rede em ilhas de transparência, onde apenas os nós de contorno da ilha hospedam regeneradores. Esquemas alternativos [YANG; RAMAMURTHY, 2005b] propõem posicionar regeneradores usando considerações empíricas como nos nós mais centrais, nos nós com o maior número de ligações de incidentes, ou espaçados regularmente (por exemplo, um regenerador a cada 600 km). Esquemas mais complexos utilizam métodos combinatórios para garantir pelo menos k -conectividade entre qualquer par de nós. Todos esses esquemas baseiam-se na topologia de rede. A vantagem desses sistemas é que a contrapartida RA não está relacionado com as decisões da RP para que possa ser projetado livremente.

Em contraste, outros esquemas posicionam regeneradores de acordo com uma estimativa das demandas de tráfego, por exemplo, nos nós com as maiores cargas [RAMAMURTHY *et al.*, 2001]. Sendo baseados nas demandas de tráfego, esses esquemas RP geralmente são resolvidos em conjunto com o IA-RWA, sequencialmente ou em conjunto ([EZZAHDI *et al.*, 2006], [GARCIA-MANRUBIA *et al.*, 2011] e [MANOUSAKIS *et al.*, 2009]). Nessas abordagens, a acurácia da estimativa de tráfego afeta também a fase operacional. Em [MARTINEZ *et al.*, 2011], a relação entre a RP e a RA é testada experimentalmente numa rede GMPLS. Em geral, RP baseada em estimacão de tráfego permite minimizar o número de regeneradores alocados e ainda obter na fase de operação probabilidade de bloqueio similar às de estratégias baseadas em informações topológicas. É evidente, contudo, que nas redes em malha em que a maioria dos caminhos ópticos têm de atravessar necessariamente o mesmo conjunto de nós (como os nós centrais da rede europeia), RP baseada na topologia da rede vai obter resultados comparáveis com os que se baseiam sobre as demandas de tráfego estimadas.

Em [XIE *et al.*, 2014] foi tratado a RP para redes com taxa de transmissão mista (MLR), com o objetivo de minimizar o número de pontos de regeneração. Após discutir a complexidade do problema e propor uma formulação ILP, são apresentados algoritmos de aproximação heurísticos. Mas o modelo ILP proposto não é testado.

Além das obras orientadas tanto a problemas de RA e RP mencionado anteriormente, os estudos mais interessantes tratando de RA isoladamente são [MANOUSAKIS *et al.*, 2010] e [MARIN-TORDERA *et al.*, 2010]. Em [MANOUSAKIS *et al.*, 2010], Manousakis *et al.* propõem um algoritmo multi-custo de operação de IA-RWA, que inclui a alocação de regeneradores como um parâmetro de custo no cálculo do conjunto de caminhos candidatos. Diferentes políticas de otimização selecionam o caminho a seguir. Tais políticas incluem o comprimento de onda mais utilizado, a melhor qualidade de transmissão, o menor uso de regeneração, ou uma combinação deles. Em [MARIN-TORDERA *et al.*, 2010], diferentes técnicas de alocação de regeneradores são comparadas na presença de informação de QoT imprecisa (por exemplo,

devido a uma chegada com atraso de uma atualização). Os resultados indicam que soluções otimizadas são ineficientes se um alto grau de imprecisão está presente, enquanto que uma simples combinação de RA e IA-RWA funciona bem.

Existem ainda abordagens de Alocação de Regeneradores Mistos (MRP - *Mixed Regenerator Placement*), que combina regeneradores 3R (*Reamplification, Reshaping and Retiming*) e 2R (*Reamplification and Reshaping*). Os regeneradores 3R, que são os considerados neste trabalho, geram um novo sinal, passando pelo meio elétrico. Os regeneradores 2R são propostos para serem totalmente ópticos, fazendo a reformatação do sinal no meio óptico utilizando propriedades não lineares das fibras. Protótipos e modelos teóricos são conhecidos na literatura [MAMYSHEV, 1998], mas não é ainda uma tecnologia madura [ANDRIOLLI *et al.*, 2013]. Além evitar a passagem pelo meio eletrônico, os regeneradores 2R por serem totalmente ópticos tendem a ser bem mais baratos que os 3R e consumirem bem menos energia elétrica.

Em [CHEN *et al.*, 2013] foi estudado o projeto redes ópticas com foco em resiliência e eficiência energética com alocação de regeneradores mistos. Foram considerados tanto os cenários estáticos quanto os dinâmicos. Para o caso estático foi formulado um modelo ILP para otimizar a alocação de caminhos com proteção, com restrições de QoT e consumo energético. Mesmo não envolvendo a alocação de comprimentos de onda, o modelo proposto se mostrou intratável, e uma heurística foi proposta para a tarefa.

Modelagens ILP para a alocação de regeneradores são apresentadas e de fato testadas em [RAHMAN *et al.*, 2015], obtendo soluções ótimas. Dos dois modelos ILP apresentados: o segundo é uma versão *branch and cut* do primeiro. Apenas o segundo modelo se mostrou tratável o suficiente para ser aplicado a redes de grande porte. Todavia, os modelos não tratam da alocação de comprimentos de onda, e as restrições de camada física são consideradas apenas através de um limite fixo para o comprimento dos caminhos.

2.3 Conclusões

Serviços de telecomunicações de baixo custo exigem novas soluções, como a evolução de arquiteturas para maior taxa de *bits* nas redes ópticas, onde os sinais ópticos se degradam ao percorrerem caminhos longos, devido ao acúmulo de restrições de camada física. Ao mesmo tempo que a crescente taxa de *bits* por canal óptico permitirá que os fabricantes possam reduzir o número de portas nos comutadores de rede, o salto dos atuais sistemas de 10Gb/s implantados, para 100Gb/s, acrescenta problemas técnicos que ainda precisam ser plenamente investigados. Esse será um desafio ainda maior em sistemas ópticos de taxa de transmissão mista, em que

diferentes taxas de *bits* e formatos de modulação vão coexistir. Nos últimos anos, um esforço de investigação significativo foi gasto na elaboração de estratégias convergentes para levar em conta as informações de camada física para lidar com esses problemas. Como resultado, entre outras realizações, agora estão disponíveis bons algoritmos de IA-RWA para caminhos ópticos com proteção ou não.

Todavia, todas essas técnicas ainda não têm grande aplicação, pois foram desenvolvidas para tratar esses problemas academicamente. Apontam sim as melhores diretrizes que devem ser seguidas pela indústria ao se criar as redes, mas não estão adaptadas para uso prático. Além disso, para viabilizar a evolução das redes atuais muitas questões ainda precisam ser melhor resolvidas. A alocação de regeneradores conjuntamente com o IA-RWA se mostrou um problema de difícil resolução. Além disso, a modelagem das restrições de camada física para sistemas coerentes, e sua integração em sistemas de taxa e modulação mista, ainda é um problema em aberto.

Faz-se necessária então uma modelagem que possa tratar restrições de camada física com realismo, mesmo em sistemas de transmissão mista. Nesse caso, não se pode falar em planejamento realista sem tratar também a alocação de regeneradores, que precisa de estratégias mais eficientes de resolução. A alocação de regeneradores, além de fundamental para garantir a viabilidade, é um ponto do planejamento onde se pode otimizar mais fortemente os custos de um projeto.

3 Planejamento de Redes Ópticas de Transporte de Dados

O objetivo aqui é traçar estratégias para o planejamento de novas redes, dado um conjunto de fibras óticas para transportar um dado conjunto de demandas cliente, utilizando dos tipos de ONEs disponíveis. Ou seja, escolher, dimensionar, posicionar e configurar os ONEs de modo a atender todas as demandas solicitadas sobre a rede dada. Nesse ínterim, o que se deseja são soluções que sejam tecnicamente viáveis, e como consequência também é preciso decidir o roteamento e alocação de comprimentos de onda, além de estimar a viabilidade dos canais óticos propostos como solução.

Portanto o foco é o Planejamento de OTNs, que visa a configuração inicial da rede e os custos iniciais de instalação. Isso distingue-se da chamada Operação da OTN, cenário no qual a rede já está com os equipamentos óticos instalados e os canais óticos funcionando. Na operação o foco se torna a inserção de novas demandas e o monitoramento das atuais, além da recuperação em caso de falhas na redes.

Não são tratadas, portanto, as funcionalidades de gerenciamento, pois são mais ligadas à operação. Já as funcionalidades de supervisão e proteção, que desempenham um papel central na rede em operação, também interagem com o sinal ótico, logo, devem ser consideradas no projeto. Mas apenas no que tange a instalação de equipamentos óticos.

A intenção é oferecer estratégias de planejamento para as redes atuais, que utilizam fibras já instaladas, restringindo-se a tratar das tecnologias atualmente comerciais. Neste escopo, tanto as fibras quanto os equipamentos e suas configurações seguem as recomendações da ITU-T, e com base nesses padrões são definidas as estratégias criadas.

Assim, o que se chama aqui de projeto da rede é uma solução tecnicamente viável e otimizada para o RWA, que atenda às demandas dadas. Para isso, deve-se estimar a viabilidade dos canais óticos de uma forma realista, ou seja, alocar equipamentos óticos e estimar se os sinais estão atendendo a seus parâmetros de operação, sempre guiados pelas recomendações da

ITU. Por otimização entenda-se: minimizar o custo, mas controlando a qualidade do sinal, com uma solução robusta, maximizando a disponibilidade da rede.

A robustez da solução remete a capacidade da rede de suportar mudanças no tráfego, seja por falhas ou alterações no conjunto de demandas. E maximizar a disponibilidade significa economizar os recursos da rede, ou seja, maximizar sua capacidade de expansão no futuro, e não apenas atender o conjunto atual de demandas. Essas diretrizes guiaram as escolhas para as estratégias de planejamento criadas.

3.1 Redes Ópticas de Transporte

Em uma rede óptica, cada par de nós pode ser interconectado por mais de um cabo, possivelmente em trajetos distintos. E cada cabo pode conter muitas fibras ópticas, tipicamente em número par. Cada fibra pode ser utilizada em ambas as direções, mas normalmente os equipamentos empregados na implementação das redes suportam tráfego em um sentido apenas. Desse modo, a unidade elementar da estrutura física é modelada como uma única fibra óptica orientada em um determinado sentido, denominada de **ligação física**. O conjunto das ligações físicas da rede é chamado de **topologia física**.

O estudo de redes ópticas é realizado através de métodos distintos de acordo com o tipo de tráfego considerado; se é estático ou dinâmico. No caso de tráfego estático, que é o foco deste estudo, é assumido uma determinada matriz de demanda de tráfego, a quantidade de conexões que devem ser criadas entre os pares de nós da rede. Considera-se essas demandas como sendo fixas para fins de planejamento, podendo basear-se em levantamentos históricos ou mesmo estudos estimativos.

No contexto de tráfego dinâmico existem outras linhas de pesquisa, que são mais direcionadas para a operação da rede, considerando uma infraestrutura pré-existente e demandas já em funcionamento. Nessa área pode-se estudar, por exemplo, o comportamento da rede ao se adicionar mais canais, ou avaliar cenários de falha em nós ou enlaces.

A Figura 3.1 apresenta um exemplo para uma topologia física, onde os nós da rede estão conectados por pares de ligações físicas em sentidos contrários. Todavia, dependendo da matriz de demandas, nem todas as ligações físicas disponíveis precisarão ser usadas.

Nesse contexto, o desenvolvimento da tecnologia WDM, permitiu que vários canais independentes compartilhem a mesma fibra óptica, proporcionando um melhor aproveitamento da banda de transmissão disponível nas fibras, multiplicando a capacidade das fibras ópticas, esses canais são transmitidos em diferentes comprimentos de onda. A quantidade de comprimentos

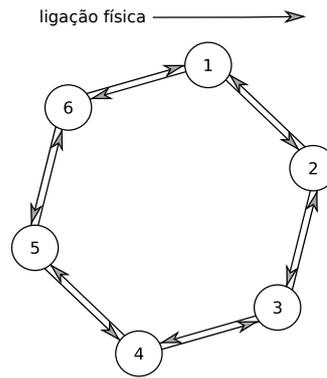


Figura 3.1: Exemplo de uma topologia física para uma rede de 6 nós

de onda que podem ser multiplexados em uma ligação física depende dos equipamentos ópticos e do tipo de cabo de fibra óptica empregado. Sistemas com muitos canais são chamados de DWDM (*Dense WDM*). Sistemas com até 80 canais já são comercializados atualmente.

3.2 Roteamento de Tráfego por Comprimentos de Onda

A tecnologia de multiplexação por comprimento de onda, além de possibilitar a transmissão de vários sinais pelo mesmo meio, permite a implementação de redes com roteamento de tráfego por comprimentos de onda (WRON - *Wavelength Routed Optical Networks*). As vantagens desse tipo de rede decorrem de sua infra-estrutura flexível, com elevada capacidade e confiabilidade na transmissão de dados.

Esta arquitetura se utiliza de dispositivos ópticos que permitem o roteamento transparente de tráfego, onde a informação pode ser roteada pelo meio óptico, sem passar para o domínio eletrônico, nos pontos intermediários entre a origem e o destino de uma demanda de tráfego. Tem-se assim uma camada acima da configuração física da rede, pois um caminho óptico transparente pode ser definido de várias formas sobre a rede. Esta é uma camada servidora, que proverá acesso à rede às camadas clientes que, por sua vez, enxergarão apenas essas ligações transparentes. Portanto, há uma camada eletrônica, formada por roteadores eletrônicos de pacotes de dados, interconectados por canais ópticos transparentes, e uma camada óptica, onde o roteamento do tráfego pela rede física é realizado por dispositivos ópticos WDM.

Os canais ópticos transparentes, por onde trafegam as demandas de tráfego, são chamados de **ligações lógicas**. A **topologia lógica** da rede é assim formada pelo conjunto das ligações lógicas que, bem como a topologia física, é um grafo direcionado. Ela abstrai a estrutura física da rede, pois pode ter uma estrutura totalmente diferente, e faz a ligação entre a camada eletrônica e a óptica.

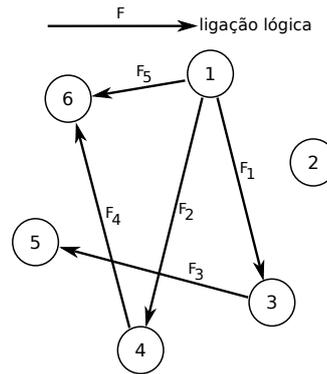


Figura 3.2: Exemplo de uma topologia lógica para uma rede de 6 nós.

Na Figura 3.2 está o exemplo de uma topologia lógica para a rede óptica de 6 nós, ilustrada na Figura 3.1. As ligações lógicas definidas devem ser configuradas nos dispositivos ópticos WDM, criando os canais ópticos transparentes. Nessa figura vê-se três configurações distintas para os nós. O nó 1 tem apenas ligações lógicas iniciando nele, mas nenhuma incidindo. Portanto, sobre essa topologia lógica, ele pode apenas originar tráfego para os demais nós da rede, mas não pode receber. Os nós 5 e 6 estão na situação inversa, podendo apenas receber tráfego através dessa topologia lógica. Por sua vez, os nós 3 e 4 possuem ligações lógicas chegando e saindo, portanto, podem tanto receber quando originar tráfego. Por fim, tem-se a situação do nó 2, que não possui ligações lógicas incidentes ou originadas. Nessa topologia lógica ele não é origem e nem destino de tráfego, todavia ainda pode ser usado como passagem pelos canais ópticos transparentes.

O que caracterizou as WRON como uma nova geração de redes ópticas foi a possibilidade de se implementar uma topologia lógica totalmente reconfigurável sobre a estrutura física da rede. A topologia lógica é configurada nos dispositivos ópticos de comutação de comprimentos de onda, e pode ser modificada em função das flutuações das demandas de tráfego, bem como da necessidade de restauração em caso de falhas.

3.3 Nós de Roteamento

O roteamento de tráfego em uma WRON é realizado de duas formas: na camada óptica da rede, que se denomina roteamento transparente, e na camada eletrônica, após sua conversão de sinal óptico para elétrico para processamento em roteadores de pacotes de dados. No roteamento transparente, os comprimentos de onda podem ser redirecionados nos dispositivos de comutação óptica, com a vantagem da ausência do atraso em filas originado pelo congestionamento em roteadores eletrônicos. Esse congestionamento está diretamente associado a limitações na qualidade de serviço em redes de comunicações, pois origina atraso e eventuais

descartes de pacotes, que prejudicam principalmente as emergentes aplicações em tempo real.

Em uma WRON, para permitir conexões transparentes, os nós da rede precisarão ser equipados com dispositivos ópticos WDM capazes de realizar roteamento de tráfego por comprimentos de onda. O conjunto mais básico de equipamentos capaz de realizar essa tarefa é baseado apenas em um par MUX/DEMUX: multiplexador (MUX) e demultiplexador (DEMUX) WDM. Responsáveis por, respectivamente, agregar vários comprimentos em um sinal WDM e depois separá-los para que possam seguir caminho.

O dimensionamento dos equipamentos dos nós depende do número de canais ópticos entrando e saindo, do número de rotas transparentes passando pelo nó, do número de ligações físicas de entrada e saída e do número de comprimentos de onda que podem ser multiplexados em cada ligação física. Cada equipamento é capaz de suportar uma certa quantidade desses recursos, e o custo dessa capacidade não aumenta de forma linear. Dobrar a capacidade de um nó para certo recurso pode demandar um investimento várias vezes maior.

Um conceito importante aqui é o de **grau do nó**. Na teoria de grafos, para um grafo direcionado tem-se os graus de entrada e saída, que correspondem ao número de arestas incidentes e dissidentes, respectivamente. Mas, como os nós estão sempre conectados por pares fibras, uma em cada direção, os graus de entrada e saída são sempre iguais em cada nó. Olhando cada par de fibras opostas como uma ligação bidirecional, a topologia física também pode ser vista como um grafo não direcionado. O **grau de um** nó da rede fica então definido como seu grau enquanto grafo não direcionado, que é o número de vértices (nós) aos quais está conectado. E cada grau indica a conexão com um par de fibras, em direções opostas. Um par MUX/DEMUX deve servir a cada grau, por isso é comum que sejam integrados em um único equipamento. Uma representação de um par MUX/DEMUX pode ser vista na Figura 3.3.

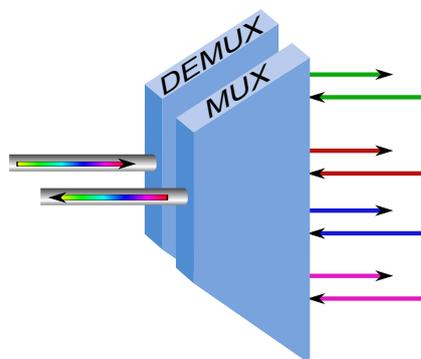


Figura 3.3: Modelo de um par MUX/DEMUX conectado a um par de fibras.

Um nó equipado com MUX/DEMUX é capaz de adicionar ou remover canais, por isso é chamado de OADM (*Optical Add-Drop Multiplexer*). Outra funcionalidade de um OADM é

passagem transparente, puramente ótica, dos canais. Um canal incidente, depois de demultiplexado, que não tem o nó atual como destino, pode ser diretamente conectado a um MUX sendo reencaminhado para outro nó. Essa passagem transparente é que caracteriza o roteamento por comprimento de onda, tornando a rede em um WRON.

Na Figura 3.4 tem-se parte de um modelo para a arquitetura de um OADM em um nó de grau 2, apenas a metade responsável por uma das direções de propagação. Nele, uma ligação física de entrada é direcionada a uma ligação física de saída, sem conversão eletrônica, podendo ter um ou mais comprimentos de onda desviados para os *Transponders (Drop)*. O tráfego que não se destina ao nó atual mais o tráfego que nele se origina (*Add*), convertido para o meio óptico, são reencaminhados para uma ligação física de saída em um dos comprimentos de onda disponíveis. Na Figura 3.4 dois canais estão passando transparentemente, um está sendo retirado e seu comprimento de onda é reaproveitado por um canal que está sendo inserido.

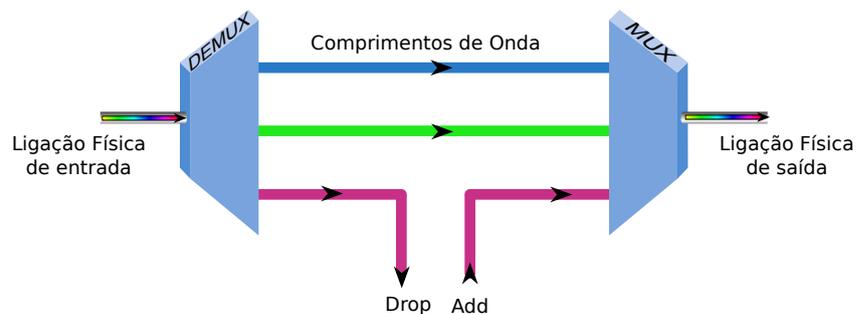


Figura 3.4: Em um nó de grau 2, esta é uma das direções de propagação de um OADM básico.

Em um OADM simples a configuração é manual; cada canal a ser retirado, inserido ou redirecionado, implica em manualmente conectar um cordão óptico entre dois equipamentos. Em redes com muitos canais, ou em nós com grau maior que 2, uma eventual reconfiguração pode ser um problema. Por isso, OADMs de configuração manual são apenas usados em nós de grau 2, de preferência onde não haja troca de tráfego (*Add-Drop*). Todavia, atualmente esses nós de configurações manual estão caindo em desuso.

Onde há mais conexões ou troca de tráfego são necessários OADMs reconfiguráveis automaticamente, equipamentos mais complexos chamados ROADMs (*Reconfigurable OADMs*), que permitem a reconfiguração de forma automática e remota. Sendo esta última sua principal característica, pois torna desnecessário ir a campo apenas para modificar um canal, o que pode exigir várias modificações ao longo de um caminho.

A tecnologia mais comum atualmente para ROADMs, aplicada a redes DWDM de longo alcance, utiliza um equipamento chamado de comutador seletivo de comprimentos de onda (*WSS - Wavelength Selective Switch*) [STRASSER; WAGENER, 2010]. Operando diretamente

sobre o agregado WDM, o WSS é capaz de filtrar comprimentos de onda específicos, sem a necessidade de demultiplexação. Depois de configurado, atua como um elemento óptico passivo e bidirecional, que pode ser usado de duas maneiras: subdividindo um agregado WDM, separando os canais em direções diferentes; ou unindo agregados WDM, selecionando em cada um os canais desejados, criando um novo agregado. Isso é ilustrado na Figura 3.5.

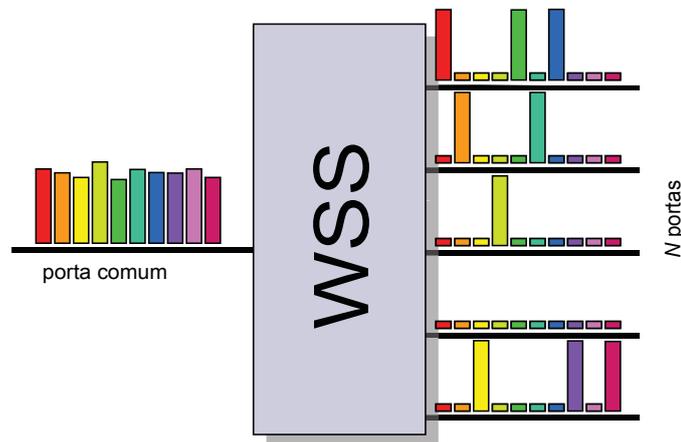


Figura 3.5: Esquema de funcionamento de um WSS que, depois de configurado, é totalmente passivo e bidirecional.

Em um nó, para realizar o roteamento dos comprimentos de onda, são necessários um WSS para cada grau. E cada um deles deve estar interconectado, para que um sinal chegando por qualquer direção possa ser encaminhado para qualquer outro caminho. Isso está ilustrado na Figura 3.6.

Note, ainda na Figura 3.6, que cada WSS deve estar ligado à infraestrutura de *Add-Drop*, que no caso mais simples pode ser apenas um MUX/DEMUX para cada um. Isso portanto, limita as possibilidades de reconfiguração para os canais inseridos ou retirados nesse ponto, podendo ser necessário refazer o cabeamento manualmente em caso de falhas ou mudança da matriz de demandas. Portanto, nessa configuração simples o nó não é completamente reconfigurável.

Estruturas mais avançadas de *Add-Drop* dão mais flexibilidade ao nó mas aumentam os custos e, quanto mais equipamentos o sinal tiver de atravessar, mais degradado será. Por isso, podem ser usadas apenas em nós de intensa troca de tráfego. Mas ainda assim, a rede como um todo continuaria não sendo por completo automaticamente reconfigurável.

Note que, para realizar apenas o roteamento dos canais, não é necessário um WSS para receber o sinal chegando ao nó. Os canais selecionados e encaminhados por ele serão filtrados novamente por um WSS na saída. Este é necessário para unir todos os agregados, vindo de cada direção mais o proveniente do MUX, e criar um novo, que será remetido a rede.

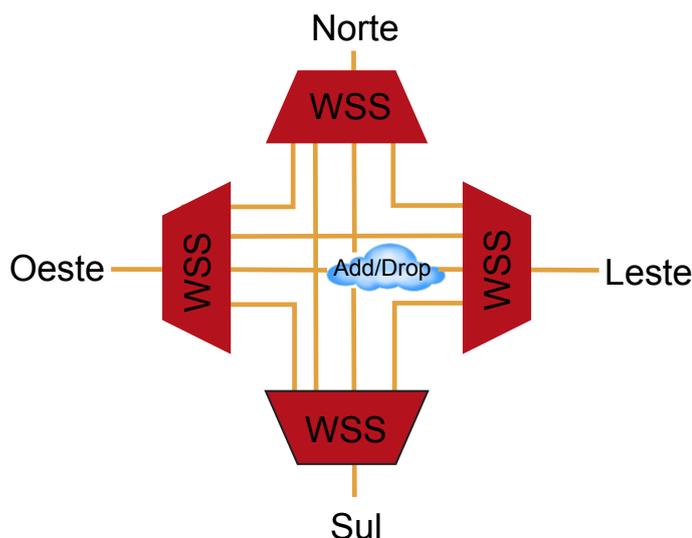


Figura 3.6: Em um nó de grau 4, a configuração de um ROADM, onde cada ligação indica uma conexão bidirecional. Cada WSS deve estar conectado aos demais, e todos conectados à estrutura de *Add-Drop*.

Portanto, na recepção do sinal usa-se apenas um divisor de potências (*Splitter*), que envia uma duplicata do agregado incidente para todas as demais saídas e também uma cópia para o *Drop*. Assim, cada WSS na saída seleciona quais canais irão seguir adiante por esse caminho. Além dos que estão sendo adicionados, que chegam a esse WSS também como um agregado WDM, vinda da estrutura de *Add*.

Na Figura 3.7 tem-se o exemplo de um nó de grau 3 com uma configuração básica de ROADM. Em cada grau um WSS seleciona quais canais seguirão por esse caminho, e na recepção um *Splitter* divide o sinal para cada possível destino. A estrutura de *Add-Drop* se resume a um par MUX/DEMUX ligado a cada grau. Nesse tipo de arranjo os equipamentos ficam separados por grau, tipicamente em bastidores próprios, como indica a Figura 3.7. Nela, os equipamentos identificados por **Tx** e **Rx** são os *Transponders* atuando como transmissores ou receptores, respectivamente. Todavia, muitas vezes as duas operações estão integradas no mesmo equipamento, atendendo a uma demanda cliente bidirecional, embora isso não seja necessário.

Em arranjos como o da Figura 3.7, a mudança em canais retirados ou inseridos tem limitações, do ponto de vista da reconfiguração automática. Por exemplo, o multiplexador óptico tem portas específicas para cada comprimento de onda. Mesmo que o *Transponder* possa mudar o comprimento de onda de transmissão automaticamente, o que de fato existe, ainda seria necessário mudar a porta com que ele se conecta com o multiplexador óptico. Um ROADM que não possui essa limitação é dito *Colorless* (independente de cor).

Outro problema que ocorre tem relação com as possíveis direções para um canal adicionado. Uma demanda que está sendo inserida, por exemplo, na direção oeste na Figura 3.7, não pode

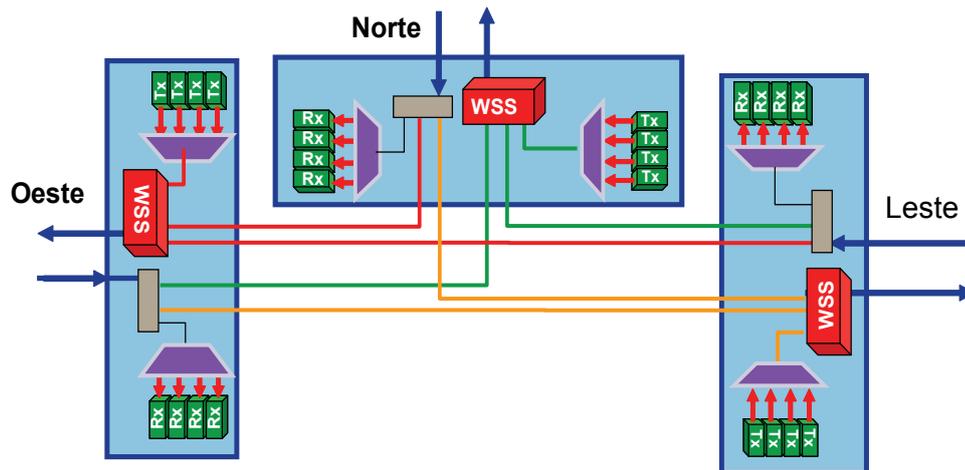


Figura 3.7: Configuração típica de um nó de grau 3 com WSS. Fonte: [JDSU, 2009]

ser roteada automaticamente para outra direção, sendo necessária uma reconexão manual para retirá-la do MUX atual e conectá-la a outro. E o mesmo se aplica a um canal retirado, cujo *Transponder* está ligado a um porta específica do DEMUX. Ele não poderia passar a chegar por uma direção diferente e ser recepcionado pelo mesmo *Transponder*, que está conectado ao cliente. Um ROADM cuja estrutura de inserção seja livre dessa limitação é dito **Directionless** (independente de direção).

Uma forma de corrigir a restrição de direção é utilizar apenas um MUX, passando por *Splitter*, que direcionaria o sinal para todas as saídas. Assim os sinais inseridos poderiam tomar qualquer direção. O mesmo poderia ser feito para os canais retirados, com todos os sinais direcionados para *Drop* iriam para um WSS adicional, que selecionaria os canais a serem retirados vindo de cada direção, passando-os para um único DEMUX. No entanto, um problema surge com essa abordagem: apenas um canal de cada cor pode ser retirado ou inserido, pois só há um MUX e um DEMUX. Um OADM sem essa limitação é dito **Contentionless** (sem contenção). Uma estrutura sem contenção deve permitir que múltiplos canais com o mesmo comprimento de onda sejam recebidos ou adicionados. Veja que o arranjo da Figura 3.7 é **Contentionless**, embora tenha suas limitações.

Um OADM que una as três propriedades (CDC - **Colorless, Directionless, and Contentionless**) seria o necessário para uma rede de reconfiguração totalmente automática [PERRIN, 2010]. Mas essa tecnologia não chegou a tempo de se consolidar para a plataforma atual de redes DWDM, mas talvez seja uma realidade para as tecnologias futuras, que incluem taxas 100Gbps ou mais e utilização flexível do espectro óptico [FUJITSU, 2014].

Outra alternativa para as redes com roteamento por comprimento de onda seria o OXC (*Optical Cross-Connect*), um equipamento óptico integrado capaz de rotear os comprimentos

de onda livremente. Na Figura 3.8 tem-se um modelo para a arquitetura de um OXC. Neste, para cada comprimento de onda, há uma matriz de comutação óptica que recebe determinado comprimento de onda de todas as ligações físicas de entrada, que por sua vez, podem ser encaminhados para qualquer uma das ligações físicas de saída.

Em um OXC as operações de desvio de tráfego para o roteador eletrônico, ou o caminho inverso, (*Drop/Add*) são feitas diretamente nas matrizes de comutação óptica. Entretanto, dificuldades técnicas e o custo impediram que essa tecnologia se massificasse para redes DWDM de altas taxas e longas distâncias [JACKMAN *et al.*, 1999]. Em função de vantagens técnicas e custo, mesmo não sendo tão flexível quanto um OXC, a indústria acabou se voltando para os atuais ROADMs baseados em WSS [STAVDAS *et al.*, 2008].

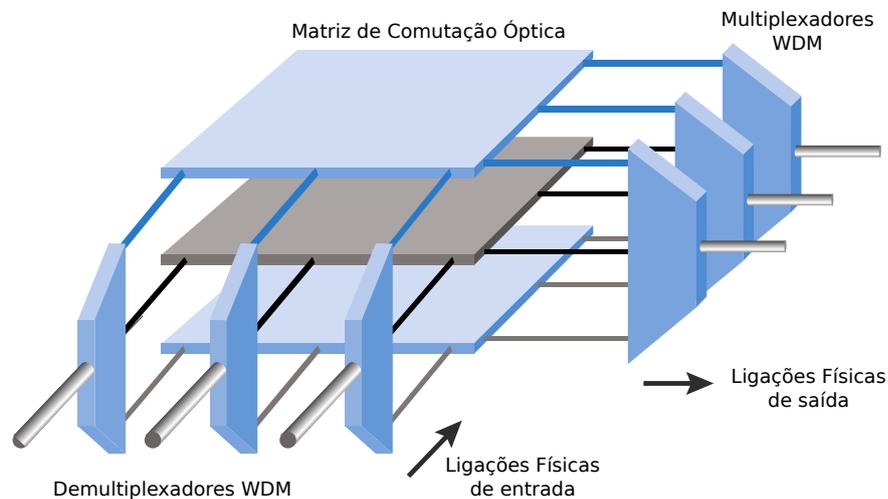


Figura 3.8: Modelo da arquitetura de um OXC.

Note que, para fins de planejamento, o mais importante é o roteamento, que é realizado com sucesso pela esquema básico de um ROADM como o da Figura 3.7. O planejamento para infraestrutura de *Add-Drop* pode ser feita em um etapa posterior se a atenuação e ruído até o WSS for parametrizado tendo isso em mente. Mesmo para as arquiteturas das próximas gerações de tecnologia [FUJITSU, 2014], o que mais muda é a infraestrutura de *Add-Drop*, ficando a configuração básica de um WSS por grau praticamente inalterada.

3.4 Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda

O RWA pode ser separado em duas etapas: o roteamento e a alocação de comprimentos de onda. O roteamento consiste em encontrar as rotas para cada sinal que viaja ópticamente, ainda sem considerar o uso de regeneradores. Já na alocação de comprimentos de onda é preciso escolher a cor de cada canal óptico. O importante é que apenas essa segunda parte é um problema

que se reduz¹ à coloração de grafos.

Mais adiante, na Seção 3.4, é mostrado como levar uma alocação de comprimentos de onda em uma coloração de grafos. Por hora é suficiente saber que se parte de um problema (alocação de comprimentos de onda) pode ser reduzido a um problema NP-Completo (coloração de grafos), então o problema reduzido é tão difícil quanto o original, e possivelmente mais difícil. Disso decorre que o problema de alocação de comprimentos de onda é tão difícil quanto a coloração de grafos, ou mais.

Na prática, o que se deseja é não apenas obter uma coloração; o ideal é que alocação de comprimentos de onda escolhida seja mínima, ou seja, utilize o mínimo de cores possível. De modo que o número máximo de comprimentos de onda esteja disponível para possíveis novas conexões, maximizando assim a disponibilidade da rede. Desse modo, como um problema de otimização, a alocação de comprimentos de onda fica classificada com um problema NP-Difícil (NP-*Hard*). Grosso modo, isso significa que não é possível verificar isoladamente se uma dada solução é ótima em tempo polinomial.

Portanto, apenas o RWA já é um problema de difícil resolução, sem incluir todo o resto do projeto que se pretende tratar. Simplesmente incluir no modelo matemático do RWA todas as restrições e variáveis necessárias para o projeto de uma OTN poderia criar um problema intratável. Além disso, o RWA é um problema estudado há anos, que já possui técnicas bem eficientes de resolução [COUSINEAU *et al.*, 2012].

Simplesmente incluir no RWA todos os subproblemas que se pretende tratar no escopo deste trabalho pode impedir que tais técnicas sejam usadas. O objetivo neste trabalho é obter estratégias para criação do projeto de OTNs sem ir muito além do custo computacional intrínseco do RWA.

Há duas principais métricas de interesse no roteamento, uma é que as rotas físicas não devem ser muito longas para evitar perdas por degradação do sinal. Outro fator importante é o número de caminhos ópticos compartilhando o mesmo enlace, pois isso influencia diretamente na quantidade de comprimentos de onda que serão necessários na resolução da coloração [ZANG *et al.*, 2000]. Além disso, sua minimização forçaria uma distribuição mais uniforme dos caminhos ópticos nos enlaces.

Por sua vez, a coloração consiste em atribuir comprimentos de onda às rotas físicas determinadas no roteamento. Essa atribuição precisa considerar que dois canais ópticos passando por um mesmo enlace, no mesmo sentido, devem ter comprimentos de onda diferentes. Além disso, é assumida a restrição de continuidade de comprimentos de onda [ZANG *et al.*, 2000],

¹Redução no sentido formal da Análise de Algoritmos [CORMEN *et al.*, 2001].

ou seja, um mesmo comprimento de onda deve ser usado do início ao fim de uma rota física. O objetivo mais comum nessa etapa é minimizar o número de comprimentos de onda necessários, pois isso influencia no dimensionamento dos equipamentos WDM dos nós e nos cabos de fibra óptica.

O roteamento e a coloração podem ser modelados como problemas de programação inteira (ILP - *Integer Linear Problem*) [ZANG *et al.*, 2000], como um único modelo, ou como dois problemas subsequentes: primeiro o roteamento e depois a alocação de comprimentos de onda.

A coloração de grafos é um problema NP-Completo quando se tenta colorir os nós de um grafo com um dado número de cores [GAREY; JOHNSON, 1979], onde dois vértices conectados não podem ter a mesma cor. Mas, descobrir qual é o mínimo número de cores com o qual é possível fazer a coloração é um problema chamado NP-Difícil (*NP-Hard*). E esse é o caso da alocação de comprimentos de onda. Utilizar o mínimo de cores possível aumenta a disponibilidade da rede; a quantidade de comprimentos de onda não utilizados. Mas não se sabe *a priori* qual é esse mínimo.

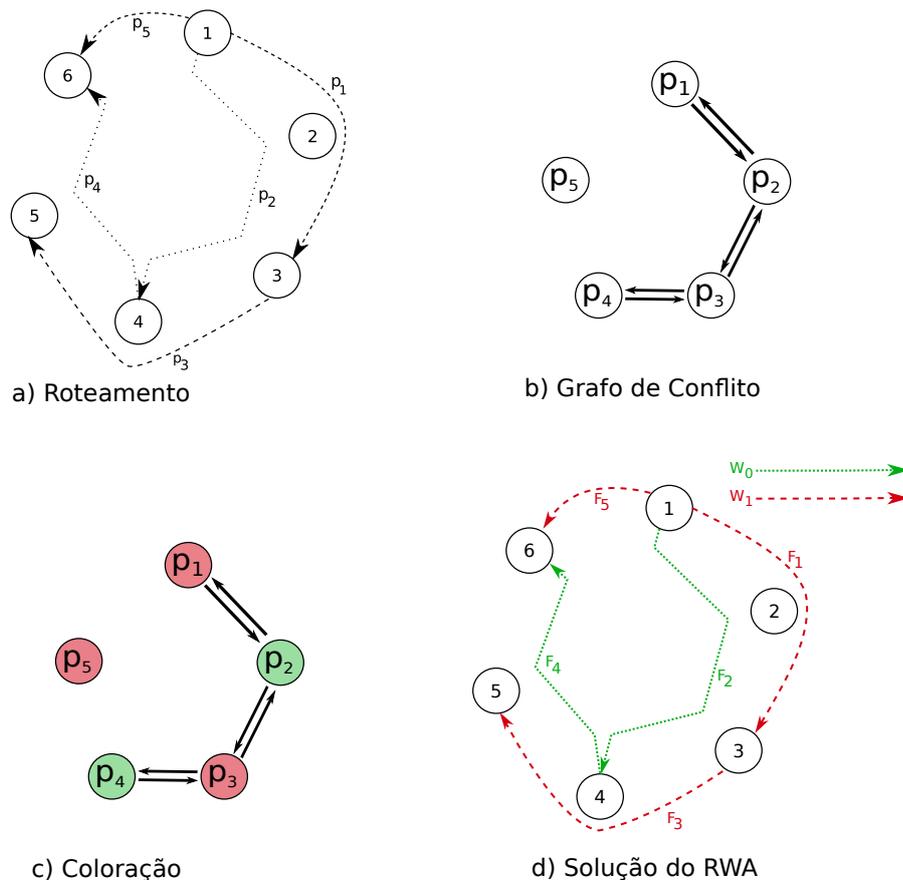


Figura 3.9: Exemplo de Grafo de Conflito para um dado Roteamento.

Na Figura 3.9 está ilustrado a separação do RWA entre roteamento e coloração. No item *a)* está uma solução para o roteamento das ligações lógicas dadas na Figura 3.2. Desse roteamento

cria-se o chamado Grafo de Conflito, no item *b*), onde cada caminho óptico é um nó, e as arestas são os conflitos entre eles. Dois caminhos ópticos estão em conflito se, em alguma parte de seus percursos, compartilham uma mesma fibra óptica no mesmo sentido. No item *c*) tem-se uma solução para a coloração, que é repassada de volta para o roteamento, complementado uma solução do RWA.

Cada roteamento possui um Grafo de Conflito associado, e este por sua vez possui um Número Cromático, o menor número de cores com que pode ser colorido. É chamado de Número Cromático de um Roteamento, o número cromático de seu grafo de conflito. Podendo haver mais que uma rota possível para estabelecer cada ligação lógica, existem múltiplas soluções para o roteamento, cada uma com um número cromático. Denomina-se então de Número Cromático do RWA, o menor possível que pode ser dado por algum roteamento. Desse modo, minimizar o número de comprimentos de onda utilizados no RWA, pode ser visto como encontrar um roteamento cujo grafo de conflito tenha o menor número cromático.

4 *Alocação de Equipamentos e Criação das Rotas Viáveis*

O foco deste trabalho são as redes troncais. O conjunto de fibras ópticas irá formar a topologia da rede, com pares de fibras conectando seus nós. Cada fibra é utilizada em um sentido apenas.

Qualquer equipamento que seja aplicado necessita de uma infraestrutura complexa de suporte. Além do arrefecimento e alimentação elétrica, junto a todo ONE há equipamentos de supervisão e, talvez, gerência. E há de se considerar que são equipamentos caros e sensíveis, portanto, essa infraestrutura deve ser acomodada em ambientes fechados (*indoor*). Se ela já não existir neste ponto, este será um custo adicional.

Os nós que precisarem adicionar (*Add*) ou retirar (*Drop*) canais da rede necessitam um conjunto de equipamentos que os classifica como um OADM (*Optical Add-Drop Multiplexer*), capazes de multiplexar e demultiplexar o agregado WDM. E também os nós que necessitam rotear os comprimentos de onda, tornando a rede em uma WRON, devem ser um OADM. Uma sequência de nós entre dois OADMs é chamada de enlace. Isso atribui uma abstração à topologia da rede, olhando os OADMs como nós e os enlaces como arestas.

O primeiro problema a ser resolvido é escolher quais nós serão OADMs, e este é um dos principais custos do projeto com equipamento. Mas, como visto na Seção 4.1, o posicionamento de OADMs depende mais da topologia da rede e das demandas a serem atendidas. Todavia, essas fases estão fora do escopo do projeto proposto aqui. Por isso, os custos com OADMs se tornam quase um custo fixo se a escolha da topologia da rede e matriz de demandas estiverem fora do projeto.

São apresentadas a seguir critérios e estratégias que permitirão facilitar o planejamento de OTNs. Será visto como alocar a maior parte dos equipamentos, visando minimizar os custos do projeto, mas mantendo a viabilidade técnica da solução. Isso é feito particionando os subproblemas de modo que possam ser resolvidos sequencialmente, para que o custo computacional seja diluído ao longo das etapas.

Inicialmente deve-se decidir quais equipamentos serão utilizados na rede óptica, e onde colocá-los. Deve ser levado em conta a viabilidade técnica da solução, definindo a configuração dos equipamentos e sua interconexão. O objetivo principal é minimizar o custo total do projeto, atendendo a todas as demandas de tráfego possíveis, mas procurando sempre poupar os recursos da rede. Outros fatores podem ser levados em conta, como a qualidade de serviço (QoS) ou o consumo elétrico para a operação da rede.

Os dados de entrada são a topologia física da rede, uma matriz de demandas a ser totalmente atendida e uma lista dos dispositivos ópticos disponíveis para o projeto. A topologia física é apenas uma lista de arestas bidirecionais, que representam os pares de fibra óptica. Cada aresta deve possuir as informações técnicas da fibra que a compõe para fins estimação dos efeitos da camada física.

4.1 Tipificação dos Nós

O conjunto de fibras ópticas irá formar a topologia física da rede. Neste trabalho o foco são as redes troncais, logo não considera-se a possibilidade de se usar as fibras em ambas as direções pois, apesar de ser tecnicamente viável, exige equipamentos específicos e o mais usual é utilizar pares de fibra paralelas, cada uma em um sentido apenas. Os pontos entre duas fibras subsequentes serão os nós da rede, mas a forma como podem ser usados varia. Basicamente há 3 tipos bem distintos.

Tipos de nó da rede:

- Ponto de Passagem;
- Ponto de Amplificação;
- Nó OADM (*Optical Add-Drop Multiplexer*);

A forma mais trivial de conexão entre duas fibras é uma simples emenda, em pontos sem nenhum equipamento óptico, acomodadas em uma caixa de passagem ou alguma edificação. Por simplicidade, classifica-se aqui todo ponto onde não há equipamentos ópticos como Ponto de Passagem, sem diferenciar se possuem edificação. Assim, na rede inicial, onde o projeto será aplicado, todo nó é um ponto de passagem, até que algum equipamento seja alocado.

Qualquer equipamento que seja aplicado necessita de uma infraestrutura complexa de suporte. Além de arrefecimento e alimentação elétrica, junto a todo ONE há equipamentos de supervisão e, talvez, gerência. E há de se considerar que são equipamentos caros e sensíveis,

portanto essa infraestrutura deve ser acomodada em ambientes fechados (*indoor*). Se ela ainda não existir nesse ponto, este será um custo adicional.

Desse modo, decidir tornar um Ponto de Passagem em um ponto com equipamentos ópticos tem grande impacto no custo do projeto. Mas simplesmente minimizar os pontos dotados de equipamentos ópticos impacta negativamente na qualidade do sinal, como é visto adiante na Seção 4.2.1.

Os outros tipos de nó diferem na capacidade de adicionar (*Add*) ou retirar (*Drop*) canais da rede. Cada ponto onde o tráfego entra e sai da rede representa na verdade um grande número de clientes. Cada ponto de troca de tráfego desse, comumente chamado de Ponto de Presença (PoP - *Point of Presence*), pode ser uma universidade ou um provedor local de acesso à internet.

Um nó com capacidade de *Add* e *Drop* é um nó do tipo OADM, como já foi discutido. Com eles o nó ganha também a capacidade de reencaminhamento dos canais, o que permite o roteamento dos comprimentos de onda, tornando a rede uma WRON. Já um Ponto de Amplificação possui apenas a estrutura mínima para instalação dos amplificadores ópticos, que operam diretamente no agregado WDM. Obviamente, todo nó onde demandas iniciam ou terminam tem de ter capacidade de *Add* e *Drop*, portanto tem de ser do tipo OADM.

Outro fator decisivo são as conexões que o nó tem. Um nó com grau maior que 2 necessita de capacidade de reencaminhar canais. Logo, também terá de ser um OADM, mesmo que não necessite fazer *Add* e *Drop*. Nós de grau 1, se não tiverem demandas inicialmente mas devem fazer parte do projeto atual, devem ser nós OADM para uso futuro, pois não têm interação com o funcionamento da rede no projeto.

Assim, olhando apenas para as demandas e para o grau lógico, já há um número mínimo de OADMs. Nós adicionais desse tipo devem ser definidos com base em critérios críticos, dado o elevado custo de todos os equipamentos e instalações necessárias para um nó OADM.

Por fim, nós com grau 2 são usados como Ponto de Amplificação ou ficam como Ponto de Passagem. Assim, cada sequência de nós de grau 2 entre dois OADMs é chamada de enlace. Isso atribui uma abstração à topologia da rede, olhando os OADMs como nós e os enlaces como arestas. E dentre os nós de cada enlace são escolhidos aqueles a se tornarem Pontos de Amplificação, como mostra a Figura 4.1.

O principal custo relacionado ao projeto é a quantidade de nós OADM, pela quantidade de equipamentos utilizado nele, seguido pelo número de pontos de amplificação. Essa tipificação dos nós da rede deve ser feita com muita cautela, de modo a minimizar o custo do projeto.

É assumindo neste trabalho que todas as requisições na matriz de demandas devem ser

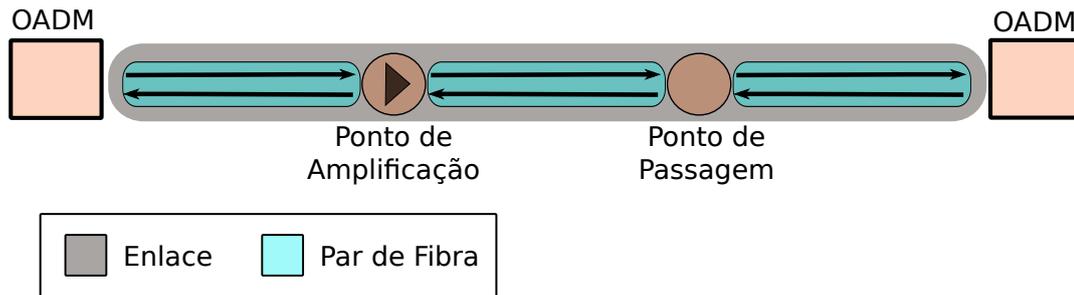


Figura 4.1: Agrupamentos dos nós em enlaces.

atendidas, para que o projeto seja viável, pois trata-se de um cenário de planejamento. Assim, se a matriz de demandas e a topologia física são determinadas em etapas anteriores, o que é usual, tem-se um mínimo de nós OADM bem definidos. Além disso, dado o custo elevado de cada nó OADM, e prováveis particularidades geográficas e gerenciais, a escolha de nós OADMs adicionais deve ser uma decisão gerencial. Portanto, não é prático atribuir essa decisão exclusivamente a ferramentas automatizadas. Todavia, em caso de necessidade técnica, pode ser necessário “promover” um nó de amplificação ou um nó de passagem a OADM, de modo a atender a todas as demandas. Assim, mesmo que a modelagem não tome essa decisão, ela deve saber indicar as demandas problemáticas e os possíveis nós a serem “promovidos”.

Em cada nó OADM, os diversos equipamentos que deverão estar presentes, mais uma vez, são diretamente definidos pela demandas e pela topologia física, com exceção dos Amplificadores Ópticos, DCMs e Regeneradores Ópticos, os quais serão tratados mais adiante. Mas cabe aqui um comentário adicional a respeito dos *Transponders*. A menos que técnicas de Agregação de Tráfego (*Traffic Grooming*) sejam utilizadas [ZHU; MUKHERJEE, 2003], seu número não irá variar, ficando sua quantidade definida pelas operações de *Add-Drop* a serem realizadas. Todavia, as técnicas de *grooming* existentes são muito atreladas à tecnologia adotada, nenhuma delas ainda muito difundida [DUTTA *et al.*, 2008]. Pretende-se neste trabalho traçar estratégias para projetos de redes atuais, logo, esse tipo de equipamento não é considerado.

Tipicamente, há um conjunto de equipamentos associados a cada par de fibra da topologia física que se conecta a um Nó, como na Figura 3.7. Para modelar esse comportamento, subdivide-se cada Nó em Interfaces, em que cada uma está conectada a um par de fibras, uma incidente e outra dissidente. Isso está ilustrado na Figura 4.2. Todos os equipamentos de um nó considerados neste trabalho estão localizados em uma de suas Interfaces, deixando de fora equipamentos de conexão com a camada cliente, roteamento eletrônico de tráfego, ou estruturas avançadas de *Add-Drop*.

Em um ROADM-WSS básico, sempre onde houver operações de *Add-Drop*, um MUX e um DEMUX deverão estar presentes, assim, faz sentido aloca-los após o roteamento, apenas

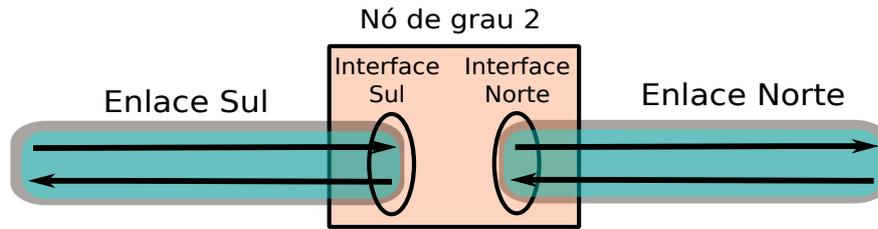


Figura 4.2: Subdivisão do nó em Interfaces.

onde necessário. E no caso de haver necessidade de regeneração para se viabilizar um Canal Óptico, um par MUX/DEMUX também é necessário, nas duas interfaces que conectam o canal.

4.2 Viabilidade de um Canal Óptico

Em uma OTN os dados podem ser levados da origem ao destino apenas no domínio óptico, ou seja, sem que haja conversão eletro-óptica. Entretanto, apesar das longas distâncias que podem atingir, existem efeitos da camada física que degradam o sinal e acabam por limitar a distância que um canal óptico pode percorrer.

A principal métrica de degradação considerada para decidir a viabilidade de um canal é a Relação Sinal-Ruído Óptica (OSNR - *Optical Signal-to-Noise Ratio*), que deve ser maior que a mínima exigida pelo *Transponder*. Este, é o equipamento óptico responsável por fazer a ponte entre os sinais internos da rede de transporte e os sinais clientes, que têm formatação diversa do padrão de transporte OTU (*Optical Transport Unit*), do padrão ITU. É através de um *Transponder* que o sinal cliente é inserido na rede, sendo encapsulado em um sinal OTU para ser transportado. E também é através de um *Transponder* que ele é retirado da rede no destino e entregue no formato cliente original.

Para ser capaz de interpretar um sinal adequadamente, o *Transponder* tem certos parâmetros de qualidade mínima do sinal. A importância de cada parâmetro para o planejamento da rede vem de seu relacionamento com demais equipamentos. A OSNR, como o próprio nome sugere, diminui à medida que ruídos são inseridos ao longo do caminho, e a fonte primária desses ruídos são os amplificadores ópticos. Todavia, estes são os responsáveis por manter a potência do sinal, que é suavemente atenuado ao longo das fibras. Os *Transponders* têm um nível mínimo de potência para a correta recepção do sinal, então, em trajetos longos tem de haver amplificação, mas a consequente inserção de ruído acaba limitando a distância viável.

A atenuação do sinal devido à passagem pelas fibras e equipamentos ópticos é compensada com utilização de amplificadores ópticos. Neste trabalho são utilizados amplificadores baseados em fibra dopada com érbio (EDFA - *Erbium Doped Fiber Amplifier*) [BECKER *et al.*,

1999], tipo mais comum para redes com tráfego de até 40Gb/s, operando na banda C. Mas há um efeito colateral, pois o ganho proporcionado por esses amplificadores insere no sinal um ruído chamado ASE (*Amplified Spontaneous Emission*) [BECKER *et al.*, 1999]. Em redes com enlaces longos, da ordem de milhares de quilômetros ou mais, onde muitos amplificadores podem ser necessários, esse ruído penaliza fortemente a relação sinal ruído nos canais ópticos

É adotada a formulação usada para estimar o ruído ASE acumulado ao longo de uma cadeia de amplificadores em um enlace. Com essa estimativa é possível calcular qual deverá ser a OSNR, de acordo com o posicionamento dos amplificadores. Na recepção do sinal óptico, os *Transponders* necessitam de um mínimo de OSNR para poderem interpretar o sinal corretamente. Por esse motivo, o planejamento da rede deve ser feito com base em uma boa estimativa do ruído ASE.

Além de balancear amplificação e ruído, dependendo da taxa de dados, os *Transponders* também podem ser sensíveis a outros efeitos, como a dispersão cromática (CD - *Chromatic Dispersion*). Este é um fenômeno provocado quando a fibra óptica induz velocidades de propagação ligeiramente diferentes para cada comprimento de onda. Para tratar este pode-se usar dispositivos chamados de Módulos Compensadores de Dispersão (DCM - *Dispersion Compensation Modules*). Mas essa solução envolve seus próprios desafios, como escolher uma combinação de modelos e decidir onde posicioná-los, sem interferir com outras partes do projeto.

4.2.1 Ruído ASE

Em um amplificador EDFA, a potência total do ruído ASE é estimada pela equação 4.1 [AGRAWAL, 2010, Equação 6.5.18]. Onde h é a constante de Plank, $\Delta\nu$ e ν são respectivamente a banda passante e a frequência do canal, para o qual é estimado o ruído ASE. Por sua vez, n_{sp} é o fator de emissão espontânea do amplificador, ou fator de ASE, e g é o ganho aplicado. Como se pretende obter a potência de ASE total, considerando ambas polarizações em fibras monomodo, adiciona-se o fator 2, que não aparece nas formulações para apenas uma polarização e leva em conta a natureza não polarizada do ruído ASE.

$$ASE = 2 \cdot n_{sp} \cdot (g - 1) \cdot h \cdot \nu \cdot \Delta\nu \quad (4.1)$$

Todavia, há necessidade de uma formulação baseada nas características paramétricas dos amplificadores, mais especificamente, sua potência de saída e sua Figura de Ruído ($\eta = NF$ - *Noise Figure*). Essa quantifica a degradação da OSNR, e é mais facilmente estimada pois é definida apenas pela razão da $OSNR_{in}$ pela $OSNR_{out}$. Ela se relaciona com o fator de ASE (n_{sp})

segundo a equação 4.2 [AGRAWAL, 2010, Equação 6.1.19].

$$\eta = NF = \frac{OSNR_{in}}{OSNR_{out}} = \frac{2 \cdot n_{sp} \cdot (g - 1)}{g} \quad (4.2)$$

Como em escala linear $g \gg 1$, sendo comum tomar $\eta \cong 2 \cdot n_{sp}$, mas aqui não é adotada essa aproximação. Isso leva à equação 4.3, que estima a potência total do ruído ASE. Como o produto $h \cdot \nu \cdot \Delta_\nu$ é constante ao longo do enlace, adota-se uma notação mais enxuta tomando $h \cdot \nu \cdot \Delta_\nu = \rho_\nu$, ou simplesmente ρ .

$$ASE = \eta \cdot g \cdot h \cdot \nu \cdot \Delta_\nu = \rho \cdot \eta \cdot g \quad (4.3)$$

Além de restrições quanto à OSNR, os *transponders* também possuem um nível mínimo de potência para recepção do sinal óptico, chamado sensibilidade. Em um enlace longo, alguns amplificadores precisam ser alocados de modo a manter o sinal com intensidade suficiente. O ruído ASE inserido por um amplificador caminha junto ao com o sinal até o próximo amplificador na linha. Assim como o sinal, esse ruído foi atenuado pela fibra óptica e, depois de amplificado, é somado ao ruído gerado pelo amplificador atual e segue caminho. Ao final do enlace tem-se o ruído ASE resultante dessa cadeia de amplificadores.

Em uma situação ideal, com o enlace dividido igualmente e com n amplificadores idênticos em toda a linha, todos com o mesmo ganho g , a literatura aponta que o ruído ASE resultante da cadeia de amplificadores pode ser estimado apenas multiplicando por n o ruído gerado por cada um, como na equação 4.4 [AGRAWAL, 2010; ITU-T G Suppl. 39, 2012; BECKER *et al.*, 1999]. Todavia, o escopo deste trabalho não se limita ao caso ideal e necessita-se prever a OSNR com toda a acurácia que se puder alcançar, com modelos analíticos de baixa complexidade computacional. Por essa razão, é desenvolvida a seguir uma formulação geral para a estimativa do ruído ASE resultante, adequada para enlaces divididos livremente, podendo usar amplificadores distintos ao longo da linha.

$$ASE = n \cdot \rho \cdot \eta \cdot g \quad (4.4)$$

Cadeia de Amplificadores

Seja dado um enlace composto de dois pontos terminais, origem e destino, interligados por n segmentos de fibra, com um Ponto de Passagem de amplificação entre cada um, onde é colocado um amplificador. Suponha também que nos pontos de origem e destino também

são alocados amplificadores. Isso considerando apenas um sentido de propagação; as fibras operando na direção contrária recebem configuração simétrica.

A Cadeia de Amplificadores é modelada como na Figura 4.3. Por conveniência, a indexação é feita do final da linha de transmissão para o começo, isso facilita a formulação como é visto adiante.

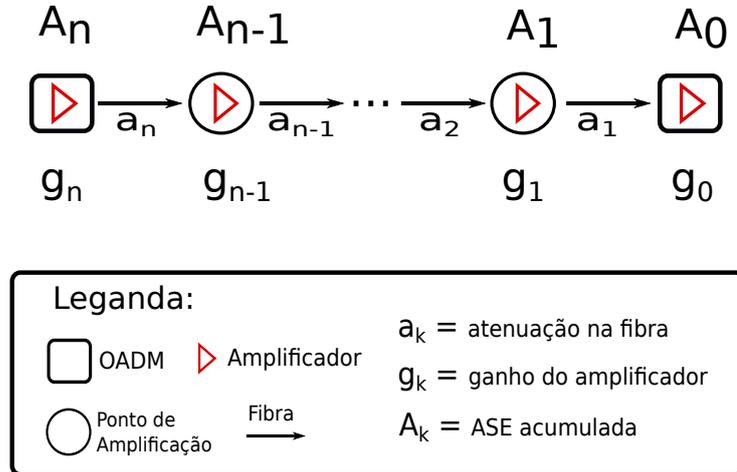


Figura 4.3: Diagrama da cadeia de amplificadores.

O nó destino recebe o índice 0, o último Ponto de Passagem recebe o índice 1, assim por diante até que o primeiro Ponto de Passagem recebe o índice $n - 1$ e o nó origem recebe o índice n . A cada índice está associado um amplificador e um segmento de fibra subsequente, exceto o índice 0, que não possui fibras subsequentes. Cada fibra possui uma atenuação a_k (em escala linear), e cada amplificador tem um ganho g_k e uma figura de ruído η_k . Na saída de cada amplificador é estimada a potência do Ruído ASE acumulado A_k .

Cada A_k integra todo o ruído inserido ao longo do trecho, até o ponto k . O ruído ASE inserido pelo amplificador no ponto atual ($\rho \cdot \eta_k \cdot g_k$) é somado ao ruído acumulado até o ponto anterior A_{k+1} , depois de atenuado (a_{k+1}) e amplificado (g_k). Essa relação é apresentada na equação 4.5, e isso prossegue recursivamente do final para o começo do enlace, de modo que A_n é composto apenas pelo ruído inserido pelo primeiro amplificador. Analogamente A_0 corresponde a todo o ruído resultante do enlace, o que justifica também denotá-lo por $A = A_0$.

$$A_k = \rho \cdot \eta_k \cdot g_k + \frac{g_k}{a_{k+1}} \cdot A_{k+1} \quad (4.5)$$

O ganho em cada amplificador (g_k), dado pela equação 4.7, é a razão entre a sua potência de saída q_k e a potência de entrada r_k , dada na equação 4.6. Esta por sua vez é dada pela razão entre a potência de saída do amplificador anterior q_{k+1} e a atenuação da fibra entre eles (a_{k+1}). Com exceção do primeiro amplificador (*Booster*), com potência de saída q_n , onde a potência de

entrada é simplesmente a potência de entrada no enlace (r).

$$r_k = \begin{cases} \frac{q_{k+1}}{a_{k+1}}, & k \in \{0, \dots, n-1\} \\ r, & k = n \quad (\text{Booster}) \end{cases} \quad (4.6)$$

$$g_k = \frac{q_k}{r_k} \quad (4.7)$$

Retornando esta definição do ganho para a recursão na equação 4.5, tem-se:

$$A_k = \begin{cases} \rho \cdot \eta_k \cdot \frac{q_k}{r_k} + \frac{q_k}{q_{k+1}} \cdot A_{k+1}, & k \in \{0, \dots, n-1\} \\ \rho \cdot \eta_n \cdot (q_n/r_n), & k = n \quad (\text{Booster}) \end{cases} \quad (4.8)$$

Resolvendo a recursão para A_0 , tem-se que:

$$\begin{aligned} A = A_0 &= \rho \cdot \eta_0 \cdot \frac{q_0}{r_0} + \frac{q_0}{q_1} \cdot A_1 = q_0 \cdot \left(\rho \cdot \eta_0 \cdot \frac{1}{r_0} + \frac{1}{q_1} \cdot A_1 \right) \\ &= q_0 \cdot \left(\rho \cdot \eta_0 \cdot \frac{1}{r_0} + \frac{1}{q_1} \left[\rho \cdot \eta_1 \cdot \frac{q_1}{r_1} + \frac{q_1}{q_2} \cdot A_2 \right] \right) \\ &= q_0 \cdot \left(\rho \cdot \eta_0 \cdot \frac{1}{r_0} + \rho \cdot \eta_1 \cdot \frac{1}{r_1} + \frac{1}{q_2} \cdot A_2 \right) \\ &= q_0 \cdot \left(\rho \cdot \eta_0 \cdot \frac{1}{r_0} + \rho \cdot \eta_1 \cdot \frac{1}{r_1} + \dots + \rho \cdot \eta_{n-1} \cdot \frac{1}{r_{n-1}} + \frac{1}{q_n} \cdot A_n \right) \\ &= \rho q_0 \cdot \left(\eta_0 \cdot \frac{1}{r_0} + \eta_1 \cdot \frac{1}{r_1} + \dots + \eta_n \cdot \frac{1}{r_n} \right) \end{aligned} \quad (4.9)$$

$$A = \rho \cdot q_0 \cdot \sum_{k=0}^n \frac{\eta_k}{r_k} = \sum_{k=0}^n \rho \cdot \eta_k \cdot \frac{q_0}{r_k} \quad (4.10)$$

O lado direito da equação 4.10 se mostra bem similar à equação 4.4, se for considerado $\bar{g}_k = q_0/r_k$ como um ganho relativo. De modo que, a contribuição de cada amplificador é proporcional à potência de saída do último, pois este ao final amplifica todo o ruído inserido ao longo do enlace.

A equação 4.10 é uma fórmula geral para se calcular o ruído ASE cascadeado ao longo de um enlace. Um resultado direto dessa fórmula é que o ruído calculado para determinada

frequência e banda, com $h \cdot B_e \cdot f = \rho$, pode ser convertido para outra frequência ou banda, com $h \cdot B'_e \cdot f' = \rho'$, bastando fazer $A' = (\rho'/\rho) \cdot A$.

Na situação ideal, onde o enlace é dividido igualmente e todos os amplificadores são iguais, todas as potências de saída serão iguais e as atenuações também, fazendo $q_k = q$ e $a_k = a$, $\forall k$. Assim, o ganho em todos os amplificadores (Equação 4.7) fica também constante, como na equação 4.11. E a recursão da equação 4.8 fica na forma da equação 4.12, supondo que a potência de entrada no enlace r é também igual à potência de saída dos amplificadores q , não havendo assim o *Booster*.

$$g_k = \frac{q_k}{r_k} = \frac{q_k \cdot a_{k+1}}{q_{k+1}} = a_{k+1} = a = g \quad (4.11)$$

$$A_k = \rho \cdot \eta_k \cdot g + A_{k+1}, \quad k \in \{0, \dots, n-1\} \quad (4.12)$$

Nessa nova recursão, o ruído ASE resultante se torna apenas a soma do ruído inserido em cada ponto de amplificação, ou seja, similar à equação 4.4. Isso demonstra a compatibilidade com as modelagens da literatura. Cabe ainda observar que, para uma análise assintótica do comportamento do ruído ASE em função de n , deve-se substituir a figura de ruído pelo fator de ASE, pois pela a equação 4.2 a figura de ruído é função do ganho, e este varia com n .

Além disso, o ruído inserido por cada amplificador depende de sua potência de entrada, e esta depende da potência de saída do amplificador anterior e da fibra entre eles, ou seja, da escolha e posicionamento do amplificador anterior. O interessante aqui é que isso não se propaga ao longo do enlace, permitindo que a alocação dos amplificadores possa ser facilmente feita do final da linha para o começo. Desse modo, a potência de saída do último amplificador (q_0) depende apenas da requisição de potência de saída do enlace. Portanto, q_0 é decidido independente da alocação de amplificadores ao longo do enlace.

Assim, para a configuração do enlace, dada a potência de entrada no enlace (r) e definido q_0 a partir da potência de saída requerida, para uma determinada frequência ν o ruído ASE acumulado resultante é dado pela Equação 4.13. E recapitulando, tem-se que η_k é a figura de ruído do k -ésimo amplificador enquanto que a_{k+1}/q_{k+1} é sua potência de entrada, que é calculada através da atenuação da fibra incidente (a_{k+1}) e a potência de saída do amplificador anterior (q_{k+1}).

$$A_\nu = \rho_\nu \cdot q_0 \cdot \left[\frac{\eta_n}{r} + \sum_{k=0}^{n-1} \eta_k \cdot \frac{a_{k+1}}{q_{k+1}} \right] \quad (4.13)$$

Estimativa Simplificada

A Equação 4.13 fornece uma estimativa apurada da potência ASE resultante do enlace, calculada considerando os equipamentos que de fato deverão ser instalados. Todavia, antes de se configurar os enlaces com amplificadores, pode ser necessário uma estimativa mais simplificada, para ser usada como guia em decisões preliminares.

Nesse sentido, pode-se estimar uma potência de ASE de melhor caso, a menor possível, supondo que todos os amplificadores, fora o último, têm a maior potência de saída possível q , pois os fatores q_{k+1} entram dividindo na equação 4.13. Para facilitar a fórmula, supõe-se também que todos os amplificadores têm a mesma figura de ruído η exceto o último, de potência de saída q_0 , que pode diferir dos demais. Note que isso não interfere tanto no cálculo pois só afeta um termo da soma.

Por fim, essa estimativa simplificada precisa ser feita para o comprimento de onda de pior caso para o ruído ASE, ou seja, o canal de maior frequência considerado no projeto. Na Banda C seria o C60. Isso por que essa estimativa é usada para prever a viabilidade de rotas, logo, se a configuração de melhor caso for possível, ela deve atender a todos os canais, inclusive o pior, que é chamando genericamente de $\bar{\nu}$. Desse modo a Equação 4.13 se reduz à Equação 4.14, onde L é o somatório das atenuações a_k .

$$A_{\bar{\nu}} = \rho_{\bar{\nu}} \cdot q_0 \cdot \eta \cdot \left[\frac{1}{r} + \frac{1}{q} \cdot \sum_{k=0}^{n-1} a_{k+1} \right] = \rho_{\bar{\nu}} \cdot \eta \cdot q_0 \cdot \left(\frac{1}{r} + \frac{L}{q} \right) \quad (4.14)$$

Veja que supor que todas as figuras de ruído são iguais foi necessário para que fórmula ficasse em função de L , pois todos os outros valores são agora constantes em toda a rede. Assim, seja $\sigma = \rho_{\bar{\nu}} \cdot q_0 \cdot \eta / r$, e seja $\beta = \rho_{\bar{\nu}} \cdot q_0 \cdot \eta / q$, ambos contantes. Logo, a estimativa simplificada para a potência de ASE resultante do enlace calculada em função de A_L é dada pela Equação 4.15

$$A_L = \sigma + \beta \cdot L \quad (4.15)$$

Ao se compor rotas sobre a rede, antes de alocados os amplificadores, usando a estimativa de ruído ASE fornecida pela fórmula 4.15 como peso dos enlaces pode-se evitar caminhos longos demais, que são impossíveis de serem viabilizados.

4.2.2 Compensadores de Dispersão Cromática

Além desse relacionamento ambíguo com a amplificação, dependendo da taxa de dados, os *Transponders* também podem ser sensíveis a outros efeitos, como a dispersão cromática (CD - *Chromatic Dispersion*). Este é um fenômeno provocado quando a fibra óptica induz velocidades de propagação ligeiramente diferentes para cada comprimento de onda. Na sílica, o comprimento de onda central, que não sofre dispersão (*Zero-dispersion wavelength*) é aproximadamente de 1300nm . Mas, nas redes WDM os comprimentos de onda utilizados ficam em torno de 1550nm , seguindo a recomendação ITU-T G.694.1 [ITU-T G Recommendation 694.1, 2012], na chamada Banda C. E de fato, as mais utilizadas fibras monomodo do padrão ITU-T G.652 [ITU-T G Recommendation 652, 2009] têm essa característica na faixa de operação da redes WDM, que é a faixa de mínima atenuação da sílica.

Existem também fibras cujo comprimento de onda de dispersão zero foi movido para dentro da banda C [ITU-T G Recommendation 653, 2010], visando zerar a dispersão. Entretanto, essas têm sérios problemas em redes DWDM, em função do ruído inserido pelos efeitos Mistura de Quatro Ondas (FWM - *Four Wave Mixing*) e Modulação Cruzada de Fase (XPM - *Cross-Phase Modulation*) [INOUE, 1992]. Depois surgiram fibras que corrigem esse problema, movendo o ponto de dispersão zero para próximo da faixa de espectro da banda C [ITU-T G Recommendation 655, 2010], diminuindo consideravelmente a dispersão acumulada mas sem incorrer no mesmo problema das fibras de dispersão zero. Mas sua primeira recomendação por parte da ITU veio 8 anos após a primeira versão da recomendação G.652, que acabou sendo muito utilizada nesse período, tornando o padrão G.652 mais provável de se encontrar em fibras já instaladas atualmente.

Portanto deve-se assumir que as fibras a serem utilizadas podem provocar dispersão cromática, e portanto, os comprimentos de onda em um sinal WDM multiplexado podem chegar ao destino com algum alargamento dos pulsos, em comparação a uma situação sem CD.

Se a dispersão cromática acumulada em uma rota ultrapassar o limite tolerado pelos *Transponders* pode-se aplicar os dispositivos chamados de Módulos Compensadores de Dispersão (DCM - *Dispersion Compensation Modules*). Estes são ONEs com dispersão contrária na mesma faixa do espectro que permitem até mesmo neutralizar completamente a dispersão.

Todavia, a passagem por esses dispositivos, como por qualquer outro ONE, ajuda enfraquecer o sinal, o que implica em mais amplificação. Por consequência, a compensação não pode ser demasiada em um único ponto, pois, como mostrado adiante, a própria amplificação precisa ser distribuída para não gerar muito ruído.

Os Pontos de Amplificação são chamados assim pois sua função primária é acomodar os amplificadores, mas de modo geral sua função é manter a atenuação do sinal e a dispersão cromática sob controle, de modo que o sinal não fique muito fraco, ou acumule uma quantidade demasiada de dispersão cromática. Se uma das duas coisas ocorrer no meio do trecho a informação do sinal pode ser perdida, sem que amplificações e compensações à frente possam resolver.

Os DCMs se dividem em dois tipos: existem os reguláveis, em que a quantidade de dispersão cromática compensada é regulável; e existem os não reguláveis. Os DCMs reguláveis ainda são raros e obviamente mais caros, apesar de flexibilizar bastante o projeto. Todavia, a seguir serão mostradas alternativas de como realizar o projeto com DCMs não reguláveis de forma satisfatória.

Em princípio, os Módulos Compensadores de Dispersão são empregados em sinais atenuados pois, se houve dispersão cromática, conjuntamente houve atenuação, ambos efeitos provocados pelas mesmas fibras. Todavia, a própria passagem pelo DCM insere atenuação. Por esse motivo, os DCMs são normalmente instalados entre as etapas de um Amplificador Óptico de Duas Etapas, chamados de Amplificadores de Linha.

Além disso, como a Dispersão Cromática e a Atenuação das fibras são efeitos lineares em função da distância percorrida na fibra, a necessidade a de amplificação e compensação da dispersão caminham de mãos dadas. Assim, tipicamente, os pontos de amplificação são usados para a alocação de DCMs, e a quantidade de DCMs necessários no Enlace não difere muito da quantidade de Amplificadores. Mesmo quando a quantidade de DCMs supera a de Amplificadores, a diferença é de poucas unidades e isso só ocorre quando os DCMs não são reguláveis, havendo uma granularidade de modelos disponíveis. Quando necessário, mais de um módulo podem ser alocados juntos, facilmente distribuindo todos os DCMs entre os Amplificadores.

Para preservar a qualidade da transmissão, a máxima quantidade de dispersão deve ser limitada a uma pequena proporção da taxa de bits do sinal, tipicamente de 10% do tempo de bit [CHAUVEL, 2008]. Além disso, a dispersão cromática não pode acumular muito antes de ser compensada, pois há interação dela com a modulação de fase cruzada (XPM - *Cross-Phase Modulation*), que pode degradar muito o sinal [BELLOTTI *et al.*, 1998]. Portanto, a alocação de DCMs tem de ser o mais distribuído possível.

Portanto, para DCMs não reguláveis, com uma dada disponibilidade de modelos diferentes, cada um compensando certa quantidade de dispersão cromática, sua alocação deve cuidar de:

1. **Compensar o máximo possível:** Deve-se combinar modelos de DCM modo a formar

um arranjo que compense o máximo possível de dispersão cromática. Há um limite de dispersão residual máximo que pode sobrar, dado pelo DCM de menor compensação.

Por exemplo, se 10km é mínimo de dispersão compensada pelos os modelos de DCM, essa é a granularidade mínima das possibilidades de dispersão que pode ser compensada. Se houver tipos de *Transponder* na rede que não suportem dispersão negativa, a dispersão compensada terá de ser sempre menor que o total do enlace, havendo sempre um resíduo sem compensar, menor que 10km .

Outra possibilidade são os *Transponders* com faixa de tolerância à CD centrada em zero, que permitem dispersão negativa. Se todos forem desse tipo, a dispersão residual cai a metade. Por exemplo, se a dispersão a ser compensada é referente à 107km , é possível aplicar DCMs totalizando 110km , deixando apenas 3km de resíduo negativo. E há uma vantagem em ter parte dos enlaces com dispersão negativa, pois elas vão se cancelando ao longo das rotas.

2. **Minimizar o Número de Unidades DCM:** A quantidade de unidades DCM deve ser a menor possível, por função do custo e das perdas de inserção. Em relação ao custo é claro: 5 unidades de 10km custam mais que uma de 50km . E reduzir o número de unidades ajuda a reduzir as perdas de inserção, além de economizar com manutenção e simplificar a gerência.
3. **Compensação distribuída:** Deve-se distribuir a compensação tanto quanto possível. Por exemplo, se os modelos disponíveis compensam a dispersão referente a 40km e 80km , para compensar 80km , pode-se usar um de 80km ou dois de 40km . A segunda hipótese é a preferível, pois faz a compensação de forma mais distribuída.

Mas pode não ser adequado usar 5 modelos de 10km para compensar 50km , pois provavelmente não seriam usados tantos amplificadores em um enlace tão curto. Não teria razão instalar mais amplificadores apenas para distribuir a compensação de CD, pois isso implica na conversão de mais Pontos de Passagem em Pontos de Amplificação. Por uma questão de limitação de custos, essa hipótese deve ser rejeitada. Então o número de pontos com compensação de CD é limitado pela quantidade de amplificadores no enlace.

Visando a qualidade do sinal, mesmo que se esteja utilizando todos os pontos de amplificação para fazer compensação, compensando o máximo possível e com o menor número de unidades, isso não garante a melhor distribuição da compensação. Em cada Ponto de Amplificação, a compensação deve ser a melhor possível, não deixando um resíduo além do mínimo para ser compensado mais adiante.

Como consequência do último item, a alocação de DCMs deve ser feita localmente em cada Ponto de Amplificação, de modo a ser o mais distribuída o possível. Isso resolve o item 3, mas ainda há de se atender os itens 1 e 2.

Nesse caso, considere o seguinte exemplo: com uma dispersão a compensar referente a 107km de fibra. Suponha que já se sabe de antemão que a granularidade dos modelos de DCM determina que podem ser compensados 100km (item 1 previamente satisfeito). Então há um conjunto de modelos de DCM que compensam menos de 100km que devem ser combinados de modo a somar 100km, mas deseja-se saber qual conjunto de soma 100 possui menos elementos (item 2).

Isso equivale a situação cotidiana de decidir qual a menor quantidade de moedas necessária para dar o troco referente a certo valor; conhecido como o Problema do Troco (CMP - *Change-Making Problem*). A rigor, este é o problema da Soma de Subconjuntos (*SUBSET SUM*), ou [SP13] na célebre lista de problemas NP-Completo de Michael Garey e David S. Johnson [GAREY; JOHNSON, 1979]. Ou pode ser visto como uma caso particular de problemas do tipo *Knapsack*, o problema [MP10] na mesma lista.

Para modelá-lo como *Knapsack*, sejam C o conjunto de tipos de DCMs e s_c a dispersão compensada por $c \in C$. Se x_c é quantidade de DCMs do tipo c utilizados e D a dispersão a ser compensada, sua modelagem é:

$$\begin{aligned} \text{Minimize: } X &= \sum_{c \in C} x_c \\ \text{Para: } \sum_{c \in C} s_c \cdot x_c &= D \end{aligned}$$

Essa é uma versão de otimização do problema de decisão original, se tornando NP-*Hard*, pois não é possível checar em tempo polinomial se uma dada solução é a ótima. Entretanto, o problema [SP13] pode ser resolvido em tempo pseudo-polinomial através de técnicas de Programação Dinâmica [HIRSCHBERG; WONG, 1976]. Isso quer dizer que pode ser resolvido por um algoritmo de tempo polinomial, mas o tamanho da entrada de dados seria exponencial.

Portanto, o problema é intratável de modo geral, mas pode ser resolvido se o tamanho da entrada de dados for bem limitada. O que de fato ocorre pois, do que foi discutido anteriormente, a alocação de DCMs tem de ser feita em cada Ponto de Amplificação, tornando a escala do problema sempre bem restrita.

Assim, para cada quantidade X poderia-se usar as técnicas de Programação Dinâmica com tempo pseudo-polinomial, mas praticável, para obter uma solução otimizada. Partindo de um

limitante inferior (*LB -lower bound*) e aumentando até obter uma solução viável, e portanto, ótima. Um bom limitante inferior é dado seguir, em função do DCM de maior compensação.

$$LB = \left\lceil \frac{D}{\max_{c \in C} \{s_c\}} \right\rceil$$

Mas cabe observar que, bem como um Problema do Troco, no caso particular dos modelos de DCMs compensarem distâncias similares a um sistema canônico de moedas (*canonical coin system*), por exemplo, 1, 5, 10, 25, 50 e 100KM, a solução ótima pode ser obtida por um Algoritmo Guloso (*Greedy Algorithm*). Dividindo pelo maior DCM a dispersão total a ser compensada, e o resto pelo segundo menor valor, e assim por diante.

Mas isso não é verdadeiro de modo geral. Se a granularidade dos modelos de DCMs não for exatamente como um Sistema Canônico de Moedas, algum valor intermediário pode comprometer a solução gulosa. Por exemplo, em um sistema com compensadores de 10, 30 e 40km, para compensar 60km um algoritmo guloso escolheria a combinação: <40, 10, 10>, que não é a ótima, pois <30,30> utiliza menos unidades DCM.

Portanto, é preferível estar preparado para o caso geral, sujeito a um tempo de execução pseudo-polinomial, dado que a entrada de dados para esse problema específico é sempre bem limitada.

Vale ainda lembrar que a alocação de amplificadores pode mudar ao longo da resolução, aumentando o número de Pontos de Amplificação e, portanto, exigindo que a alocação de DCMs seja refeita. Todavia, os modelos de DCMs são os mesmos para toda a rede. Assim, toda vez que se executa um algoritmo de Programação Dinâmica para se encontrar a combinação ideal de DCMs para um determinado ponto, passa-se pelas mesmas soluções intermediárias. Portanto, seria mais vantajoso gerar e armazenar as combinações possíveis, limitado a 10% do tempo de *bit* (conforme comentado anteriormente), a dispersão acumulada do maior enlace, o ou outro critério.

Para cada possível quantidade compensada, guarda-se a combinação com o menor número de unidades DCM. Segue que, para se alocar DCMs a um ponto de Amplificação, basta consultar a lista. Com uma estrutura de dados eficiente, indexando as combinações pela dispersão compensada, o acesso às soluções seria direto.

Com isso, a alocação de DCMs é satisfatoriamente resolvida, independente das demais etapas do projeto, dependendo apenas da escolha dos Pontos de Amplificação. Entretanto, a cada Ponto de Amplificação adicionado, após uma alocação de DCMs já ter sido feita, os

pontos de amplificação adiante no enlace precisam ter alocação de DCM revista. Mas só até que se chegue a um Ponto de Amplificação que não precise ser modificado, pois, adicionar DCMs no meio de um *span* (trecho de fibra sem equipamentos ópticos) altera a dispersão no próximo Ponto de Amplificação, mas essa diferença já não deve ser grande no seguinte.

Note que a dispersão cromática compensada nunca é perfeita se os DCMs não são reguláveis, portanto, haverá um resíduo que poderá ser acumulado ao longo de canais que percorrem mais de um Enlace sempre pelo meio óptico. Em cada Enlace, esse resíduo é sempre limitado pelo DCM de menor compensação disponível para o planejamento, ou metade desse valor, em módulo, caso seja admissível dispersão negativa nos *Transponders*.

De fato, existem *Transponders* cuja Dispersão Cromática admitida varia de zero a algum valor positivo, ou é um intervalo centrado em zero. Fica evidente que o segundo tipo é preferível pois, além de implicar em resíduos menores ao fim de cada Enlace, resíduos positivos e negativos podem ir se anulando ao longo das rotas. Portanto, *Transponders* com intervalo de tolerância à Dispersão Cromática centrados em zero são uma alternativa aos DCMs reguláveis. Todavia, a adoção desse tipo de *Transponder* teria de ser uniforme em toda a rede.

4.3 Potências de Entrada e Saída nos Enlaces

Para fazer a alocação de amplificadores é necessário conhecer o requisitos de potência dos canais, que dependem do caminho percorrido e dos equipamentos por onde passou. Além disso, mesmo sinais que se iniciam num mesmo ponto e percorrem o mesmo caminho podem ser de tipo ou taxa diferente. E cada sinal desse tem um requisito de potência próprio ao final de cada enlace. Aonde o canal se encerra (*Drop*) deve atender aos requisitos de potência do *Transponder* que o receberá.

Sinais que estão sendo reencaminhados terão nesse ponto potências que dependem do caminho percorrido. Além disso, mesmo sinais que se iniciam num mesmo ponto e percorrem o mesmo caminho podem ser de tipo ou taxa diferente, utilizando portanto *Transponders* diferentes com taxas iniciais diferentes.

E cada sinal desse tem um requisito de potência próprio ao final de cada enlace. Aonde o canal se encerra (*Drop*) deve atender aos requisitos de potência do *Transponder* que o receberá. Seja isso ao final do enlace atual ou mais adiante seguindo algum caminho.

A partir do percurso a ser percorrido por cada canal e da potência mínima exigida pelo *Transponder* sabe-se quanta amplificação é necessária para esse canal.

Mas determinar a quantidade de amplificação que é necessária é outro problema complexo. Em cada enlace, a amplificação total necessária para cada canal é a diferença em dB entre a potência no início (P_{IN}) e a que é necessária no final (P_{OUT}), somada à atenuação ao longo do enlace.

Esses níveis de potência poderiam ser facilmente estimados se fosse conhecido de antemão o exato percurso do canal e todos os equipamentos ópticos por onde ele irá passar. Ou seja, com essa abordagem, há uma retro-alimentação dos dois problemas: alocação de amplificadores e estimação de P_{IN} e P_{OUT} . Essa interdependência precisa ser desfeita para evitar que um modelo complexo precise ser resolvido antes mesmo de chegar a fase do RWA.

4.3.1 Potência de Saída: Interdependência entre os Subproblemas

É necessário conhecer P_{IN} e P_{OUT} de cada canal para se fazer a alocação de amplificadores, mas seria necessário conhecer de antemão a alocação de amplificadores para se estimar corretamente P_{IN} e P_{OUT} . Além disso, para estimar a potência de um canal, baseado no caminho percorrido por ele, seria necessário que o roteamento dos canais também já esteja decidido. Portanto, o roteamento é mais um subproblema que se emaranha na definição de P_{IN} e P_{OUT} .

A dependência em relação a amplificação é resolvida como consequência dos padrões da indústria. Os amplificadores ópticos também aplicam o chamado Controle Automático de Ganho, uma tradicional técnica da eletrônica, de modo que cada modelo tem a potência de saída fixa, o que facilita muito o projeto e dá robustez à solução. De fato, no suplemento [ITU-T G Suppl. 39, 2012] da ITU, para depois poder estimar o OSNR, é suposto que todos os amplificadores têm a mesma potência de saída.

Assim, os amplificadores atuais são especificados por sua potência de saída, sendo que amplificadores do mesmo modelo têm sempre a mesma potência de saída. O que muda é a potência de entrada nos amplificadores e, conseqüentemente, o ganho aplicado para se atingir a potência de saída fixada.

A quantidade de amplificação ao longo de um enlace deve ser suficiente para compensar a atenuação das fibras ópticas e dos demais equipamentos ópticos no trecho, de modo que qualquer canal no final do enlace possua potência suficiente para cobrir a sensibilidade de um *Transponder* ou Regenerador. Portanto, o nível de sinal no final de cada enlace é definido pelos equipamentos ópticos disponíveis para o projeto, equacionando a sensibilidade de *Transponder* e Regeneradores com as atenuações dos demais equipamentos. Essa é a potência alvo de cada canal (P_{OUT}).

O fato da potência de saída dos *Transponders* ser fixada quebra a retroalimentação entre amplificação em requisitos de potência, pois a potência no final do enlace fica determinada pela potência de saída do último amplificador. Esta por sua vez tem de atender ao requisito de potência desse enlace (P_{OUT}). E essa também é resolvida por outra praxe da indústria.

Antes de entrar no enlace os sinais são equalizados, de modo que todos tenham a mesma potência, possibilitando assim que tenham taxas de ganho semelhante e semelhantes níveis de ruído e potência ao final [CHRAPLYVY *et al.*, 1992]. Logo, pode-se supor que a potência de entrada de cada canal no enlace (P_{IN}) é constante, de modo que é possível falar genericamente em P_{IN} como potência de entrada no enlace. E supondo um ganho aproximadamente plano nos amplificadores, o mesmo pode ser dito para P_{OUT} .

Desse modo, com uma mesma P_{OUT} para todos os canais, essa é a P_{OUT} de pior caso. Isso excluiria os canais que fazem passagem transparente como candidatos a definir a P_{OUT} , pois seu nível de potência é restrição apenas nos pontos onde ele é retirado. Mas para eles ainda resta a possibilidade serem regenerados.

Para saber onde os canais serão regenerados é preciso saber não apenas o roteamento, mas também a alocação de regeneradores. Então, mesmo tendo aparentemente afastado a dependência de se conhecer previamente a amplificação, ainda depende-se desses outros dois subproblemas. Mas não seria possível resolver a amplificação como uma etapa separada: não pode ser resolvida antes pois depende da definição de P_{IN} e P_{OUT} , e também não se pode resolver P_{IN} e P_{OUT} juntamente com roteamento e alocação de regeneradores, antes da alocação de amplificadores.

Essencialmente, a alocação de regeneradores depende de se conhecer o estado do sinal, seguindo a hipótese de um projeto realista. E não há como fazer isso sem antes conhecer precisamente os equipamentos por onde o sinal passa. Portanto a alocação de amplificadores tem de preceder a de regeneradores, ou ambas têm de ser resolvidas como um problema só. Sem falar que ficaria difícil definir um critério realista para o roteamento também sem conhecer as condições dos enlaces. A escolha das rotas deve ser feita com a melhor informação possível.

É possível não ser necessário resolver os quatro subproblemas como um só; assumindo uma hipótese bem razoável. Pode-se especificar uma potência alvo mínima, eliminando-se a dependência do roteamento e alocação de regeneradores. A sensibilidade dos *Transponders* e Regeneradores, e consequentemente a potência alvo dos canais, depende do tipo de tráfego e do modelo do equipamento. Todavia, se as demandas associadas às piores sensibilidades estiverem bem distribuídas na rede, a especificação da P_{OUT} terá pouco ou nenhum impacto no projeto.

Com isso a interdependência de P_{IN} e P_{OUT} com os outros subproblemas é quebrada e eles

poderão ser resolvidos diretamente. Mas há outros relacionamentos desse que precisarão ser resolvidos mais adiante.

A especificação de P_{OUT} pode ser feita com base no tipo de tráfego e equipamento mais sensível ao nível de potência. Define-se quais os *Transponders* e regeneradores cada nó deverá suportar e dentre eles o de menor sensibilidade define a P_{OUT} .

4.3.2 Cálculo da Potência de Entrada

Para determinar a quantidade de amplificação necessária em cada enlace, resta ainda determinar a potência de cada canal na entrada do enlace (P_{IN}). Considerando que os equipamentos de OADM tipicamente equalizam os canais, nivelando por baixo, a P_{IN} é a menor dentre os canais que entram no enlace.

Pode parecer um contra-senso, reduzir a potência dos canais para depois ter de amplificá-los novamente, mas é de fato assim que é feito, para evitar não linearidades no ganho [CHRAPLYVY *et al.*, 1992; MAHAD *et al.*, 2009], buscando sua planicidade. Os canais são atenuados para o nível do canal de menor potência pois isso é mais viável do que amplificá-los, para nivelá-los por cima. É mais prático atenuá-los um pouco e depois amplificar todos juntos, do que adicionar um amplificador dedicado para cada comprimento de onda, só para poupar um pouco de amplificação mais adiante, apesar do desperdício energético. Além disso, canais equalizados e, conseqüentemente, com similar nível de ruído aumentam a previsibilidade e facilitam o projeto.

Para determinar P_{IN} é preciso, portanto, saber qual canal chega com menor potência. Com base no P_{OUT} fixado, sabe-se os níveis de potência dos canais que porventura venham por passagem transparente, descontando a atenuação pela passagem pelo OADM. O mesmo vale para os canais ali adicionados. Tendo por base a potência de saída do *Transponder*, desconta-se a passagem pelo OADM, mais alguma estrutura de *Add-Drop*, que no caso mais simples é apenas um MUX.

Restam ainda os canais que podem estar sendo regenerados. Mas, para eles pode-se fazer uma análise derivada da especificação de P_{OUT} . Os regeneradores de pior caso, usados para decidir o P_{OUT} , podem ser considerados aqui. Significando que o nó está preparado para regenerar esse tipo de tráfego em qualquer direção.

Definidos P_{IN} e P_{OUT} sabe-se quanta amplificação é necessária em cada enlace da rede. A alocação de amplificadores pode agora ser resolvida enlace a enlace, como mostrado na seção seguinte.

Definir potências de entrada e saída padrão para os enlaces, além de facilitar o planejamento, possui duas vantagens adicionais, uma técnica e outra estratégica. A vantagem técnica é que isso prepara os enlaces para suportar os tipos de tráfego de pior caso, associados aos valores de P_{IN} e P_{OUT} adotados. A vantagem estratégica é que com o descolamento do roteamento, mudanças nas rotas não afetam a alocação de amplificadores, possibilitando a utilização de algoritmos de roteamento iterativos.

4.4 Amplificadores Ópticos

Escolher quais modelos de amplificador serão usados, e onde posicioná-los, é um dos pontos centrais do projeto, pois influencia diretamente na qualidade e viabilidade dos canais ópticos. Além disso, este ponto permite grande flexibilidade quanto ao custo, diferente do posicionamento de OADMs; pode-se escolher com mais liberdade quais pontos receberão amplificadores e quais modelos usar. Buscando a quantidade mínima de amplificação, escolhendo a combinação mais econômica de amplificadores, e criando o mínimo possível de pontos de amplificação, tem-se grande oportunidade de reduzir os custos do projeto.

Mas este está longe de ser um problema simples. Deve-se levar em conta a faixa de tolerância de cada amplificador que, para funcionar adequadamente, necessita que o sinal não chegue com potência muito alta e nem muito baixa. Não se deve aglutinar toda a amplificação em um único ponto e nem se pode espaçar demais os amplificadores ao atender os requisitos de potência de um enlace.

Outro complicador decorre do fato dos enlaces serem bidirecionais. Para minimizar os custos, deve-se aproveitar os pontos de amplificação nas duas direções de propagação, atendendo adequadamente aos dois sentidos do enlace. E para evitar que o desempenho do arranjo de amplificadores seja muito diferente em cada direção no enlace, deve-se buscar o arranjo mais homogêneo possível.

Além disso, alocar o número mínimo de amplificadores pode não ser o melhor resultado em termos de qualidade do sinal. Pois distribuir a amplificação mais suavemente ao longo do enlace diminui o ruído total inserido [AGRAWAL, 2010]. Portanto, pode ser necessário balancear a quantidade de amplificadores de modo a viabilizar mais canais.

Com um conjunto de fibras ópticas fixado, e os pontos que podem ser usados para amplificação entre as fibras dispostos aleatoriamente em um enlace, supondo que há diferentes modelos de amplificadores a dispor, deve-se escolher quais modelos de amplificador serão usados e onde posicioná-los. Deste modo, pode-se gerar um arranjo de amplificação que cubra os requisitos

de potência dos *Transponders*. Considera-se aqui apenas os amplificadores baseados em fibra dopada com Érbio - EDFA (*Erbium Doped Fibre Amplifier*).

Além da OSNR e da potência mínima do sinal, ao se alocar amplificadores deve-se levar em conta a faixa de tolerância de cada amplificador que, para funcionar adequadamente, necessita que o sinal não chegue com potência muito alta e nem muito baixa. Se chega muito alta ocorre a chamada saturação, e o ganho introduzido pelo amplificador é pequeno, desperdiçando assim um equipamento caro. Por outro lado, se o sinal chega com uma potência baixa demais em amplificadores EDFA o ruído inserido fica muito alto frente ao sinal, derrubando a relação sinal ruído [AGRAWAL, 2010]. Por essa razão os amplificadores são especificados com uma faixa de potência adequada.

Portanto não se deve aglutinar toda a amplificação em um único ponto e nem se pode espaçar demais os amplificadores. Assim, cada um ficaria com um raio mínimo e máximo de atuação: a posição de um amplificador não pode ser longe demais do próximo pois o sinal irá ficar fraco, e nem deve ser perto demais para não haver saturação. Todavia, como evitar saturação não é crítico, se necessário pode haver sobreposição dos raios de atuação mas nunca vácuo. Portanto os enlaces devem ser cobertos pelos raios de atuação dos amplificadores, escolhendo onde posicioná-los dentre os possíveis pontos de amplificação.

4.4.1 Em busca de uma modelagem...

Há duas métricas importantes a serem consideradas na alocação de amplificadores: o custo e a qualidade do sinal. O custo é diretamente representado pela quantidade de pontos de amplificação. Aqui tem-se a primeira e principal oportunidade para diminuir os custos do projeto, pois minimizando a quantidade de amplificadores no trecho, minimiza-se o número de Pontos de Amplificação utilizados.

Claro que há um número mínimo, abaixo do qual a distância entre os amplificadores ficaria longa demais. Mas, essa configuração mínima pode gerar demasiado ruído ASE. Aumentando o número de amplificadores, ou seja, com a amplificação mais distribuída ao longo do enlace, produz-se menos ruído ASE. Essa relação entre número de amplificadores e ruído ASE é encontrada na literatura [AGRAWAL, 2010], e também é confirmada pelo equacionamento para o ruído ASE acumulado em uma cadeia de amplificadores, que foi apresentada na Seção 4.2.1.

Assim, pode-se buscar esse número mínimo de amplificadores, mas também pode ser necessário aumentar essa quantidade para melhorar o sinal. Neste segundo caso, se o arranjo de amplificadores obtido ainda não for suficiente para obter a qualidade de sinal desejada, o al-

goritmo que faz a alocação terá de ser executado novamente. E o requisito de qualidade para aquele enlace pode mudar ao longo do projeto, sendo necessárias novas execuções. Portanto, um algoritmo eficiente nesse ponto é crítico para o desempenho geral na construção do projeto.

Outro detalhe que deve ser levado em conta é o fato dos enlaces serem tipicamente bidirecionais. Cada ponto de amplificação exige, além do amplificador em si, toda uma infraestrutura de alimentação elétrica, ventilação, gerência, etc... implicando em custos que vão além dos amplificadores em si.

Portanto, deve-se aproveitar os pontos de amplificação nas duas direções de propagação, a fim de minimizar o número de Nós de Amplificação. Colocando isso como um requisito, a distribuição dos pontos de amplificação ao longo do enlace deve atender adequadamente aos dois sentidos do enlace.

Para evitar que o desempenho do arranjo de amplificadores seja muito diferente em cada direção no enlace, deve-se buscar o arranjo mais homogêneo possível. Se um *span* (trecho de fibra sem equipamentos ópticos) for longo demais pode tornar o enlace inviável em apenas uma das direções. Logo, se existe uma distribuição dos Pontos Amplificação mais homogênea, com a mesma quantidade de amplificadores, ela é preferível.

Em resumo, o algoritmo responsável por alocar os amplificadores, na primeira execução, deve checar se:

1. a potência de entrada mínima dos amplificadores foi respeitada, nos dois sentidos;
2. o mesmo arranjo atinge a potência de saída do enlace nos dois sentidos;
3. a quantidade de pontos de amplificação usada é a menor possível;
4. o arranjo escolhido é o mais homogêneo possível;

Além disso, o mesmo algoritmo, ou uma versão adaptada, deve ser capaz de alocar uma quantidade de amplificadores especificada, acima do mínimo, quando for necessário aumentar a qualidade do sinal. E de fato, a solução encontrada foi utilizar um mesmo algoritmo, tanto para encontrar o número mínimo de amplificadores quanto alocar uma quantidade específica.

Semelhante ao que foi discutido para os DCMs, cada Enlace deverá receber uma combinação ótima de Amplificadores. Mas aqui precisam ser consideradas as distâncias entre os segmentos de fibra. E as distâncias mínimas e máximas dependem ainda do modelo específico de Amplificador utilizado em cada ponto. Logo, a escolha da combinação de Amplificadores deve ser feita Enlace a Enlace, mais ainda assim, fica independente do restante da modelagem

dados P_{IN} e P_{OUT} e a quantidade de pontos de amplificação a serem utilizados: o mínimo ou um incremento do atual. Portanto a alocação de amplificadores também pode ser resolvida como um subproblema independente, gerando informações mais precisas sobre o projeto para as demais etapas.

A primeira vista, a alocação de amplificadores pode parecer o Problema da Cobertura de Conjuntos (SCP - *Set Covering Problem*), que é conhecido como um dos 21 problemas NP-Completo de Karp [KARP, 1972]. Nele, dados um conjunto S , um número k e uma coleção D de possíveis subconjuntos de S , deve-se encontrar k subconjuntos em D cuja união cubra todos os elementos de S . Sua versão de otimização, que consiste em encontrar o k mínimo capaz de cobrir S , é um problema NP-Difícil.

No caso da alocação de amplificadores, todos os segmentos de fibra de um enlace têm de ser cobertos pelos raios de atuação dos amplificadores. Um subconjunto dos pontos de passagem deve ser selecionado para receber amplificadores, e cada amplificador tem seu raio de atuação determinado pelas potências mínimas de entrada em cada um. Todavia, há uma ordem nas fibras que deve ser respeitada; um mesmo amplificador não cobre fibras que não sejam contíguas. Tal restrição de ordem não ocorre no SCP, logo uma redução dele não seria possível neste caso.

Como não foi possível encontrar uma equivalência direta deste problema com algum problema clássico da literatura, foi necessário criar uma modelagem própria para ele, apresentada nas seções seguintes.

4.4.2 Digrafo de Saltos do Enlace

Se for considerado que cada possível *span* como um caminho sobre o enlace, tem-se um grafo como da Figura 4.4. Em um enlace composto de n fibras subsequentes, cada fibra i tem atenuação α_i (em dB) e representa um aresta real x_i . Cada *span* que combine mais de uma fibra são as arestas virtuais x_i , com $i > n$, que podem ser vistas como um conjunto de arestas reais.

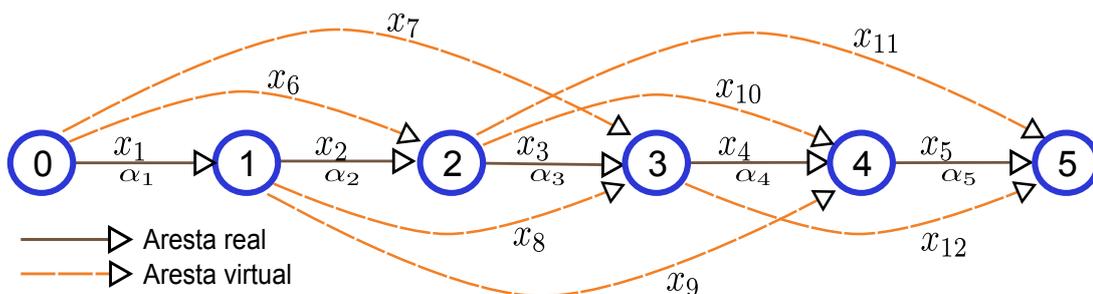


Figura 4.4: Digrafo de Saltos no Enlace - LSD

Um grafo como da Figura 4.4 é chamado de Digrafo de Saltos no Enlace (LSD - *Link Span*

Digraph). Cada aresta neste grafo, reais e virtuais, são as opções de *span* disponíveis no enlace.

Note que as arestas virtuais têm um comprimento limitado, pois o comprimento de todo *span* é limitado pelo raio de abrangência dos amplificadores. Há então um comprimento máximo para as arestas (α_{MAX}), a máxima atenuação entre dois amplificadores, dada pela diferença entre as maiores potências de saída e entrada dentre os amplificadores disponíveis para o projeto. Valor este que também limita o comprimento das fibras ópticas passadas para o projeto.

A atenuação de cada aresta virtual é a soma das atenuações das fibras que a compõem. No grafo da Figura 4.4 ter-se-ia, por exemplo, $\alpha_6 = \alpha_1 + \alpha_2$:

$$\alpha_i = \sum_{\substack{j \\ x_j \in x_i}} \alpha_j \leq \alpha_{MAX} \quad (\forall i > n)$$

Dessa forma, sobre um LSD todo caminho c tem a mesma atenuação total α_T , dada na Equação 4.16, que é simplesmente a soma das atenuações das fibras dos enlaces. O que de fato varia é o número de saltos. Assim, para obter o arranjo com o número mínimo de amplificadores basta traçar o caminho mínimo sobre o LSD, que é simples já estando de posse do LSD.

$$\alpha_T = \sum_{\substack{j \\ x_j \in c}} \alpha_j = \sum_{i=1}^n \alpha_i \quad (\forall c) \quad (4.16)$$

4.4.3 Critério de Homogeneidade

Além do mínimo de amplificadores, também deseja-se obter a solução mais homogênea possível. Para isso, é necessário levar em conta a variação dos comprimentos das arestas em um caminho. Mas como comparar a variação de caminhos de mesmo comprimento? Uma boa forma de medir variação é através do desvio padrão σ .

O desvio padrão é definido como a raiz quadrada da variância σ^2 , portanto, minimizar o desvio padrão é equivalente a minimizar a variância. Esta, para um caminho c com k saltos, dada pela Equação 4.17, é função também da média para cada caminho $\bar{\alpha}_c = \sum \alpha_i / k$.

$$\sigma_c^2 = \sum \frac{(\bar{\alpha}_c - \alpha_i)^2}{k} = \overline{\alpha_i^2} - \bar{\alpha}_c^2 \quad (4.17)$$

Entretanto, em todo caminho com k saltos a média $\bar{\alpha}_c$ é constante, pois $\sum \alpha_i = \alpha_T$ é constante, mas ainda depende de k . Mas note na Equação 4.18 que a única parte que não é constante, para um dado k , é $\sum \alpha_i^2$:

$$\overline{\alpha_i^2} - \overline{\alpha_c^2} = \frac{\sum \alpha_i^2}{k} - \left(\frac{\alpha_T}{k}\right)^2 \quad (4.18)$$

Assim, para minimizar σ_c^2 como se pretende, basta minimizar, para um dado k , a parte na equação que depende do caminho em si.

$$\min_c \left(\frac{\sum \alpha_i^2}{k} - \left(\frac{\alpha_T}{k}\right)^2 \right) \iff \min_c (\sum \alpha_i^2), \quad \text{para um dado } k. \quad (4.19)$$

Ou seja, para um dado k , um caminho que satisfaz a um dos critérios também satisfaz ao outro, otimamente, tornando as métricas equivalentes. Portanto, para obter o caminho de menor desvio padrão para um dado k , basta buscar no LSD o caminho de k saltos com o menor comprimento, usando como peso das arestas α_i^2 . A vantagem dessa função objetivo é que o peso das arestas não depende de k , portanto não precisa ser atualizado para cada k .

4.4.4 Menores Caminhos para cada Numero de Saltos

Antes que se possa procurar pelos menores caminhos é necessário obter o LSD do enlace. Ele pode ser construído com o Algoritmo 1 a seguir, que varre os vértices verificando até quantas fibras podem compor um *span* a partir no vértice atual, respeitando o limite α_{MAX} . Ele tem tempo de execução $O((n^2 - n)/2)$ mas, pela limitação do tamanho das arestas, para os enlaces mais longos esse limite fica longe de ser alcançado. No caso prático, a quantidade de pontos disponíveis para amplificação ao longo do Enlace é bem limitada, produzindo instâncias de fácil resolução. De fato, mesmo em *backbones* continentais, são poucos Enlaces com mais de 1000km [PAVAN *et al.*, 2010].

Inicialmente, é preciso encontrar o menor valor de k com o qual é possível cobrir o enlace, além de buscar o menor caminho segundo α_i^2 , ou seja, encontrar o caminho mais curto segundo dois critérios.

Esse é o problema do Caminho mais Curto de Peso Limitado (*Shortest Weight-Constrained Path*), problema [ND30] na lista de problemas NP-Completo de Garey e Johnson [GAREY; JOHNSON, 1979]. Esse é um problema de roteamento clássico da área de Qualidade de Serviço (QoS) para redes de alta velocidade [HASSIN, 1992], mais conhecido nestes textos como Caminho mais Curto com Restrições (RSP - *Restricted Shortest Path*). Mas, o problema [ND30] pode ser resolvido em tempo polinomial se um dos critérios a ser minimizado tiver peso constante para todas as arestas, que é o caso aqui, pois quanto ao critério de número de saltos, todas as arestas têm mesmo peso.

```

1.1  $v = 0$  # Número de arestas virtuais criadas ;
1.2 for ( $i = 0; i < n; i++$ ) do
1.3    $\alpha_e = 0;$ 
1.4    $b = 0$  # Indica se a aresta real  $x_{i+1}$  foi criada. ;
1.5   for ( $j = i + 1; j < n; j++$ ) do
1.6     if  $\alpha_e + \alpha_j \leq \alpha_{MAX}$  then
1.7        $\alpha_e = \alpha_e + \alpha_j;$ 
1.8       Índice da aresta  $e = bv + (1 - b)(i + 1);$ 
1.9        $b = 1, v++;$ 
1.10      Crie a aresta  $x_e$  com peso  $\alpha_e^2;$ 
1.11     end
1.12     else
1.13       Break;
1.14     end
1.15   end
1.16 end

```

Algoritmo 1: Criação do LSD

Em particular, um grafo LSD como o da Figura 4.4 é chamado de Grafo Acíclico Direcionado (DAG - *Directed Acyclic Graph*). Uma importante propriedade de um DAG é que ele possui uma ordenação topológica dos vértices única. Uma dada ordenação é topológica se, em todo caminho sobre o grafo, os vértices ocorrem segundo esta ordenação. O LSD em particular tem a propriedade de possuir uma ordenação topológica única. Ordenação esta, naturalmente obtida pelo algoritmo de criação do LSD.

Em DAGs, muitos problemas complexos se tornam mais simples como, por exemplo, o Problema do Caminho Mais Longo que, de modo geral, é NP-Difícil, mas em DAGs se torna equivalente ao Problema do Caminho Mínimo. E este por sua vez também se torna muito mais simples, com tempo de resolução linear de ordem $\Theta(V + E)$, para um DAG de V vértices e E arestas. O algoritmo a seguir encontra as menores distâncias em um DAG G a partir de um vértice origem s , onde $dist(v)$ é a menor distância conhecida de s até v , e $w(u, v)$ é o comprimento da aresta (u, v) .

No tempo de execução do Algoritmo 2, uma parte custosa é obter a ordenação topológica, que tem tempo de execução $\Theta(V + E)$, igual aos dois laços **for** deste algoritmo. De fato, para fazer a ordenação topológica é necessário varrer os vértices e, em cada um, checar quais dos que são adjacentes a ele já foram visitados, obtendo assim a ordenação. Portanto são visitados cada vértice em V e cada aresta em E . Como o LSD já possui ordenação topológica, esta etapa inicial não é dispensada.

Para obter os menores caminhos com k saltos sobre o LSD é necessário modificar o Algo-

```

2.1  $L = (G$  ordenado topologicamente);
2.2  $dist(s) = 0$ ;
2.3  $dist(v) = \infty, \forall v \neq s$ ;
2.4 for (cada vértice  $u \in L$ ) do
2.5   | for (cada  $v$  adjacente a  $u$ ) do
2.6   |   | if  $dist(v) > dist(u) + w(u, v)$  then
2.7   |   |   |  $dist(v) < -dist(u) + w(u, v)$ ;
2.8   |   | end
2.9   | end
2.10 end

```

Algoritmo 2: Caminho mínimo em um DAG

ritmo 2 para encontrar não apenas as menores distâncias, mas sim as menores distâncias com cada número de saltos. Fazendo $dist(v)$ um conjunto de distâncias, indexadas pelo número de saltos k , tem-se $dist(v, k)$ como a menor distância conhecida de s até v com k saltos. Obviamente o máximo número de saltos é n , o número de fibras no enlace.

Como não haverá caminhos com número de saltos variando de 1 a n para todos os vértices, uma inicialização de $dist(v, k)$ para todas as possíveis combinações de v e k não é adequado. Ao invés disso é preferível implementar uma estrutura de dados para $dist(v, k)$ que retorne ∞ caso essa distância não tenha sido salva ainda. Com isso retira-se a inicialização das distâncias no início do algoritmo.

A seguir é apresentado o Algoritmo 3 que obtêm os menores caminhos no LSD com cada possível número de saltos. O laço **for** mais externo visita todos os V vértices e o laço **for** seguinte visita todas as arestas partindo do vértice atual, no total E . Por fim, o laço **for** mais interno visita todos os caminhos chegando ao vértice atual, ou seja, todas as arestas incidentes, novamente E no total. Portanto o tempo de execução é $\Theta(V + 2E) = \Theta(V + E)$, assintoticamente o mesmo do algoritmo original.

```

3.1 for (cada vértice  $u \in L$ ) do
3.2   | for (cada  $v$  adjacente a  $u$ ) do
3.3   |   | for cada  $dist(v, k)$  em  $dist(v)$  do
3.4   |   |   | if  $dist(v, k + 1) > dist(u, k) + w(u, v)$  then
3.5   |   |   |   |  $dist(v, k + 1) < -dist(u, k) + w(u, v)$ ;
3.6   |   |   | end
3.7   |   | end
3.8   | end
3.9 end

```

Algoritmo 3: Caminhos mínimos em um LSD para todos os possíveis números de saltos.

Armazenando os caminhos gerados junto às distâncias obtidas no Algoritmo 3, tem-se os

arranjos mais homogêneos para todos os possíveis números de saltos, não apenas o mínimo. Para uma solução inicial pode-se usar o caminho com menos saltos, alocando os equipamentos, e refazendo essa alocação conforme a necessidade.

Para fazer a alocação dos amplificadores agora basta, partindo do final do enlace, posicionar um amplificador que atenda ao P_{OUT} do enlace. Depois, retrocedendo no enlace, coloca-se em cada ponto de amplificação um amplificador cuja potência de saída seja suficiente para vencer a atenuação do enlace e atender a potência de entrada no próximo amplificador, instalado na iteração anterior.

No Algoritmo 1 pode ser incluído a contabilização da dispersão cromática acumulada em cada *span*. E os DCMs necessários são obtidos da lista de combinações ótima, previamente gerada.

Por fim, para saber qual arranjo de amplificadores será realmente utilizado ao final, é necessário checar a viabilidade de todos os canais que podem passar pelo enlace. A viabilidade no caso é dada pela sensibilidade do *Transponder* que irá receber o sinal, e varia de acordo com o modelo de equipamento, que por sua vez depende do tipo de demanda que atende. Isso implica em um nível mínimo de ruído acumulado ao longo de uma rota para cada tipo de demanda.

Esse é um problema complexo, pois o ruído total de uma rota é a soma dos ruídos inseridos por cada um de seus enlaces. Por sua vez isso implica em um limite máximo de ruído que pode ser inserido por cada enlace, mas esse limite máximo varia de acordo com a rota e a demanda em questão. Por isso, para obter uma solução que equilibra custo e qualidade de sinal, a escolha do arranjo de amplificadores deve ser feita em uma etapa que considere todas essas informações.

Mas como a solução fornecida aqui já pode atender a todos esses cenários, a busca pelos arranjos de amplificadores é feita uma única vez para cada enlace. Nas etapas subsequentes do projeto apenas a escolha dos amplificadores e DCMs precisará ser refeita.

4.5 Regeneradores

Para seguir adiante, um canal muito degradado precisa ser regenerado: interpretado eletronicamente e gerado novamente, em um novo sinal óptico. Nessa etapa elétrica, o sinal precisa ser processado eletronicamente, e os equipamentos necessários à regeneração embutem um alto custo no projeto. Por isso, em redes longas geograficamente ou com grande número de nós se torna mandatório haver regeneração, e isso deve ocorrer o menor número de vezes possível. Esse é um problema complexo tratado em diversos trabalhos na literatura [FLAMMINI *et al.*, 2011; AZODOLMOLKY *et al.*, 2009; GARCIA-MANRUBIA *et al.*, 2011].

Para redes WRON de grande extensão geográfica ou com grande número de nós, a utilização de regeneradores se torna obrigatória, pois enviar o sinal exclusivamente pelo meio óptico não é viável para todos os caminhos. Mas a alocação de regeneradores adiciona grande complexidade ao RWA, como pode ser visto neste trabalho que trata especificamente desse assunto: [FLAMMINI *et al.*, 2011]. Então o desafio aqui é unir alocação de regeneradores ao RWA, juntamente com os demais subproblemas, contudo, sem terminar com um problema impraticável. A solução encontrada foi segmentar este em dois subproblemas de forma eficiente, simplificando um pouco o caso geral, pois a alocação de regeneradores não é o único foco aqui.

Assumindo que o posicionamento de OADMs é muito mais custoso, deixa-se a alocação de regeneradores submetida a ela. Os OADMs, além do mínimo discutido anteriormente, são decididos apenas por fatores mais críticos. Assim, os pontos que podem receber regeneradores são pré-determinados para esta etapa. Apenas isso já simplifica bastante o problema, pois conhecendo os possíveis pontos de regeneração, resta saber sua quantidade e disposição. Com isso, a alocação de regeneradores também deixa de influenciar em outros subproblemas, como a determinação das potências de entrada e saída nos enlaces e, conseqüentemente, a alocação de amplificadores.

Semelhante a divisão do RWA entre coloração e roteamento, a alocação de regeneradores foi separada entre minimização de número de regeneradores e posicionamento. Na primeira parte, determina-se o número mínimo de amplificadores adaptando-se um eficiente algoritmo da literatura de tempo polinomial, o algoritmo de Yen [YEN, 1971]. E a segunda parte, o posicionamento dos regeneradores, foi incorporada a um novo modelo para o RWA, descrito a mais adiante.

Também foi considerado outro efeito da camada física sobre o sinal, a Dispersão de Modo de Polarização (PMD - *Polarization Mode Dispersion*) [AGRAWAL, 2010]. Esse é um efeito gerado pela própria fibra, como a CD, todavia não é significativo para demandas de até 10Gbps. Ele é estimado pela raiz da soma dos quadrados dos produtos entre o coeficiente de PMD de cada segmento de fibra vezes sua distância [GORDON; KOGELNIK, 2000]:

$$PMD = \sqrt{\sum (PMD_i \cdot L_i)^2}$$

Onde, L_i é o Comprimento do i -ésimo segmento de fibra no trecho, e PMD_i é o Coeficiente de PMD do i -ésimo segmento de fibra no trecho. Ele pode ser contabilizado juntamente com a dispersão cromática e a atenuação no Algoritmo 1.

Note que para um determinado canal, o somatório deve ser feito sobre todas as fibras ao

longo de sua rota, o que possivelmente inclui mais de um enlace. Como o cálculo é independente do comprimento de onda usado no canal, para diminuir o custo computacional, acumula-se o somatório para cada enlace ao processá-lo na alocação de amplificadores. Assim, basta somar as parciais por enlace do somatório, para só então calcular a raiz quadrada quando se quiser a PMD de um canal.

Semelhante ao que ocorre com a dispersão cromática [AGRAWAL, 2010], que é calculada para um comprimento de onda de referência e depois pode ser convertida para os outros comprimentos de onda da banda, o mesmo pode ser feito para o ruído ASE. Assim, enquanto se processa os enlaces, fazendo a alocação dos amplificadores, pode-se estimar, para um comprimento de onda de referência, o ruído ASE inserido. De modo que, ao fim de cada Enlace, tem-se:

- O ruído ASE através da formulação da Seção 4.2.1, permitirá estimar a OSNR;
- A dispersão cromática residual, que não pôde ser compensada devido à granularidade dos modelos de DCM;
- A PMD, somando os quadra das parciais por enlace e extraíndo a raiz;

Esses dados poderão ser totalizados ao longo das rotas, permitindo estimar esses efeitos para os canais da rede. Para cada demanda a ser atendida, só serão viáveis as rotas que atenderem às restrições dos *Transponders* quanto a OSNR, CD residual e PMD, se for o caso. Apesar de ainda não se ter atribuído um comprimento de onda, já se pode fazer uma pré seleção das rotas viáveis, pois:

- A OSNR piora com o aumento da frequência do comprimento de onda [AGRAWAL, 2010], todavia, dentro da grade de canais OTU, a diferença entre o primeiro e o último fica na terceira casa decimal. Como a OSNR é diretamente proporcional à frequência do sinal, a OSNR pouco é influenciada por ele.
- Nas fibras monomodo do padrão ITU-T G.652 [ITU-T G Recommendation 652, 2009], o tipo mais comum, a CD acumulada entre o pior caso (comprimento de onda de menor frequência) e o melhor caso (maior frequência) têm diferença da ordem de 20%, entre os 40 canais centrais da banda C, em espaçamento de $100GHz$, ou 80 canais espaçados com $50GHz$. Se cada rota for verificada para o pior caso, isso garante que sobre ela os canais podem receber qualquer comprimento de onda.
- A PMD é independente do comprimento de onda.

Não são considerados aqui canais com taxa superior a 40Gb/s ou fora da banda C. Definidos os *Transponders* que serão utilizados para cada tipo de demanda no projeto, pode-se usar suas restrições quanto a OSNR, CD e PMD para identificar quais rotas são viáveis.

4.5.1 Viabilização de Canais

Preliminarmente, pode-se gerar todos os k caminhos mais curtos sobre a topologia com baixo custo computacional com o Algoritmo de Yen clássico [YEN, 1971], usando como métrica a formulação simplificada para o ruído ASE acumulado, visto na Seção 4.2.1. O Algoritmo de Yen é implementado em diversas bibliotecas de *software*, nas mais variadas linguagens.

Dada a limitação de OSNR para cada tipo de *transponder*, pode-se obter caminhos para serem viabilizadas para cada tipo de demanda, limitando seu tamanho de acordo com as estimativa de ruído ASE. Nesse ponto também pode-se eliminar os caminhos que ultrapassem os limites para CD acumulada e PMD. É nesse ponto que fica a principal dependência quanto ao tipo de demanda e taxa. Métricas diferentes podem ser adaptadas nesse ponto para tratar de novas tecnologias.

Feito isso passa-se à fase de viabilizar os caminhos, encontrando um conjunto de caminhos viáveis para cada tipo de demanda, iniciando com os tipos de demanda com restrição de OSNR mais severa, de modo que os enlaces sejam configurados para suportar esses tipos sempre que possível. Ao passar para tipos de demandas menos exigentes, a tendência é que todos os enlaces já estão bem configurados reduzindo a necessidade de reconfiguração.

Depois de verificada a OSNR com a formulação da Seção 4.2.1, se necessário, pode-se tentar reconfigurar os enlaces com mais amplificadores, até que o caminho se torne viável. Essas reconfigurações de enlaces com diferentes quantidades de amplificadores só precisam ser feitas uma vez, salvando cópias temporárias dos enlaces com diferentes configurações. E as que não forem adotadas podem ser descartadas ao final do processo.

Identificados todos os caminhos viáveis para cada tipo de demanda, é possível compor as rotas que atenderão às demandas. Nesse ponto pode-se determinar o mínimo de regeneradores necessários para se atender cada demanda. Para isso, para cada tipo de demanda cria-se um grafo com as rotas viáveis como arestas. Agora, para cada demanda, gere todos os caminhos possíveis pelo Algoritmo de Yen novamente, mas dessa vez limitados pelo número mínimo de saltos encontrado. Por exemplo, para uma dada demanda, se a menor rota encontrada tiver dois saltos, todas as rotas com mais de dois saltos serão descartadas.

Todas essas abordagens estão resumidas no esquema a seguir:

Viabilização de Canais

1. Encontrar todos os possíveis caminhos para cada tipo de demanda com o algoritmo de Yen, usando a ASE simplificada como métrica, limitando o tamanho dos caminhos pelo requisito de OSNR. E também descartando os caminhos que superarem os limites para CD e PMD.
2. Para cada tipo de demanda, em ordem decrescente de restrição de OSNR:
 - (a) Para cada caminho, em ordem decrescente de ASE simplificada:
 - i. Obter o LSD de cada Enlace que ainda não passou por esta etapa, encontrar os caminhos mínimos e configurar uma cópia de cada enlace com o mínimo de amplificadores, estimando ASE, CD e PMD.
 - ii. Enquanto o caminho não for viável, no enlace com mais ASE no qual for possível incrementar o número de amplificadores, adotar uma cópia prévia incrementada ou reconfigurar uma nova.
 - iii. Se nenhum enlace puder mais ter seu número de amplificadores incrementado, descarte o caminho para este tipo de demanda.
 - iv. Se o caminho se tornou viável, sobrescreva os enlaces com as últimas cópias e descarte as demais cópias que usarem menos amplificadores.
3. Descartar todas as cópias de enlaces restantes.
4. Para cada tipo de demanda crie um grafo com os caminhos viáveis como arestas. Para cada demanda gere todas as rotas pelo Algoritmo de Yen, limitados pelo número mínimo de saltos encontrado.

Nessa última etapa são gerados os caminhos que combinam mais de um enlace viável, e entre cada um destes é posicionado um regenerador. Como esses caminhos são gerados com o menor número de saltos possível, já está minimizado a quantidade de regeneradores na rede. Resta agora escolher entre os caminhos viáveis qual será utilizado, posicionando assim os regeneradores, o que conclui este aspecto do problema.

Se ainda assim, alguma demanda não possa ser atendida, mesmo alocando todos os regeneradores possíveis, ela terá de ser rejeitada. Uma função importante nesse momento é identificar os trechos que impediram a viabilização do canal, para análise dos responsáveis pelo projeto.

O processo de obter o LSD de cada Enlace ainda não processado, encontrar os caminhos mínimos e configurar uma cópia de cada enlace com o mínimo de amplificadores, apresentado

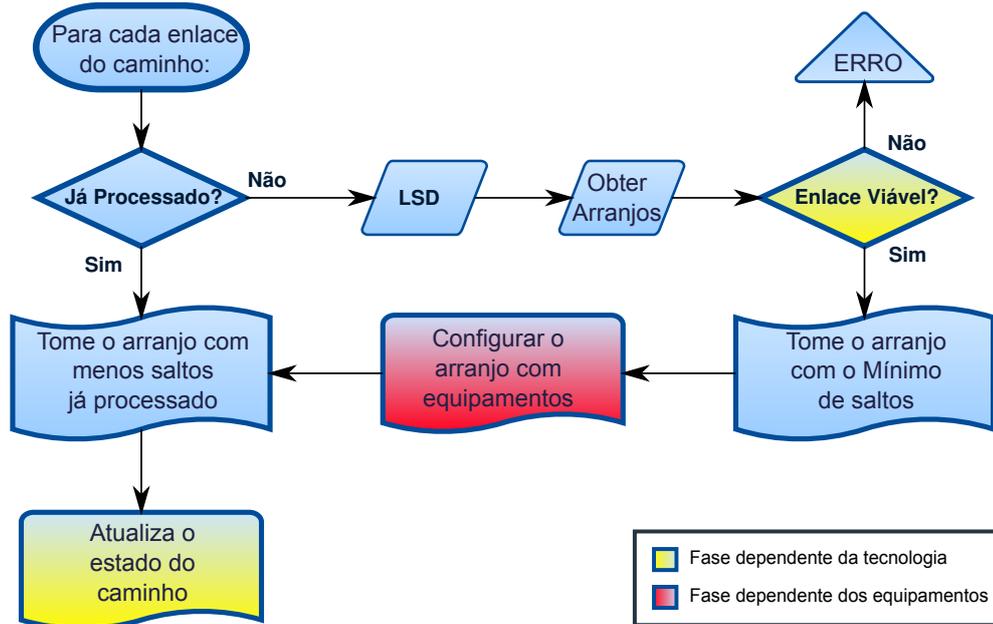


Figura 4.5: Obter arranjos de amplificação e *status* inicial do enlace, Algoritmo 4.

no item [2(a)i] acima, é melhor detalhado no diagrama da Figura 4.5 e também no Algoritmo 4 na seção seguinte.

As demais etapas internas que completam a viabilização de caminhos estão organizadas no diagrama da Figura 4.6, onde o número de saltos (*spans*) nos enlaces vai sendo incrementado até que o caminho se torne viável, ou então é rejeitado. Essas etapas são detalhadas no Algoritmo 5, também na seção seguinte, que discute o custo computacional dessa abordagem.

O resultado desta etapa são conjuntos de rotas viáveis para cada demanda. No caso das demandas que necessitaram de regeneração, as rotas são apenas aquelas que admitem o mínimo de regeneradores, divididas em sub rotas viáveis.

Do escopo proposto neste trabalho, resta agora resolver o RWA, escolhendo entre as rotas viáveis dentre as identificadas, alocando comprimentos de onda sobre ela e posicionando os regeneradores. Note que o número de regeneradores já é definido, bem como as rotas que irão recebê-los, mas pode haver mais de uma forma de posicioná-los.

Como já foram geradas as rotas viáveis e, possivelmente, sua quantidade é bem limitada, seria mais conveniente adotar uma modelagem por caminhos dos RWA [JAUMARD *et al.*, 2007], onde cada rota é associada a uma variável do modelo. Todavia, a partir do que foi mostrado em [LIU; ROUSKAS, 2013], uma melhor abordagem pode ser converter as rotas selecionadas pela Viabilização de Canais para a modelagem por enlaces do RWA, que é apresentada na Seção 3.4, eliminando assim as variáveis e restrições associadas aos caminhos não utilizados.

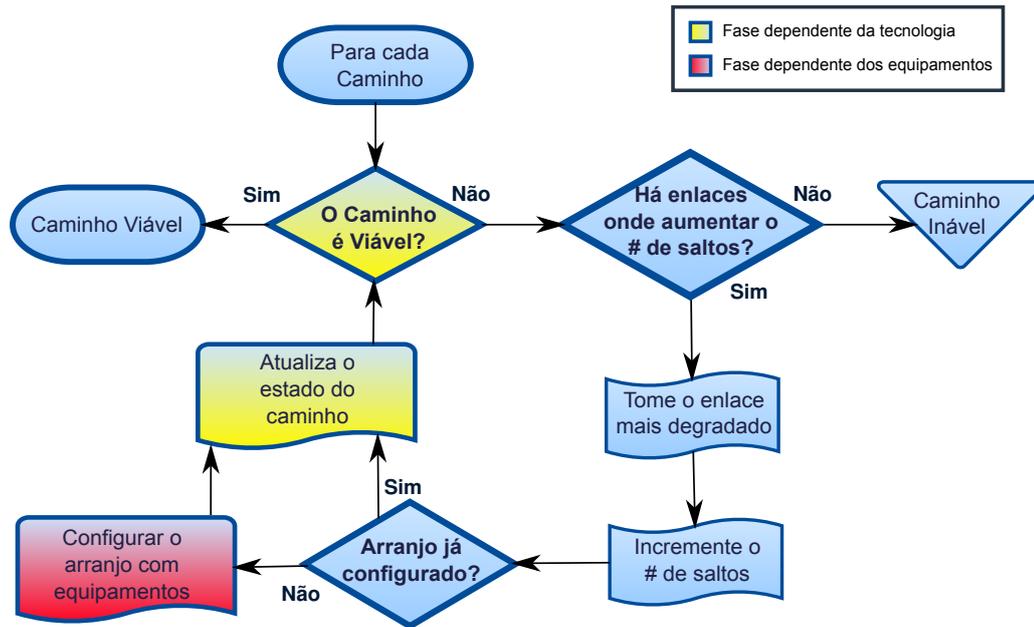


Figura 4.6: Viabilização de Caminhos, Algoritmo 5.

4.5.2 Custo Computacional

A Viabilização de Canais é formada de 3 partes principais: as duas execuções do Algoritmo de Yen, mais a Etapa [2a] que faz a viabilização dos caminhos, cujo funcionamento interno está detalhado nos Algoritmos 4 e 5.

O algoritmo de Yen, se bem implementado, tem custo $O(kV(E + V \log V))$, para os k menores caminhos sobre um grafo com V vértices e E arestas. Nas aplicações descritas, ele é utilizado duas vezes de forma diferente, mas em ambas sem um k fixado. Na primeira utilização do algoritmo de Yen, E é o número de OADMs na rede, e V é o número de enlaces.

Na segunda utilização V se torna k , no pior caso, se nenhum caminho for inviável. Na realidade a quantidade de regeneradores que pode ser necessária para cada canal é bem limitada. Por exemplo, a rede conhecida como *USAGde* [PAVAN *et al.*, 2010], o maior projeto de que se tem notícia, com 100 nós e 171 arestas, tem diâmetro de apenas 16 enlaces (maior menor caminho). Sendo, portanto, 15 o máximo de amplificadores em um canal nessa rede.

O algoritmo de Yen deve ser modificado para continuar a encontrar caminhos com um limite de comprimento, e não uma quantidade especificada. Com isso, k se torna a quantidade de caminhos obtidos, e este é um multiplicador da demanda de tempo do algoritmo.

O número de possíveis caminhos livres de ciclos, em um grafo, cresce exponencialmente com número de vértices. Todavia, limitando-se a caminhos viáveis, o comprimento dos caminhos fica bem limitado, especialmente para as redes mais longas ou com grande número de

nós. Portanto, é de se esperar que, com uma implementação eficiente do algoritmo de Yen, o tempo gasto com essa etapa não seja um problema. E de fato não o é, como demonstraram os experimentos realizados, que são apresentados no Capítulo 7.

```

4.1 for (Para cada enlace e no caminho C) do
4.2   if ( $e \notin A$ : Arranjos ótimos de amplificação) then
4.3     Obter LSD de e;
4.4     Encontrar e armazenar os arranjos de amplificação em  $A(e)$ ;
4.5     if (Arranjo com o mínimo m de amplificadores encontrado) then
4.6       Configurar uma cópia  $e(m)$ ;
4.7        $E \leftarrow e(m)$ : Cópias de enlaces configurados;
4.8     end
4.9     else
4.10      ERRO: Enlace inviável;
4.11    end
4.12  end
4.13   $e = e(m)$ : a configuração de e com menos amplificadores em E;
4.14   $L(C) \leftarrow e(m)$ ;
4.15  if (existem arranjos com mais amplificadores em  $A(e)$ ) then
4.16     $H(C) \leftarrow e(m)$ , HEAP ordenado por ASE estimada;
4.17  end
4.18  Atualize as estimativas de CD e OSNR do caminho, com os dados de  $e(m)$ ;
4.19 end

```

Algoritmo 4: Obtém Arranjos, etapa [2(a)i].

A viabilização dos caminhos na etapa [2a] é executada uma vez para cada caminho obtido, portanto, k . Mas dentro dessa etapa há tarefas condicionais, que não são executadas em todas as iterações. Essas tarefas devem ser somadas a parte. São elas:

1. A etapa [2(a)i], que só ocorre uma vez para cada enlace.
2. As configurações dos enlaces, que são feitas uma vez para cada número de amplificadores.
3. Salvar a configuração feita na estrutura de dados própria.

A etapa [2(a)i] tem custo $O(n^2 + 2n + v)$, que é a soma dos custos assintóticos para se gerar cada LSD mais a obtenção dos menores caminhos, para um enlace com n fibras, com $n + v$ arestas em seu LSD, onde v é o número de arestas virtuais. Considerando que certamente $n + v < n^2$, o custo desta etapa é $O(n^2)$ para cada enlace. Somando esses valores para toda a rede, com enlaces de n_1, n_2, \dots, n_V fibras, se F é o total de fibras na rede, tem-se que:

$$n_1^2 + n_2^2 + \dots + n_V^2 \leq F^2$$

```

5.1 while (caminho não viável) do
5.2   Tome o primeiro enlace  $e$  em  $H(C)$ ;
5.3    $m =$  Número de amplificadores na configuração atual de  $e$ ;
5.4   if ( $\nexists e(m+1) \in E$ ) then
5.5     | Configurar  $e(m+1)$  e adicioná-lo a  $E$ ;
5.6   end
5.7   Substituir  $e(m)$  em  $L(C)$  por  $e(m+1)$ ;
5.8   Remover  $e(m)$  em  $H(C)$ ;
5.9   if ( $\nexists$  arranjo com  $m+2$  amplificadores em  $A$ ) then
5.10  | Adicionar  $e(m+1)$  a  $H(C)$ ;
5.11  end
5.12  Atualize as estimativas de CD e OSNR do caminho, com os dados de  $e(m)$ ;
5.13  if ( $C$  não viável e  $H(C) = \emptyset$ ) then
5.14  | Remover  $C$  de  $D$ ;
5.15  | Passe para o próximo caminho;
5.16  end
5.17 end
5.18 Marque  $C$  como viabilizado;
5.19 for (cada  $e \in C$ ) do
5.20  |  $e(m) =$  Maior arranjo em  $E$ ;
5.21  | Descarte as demais cópias em  $E$ , menores que  $e(m)$ ;
5.22  | Sobrescreva a solução atual de  $e$  com  $e(m)$ ;
5.23 end

```

Algoritmo 5: Viabiliza de Caminho, etapa [2(a)ii].

Portanto, pode-se assumir que o custo da etapa [2(a)i] é limitada superiormente por $O(F^2)$, quadrático no número de fibras na rede.

Por sua vez, na etapa [2(a)ii] descrita no Algoritmo 5, tem-se apenas que configurar o enlace novamente com amplificadores e DCMs, pois os caminhos já foram obtidos na etapa anterior. Com os equipamentos acondicionados em estruturas de dados adequadas, o acesso a eles pode ser direto, sem custo computacional considerável. Resta varrer os pontos de amplificação posicionando os equipamentos. Como cada enlace pode ter no máximo $n - 1$ pontos de amplificação, são no máximo $n + 1$ pontos onde se deve alocar equipamentos, contando com o início e o fim do enlace. E no mínimo são apenas 2 pontos, no caso de um enlace sem pontos intermediários para amplificação. No pior caso, se todos os enlaces forem reconfigurados todas as vezes possíveis, tem-se que:

$$\underbrace{2 + 3 + \dots + n + (n + 1)}_{n \text{ vezes}} = \frac{n[2 + (n + 1)]}{2}$$

Portanto, novamente seu custo é limitado superiormente por $O(n^2)$ em cada enlace. Logo a

demanda de tempo computacional da etapa [2(a)ii] é $O(F^2)$ como a etapa anterior.

Resta, as demais operações mais simples da etapa [2a], com leitura e escrita nas estruturas de dados. Com implementações adequadas, a operação mais custosa é a inserção de novos elementos, que deve ser feita de modo que o conjunto continue ordenado. Pode-se supor que esse tipo de operação tenha um desempenho logarítmico na quantidade de objetos armazenados.

Das estruturas de dados indicadas nos Algoritmos 4 e 5, a que irá armazenar mais objetos é E , o conjunto de cópias temporárias de configurações de enlaces. Do que foi discutido anteriormente, o número de elementos em E é limitado superiormente por $O(n^2)$, quadrático no número de fibras do enlace. Portanto, a inserção de elementos em E é $O(\log(n^2)) = O(2\log(n)) = O(\log(n))$.

Como as demais estruturas de dados armazenam n ou menos elementos, e como E é acessado tantas vezes quanto os demais, seu custo domina em relação aos outros. Somando esse custo para todos os enlaces, para m o número de fibras no enlace mais longo

$$\log(n_1) + \log(n_2) + \dots + \log(n_V) = \log(\prod n_i) \leq \log(\prod m) = \log(m^V) = V \log(m)$$

Como o número de inserções em E é igual ao número de vezes que um enlace pode ser reconfigurado (F), esse custo é $O(F \cdot V \cdot \log(m))$.

Agora, desconsiderando essas etapas condicionais, a parte mais interna da etapa [2a] é executada $O(k \cdot E)$, pois cada caminho k pode conter no máximo caminhos com $E - 1$ enlaces, onde E é o número de nós na rede. Se cada operação de inserção nas estruturas de dados for $\log(m)$, o custo fica $O(k \cdot E \cdot \log(m))$.

Com isso, o custo como um todo é $O(k \cdot E \cdot \log(m) + F \cdot V \cdot \log(m) + F^2 + F^2)$. Não é fácil uma comparação direta, mas é de se esperar que seja menos custoso ou similar aos algoritmos de Yen nas outras etapas ($O(kV(E + V \log V))$), nos quais o número de caminhos (k), vértices (V) e arestas (E) estão multiplicados.

4.6 Conclusão

Combinando todas as estratégias vistas até aqui, pode-se organizar o projeto de uma OTN em etapas subsequentes, como descrito a seguir:

1. Para cada tipo de demanda, obter caminhos viáveis com o Algoritmo de Yen, usando a

- ASE simplificada;
2. Gerar as Combinações de DCM;
 3. Executar a Viabilização de Canais;
 4. Para cada tipo de demanda, gerar um grafo com as caminhos viáveis como aresta;
 5. Para cada demanda, obter as rotas viáveis com o Algoritmo de Yen, limitados pelo mínimo de saltos;
 6. Com as rotas viáveis, executar o MRWA para concluir a solução;

Com esta abordagem foi possível tratar do escopo proposto neste trabalho, sem sacrificar a generalidade da solução. As hipóteses que tornaram possível a segmentação do projeto em etapas, na verdade tornam o projeto mais robusto. Por exemplo, assumir que os níveis de potência de saída nos enlaces exigem alguma especificação prepara os enlaces para mudanças na matriz de tráfego. Definir que a alocação de DCMs deve ser feita isoladamente em cada ponto de amplificação evita que efeitos indesejados de camada física se propagem na rede. Minimizar o número de regeneradores primeiro, para só depois posicioná-los evitou inviabilizar que o RWA seja resolvido à otimalidade.

De fato, como é visto nos capítulos seguintes, as implementações e testes apresentados validam esta abordagem. A parte de mais difícil resolução ficou sendo o RWA, e as etapas anteriores demonstraram baixíssimo custo computacional. O que corrobora com a estratégia de levar para o RWA o mínimo possível dos demais subproblemas.

5 *Modelo RWA Multi-Serviço*

Não apenas para tratar da alocação de regeneradores, mas sim para centralizar todas as estratégias desenvolvidas, foi criado um novo modelo para o RWA com abrangência tal que pudesse de fato ser usado para o projeto de redes atuais. Ao invés de ser apenas mais uma ferramenta puramente acadêmica.

Supondo que o conjunto de demandas possua diversos tipos de protocolos e taxas, mesmo futuras, o objetivo foi um modelo flexível a informações prévias de roteamento e viabilidade de caminhos. Existem na literatura modelos que estão próximos de atender a esse requisito, com destaque para o apresentado em [LIU; ROUSKAS, 2013]. Mas, considerando que desejassem oferecer soluções para redes atuais a nível de *backbone*, é necessário que seja considerada a alocação de regeneradores. Mas a literatura não oferecia opções que contemplassem ambos cenários.

Para atender a esses requisitos foi criado o modelo MRWA (*Multi-Service RWA*). Similar ao modelo apresentado em [LIU; ROUSKAS, 2013], o MRWA é preparado para aproveitar informações criadas por etapas anteriores, operando sobre caminhos cuja viabilidade foi previamente estimada. Mas também aloca um número otimizado de regeneradores; quantidade esta determinada em etapas anteriores, como é visto na Seção 4.5.

Não seria muito útil simplesmente sobrecarregar o RWA com todas as restrições e variáveis necessárias para tratar de todo o escopo aqui pretendido. Acabar-se-ia com um modelo desnecessariamente complexo, que só poderia ser tratado por meio de heurísticas. Essa seria uma má prática em termos de pesquisa operacional, pois não se estaria buscando conhecer realmente o custo computacional do problema proposto.

O modelo que é apresentado nesta seção surgiu da necessidade de um modelo para o RWA que pudesse trabalhar com demandas de variado tipo e taxa, ou seja, em um contexto com Taxas de Transmissão Mistas (MLR - *Mixed Line Rates*). É preciso também tratar da Alocação de Regeneradores (RP - *Regenerator Placement*). As estratégias de planejamento devem levar isso em consideração, posto que com o aumento das redes [PAVAN *et al.*, 2010], o uso

de regeneradores torna-se obrigatório com as tecnologias atuais. Além disso, o modelo deve permitir que informações topológicas e sobre a viabilidade das rotas pudessem ser usadas com facilidade, levando em conta as Restrições de Camada Física (IA - *Impairment-Aware*). Dessa forma, quando se fala em RWA hoje deve-se supor o uso de regeneradores e a checagem das restrições de camada física em alguma etapa.

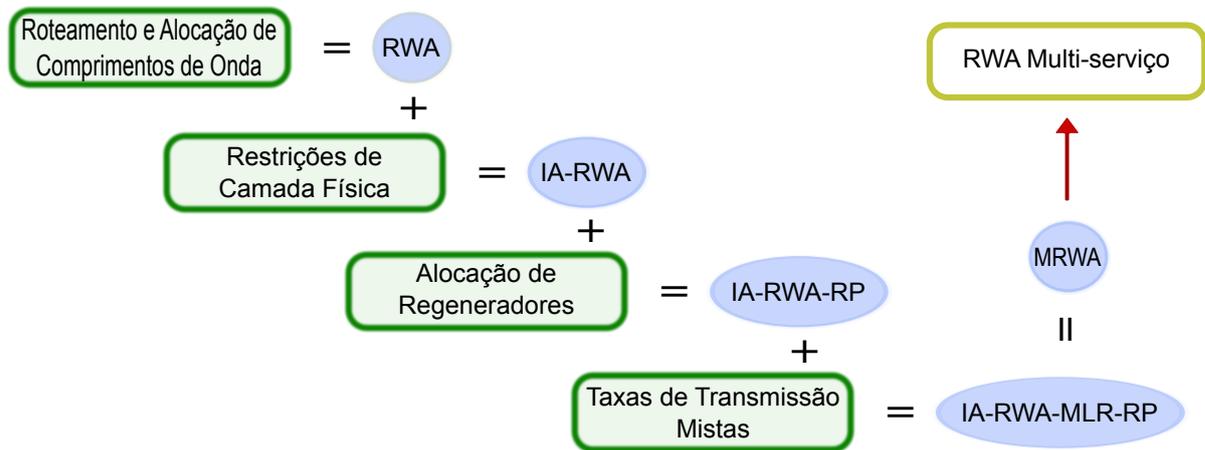


Figura 5.1: Siglas relacionadas ao MRWA

Logo, deste ponto em diante, quando se falar em RWA, é suposto na verdade um problema de Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda (RWA) com Taxas de Transmissão Mistas (MLR), considerando Restrições de Camada Física (IA) e Alocação de Regeneradores (RP), ou seja, um IA-RWA-MLR-RP (*Impairment-Aware Routing and Wavelength Assignment with Mixed Line Rates and Regenerator Placement*). Como, no esforço de pesquisa desta tese, não foi encontrado na literatura um modelo com essas características, buscou-se uma solução própria. Tal modelo, chamado de MRWA - *Multiservice RWA*, também suporta múltiplas fibras paralelas, algo comum em redes ópticas, mas deixado de lado pela maioria das modelagens. Apesar do amplo escopo a que o MRWA atende, ele é simples em termos de variáveis e restrições, se comparado a modernos modelos similares da literatura [GARCIA-MANRUBIA *et al.*, 2011; RIZZELLI *et al.*, 2012]. A Figura 5.1 ilustra todas as siglas envolvidas no contexto do MRWA.

5.1 Descrição do Modelo MRWA

O MRWA guarda semelhanças com alguns modelos conhecidos: a distribuição do tráfego associa cada demanda aos Enlaces viáveis utilizados, com a viabilidade das rotas checada previamente, muito semelhante ao que foi feito em [LIU; ROUSKAS, 2013]. Um diferencial está na forma como é feito o controle da regeneração. Assumindo que o número de regeneradores é

prioritário, frente ao número de comprimentos de onda ou o tamanho das rotas, essa quantidade é minimizada previamente, pois é um problema que pode ser resolvido independentemente para cada demanda, com baixo custo computacional. Além disso, o fato de haver regeneradores na rede facilita a coloração [RIZZELLI *et al.*, 2012]. Como somente são consideradas rotas viáveis no modelo, seu comprimento já é controlado pelas restrições de camada física. A seguir são definidos alguns dados utilizados no modelo.

Índices:

- $u \in N$: Nós da rede.
- $l \in L$: Enlaces da rede.
- $p \in P$: Caminhos da rede.
- $d \in D = S \cup R$: Conjunto de todas as Demandas, união das demandas Simples (S) e Parciais (R), onde $S \cap R = \emptyset$.
- $d' \in R'$: Demandas Regeneradas.
- $v \in V$: Pares Viáveis $\langle d, l \rangle$ ou $\langle d, p \rangle$, onde d é viável em l , ou em p , respectivamente.
- $w \in W$: Comprimentos de onda.
- $f \in F$: Tipos de Restrição de Camada Física consideradas.

Parâmetros:

- $r_{d'}$: Número de etapas viáveis que d' necessitou.
- s : Nó origem de l , d , p ou d' .
- t : Nó destino de l , d , p ou d' .
- $\mu_{df} \in \{-1, 0, 1\}$: d usa a restrição f como um máximo (1), um mínimo (-1), ou não utiliza (0).
- γ_f : Valor da restrição f para o Enlace l .
- γ_{df} : Máximo ou Mínimo da restrição f que d suporta.

Para essa modelagem, supõe-se que as rotas viáveis já foram identificadas, e apenas sobre elas é feito o roteamento. Para cada demanda que necessitou de regeneração (d'), tem-se um

conjunto de sub rotas viáveis, de modo que d' é atendida por alguma combinação de $r_{d'}$ etapas viáveis. As sub rotas de mesma origem e destino devem ser agrupadas e associadas às demandas parciais ($d \in R$). As demandas d' são tratadas indiretamente, através das demandas parciais, que na modelagem se misturam às demandas sem regeneração, ou simples ($d \in S$). A diferença entre as demandas parciais e as simples, é que estas são necessariamente atendidas, enquanto que apenas uma demanda parcial é utilizada em cada etapa, de uma dada d' .

Fora a parametrização das demandas com regeneração, o modelo é similar a um RWA clássico, mas aqui o roteamento é feito sobre os pares viáveis $v = \langle d, l \rangle$. A partir das rotas viáveis recebidas, foram criadas os pares viáveis associando cada demanda aos Enlaces que ela poderá usar. Todavia, ainda é possível que as rotas geradas sejam inviáveis, combinando segmentos de caminhos viáveis distintos. Por isso, as restrições de camada física f devem ser checadas novamente para as rotas.

A seguir são definidas as variáveis binárias do modelo, onde 0 interpreta-se como *FALSO* e 1 interpreta-se como *VERDADEIRO*:

Variáveis:

- x_v^w = O Par Viável $v = \langle d, l \rangle$ usa a cor w .
- y_w = A cor w foi usada na rede.
- z_d = A Demanda Parcial d foi usada.

Na linguagem dos problemas de fluxo clássicos, a principal mercadoria no MRWA são seus pares viáveis coloridos x_v^w , que fazem o roteamento de cada demanda independentemente, permitindo tratar de demandas de tipo variado. Enfim, são apresentadas as restrições do modelo MRWA:

MRWA:

$$\sum_{\substack{v \\ u=s_l}} x_v^w = \sum_{\substack{v \\ u=t_l}} x_v^w \quad \forall \substack{(u,d,w) \\ u \neq s_d}, v \in V/d \quad (5.1)$$

$$\sum_v x_v^w \leq y_w \quad \forall (l, w), v \in V/l \quad (5.2)$$

$$\sum_{\substack{v,w \\ s_d=s_l}} x_v^w = \begin{cases} 1, & d \in S \\ z_d, & d \in R \end{cases} \quad (\forall d), v \in V/d \quad (5.3)$$

$$\sum_{\substack{d \\ u=l_d \\ u \neq l_{d'}}} z_d = \sum_{\substack{d \\ u=s_d}} z_d \quad \forall (u,d') \\ u \neq s_{d'} , d \in R/d' \quad (5.4)$$

$$\sum_d z_d = r_{d'} \quad (\forall d'), d \in R/d' \quad (5.5)$$

$$\mu_{df} \cdot \sum_{v,w} x_v^w \cdot \gamma_{df} \leq \mu_{df} \cdot \gamma_{df} \quad \forall (d,f) \\ \mu_{df} \neq 0 , v \in V/d \quad (5.6)$$

$$\text{Minimize: } \alpha \cdot \sum_w y_w + \beta \cdot \sum_{v,w} x_v^w \cdot \delta(v) \quad , \text{ para } \alpha, \beta \text{ e } \delta(v) \text{ arbitrários} \quad (5.7)$$

As Restrições 5.1 e 5.2 são respectivamente as versões do MRWA para as restrições de Continuidade de comprimentos de onda e Conflitos entre comprimentos de onda do RWA clássico [ZANG *et al.*, 2000]. Já a Restrição 5.3 garante a emissão do tráfego para a rede, de cada demanda simples ($d \in S$), ou de certa quantidade de demandas parciais ($d \in R$).

Garantida a emissão, a Restrição 5.1 também promove a conservação do tráfego e sua entrega no destino. A concatenação das demandas parciais que atenderão a uma determinada d' é feita pela Restrição 5.4, que também pode ser vista como uma restrição de controle de fluxo de tráfego, como a Restrição 5.1, mas nesse caso isso é feito tomando as demandas parciais como a mercadoria a ser roteada.

Por sua vez, a Restrição 5.5 garante que a quantidade exata de demandas parciais seja usada para atender a uma demanda que necessitou de regeneração, mantendo assim a quantidade de regeneradores determinada previamente.

Por fim, a Restrição 5.6 evita que caminhos inviáveis sejam formados, checando algumas restrições da camada física que possam ser estimadas pela simples soma das propriedades dos Enlaces utilizados. Se $\mu_{df} = 1$, então γ_{df} limita superiormente a soma de γ_{df} para os Enlaces utilizados por d . Alternativamente, se $\mu_{df} = -1$, sendo aplicado em ambos os lados da Restrição 5.6, γ_{df} age como um limite inferior para a mesma soma.

A função objetivo é composta de dois somatórios, cuja prioridade na otimização pode ser controlada pelas constantes arbitrárias α e β . O primeiro somatório visa minimizar o número de cores utilizadas, já o segundo está ligado à minimização das rotas, mas pode ter múltiplos propósitos, de acordo com o uso dado à parametrização dada à constante $\delta(v)$.

A cada par viável $v = \langle d, l \rangle$, pode-se atribuir à $\delta(v)$ um valor que pode depender de d, l ou

ao par em si, dando pesos ao Enlace, à demanda ou ao seu tipo. Para se balancear a preferência entre a minimização das rotas, por qualquer que seja a métrica, ou o número de cores utilizadas, pode-se usar as constantes α e β . Além disso, é fácil ver que, minimizar o número de cores, indiretamente também minimiza o congestionamento de canais em cada Enlace.

5.2 Técnicas de Resolução para o RWA

Apesar dos resultados promissores apresentados no teste inicial com o MRWA, é necessário ter uma estratégia mais robusta de resolução, uma vez que se tem por objetivo atacar redes realísticas de grande porte. É descrita aqui uma nova metodologia para resolução do RWA, que já se mostrou eficiente ao ponto de provar otimalidade para redes de até 100 nós, em apenas 30 segundos [COUSINEAU *et al.*, 2012]. Neste trabalho em questão trata-se do RWA restrito aos caminhos mínimos ou geodésicas, usando como métrica o número de saltos mínimo. Caminhos estes que tendem a ser bem similares aos caminhos viáveis propostos neste trabalho.

De posse das geodésicas, ou dos caminhos viáveis no caso desta tese, o primeiro passo é resolver um problema de programação inteira de menor complexidade, que fornece o mínimo congestionamento entre as demandas da rede. Esse valor é um limite inferior (*lower bound* - LB) bem justo para o número cromático do RWA, chamado de *Link Bound* (LkB), ou simplesmente de Congestionamento. Note que essa abordagem apenas ignora a coloração, olhando para o ótimo roteamento em relação ao congestionamento.

No caso de MRWA isso pode ser feito de modo similar, eliminando as variáveis que controlam a coloração e retirando o índice w das demais, ficando apenas os pares viáveis. Essa versão do modelo MRWA, chamada de *Link Bound* (MLkB), é descrita a seguir. A variável principal agora é o x_v , que é apenas um par viável sem coloração, e ao invés de controlar quais cores são usadas, controla-se o Congestionamento Y .

Variáveis do MLkB:

- x_v = Binária, indica se o par viável $v = \langle d, l \rangle$ foi usado.
- z_d = Binária, indica se a Demanda Parcial d foi usada.
- Y = Inteira, indica o Congestionamento.

MRWA *Link Bound* (MLkB):

$$\sum_{\substack{v \\ u=s_l}} x_v = \sum_{\substack{v \\ u=t_l}} x_v \quad \forall \substack{(u,d) \\ u \neq s_d}, v \in V/d \quad (5.8)$$

$$\sum_v x_v \leq Y \quad (\forall l), v \in V/l \quad (5.9)$$

$$\sum_{\substack{v \\ s_d=s_l}} x_v = \begin{cases} 1, & d \in S \\ z_d, & d \in R \end{cases} \quad (\forall d), v \in V/d \quad (5.10)$$

$$\sum_{\substack{d \\ u=t_d \\ u \neq t_{d'}}} z_d = \sum_{u=s_d} z_d \quad \forall (u,d'), d \in R/d' \quad (5.11)$$

$$\sum_d z_d = r_{d'} \quad (\forall d'), d \in R/d' \quad (5.12)$$

$$\mu_{df} \cdot \sum_v x_v \cdot \gamma_{df} \leq \mu_{df} \cdot \gamma_{df} \quad \forall (d,f), \mu_{df} \neq 0, v \in V/d \quad (5.13)$$

$$\text{Minimize: } Y \quad (5.14)$$

No MRWA isso pode ainda ser custoso, pois as demandas parciais aumentam consideravelmente a quantidade total de demandas, em relação a um RWA clássico. Nesse caso, um LB preliminar pode ser obtido para acelerar esse processo. Para isso basta tratar as demandas que necessitam de regeneração como demandas normais, eliminando assim as demandas parciais e tornando o problema em um RWA clássico. Ou seja, esse seria justamente o LkB, pois estaria-se ignorando a regeneração. Nesse caso, não é mais possível checar a viabilidade dos caminhos formados, como é feito no MRWA, podendo surgir caminhos inviáveis. E qualquer solução feita sobre caminhos viáveis é equivalente ao MLkB, portanto, o $LkB \leq MLkB$.

De posse do Congestionamento passa-se a fase de seleção de caminhos, que consiste em encontrar um roteamento que atenda a esse LB mas que também evite congestionamento em toda rede. Intuitivamente, isso deve facilitar a coloração, o que de fato ocorre, como se pode verificar em [COUSINEAU *et al.*, 2012].

O número cromático de um grafo é delimitado por baixo (*lower bound*) pelo tamanho de seu maior *clique*, e por cima (*upper bound*) pelo maior grau de seus nós [JENSEN; TOFT, 2011]. No contexto de um grafo de conflito do roteamento C (veja a Seção 3.4), toda aresta l representa um clique em C pois há conflito entre todas as rotas que passam por ela. Lembrando que cada rota é um nó no grafo de conflito, e cada conflito, arestas de C , indica que duas rotas compartilharam um enlace da rede. Portanto, o congestionamento em um roteamento é um

lower bound para o número cromático de C . E o mínimo congestionamento, entre todos os possíveis roteamentos, é um *lower bound* para o número cromático da rede. Por sua vez, o grau de um nó no grafo de conflito é o número de conflitos que essa rota possui.

Nesse sentido, atribuir aos enlaces um peso baseado na probabilidade dele ser utilizado e minimizar o peso máximo deve reduzir o congestionamento, pois este é justamente o número de caminhos compartilhando o enlace mais carregado. Além disso, para evitar também que o grau dos nós no grafo de conflito cresça, pode-se evitar rotas mais longas, pois têm mais chances de criar conflitos ao longo do percurso. Em resumo, para obter um roteamento com número cromático que corresponda ao ótimo da rede, uma boa estratégia é obter rotas curtas, que utilizem enlaces com baixa probabilidade de uso.

Para obter esse efeito é usada uma valoração dos caminhos baseada em *edge betweenness* que, grosso modo, atribui a um caminho um peso relacionado com a probabilidade deste gerar congestionamento. Para chegar a esse peso dos caminhos, primeiro é preciso calcular a probabilidade ponderada de caminhos que compartilham cada enlace l (b_l), dada por:

$$b_l = \sum_k \left[\omega(s_k, t_k) \cdot \frac{q_k^l}{q_k} \right] \quad (\forall l) \quad (5.15)$$

Esse é o *Betweenness* do enlace l , seu *Edge Betweenness*, e a partir dele definir-se-á o *Betweenness* dos caminhos. O *Edge Betweenness* é calculado em função dos pares conectados k , que são os pares de nós da rede entre os quais há caminhos ópticos transparentes, onde deverá haver continuidade do comprimento de onda que lhe for atribuído. Em 5.15, $\omega(s_k, t_k)$ é a distância mínima entre s_k e t_k , origem e destino do par conectado k . Por sua vez, q_k^l é o número de caminhos viáveis para k que passam pelo enlace l , e q_k é o total de caminhos viáveis de k .

Desse modo, a razão q_k^l/q_k é a probabilidade de l ser usado para atender k . A soma dessas probabilidades, para todas as conexões k , se assemelha a conjunção lógica (“ou”), e representaria a probabilidade geral de l ser usado. Para também evitar caminhos longos, como comentado anteriormente, cada probabilidade é ponderada pela distância mínima para se atender k . Isso gera b_l , o peso de cada aresta, que é maior quando l tem alta probabilidade de ser utilizado, ou estar associado a muitos caminhos longos. O custo associado a cada caminho (c_p) é então calculado da seguinte forma:

$$c_p = \sum_{l \in p} (b_l)^2 \quad (\forall p) \quad (5.16)$$

Os termos b_l são elevados ao quadrado para acentuar a penalização dos enlaces que tendem

a possuir uma carga maior ou estarem associados a caminhos mais longos. Estes custos são então normalizados, de modo que assumam valores em $(0, 100]$, como é feito a seguir:

$$\bar{c}_p = 100 \cdot \frac{c_p}{\max_p(c_p)} \quad (\forall p) \quad (5.17)$$

Em [COUSINEAU *et al.*, 2012], os pesos \bar{c}_p são usados em uma modelagem por caminhos, então, tem-se duas opções aqui: criar uma versão por caminhos do MRWA, ou adaptar esse método usando a modelagem inicial. Isso pode ser feito para o MRWA original da seguinte forma: no modelo do MLkB, fixa-se o Y no valor do LB obtido, tornando a Equação 5.9 uma restrição de capacidade. E a função objetivo passa a ser 5.18, onde b_l é o peso das arestas dado pelo *betweenness* da forma como foi definido acima.

$$\text{Minimize: } \sum_v x_v \cdot b_l \quad (5.18)$$

Para aplicar essa estratégia a métrica b_l precisaria ser adaptada. Todavia, uma versão modelada por caminhos é apresentada a seguir, que possui suas próprias vantagens, e pode ser utilizada diretamente neste ponto.

Agora, feita essa seleção prévia de caminhos como comentado anteriormente, tenta-se fazer a coloração desse roteamento com o LB obtido. Se for obtido sucesso, a solução encontrada é ótima, o que de fato ocorre para a maioria dos casos, como pode ser visto em [COUSINEAU *et al.*, 2012]. Essa coloração pode ser feita por qualquer técnica da literatura. No caso de não se obter o ótimo já na primeira tentativa de coloração, a estratégia é ir incrementando a partir do LB, até que se consiga uma solução viável. Note que nesse caso já não se pode afirmar a otimalidade mais, pois perde-se a garantia de que este número incrementado de cores é um LB.

Por fim, caso não se consiga a otimalidade na etapa anterior, a solução viável obtida pode ser usada como solução inicial (*warm start*) no modelo original. Este por sua vez pode conseguir provar a otimalidade ou obter o ótimo de fato.

Todas essas etapas foram implementadas para o MRWA em C++, usando modelos OPL para o LkB e para o MLkB, que são chamados pelas funções da API do CPLEX. A coloração, modelada como Programação por Restrições (*Constraint Programming - CP*), e o *warm start*, foram implementados diretamente em C++, também usando a API do CPLEX.

5.3 MRWA por Caminhos - Path MRWA

A formulação apresentada para o MRWA é uma modelagem baseada em enlaces, modelos desse tipo são chamados na literatura de *Link Models* [JAUMARD *et al.*, 2007]. Outra forma comum de modelar problemas de roteamento é através dos caminhos, onde cada possível caminho p é determinado *a priori*, e as variáveis são indexadas pelo conjunto de todos os caminhos P . Esse tipo de modelagem é chamada de *Path Models*. Como a quantidade de caminhos possíveis pode ser muito grande, essa é uma abordagem normalmente usada em técnicas Geração de Colunas (*Column Generation*) [BARNHART *et al.*, 1998], onde pode ser gerada sob demanda apenas uma pequena quantidade de caminhos. Todavia, como estão sendo considerados apenas caminhos viáveis, sua quantidade é bem limitada, possivelmente muito similar aos menores caminhos quanto ao número de saltos, utilizados em [COUSINEAU *et al.*, 2012]. Viabilizando assim que se use uma modelagem por caminhos, mesmo que não se pretenda usar geração de colunas.

Existem algumas vantagens ao se usar um modelo por caminhos no contexto desta tese. A primeira delas é que não será mais necessário recheçar as restrições de camada física estáticas, uma vez que os caminhos já chegam montados e checados ao modelo. Isso elimina a necessidade da Restrição 5.6 do MRWA. A segunda vantagem é que haverá informação sobre os caminhos dentro do modelo, o que permite incorporar restrições de camada física não-estáticas, que não podem ser cobertas pela Restrição 5.6 do MRWA. Por exemplo, pode-se citar o XPM e o FWM, dois efeitos que, para serem estimados, é necessário conhecer quais canais estão compartilhando cada fibra, e precisam ser calculados ao longo do caminho. Uma modelagem por caminhos é a única forma de possibilitar o tratamento desses efeitos no modelo.

A seguir, é apresentada uma versão por caminhos do MRWA, chamada de *Path MRWA* ou apenas pMRWA. A principal modificação é que os pares viáveis v agora são compostos por uma demanda d e um caminho p no qual ela é viável ($v = \langle d, p \rangle$), com $p \in P$. E agora também não há a figura da demanda parcial. Há apenas um conjunto de demandas D , e o que as diferencia é a quantidade de regeneradores que cada uma necessita r_d . Para as demandas simples, que não necessitam de regeneração, tem-se $r_d = 0$.

A seguir, são apresentadas as equações do pMRWA. Observe que também não é mais necessário garantir a continuidade de comprimentos de onda, pois os caminhos já chegam montados ao modelo, bastando atribuir um w a cada um.

pMRWA:

$$\sum_{v,w} x_v^w = \begin{cases} 1, & s_d = s_p \\ r_d, & s_d \neq s_p \end{cases} \quad (\forall d), v \in V/d \quad (5.19)$$

$$\sum_{\substack{v,w \\ u=t_p \\ u \neq t_d}} x_v^w = \sum_{\substack{v,w \\ u=s_p}} x_v^w \quad \forall (u,d), u \neq s_d, v \in V/d, r_d \neq 0 \quad (5.20)$$

$$\sum_v x_v^w \leq y_w \quad \forall (l,w), v \in V/l \quad (5.21)$$

$$\text{Minimize: } \alpha \cdot \sum_w y_w + \beta \cdot \sum_{v,w} x_v^w \cdot \delta(v) \quad , \text{ para } \alpha, \beta \text{ e } \delta(v) \text{ arbitrários} \quad (5.22)$$

A Restrição 5.19 é a combinação das Restrições 5.3 e 5.5, que no caso $s_d = s_p$, garante a emissão do tráfego para a rede de cada demanda (d). Por outro lado, no caso $s_d \neq s_p$, garante que a quantidade exata de regeneradores foi usada para atender a demanda, desse modo mantendo o número predeterminado de regeneradores. No caso de uma demanda que requer regeneração ($r_d \neq 0$), a Restrição 5.20 promove a conservação do tráfego e sua entrega no destino. Assumindo assim as funções da Restrição 5.4, concatenando os caminhos que atendem à d . A Restrição 5.21 é a nova versão da Restrição 5.2 que previne conflito entre comprimentos de onda (*Wavelength Clash*). A Função Objetivo 5.22 conclui o pMRWA, é a mesma do MRWA.

Como consequência da Restrição 5.19, por se saber a exata quantidade de regeneradores e pelo fato de que todas as demandas têm de ser atendidas, sabe-se também a exata quantidade de variáveis $x_v^w = 1$ em qualquer solução viável. É um valor fixo, dado na Equação 5.23. Por essa razão, minimizar a soma de x_v^w na função objetivo só tem função se algum peso $\delta(v)$ for atribuído.

$$\sum_{v,w} x_v^w = \sum_d (r_d + 1) \quad (5.23)$$

Note que as estratégias de resolução para redes de grande porte comentadas anteriormente, também se aplicam aqui. Todavia, se houver muita simetria na topologia, haverá muitas possibilidades de se formar caminhos viáveis, e seu número pode ser grande. Nesse caso, se o pMRWA com restrições de camada física adicionais se tornar difícil de se resolver, pode-se usar o MRWA original como relaxação, obtendo uma solução inicial para usar como ponto de partida (*warm start*).

5.4 Metodologia para Resolução de Redes de Grande Porte

De posse da versão por caminhos do MRWA, é possível adaptar as técnicas da Seção 5.2 para ele. A partir dos caminhos viáveis, o primeiro passo é encontrar o mínimo congestionamento entre as demandas da rede. Ou seja, obter o *Link Bound* (LkB), ignorando a coloração e olhando para o ótimo roteamento em relação ao congestionamento.

No caso do pMRWA isso pode ser feito eliminando as variáveis que controlam a coloração e retirando o índice w das demais, ficando apenas os pares viáveis. Essa versão do modelo é chamada de *Path MRWA Link Bound* (pMLkB), descrita a seguir. A variável principal agora é o x_v , que é apenas um par viável sem coloração, e ao invés de controlar quais cores são usadas, controla-se o Congestionamento Y .

Variáveis do pMLkB:

- x_v = Binária, indica se o par viável $v = \langle d, p \rangle$ foi usado.
- Y = Inteira, indica o Congestionamento.

pMRWA:

$$\sum_v x_v = \begin{cases} 1, & s_d = s_p \\ r_d, & s_d \neq s_p \end{cases} \quad (\forall d), v \in V/d \quad (5.24)$$

$$\sum_{\substack{v \\ u=t_p \\ u \neq t_d}} x_v = \sum_{\substack{v \\ u=s_p}} x_v \quad \forall (u,d), v \in V/d, r_d \neq 0 \quad (5.25)$$

$$\sum_v x_v \leq Y \quad \forall l, v \in V/l \quad (5.26)$$

$$\text{Minimize: } Y \quad (5.27)$$

De posse do Congestionamento passa-se a fase de seleção de caminhos, que consiste em encontrar um roteamento que atenda a esse LB mas que também evite congestionamento em toda rede. Isso é feito com a esperança de que facilite a coloração, o que de fato ocorre [COUSINEAU *et al.*, 2012]. Para obter esse efeito é usada a valoração dos caminhos por *edge betweenness* que atribui a um caminho um peso relacionado com a probabilidade deste gerar congestionamento. Para isso, calcula-se o custo normalizado associado a cada caminho (\bar{c}_p) utilizando a Equação 5.17.

Como é utilizada agora uma modelagem por caminhos, a função objetivo para a fase de seleção de caminhos passa a ser 5.28, onde \bar{c}_p é o peso dos caminhos dado pelo *betweenness*. Com essa função objetivo, basta usar o mesmo modelo do pMLkB com o valor de Y fixado no *lower bound* obtido.

$$\text{Minimize: } \sum_v x_v \cdot \bar{c}_p \quad (5.28)$$

Agora, feita essa seleção prévia de caminhos como comentado anteriormente, tenta-se fazer a coloração deste roteamento com o LB obtido. Se for obtido sucesso, a solução encontrada é ótima, o que de fato ocorre para a maioria dos casos em [COUSINEAU *et al.*, 2012]. Essa coloração pode ser feita por qualquer técnica da literatura. No caso de não se obter o ótimo já na primeira tentativa de coloração, a estratégia é ir incrementando a partir do LB, até que se consiga uma solução viável. Como foi comentado antes, nesse caso já não se pode afirmar a otimalidade mais, pois perde-se a garantia de que esse número incrementado de cores é um LB.

Por fim, caso não se consiga a otimalidade na etapa anterior, a solução viável obtida pode ser usada como solução inicial (*warm start*) no modelo pMRWA. Este por sua vez pode conseguir provar a otimalidade ou obter o ótimo de fato. Esses passos são sumarizados a seguir.

- P1: Viabilização de Rotas;
- P2: *Lower Bound*;
- P3: *Betweenness Re-Routing*;
- P4: Coloração;
- P5: *Warm Start*;

O passo P1, consiste de encontrar todos os possíveis caminhos viáveis e relacioná-los a cada demanda, obtendo todos os pares viáveis. Essa etapa inicia por viabilizar os enlaces e rotas, como foi descrito na Seção 4.5, e em seguida devem ser gerados os pares viáveis, criando enfim a entrada de dados para o MRWA.

No passo P2 obtêm-se o *lower bound* (LB) para o número cromático da rede através do modelo pMLkB. E usa-se novamente este modelo no passo P3 para escolher o roteamento através da valoração dos caminhos com *betweenness*. No passo P4 é feita a coloração dos pares viáveis selecionados no passo P3. Por fim, no passo P5, se necessário, uma versão do pMRWA para *Warm Start* tenta provar a otimalidade ou encontrar uma melhor solução. A validação deste método é descrita no Capítulo 7, onde serão dados mais detalhes sobre a implementação.

Pode-se ainda utilizar a Restrição 5.23, que fixa o já conhecido número de caminhos presentes na solução final, tanto no pMLkB quanto no pMRWA. Isso pode impactar os passos P2, P3 e P5, mas apenas com testes práticos a utilidade desse plano de corte pode ser verificada.

5.4.1 Implementação da abordagem Proposta

O modelo MRWA foi implementado em OPL - *Optimization Programming Language* - que é a linguagem de modelagem matemática atualmente utilizada pelo IBM ILOG CPLEX *Optimization Studio* [BIXBY *et al.*, 2010]. Os modelos para *Path MRWA*, *Path MRWA LkB* (pMLkB) e coloração, também foram implementados em OPL, e as etapas foram conectadas por um *script* OPL, assumindo que os pares viáveis são os dados de entrada deste processo.

Ao invés de usar diretamente a API C++ do CPLEX, o uso de *scripts* OPL insere uma etapa adicional, que é a geração da instância para o núcleo do CPLEX. O *script* e os modelos OPL precisam ser processados, semelhante a uma compilação. Isso pode ter alto custo computacional. Entretanto, trabalhar com um *script* interpretado dá muita flexibilidade, facilitando a fase de criação e lapidação do método, permitindo que muitas implementações diferentes possam ser feitas em curto espaço de tempo. Quando o método estiver bem sedimentado, uma versão de produção utilizando a API C++ diretamente poderá ser implementada para integração com a ferramenta de planejamento Keplan, eliminando essa etapa. Por isso, os tempos gastos com a geração da instância para o CPLEX serão ignorados.

O Fluxograma na Figura 5.2 descreve o processo implementado no *script* OPL. A partir dos pares viáveis gerados após a viabilização de rotas (P1), obtém-se o congestionamento (LB) com o pMLkB (P2). Fixa-se o limite de congestionamento para o LB encontrado e usa-se novamente o pMLkB (P3), mas dessa vez minimizando o comprimento das rotas de acordo com o peso dado pelo *betweenness*. Com isso obtém-se um roteamento, e em seguida tenta-se colori-lo (P4) com W cores, fazendo $W = LB$. Em caso de sucesso, essa é a solução ótima e está finalizado. Caso contrário, vai incrementando o W até que se consiga colorir o roteamento, e passa-se ao *warm start* (P5) com a solução viável atual. Quando a otimalidade pode ser obtida, ou o processo termina com alguma solução viável, após esgotado um dado limite de tempo.

Lower Bound e Roteamento

Para as etapas P2 e P3 uma mesma instância CPLEX é utilizada. Para isso, o pMLkB já é carregado com os pesos das arestas atribuídos pelo *betweenness*, porem isso não é utilizado na etapa P2. Após ser obtido o *lower bound*, a variável Y do pMLkB é fixada para esse valor,

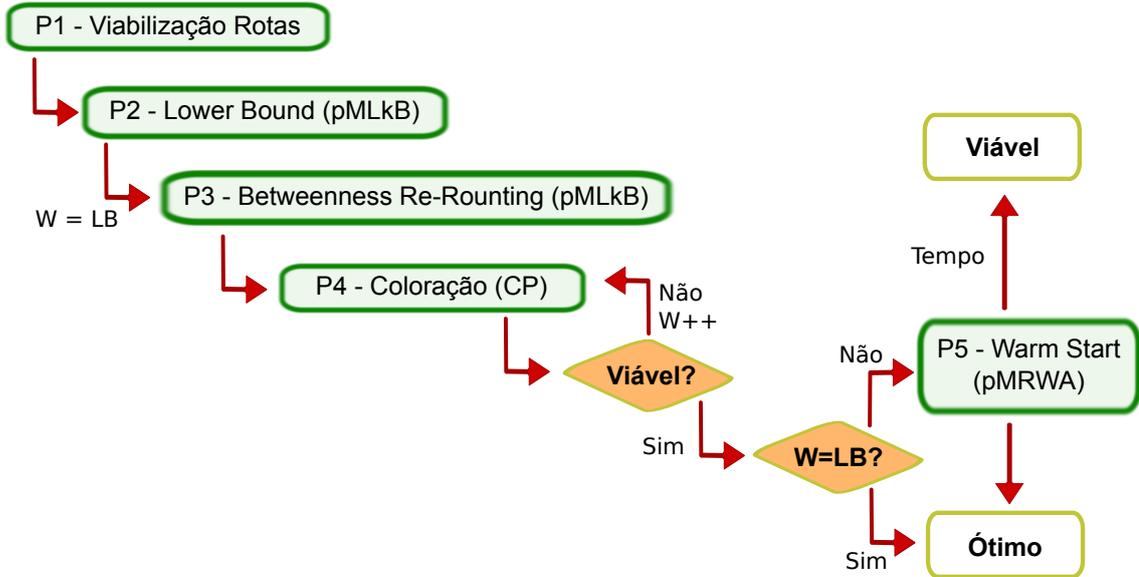


Figura 5.2: Fluxograma dos passos de resolução.

tornando a Restrição 5.9 uma restrição de capacidade, reproduzida como:

$$\sum_v x_v \leq Y = LB \quad (\forall l), v \in V/l \quad (5.29)$$

Além disso, a função objetivo da etapa P2 é modificada, deixando de minimizar o congestionamento e passando a minimizar o custo total dos pares viáveis, com o peso dado pelo *betweenness*:

$$\text{Minimize: } \sum_v x_v \cdot \bar{c}_p \quad (5.30)$$

Note que, como toda solução viável para a etapa P3 deve atender ao LB, a solução para a etapa P2 já é uma solução viável para P3. Portanto, convém usá-la como *warm start* para a etapa P3. Para isso, as modificações na instância da etapa P2 são feitas diretamente na matriz do sistema, de modo que não é necessário iniciar o *solver* do zero. Basta reiniciar o *solver* já instanciado que o CPLEX irá aproveitar a solução atual, aplicando a Restrição 5.29 e a nova Função Objetivo 5.30, buscando o novo ótimo para o sistema modificado.

Coloração e *Warm Start*

A coloração foi modelada como Programação por Restrições (*Constraint Programming* - CP), semelhante ao que foi feito em [COUSINEAU *et al.*, 2012]. Ao invés de se utilizar variáveis binárias como no MRWA para verificar se um comprimento de onda foi utilizado,

cada par viável a ser colorido é associado a uma variável inteira $w_v \in \{1, \dots, W\}$ que identifica qual cor foi associada ao par viável v . São usados apenas os S pares viáveis resultantes da etapa de seleção de rotas, fixado uma quantidade de comprimentos de onda permitida.

Para cada enlace e da rede, são identificados todos os pares viáveis cujos caminhos usam e . Esses são os pares viáveis conflitantes em e ($\text{Conflit}(e)$), que devem assumir cores distintas. Deste modo, é utilizada a função **alldifferent** do OPL, especializada para *Constraint Programming*, que garante que todos as variáveis associadas à ela assumam valores diferentes. Isso modela a coloração como um problema de viabilidade, expresso a seguir:

$$\mathbf{alldifferent}(w_v | v \in \text{Conflit}(e)), \forall e \quad (5.31)$$

$$w_v \in \{1, \dots, W\}, \forall v \in S. \quad (5.32)$$

Inicia-se tentando colorir com $W = LB$, tentando colorir o roteamento selecionado com o *lower bound* encontrado. Se for obtido sucesso com este número de cores a solução atual é ótima. Se não for possível, incrementa-se o valor de W e tenta-se novamente, até que se consiga uma coloração viável. Neste último caso, a etapa P5 deverá ser utilizada.

Se for necessário ingressar no *warm start* (P5), há dois possíveis desfechos: 1) prova-se a otimalidade com a solução atual ou outra, com roteamento distinto e número de cores igual ou inferior, mas ainda assim igual ou superior ao LB; 2) o limite tempo de execução é atingido e o processo é interrompido, ficando com a solução viável atual, a mesma em que se iniciou o *warm start* ou outra, com roteamento distinto e número de cores igual ou inferior, sem provar a otimalidade mas com expectativa de ser uma solução com número de cores reduzido.

6 *Ferramenta de Planejamento OTN*

Para testar as estratégias de planejamento apresentadas, parte das abordagens indicadas neste trabalho foram organizadas na forma de uma Ferramenta de Planejamento OTN. O objetivo da ferramenta foi gerar uma solução simplificada, de baixo custo computacional, que pudesse servir de solução inicial, alimentando outras etapas.

Com base nas ideias expostas até aqui, já se sabe como configurar nós e enlaces, escolhendo e alocando os equipamentos necessários. Essa etapa é chamada de Viabilização dos Enlaces, pois serão alocados os amplificadores, que garantam o nível de potência necessário aos canais. Toda a dispersão cromática que puder ser compensada o será, por meio dos DCMs que serão alocados junto aos amplificadores então definidos.

Nessa fase inicial, são reconhecidos os nós que precisarão ser configurados como OADM, e então escolhe-se os equipamentos que irão compor o nó. Outro passo que pode ser dado nesse momento é gerar as combinações ótimas de DCMs, que serão usadas ao alocar esses equipamentos nos Enlaces. Em seguida, pode-se escolher a melhor combinação de amplificadores para cada Enlace. Nessa implementação, apenas são encontrados e alocados o mínimo de amplificadores necessário.

Por fim, resta escolher a combinação ótima de DCMs que melhor atenda ao Enlace, dentre as que foram geradas, e escolher seu posicionamento junto aos Amplificadores. Isso conclui o tratamento da Atenuação e da Dispersão Cromática.

Uma exigência comum em projetos OTN é que haja proteção de canais, e isso pode ser feito de diversas formas [RAMAMURTHY; MUKHERJEE, 1999]. Serão apresentadas a seguir as estratégias para uma delas, mais comum atualmente, na qual cada canal é roteado por duas rotas. Elas podem ser usadas simultaneamente, com o sinal sendo replicado em ambas e no final é selecionado o de melhor qualidade, ou alternativamente, com uma delas sendo usada como canal de serviço e a outra como canal de proteção, que só é ativada caso haja queda do canal de serviço. Em ambos os casos são necessárias duas rotas o mais disjuntas possível.

Para isso, foi criada uma versão mais geral para o algoritmo de Suurballe, que originalmente

só obtém rotas disjuntas, por nós ou por arestas, de menor comprimento possível. Todavia, para se ter uma solução robusta, deseja-se rotas disjuntas por nós, mas se isso não for possível, é necessário compartilhar o mínimo possível de nós, com uma solução ainda disjunta por arestas.

Esta abordagem, como é visto na Seção 6.1 a seguir, substitui a parte de roteamento do RWA. Se forem adotadas como solução para o roteamento as rotas fornecidas pelo Algoritmo de Suurballe, do RWA resta apenas fazer a alocação de comprimentos de onda. Para isso podem ser usados algoritmos simples como a distribuição aleatória dos comprimentos de onda, entre outros [ZANG *et al.*, 2000]. Desta forma, tem-se estratégias para o planejamento de OTNs que permitem obter um projeto com baixíssimo custo computacional, apenas encadeando algoritmos simples. Isso pode ser usado como solução inicial em métodos de otimização mais elaborados, ou com finalidades mais específicas.

6.1 **Proteção de Canais**

O procedimento que aqui indica-se para se obter rotas disjuntas, simplesmente encontra o par de caminhos cuja soma das distâncias é mínima, através do Algoritmo de Suurballe [SUURBALLE; TARJAN, 1984]. Entretanto, algumas modificações foram introduzidas no algoritmo clássico, de modo que suporte algum nível de compartilhamento de nós e arestas, caso não seja possível obter um par de caminhos totalmente disjuntos. A solicitação de proteção sempre será atendida, mesmo que para isso rotas inteiras tenham que ser compartilhadas, a menos que não exista conexão.

Escolher as rotas mais curtas o possível é uma estratégia razoável, pois elas têm boas chances de serem as rotas de melhor qualidade de sinal e com menor custo de operação. Todavia, o ponto fraco dessa abordagem é que ela não leva em conta o congestionamento, que por sua vez possui dois efeitos colaterais ruins. O primeiro é que rotas congestionadas estão mais suscetíveis aos efeitos de camada física não estáticos, pois muitos canais dividindo uma mesma fibra podem gerar excesso de XPM ou FWM. O segundo, é que um enlace congestionado é um ponto crítico na rede, se ele cair muitos canais são afetados. Isso conflita com o propósito do algoritmo de Suurballe, que é prover uma solução com proteção de rotas.

Uma forma de evitar a criação de congestionamento, tornando a resposta do Suurballe uma solução mais robusta, seria utilizar algum método de valoração dos enlaces usando informações da topologia da rede. De modo que, enlaces com maior probabilidade de ficarem congestionados receberiam maior peso, sendo então evitados ao se buscar os menores caminhos. Um candidato para tal método é o *Betweenness* [COUSINEAU *et al.*, 2012], sobre o qual já foi

comentado na Seção 5.2. Vale ressaltar que um roteamento com baixo congestionamento pode facilitar a etapa de coloração, o que completaria assim uma boa solução para o RWA.

O Algoritmo de Suurballe original se destina a encontrar caminhos arco-disjuntos, com custo equivalente ao de duas rodadas do algoritmo de Dijkstra. É também possível encontrar caminhos nó-disjuntos com o mesmo algoritmo, sem modificar o desempenho, apenas aplicando uma modificação no grafo [SUURBALLE; TARJAN, 1984]. A seguir há uma descrição da versão arco-disjunto do algoritmo.

6.1.1 Algoritmo de Suurballe Original - Arco-Disjuntos

Considere um grafo G , onde cada aresta (m, n) tem peso w não negativo, ou seja, $w(m, n) \geq 0, \forall(m, n)$. Além disso, defina $d(i, j)$ como o menor caminho entre os nós (i, j) de G . Dado um par de nós origem e destino (s, d) , o algoritmo de Suurballe realiza as seguintes operações:

1. Encontrar T , a Árvore Mínima Enraizada em s ;
2. Atualizar o custo das arestas de G de acordo com:

$$w(m, n)' = d(s, m) + w(m, n) - d(s, n)$$

Isso retorna um grafo modificado $G(s)$.

3. Inverter o sentido das arestas direcionadas no caminho mínimo (s, d) em $G(s)$.
4. Obter um novo Caminho Mínimo (s, d) no grafo modificado $G(s)$.
5. Gerar um sub grafo unindo os 2 caminhos mínimos (s, d) , no grafo original e no modificado, retirando arestas opostas (a origem de uma é o destino da outra).

Desse modo, o sub-grafo resultante é composto de dois caminhos arco-disjuntos entre (s, d) em G . Em [SUURBALLE; TARJAN, 1984] prova-se também que esse par tem soma mínima. A Figura 6.1 ilustra um exemplo de execução do algoritmo, usado para obter um par de caminhos arco disjuntos do nó A para o nó F .

Veja que, no grafo do exemplo, simplesmente remover as arestas bidirecionais utilizadas no primeiro caminho tornaria impossível que um outro caminho fosse encontrado. Se fossem removidos apenas os sentidos utilizados, obter-se-ia o mesmo segundo caminho, mas acabaria-se com um caminho longo, e que compartilha uma aresta com o primeiro, se não for usado o procedimento final do Suurballe, etapa [5]. Se este for aplicado já seria possível obter dois

caminhos disjuntos, mas otimalidade só é garantida se utilizada também a atualização dos pesos das arestas, feita na etapa [2], e com isso se completa o algoritmo de Suurballe.

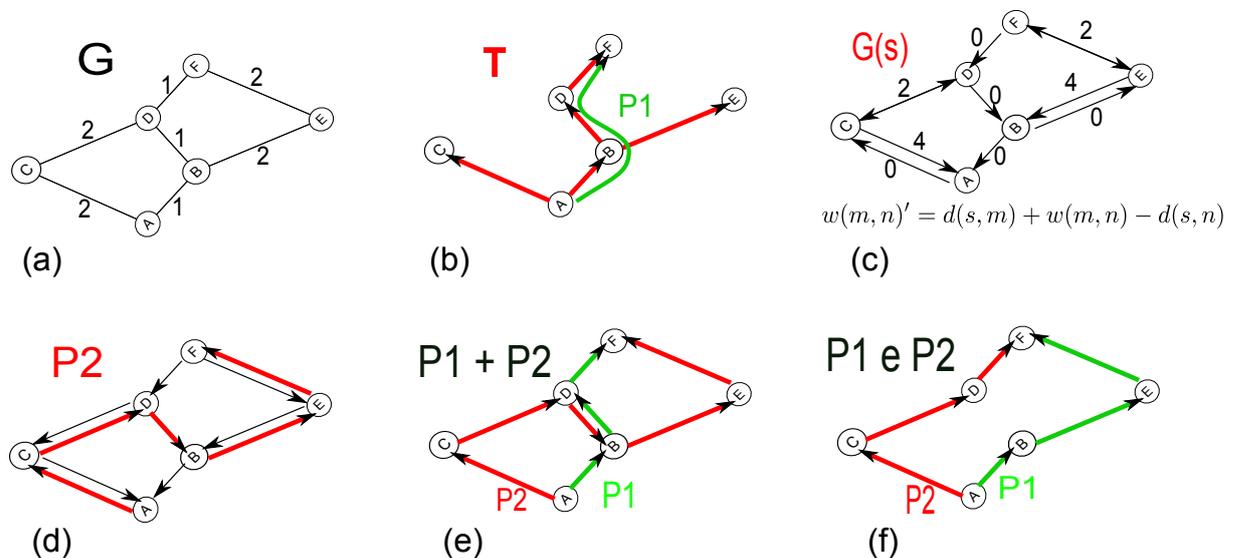


Figura 6.1: Exemplo de funcionamento do algoritmo de Suurballe. Em (a) ilustra-se os pesos das arestas do grafo G . Em (b) está a árvore geradora mínima T , e em verde o primeiro menor caminho $P1$. Em (c) tem-se o grafo modificado $G(s)$ e em (d) o menor caminho encontrado sobre ele $P2$. Em (e) os dois caminhos obtidos são confrontados, eliminando-se as arestas opostas. Obtendo-se assim a solução ótima apresentada em (f).

Para as arestas direcionadas de T , o procedimento [2] apenas zera seu custo. As demais ainda ficarão sempre com custos positivos. Desse modo, não haverá arestas de peso negativo, possibilitando a utilização do algoritmo de Dijkstra nas etapas [1] e [4].

De posse de um par de caminhos arco-disjuntos (ao invés de um só), retornando ao passo [3], o algoritmo encontrará um terceiro caminho arco-disjunto, se existir. E assim sucessivamente poderá ser encontrado, se existir, um conjunto de N caminhos arco-disjuntos cuja soma é mínima.

O custo do algoritmo é o de se encontrar a árvore mínima enraizada em s , mais uma execução adicional do algoritmo de Dijkstra para cada rota de proteção desejada. Isso desprezando os custos envolvidos nos passos [2], [3] e [5], que podem ser eliminados com uma implementação eficiente. Além disso, com uma implementação adequada do algoritmo de Dijkstra, o custo permanece inalterado para encontrar rotas de proteção para todos os nós da rede a partir de s . E dependendo da estrutura de dados adotada para armazenar os caminhos intermediários, muito desempenho pode ser obtido na busca de rotas entre todos os pares de nós da rede.

6.1.2 Versão Generalizada do Algoritmo de Suurballe

A versão para Caminhos Nós-Disjuntos do Suurballe pode ser obtida dividindo os vértices em duas partes, um nó de entrada e um nó de saída, e inserindo uma aresta falsa entre elas. Em seguida, separa-se as arestas originais entre elas, deixando as incidentes em um e as provenientes em outro. Portanto, a aresta falsa deve partir do nó de entrada e incidir no nó de saída. Então é só aplicar ao grafo modificado a versão original do Suurballe (arco-disjunto), e no final retirar as arestas falsas, unindo novamente as metades dos vértices. Essa modificação duplica o número de nós e acrescenta igual quantidade de arestas.

Para permitir que o algoritmo encontre, se necessário, rotas que compartilhem nós ou arcos (pior caso), pode ser feita uma segunda modificação no grafo, também a ser aplicada antes do início do Suurballe. Permitindo que o algoritmo original possa ainda ser aplicado.

Note que, no algoritmo de Suurballe original, as arestas do primeiro caminho têm seu sentido invertido, ficando indisponível para o segundo caminho. Então, após dividir os nós como descrito, deve-se copiar as arestas (originais e falsas), ficando uma para cada nível de proteção. Ou seja, se for solicitada proteção 3, a cada aresta é adicionada duas cópias. Essas cópias receberão como peso uma penalidade, por se estar permitindo repetir nós e arestas.

As penalidades devem ser de uma ordem de grandeza tal que um caminho nó-disjunto sempre é escolhido quando possível. Da mesma forma, para que a maior prioridade seja evitar repetir arestas, o peso das cópias das arestas falsas (X), que significa repetir um nó, deve ser diferenciado dos pesos das cópias das arestas do grafo original (Y). De modo que, o conjunto de N caminhos encontrado irá ter, para o menor número de arestas-repetidas possível, o menor número de nós repetidos possível.

Para tanto, o valor de X tem de ser maior que o maior caminho possível. Então é suficiente fazer X igual a soma de todas as arestas. E o valor de Y deve ser superior a se poder repetir todos os nós em um caminho. Então é suficiente fazer Y igual a X vezes o número de cópias de arestas falsas em todo o grafo modificado.

A seguir são resumidos os procedimentos necessários para se modificar o grafo, de modo que o algoritmo de Suurballe original possa ser usado para obter um nível p de proteção ($p + 1$ caminhos), permitindo repetir nós e arestas se necessário:

1. Dividir cada vértice v de G em dois vértices v_{IN} e v_{OUT} , obtendo um grafo G' ;
2. Adicionar em G' uma aresta falsa e_v para cada v , originada em v_{IN} e incidindo em v_{OUT} ;
3. As arestas originalmente incidentes em v agora passam a incidir em v_{IN} ;

4. As arestas que tinham origem em v agora passam a ter origem v_{OUT} ;
5. Criar p cópias de cada aresta em G' ;
6. As cópias das arestas falsas e_v recebem peso $X = \sum_{e \in G} w(e)$;
7. As cópias das arestas originais recebem peso $Y = X \cdot \sum_{v \in G} p$;
8. Executar o Suurballe para G' ;
9. Nos caminhos obtidos sobre G' , as cópias de cada aresta original devem ser unidas de volta, e cada e_v (ou cópia) significa uma passagem por v ;

A Figura 6.2 ilustra a criação do grafo modificado para o algoritmo de Suurballe Generalizado, para proteção $p = 1$, ou seja, apenas 1 caminho de proteção, além do de serviço. Na sub-figura *a*) é visto apenas um vértice v de grafo, com duas arestas incidentes e duas dissidentes. Em *b*) o vértice v é sub-dividido em dois vértices v_{in} e v_{out} . As arestas incidentes a v passam a incidir em v_{in} , e as arestas dissidentes agora partem de v_{out} . Além disso, é adicionada a aresta falsa e_v , de origem v_{in} e destino v_{out} . A operação feita em *b*) é o que permite que sejam encontrados caminhos nó-disjuntos, e não apenas arco-disjuntos, como na versão original da algoritmo de Suurballe. Em *c*) são adicionadas as cópias de arestas, originais e falsas. As cópias de arestas falsas, de peso X , permitem repetir vértices, e as cópias de arestas originais, de peso Y , permitem que sejam repetidas arestas. Se o nível de proteção requerida p fosse maior, a diferença seria apenas numa quantidade p de cópias para cada aresta em *b*).

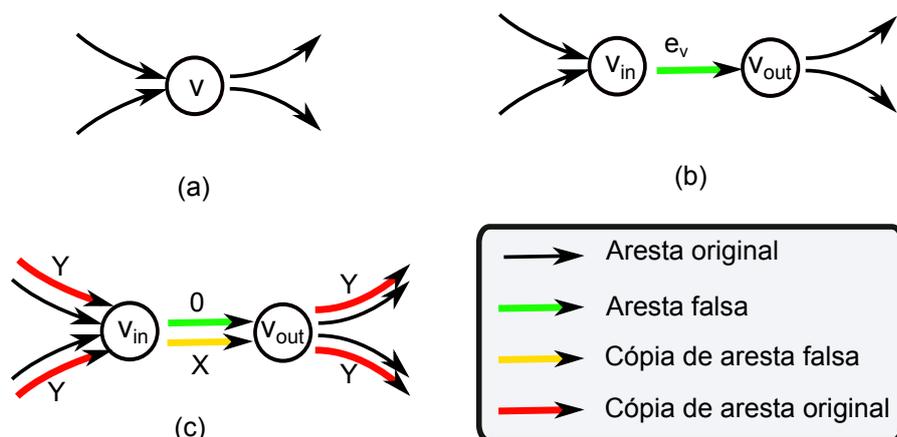


Figura 6.2: Exemplo da criação do grafo modificado. Em *a*) um vértice v com suas arestas; em *b*), v é segmentado em v_{in} e v_{out} , suas arestas separadas entre eles, e uma aresta falsa é adicionada ligando-os; e em *c*) as cópias de arestas são adicionadas. A cópia de aresta falsa recebe peso X e as demais cópias recebem peso Y .

Se G tem número de nós e arestas V e E , então G' tem, respectivamente, $2 \cdot V$ nós e $p \cdot (E + V)$ arestas. Portanto, embute fatores constantes no custo do algoritmo de Suurballe. Logo, o custo assintótico não sofre alteração. Todavia, a replicação das arestas poderia ser substituída por uma modificação no algoritmo de Suurballe: inserindo as cópias das arestas apenas no momento oportuno, na etapa [3] do algoritmo, aplicando os pesos X e Y conforme o caso. Isso evitaria os custos marginais, mas impediria de se usar a versão original do algoritmo de Suurballe.

A vantagem em se aproveitar a versão original do algoritmo é que ela permite usar uma implementação bem testada e estável do algoritmo de Suurballe, como a que está presente na biblioteca Lemon de C++ [DEZSÓ *et al.*, 2011]. Esta é uma implementação estado da arte do Algoritmo de Suurballe.

6.2 Ferramenta de Planejamento - KEPLAN

A ferramenta de planejamento de OTNs, chamada KEPLAN (*Kernel for Planning*), possui módulos para otimização do roteamento e alocação de comprimentos de onda, mas o módulo central é o módulo de projeto expresso KEPLAN-e, que fornece uma solução com baixo custo computacional, bem adequada como solução inicial de métodos de otimização mais elaborados, ou para finalidades mais específicas como a simulação.

A partir de um conjunto de fibras ópticas, demandas a serem atendidas e uma lista de equipamentos, a ferramenta faz a configuração dos canais necessários na rede, posicionando equipamentos e checando efeitos de camada física.

O módulo expresso aloca os equipamentos e canais ópticos, garantindo níveis de potência adequados ao longo da rede através de amplificadores EDFA [AGRAWAL, 2010], de modo a atender os requisitos dos equipamentos especificados. Além disso, a viabilidade dos canais ópticos criados na ferramenta é estimada através de modelos analíticos para dispersão cromática e para o ruído inserido pelos amplificadores. Equipamentos adicionais são alocados para tratar esses efeitos: compensadores de dispersão cromática e regeneradores.

A topologia fornecida à ferramenta é composta apenas de uma lista de segmentos de fibra, cada uma com suas respectivas características técnicas: comprimento, atenuação e dispersão cromática. As demandas podem ser de tipos diversos, na implementação atual: STM-16, 1GbE, STM-64, 10GbE ou STM-256. O KEPLAN-e se encarrega de tipificar os nós da rede, reconhecendo aqueles que precisarão ser equipados como OADM, e agrupando segmentos de fibra subsequentes em enlaces, criando uma estrutura lógica da topologia. O retorno da ferra-

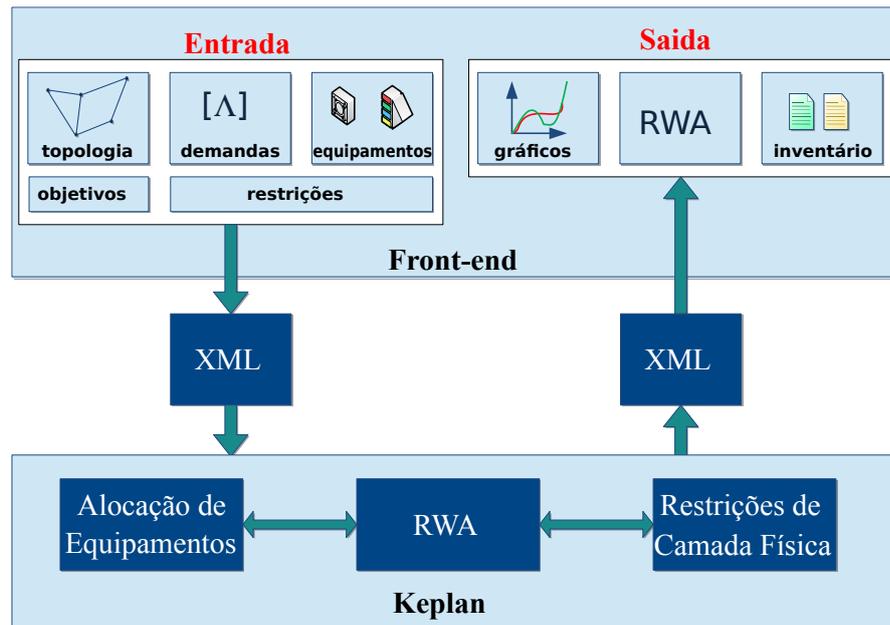


Figura 6.3: Esquema *KEPLAN x Front-End*

menta é um inventário dos equipamentos alocados indicando seu posicionamento e interconexão, associando-os às demandas atendidas. Estas, por sua vez, são associadas às rotas, canais ópticos e comprimentos de onda utilizados.

A ferramenta de planejamento foi desenhada para ser acessada como um software independente, que troca arquivos XML com um frontend qualquer. Na Figura 6.3 está o esquema de integração de um frontend com a KEPLAN.

Na Figura 6.4 é apresentado um diagrama do funcionamento interno do KEPLAN-e. A fase inicial é a tipificação dos nós, onde são reconhecidos os possíveis pontos de amplificação, montando-se os enlaces, e então é feita a alocação dos equipamentos nos nós OADM. Em seguida passa-se para a viabilização de enlaces, onde a atenuação e a dispersão cromática são consideradas para fazer a alocação de amplificadores e Dispersion Compensation Modules (DCMs). Passa-se então ao RWA - Routing and Wavelength Assignment - onde o KEPLAN-e utiliza para o roteamento uma versão modificada do algoritmo de Suurballe [SUURBALLE; TARJAN, 1984]. E para a alocação de comprimentos de onda foram implementados algoritmos simples: *First-Fit*, *Random*, *Most-Used* e *Least-Used* [ZANG *et al.*, 2000]. Neste ponto, as rotas geradas são checadas quanto a dispersão cromática residual (não totalmente eliminada pelos DCMs) e ruído acumulados.

No caso do caminho ser inviável são aplicados regeneradores. O algoritmo utilizado é o mesmo para encontrar a combinação de amplificadores. A diferença é que no lugar de um enlace composto por fibras tem-se um caminho composto por enlaces, e no lugar da máxima

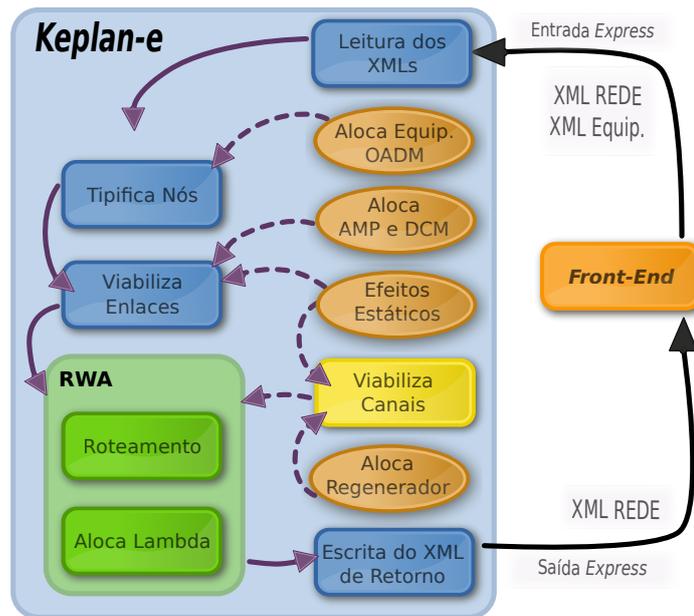


Figura 6.4: Diagrama que ilustra a sequência de operações feitas internamente pelo KEPLAN-e. As setas tracejadas ilustram relacionamentos entre sub-módulos internos.

atenuação entre dois amplificadores tem-se a máxima ASE suportada pelos regeneradores e *Transponders*. Com isso, a tarefa é a mesma: encontrar os arranjos que segmentam o caminho da forma mais homogênea possível. Inicialmente tomando o arranjo com o menor número de saltos. Enquanto o caminho não for viável, o número de saltos é incrementado.

O esquema XML da entrada de dados é o mesmo da saída de dados, só que na saída do KEPLAN-e são adicionadas as informações que completam a solução: alocação e configuração dos equipamentos, rotas, canais ópticos, demandas atendidas, etc.

Na Viabilização de Enlaces o principal problema a ser resolvido é garantir o nível de potência dos canais, que é garantido pela aplicação de amplificadores, instalados nos pontos de amplificação ao longo dos enlaces. Para definir a arranjo de amplificação de um enlace é necessário saber qual a potência que os canais terão no início (P_{IN}) e qual a potência que eles precisam ter ao final (P_{OUT}). O P_{IN} é um dado de entrada para esse problema e o P_{OUT} é o requisito a ser atendido.

A configuração dos enlaces não pode ser suficiente apenas para atender as rotas que por ele passam; precisa ser mais robusta, capaz de acomodar mudanças nas rotas e a adição de novas demandas até uma total capacidade esperada. Por essa razão, os níveis de potência na entrada e saída dos enlaces são consequência dos requisito do projeto. Dependendo dos tipos demanda que se espera atender e da máxima capacidade planejada, deduz-se os níveis de potência na entrada e saída dos enlaces.

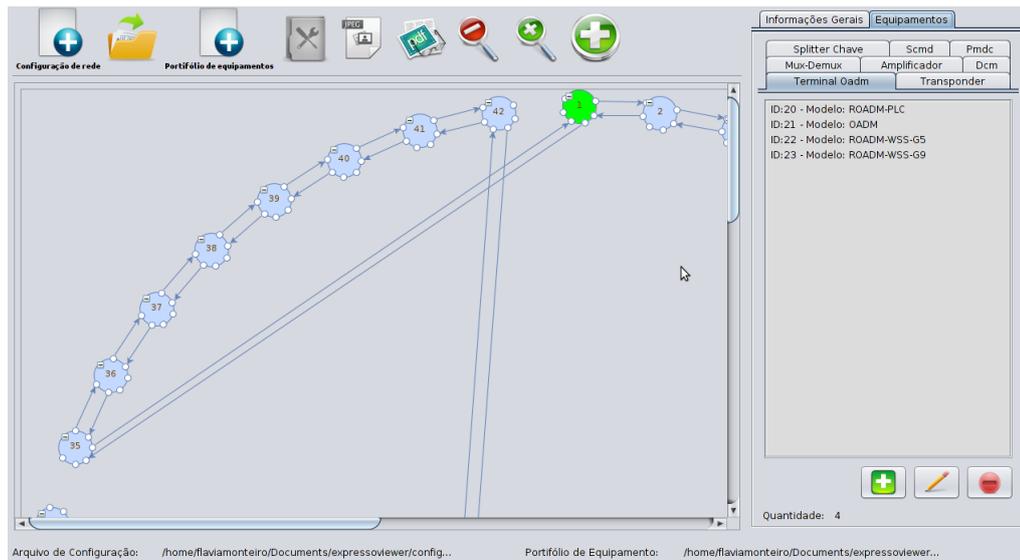


Figura 6.5: Exemplo de uma interface, criando uma entrada de dados para a KEPLAN.

Mudar o arranjo de amplificação pode significar em substituição de amplificadores e reposicionamento dos pontos de amplificação, uma operação complexa, dispendiosa e que pode deixar o enlace inativo por longo período. É de praxe fazer as modificações apenas nos OADMs, apenas adicionando os equipamentos necessários, que são planejados para isso. Assim, a configuração dos enlaces não deve depender do roteamento, suportando mudanças no conjunto de demandas e *upgrades* na rede, até sua máxima ocupação. Esses são requisitos do projeto; deve-se especificar que tipo de demandas os enlaces devem suportar e qual quantidade de canais.

A Ferramenta de Planejamento OTN foi desenhada pensando em modularidade e reuso. Os algoritmos ficam em um núcleo de processamento (*kernel*), implementado em C++, que funciona sobre sistemas Linux. Ele é executado por um Módulo de Controle *Web Service*, acessado remotamente por uma interface de usuário multiplataforma, feita em Java. A interface é responsável por criar a entrada de dados e exibir os resultados. Tanto a entrada de dados quanto a saída é feita por arquivos XML. Na Figura 6.5 está um exemplo de visualização dos dados de entrada em uma interface. Qualquer ferramenta autorizada pode utilizar os serviços do KEPLAN, via Módulo de Controle, utilizando o esquema XML.

Um exemplo de interface promissora é a Net2Plan [PAVON-MARINO; IZQUIERDO-ZARAGOZA, 2014], baseada em Java e de código aberto. É uma ferramenta para planejamento de redes de diversos tipos, que desenha, visualiza o projeto e executa algoritmos externos. Outra interface que presente na literatura é a Mantis [KRETSIS *et al.*, 2015]. Ela é uma ferramenta para planejamento e operação de redes ópticas que suporta redes de taxa mista (MLR) e também redes flexíveis. Ela é planejada para executar algoritmos remotos via interface *web*.

O relacionamento entre o RWA e a viabilização de canais é um ponto fraco do KEPLAN-

e. Apesar das rotas encontradas pela Suurballe serem as mais curtas, não há prevenção de congestionamento. E com a coloração sendo feita por algoritmos simples como o *First-Fit* não há garantias de qualidade do coloração. Além disso, o roteamento não leva em conta a coloração, o que pode dificultá-la.

Um segundo módulo da KEPLAN é o Módulo de Otimização da Coloração, um exemplo de implementação que se aproveita da modularidade da ferramenta. É uma heurística VNS - *Variable Neighborhood Search* - baseada em *Greedy coloring* [SYSIO, 1989; MLADENOVIC; HANSEN, 1997], que otimiza a coloração, minimizando o número de comprimentos de onda utilizados. A heurística recebe como entrada a solução inicial fornecida pelo *Express*, e devolve outra similar, mas que possivelmente utiliza menos comprimentos de onda para fazer a coloração. O processo de otimização pode ser acompanhado pela Interface, através do Módulo de Controle *Web Service*, que pode fornecer a melhor solução visitada até o momento ou interromper a otimização se solicitado.

Uma questão em aberto neste ponto é que, após reduzir a quantidade de comprimentos de onda necessários, não há um critério para a distribuição destes dentre os disponíveis na banda C. Essa distribuição impacta em efeitos não lineares, que não foram tratados ainda, como o XPM (*Cross Phase Modulation*) e o FWM (*Four Wave Mixing*) [AGRAWAL, 2010]. Isso pode ser alvo de um novo módulo de otimização, alimentado pela solução do Módulo de Otimização da Coloração.

7 *Testes Computacionais*

Nas seções a seguir são apresentados os testes feitos para validação das estratégias de planejamento propostas neste trabalho. Na próxima seção são apresentados os testes com a ferramenta de planejamento Keplan. Mais adiante, na Seção 7.2 é descrito um teste preliminar com o primeira versão do MRWA. Já na Seção 7.3 estão os principais testes, feitos com dados de redes reais de grande escala. Nela foram descritas as implementações das técnicas de resolução para a MRWA.

7.1 **Testes com a Ferramenta de Planejamento**

Na literatura os trabalhos que tratam do planejamento de redes ópticas, considerando restrições da camada física, comumente assumem situações homogêneas, que dificilmente ocorrem na prática, como por exemplo assumir que os pontos de amplificação estão igualmente espaçados.

São apresentados os resultados dos experimentos computacionais realizados sobre uma topologia de rede real com 16 nós, apresentada na Figura 7.1, configuração assumida pela NSF-NET em 1991. Como não estão disponíveis informações sobre o posicionamento de seus pontos de amplificação, cada enlace com comprimento superior a 150 km foi aleatoriamente dividido em segmentos entre 50 e 150 km. Isso resultou em 220 pontos que podem ser usados para amplificação, totalizando 236 nós na rede. A Tabela 7.1 resume os dados da rede testada.

Para este teste, foram criadas demandas bidirecionais de 10 Gb/s entre os pares de nós da rede. As rotas foram encontradas pelo algoritmo de Suurballe. Uma alocação de comprimentos de onda inicial é feita pelo algoritmo *First-Fit*, e ao final uma heurística otimiza o número de comprimentos de onda utilizados na solução. Toda a fase de viabilização de enlaces e canais ópticos é executada em menos de um segundo. O cenário de simulação proposto foi gerar demandas entre pares aleatórios de nós, de 10 em 10. Como as demandas são bidirecionais, são acrescentados ao projeto 20 canais ópticos em cada etapa. Desse modo, foram feitos testes com o número de canais ópticos de 20 a 120.

Máximo de comprimentos de onda por fibra	40
Espaçamento da grade DWDM	100 GHz
Menor comprimento de onda (C60)	1529,55 nm
<i>Zero dispersion wavelength</i>	1550,12 nm
Taxa de dados por canal	10 Gb/s
Comprimento das fibras	50 km a 150 km
Potência de saída dos lasers	-3 a 3 dBm
Coefficiente de atenuação da fibra	0,22 dB/km
Figura de ruído	5,5 dB
Inclinação para a Dispersão Cromática	0,08 ps/km · nm ²
Coefficiente de Dispersão Cromática (1550,12 nm)	-170 ps/km · nm
<i>Dispersion slope of the compensation fiber</i>	-0,612 ps/km · nm ²
Coefficiente de não linearidade da fibra	1,37(W · km) ⁻¹

Tabela 7.1: Dados da rede NSFNET de 16 nós.

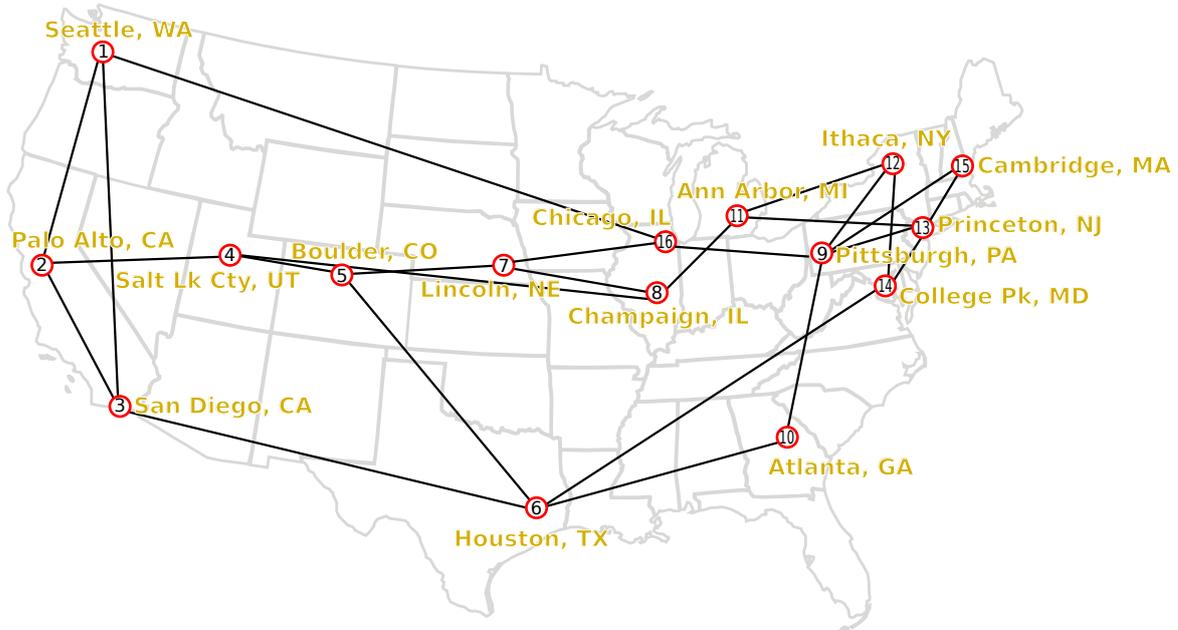


Figura 7.1: Rede NSFNET de 1991, com 16 nós.

A Tabela 7.2 traz um resumo do inventário fornecido pelo módulo Keplan-e, que também fornece o posicionamento e configuração de cada equipamento na rede, e os parâmetros de qualidade estimados para cada canal. Ao final, 41 pontos de amplificação não foram utilizados, dentre os 220 possíveis. Isso equivale a uma economia de quase 19% com pontos de amplificação, em comparação a um cenário em que todos os pontos disponíveis fossem utilizados, algo comum, na falta de ferramentas de suporte à decisão como esta.

Como foram feitos testes apenas para demandas de 10Gb/s, o principal impacto das restrições de camada física foi quanto a dispersão cromática. Por essa razão, foi estudado o impacto do XPM na qualidade de sinal, por este ser um efeito fortemente influenciado pela dispersão

Nós	Total	236
	OADM	16
	Amplificação	179
	Não Utilizados	41
Segmentos de Fibra		484
Demandas		de 10 a 60
Canais Ópticos		de 20 a 120
SCMD		368
MUX		44
WSS		44
Transponder		120
Regeneradores		5
Amplificadores		446
Tempo de Execução Total		0,85 segundos
Tempo de Leitura e Escrita (XML)		0,27 segundos
Tempo de Execução do Keplan-e		0,58 segundos

Tabela 7.2: Inventário

NSFNET 16

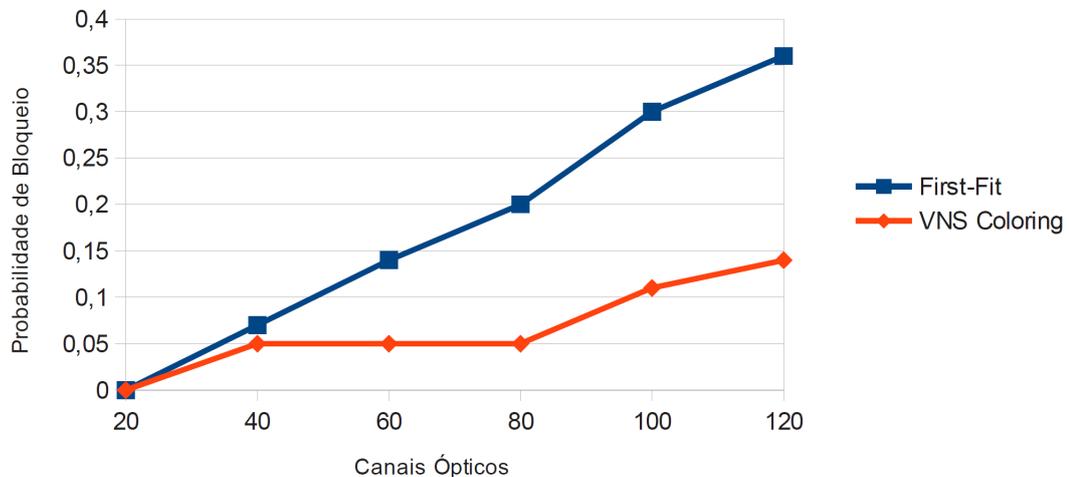


Figura 7.2: Probabilidade de Bloqueio

cromática.

O XPM foi estimado em dois pontos, ao final do Keplan-e e após a otimização da coloração. Um módulo adicional para a Keplan foi implementado como resultado da tese de doutorado de André Miranda [MIRANDA, 2014], avaliando o efeito XPM com base no projeto fornecido pelo módulo Keplan-e [MIRANDA *et al.*, 2014].

A partir de 40 canais, começou-se a ter demandas bloqueadas, e analisou-se então o crescimento da probabilidade de bloqueio com o aumento do número de canais.

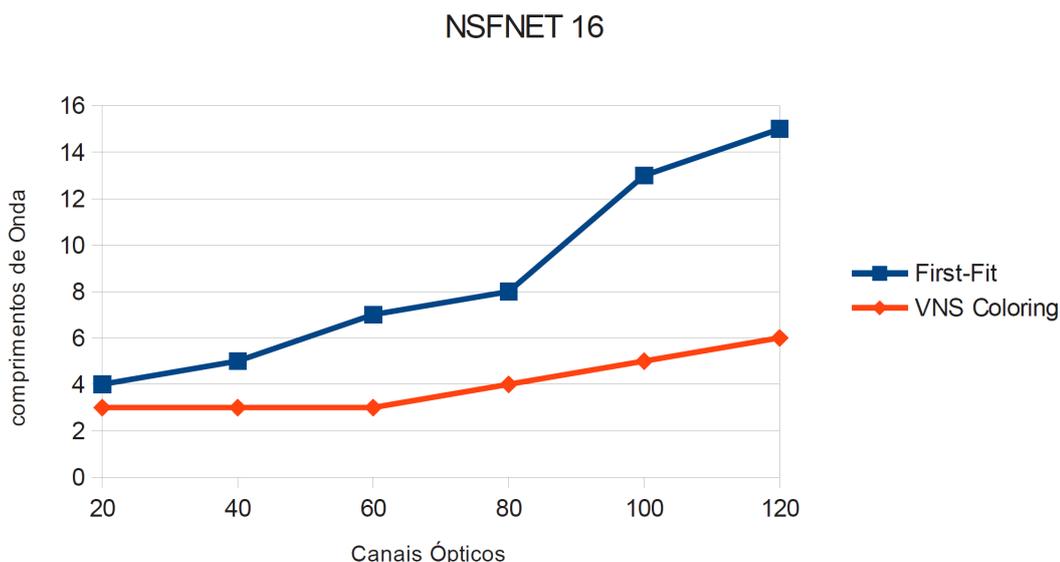


Figura 7.3: Comprimentos de Onda

Na Figura 7.2 compara-se a probabilidade de bloqueio entre o *First-Fit* do Kplan-e e após a etapa de otimização da coloração, feita pela heurística VNS *Variable Neighborhood Search*, chamada de *VNS coloring*. Como se pode ver, o resultado do Kplan-e, apenas com o *First-Fit*, sempre teve piores resultados. Além disso, o *VNS coloring* apresenta um comportamento mais estável com o crescimento do número de canais.

A *VNS coloring* implementa a técnica clássica de Coloração Gulosa (GC - *Greedy coloring*) que consiste em atribuir a primeira cor disponível para cada nó do grafo (*First Fit*), em uma dada ordem. A heurística varre o grafo permutando a ordem dos nós e aplica novamente o *First Fit*. Quando a coloração melhora ela aumenta o número de nós permutados ao mesmo tempo, e diminui quando piora ou estabiliza. A Coloração Gulosa se baseia no fato de que existe uma dada ordem cuja coloração é ótima [CHVÁTAL; BERGE, 1984].

A Figura 7.3 é mostra a quantidade de comprimentos de onda utilizados com o crescimento do número de canais. Mais uma vez o *VNS coloring* obteve melhores resultados, reduzindo o número de comprimentos de onda necessários. A melhora foi de 66.67% para o último caso, para 120 canais. Tentou-se executar esse teste com mais demandas, combinando taxas de 10 e 40Gb/s, mas a heurística de coloração não suportou o grande número de caminhos a serem coloridos. Tal heurística poderia ser substituída ou melhorada, todavia, preferiu-se dar ênfase ao desenvolvimento dos novos modelos para RWA apresentados no capítulo anterior, que substituirão a heurística.

O próximo passo é executar testes em redes maiores e combinando demandas de taxas diferentes. Numa próxima versão da Keplan, ferramentas de importação devem ser incorporadas à

interface, de modo que se possa ler os formatos de grafo mais comuns da literatura diretamente para a estrutura de dados da ferramenta de planejamento. Conjuntamente, são necessárias rotinas para segmentar aleatoriamente os enlaces longos, para que se possa simular os pontos de amplificação nas topologias que não possuem esse tipo de informação, que é o caso mais comum. E também devem ser implementadas rotinas para gerar automaticamente demandas de tráfego, com variadas taxas de dados e requisições de proteção.

7.2 Teste Preliminar com o Modelo MRWA

Como exemplo básico foi executado o MRWA para uma rede pequena de 6 nós mostrada na Figura 7.4 com uma demanda entre cada par de nós. Para simular uma etapa anterior de checagem da viabilidade das rotas quanto às restrições da camada física, é adotado que toda demanda que necessitasse de mais que 2 saltos deveria receber um regenerador. Assim, as demandas entre os nós em vermelho ou amarelo na figura devem ser regeneradas. A quantidade de regeneradores portanto é 4, pois há dois pares de nós necessitando de regeneração para atender as suas duas demandas, uma em cada direção. Foi utilizada a versão 12.5 de 32 bits para *Linux*, distribuído sob licença acadêmica através do *IBM Academic Initiative*.

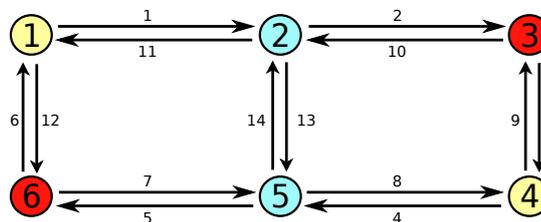


Figura 7.4: Rede de 6 nós testada.

De posse dessas informações, foram geradas as possíveis rotas, identificando as demandas parciais que poderiam ser utilizadas para compor uma solução. Então, esses dados alimentam o modelo MRWA, que escolhe as demandas simples e parciais de modo a atender a todas as demandas originais. Como função objetivo, adota-se neste teste apenas a minimização do número de comprimentos de onda, permitindo que o projeto utilizasse até 8 cores. Para este exemplo o ótimo utiliza 4 cores e é encontrado em centésimos de segundo, tempo este estimado pelo próprio CPLEX. Isso ilustra não se tratar de um modelo difícil de se resolver.

7.3 Validação do Modelo *Path* MRWA

São apresentados nesta seção os resultados de testes feitos com a metodologia descrita na Seção 5.4, como forma de validar o MRWA em termos de facilidade de resolução. Nada adiantaria apresentar uma modelagem nova e abrangente, mas impraticável, tendo de recorrer a heurísticas para se obter soluções. É ilustrado o uso do pMRWA para 29 OTNs reais de grande porte que foram apresentadas em [PAVAN *et al.*, 2010]. Na sub-seção a seguir discorre-se sobre as características das redes testadas.

7.3.1 Características das Redes Testadas

As características principais dessas redes são apresentadas na Tabela 7.3. Elas têm de 9 a 100 nós e estão disponíveis para *download*¹. A segunda e terceira colunas são, respectivamente, o número n de nós e o número m de enlaces. Para cada rede foi considerado que há duas demandas entre cada par de nós, de tipos distintos. Representando uma demanda de 10 *Gbps* e outra de 40 *Gbps*, portanto, são no total $D = 2 \cdot n(n-1)/2 = n(n-1)$, na coluna D .

Como o MRWA ainda não está conectado com a ferramenta de planejamento Keplan, não se pode gerar para ele uma entrada de dados realista. Por isso é simulada uma entrada de dados apenas assumindo que as demandas de 10 *Gbps* podem percorrer até 4 enlaces na rede, sem recorrer à regeneração, enquanto que as 40 *Gbps* usam até 3 enlaces subsequentes. Isso claro pode variar muito no caso real, dependendo do tamanho dos enlaces, mas optou-se por uma hipótese homogênea para todas as redes. A coluna $|P|$ representa o número de caminhos que teriam sido viabilizados pela etapa P1, segundo essas hipóteses.

Ainda na Tabela 7.3, a coluna S representa o número de pares viáveis que deverão estar presentes na solução. Que é o resultado utilizado na Restrição 5.23, reapresentada a seguir, cuja utilidade foi também testada.

$$S = \sum_{v,w} x_v^w = \sum_d (r_d + 1) \quad (7.1)$$

Note que, como é suposta a possibilidade de regeneração, o número de pares viáveis na solução (S) é maior que o número demandas (D). Essa diferença é justamente a quantidade de regeneradores utilizados, expresso na coluna R . Esse número é o mínimo de regeneradores possível, de acordo com os critérios de viabilidade da Seção 4.5.

¹<http://www.gerad.ca/Sylvain.Perron>

Redes	n	m	D	$ P $	S	R	Viável
viaDatacenterNet	9	24	144	154	166	22	672
bren	10	22	180	84	232	52	494
rnpBrazil	10	24	180	116	230	50	708
cesnet	12	38	264	346	306	42	1770
vbns	12	34	264	212	346	82	1524
italy	14	58	364	1138	400	36	5105
nsfnet	14	42	364	304	433	69	1547
austria	15	44	419	454	498	79	2310
mzima	15	38	420	198	627	207	2251
spain	17	56	538	824	644	106	5159
deutschTelecom	17	52	543	494	785	242	5951
germany	17	52	543	494	785	242	5951
eon	19	74	683	1202	876	193	12428
canarie	19	52	684	370	1097	413	6849
memorexEurope	19	48	683	254	1162	479	4795
lambdaRailUsa	19	46	674	222	1195	521	3790
arpanet	20	64	756	508	1101	345	6439
pionier	21	50	827	248	1398	571	3852
coxUsa	24	80	1092	966	1567	475	12663
sanet	25	56	1178	232	2526	1348	6911
portugal	26	72	1277	492	2328	1051	11830
newnet	26	62	1283	288	2620	1337	8585
renater	27	70	1393	530	2299	906	9881
geant2	32	100	1956	1132	3303	1347	30337
loni	33	74	2076	366	5364	3288	17538
metronaUK	33	82	2089	444	4840	2751	20720
OmnicomEurope	38	108	2773	800	6098	3325	42238
internet2Usa	56	122	5997	456	22401	16404	71079
usaGde	100	342	19051	3732	57628	38577	857405

Tabela 7.3: Características das OTNs.

Por fim, a última coluna traz o número total de pares viáveis gerados para o MRWA, combinando as demandas com os respectivos caminhos nos quais são viáveis. Esses dados estão ilustrados na Figura 7.5, onde as redes estão ordenadas pelo número de nós n . Nas barras tem-se os dados de entrada (caminhos e demandas) e acima, em azul, a quantidade total de pares viáveis no modelo. No meio, em amarelo, está a quantidade de pares viáveis que deverá ser selecionada para a solução, dada pela Equação 7.1.

Veja que o número de pares viáveis na solução cresce quase monotonamente na Figura 7.5, conforme aumenta o número o número de nós. Mas o total de pares viáveis no modelo tem picos para as redes mais conectadas, com maior número proporcional de caminhos.

7.3.2 Resultados

Aqui são apresentados os resultados obtidos com a implementação descrita. Em todos os casos o número cromático foi obtido já na primeira interação da etapa P4, com $W = LB$.

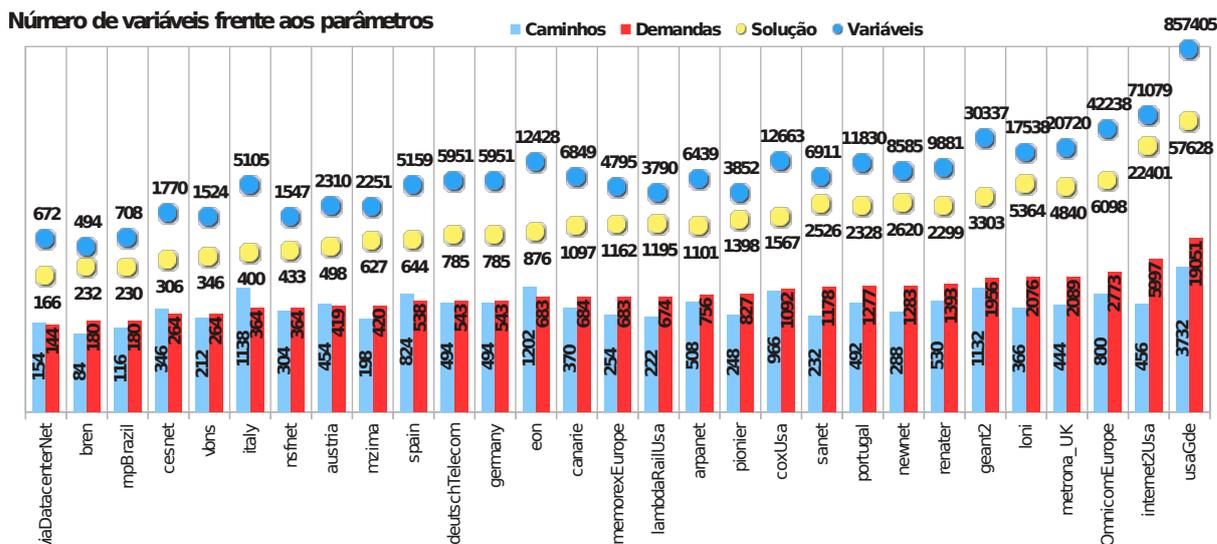


Figura 7.5: Muitos caminhos alternativos aumenta fortemente o número de variáveis, mas não muda o tamanho da solução.

Portanto a etapa P5 não chegou a ser necessária para estas redes. Em alguns experimentos iniciais, não descritos aqui, o *warm start* foi forçado manualmente, para observar se ele atestava a otimalidade da solução obtida, o que sempre ocorreu. Como a etapa P5 não chegou a ser de fato utilizada, um tempo limite para sua execução não chegou a ser especificado.

Os testes foram realizados em um *notebook PC (Linux Ubuntu 12.04, 32 bits)*, equipado com processador de 2.10 GHz, Intel Core i3-2310M, e 4GB de RAM. Exceto os testes para a rede *usaGde*, que necessitaram de mais memória RAM. Estes foram feitos em um servidor com processador Intel Core i7-870, de 2.93GHz, de 8 núcleos, sob uma máquina virtual *VMware (Ubuntu Linux 13.03, 64 bits)*, com 20GB de RAM. Isso, claro, influencia no tempo de resolução.

A Figura 7.6 mostra os tempos de execução da abordagem proposta para as 29 OTNs. Foram feitos dois testes: com e sem o plano de corte na Equação 7.1, para verificar se há vantagem em utilizá-lo como restrição nos modelos. Como a etapa P5 não foi necessária, estes testes apenas avaliam seu uso no modelo pMLkB, e não no pMRWA propriamente dito.

Na Figura 7.6 estão expostos os tempos de execução das etapas P2 (*Lower Bound*), P3 (Roteamento) e P4 (Coloração). Como os tempos têm até 4 ordens de grandeza de diferença, foi usado um gráfico de barras com escala de porcentagem. Nos eixos laterais estão as redes ordenadas pelo número de nós, como na Tabela 7.3. Nos eixos centrais estão os tempos totais de execução de cada rede, em segundos. Em cada barra, o comprimento atribuído a cada etapa representa a porcentagem do tempo total daquela rede gasto na etapa, e os valores sobre as barras são os tempos de execução de cada etapa, também em segundos.

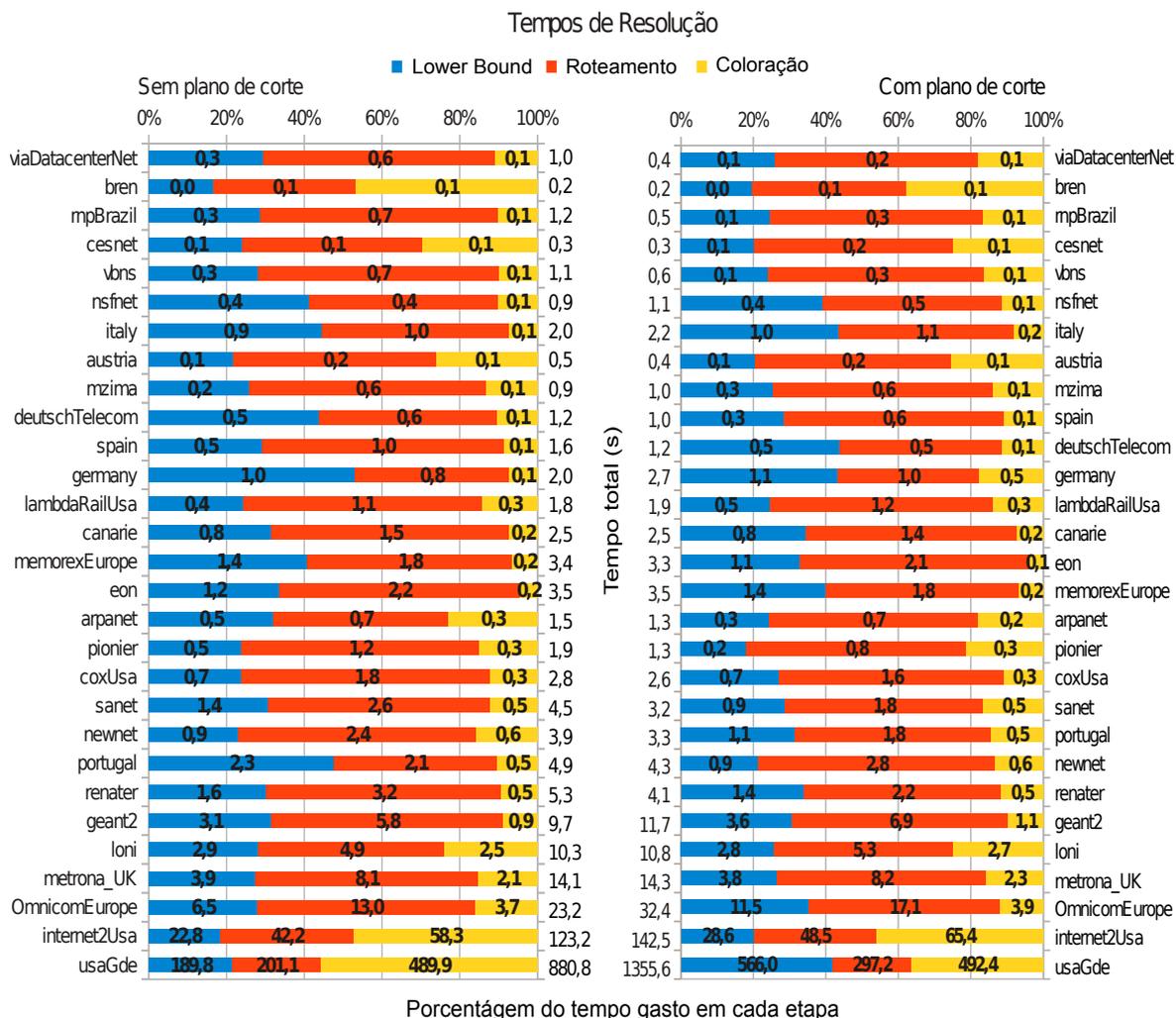


Figura 7.6: O plano de corte melhorou o tempo nas redes pequenas, mas piorou para as grandes.

Veja que o uso do plano de corte melhorou sensivelmente o desempenho para as redes pequenas, mas piorou nas grandes. Uma conclusão mais precisa precisaria ser suportada por uma investigação mais extensa, todavia, o teste indica que o plano de corte é desnecessário ou talvez até inadequado. Desnecessário pois sua vantagem parece ocorrer para as redes pequenas, onde a demanda de tempo já é pequena. E inadequado pois aparentemente piora o resultado para as redes maiores, embora apenas duas redes acima de 50 nós foram testadas.

A Figura 7.7 exibe os resultados de número cromático para as 29 OTNs. Lembrando que, quando se fala em número cromático de uma rede neste contexto, refere-se ao número cromático do grafo de conflito do roteamento com menor número cromático possível, para a dada topologia física G , com a específica definição de um conjunto de demandas D . Ou seja, o número cromático da instância $G(D)$.

Na Figura 7.7 os resultados são apresentados junto aos números de nós e enlaces de cada OTN. O número cromático está também em escala logarítmica dada a diferente ordem de gran-

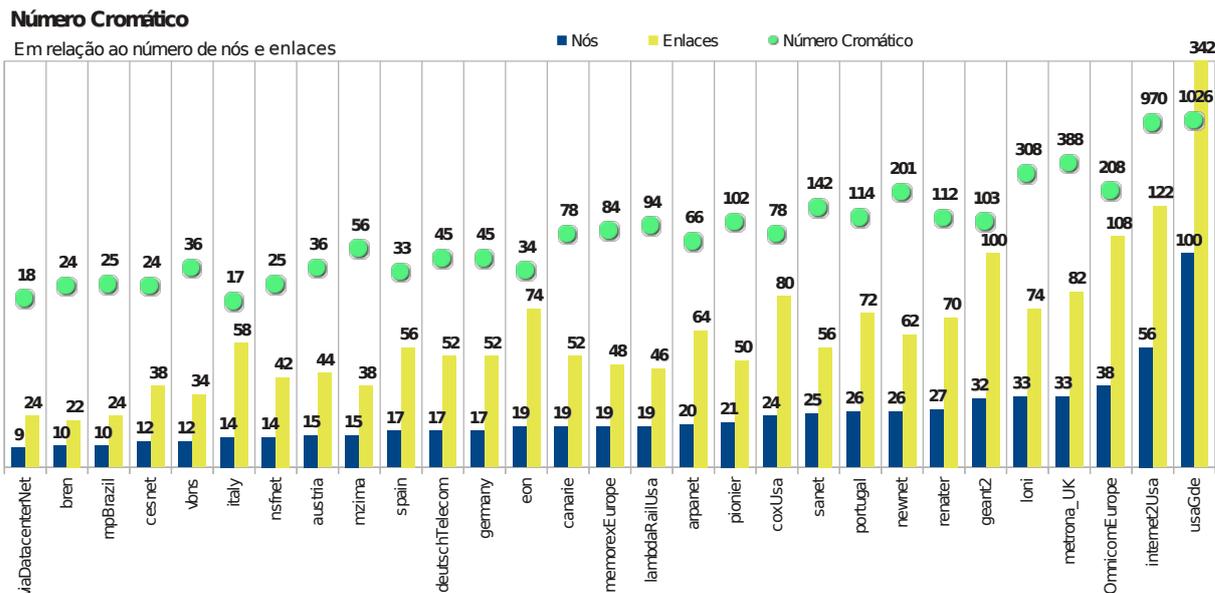


Figura 7.7: Note a redução, esperada, do número cromático para as redes mais conectadas.

deza dos dados. Veja que o número cromático aumenta com o número de nós, mas note as quedas quando as redes são, proporcionalmente, mais conectadas. Por exemplo, as redes *italy*, *spain* e *eon*. Isso é esperado pois, com mais enlaces, há mais possibilidades de rotas e portanto é mais fácil evitar congestionamento.

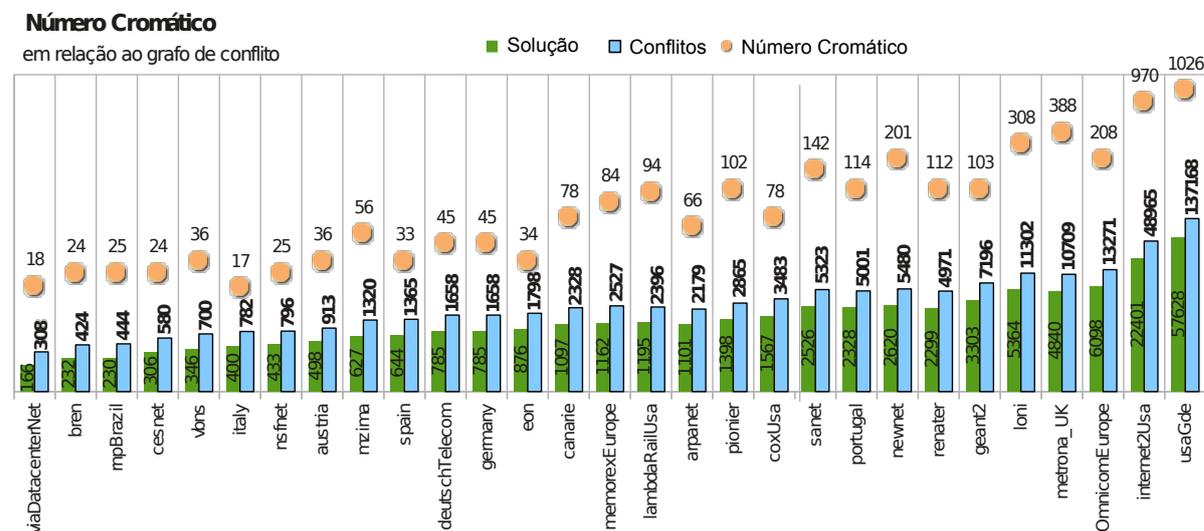


Figura 7.8: O número de conflitos não é influenciado pelo nível de conectividade.

A Figura 7.8 confronta o número cromático com os dados de entrada para a etapa de coloração. No modelo de programação por restrições, que faz a coloração, não é tratado diretamente o grafo de conflito, mas sim uma versão resumida dele. São passados todos os caminhos a serem coloridos na solução, os nós do grafo de conflito, mais uma relação de conflitos por enlace.

Nos conflitos é informado apenas quais caminhos estão usando cada enlace. No grafo de

conflito haveria uma aresta entre todos os pares de caminhos que compartilham cada enlace, portanto uma quantidade bem maior. Assim, diminui a demanda por memória RAM para instância, especialmente quando a rede é mais conectada. Isso pode ser útil para as maiores redes, como *internet2Usa* e *usaGde*. Mas note que nestes casos a coloração já tomou uma parcela expressiva do tempo de execução. Isso pode ser consequência de se estar passando menos informação ao modelo. Deixando as arestas do grafo de conflito implícitas.

8 *Conclusões*

Este trabalho apresenta estratégias para planejamento de redes ópticas de transporte que viabilizam um projeto abrangente e realístico, otimizando custos e a disponibilidade da rede, com custo computacional reduzido.

O planejamento inclui desde a alocação de equipamentos até o roteamento e atribuição de comprimentos onda aos canais ópticos. Iniciando da base da rede, as fibras ópticas, são considerando seus aspectos físicos e também as características paramétricas dos equipamentos ópticos que serão instalados. E essas são as premissas sobre as quais a viabilidade técnica da solução é estimada, checando efeitos de camada física estáticos como a dispersão cromática e o ruído ASE inserido pelos amplificadores EDFA. Desse modo, as demandas, que podem ser de tipo e taxa variado, são atendidas por rotas cuja viabilidade é checada, e regeneradores são alocados se necessário.

Por fim, a disponibilidade de comprimentos de onda disponíveis é maximizada, ao se minimizar o número de comprimentos de onda utilizados na solução por meio do MRWA. Uma nova modelagem para o roteamento e alocação de comprimentos onda, que opera sobre rotas cuja viabilidade é previamente verificada, com número de regeneradores também já otimizado.

8.1 Síntese das estratégias de Planejamento

A quantidade de pontos que serão utilizados para amplificação ao longo do enlace é minimizada, pois esses pontos inserem custos ao projeto além dos próprios amplificadores. Pois dependem de sub-sistemas para alimentação elétrica, controle de temperatura e gerência da rede.

Mas essa quantidade deve ser balanceada com a qualidade do sinal requerida, pois quanto mais fracionada a aplicação ao longo de enlace, menor é o ruído ASE inserido pelos amplificadores EDFA, para o mesmo ganho total. Portanto há um conflito entre o mínimo de amplificadores e o mínimo de ruído.

Esse é um problema complexo, mas pode ser resolvido enlace a enlace, e não em rede, através da estratégia de especificação das potências de entrada e saída nos enlaces. Com isso, muitos subproblemas puderam ser tratados sequencialmente. Ao invés de se tornar um único e grande problema.

Assim, as instâncias para a viabilização de enlaces são sempre pequenas, podendo ser resolvidas com algoritmos simples com baixa demanda de tempo. Sem a necessidade de usar técnicas mais avançadas nesse ponto, como programação inteira.

Para uma estimação mais precisa do ruído ASE inserido, foram criadas formulações que utilizam diretamente as características dos amplificadores e a atenuação de cada segmento de fibra entre eles. São duas formulações para o ruído ASE: uma simplificada, para ser usada antes que a alocação de amplificadores seja feita; e outra mais detalhada, usada para estimar a viabilidade dos canais ópticos.

Assim, usando as informações sobre ruído ASE inserido estima-se a relação sinal ruído óptica que, junto com a dispersão cromática residual, é utilizada para fazer a alocação de amplificadores, gerando rotas viáveis para cada tipo de demanda; checando as características paramétricas do *Transponder* associado.

São geradas todas as rotas possíveis, mas que utilizam o mínimo de regeneradores. Portanto, o número de regeneradores é minimizado antes que sejam selecionadas as rotas que de fato serão usadas. Tarefa esta que fica a cargo do MRWA, que escolhe as rotas minimizando o número de comprimentos de onda necessário, ou seja, maximizando a disponibilidade de comprimentos de onda.

O MRWA trata cada demanda separadamente, considerando que as rotas criadas para ela foram previamente viabilizadas, independente de tipo e taxa. Na etapa de viabilização de rotas, considera-se neste trabalho apenas demandas de 10 e 40 Gbps. Mas outros tipos podem ser adicionados sem ser necessário qualquer modificação no MRWA.

Foi criada uma ferramenta de planejamento de OTNs, a qual foi chamada de Keplan, integrando parte das abordagens apresentadas neste trabalho, que gera uma solução inicial rapidamente, mas ainda sem todas as otimizações possíveis. Foram implementadas a viabilização individual de enlaces e rotas, alocando amplificadores e regeneradores, bem como todos os demais equipamentos ópticos. No estado atual a ferramenta aloca o mínimo de amplificadores possível, sem alterar essa quantidade balanceando com o ruído ASE inserido. Para roteamento foi utilizado o algoritmo de Suurballe, que cria rotas de proteção com comprimento mínimo. E para a alocação de comprimentos de onda foram usados algoritmos da literatura.

8.2 Detalhamento de Realizações Pontuais ao Longo do Trabalho

Uma contribuição pequena, mas importante, são as formulações para o ruído ASE em cadeias de amplificadores. Não havia na literatura fórmulas diretas para esse cálculo com o detalhamento pretendido aqui. A formulação dada na Equação 4.13, da Seção 4.2.1, é repetida aqui na Equação 8.1. Com ela é possível estimar com mais precisão a ASE acumulada ao longo de enlaces formados por fibras de tamanho e tipo diverso, e ainda podendo utilizar modelos diferentes de amplificadores, checando se as condições do sinal atendem os requisitos de potência dos amplificadores.

$$A_v = \rho_v \cdot q_0 \cdot \left[\frac{\eta_n}{r} + \sum_{k=0}^{n-1} \eta_k \cdot \frac{a_{k+1}}{q_{k+1}} \right] \quad (8.1)$$

Além disso, tal formulação permite a escolha criteriosa dos Pontos de Amplificação ao longo do enlace, um importante fator para se balancear os custos do projeto e a qualidade do sinal. E também a partir dela chegou-se a formulação simplificada para a ASE, na Equação 4.15. Que foi utilizada na criação inicial dos possíveis caminhos viáveis, reduzindo o custo computacional na fase de viabilização de caminhos, pois reduz a quantidade de caminhos tratados.

Para a alocação de DCMs a contribuição foi a caracterização do problema, identificando-o como Problema do Troco (*CMP - Change-Making Problem*). Classificando-o como um problema clássico fica fácil escolher um estratégia de resolução, aproveitando resultados da literatura. Foi dessa forma que se chegou a estratégia de geração preliminar das combinações possíveis de modelos de DCM.

Apesar não ser um problema de grande complexidade, como foi mostrado, devido ao sempre reduzido tamanho das instâncias, evita-se ter de resolvê-lo talvez centenas de vezes ao longo de toda a viabilização de caminhos. Ao invés disso, ele é resolvido uma vez só com a maior instância possível no projeto.

Uma contribuição pontual, mas fundamental para toda a abordagem neste trabalho, foi a estratégia de especificação das potências de entrada e saída nos enlaces. Com isso, foi possível separar os subproblemas de roteamento, alocação de regeneradores e alocação de amplificadores, de modo que pudessem ser resolvidos sequencialmente. Mas sem que com isso a solução resultante fosse prejudicada. Na verdade, com a especificação das potências de entrada e saída nos enlaces, a solução se torna mais robusta, capaz de suportar as mudanças planejadas de tráfego.

Para a alocação amplificadores as contribuições começam com a caracterização dos requisitos do problema. Sem isso não seria possível chegar à forma de resolução encontrada. Com a criação do Digrafo de Saltos no Enlace (LSD - *Link Span Digraph*), e a consequente definição do critério de homogeneidade que atribui pesos às arestas do LSD, foi possível identificar a semelhança entre a alocação de amplificadores e o problema do caminho mais curto em um DAG (*Directed Acyclic Graph*).

Foi essa visão que permitiu a criação do algoritmo que encontra os arranjos de amplificação mais homogêneos, para todas as possíveis quantidades de saltos, em uma só execução e com demanda de tempo linear. Esse foi o principal fator para a eficiência computacional da viabilização de caminhos.

Outro destaque é que pôde-se separar a obtenção dos arranjos de amplificadores da alocação dos equipamentos em si. Com isso, a parte dos algoritmos dependente dos equipamentos e tecnologias empregadas fica isolada, podendo ser substituída ou atualizada mais facilmente em aplicações futuras.

Não menos importante é a estratégia de alocação de regeneradores, que segmenta este problema em dois, encontrando primeiro o mínimo de regeneradores necessário, passando para o RWA apenas a tarefa de posicioná-los. Isso fornece não só uma solução otimizada em termos de custo, mas também contribuiu para que o MRWA não se tornasse um modelo intratável. Ainda com a vantagem de obter esse mínimo de regeneradores em uma etapa preliminar de baixo custo computacional.

Essa estratégia, aliada a forma como a viabilização de caminhos foi organizada, definiu o escopo em que o MRWA veio para completar a solução do projeto.

O MRWA por sua vez, um modelo planejado para aproveitar todas as informações geradas nas etapas anteriores, em sua forma final ficou similar a um modelo do RWA clássico. Isso facilitou que as mais modernas técnicas de resolução para o RWA pudessem ser aplicadas, completando o projeto e alcançando o objetivo de uma abordagem de baixo custo computacional.

Por fim, cabe ressaltar que a versão generalizada para o algoritmo de Suurballe é inédita. Ela permite uma solução flexível para proteção com excelente desempenho computacional. Se combinada com a valoração por *betweenness* dos enlaces forma um método rápido para prover soluções de alta qualidade para o RWA, talvez até aplicável a um contexto de tráfego dinâmico.

8.3 Resultados dos Testes Computacionais

Os testes finais com o MRWA atestam viabilidade das abordagens propostas, pois se conseguiu provar otimalidade para o número de comprimentos de onda necessário, mesmo para redes bem grandes, com razoável demanda de tempo.

Para a maior rede, de 100 nós, a otimalidade foi obtida em menos de 15 minutos. Isso em um contexto onde alguns dias de processamento ainda seria considerado razoável, dada a escala e o nível de detalhamento do projeto gerado. A solução de projetos desse porte tem custo na casa dos milhões e ficariam em operação por muitos anos.

Como foi visto, as soluções para o número mínimo de comprimentos de onda retornaram valores elevados nas maiores redes, até 1026, bem maior que os 80 canais da banda C. No caso real, isso pode ser resolvido aumentando a quantidade de fibras paralelas entre os pares de nós mais carregados.

Por exemplo, se uma rede com uma dada matriz de demandas exigiu 1000 comprimentos de onda; pode-se adicionar uma fibra a mais, paralela a cada uma que exigiu mais de 500 cores. Assim, dividindo-se o número de cores necessárias pelo número de vezes que se aplica esse processo.

O MRWA já trata múltiplas fibras paralelas de forma transparente, apenas haveria mais caminhos para considerar. Todavia, mais caminhos implicam em mais pares viáveis, ou seja, mais variáveis no modelo. Entretanto, isso ocorreria dividindo o número de comprimentos de onda. E este número multiplica o número de variáveis no MRWA, o que facilitaria a coloração.

Por outro lado, aumentar o número de fibras paralelas pode aumentar o custo de resolução do pMLkB, pois ele não depende do número de comprimentos de onda diretamente. Esses são aspectos que devem ser estudados.

8.4 Trabalhos Derivados e Futuros

Uma etapa adicional, que não foi tratada neste trabalho, é definir como os comprimentos de onda serão distribuídos sobre a banda C. Pois, quando sua quantidade é minimizada são utilizados simples etiquetas (*labels*) identificando cada cor, e a escolha do comprimento de onda específico pode impactar nas restrições de camada física dinâmicas.

Isso foi tratado em outro trabalho de doutorado [MIRANDA, 2014], do Professor André Moacir Lage Miranda, que adicionou uma etapa ao final da ferramenta de planejamento Keplan,

que estima o efeito XPM e distribui os comprimentos de onda sobre a banda C, minimizando este efeito.

Mesmo sendo uma solução preliminar, no estado atual a ferramenta de planejamento pode ser utilizada como função de avaliação em heurísticas ou outros métodos de otimização, dado seu baixo custo computacional. Como se considerou que a topologia física e a matriz de demandas são dados de entrada, uma possibilidade é usar o Keplan-e para a composição desses dados de entrada. Ou ainda, como aplicação da teoria de grafos, estudar que características são ideais no desenho de uma topologia física.

A partir deste ponto, o trabalho que precisa ser feito é integrar à ferramenta de planejamento a criação de rotas viáveis, fazendo a conexão com o MRWA. Além disso, o *Path MRWA* pode permitir integrar efeitos de camada física não-estáticos diretamente no modelo, pelo fato deste possuir informação sobre as rotas no modelo.

Uma extensão a este trabalho é a integração da Keplan a soluções de simulação de redes ópticas, de modo a validar com mais embasamento a solução provida. Além disso, deve ser estudado também a inclusão do suporte a canais de taxas mais altas que começam a ganhar luz no mercado, como 100 Gbps com detecção coerente. Testes nesse sentido já estão sendo feitos, e logo haverá publicações resultantes.

Uma melhoria possível no método de resolução do MRWA está no modelo de coloração utilizado. Podem ser testadas formulações diferentes, utilizando Programação Inteira, ao invés de Programação por restrições. Ou ainda, usar um modelo com o grafo de conflito de fato, ao invés de lista de conflitos, como foi feito. A lista de conflitos é mais econômica em termos de memória RAM, mas o grafo de conflito fica implícito, e isso pode dificultar a coloração em alguns casos.

Outra linha importante que deve ser estudada são as redes flexíveis, uma tecnologia emergente que começa a chegar ao mercado. O impacto desse novo cenário no projeto de OTNs como foi tratado aqui ainda precisa ser estudado. Mas é provável que seja mais significativo nas estruturas de *Add/Drop*, para fornecer soluções de redes verdadeiramente CDCG (*Colorless, Directionless, Contentionless and Gridless*). As próprias estruturas de *Add/Drop* são um tópico que deve ser considerado, de modo aproximar o planejamento da rede de sua operação e gerência.

8.5 Considerações Finais

As recomendações da ITU e as práticas comuns da indústria orientaram as tomadas de decisão feitas ao longo deste trabalho. Isso permitiu criar estratégias que fornecem projetos compatíveis com as as práticas comerciais atuais e com os padrões da ITU. Desmistificando a complexidade que um problema abrangente tem quando é tratado de forma realista, produzindo resultados aplicáveis, com garantias de otimalidade e qualidade, apoiado em avançadas técnicas da academia. Com resultados que não somente atendem às tecnologias atuais, mas que servem de orientação para novos cenários. Dessa forma, preenchendo a lacuna entre academia e indústria, levando para as aplicações reais as melhores práticas de pesquisa operacional.

A consequência direta, do custo computacional alcançando pelas estratégias aqui apresentadas, é que o escopo pode ser ainda mais abrangente, considerando que abordagens de dada monta poderiam aquiescer a dias de processamento, visando projetos de mais baixo custo e otimizada qualidade técnica.

Referências Bibliográficas

- AGRAWAL, G. *Fiber-Optic Communication Systems*. New York: Wiley, 2010. (Wiley Series in Microwave and Optical Engineering). ISBN 9780470918517.
- ANDRIOLLI, N. *et al.* Monolithically integrated all-optical regenerator for constant envelope wdm signals. *Lightwave Technology, Journal of, IEEE*, v. 31, n. 2, p. 322–327, 2013.
- ASKARIAN, A.; SUBRAMANIAM, S.; BRANDT-PEARCE, M. Evaluation of Link Protection Schemes in Physically Impaired Optical Networks. In: IEEE. *ICC - International Conference on Communications*. Dresden, Germany, 2009. p. 1–5. ISSN 1938-1883.
- ASKARIAN, A. *et al.* Protection and Restoration from Link Failures in DWDM Networks: A Cross-Layer Study. In: IEEE. *ICC - International Conference on Communications*. Beijing, 2008. p. 5448–5452.
- ASKARIAN, A. *et al.* Cross-Layer Approach to Survivable DWDM Network Design. *Optical Communications and Networking, IEEE/OSA Journal of*, v. 2, n. 6, p. 319–331, 2010. ISSN 1943-0620.
- AZODOLMOLKY, S. *et al.* A survey on physical layer impairments aware routing and wavelength assignment algorithms in optical networks. *Computer Networks, Elsevier*, v. 53, n. 7, p. 926–944, 2009.
- AZODOLMOLKY, S. *et al.* Experimental demonstration of an impairment aware network planning and operation tool for transparent/translucent optical networks. *Lightwave Technology, Journal of, IEEE*, v. 29, n. 4, p. 439–448, 2011.
- BARNHART, C. *et al.* Branch-and-price: Column generation for solving huge integer programs. *Operations research, INFORMS*, v. 46, n. 3, p. 316–329, 1998.
- BECKER, P. M.; OLSSON, A. A.; SIMPSON, J. R. *Erbium-doped fiber amplifiers: fundamentals and technology*. San Diego, CA - USA: Academic press, 1999.
- BELLOTTI, G. *et al.* Intensity distortion induced by cross-phase modulation and chromatic dispersion in optical-fiber transmissions with dispersion compensation. *Photonics Technology Letters, IEEE, IEEE*, v. 10, n. 12, p. 1745–1747, 1998.
- BIXBY, R. E.; LOWE, J.; GREEN, P. *CPLEX Optimization Studio*. Somers, NY 10589, 2010.
- BONONI, A. *et al.* Cross-phase modulation induced by OOK channels on higher-rate DQPSK and coherent QPSK channels. *Lightwave Technology, Journal of, IEEE*, v. 27, n. 18, p. 3974–3983, 2009.
- CHAUVEL, G. *Dispersion in Optical Fibers*. Anritsu Techreport - Kanagawa, Japan, 2008.

- CHEN, X. *et al.* Energy-efficient resilience in translucent optical networks with mixed regenerator placement. *Journal of Optical Communications and Networking*, Optical Society of America, v. 5, n. 7, p. 741–750, 2013.
- CHRAPLYVY, A.; NAGEL, J.; TKACH, R. Equalization in amplified wdm lightwave transmission systems. *Photonics Technology Letters, IEEE*, IEEE, v. 4, n. 8, p. 920–922, 1992.
- CHVÁTAL, V.; BERGE, C. *Topics on Perfect Graphs*. New York: Elsevier, 1984.
- CORMEN, T. *et al.* *Introduction To Algorithms*. Cambridge MA: MIT Press, 2001. ISBN 9780262032933.
- COUSINEAU, M. *et al.* RWA Problem with Geodesics in Realistic OTN Topologies. *Les Cahiers du GERAD*, G-2012-59, 2012.
- CUKURTEPE, H. *et al.* Impairment-aware lightpath provisioning in mixed line rate networks. In: *Advanced Networks and Telecommunications Systems (ANTS), 2012 IEEE International Conference on*. [S.l.: s.n.], 2012. p. 18–23. ISSN 2153-1676.
- CUKURTEPE, H.; YAYIMLI, A.; MUKHERJEE, B. Impairment-aware lightpath provisioning using inverse multiplexing in mixed-line-rate networks. *Optical Switching and Networking*, Elsevier, v. 11, p. 44–52, 2014.
- DEZSŐ, B.; JÜTTNER, A.; KOVÁCS, P. LEMON—an open source C++ graph template library. *Electronic Notes in Theoretical Computer Science*, Elsevier, v. 264, n. 5, p. 23–45, 2011.
- DUTTA, R.; KAMAL, A.; ROUSKAS, G. *Traffic Grooming for Optical Networks: Foundations, Techniques, and Frontiers*. Berlin: Springer Science+Business Media, LLC, 2008. (Optical networks series). ISBN 9780387745183.
- EZZAHDI, M. *et al.* LERP: a Quality of Transmission Dependent Heuristic for Routing and Wavelength Assignment in Hybrid WDM Networks. In: *IEEE. ICCCN - 15th International Conference on Computer Communications and Networks*. Arlington, Virginia, USA, 2006. p. 125–136. ISSN 1095-2055.
- FLAMMINI, M. *et al.* On the complexity of the regenerator placement problem in optical networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking (TON)*, IEEE Press, v. 19, n. 2, p. 498–511, 2011.
- FUJITSU. *CDC ROADM Applications and Cost Comparison*. OFC, 2014.
- GARCIA-MANRUBIA, B. *et al.* Offline impairment-aware RWA and regenerator placement in translucent optical networks. *Lightwave Technology, Journal of, IEEE*, v. 29, n. 3, p. 265–277, 2011.
- GAREY, M. R.; JOHNSON, D. S. *Computer and intractability: A Guide to the Theory of NP-Completeness*. New York: W. H. Freeman, 1979. BELL LABORATORIES.
- GEORGAKILAS, K. *et al.* Performance Evaluation of Impairment-Aware Routing Under Single and Double-Link Failures. *Optical Communications and Networking, IEEE/OSA Journal of*, v. 2, n. 8, p. 633–641, 2010. ISSN 1943-0620.

- GORDON, J.; KOGELNIK, H. Pmd fundamentals: Polarization mode dispersion in optical fibers. *Proceedings of the National Academy of Sciences*, National Acad Sciences, v. 97, n. 9, p. 4541–4550, 2000.
- HASSIN, R. Approximation schemes for the restricted shortest path problem. *Mathematics of Operations Research*, INFORMS, v. 17, n. 1, p. 36–42, 1992.
- HE, J. *et al.* QoT-Aware Routing in Impairment-Constrained Optical Networks. In: IEEE. *GLOBECOM - Global Telecommunications Conference*. Washington, DC, 2007. p. 2269–2274.
- HIRSCHBERG, D. S.; WONG, C. A polynomial-time algorithm for the knapsack problem with two variables. *Journal of the ACM (JACM)*, ACM, v. 23, n. 1, p. 147–154, 1976.
- HUANG, Y.; HERITAGE, J.; MUKHERJEE, B. Connection provisioning with transmission impairment consideration in optical WDM networks with high-speed channels. *Lightwave Technology, Journal of*, v. 23, n. 3, p. 982–993, 2005. ISSN 0733-8724.
- INOUE, K. Four-wave mixing in an optical fiber in the zero-dispersion wavelength region. *Lightwave Technology, Journal of*, IEEE, v. 10, n. 11, p. 1553–1561, 1992.
- ITU-T G Recommendation 652. *Characteristics of a single-mode optical fibre and cable*. Geneva, 2009.
- ITU-T G Recommendation 653. *Characteristics of a dispersion-shifted, single-mode optical fibre and cable*. Geneva, 2010.
- ITU-T G Recommendation 655. *Characteristics of a non-zero dispersion-shifted single-mode optical fibre and cable*. Geneva, 2010.
- ITU-T G Recommendation 694.1. *Spectral grids for WDM applications: DWDM frequency grid*. Geneva, 2012.
- ITU-T G Recommendation 872. *Architecture of optical transport networks*. Geneva, 2012.
- ITU-T G Suppl. 39. *Optical system design and engineering considerations*. Geneva, 2012.
- JACKMAN, N. A. *et al.* Optical cross connects for optical networking. *Bell Labs Technical Journal*, Alcatel-Lucent, v. 4, n. 1, p. 262–281, 1999.
- JAUMARD, B.; MEYER, C.; THIONGANE, B. Comparison of ILP formulations for the RWA problem. *Optical Switching and Networking*, Elsevier, v. 4, n. 3, p. 157–172, 2007.
- JDSU, W. P. *A Performance Comparison of WSS Switch Engine Technologies*. Milpitas, California, 2009.
- JENSEN, T. R.; TOFT, B. *Graph coloring problems*. New York: Wiley-Interscience, 2011. (Wiley Series in Discrete Mathematics and Optimization, v. 39).
- KARP, R. M. Reducibility among combinatorial problems. In: MILLER, R. E.; THATCHER, J. W. (Ed.). *Proceedings of a symposium on the Complexity of Computer Computations*. IBM Thomas J. Watson Research Center, Yorktown Heights, New York.: Plenum Press, New York, 1972. (The IBM Research Symposia Series), p. 85–103. ISBN 0-306-30707-3. Disponível em: <<http://www.cs.berkeley.edu/~luca/cs172/karp.pdf>>.

KILPER, D. *et al.* Optical performance monitoring. *Journal of Lightwave Technology*, IEEE, v. 22, n. 1, p. 294, 2004.

KRETSIS, A. *et al.* Mantis: Cloud-based optical network planning and operation tool. *Computer Networks*, Elsevier, v. 77, p. 153–168, 2015.

LIU, Z.; ROUSKAS, G. N. Link Selection Algorithms for Link-Based ILPs and Applications to RWA in Mesh Networks. *Proceedings of ONDM 2013*, 2013.

MAHAD, F. D.; SUPA'AT, M.; SAHMAH, A. Edfa gain optimization for wdm system. *Elektrika*, Faculty of Electrical Engineering, v. 11, n. 1, p. 34–37, 2009.

MAMYSHEV, P. All-optical data regeneration based on self-phase modulation effect. In: *Optical Communication, 1998. 24th European Conference on*. Madrid, Spain: ECOC'98, 1998. p. 475–476.

MANOUSAKIS, K. *et al.* Offline Impairment-Aware Routing and Wavelength Assignment Algorithms in Translucent WDM Optical Networks. *Lightwave Technology, Journal of*, v. 27, n. 12, p. 1866–1877, 2009. ISSN 0733-8724.

MANOUSAKIS, K. *et al.* Joint Online Routing, Wavelength Assignment and Regenerator Allocation in Translucent Optical Networks. *Lightwave Technology, Journal of*, v. 28, n. 8, p. 1152–1163, 2010. ISSN 0733-8724.

MARIN-TORDERA, E. *et al.* The effects of optimized regenerator allocation in translucent networks under inaccurate physical information. In: IEEE. *ONDM - 14th Optical Network Design and Modeling*. Kyoto, Japan, 2010. p. 1–6.

MARTINEZ, R. *et al.* Experimental study on the impact of regenerator placement strategies when dynamically provisioning in translucent GMPLS WSON networks. In: IEEE. *OFC/NFOEC - Optical Fiber Communication Conference and Exposition and the National Fiber Optic Engineers Conference*. Los Angeles, USA, 2011. p. 1–3.

MIRANDA, A. M. *et al.* Wavelength assignment using a hybrid evolutionary computation to reduce cross-phase modulation. *Journal of Microwaves, Optoelectronics and Electromagnetic Applications*, SciELO Brasil, v. 13, n. 1, p. 1–15, 2014.

MIRANDA, A. M. L. *Estratégia De Projeto De Atribuição De Comprimento De Onda Com Restrição De Camada Física Em Redes Wdm*. Tese (Doutorado) — Universidade Federal Do Pará, 2014.

MLADENOVIĆ, N.; HANSEN, P. Variable neighborhood search. *Computers & Operations Research*, v. 24, n. 11, p. 1097 – 1100, 1997. ISSN 0305-0548.

MOREA, A. *et al.* QoT function and A* routing: an optimized combination for connection search in translucent networks. *Journal of Optical Networking*, Optical Society of America, v. 7, n. 1, p. 42–61, 2008.

NAG, A.; TORNATORE, M.; MUKHERJEE, B. Optical Network Design With Mixed Line Rates and Multiple Modulation Formats. *Lightwave Technology, Journal of*, v. 28, n. 4, p. 466–475, 2010. ISSN 0733-8724.

- PANDYA, R. J.; CHANDRA, V.; CHADHA, D. Impairment aware routing and wavelength assignment algorithms for optical wdm networks and experimental validation of impairment aware automatic light-path switching. *Optical Switching and Networking*, Elsevier, v. 11, p. 16–28, 2014.
- PATEL, A. *et al.* Survivable Traffic Grooming with Impairment Constraints. In: IEEE. *ICCCN - 19th International Conference on Computer Communications and Networks*. Zurich, Switzerland, 2010. p. 1–6. ISSN 1095-2055.
- PAVAN, C. *et al.* Generating realistic optical transport network topologies. *Journal of Optical Communications and Networking*, Optical Society of America, v. 2, n. 1, p. 80–90, 2010.
- PAVON-MARINO, P.; IZQUIERDO-ZARAGOZA, J. L. Net2Plan: An open-source network planning tool for bridging the gap between academia and industry. *IEEE Network Magazine*, 2014.
- PERELLO, J. *et al.* Experimental evaluation of centralized failure restoration in a dynamic impairment-aware all-optical network. In: IEEE. *OFC/NFOEC - Optical Fiber Communication Conference and Exposition and the National Fiber Optic Engineers Conference*. Los Angeles, USA, 2011. p. 1–3. ISSN pending.
- PERRIN, S. *The Need for Next-Generation ROADM Networks*. Milpitas, California, 2010.
- PINART, C. *et al.* Probe schemes for quality-of-transmission-aware wavelength provisioning. *Optical Communications and Networking, IEEE/OSA Journal of*, v. 3, n. 1, p. 87–94, 2011. ISSN 1943-0620.
- RAHMAN, Q.; BANDYOPADHYAY, S.; ANEJA, Y. Optimal regenerator placement in translucent optical networks. *Optical Switching and Networking*, Elsevier, v. 15, p. 134–147, 2015.
- RAI, S.; SU, C.-F.; MUKHERJEE, B. On provisioning in all-optical networks: An impairment-aware approach. *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, v. 17, n. 6, p. 1989–2001, 2009. ISSN 1063-6692.
- RAMAMURTHY, B.; YARAGORLA, S.; YANG, X. Translucent optical wdm networks for the next-generation backbone networks. In: IEEE. *Global Telecommunications Conference. GLOBECOM*. San Antonio, Texas, 2001. v. 1, p. 60–64 vol.1.
- RAMAMURTHY, S.; MUKHERJEE, B. Survivable wdm mesh networks. part i-protection. In: IEEE. *INFOCOM - 19th Conference of Computer and Communications Societies*. IEEE. New York, NY, 1999. v. 2, p. 744–751.
- RIZZELLI, G. *et al.* Impairment-aware design of translucent dwdm networks based on the k-path connectivity graph. *Journal of Optical Communications and Networking*, Optical Society of America, v. 4, n. 5, p. 356–365, 2012.
- SALEH, A. Defining all-optical networking and assessing its benefits in metro, regional and backbone networks. In: IEEE. *OFC - Optical Fiber Communications Conference*. Atlanta, GA, 2003. p. 410–411.

- SARADHI, C. V.; SUBRAMANIAM, S. Physical layer impairment aware routing (pliar) in wdm optical networks: issues and challenges. *Communications Surveys & Tutorials, IEEE*, IEEE, v. 11, n. 4, p. 109–130, 2009.
- SHEN, G.; TUCKER, R. Translucent optical networks: the way forward [topics in optical communications]. *Communications Magazine, IEEE*, v. 45, n. 2, p. 48–54, 2007. ISSN 0163-6804.
- SOLÉ-PARETA, J. *et al.* Cross-layer approaches for planning and operating impairment-aware optical networks. *Proceedings of the IEEE*, IEEE, v. 100, n. 5, p. 1118–1129, 2012.
- STAVDAS, A. *et al.* Optical packet routers: how they can efficiently and cost-effectively scale to petabits per second [invited]. *Journal of Optical Networking*, Optical Society of America, v. 7, n. 10, p. 876–894, 2008.
- STRASSER, T.; WAGENER, J. Wavelength-selective switches for roadm applications. *Selected Topics in Quantum Electronics, IEEE Journal of*, IEEE, v. 16, n. 5, p. 1150–1157, 2010.
- SUURBALLE, J. W.; TARJAN, R. E. A quick method for finding shortest pairs of disjoint paths. *Networks*, Wiley Online Library, v. 14, n. 2, p. 325–336, 1984.
- SYSİO, M. M. Sequential coloring versus welsh-powell bound. *Discrete Mathematics*, v. 74, n. 1–2, p. 241 – 243, 1989. ISSN 0012-365X.
- VARVARIGOS, E. A.; CHRISTODOULOPOULOS, K. Algorithmic aspects in planning fixed and flexible optical networks with emphasis on linear optimization and heuristic techniques. *Lightwave Technology, Journal of*, IEEE, v. 32, n. 4, p. 681–693, 2014.
- XIE, W. *et al.* Regenerator site selection for mixed line rate optical networks. *Journal of Optical Communications and Networking*, Optical Society of America, v. 6, n. 3, p. 291–302, 2014.
- YANG, X.; RAMAMURTHY, B. Dynamic routing in translucent wdm optical networks: the intradomain case. *Lightwave Technology, Journal of*, v. 23, n. 3, p. 955–971, 2005. ISSN 0733-8724.
- YANG, X.; RAMAMURTHY, B. Sparse regeneration in translucent wavelength-routed optical networks: Architecture, network design and wavelength routing. *Photonic Network Communications*, Kluwer Academic Publishers, v. 10, n. 1, p. 39–53, 2005. ISSN 1387-974X.
- YANG, X.; SHEN, L.; RAMAMURTHY, B. Survivable lightpath provisioning in wdm mesh networks under shared path protection and signal quality constraints. *Lightwave Technology, Journal of*, v. 23, n. 4, p. 1556–1567, 2005. ISSN 0733-8724.
- YANNUZZI, M. *et al.* Performance of translucent optical networks under dynamic traffic and uncertain physical-layer information. In: IEEE. *ONDM - International Conference on Optical Network Design and Modeling*. Braunschweig, Germany, 2009. p. 1–6.
- YEN, J. Y. Finding the k shortest loopless paths in a network. *management Science*, INFORMS, v. 17, n. 11, p. 712–716, 1971.

ZANG, H.; JUE, J. P.; MUKHERJEE, B. A review of routing and wavelength assignment approaches for wavelength-routed optical wdm networks. *Optical Networks Magazine*, v. 1, n. 1, p. 47–60, 2000.

ZHU, K.; MUKHERJEE, B. A review of traffic grooming in wdm optical networks: Architectures and challenges. *Optical Networks Magazine*, v. 4, n. 2, p. 55–64, 2003.

Lista de Figuras

3.1	Exemplo de uma topologia física para uma rede de 6 nós	31
3.2	Exemplo de uma topologia lógica para uma rede de 6 nós.	32
3.3	Modelo de um par MUX/DEMUX conectado a um par fibras.	33
3.4	Em um nó de grau 2, esta é uma das direções de propagação de um OADM básico.	34
3.5	Esquema de funcionamento de um WSS que, depois de configurado, é totalmente passivo e bidirecional.	35
3.6	Em um nó de grau 4, a configuração de um ROADM, onde cada ligação indica uma conexão bidirecional. Cada WSS deve estar conectado aos demais, e todos conectados à estrutura de <i>Add-Drop</i>	36
3.7	Configuração típica de um nó de grau 3 com WSS. Fonte: [JDSU, 2009]	37
3.8	Modelo da arquitetura de um OXC.	38
3.9	Exemplo de Grafo de Conflito para um dado Roteamento.	40
4.1	Agrupamentos dos nós em enlaces.	45
4.2	Subdivisão do nó em Interfaces.	46
4.3	Diagrama da cadeia de amplificadores.	49
4.4	Digrafo de Saltos no Enlace - LSD	65
4.5	Obter arranjos de amplificação e <i>status</i> inicial do enlace, Algoritmo 4.	75
4.6	Viabilização de Caminhos, Algoritmo 5.	76
5.1	Siglas relacionadas ao MRWA	82
5.2	Fluxograma dos passos de resolução.	95

6.1	Exemplo de funcionamento do algoritmo de Suurballe. Em (a) ilustra-se os pesos das arestas do grafo G . Em (b) está a árvore geradora mínima T , e em verde o primeiro menor caminho $P1$. Em (c) tem-se o grafo modificado $G(s)$ e em (d) o menor caminho encontrado sobre ele $P2$. Em (e) os dois caminhos obtidos são confrontados, eliminando-se as arestas opostas. Obtendo-se assim a solução ótima apresentada em (f).	100
6.2	Exemplo da criação do grafo modificado. Em a) um vértice v com suas arestas; em b), v é segmentado em v_{in} e v_{out} , suas arestas separadas entre eles, e uma aresta falsa é adicionada ligando-os; e em c) as cópias de arestas são adicionadas. A cópia de aresta falsa recebe peso X e as demais cópias recebem peso Y	102
6.3	Esquema <i>KEPLAN x Front-End</i>	104
6.4	Diagrama que ilustra a sequência de operações feitas internamente pelo KEPLAN-e. As setas tracejadas ilustram relacionamentos entre sub-módulos internos. . .	105
6.5	<i>Exemplo de uma interface, criando uma entrada de dados para a KEPLAN.</i> . .	106
7.1	Rede NSFNET de 1991, com 16 nós.	109
7.2	Probabilidade de Bloqueio	110
7.3	Comprimentos de Onda	111
7.4	Rede de 6 nós testada.	112
7.5	Muitos caminhos alternativos aumenta fortemente o número de variáveis, mas não muda o tamanho da solução.	115
7.6	O plano de corte melhorou o tempo nas redes pequenas, mas piorou para as grandes.	116
7.7	Note a redução, esperada, do número cromático para as redes mais conectadas.	117
7.8	O número de conflitos não é influenciado pelo nível de conectividade.	117

Lista de Tabelas

7.1	Dados da rede NSFNET de 16 nós.	109
7.2	Inventário	110
7.3	Características das OTNs.	114

Apêndice

Implementação do Algoritmo de Suurballe Ganeralizado

A estratégia de roteamento descrita no Seção 6.1 foi implementada em C++, utilizando o algoritmo de Suurballe da biblioteca Lemon [DEZSÓ *et al.*, 2011]. A duplicação de nós e enlaces, que precisam ser feitas no grafo original antes de ser passado ao algoritmo, foram implementadas utilizando também as estrutura de dados para grafos da Lemon. Todas as requisições de proteção com origem num mesmo nó são atendidas conjuntamente pelo algoritmo de Suurballe. Para isso, é aproveitada uma característica do algoritmo de Dijkstra, que encontra os menores caminhos de uma origem a todos os possíveis destinos na rede.

Esta implementação está numa classe C++ chamada **Routing**, no arquivo *header* **Generalize.h**, e utiliza o *header* **suurballe.h**. Este é uma versão ligeiramente modificada da versão encontrada na Lemon. Pois na Lemon o Suurballe só suporta peso das arestas em inteiro (**<int>**). Então foi alterado para suportar qualquer tipo de número recebido, criando uma versão modificada, onde o peso das arestas é um *template*. Nenhuma modificação foi feita no algoritmo.

Mesmo usando o *header* modificado **suurballe.h**, ainda é necessário utilizar a Lemon, pois internamente o algoritmo é totalmente dependente da biblioteca. Todavia, ela só é necessária para a compilação, pois nada é ligado dinamicamente na “linkedição”. Além disso, para passar o grafo, com as requisições de proteção, e armazenar os caminhos encontrados, foram utilizadas as estruturas de dados da Lemon.

Para o processo de dividir os nós, de modo que a solução encontrada seja nó-disjunta, a Lemon já dispõe de uma função chamada **SplitNodes** que serviria para para esse fim. Todavia, não conseguiu-se aplicar o processo da **SplitNodes** para o peso das arestas. Por isso, na classe **Routing** foi feita uma implementação própria para esse fim, chamada **Routing::Split()**. Ela é responsável também por duplicar as arestas no grafo modificado, permitindo que possam ser compartilhados nós ou arestas nos caminhos encontrados, se necessário.

Os caminhos solicitados são encontrados pela função **Routing::FindPaths()**, que automaticamente varre todas as requisições de proteção passadas, armazenando todos os caminhos internamente no objeto da classe **Routing**.

Na criação de um objeto da classe **Routing**, é necessário passar à função construtora: o grafo (nós e arestas), uma mapa com o peso das arestas e outro com as requisições de proteção. Esses dados deverão ser passados usando as estruturas de dados oferecidas pela Lemon.

O grafo deverá ser direcionado, do tipo **lemon::ListDigraph** ou derivados. As requisições de proteção também são direcionadas, ou seja, a requisição para um par origem destino (a, b) pode ser diferente para o par (b, a) , requisições simétricas. Nesse caso, os caminhos encontrados podem ser todos distintos. Todavia, se o grafo é bidirecional e essas requisições são iguais, os caminhos encontrados serão necessariamente iguais, mas com sentidos opostos.

Se todas as arestas tiverem um equivalente no sentido contrário, ou seja, se o grafo for bidirecional, isso será reconhecido. Assim, no caso de requisições simétricas, as rotas são obtidas apenas para uma delas. Então, os caminhos da outra são copiados da primeira e invertidos.

O mapa para o peso das arestas deve ser do tipo **GR::ArcMap<NUMLEN>**, um mapa sobre os arcos do grafo, onde **NUMLEN** pode ser qualquer tipo numérico e **GR** é o tipo de grafo utilizado. Já para as requisições de proteção tem-se um mapa sobre os nós do grafo do tipo **GR::NodeMap<PROTEC>**, tomados como nós origem da requisição de proteção, onde **PROTEC** é do tipo **std::map<GR::Node, int>**. Este segundo é um mapa da biblioteca padrão C++ que, para os nós destino da requisição de proteção, aponta um número inteiro contendo a proteção solicitada.

Na prática, o mapa das requisições de proteção funciona como uma matriz quadrada de inteiros, com a seguinte diferença: ao invés de indexar a proteção com identificadores inteiros, usa-se os próprios objetos dos nós. Isso facilita a implementação e deixa o código mais legível.

Os caminhos encontrados são armazenados em objetos do tipo **lemon::Path<GR>**, um caminho sobre o grafo. Os caminhos podem ser obtidos através da função **Routing::path(Node s, Node d, int path)**, que retorna o tipo **lemon::Path<GR>** e tem como parâmetros os nós de origem s , o destino d e um inteiro $path$, que enumera os caminhos.

Outros dados que podem ser obtidos são dados pela funções a seguir, sempre indicando os nós de origem s e o destino d :

- **Routing::pathLength(Node s, Node d, int n)**: Retorna o tamanho da n -ésima rota.
- **Routing::repeated_edges(Node s, Node d)**: Retorna o número de arcos repetidos.
- **Routing::repeated_nodes(Node s, Node d)**: Retorna o número de nós repetidos.
- **Routing::total(Node s, Node d)**: Retorna o tamanho total das rotas.

Uma versão de demonstração (Demo) deste módulo de roteamento foi feita. Ela faz a entrada de dados através de arquivos de texto, no formato LGF (*LEMON Graph Format*) [DEZSÓ *et al.*, 2011], e imprime os resultados na tela. Na ajuda padrão da Demo há instruções de uso, inclusive para criação dos arquivos de entrada. Para acessar a ajuda, execute-a passando um dos parâmetros: *-h*, *-help* ou *-help*. A versão de demonstração serve como um código independente, para testes ou demonstrações. Seu código fonte está no arquivo **Routing_Demo.cc**, e visa servir de exemplo de uso do módulo de roteamento, bem como a utilização da Lemon.

Agradecimentos

Ao meu orientador, Dr. Marcelo Eduardo Vieira Segatto, pela oportunidade, pelos ensinamentos e pela confiança.

Aos financiadores e colaboradores deste trabalho: Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica da UFES, a Capes, e a Padtec.

Aos meus familiares e amigos, por toda ajuda e apoio. Em especial a minha esposa, Daniela Bertolini Depizzol, meu porto seguro, minha bússola e minha vela.

Aos desenvolvedores dos *softwares* livres que utilizei: Ubuntu Linux, LaTeX, Inkscape, Eclipse, Kile...

Dedico esta dissertação à minha esposa e ao meu filho