

**ABORDAGEM MATEMÁTICA E ALGORÍTMICA  
DO PROBLEMA DE ROTEAMENTO E  
AGREGAÇÃO DE TRÁFEGO EM REDES  
ÓPTICAS**



RANGEL SILVA OLIVEIRA

ABORDAGEM MATEMÁTICA E ALGORÍTMICA  
DO PROBLEMA DE ROTEAMENTO E  
AGREGAÇÃO DE TRÁFEGO EM REDES  
ÓPTICAS

Dissertação apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Ciência da Computação do Instituto de Ciências Exatas da Universidade Federal de Minas Gerais como requisito parcial para a obtenção do grau de Mestre em Ciência da Computação.

ORIENTADOR: GERALDO ROBSON MATEUS  
COORIENTADORA: FERNANDA SUMIKA HOJO DE SOUZA

Belo Horizonte

24 de junho de 2013

© 2013, Rangel Silva Oliveira.  
Todos os direitos reservados.

Oliveira, Rangel Silva

O48a Abordagem matemática e algorítmica do problema de roteamento e agregação de tráfego em redes ópticas / Rangel Silva Oliveira. — Belo Horizonte, 2013.  
xxv, 93 f.: il.; 29cm.

Dissertação (mestrado) — Universidade Federal de Minas Gerais. Departamento de Ciência da Computação.  
Orientador: Geraldo Robson Mateus  
Coorientadora: Fernanda Sumika Hojo de Souza

1. Computação - Teses. 2. Otimização - Teses.  
3. Redes de computadores - Teses. I. Orientador.  
II. Coorientadora. III. Título.

CDU 519.6\*22 (043)



UNIVERSIDADE FEDERAL DE MINAS GERAIS  
INSTITUTO DE CIÊNCIAS EXATAS  
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM CIÊNCIA DA COMPUTAÇÃO

## FOLHA DE APROVAÇÃO

Abordagem matemática e algorítmica do problema de roteamento e agregação  
de tráfego em redes ópticas

**RANGEL SILVA OLIVEIRA**

Dissertação defendida e aprovada pela banca examinadora constituída pelos Senhores:

PROF. GERALDO ROBSON MATEUS - Orientador  
Departamento de Ciência da Computação - UFMG

PROFA. FERNANDA SUMIKÁ HOJO DE SOUZA - Coorientadora  
Departamento de Ciência da Computação - UFSJ

PROF. DANIEL FERNANDES MACEDO  
Departamento de Ciência da Computação - UFMG

PROF. MAURO NACIF ROCHA  
Departamento de Informática - UFV

PROF. THIAGO FERREIRA DE NORONHA  
Departamento de Ciência da Computação - UFMG

Belo Horizonte, 24 de junho de 2013.



*Dedico este trabalho aos meus familiares e em especial a minha avó. Mulher que em toda sua vida foi um sinônimo de luta e perseverança. Sempre me espelhei em suas atitudes e vontade de viver. Então eu posso dizer, sem sombra de dúvidas, que grande parcela de tudo que eu conquistei até hoje foi graças a ela. Um sincero obrigado, vó!!*



# Agradecimentos

Agradeço primeiramente a Deus, aos meus pais e a todas as pessoas que amo, que sempre me apoiaram nos momentos difíceis ao longo da minha vida.

Um agradecimento especial aos colegas de laboratório e aos meus colegas de trabalho que me ajudaram bastante nestas etapas finais do projeto.

Agradeço ao professor Robson, pela ajuda e compreensão em todo o processo de desenvolvimento deste trabalho.

Por todos aqueles que contribuíram diretamente ou indiretamente para que este trabalho fosse concluído, eu deixo aqui meus agradecimentos.



*“Nada de divino ou de bem-aventurado, portanto, cabe aos homens, exceto esta única coisa digna de ser levada a sério: o que há em nós de inteligência e de sabedoria. Na verdade, dentre as coisas que são nossas, esta parece ser a única imortal, a única divina... E porque somos capazes de participar dessa capacidade, a vida, embora miserável e difícil por natureza, foi, entretanto, disposta minuciosamente para que o homem, comparado com outros seres, pareça um Deus. “Pois a inteligência é em nós o Deus”, e ainda: “A vida mortal tem uma parte divina”. Assim sendo, portanto, é preciso filosofar, ou ir embora daqui de baixo dando adeus à vida, visto que todo o resto parece um amontoado de futilidades e frivolidades.”*

(Aristóteles, Carta ao rei Chipriota Themison, XII)



# Resumo

A necessidade de se transmitir grandes volumes de dados em redes, com o mínimo de atraso possível, impulsionou pesquisas na área de telecomunicações. As redes ópticas proporcionaram, então, uma infraestrutura para comutação e transmissão de dados de alto desempenho, provendo altas taxas de transmissão e pequeno atraso na entrega dos dados.

O comprimento de onda, como unidade de transporte na rede, possui um alto potencial de transmissão de dados. Entretanto, ao se atender um conjunto de requisições sem a devida preocupação com a melhor utilização de seus recursos, diversos critérios referentes a qualidade de serviço podem ser prejudicados. Por isso, a agregação de tráfego, que possibilita que diversas demandas sejam trafegadas em um mesmo comprimento de onda, é adotada para prover uma melhor utilização do meio óptico. Além disso, estratégias de proteção contra falhas e balanceamento de carga passam a ser necessárias para que as redes ópticas possam ser utilizadas de forma otimizada, garantindo assim confiabilidade e escalabilidade.

Este trabalho apresenta modelos matemáticos e algoritmos para o problema de roteamento, atribuição de comprimentos de onda, agregação de tráfego e proteção em redes ópticas. São analisados diversos critérios como minimização do número de saltos e do número de comprimentos de onda alocados, maximização do balanceamento de carga na rede e do número de requisições atendidas. Eles são tratados nos cenários de único domínio e multi-domínio, este último considerando as abordagens integrada e hierárquica.

Como o problema é de alta complexidade, sendo sua solução exata inviável para instâncias de grande porte, foram propostos algoritmos polinomiais, um baseado em *GRASP* e um outro em um algoritmo evolucionário. Eles são testados com diversas instâncias da literatura e seus resultados são comparados entre si e com a solução ótima obtida pela resolução do modelo matemático associado. Este último é resolvido pelo pacote comercial *CPLEX*.

Os algoritmos apresentaram bons resultados para os critérios, alcançando valores

de função objetivo bem próximos aos obtidos pelo pacote comercial *CPLEX*. O que leva a concluir que esses algoritmos podem ser utilizados em cenários mais realistas.

**Palavras-chave:** Otimização, Redes ópticas, Redes multi-domínio, Roteamento, Agregação de tráfego, Qualidade de serviço.

# Abstract

The necessity to transmit large amounts of data in networks, with low delay, boosted research in the telecommunications area. Optical networks have provided an infrastructure for high-performance switching and data transmission, providing high transmission rates having a short delays in data delivery.

The wavelength, as transport unit in the network, has a high potential for data transmission. However, when a set of requests is routed without concern for the best usage of network resources, various quality of service criteria can be affected. Therefore, techniques for traffic grooming, that enables various demands to be transmitted in the same wavelength, fail-safe protection and load balancing may become necessary for the optical fiber to be used optimally, ensuring reliability and scalability.

This paper presents mathematical models and heuristics for the routing and wavelength assignment problem, traffic grooming and fail-safe protection in optical networks. Various criteria are analyzed such as minimizing the number of hops and the number of allocated wavelengths, maximizing the network load balancing and the number of requests served. They are analyzed in single domain and multi-domain scenarios, the latter considering integrated and hierarchical approaches.

Since the problem is of high complexity, and its exact solution is impractical for large instances, polynomial algorithms have been proposed, one being based on *GRASP* and another based on an evolutionary algorithm. They are tested with several instances of the literature and the results are compared to the optimal solution obtained with the mathematical model resolution. The latter is solved in a commercial package called *CPLEX*.

The algorithms have shown good results for the criteria, achieving objective function values very close to those obtained by the commercial package *CPLEX*. What leads to the conclusion that these algorithms can be used in more realistic scenarios.

**Keywords:** Optimization, Optical networks, Multi-domain networks, Routing, Traffic Grooming, Quality of Service.



# Lista de Figuras

1.1	Transmissão dentro da fibra óptica ( $n=1$ representa o índice de refração da luz no ar). Fonte: <a href="http://bwtek.com">http://bwtek.com</a> . . . . .	3
1.2	Propagação da luz em: 1 - fibra óptica multimodo, 2 - fibra óptica monomodo. Fonte: <a href="http://www.dipol.pt">http://www.dipol.pt</a> . . . . .	4
1.3	Backbones da <i>RNP</i> entre as capitais e suas respectivas taxas de transmissão. Fonte: <a href="http://www.rnp.br">http://www.rnp.br</a> . . . . .	6
1.4	Requisições em uma rede. As setas representam demandas associadas a um par origem-destino. . . . .	9
1.5	Proteção 1-1 entre os vértices 2 e 4 . . . . .	11
1.6	Topologia da rede multi-domínios . . . . .	12
1.7	Nível 1: representado pelos roteadores de borda e vértices fictícios . . . . .	12
1.8	Nível 2: topologia interna dos domínios . . . . .	12
1.9	Componentes em uma rede genérica <i>BGP</i> . . . . .	14
4.1	Representação do indivíduo . . . . .	40
4.2	Cruzamento de duas rotas . . . . .	47
4.3	Topologia de uma rede multi-domínio . . . . .	58
5.1	Topologias de Rede da SNDLib . . . . .	66
5.2	Roteamento baseado em agregação de tráfego . . . . .	82
5.3	Roteamento baseado em balanceamento de carga . . . . .	83



# Lista de Tabelas

5.1	Configuração das instâncias utilizadas . . . . .	67
5.2	Resultados obtidos considerando o cenário $\min(\lambda)^{sd}$ . . . . .	70
5.3	Resultados obtidos considerando o cenário $\min(\lambda)^{psd}$ . . . . .	71
5.4	Resultados obtidos considerando o cenário $\min(\alpha)^{sd}$ . . . . .	72
5.5	Resultados obtidos considerando o cenário $\min(\alpha)^{psd}$ . . . . .	73
5.6	Resultados obtidos considerando o cenário $\max(a^k)^{sd}$ . . . . .	73
5.7	Resultados obtidos considerando o cenário $\max(a^k)^{psd}$ . . . . .	74
5.8	Resultados obtidos considerando o cenário $\max(a^k)^{sd}$ , com recursos limita- dos nos arcos . . . . .	74
5.9	Resultados obtidos considerando o cenário $\min(x^k)^{sd}$ . . . . .	75
5.10	Resultados obtidos considerando o cenário $\min(x^k)^{psd}$ . . . . .	76
5.11	Resultados obtidos considerando o cenário $\min(x^k)^{sd}$ , com recursos limita- dos nos arcos . . . . .	77
5.12	Resultados obtidos considerando o cenário $\min(\lambda)^{md}$ . . . . .	78
5.13	Resultados obtidos considerando o cenário $\min(\alpha)^{md}$ . . . . .	78
5.14	Resultados obtidos considerando o cenário $\min(x^k)^{md}$ . . . . .	79
5.15	Resultados computacionais por domínio: número de comprimentos de onda alocados e balanceamento de carga . . . . .	80
5.16	Resultados computacionais por domínio: número de saltos . . . . .	80



# Lista de Siglas

<b>ASs</b>	<i>Autonomous Systems</i> .....	13
<b>AG</b>	<i>Algoritmo Genético</i> .....	45
<b>BGP</b>	<i>Border Gateway Protocol</i> .....	13
<b>CWDM</b>	<i>Conventional/coarse Wavelength-division Multiplexing</i> .....	4
<b>DWDM</b>	<i>Dense Wavelength-division Multiplexing</i> .....	4
<b>EGP</b>	<i>Exterior Gateway Protocol</i> .....	13
<b>GC</b>	<i>Geração de Colunas</i> .....	33
<b>GMPLS</b>	<i>Generalized Multiprotocol Label Switching</i> .....	21
<b>GRASP</b>	<i>Greedy Randomized Adaptive Search Procedure</i> .....	54
<b>GRWA</b>	<i>Grooming Routing and Wavelength Assignment</i> .....	9
<b>GRWA-MD</b>	<i>Grooming Routing and Wavelength Assignment Multi-Domains</i> .....	33
<b>HGC</b>	<i>Heurística de Geração de Colunas</i> .....	79
<b>H-IMAG</b>	<i>Hierarchical Integrated Multi-granularity Auxiliary Graph</i> .....	22
<b>HMMG</b>	<i>Hierarchical Multi-domain Multi-granularity Grooming</i> .....	21
<b>HMR</b>	<i>Heurística Mestre Restrito</i> .....	51
<b>ILP</b>	<i>Integer Linear Programming</i> .....	19
<b>IP</b>	<i>Internet Protocol</i> .....	21
<b>ISGA</b>	<i>Integrated Survivable Grooming Algorithm</i> .....	23
<b>OXC</b>	<i>Optical Cross-connect</i> .....	18
<b>PBR</b>	<i>Policy-based Routing</i> .....	13
<b>PL</b>	<i>Programação Linear</i> .....	50
<b>PLI</b>	<i>Programação Linear Inteira</i> .....	24
<b>PMR</b>	<i>Programa Mestre Restrito</i> .....	50

<b>RNP</b>	<i>Rede Nacional de Ensino e Pesquisa</i> .....	5
<b>RWA</b>	<i>Routing and Wavelength Assignment</i> .....	18
<b>SONET</b>	<i>Synchronous Optical Networking</i> .....	19
<b>SSGA</b>	<i>Separate Survivable Grooming Algorithm</i> .....	23
<b>VPN's</b>	<i>Virtual Private Network</i> .....	8
<b>WDM</b>	<i>Wavelength-division Multiplexing</i> .....	4

# Sumário

<b>Agradecimentos</b>	<b>ix</b>
<b>Resumo</b>	<b>xiii</b>
<b>Abstract</b>	<b>xv</b>
<b>Lista de Figuras</b>	<b>xvii</b>
<b>Lista de Tabelas</b>	<b>xix</b>
<b>Lista de Siglas</b>	<b>xxi</b>
<b>1 Introdução</b>	<b>1</b>
1.1 Redes ópticas . . . . .	1
1.1.1 Definições da topologia . . . . .	2
1.1.2 Comutação e transmissão de dados no meio óptico . . . . .	3
1.1.3 Qualidade de serviço . . . . .	5
1.2 Motivação . . . . .	7
1.3 Descrição do problema real . . . . .	8
1.3.1 Problema de roteamento em redes ópticas . . . . .	8
1.3.2 Restrição de agregação de tráfego . . . . .	9
1.3.3 Restrição de balanceamento de carga . . . . .	10
1.3.4 Restrição de proteção contra falhas . . . . .	10
1.3.5 Problema de roteamento em redes multi-domínio . . . . .	11
1.4 Objetivos . . . . .	14
1.5 Organização do trabalho . . . . .	14
<b>2 Trabalhos relacionados</b>	<b>17</b>
2.1 Qualidade de serviço em redes ópticas . . . . .	17
2.2 Roteamento e atribuição de comprimentos de onda . . . . .	18

2.3	Problema de agregação de tráfego . . . . .	19
2.4	Técnicas de proteção em redes . . . . .	20
2.5	Roteamento em redes multi-domínio . . . . .	21
2.6	Algoritmos construtivos para o problema de roteamento e atribuição de comprimentos de onda . . . . .	22
2.7	Meta-heurísticas . . . . .	23
2.7.1	Busca local para o <i>GRWA</i> . . . . .	24
2.7.2	Algoritmos evolucionários . . . . .	24
2.8	Principais contribuições desta dissertação . . . . .	25
<b>3</b>	<b>Modelagem matemática</b>	<b>27</b>
3.1	Problema de roteamento e atribuição de comprimentos de onda com rotas de proteção . . . . .	27
3.1.1	Definições do modelo . . . . .	27
3.1.2	Modelo com proteção 1 para 1 . . . . .	28
3.1.3	Modelo com proteção nos nós . . . . .	29
3.2	Problema de roteamento e agregação de tráfego . . . . .	29
3.2.1	Modelagem matemática . . . . .	30
3.2.2	Complexidade computacional . . . . .	32
3.3	Problema de roteamento em redes multi-domínio . . . . .	33
3.3.1	Modelagem baseada no problema de fluxo . . . . .	35
<b>4</b>	<b>Algoritmos para o problema <i>GRWA</i>, com agregação e proteção de tráfego</b>	<b>37</b>
4.1	Heurísticas construtivas . . . . .	37
4.1.1	Proposta de solução para o <i>GRWA</i> . . . . .	37
4.2	Algoritmo genético . . . . .	38
4.2.1	Arquitetura do <i>AG</i> para o <i>GRWA</i> . . . . .	39
4.2.2	Representação do indivíduo . . . . .	40
4.2.3	Geração da população inicial . . . . .	40
4.2.4	Operador de seleção . . . . .	45
4.2.5	Operador de mutação . . . . .	45
4.2.6	Operador de cruzamento . . . . .	46
4.2.7	Função <i>Fitness</i> . . . . .	49
4.3	Heurística Centralizada baseada em Geração de Colunas . . . . .	50
4.3.1	Limites inferiores derivados pela Geração de Colunas . . . . .	50
4.3.2	Princípio de Funcionamento . . . . .	51

4.4	Heurísticas de Refinamento . . . . .	51
4.4.1	Busca local para o problema de roteamento e agregação de tráfego	52
4.4.2	Greedy Randomized Adaptive Search Procedure - GRASP . . .	54
4.5	Solução hierárquica para o problema de roteamento em redes ópticas multi-domínio . . . . .	56
4.5.1	Descrição do modelo hierárquico . . . . .	57
4.5.2	Solução proposta . . . . .	58
4.5.3	Métodos implementados . . . . .	60
4.5.4	Paralelização . . . . .	61
4.6	Solução integrada para o problema de roteamento em redes ópticas multi-domínio . . . . .	62
<b>5</b>	<b>Experimentos computacionais</b>	<b>65</b>
5.1	Instâncias e topologias de rede . . . . .	65
5.1.1	Configuração para a execução dos algoritmos . . . . .	68
5.2	Roteamento em domínio único . . . . .	69
5.2.1	Número de comprimentos de onda alocados . . . . .	70
5.2.2	Balanceamento de carga . . . . .	72
5.2.3	Número de requisições a serem atendidas . . . . .	72
5.2.4	Atraso ou número de saltos das rotas . . . . .	75
5.3	Roteamento em redes multi-domínio . . . . .	77
5.3.1	Número de comprimentos de onda alocados . . . . .	77
5.3.2	Balanceamento de carga . . . . .	78
5.3.3	Atraso ou número de saltos das rotas . . . . .	79
5.3.4	Resultados por domínio . . . . .	79
5.4	Considerações finais . . . . .	81
<b>6</b>	<b>Conclusões e trabalhos futuros</b>	<b>85</b>
6.1	Conclusões . . . . .	85
6.2	Trabalhos futuros . . . . .	86
	<b>Referências Bibliográficas</b>	<b>89</b>



# Capítulo 1

## Introdução

### 1.1 Redes ópticas

As redes de telecomunicações têm evoluído consideravelmente com o surgimento de novas tecnologias relacionadas com a comutação e transmissão de dados. Esses avanços tecnológicos impulsionaram uma série de serviços, que passaram a estar disponíveis para um número considerável de usuários.

Os tipos de serviços que operam em redes de telecomunicações são diversos. Como exemplos de serviços, que demandam de um tráfego significativo de dados, estão os relacionados com computação em nuvem, tais como *clusters* para processamento paralelo e servidores de vídeo sob demanda. Estes são exemplos de infraestrutura e serviço, respectivamente, que estão em crescente expansão nas redes atuais.

O tráfego de dados pode ser classificado em dois tipos: o dinâmico ou o estático. No tráfego estático, as demandas são conhecidas a priori, dessa forma é possível estabelecer rotas que atendam todas as requisições com o menor custo possível. No tráfego dinâmico, as requisições a serem atendidas só são conhecidas ao longo do tempo, fazendo-se necessário um roteamento adaptativo, com o recálculo das rotas para um melhor atendimento das mesmas. Tal fato dificulta bastante o processo de roteamento, pois decisões baseadas no instante de um evento podem gerar custos maiores a longo prazo. O trabalho desenvolvido nesta dissertação trata apenas do roteamento de tráfego estático.

Em um cenário em que as redes devem suportar grandes fluxos de dados, atendendo a alguma métrica de qualidade de serviço, as redes ópticas apresentam-se como uma boa opção. Fato que pode ser atribuído a algumas de suas características, como taxa de transmissão elevada, podendo transmitir a dezenas de  $Tb/s$ , e atraso relativamente baixo na entrega de dados na rede, que está associado à velocidade de transmis-

são de dados no meio físico, que pode atingir velocidades próximas à da luz.

Em relação à transmissão via sinais elétricos, tal como é feito na comunicação via cabo par trançado e coaxial, as redes ópticas superam no que diz respeito ao atraso, que é mais baixo, e à taxa de transmissão que é bem mais elevada. A taxa de transmissão pode variar entre  $10Mb/s$  e  $10Gb/s$ , de acordo com o tipo de cabo utilizado [van Beijnum, 2011], sendo bem menor do que a observada na fibra óptica.

Além das características já mencionadas, a instalação de redes ópticas pode ser vantajosa em dois aspectos: em economia de espaço, já que um cabo de um centímetro de diâmetro pode comportar mais de 100 fibras, possibilitando até oito mil conversações simultâneas em ambos os sentidos de transmissão [Dorf, 1997]. E em relação à atenuação e distorção do sinal que, mesmo em longas distâncias, a fibra óptica não é tão susceptível às variações eletromagnéticas externas, o que torna a transmissão altamente confiável, podendo alcançar distâncias superiores a algumas centenas de quilômetros entre repetidores.

Outro aspecto, que atualmente não é tão crítico, é a falta de padronização dos componentes ópticos. Diferentemente do que acontece com a rede cabeada, na qual há uma padronização efetiva dos elementos de rede e de protocolos de comunicação, nas redes ópticas havia uma tendência de os fabricantes definirem seus próprios padrões para os dispositivos, a fim de limitar o uso das fibras aos equipamentos fornecidos por eles. Com a grande utilização das fibras ópticas fez-se necessário a definição de padrões para o seu uso, tanto em relação aos dispositivos ópticos quanto aos protocolos.

### 1.1.1 Definições da topologia

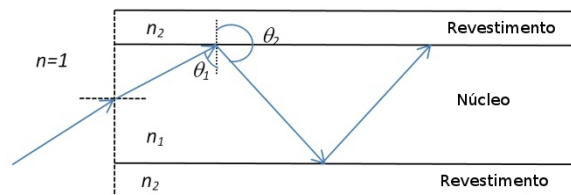
Seja um grafo direcionado e simétrico  $G = (V, E)$ , com um conjunto de vértices  $V$  e um conjunto  $E$  de pares ordenados em  $V$ , denominados arcos, tal que para cada dois vértices adjacentes  $i, j \in V$  existem dois arcos  $(i, j) \in E$  e  $(j, i) \in E$ , cada um em um sentido. A topologia de rede óptica apresentada neste trabalho corresponde a este grafo, sendo que cada um de seus arcos é mapeado diretamente para a representação do enlace na rede física.

Um enlace é basicamente uma fibra óptica que conecta dois dispositivos na rede, tendo um destes como origem e um outro como destino. Portanto, para efeito de simplificação, quando o texto desta dissertação se referir a enlace ou conjunto de enlaces, pode-se interpretar como conjunto de arcos, pois ambos possuem a mesma característica de funcionalidade. O objetivo em se definir uma topologia como essa é permitir que o fluxo de dados possa trafegar nos dois sentidos entre os vértices, mas usando fibras ópticas diferentes.

### 1.1.2 Comutação e transmissão de dados no meio óptico

A fibra óptica é um filamento de vidro ou de algum material polimérico com capacidade de transmissão de luz. O meio óptico utiliza faixas de frequência da luz para trafegar dados entre dispositivos, sendo assim, é possível transmitir dados em diferentes comprimentos de onda sem haver interferência entre os mesmos. Como cada comprimento de onda possui uma alta capacidade de transmissão, o meio óptico se torna uma ótima solução para redes de alto desempenho, suportando um intenso tráfego de dados.

A Figura 1.1 apresenta o princípio de transmissão de dados em uma *fibra multimodo*. Um feixe de luz, com uma determinada frequência, é lançado através de uma extremidade da fibra, observando um grau de inclinação  $\theta$ . Esse feixe sofre reflexão total ao tentar passar do meio  $n_1$  para o meio  $n_2$ . Esse fenômeno de reflexão total possibilita que a luz sofra sucessivas reflexões ao longo da fibra até que ela atinja a sua outra extremidade. A característica que possibilita esse tipo de comportamento deve-se ao fato de a fibra possuir no mínimo duas camadas, um núcleo (filamento de vidro) e um revestimento (material eletricamente isolante).

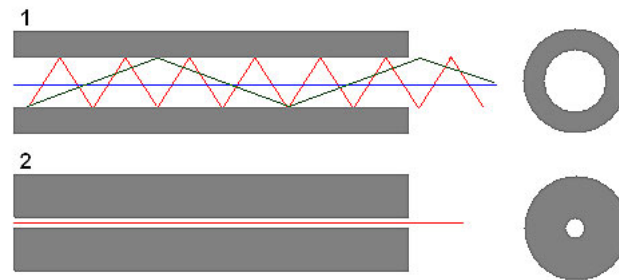


**Figura 1.1.** Transmissão dentro da fibra óptica ( $n=1$  representa o índice de refração da luz no ar). Fonte: <http://bwtek.com>

A diferença de índice de refração entre o revestimento e o núcleo permite que a transmissão da luz ocorra no núcleo, sendo que este possui sempre um índice de refração mais elevado. Essa característica, aliada ao ângulo de incidência do feixe de luz, possibilita o fenômeno da reflexão total.

A transmissão através de uma fibra *monomodo* ocorre com apenas um feixe de luz com comprimento de onda específico, propagando quase paralelo ao eixo da fibra. Neste tipo de fibra ainda há uma degradação de sinal, porém não afeta a qualidade de forma tão significativa como no caso das fibras *multimodo* (já que sofrem de dispersão modal<sup>1</sup>), devido ao menor número utilizado de feixes de luz. A forma de transmissão nos dois tipos de fibras pode ser visto na Figura 1.2.

<sup>1</sup>Este tipo de dispersão só existe em fibras do tipo *multimodo* e é provocada basicamente pelos vários caminhos possíveis de propagação (modos) que a luz pode ter no núcleo.



**Figura 1.2.** Propagação da luz em: 1 - fibra óptica multimodo, 2 - fibra óptica monomodo. Fonte: <http://www.dipol.pt>

A velocidade de transmissão através do meio óptico é bem mais elevada se comparada aos meios elétricos. Mas a velocidade máxima de transmissão possível ainda não foi alcançada pelas tecnologias existentes. Como a luz se propaga no interior de um meio físico, sofrendo ainda o fenômeno de reflexão total, ela não consegue alcançar a velocidade de propagação no vácuo, que é de  $300.000 \text{ km/s}$ , sendo esta velocidade diminuída consideravelmente.

No que diz respeito à transmissão de dados, é necessário equipamentos especiais, que contêm um componente fotoemissor, que pode ser um diodo emissor de luz (LED) ou um diodo laser. O fotoemissor converte sinais elétricos em pulsos de luz que representam os valores binários (0 e 1). Tecnologias como *Wavelength-division Multiplexing* (WDM) [Murthy & Gurusamy, 2002], *Conventional/coarse Wavelength-division Multiplexing* (CWDM) e *Dense Wavelength-division Multiplexing* (DWDM) [Gumaste & Antony, 2003] fazem a multiplexação de vários comprimentos de onda em um único pulso de luz chegando a taxas de transmissão de  $1,6 \text{ Tb/s}$  em um único par de fibras.

Essa transmissão é possível quando são definidas conexões ponto-a-ponto, para que os comprimentos de onda sejam alocados e possam transportar os dados através dos arcos. Esse procedimento implica na obtenção dos *caminhos ópticos*, também conhecidos como *caminhos virtuais* ou *lightpaths*. Um caminho óptico define uma rota constituída de comprimentos de onda alocados nos arcos, desde a origem até seu destino.

São duas as estratégias de alocação de comprimentos de onda nos arcos: a primeira considera que cada caminho óptico ocupa o mesmo comprimento de onda em todos os arcos que ele usa. Neste caso tem-se a chamada restrição de *continuidade do comprimento de onda*. Mais detalhes podem ser vistos em [Ozdaglar & Bertsekas, 2003]. Esta técnica é a mais utilizada na prática, pois partindo do roteador óptico

de origem do caminho até seu destino, nenhuma conversão óptica-eletró-óptica é realizada, proporcionando um menor atraso na entrega dos dados. As redes munidas dessa capacidade são denominadas como *redes transparentes*.

A segunda possibilita o uso de mais de um comprimento de onda ao longo dos caminhos ópticos. Isso só é possível quando há dispositivos nos vértices capazes de converter comprimentos de entrada em outros diferentes de saída.

Essa conversão de comprimentos de onda pode ser adotada em alguns ou todos os vértices de uma rede. Tal fato reduz o número de comprimentos de onda necessário para realizar o roteamento, reservando recursos e diminuindo a probabilidade de congestionamento da rede. Entretanto pode elevar o custo associado a sua infraestrutura. Outras informações sobre conversão de comprimento de onda podem ser vistas em [Kleinberg & Kumar, 2001].

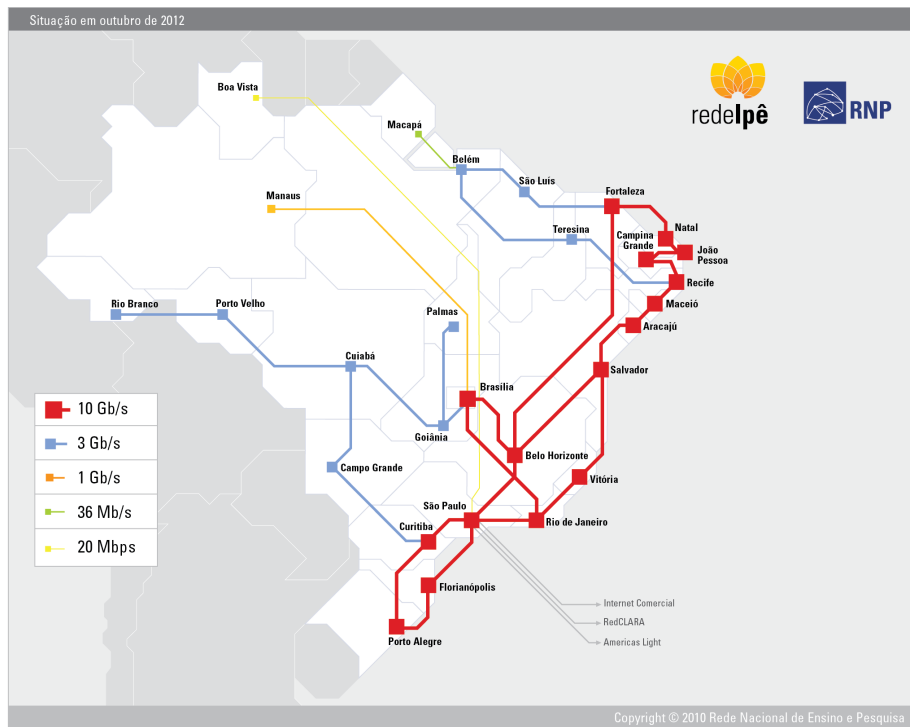
Neste trabalho foi adotada a estratégia de conversão de comprimentos de onda em todos os vértices da rede. Mesmo que isso não seja o mais utilizado na prática, a discussão de estratégias de roteamento, considerando tal característica, amplia consideravelmente os cenários em que o problema pode ser explorado. O principal motivo pelo qual foi tomada essa decisão é o de favorecer a agregação de tráfego, já que para todos os critérios a serem analisados a agregação está presente, impactando diretamente na qualidade das soluções obtidas.

Em relação à transmissão de dados em redes ópticas, o seu alto desempenho faz com que elas sejam mais utilizadas por empresas de telecomunicações, nas chamadas redes *backbone*. Um *backbone* é uma conexão de grande porte e de elevado desempenho, na qual se ligam diversas redes. Ele pode funcionar como ponto de agregação de tráfego de baixa velocidade, operando sobre um intenso fluxo de dados e provendo qualidade de serviço (baixo tempo na entrega de pacotes, por exemplo). A Figura 1.3 apresenta a rede da *Rede Nacional de Ensino e Pesquisa* (RNP), que liga os principais centros acadêmicos do país, como exemplo de infraestrutura de rede *backbone*.

Não necessariamente um *backbone* é totalmente óptico, entretanto, para os trechos mais críticos, onde há necessidade de transmissão de dados em larga escala, a fibra óptica é a mais utilizada.

### 1.1.3 Qualidade de serviço

A qualidade de serviço (QoS) é um requisito das aplicações para a qual exige-se que determinados parâmetros (atrasos, vazão, perdas, ...) estejam dentro de limites aceitáveis e bem definidos (valor mínimo, valor máximo). Também está associada à habilidade de prover diferentes prioridades para aplicações, usuários ou demandas,



**Figura 1.3.** Backbones da *RNP* entre as capitais e suas respectivas taxas de transmissão. Fonte: <http://www.rnp.br>

garantindo certos critérios importantes no contexto de transmissão de dados, principalmente no que diz respeito ao desempenho.

No contexto do roteamento em redes ópticas isso tem se tornado primordial. Aplicações de grande importância comercial utilizam o meio óptico para trafegar seus dados, mas a cada dia há uma maior exigência no que diz respeito ao desempenho e à segurança na transmissão dos mesmos. Como qualidade de serviço em redes ópticas está associada a um conjunto de variáveis e objetivos que devem ser considerados no roteamento e alocação de comprimentos de onda, ela pode ser modelada como um problema de otimização multi-objetivo. O artigo [Zhang & Shen, 2012] discute sobre a solução do problema multi-objetivo através de um algoritmo genético.

As características do meio óptico conferem às suas respectivas redes uma elevada taxa de transmissão de dados a um tempo de resposta baixo. Entretanto, este grande potencial de transmissão não implica em qualidade na comunicação se as redes não forem utilizadas de forma adequada. Assim, técnicas de otimização mostram-se como boas opções no projeto das mesmas, sendo possível utilizar melhor o potencial por elas oferecido. Aspectos como desempenho, robustez<sup>2</sup> e custo podem ser analisados com o

<sup>2</sup>Está relacionada à confiabilidade e à capacidade de operação sobre um grande volume de dados.

intuito de prover arquiteturas mais baratas, confiáveis e escaláveis.

Visto que a qualidade de serviço é de grande importância no contexto das redes ópticas, a grande motivação deste trabalho é desenvolver técnicas de otimização para proporcionar qualidade de serviço no atendimento de requisições. Neste contexto, métricas de qualidade de serviço e restrições também são atendidas.

- **Latência, atraso, prazo ou tempo de transmissão:** caracteriza o tempo decorrido entre a emissão e a recepção de um pacote. Requisições como vídeo sob demanda ou voz sobre *IP*, podem ser prioritárias e um atraso pode implicar em perda de informação. Na modelagem do problema este objetivo pode ser obtido através da contabilização do número de saltos das rotas de atendimento das requisições. Neste trabalho, a latência foi associada ao atraso, em número de saltos, para o atendimento das requisições. Não são levadas em consideração restrições de equipamentos nos vértices da rede, que também poderiam interferir na latência.
- **Balanceamento de carga:** é uma técnica usada para distribuir uniformemente o tráfego de dados entre os arcos, reencaminhando o tráfego por caminhos alternativos a fim de descongestionar a rede e otimizar a utilização de recursos;
- **Atendimento de requisições:** métrica que mede a taxa de requisições que não são atendidas devido a um congestionamento da rede. Normalmente, acontece quando os recursos disponíveis para transmissão de dados, os comprimentos de onda, não são suficientes para suportar o grande número de requisições atendidas simultaneamente;
- **Minimização do número de comprimentos de onda alocados:** em redes ópticas, este critério minimiza o número de comprimentos de onda utilizados para a comunicação e viabiliza a agregação de tráfego, através da conversão óptico-eletro-óptico dos comprimentos de onda nos enlaces;
- **Proteção nos caminhos:** garante que se houver alguma falha na rota principal de atendimento de uma requisição, uma rota alternativa é usada para transmitir os dados, atendendo, assim, a respectiva demanda.

## 1.2 Motivação

Dentre as principais motivações desta dissertação, no que diz respeito a trabalhar com redes ópticas, estão seu grande potencial de transmissão, a escalabilidade, a sua

ampla utilização em sistemas de grande porte e o fato de as redes ópticas terem se tornado a base de infraestrutura de rede para diversas empresas e instituições, sendo comum o seu uso em *datacenters* e redes virtuais privadas (*Virtual Private Network* (VPN's)). Além disso, o custo de implantação das redes ópticas vem declinando, possibilitando a substituição dos sistemas baseados em sinais elétricos por sistemas completamente ópticos ou híbridos.

Dado este contexto, a motivação, em termos práticos, está em propor técnicas e algoritmos que proporcionem tanto um melhor uso dos recursos da rede quanto qualidade na prestação de serviços. Levando em conta que a necessidade, por parte das aplicações, de qualidade no fornecimento de seus serviços vem crescendo, o desenvolvimento de algoritmos e estratégias de otimização se torna cada vez mais importante.

## 1.3 Descrição do problema real

Esta dissertação aborda o problema de roteamento de demandas e atribuição de comprimentos de onda em redes ópticas, considerando proteção e agregação de tráfego nos arcos em cenários de domínio único e multi-domínio, nos quais é permitido a conversão óptico-eletró-óptico em todos os nós da rede. Trata-se de um problema mono-objetivo, em que, mesmo havendo diversos critérios sendo considerados, cada um deles é tratado isoladamente, não havendo a possibilidade de uma análise simultânea de dois ou mais objetivos.

O problema de roteamento em redes ópticas, as restrições e as funções objetivo tratadas foram organizadas em seções e serão apresentadas a seguir. É importante destacar que o problema tratado nesta dissertação é constituído por todos os itens descritos nas próximas seções.

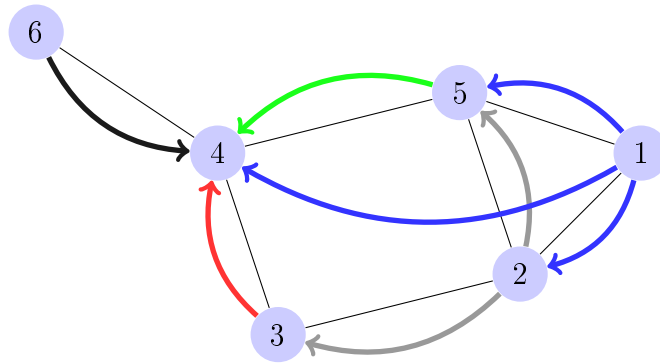
### 1.3.1 Problema de roteamento em redes ópticas

O problema de roteamento pode ser definido como o processo de selecionar caminhos para que seja possível atender demandas entre dois vértices de uma rede. Sendo assim, seja um conjunto de requisições que representam demandas associadas a pares origem-destino na rede, o problema de roteamento define uma maneira de obter rotas de atendimento para esse conjunto de requisições.

Diversos objetivos podem ser analisados desde que a métrica utilizada esteja associada ao custo dos arcos da rede. Como exemplos tem-se a minimização do número de comprimentos de onda alocados, maximização do balanceamento de carga na rede (percentual de utilização do arco), minimização do número de saltos (custo unitário do

arco), sujeitos a restrições de proteção, de agregação de tráfego e de capacidade nos arcos.

A Figura 1.4 apresenta uma rede simples, na qual as setas representam requisições como pares origem-destino, ou seja (1-2), (1-4), (1-5), (2-3), (2-5), (3-4), (5-4), (6-4).



**Figura 1.4.** Requisições em uma rede. As setas representam demandas associadas a um par origem-destino.

Uma grande parcela dos trabalhos da literatura trata o problema de roteamento em redes ópticas considerando as restrições de continuidade do comprimento de onda. Entretanto, como o foco deste trabalho é nos algoritmos e nas métricas de qualidade de serviço, optou-se pela abordagem em que todos os vértices da rede possuem capacidade completa de conversão óptico-eletró-óptica de comprimentos de onda, configurando o roteamento multi-hop, em que o número de saltos dos caminhos ópticos são ilimitados. A utilização desse critério flexibiliza o uso do comprimento de onda, facilitando o processo de agregação de tráfego e balanceamento de carga.

### 1.3.2 Restrição de agregação de tráfego

O problema de agregação de tráfego em redes ópticas, também conhecido como *Grooming Routing and Wavelength Assignment* (GRWA), trata da necessidade de se utilizar melhor os recursos disponíveis no meio físico. Este é constituído de enlaces ópticos que possuem uma capacidade de transmissão elevada. Entretanto, na prática há uma subutilização dos seus comprimentos de onda, muitas vezes cada um deles sendo alocado com poucas requisições.

O objetivo, então, é propor uma estratégia que acomode o maior número possível de requisições em um comprimento de onda já alocado em um arco. Só são alocados novos comprimentos de onda quando os arcos já utilizados não suportam uma nova

demanda. Para isso é necessário analisar o estado atual da rede no processo de obtenção das rotas de atendimento.

Suponha que um determinado comprimento de onda já tenha sido alocado em um arco para atender uma requisição, ao obter rotas de atendimento para uma nova requisição em que o referido arco é usado, a requisição é então alocada no mesmo comprimento de onda, caso haja capacidade residual para seu atendimento. Como o custo de roteamento está associado à alocação de novos comprimentos de onda, pode-se concluir que, neste caso, o custo de alocação foi zero.

As políticas de agregação de tráfego definem apenas estratégias de como atender demandas em uma rede. Portanto, o processo de otimização dos critérios de qualidade de serviço pode utilizar a agregação como ferramenta para melhorar a qualidade das soluções obtidas.

### 1.3.3 Restrição de balanceamento de carga

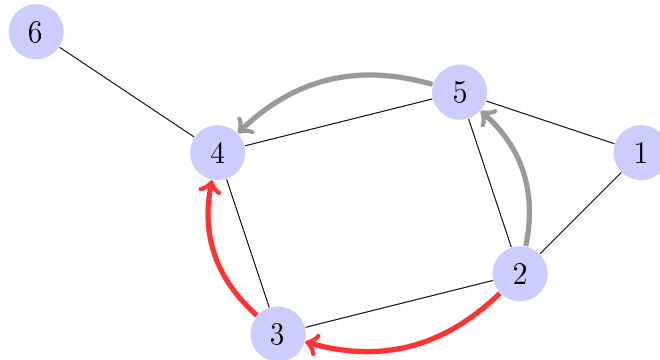
O balanceamento de carga é amplamente utilizado em roteadores ópticos a fim de distribuir o tráfego e evitar possíveis gargalos na rede. Portanto, o objetivo é minimizar o percentual de banda utilizada em cada arco, propiciando uma boa distribuição da carga na rede e favorecendo o atendimento das requisições, pois de forma implícita ele maximiza a capacidade residual dos arcos, evitando possíveis bloqueios da rede.

Como as redes de telecomunicações são submetidas a um elevado tráfego de dados, é comum que, de acordo com o número de requisições a serem atendidas, alguns enlaces possam ficar saturados inviabilizando diversas rotas de atendimento. Neste trabalho é proposta uma estratégia para balanceamento de carga que tenta minimizar o percentual de utilização dos enlaces da rede.

### 1.3.4 Restrição de proteção contra falhas

Proteção contra falhas é muito importante quando deve-se ter uma garantia de que as requisições serão atendidas. No caso de haver uma falha em um enlace específico, aumenta-se a probabilidade de recuperação da rede sem que nenhum dado seja perdido. O tipo de proteção utilizado neste trabalho é comumente chamado como 1 para 1, em que duas rotas, denominadas disjuntas de arcos, não compartilham nenhum arco da rede e atendem a uma mesma requisição. Essa característica possibilita o atendimento a uma demanda mesmo que haja uma ou mais falhas na rota principal. Em caso de falhas, um mecanismo no vértice de destino da demanda é acionado e é feito um chaveamento para a rota secundária, passando a obter as informações necessárias através dela. A

Figura 1.5 apresenta o modelo de proteção 1 para 1 entre os vértices 2 e 4. São calculadas as rotas 2-3-4 e 2-5-4, como primária e secundária respectivamente.



**Figura 1.5.** Proteção 1-1 entre os vértices 2 e 4

### 1.3.5 Problema de roteamento em redes multi-domínio

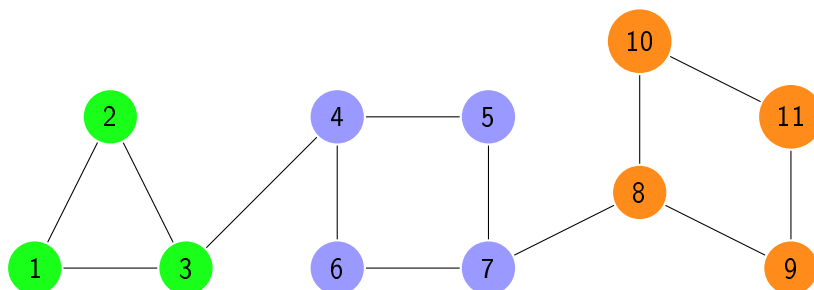
Um domínio é um agrupamento lógico de dispositivos de rede que está submetido a regras de roteamento e tráfego, tais como taxa de banda passante disponível por cliente, rotas que não podem ser utilizadas, clientes que não possuem contrato de utilização de recursos do domínio, entre outros.

O problema de roteamento em redes multi-domínio é definido de forma semelhante ao roteamento em único domínio. Dado um conjunto de requisições com demandas associadas a pares origem-destino na rede, é necessário obter rotas que atendam tais demandas com o menor custo possível. As principais diferenças são: os roteadores de borda (dispositivos ópticos que interligam domínios adjacentes) definem os pontos de entrada/saída e as regras de tráfego de cada domínio. E as demandas a serem atendidas podem ser entre domínios, caracterizando as demandas inter-domínios, e as demandas internas a cada domínio da rede, também chamadas de intra-domínio.

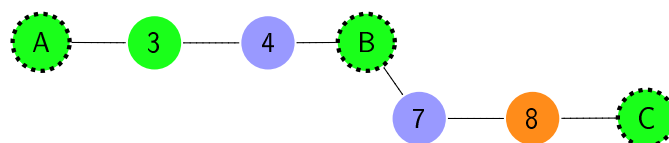
Uma forma de tratar o problema de roteamento em redes multi-domínio (Figura 1.6) é considerá-lo como um caso particular do problema com apenas um domínio. Neste caso, dois níveis de atendimento devem ser considerados: o nível superior (externo) (Figura 1.7), que é representado pelos vértices fictícios (A, B, C) e pelos roteadores de borda (3, 4, 7, 8). Os vértices fictícios são usados para representar os vértices internos de cada domínio que não são roteadores de borda.

O nível inferior (Figura 1.8) é representado pelos roteadores ópticos dentro de um domínio específico, abstraídos pelo vértice fictício no nível superior. O relacionamento entre os dois níveis é feito através dos roteadores de borda e dos arcos que os conec-

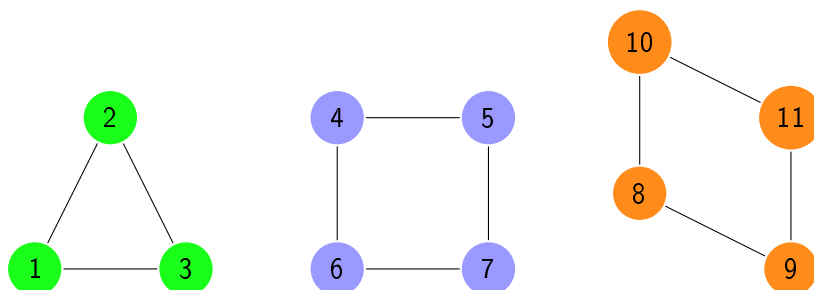
tam. Os vértices que não alcançam diretamente roteadores de outros domínios não são representados no nível 1, como pode ser visto na Figura 1.7.



**Figura 1.6.** Topologia da rede multi-domínios



**Figura 1.7.** Nível 1: representado pelos roteadores de borda e vértices fictícios



**Figura 1.8.** Nível 2: topologia interna dos domínios

As soluções para o problema multi-domínio e para o de domínio único podem ser analisadas da seguinte forma: seja uma rede na qual cada um de seus vértices seja um domínio, que por sua vez, possui apenas um roteador óptico em sua topologia interna da rede. Neste contexto, o problema descrito pode ser reduzido ao problema de um único domínio.

Suponha que agora os domínios possuam mais de um dispositivo óptico (roteador ou *switch* óptico) em sua topologia interna. As informações globais sobre conectividade, que eram conhecidas em todos os vértices da rede, agora são limitadas aos roteadores

de borda de cada domínio. Devido a isso, o roteamento das requisições, nas quais origem e destino estão em um mesmo domínio, não pode utilizar arcos externos para o cálculo das rotas de atendimento.

Essas restrições, aplicadas ao problema que é de minimização, forçam que o valor ótimo para uma determinada instância seja maior ou igual ao obtido com a solução baseada em um único domínio. Portanto, o problema de roteamento em redes multi-domínio tem como limite inferior o valor ótimo associado à solução do problema com domínio único.

Como exemplo prático do problema de comunicação entre domínios tem-se a *Internet*. Para resolver este problema foram criados alguns protocolos como o *Exterior Gateway Protocol* (EGP) e o *Border Gateway Protocol* (BGP). Tais protocolos, que operam sobre os roteadores de borda, baseiam-se em políticas de tráfego entre os domínios e obtêm rotas de atendimento de acordo com essas informações. O funcionamento da *Internet* é baseado neste princípio, ou seja, ela pode ser vista como vários domínios que se comunicam entre si por todas as partes do planeta.

O BGP possui diversas características que são muito importantes no contexto de redes, mas para o problema em questão vale destacar que o BGP é utilizado para comunicação entre sistemas autônomos *Autonomous Systems* (ASs) (domínios). Ele resolve o problema de *Policy-based Routing* (PBR), que é um roteamento com base em um conjunto de regras não-técnicas, definidas pelos ASs.

A função primária de um sistema BGP é trocar informação de acesso à rede, inclusive informação sobre a lista das rotas dos ASs com outros sistemas BGP. Esta informação pode ser usada para construir um grafo da conectividade dos ASs, a partir do qual *loops* de roteamento podem ser detectados e políticas de decisão com outros ASs podem ser reforçadas.

Quando um roteador se conecta à rede pela primeira vez, os roteadores BGP o informam sobre suas tabelas de rotas. De maneira similar, quando a tabela de rotas muda, roteadores enviam a parte da tabela que mudou. Os roteadores BGP não enviam regularmente atualizações de roteamento, e estas atualizações informam somente algumas rotas, estabelecidas de acordo com critérios internos ao domínio.

O BGP usa uma única métrica para determinar a melhor trajetória para uma dada rede. Esta métrica consiste em um número arbitrário, atribuído pelo *administrador da rede*, que especifica o grau de preferência de um enlace em particular. Este número pode ser baseado em qualquer critério: número de ASs que a trajetória cruza, estabilidade, velocidade, atraso ou custo.

A Figura 1.9 apresenta a topologia básica de uma rede multi-domínio. Nas seções seguintes serão apresentadas técnicas que trabalham com esta topologia de forma a

adequá-la aos cenários que serão abordados neste trabalho.

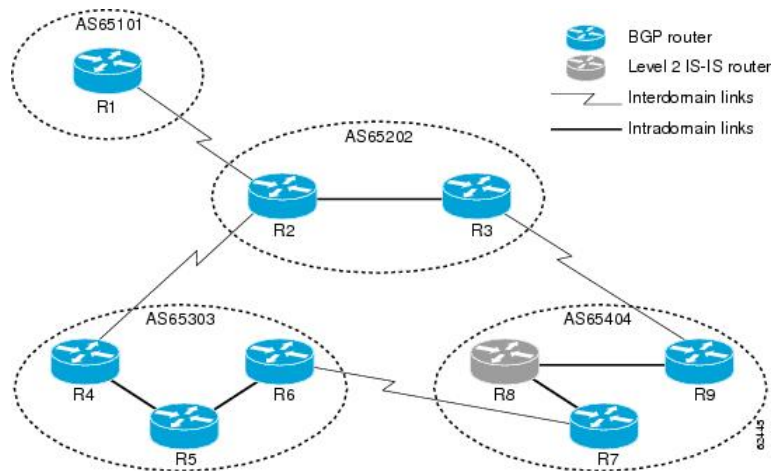


Figura 1.9. Componentes em uma rede genérica *BGP*

## 1.4 Objetivos

Os objetivos deste trabalho englobam a discussão de técnicas e métricas para o problema de roteamento e agregação de tráfego em redes ópticas, considerando o cenário de domínio único e multi-domínio, e o desenvolvimento de modelos matemáticos e algoritmos para os mesmos.

Pretende-se explorar os conceitos envolvidos no processo de alocação de comprimentos de onda, de agregação e proteção de tráfego, além dos critérios de qualidade de serviço já mencionados na Seção 1.1.3.

O principal objetivo a ser alcançado a partir deste trabalho é o desenvolvimento de algoritmos que possam gerar soluções de qualidade<sup>3</sup> para as instâncias da literatura, de acordo com as métricas de qualidade de serviço adotadas.

## 1.5 Organização do trabalho

A organização do trabalho é apresentada a seguir. No Capítulo 2, são apresentados os trabalhos relacionados aos temas abordados nesta dissertação. O Capítulo 3 descreve formalmente o problema, apresentando os modelos matemáticos propostos

<sup>3</sup>Soluções cujo valor da função objetivo estejam próximas da ótima, com um custo computacional baixo.

para roteamento em redes ópticas. Já o Capítulo 4 apresenta todos os algoritmos implementados para resolver o problema abordado neste trabalho. O Capítulo 5 apresenta os resultados obtidos para os modelos matemáticos estudados e para as heurísticas implementadas. O Capítulo 6 apresenta as conclusões que foram obtidas a partir do estudo das formulações e dos algoritmos desenvolvidos e os trabalhos futuros.



# Capítulo 2

## Trabalhos relacionados

### 2.1 Qualidade de serviço em redes ópticas

Os autores em [Zhang et al., 2013] discutem o problema de agregação de tráfego dinâmico em redes ópticas. Entre os critérios apresentados para garantir qualidade de serviço estão: otimização do uso de recursos dos caminhos ópticos, a minimização do número de saltos físicos para uma nova conexão, ou seja, minimização da latência, e o balanceamento de carga. Nesta dissertação são analisados os mesmos critérios e as políticas de roteamento também são implementadas considerando os recursos já alocados em cada arco da rede.

O trabalho em [Wu et al., 2010] aborda o problema de roteamento e atribuição de comprimentos de onda, em que considera restrições de conversão de comprimentos de onda nos vértices e critérios relativos ao atraso na transmissão dos dados. Os autores discutem a importância da qualidade de serviço no desenvolvimento de aplicações multimídia e em tempo real. É proposto um modelo de coloração de multigrafo para a disponibilidade temporal dos comprimentos de onda e duas heurísticas são propostas para resolver o problema. Os resultados obtidos mostram que os algoritmos atendem de forma satisfatória aos critérios estabelecidos. Nesta dissertação todos os vértices da rede possuem capacidade ilimitada de conversão de comprimentos de onda e no artigo [Wu et al., 2010] apenas alguns vértices da rede são munidos dessa capacidade.

O artigo [Charbonneau & Vokkarane, 2012] explora o conceito de *advance reservation* (AR). As requisições tipicamente possuem informações sobre seu volume de dados, conseqüentemente pode ser previsto o tempo de duração de sua transmissão. Dessa forma, a AR pode ser usada para ajustar topologias virtuais para se adaptarem a previsões de picos de tráfego e para prover serviços que necessitam de uma grande largura de banda, como aplicações distribuídas e de vídeo conferência. Essas caracte-

terísticas permitem que o administrador planeje melhor os recursos da rede a serem disponibilizados, traduzindo em qualidade de serviço para as aplicações que operam sobre a rede.

O grande desafio para o projeto de redes de alto desempenho do futuro é prover garantia de qualidade de serviço para as diversas aplicações multimídia. O trabalho em [Ma & Hamdi, 2000] aborda a qualidade de serviço, em tempo real, no envio e recebimento de mensagens em redes ópticas WDM. São propostos mecanismos como controle de admissão, regulamentação de tráfego e escalonamento de mensagens a fim de prover desempenho para sistemas de tempo real.

As principais razões para o bloqueio no atendimento de requisições em redes ópticas devem-se às limitações físicas da fibra e dos dispositivos ópticos. O trabalho em [He et al., 2009] apresenta a qualidade de serviço de acordo com restrições de latência e taxa de erro na rede (*bit-error rate*). A técnica proposta visa à redução da probabilidade de bloqueio através de uma heurística de ordenação dos comprimentos de onda, que pode ser executada de forma estática ou dinâmica.

## 2.2 Roteamento e atribuição de comprimentos de onda

*Routing and Wavelength Assignment* (RWA) pode ser definido como o problema de encontrar rotas de atendimento em uma rede óptica e, de forma otimizada, escolher uma alocação de comprimentos de onda para que a comutação dos pacotes seja possível, procedimento realizado pelos comutadores ópticos *Optical Cross-connect* (OXC) [Yang et al., 2002]. Estes, por sua vez, são capazes de gerar o que chamamos de topologia virtual, em que o sinal óptico é transmitido ao longo de nós intermediários sem a conversão do sinal para o domínio eletrônico. O comportamento descrito caracteriza as redes transparentes [Seo & Prucnal, 1995], já que evitam a comutação de alta velocidade para o meio eletrônico, o que melhora muito o desempenho da rede.

Ainda em relação aos problemas sem a agregação de tráfego, um trabalho de modelagens sobre roteamento pode ser encontrado em [Resendo, 2008]. No trabalho o autor apresenta uma série de formulações para o problema, uma baseada em arcos, outra em caminhos. Esta última propõe a definição prévia das rotas para o tráfego de dados.

Em [Brandão, 2010], são apresentados modelos matemáticos e heurísticas para o problema RWA multi-objetivo com proteção nos arcos. Esta dissertação estende o escopo da modelagem apresentada em [Brandão, 2010], abordando a agregação de

tráfego e a topologia de redes multi-domínio.

Dentre os diversos trabalhos sobre o problema de RWA, uma revisão sobre tais formulações pode ser vista em [Jaumard et al., 2004a]. É mostrado que as formulações apresentadas para tráfego assimétrico, por arcos e por caminho, são equivalentes em relação aos limites inferiores obtidos pelas soluções ótimas das relaxações lineares, diferindo apenas em número de variáveis e restrições. São propostas melhorias a fim de eliminar *loops* nos caminhos ópticos e diminuir o número de restrições e variáveis das formulações.

Em [Jaumard et al., 2004b] é apresentado uma revisão de várias formulações *Integer Linear Programming* (ILP) para o RWA em redes ópticas WDM. São consideradas matrizes de tráfego simétricas e assimétricas para as quais os autores concluem que todas as formulações propostas sob tráfegos assimétricos são equivalentes em relação aos valores das funções objetivo para as relaxações lineares.

## 2.3 Problema de agregação de tráfego

O trabalho realizado em [Jarray & Jaumard, 2005] apresenta uma série de problemas relacionados à agregação de tráfego em redes em anel da segunda geração, *Synchronous Optical Networking* (SONET)/WDM. Os autores propõem que a capacidade de transmissão das redes já não é o limitante em redes ópticas, mas a capacidade de processamento dos *switches* eletrônicos, roteadores e multiplexadores é o gargalo para redes de alto desempenho. O enfoque é dado na agregação de tráfego (*Grooming*) com custo mínimo de interconectividade dos equipamentos da rede e utilizam o pacote comercial *CPLEX* para solução dos modelos propostos.

Muitos estudos que tratam do *Grooming* provêem soluções exatas ou aproximadas para o problema, entretanto os autores propõem algoritmos sem abordar a qualidade das soluções obtidas, ou seja, desconsiderando o *gap* entre os valores obtidos e a solução ótima. O trabalho apresentado em [Vignac et al., 2009] propõe um procedimento de otimização hierárquico, em que primeiramente o problema de *Grooming* é resolvido e posteriormente o problema de roteamento e assinalamento. Os problemas são formulados através de modelos ILP e são executados vários testes. As soluções são comparadas em relação ao número de saltos permitidos no procedimento de roteamento e ao *gap* em relação à solução ótima para o problema.

Uma visão bem detalhada sobre o significado de *Grooming*, o contexto técnico em que pode ser aplicado e exemplos de situações podem ser vistos em [Barr et al., 2006]. O autor aborda a agregação de tráfego presente em diversas tecnologias ópticas,

definindo como as requisições podem ser atendidas pela alocação de comprimentos de onda, levando em consideração conceitos de continuidade e capacidade de conversão (multiplexação) de comprimentos de onda nos vértices.

A grande maioria dos trabalhos na literatura aborda o problema levando em consideração a restrição de continuidade do comprimento de onda, ou seja, um caminho óptico é definido através de apenas 1 comprimento de onda. Neste caso não há conversões nos nós intermediários, promovendo um bom desempenho à rede. O trabalho apresentado em [Jaumard et al., 2006] estuda o problema de roteamento e assinalamento de comprimentos de onda sob dois pontos de vista, o primeiro considerando os conversores ópticos e outro não considerando. O objetivo é minimizar a taxa de bloqueio da rede. Uma heurística baseada em *Busca Tabu* é desenvolvida para o problema de *single-hop* e os autores exploram a possibilidade de integrar conexões de *multi-hop* adicionando capacidade de conversão em alguns vértices.

## 2.4 Técnicas de proteção em redes

As redes ópticas por si só não fornecem um grau satisfatório de confiabilidade necessário para trafegar os dados entre os dispositivos ópticos. É necessário utilizar técnicas que garantam que os dados chegarão integralmente ao seu destino.

As técnicas de proteção clássicas da literatura utilizam duas rotas para atendimento de cada requisição na rede, sendo uma de trabalho (primária) e outra de proteção (secundária). Logo, havendo alguma falha na rota principal, a rota alternativa pode ser usada para realizar o atendimento da demanda.

As falhas podem ser causadas por rompimento de algum enlace, falha em algum dispositivo da rede ou mesmo por ruídos externos ao meio óptico que atrapalham a comunicação. No artigo [Zang et al., 2003] os autores investigam o problema de gerenciamento de falhas na multiplexação por divisão de comprimentos de onda em redes ópticas WDM. São propostos algoritmos para resolver o problema de proteção em redes com tráfego estático, onde o objetivo é minimizar o número total de comprimentos de onda usados nos enlaces da rede.

Os tipos de proteção mais comuns são o por nó e por arcos, como pode ser visto em [Brandão, 2010]. A proteção por nó assegura que as duas rotas de atendimento da requisição não compartilham nenhum nó da rede, ou seja, visa à proteção contra falha nos dispositivos. Já a proteção por arco não permite que as duas rotas compartilhem algum arco da rede, o que realiza a proteção no caso de falha em algum enlace óptico da rede.

O trabalho realizado em [Medhi, 2006] mostra como a proteção pode ser aplicada em redes de telecomunicações. O trabalho apresenta os contextos, técnicas para restauração da rede e as dificuldades encontradas para refazer as rotas de atendimento das requisições.

Uma formulação de redes ópticas em anel com proteção nos arcos pode ser vista em [Carvalho, 2007]. A ênfase de seu trabalho é aplicar a proteção em uma rede em anel, sendo que a rota alternativa seria construída em sentido oposto à rota primária. A diferença na proteção utilizada no trabalho mencionado anteriormente e no trabalho em questão é que este estende o conceito da proteção para uma rede em malha.

## 2.5 Roteamento em redes multi-domínio

Uma das dificuldades em se realizar o roteamento com proteção em redes multi-domínio é a escalabilidade. O trabalho desenvolvido em [Truong & Jaumard, 2012] propõe uma nova técnica que tem como foco a topologia, chamada *Topology Aggregation*. Essa estratégia leva em consideração apenas algumas rotas intra-domínio para trafegar toda a demanda entre os roteadores de borda. Neste caso, cada rota dentro de um domínio é abstraída como um arco virtual no roteamento inter-domínios, tornando assim a rede mais simples de gerenciar em algoritmos de roteamento. Os testes realizados mostraram que as soluções são bem próximas àquelas obtidas para o problema com apenas um domínio.

Os trabalhos em [Halabi et al., 2011] e [Halabi et al., 2012] abordam o problema de agregação e roteamento em redes ópticas multi-domínio. A especificidade deste problema está no cálculo das rotas de atendimento, que realizado de forma eficiente provê grandes ganhos em termos de recursos utilizados. No contexto multi-domínio há detalhes que precisam ser analisados para que se possa comparar suas soluções com o problema de domínio único. Nos trabalhos os autores focam em um modelo de roteamento hierárquico usando vértices ópticos integrados *IP/WDM*, que também são capazes de trafegar pacotes *Internet Protocol* (IP), em um *Generalized Multiprotocol Label Switching* (GMPLS)<sup>1</sup> na rede óptica multi-domínio. É implementada uma abstração de topologia *Full Mesh* e proposto um esquema inter-domínio de agregação de tráfego e roteamento baseado em *lightpath*.

É proposto no artigo [Wu et al., 2012] um novo algoritmo chamado *Hierarchical Multi-domain Multi-granularity Grooming* (HMMG) que tem por finalidade reduzir o número total de portas ópticas a serem utilizadas na rede multi-domínio. Para

---

<sup>1</sup>Tecnologia que provê melhorias na comutação em redes ópticas, através da separação entre o plano de dados (por onde a informação vai passar) e o de controle (onde os protocolos irão funcionar).

isso é usada uma estrutura auxiliar chamada *Hierarchical Integrated Multi-granularity Auxiliary Graph* (H-IMAG) que é composta pela topologia virtual da rede e pelo grafo que define as camadas do modelo utilizado. Através de tais estruturas é possível agregar demandas que subutilizam um comprimento onda em um outro que possui capacidade residual para alocar tais requisições.

Os autores em [Zhu et al., 2003] apresentam três algoritmos de roteamento em redes ópticas para redes de larga escala: *End-to-End*, *Concatenated Shortest Path* e *Hierarchical Routing*.

O algoritmo *End-to-End* considera todos os elementos conectados como um grafo simples, então algoritmos baseados no menor caminho funcionam de forma satisfatória.

O outro algoritmo é o *Concatenated Shortest Path*, também chamado de roteamento segmento por segmento, já que cada domínio decide qual a melhor forma de alocar as requisições.

Diferentemente do *Concatenated Shortest Path*, o algoritmo *Hierarchical Routing* realiza uma abstração sobre os domínios, na qual estes são mapeados para vértices de uma nova rede que é a primeira camada do modelo. O algoritmo *End-to-End* é melhor para baixa probabilidade de bloqueio da rede. Em todos os outros casos, o *Concatenated Shortest Path* e o *Hierarchical Routing* podem ser melhores, devido à sua baixa complexidade de tempo e de memória.

Nesta dissertação, os algoritmos propostos para resolver o problema no cenário de redes multi-domínio são baseados nas estratégias apresentadas em [Zhu et al., 2003]. A estratégia *Hierarchical Routing*, juntamente com a abstração da topologia dos domínios, foram utilizadas para atender as requisições em dois níveis de roteamento, de acordo com as métricas de qualidade de serviço adotadas.

## 2.6 Algoritmos construtivos para o problema de roteamento e atribuição de comprimentos de onda

Um dos exemplos de algoritmos mais comuns na literatura pode ser visto em [Kiese & Autenrieth, 2007]. Trata-se de uma heurística construtiva bem simples, tendo seu resultado utilizado como solução inicial para um *Simulated Annealing*. O algoritmo ordena as demandas de forma a atender as maiores inicialmente. O grafo que representa a rede é construído e só então as demandas passam a ser roteadas através da rede. O roteamento é realizado através do algoritmo de *Dijkstra*, escolhendo arcos de baixo

custo, ou seja, com maior capacidade residual.

Outras duas técnicas usadas para resolver o problema de *Grooming* em redes ópticas podem ser vistas em [Yao & Ramamurthy, 2005]. Na primeira delas, chamada *Separate Survivable Grooming Algorithm* (SSGA), o problema é dividido em dois subproblemas:

- O problema de proteção, que estabelece uma topologia virtual sobre a topologia física;
- O problema de alocação das requisições aos comprimentos de onda.

Neste contexto, cada requisição possui um rota de trabalho e uma de proteção. O princípio do algoritmo é selecionar rotas disjuntas de arcos para as rotas de trabalho e de proteção levando em conta a capacidade residual dos comprimentos de onda dos arcos. Ao final do processo tem-se uma solução para o problema de *Grooming*, que pode ser usada como solução inicial para algum outro método. Como o problema é dividido em dois e cada um é resolvido de forma independente, as soluções obtidas tendem a ser piores que a solução integrada, como veremos adiante.

A segunda técnica chamada de *Integrated Survivable Grooming Algorithm* (ISGA), propõe que a definição dos caminhos ópticos e o atendimento das requisições serão realizados ao mesmo tempo. O objetivo é acomodar tantas requisições quanto possível, aumentando assim a taxa de agregação de tráfego. É possível estabelecer uma conexão, ou seja, atender a uma requisição usando apenas caminhos ópticos existentes ou usando uma combinação de caminhos já existentes. O algoritmo atende às requisições gerando sub-caminhos ópticos, até que um caminho óptico completo seja definido entre a origem e o destino de uma requisição. Esses caminhos ópticos intermediários só são definidos à medida que são necessários para atendimento de alguma requisição.

## 2.7 Meta-heurísticas

Heurísticas e meta-heurísticas têm sido muito utilizadas para solucionar problemas em telecomunicações. Como uma grande parcela trata de problemas *NP-Completo* ou *NP-Difíceis*, métodos aproximados ou heurísticas são necessários para reduzir o custo computacional para obtenção das soluções. No trabalho apresentado em [Martins & Ribeiro., 2006], os autores realizam uma revisão de tais métodos, abordando os principais componentes e técnicas utilizadas em diferentes meta-heurísticas, levando em conta os diversos problemas em telecomunicações.

### 2.7.1 Busca local para o GRWA

O trabalho em [Palmieri et al., 2010] aborda o GRWA apresentando uma metodologia para o refinamento de uma solução inicial para o problema. O processo proposto tenta ser o mais fácil possível, fazendo com que o custo computacional da busca local se torne baixo. Os autores definem a vizinhança como sendo o processo de desalocar e alocar cada uma das requisições, considerando os recursos já alocados nos arcos. Essa estratégia possibilita um cálculo simplificado das novas rotas de atendimento, entretanto pode não explorar a vizinhança da melhor maneira possível, haja visto que soluções vizinhas serão bem diferentes em relação aos arcos que constituem as rotas de atendimento.

O artigo [Bauer et al., 2008] descreve uma outra estratégia para explorar a vizinhança. Os autores propõem a realização de realocações das requisições, desalocando as demandas dos comprimentos de onda menos utilizados nos arcos e alocando-as nos mais utilizados. Tal estratégia busca por rotas alternativas, possivelmente mais longas, para realizar o atendimento da requisição com um menor custo.

### 2.7.2 Algoritmos evolucionários

O artigo [Zhang & Shen, 2012] discute sobre a solução do problema multi-objetivo de roteamento e alocação de comprimentos de onda através de um algoritmo genético. O algoritmo proposto é avaliado através de um conjunto diverso de instâncias e comparado com os recentes algoritmos genéticos propostos baseados em algoritmo de otimização multi-objetivo. Os resultados experimentais se mostraram promissores em termos de qualidade de solução.

O trabalho desenvolvido em [Barpanda et al., 2011] apresenta um algoritmo genético para resolver o problema estático de Roteamento e Assinalamento de Comprimentos de Onda (*RWA*) em redes WDM com restrições de continuidade de comprimento de onda. O problema é modelado como *Programação Linear Inteira* (PLI), tendo como objetivo realizar o balanceamento de carga de acordo com as requisições a serem atendidas. Os resultados mostram que o algoritmo é capaz de atender satisfatoriamente às requisições e de otimizar vários parâmetros da rede simultaneamente. Os operadores genéticos utilizados são bem parecidos aos apresentados nesta dissertação, exceto em relação ao operador de cruzamento em que o artigo propõe troca de rotas completas entre indivíduos e neste trabalho o cruzamento é feito realizando troca de partes de rotas entre os genes dos envolvidos.

Os autores em [Garlick & Barr, 2002] tratam do problema de roteamento e assinalamento de comprimentos de onda para tráfego dinâmico através do desenvolvimento

de um algoritmo de colônia de formigas. Assumindo que o número de comprimentos de onda em cada fibra é fixo, o algoritmo tem por objetivo minimizar o bloqueio das requisições na rede.

Em [Monoyios & Vlachos, 2008] os autores apresentam um algoritmo genético que resolve o problema do RWA levando em consideração a ocorrência de arcos em comum entre os diferentes genes de um determinado indivíduo. A função *fitness* de maximizar o número de arcos disjuntos de rotas favorece a alocação dos comprimentos de onda e ainda mantém a restrição de continuidade do comprimento de onda. Para prover desempenho em relação ao tempo de execução, o artigo considera uma quantidade máxima de arcos que não são compartilhados por rotas para criar a população inicial. Isso limita o espaço de busca do algoritmo a um subconjunto de caminhos viáveis para atendimento das requisições.

## 2.8 Principais contribuições desta dissertação

As contribuições desta dissertação englobam o problema de agregação de tráfego em redes ópticas, a proteção nos arcos e o roteamento em redes multi-domínio. Os artigos a seguir descrevem, de forma mais específica, essas contribuições.

O trabalho realizado em [Oliveira & Mateus, 2010] aborda técnicas de programação linear inteira aplicadas ao roteamento de pacotes em redes de fibra óptica. As rotas de proteção são utilizadas para garantir a qualidade de serviço requerida, necessária às redes tolerantes a falhas. O problema de Roteamento e Assinalamento de Comprimentos de Onda é modelado matematicamente e uma heurística é proposta. O objetivo principal é comparar as abordagens de acordo com os critérios de tempo de execução e qualidade da solução.

O artigo [Oliveira et al., 2011] apresenta a modelagem matemática para o problema de agregação de tráfego em redes ópticas com proteção nos arcos. A qualidade de serviço é provida quando o atendimento das requisições satisfazem a algum critério. São quatro os critérios a serem minimizados, sendo o primeiro o número de arcos utilizados em cada rota, o segundo é o número de requisições rejeitadas, o terceiro é balanceamento de carga na rede e o quarto o número de comprimentos de onda alocados no atendimento das requisições.

São propostos dois modelos matemáticos, um deles considerando a agregação e o outro não. O objetivo principal é compará-los de acordo com as respectivas complexidades e com o número necessário de comprimentos de onda para alocar todas as requisições.

O artigo apresentado em [Oliveira et al., 2013] faz parte do escopo desenvolvido neste trabalho. São trabalhadas técnicas para roteamento e agregação de tráfego em redes multi-domínio. Duas heurísticas são propostas para solução do problema, uma baseada em geração de colunas e outra baseada em *GRASP*. Os resultados computacionais mostraram que as abordagens são bem semelhantes, no que diz respeito ao valor da função objetivo associada.

# Capítulo 3

## Modelagem matemática

Este capítulo apresenta alguns modelos matemáticos sobre o problema de roteamento de demandas, atribuição de comprimentos de onda, proteção e agregação de tráfego em redes ópticas. O texto está organizado de forma a facilitar o entendimento da evolução dos modelos até se obter o modelo matemático alvo deste trabalho. São apresentadas várias métricas e cenários em que o problema pode ser resolvido, neste caso englobando a agregação de tráfego e roteamento multi-domínios.

### 3.1 Problema de roteamento e atribuição de comprimentos de onda com rotas de proteção

O problema de roteamento e atribuição de comprimentos de onda RWA é um problema clássico na literatura. Seu objetivo é atender demandas em uma rede óptica através da obtenção de rotas ponto-a-ponto e alocação de comprimentos de onda em seus respectivos arcos. Todos os modelos apresentados neste trabalho levam em consideração que todos os vértices da rede possuem capacidade de conversão ilimitada de comprimentos de onda. A descrição formal do problema será apresentada ao longo desta Seção.

#### 3.1.1 Definições do modelo

A seguir, são apresentados os conjuntos, os parâmetros e as variáveis utilizadas no modelo, com suas respectivas explicações.

**Conjuntos:**

- $N$  : conjunto dos nós da rede;

- $A$  : conjunto dos arcos da rede;
- $S$  : conjunto dos comprimentos de onda disponíveis em cada arco;
- $K$  : conjunto das requisições a serem atendidas na rede.

#### Parâmetros:

- $d_k$  : demanda da requisição  $k$  associada a um par origem-destino;
- $Q_s$  : capacidade de um comprimento de onda  $s$ ;
- $W_{ij}$  : número total de comprimentos de onda suportados no arco  $(i, j) \in A$ ;
- $(origem_k, destino_k)$  : par origem-destino da requisição  $k$ .

#### Variáveis:

- $x_{ij}^k$  : 1 se a requisição  $k$  usa o arco  $(i, j)$  na rota de trabalho, 0 caso contrário
- $x_{ij}^{kp}$  : 1 se a requisição  $k$  usa o arco  $(i, j)$  na rota de proteção, 0 caso contrário
- $t_k^{sij}$  : 1 se o comprimento de onda  $s$  utiliza o arco  $(i, j)$  para a requisição  $k$

### 3.1.2 Modelo com proteção 1 para 1

O problema de roteamento com rotas de proteção é um caso particular do RWA, basicamente ele agrega ao RWA a proteção de rotas. Um modelo que trata a proteção com disjunção de arcos é mostrado a seguir.

$$\min \left[ \sum_{k \in K} \sum_{s \in S} \sum_{(i,j) \in A} t_k^{sij} \right] \quad (3.1)$$

$$\sum_{(i,j) \in A} x_{ij}^k - \sum_{(l,i) \in A} x_{li}^k = \begin{cases} 1, & \text{se } i = origem_k, \\ -1, & \text{se } i = destino_k, \\ 0 & \text{, caso contrário} \end{cases} \quad \forall k \in K, \forall i \in A \quad (3.2)$$

$$\sum_{(i,j) \in A} x_{ij}^{kp} - \sum_{(l,i) \in A} x_{li}^{kp} = \begin{cases} 1, & \text{se } i = origem_k, \\ -1, & \text{se } i = destino_k, \\ 0 & \text{, caso contrário} \end{cases} \quad \forall k \in K, \forall i \in A \quad (3.3)$$

$$\sum_{s \in S} Q_s t_k^{sij} \geq d_k (x_{ij}^k + x_{ij}^{kp}), \quad \forall k \in K, \forall (i, j) \in A \quad (3.4)$$

$$\sum_{k \in K} \sum_{s \in S} t_k^{sij} \leq W_{ij}, \quad \forall (i, j) \in A \quad (3.5)$$

$$t_k^{sij} \leq t_k^{s-1,ij}, \quad \forall k \in K, \forall s \in S, \forall (i, j) \in A \quad (3.6)$$

$$x_{ij}^{kp} + x_{ij}^k \leq 1, \quad \forall (i, j) \in A, \forall k \in K \quad (3.7)$$

$$x_{ij}^k, x_{ij}^{kp}, t_k^{sij} \in \{0, 1\} \quad (3.8)$$

A função objetivo em 3.1 estabelece que o número de comprimentos de onda alocados para trafegar os produtos deve ser minimizado no processo de roteamento. As restrições em 3.2 e 3.3 são as equações de fluxo para rotas de trabalho e proteção. As restrições em 3.4 definem que escolhido um determinado arco na rede para trafegar a requisição  $k$ , deve haver comprimentos de onda suficientes para suportar a demanda  $d_k$ . Nas restrições em 3.5 são caracterizadas as capacidades dos arcos em número de comprimentos de onda. As restrições em 3.6 estabelecem que os comprimentos de onda devem ser alocados de forma sequencial para cada requisição na rede. As restrições em 3.7 são responsáveis pelo cálculo das rotas de atendimento disjuntas de arcos. Por fim, as restrições em 3.8 definem que todas as variáveis do modelo são binárias.

### 3.1.3 Modelo com proteção nos nós

Este modelo é semelhante ao mostrado na Seção 3.1.2, a única diferença é que ele restringe a busca de rotas alternativas àquelas que sejam disjuntas de nós em relação à rota de trabalho escolhida. As restrições 3.9 definem essa característica.

$$\sum_{(i,j) \in A} (x_{ij}^k + x_{ij}^{kp}) \leq 1, \quad \forall k \in K, \forall i \neq \text{origem}_k, \forall i \neq \text{destino}_k, \forall i \in N \quad (3.9)$$

As restrições em 3.9 definem que as rotas de trabalho e de proteção de uma determinada requisição não podem utilizar um mesmo nó para trafegar a demanda  $d_k$ , com exceção dos nós de origem e destino.

## 3.2 Problema de roteamento e agregação de tráfego

Este problema, além de abranger todos os conceitos mencionados anteriormente, inclui o conceito de agregação de tráfego. A possibilidade de utilizar melhor os recursos da rede é a principal motivação para se utilizar técnicas de agregação de tráfego em

redes ópticas. Dentre os benefícios obtidos com a agregação de tráfego está a possibilidade do atendimento de um número maior de requisições, atendendo assim a um dos critérios de qualidade de serviço, referindo-se à taxa de bloqueio da rede.

### 3.2.1 Modelagem matemática

A modelagem matemática proposta neste trabalho é constituída de elementos presentes em modelos clássicos de fluxo em redes, tais como restrições de conservação de fluxo e restrições de capacidade. No que diz respeito à agregação de tráfego, novas restrições e métricas de qualidade de serviço foram incluídas para que seja possível uma melhor avaliação dos cenários em que o problema está inserido.

Apesar de as funções-objetivo estarem apresentadas de uma forma unificada, neste trabalho cada uma delas é tratada separadamente, não sendo um problema multi-objetivo clássico. Entretanto, as métricas ainda podem ser analisadas tanto isoladamente para atendimento de um único objetivo ou em conjunto. Por exemplo, ao tratar a função-objetivo de balanceamento de carga na rede, pode haver agregação de tráfego e proteção nos caminhos. Considerando o critério de atendimento de requisições, o balanceamento de carga na rede é executado em segundo plano, a fim de evitar bloqueios na rede e aumentar sua capacidade de transmissão.

A seguir são definidos um novo parâmetro e novas variáveis utilizadas no modelo, com suas respectivas explicações:

#### Parâmetros:

- $B_{ij}$ : capacidade total de transmissão de um arco da rede, ou seja,  $B_{ij} = \sum_{s \in S} Q_s$ ;

#### Variáveis:

- $t_{ij}^s$  : 1 se o comprimento de onda  $s$  é utilizado pelo arco  $(i, j)$ ;
- $a^k$  : 1 se o produto  $k$  é atendido na rede, 0 caso contrário;
- $\alpha$  : variável real usada para o balanceamento da rede, mede o percentual de uso dos arcos da rede.

$$\min \begin{cases} f_1 = \sum_{k \in K} \sum_{(i,j) \in A} (x_{ij}^k + x_{ij}^{kp}) \\ f_2 = \sum_{k \in K} (1 - a^k) \\ f_3 = \alpha \\ f_4 = \sum_{s \in S} \sum_{(i,j) \in A} t_{ij}^s \end{cases} \quad (3.10)$$

$$\sum_{(i,j) \in A} x_{ij}^k - \sum_{(l,i) \in A} x_{li}^k = \begin{cases} a^k, & \text{se } i = \text{origem}_k, \\ -a^k, & \text{se } i = \text{destino}_k, \\ 0 & , \text{ caso contrário} \end{cases} \quad \forall k \in K, \forall i \in A \quad (3.11)$$

$$\sum_{(i,j) \in A} x_{ij}^{kp} - \sum_{(l,i) \in A} x_{li}^{kp} = \begin{cases} a^k, & \text{se } i = \text{origem}_k, \\ -a^k, & \text{se } i = \text{destino}_k, \\ 0 & , \text{ caso contrário} \end{cases} \quad \forall k \in K, \forall i \in A \quad (3.12)$$

$$\sum_{k \in K} d_k(x_{ij}^k + x_{ij}^{kp}) \leq \sum_{s \in S} Q_s t_{ij}^s, \quad \forall (i, j) \in A \quad (3.13)$$

$$\sum_{k \in K} d_k(x_{ij}^k + x_{ij}^{kp}) \leq \alpha B_{ij}, \quad \forall (i, j) \in A \quad (3.14)$$

$$\sum_{s \in S} t_{ij}^s \leq W_{ij}, \quad \forall (i, j) \in A \quad (3.15)$$

$$t_{ij}^s \leq t_{ij}^{s-1}, \quad \forall s \in S, \forall (i, j) \in A \quad (3.16)$$

$$x_{ij}^k + x_{ij}^{kp} - t_{ij}^0 \leq 0, \quad \forall k \in K, \forall (i, j) \in A \quad (3.17)$$

$$x_{ij}^{kp} + x_{ij}^k \leq 1, \quad \forall (i, j) \in A, \forall k \in K \quad (3.18)$$

$$x_{ij}^k, x_{ij}^{kp}, a^k, t_{ij}^s \in \{0, 1\} \quad (3.19)$$

$$\alpha \geq 0 \quad (3.20)$$

A função objetivo  $f_1$  minimiza o número de arcos utilizados no transporte de cada uma das requisições. Nesta função leva-se em conta tanto os arcos utilizados na rota de trabalho quanto na de proteção, sendo assim, quanto menos arcos forem utilizados no transporte da demanda, menor será o atraso. A função  $f_2$  procura atender o máximo de requisições possíveis. Já a função  $f_3$  tenta prover o balanceamento de carga e por último  $f_4$ , como no modelo anterior, procura minimizar o número total de comprimentos de onda alocados na rede. Estes critérios podem ser encontrados nas equações 3.10.

Em 3.11 e 3.12 são explicitadas as restrições clássicas de conservação de fluxo para as  $K$  requisições a serem atendidas.

Já as restrições em 3.13 garantem que o somatório da capacidade dos comprimentos de onda em cada arco  $(i, j)$  seja suficiente para trafegar um sub-conjunto de requisições. Tais restrições explicitam a agregação de tráfego ou *Grooming*.

As restrições expressas em 3.14 garantem que a capacidade dos comprimentos de onda utilizados no transporte do conjunto de requisições passantes no arco  $(i, j)$  não ultrapasse a capacidade máxima do mesmo. A variável  $\alpha$  é a responsável pelo balanceamento da rede e que é minimizada pela função  $f_3$ .

As restrições em 3.15 implicam que o número de comprimentos de onda alocados

em cada arco  $(i, j)$ , que foi utilizado por cada uma das requisições  $k$ , deve ser menor ou igual à capacidade do arco em número de comprimentos de onda,  $W_{ij}$ .

Em 3.16 é imposto que os comprimentos de onda devem ser utilizados na sequência de sua numeração.

As restrições 3.17 foram propostas para melhorar o limite da relaxação linear que se mostrou muito baixo com a execução dos testes preliminares. Tais restrições forçam a utilização do primeiro comprimento de onda no arco  $(i, j)$ , caso alguma rota de atendimento possua o arco  $(i, j)$  como parte dela.

A restrição 3.18 garante que uma mesma requisição não compartilhe o mesmo arco entre a rota de trabalho e a de proteção. Logo esta restrição agrega ao modelo a proteção 1 para 1, em que a rota de trabalho é disjunta de arcos da rota de proteção, para uma dada requisição.

Por fim, em 3.19 todas as variáveis do problema são definidas como binárias e não negativas.

A relação das restrições do modelo com o problema prático pode ser definida da seguinte forma: as restrições de fluxo (3.11 e 3.12) e as de capacidade dos arcos (3.15) atendem diretamente o problema prático, propondo uma estratégia de roteamento e uma limitação na utilização dos recursos da rede, respectivamente. Entretanto, as de agregação (3.13) abstraem características do problema prático, como a continuidade do comprimento de onda, para facilitar a modelagem e maximizar a agregação através da conversão óptico-eletróptico de comprimentos de onda. As restrições de proteção (3.18) são bem semelhantes ao que é feito na prática, pois atuam sobre a rota de trabalho de uma requisição propondo uma outra rota alternativa, neste caso tem-se dois caminhos ópticos na rede para atendimento da respectiva requisição.

### 3.2.2 Complexidade computacional

O problema clássico de RWA é provado ser *NP-Completo* por ser redutível ao problema de coloração de grafos. Já o problema de agregação de tráfego GRWA é provado ser *NP-Completo* por ser redutível ao problema de *bin-packing* (já conhecido problema *NP-Completo*) [Somani, 2005].

O problema tratado nesse texto considera que todos os nós da rede possuem capacidade ilimitada de conversão de comprimento de onda. Essa característica pode ser mapeada no problema clássico RWA supondo que todos os arcos da rede constituem caminhos virtuais que podem ser utilizados para atendimento das requisições. Portanto, o problema de GRWA é *NP-Completo* também por ser redutível ao RWA [Zang & Jue, 2000].

### 3.3 Problema de roteamento em redes multi-domínio

O problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda com agregação de tráfego em redes ópticas multi-domínio, o qual chamamos *Grooming Routing and Wavelength Assignment Multi-Domains* (GRWA-MD), é *NP-Completo* por ser redutível ao RWA [Somani, 2005]. As características consideradas são: tráfego estático (previsão das demandas é conhecida a priori), tráfego assimétrico, fluxo não bifurcado, agregação de tráfego e todos os nós equipados com dispositivos ópticos com capacidade de conversão óptica-eletró-óptica. O problema GRWA-MD pode ser definido através de uma formulação de fluxo, como um problema de PLI, como nos casos anteriores. No entanto, a formulação apresentada a seguir é baseada em variáveis que representam caminhos, proposta em [Lasdon, 1970; Desaulniers et al., 2005]. Esta formulação possibilita um tratamento especial, através de uma abordagem de *Geração de Colunas* (GC).

Sejam:

- $G^P(V, A)$  - Grafo da topologia física, onde  $V$  é o conjunto de nós e  $A$  é o conjunto de arcos conectando os nós.
- $G^L(V, L)$  - Grafo da topologia lógica, onde  $V$  é o conjunto de nós e  $L$  é o conjunto de *lightpaths* conectando os nós.
- $D$  - Conjunto de domínios
- $L$  - Conjunto de caminhos ópticos
- $P^k$  - Conjunto de rotas elementares que conectam os nós origem-destino da requisição  $k$ . As rotas são calculadas de acordo com a topologia física da rede

Sejam as constantes:

- $a_l^p = \begin{cases} 1, & \text{se o caminho óptico } l \text{ está contido na rota } p \\ 0, & \text{caso contrário} \end{cases}$
- $b_{ij}^l = \begin{cases} 1, & \text{se o arco } (i, j) \text{ está no caminho óptico } l \\ 0, & \text{caso contrário} \end{cases}$

Sejam as variáveis da formulação:

- $\lambda_p^k = \begin{cases} 1, & \text{se o caminho } p \text{ é usado para rotear a demanda } k \in K \\ 0, & \text{caso contrário} \end{cases}$
- $y_l^s = \begin{cases} 1, & \text{se o comprimento de onda } s \text{ é atribuído ao } \textit{lightpath} \textit{ } l \in L \\ 0, & \text{caso contrário} \end{cases}$

A formulação baseada em caminhos é dada por:

$$\min \left[ \sum_{s \in S} \sum_{l \in L} y_l^s \right] \quad (3.21)$$

$$\sum_{p \in P^k} \lambda_p^k = 1, \forall k \in K, \quad (3.22)$$

$$\sum_{l \in L} b_{ij}^l y_l^s \leq 1, \forall s \in S, \forall (i, j) \in A, \quad (3.23)$$

$$\sum_{k \in K} \sum_{p \in P^k} d_k a_l^p \lambda_p^k \leq Q_s \sum_{s \in S} y_l^s, \forall l \in L, \quad (3.24)$$

$$y_l^s - y_l^{s+1} \geq 0, \forall l \in L, \forall s < |S| - 1, \quad (3.25)$$

$$y_l^s \in \{0, 1\}, \forall s \in S, \forall l \in L, \quad (3.26)$$

$$\lambda_p^k \in \{0, 1\}, \forall k \in K, p \in P^k. \quad (3.27)$$

Portanto, a função objetivo (3.21) minimiza o número total de comprimentos de onda utilizados nos *lightpaths* da rede.

As restrições (3.22) garantem a alocação de apenas um caminho para atender cada requisição  $k \in K$ , já que nesta modelagem não são consideradas as restrições de proteção nos caminhos.

As restrições de atribuição de comprimento de onda (3.23) asseguram que um comprimento de onda pode ser alocado no máximo a um *lightpath* que passa pelo arco  $(i, j)$ .

As restrições de capacidade e também de acoplamento de variáveis são apresentadas em (3.24). Elas limitam o atendimento da demanda à capacidade dos comprimentos de onda alocados em cada *lightpath*.

As restrições (3.25) garantem que os comprimentos de onda serão alocados em ordem crescente de numeração (observe que a ausência de tais restrições não inviabiliza o problema).

Finalmente, as restrições de integridade das variáveis são apresentadas em (3.26) e (3.27).

Observe que as restrições para garantir que as rotas de atendimento intra-domínio nunca alcancem domínios externos não é tratada diretamente nesta formulação. Estas serão consideradas no problema de precificação associado à esta formulação, isto é, no subproblema de gerar caminhos viáveis para atender as requisições.

O método de geração de colunas utiliza uma rede lógica que possui exatamente os mesmos componentes da rede física. Ou seja, cada arco da rede representa um possível caminho óptico.

### 3.3.1 Modelagem baseada no problema de fluxo

Para se comparar a qualidade das soluções obtidas pelos métodos implementados, é proposta uma segunda abordagem matemática para resolver o problema de roteamento em redes ópticas multi-domínio, baseada na formulação fluxo, seguindo a mesma linha dos modelos iniciais. Esta abordagem resolve o problema de forma integrada, ou seja, há o conhecimento de toda a topologia da rede. Neste caso, é esperado que o valor da função objetivo seja bem próximo daquele que seria obtido resolvendo-se o problema para um único domínio.

Seja  $Dom$  um mapeamento realizado entre um nó e seu respectivo domínio.  $Dom[v]$  representa o domínio ao qual o nó  $v$  faz parte. Dessa forma, o modelo matemático para um único domínio pode ser estendido para multi-domínio, não considerando, no caso, a proteção.

$$\min \begin{cases} f_1 = \sum_{k \in K} \sum_{(i,j) \in A} (x_{ij}^k) \\ f_2 = \sum_{k \in K} (1 - a^k) \\ f_3 = \alpha \\ f_4 = \sum_{s \in S} \sum_{(i,j) \in A} t_{ij}^s \end{cases} \quad (3.28)$$

$$\sum_{(i,j) \in A} x_{ij}^k - \sum_{(l,i) \in A} x_{li}^k = \begin{cases} a^k, & \text{se } i = origem_k, \quad \forall k \in K \\ -a^k, & \text{se } i = destino_k, \quad \forall k \in K \\ 0 & , \text{ caso contrário} \end{cases} \quad (3.29)$$

$$\sum_{k \in K} d_k(x_{ij}^k) \leq \sum_{s \in S} Q_s t_{ij}^s, \quad \forall (i,j) \in A \quad (3.30)$$

$$\sum_{k \in K} d_k(x_{ij}^k) \leq \alpha B_{ij}, \quad \forall (i,j) \in A \quad (3.31)$$

$$\sum_{s \in S} t_{ij}^s \leq W_{ij}, \quad \forall (i,j) \in A \quad (3.32)$$

$$t_{ij}^s \leq t_{ij}^{s-1}, \quad \forall s \in S, \forall (i,j) \in A \quad (3.33)$$

$$x_{ij}^k - t_{ij}^0 \leq 0, \quad \forall k \in K, \forall (i, j) \in A \quad (3.34)$$

$$\sum_{j \in A} x_{ij}^k \leq 1, \quad \forall k \in K, \forall i \in A \quad (3.35)$$

$$x_{ij}^k \leq 0, \text{ se } Dom[i] = Dom[j] \text{ e} \\ Dom[i]! = Dom[d_k.origem] \text{ ou} \\ Dom[j]! = Dom[d_k.destino], \\ \forall (i, j) \in A, \forall k \in K \quad (3.36)$$

$$x_{ij}^k, t_k^{sij}, a^k \in \{0, 1\} \quad (3.37)$$

$$\alpha \geq 0 \quad (3.38)$$

As restrições 3.35 evitam que a solução associada ao critério de balanceamento de carga encontre rotas de atendimento com laços, o que na prática não acontece.

Já as restrições 3.36 limitam a obtenção das rotas de atendimento, que possuem origem e destino em um mesmo domínio, a utilizar somente arcos do mesmo domínio. Em outras palavras, uma demanda intra-domínio não pode utilizar arcos inter-domínios.

É importante observar que para a modelagem multi-domínio não foram consideradas as restrições de proteção nos arcos. Para atender a esse requisito, seria necessário propor topologias muito específicas, nas quais fosse possível calcular rotas disjuntas de arcos para cada par origem-destino na rede. Mas futuramente, pretende-se analisar este cenário e avaliar qual o comportamento dos algoritmos submetidos a estas restrições.

## Capítulo 4

# Algoritmos para o problema *GRWA*, com agregação e proteção de tráfego

### 4.1 Heurísticas construtivas

As heurísticas construtivas são mecanismos utilizados para criar soluções iniciais viáveis para um determinado problema de otimização. Inicialmente, não há uma grande preocupação no que diz respeito à qualidade das soluções obtidas, mas sim com a facilidade de construir uma solução viável.

Uma heurística construtiva tenta encontrar uma boa solução, considerando a cada interação somente o próximo passo, ou seja, o critério de escolha é basicamente local. O ponto de partida do método é uma solução vazia, ao passo que inserindo sempre um elemento de cada vez, atinge a solução completa.

#### 4.1.1 Proposta de solução para o *GRWA*

No escopo deste trabalho, a ordem de atendimento das requisições configura a base das heurísticas construtivas implementadas. Posto isso, ao se construir a solução inicial, são obtidas duas rotas disjuntas de arcos para cada uma das requisições e essa ordem de atendimento determina a diversidade das soluções.

A obtenção dessas rotas sempre leva em consideração o estado da rede, por isso os recursos já alocados nos arcos são reutilizados sempre que possível. Esse tipo de estratégia gulosa fornece uma solução inicial viável com um custo não muito elevado, o que possibilita sua utilização em heurísticas de refinamento e meta-heurísticas.

O Algoritmo 1 mostra a arquitetura básica:

---

**Algorithm 1** Construção da solução inicial

---

**Require:** *requisicoes*, *rede*  
**Ensure:** *solucao inicial*

- 1: *ordena(requisicoes)*
- 2: **while** *requisicoes*  $\neq \emptyset$  **do**
- 3:   *req*  $\leftarrow$  *requisicoes.first*
- 4:   *novaListaRequisicoes*  $\leftarrow$  *novaListaRequisicoes*  $\cup$  *req*
- 5:   *requisicoes*  $\leftarrow$  *requisicoes*  $-$  *req*
- 6:   *req.rotaTrabalho*  $\leftarrow$  *dijkstra(req)*
- 7:   *rede.desabilitaEnlaces(req.rotaTrabalho)*
- 8:   *req.rotaProtecao*  $\leftarrow$  *dijkstra(req)*
- 9:   *rede.habilitaEnlaces(req.rotaTrabalho)*
- 10:   *solucaoInicial.alocaRequisicao(req)*
- 11: **end while**
- 12: *solucaoInicial.setRequisicoes(novaListaRequisicoes)*
- 13: **return** *solucaoInicial*

---

O laço entre as linhas 2 e 11 é responsável por obter as rotas de atendimento para as requisições e alocar os recursos necessários na rede para cada uma delas. As linhas 7 e 8 obtêm a rota de proteção disjunta de arcos em relação à rota de trabalho.

## 4.2 Algoritmo genético

Os algoritmos genéticos fazem parte da classe de algoritmos evolucionários que usam técnicas inspiradas na evolução de espécies, tais como seleção natural, mutação e cruzamento ou *crossing over*, amplamente utilizados em computação como técnicas para resolver problemas de otimização e busca. O princípio de funcionamento é baseado em populações e cada indivíduo representa uma solução para o problema. Inicialmente cria-se uma população baseada em algum critério e o tamanho da mesma pode ser definido de acordo com restrições de tempo e memória. Após a criação da população inicial, é necessário realizar um processo de evolução, de tal forma que ao longo das gerações os indivíduos mais aptos desta população proporcionem melhores soluções para o problema.

A população inicial, gerada de forma aleatória, fornece um meio simples de exploração do espaço de soluções do problema. Entretanto, para um problema complexo isto não é o bastante para que se obtenha boas soluções. Para evitar o problema de baixa cobertura do espaço de soluções, são aplicados os operadores genéticos.

Um dos conceitos mais simples da evolução de uma população é a mutação. Este é um processo que ocorre sobre um indivíduo específico, que tem os seus genes alterados seguindo algum critério. Na prática, a mutação realiza um processo de diversificação mais arbitrário, pois na maioria das vezes não leva em conta a aptidão do indivíduo. Este processo tem por finalidade explorar regiões do espaço de soluções possivelmente ainda não exploradas pela população atual, portanto escapando de ótimos locais para o problema.

O operador de cruzamento trabalha para evoluir a população em termos de qualidade de solução. São escolhidos dois indivíduos da população para realizarem o cruzamento, tais indivíduos são escolhidos através de um método de torneio que seleciona o melhor dos  $k$  selecionados aleatoriamente da população. A escolha aleatória tem a finalidade de não favorecer sempre os melhores indivíduos, dando a possibilidade de indivíduos menos aptos contribuírem para a evolução da população. O cruzamento propriamente dito possibilita a troca de material genético entre eles, o que trabalha na direção de melhoria da solução (evolução do indivíduo) ao longo das gerações.

### 4.2.1 Arquitetura do AG para o GRWA

O algoritmo 2 apresenta a arquitetura clássica do algoritmo genético que foi implementado para o problema de roteamento e agregação de tráfego em redes ópticas. Fica claro que a parte específica do problema envolve o indivíduo e os operadores, a arquitetura do AG é a mesma para a maioria dos problemas encontrados na literatura.

---

**Algorithm 2** Algoritmo genético para o GRWA com proteção nos arcos

---

**Require:**  $n, g$

**Ensure:** *Melhor individuo*

```

1: populacao  $\leftarrow$  geraPopulacaoInicial()
2:  $i \leftarrow 1$ 
3: while  $i \leq g$  do
4:   fitness(populacao)
5:   novaPopulacao  $\leftarrow \emptyset$ 
6:   while novaPopulacao.size()  $< n$  do
7:     pais  $\leftarrow$  selecao(populacao)
8:     filhos  $\leftarrow$  cruzamento(pais)
9:     mutacao(filhos)
10:    novaPopulacao  $\leftarrow$  novaPopulacao  $\cup$  filhos
11:  end while
12:  populacao  $\leftarrow$  novaPopulacao
13:   $i \leftarrow i + 1$ 
14: end while

```

---

O laço entre as linhas 3 e 14 representa cada uma das gerações da população. Já o laço entre as linhas 6 e 11 é responsável por aplicar todos os operadores genéticos sobre seus indivíduos.

O parâmetro  $n$  é o número de indivíduos da população e o parâmetro  $g$  o número de gerações a ser considerado no processo de evolução.

### 4.2.2 Representação do indivíduo

Na representação utilizada neste trabalho, cada arco da rede armazena as informações referentes aos comprimentos de onda, tais como quantidade utilizada e quais estão disponíveis para a alocação.

O indivíduo é constituído de um conjunto de genes, que é mapeado para o conjunto de requisições a serem atendidas. Para cada requisição é necessário definir uma rota primária e uma outra secundária disjunta de arcos, este último em cenários que há proteção nos arcos. Cada rota é representada por uma sequência de vértices da origem até o destino da requisição. A Figura 4.1 apresenta a modelagem adotada.

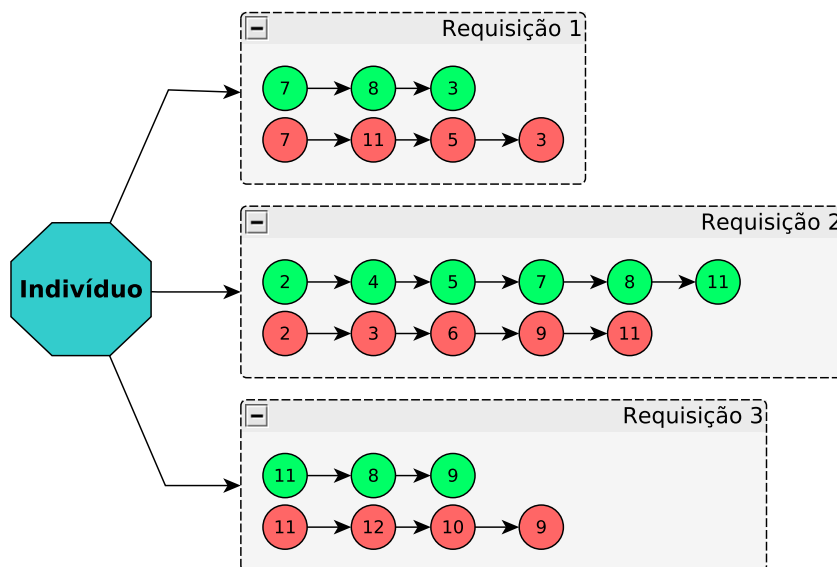


Figura 4.1. Representação do indivíduo

### 4.2.3 Geração da população inicial

A seguir serão descritas algumas técnicas para criação da população inicial, sendo que para cada uma delas foi adotado um critério diferente.

### 4.2.3.1 Cálculo das rotas de atendimento

O cálculo de rotas é a principal ferramenta utilizada para realizar o roteamento das requisições. Portanto, antes de detalhar cada estratégia utilizada, será descrito o procedimento base para obtenção de uma rota, dado uma rede de entrada e os vértices de origem e destino.

Em diversas etapas do algoritmo genético é necessário calcular uma rota dado um par origem-destino. O algoritmo usado para fornecer essa funcionalidade é algoritmo de menor caminho (*Dijkstra*). Entretanto, a implementação original não possibilita atender a todas as condições exigidas pelo problema. Foram necessárias algumas modificações tanto no sentido de analisar os recursos já alocados na rede quanto no de possibilitar o favorecimento da escolha de um arco em determinadas situações.

O Algoritmo 3 apresenta as modificações realizadas no algoritmo de *Dijkstra*.

---

#### Algorithm 3 Algoritmo de *Dijkstra* modificado

---

**Require:** *origem, rede, demanda*

**Ensure:** *caminho entre uma origem e todos os vertices da rede*

```

1: distancias  $\leftarrow \{\infty, \infty, \infty, \dots, \infty\}$ 
2: predecessores  $\leftarrow \{-1, -1, -1, \dots, -1\}$ 
3: visitado  $\leftarrow \{false, false, false, \dots, false\}$ 
4: distancias[origem]  $\leftarrow 0$ 
5: filaPrioridades.push( $\{distancias[origem], origem\}$ )
6: i  $\leftarrow filaPrioridades.second$ 
7: if  $\neg visitado[i]$  then
8:   visitado[i]  $\leftarrow true$ 
9:   for all arco  $\in i.arcos$  do
10:     if arco.getNumeroLambdaAlocados()  $> 0$  and arco.getCapacidadeResidual() –
       demanda  $\geq 0$  then
11:       custo  $\leftarrow 0$ 
12:     end if
13:     prob  $\leftarrow [0, 1]$ 
14:     if prob  $< probZerarEnlace$  then
15:       custo  $\leftarrow 0$ 
16:     end if
17:     if  $\neg visitado[arco.destino]$  and distancias[i] + custo  $< distancias[arco.destino]$ 
       then
18:       distancias[arco.destino]  $\leftarrow distancias[i] + custo$ ;
19:       predecessores[arco.destino]  $\leftarrow i$ ;
20:       filaPrioridades.push( $\{distancias[arco.destino], arco.destino\}$ )
21:     end if
22:   end for
23: end if

```

---

O algoritmo de caminho mínimo tem complexidade de tempo de  $O((n + e) \times \log(n))$ , onde  $n$  é o número de vértices e  $e$  o número de arcos, pois representa o algoritmo clássico de *Dijkstra*. A modificação feita tem complexidade de tempo de  $O(1)$  já que altera somente o custo do arco analisado pelo algoritmo.

A modificação do algoritmo de menor caminho é o código entre as linhas 10 e 16. Entre as linhas 10 e 12 é verificado se o arco tem capacidade residual para suportar uma nova requisição com um determinado valor de demanda. Entre as linhas 13 e 16, o algoritmo define de forma aleatória se o arco terá um custo zero para obtenção da rota, favorecendo a sua inclusão na solução.

O Algoritmo 3 altera a forma com que a rota é obtida na rede, mas não modifica a estrutura do algoritmo de menor caminho. O algoritmo de *Dijkstra* é modificado apenas para analisar os recursos em cada arco e realizar a escolha que otimize o critério que está sendo avaliado. Para isso, caso o arco analisado possuir capacidade para alocar a requisição, o custo em se escolher tal arco é zero. Essa estratégia gera boas soluções pois sempre analisa o estado atual da rede. Mas como o objetivo também é proporcionar um método multi-partida para uma heurística de refinamento, uma outra estratégia adotada altera justamente a análise do custo em se usar o arco: é definido inicialmente uma probabilidade de o arco ser favorecido na obtenção da rota, ou seja, ter seu custo zerado. Então é obtido um número aleatório entre 0 e 1 e caso este número for menor que a probabilidade inicial, o custo em se usar o arco é definido como 0.

#### 4.2.3.2 Criação do indivíduo baseada em geração de rotas

O algoritmo implementado para gerar os indivíduos, baseado na geração de rotas, pode ser visto no Algoritmo 4. A ideia principal é criar novas rotas a partir de uma rota inicial, que é obtida por meio do algoritmo de *Dijkstra*.

Para criar os indivíduos, o método calcula uma rota de trabalho e outra de proteção para cada uma das requisições a serem atendidas. Logo após é escolhido, de forma aleatória, um arco a partir da rota de trabalho obtida. Este arco é então armazenado em uma lista para ser desconsiderado no processo de cálculo das rotas para a requisição  $r$ . Quando tal procedimento tiver sido executado para todas as requisições, o novo indivíduo é incorporado à população inicial. O passo seguinte é realizar a perturbação no grafo a fim de obter novas rotas que não sejam constituídas pelos arcos retirados anteriormente. Todos esses passos são executados até que a população inicial com  $N$  indivíduos seja criada.

**Algorithm 4** Algoritmo genético - Geração da população inicial**Require:** *rede, n, requisicoes***Ensure:** *populacao inicial com n individuos*

```

1: inicializa populacao
2: for  $i \leftarrow 1$  ate  $n$  do
3:   inicializa cromossomo
4:   for  $r \in$  requisicoes do
5:      $gene \leftarrow$  gene mapeado na requisicao r
6:      $gene.rotaTrabalho \leftarrow$  dijkstra(req.origem, req.destino)
7:     while  $gene.rotaTrabalho = \emptyset$  do
8:       habilita ultimo arco retirado pela requisicao r
9:        $arcosARetirar[r] \leftarrow$  arcosARetirar[r] - arco
10:       $gene.rotaTrabalho \leftarrow$  dijkstra(req.origem, req.destino)
11:    end while
12:    rede.desabilitaEnlaces(rotaTrabalho)
13:     $gene.rotaProtecao \leftarrow$  dijkstra(req.origem, req.destino)
14:    while  $gene.rotaProtecao = \emptyset$  do
15:      habilita ultimo arco retirado pela requisicao r
16:       $arcosARetirar[r] \leftarrow$  arcosARetirar[r] - arco
17:       $gene.rotaProtecao \leftarrow$  dijkstra(req.origem, req.destino)
18:    end while
19:    rede.habilitaEnlaces(rotaTrabalho)
20:    incorpora gene ao cromossomo
21:     $arco \leftarrow$  arco qualquer da rede baseado na rota de trabalho
22:     $arcosARetirar[r] \leftarrow$  arcosARetirar[r]  $\cup$  arco
23:  end for
24:   $populacao \leftarrow$  populacao  $\cup$  cromossomo
25:  perturbacao(rede)
26: end for
27: return

```

As linhas 21 e 22 recuperam um arco qualquer da rota de trabalho de uma requisição  $r$  para que ele seja usado no processo de perturbação. Os laços entre as linhas (7 e 11) e (14 e 18) calculam as rotas de trabalho e proteção respectivamente e tem a função de evitar a inviabilidade no cálculo das rotas, visto que ao se desativar uma quantidade significativa de arcos, o grafo pode ficar desconexo. Neste caso, o método retorna com alguns arcos para o grafo até que as rotas sejam calculadas corretamente.

O Algoritmo 5 realiza uma perturbação simples no grafo. Para cada elemento pertencente ao conjunto de requisições, é obtido o arco retirado no processo de criação do indivíduo e o mesmo é desabilitado para a requisição  $r$  na rede. O ato de desabilitar o arco diz que, para aquela requisição, as rotas de atendimento não podem usar aquele arco.

---

**Algorithm 5** Algoritmo genético - Perturbação no grafo

---

**Require:** *requisicoes, rede, arcosARetirar*

**Ensure:** *desabilita um arco no grafo correspondente a cada requisicao*

- 1: **for**  $r \in requisicoes$  **do**
  - 2:    $arco \leftarrow arcosARetirar[r].ultimo$
  - 3:   *desabilita arco da rede para a requisicao r*
  - 4: **end for**
- 

#### 4.2.3.3 Criação do individuo baseada em ordem de atendimento das requisições

Uma outra estratégia de construção da população inicial, que é conceitualmente bem mais simples que a descrita na Seção 4.2.3.2, é baseada na ordem de atendimento das requisições. O arquivo de entrada da instância já define uma ordem inicial, mas através de análises das características do problema, foi possível perceber que uma simples mudança nessa ordem já implica em geração de soluções distintas, tanto em relação às rotas de atendimento quanto em relação ao valor da função objetivo associada.

O funcionamento é simples, para cada indivíduo a ser criado é atribuída aleatoriamente uma nova ordem de atendimento das requisições. Isso promove uma boa diversidade na população sem que haja um custo elevado na criação do indivíduo.

#### 4.2.3.4 Criação do individuo baseada na escolha dos arcos

Definir uma nova ordem de atendimento para cada indivíduo é um processo simples e promove uma diversidade global. Seria interessante criar um meio de prover uma diversidade controlada através de parâmetros, baseada em uma certa probabilidade. Portanto foi proposta uma nova técnica que leva em consideração o arco a ser escolhido para fazer parte da rota de atendimento da requisição. Como as rotas de atendimento são obtidas através da execução do algoritmo de menor caminho, a ideia proposta foi alterar a condição de relaxação do arco, possibilitando uma escolha probabilística.

Um parâmetro do procedimento define a probabilidade de forçar a escolha de um arco no algoritmo de menor caminho. Em resumo, ao se analisar um arco adjacente a um vértice (relaxação do arco), é sorteado um número entre 0 e 1 e caso ele seja menor que essa probabilidade associada, o custo de se incluir aquele arco na solução passa a ser zero, aumentando assim as chances de ele fazer parte da rota que está sendo calculada. Como é um processo probabilístico, é possível obter rotas diferentes a cada execução do método, favorecendo a diversidade na criação da população inicial.

#### 4.2.4 Operador de seleção

O *Algoritmo Genético* (AG) adota a seleção por *torneio*, em que são escolhidos  $k$  indivíduos da população de forma aleatória. Dentre os escolhidos é retornado o indivíduo mais apto, ou seja, aquele que tiver o melhor valor da *fitness*. Então o indivíduo selecionado é utilizado no processo de cruzamento e mutação. O Algoritmo 6 já retorna os dois indivíduos que participarão do processo de cruzamento.

---

**Algorithm 6** Algoritmo genético - Seleção

---

**Require:** *populacao, k*

**Ensure:** *retorna dois dos individuos mais aptos da populacao*

```
1: for  $j \in (1, 2)$  do
2:   while  $i \leq k$  do
3:      $i \leftarrow$  individuo aleatorio
4:     if  $i.fitness < melhor[j].fitness$  then
5:        $mehor[j] \leftarrow i$ 
6:     end if
7:   end while
8: end for
9: return mehor
```

---

#### 4.2.5 Operador de mutação

A mutação é um processo restrito a apenas um indivíduo. Logo, o método recebe como parâmetro um dos filhos gerados na reprodução e para cada gene do indivíduo é sorteado um número entre 0 e 1. Caso ele for menor que a probabilidade de mutação, a mesma é realizada sobre o gene. Neste processo, é recuperado aleatoriamente um dos arcos pertencentes à rota de trabalho e o mesmo é desativado na rede, fazendo com que ele não possa ser usado para atender a respectiva demanda. Por fim, é obtida uma nova rota de trabalho para a requisição e o arco desabilitado é novamente incorporado à rede. Para finalizar o processo é calculada a rota de proteção associada, como pode ser visto no Algoritmo 7.

**Algorithm 7** Algoritmo genético - Mutação**Require:** *individuo selecionado***Ensure:** *true se houve mutacao, false caso contrario*


---

```

1: req ← gene.req
2: rede ← individuo.rede
3: for all gene ∈ individuo.genes do
4:   prob ← numero aleatorio entre 0 e 1
5:   if prob < probMutacao then
6:     arco ← arco aleatorio ∈ gene.rotaTrabalho
7:     rede.desabilita(arco)
8:     gene.rotaTrabalho ← dijkstra(req.origem, req.destino)
9:     rede.habilita(arco)
10:    rede.desabilita(gene.rotaTrabalho.arcos)
11:    gene.rotaProtecao ← dijkstra(req.origem, req.destino)
12:    rede.habilita(gene.rotaTrabalho.arcos)
13:    return true
14:   else
15:     return false
16:   end if
17: end for

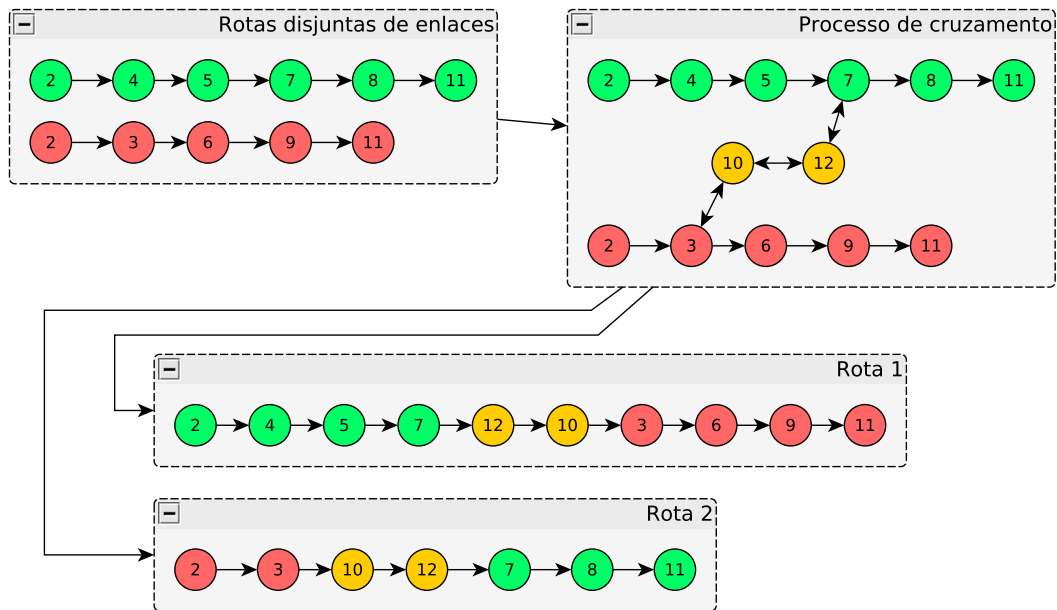
```

---

### 4.2.6 Operador de cruzamento

O operador de cruzamento adotado neste trabalho é aplicado sobre as rotas de atendimento das requisições. A Figura 4.2 apresenta como é realizado o cruzamento de rotas entre as requisições dos dois indivíduos envolvidos.

No caso das rotas a serem cruzadas serem disjuntas de arcos, é necessário utilizar vértices intermediários para realizar a conexão das mesmas. Já no caso de elas possuírem algum vértice em comum, a troca é feita de forma trivial, sem o uso de vértices intermediários.



**Figura 4.2.** Cruzamento de duas rotas

Em ambos os casos não são tratadas as situações em que aparecem ciclos no caminho. A existência deles penaliza a função objetivo, já que necessita de mais recursos, logo o processo de evolução acaba por eliminar soluções que possuam tal característica. O Algoritmo 8 apresenta o operador de cruzamento desenvolvido.

**Algorithm 8** Algoritmo genético - Cruzamento**Require:** *indivíduos*  $i_1, i_2$ **Ensure:** *filhos gerados*


---

```

1: for  $g \leftarrow 1$  ate  $i_1.obtemNumeroDeGenes()$  do
2:    $gene_1 \leftarrow i_1.obterGene(g)$ 
3:    $gene_2 \leftarrow i_2.obterGene(g)$ 
4:    $prob \leftarrow$  numero aleatorio entre 0 e 1
5:   if  $prob < probCruzamento$  then
6:      $pontos \leftarrow gene_1.obtemPontosDeCruzamento(gene_2)$ 
7:     if  $pontos \neq \emptyset$  then
8:        $P \leftarrow$  qualquer elemento de pontos
9:       troca partes em P
10:    else
11:       $p_1 \leftarrow$  ponto aleatorio em  $gene_1.rotaTrabalho$ 
12:       $p_2 \leftarrow$  ponto aleatorio em  $gene_2.rotaTrabalho$ 
13:      desconsidera vertices das duas rotas
14:       $subrota \leftarrow$  menorCaminho( $gene_1.rotaTrabalho[p_1], gene_2.rotaTrabalho[p_2]$ )
15:       $rt_1 \leftarrow gene_1.rotaTrabalho[0..p_1] \cup subrota \cup gene_2.rotaTrabalho[p_2 + 1..n]$ 
16:       $rt_2 \leftarrow gene_2.rotaTrabalho[0..p_2] \cup subrota \cup gene_1.rotaTrabalho[p_1 + 1..n]$ 
17:    end if
18:    rede.desabilita( $rt_1.arcos$ )
19:     $rp_1 \leftarrow$  menorCaminho(req.origem, req.destino)
20:    rede.habilita( $rt_1.arcos$ )
21:    rede.desabilita( $rt_2.arcos$ )
22:     $rp_2 \leftarrow$  menorCaminho(req.origem, req.destino)
23:    rede.habilita( $rt_2.arcos$ )
24:     $gene_{f_1} \leftarrow (rt_1, rp_1)$ 
25:     $gene_{f_2} \leftarrow (rt_2, rp_2)$ 
26:     $f_1 \leftarrow f_1 \cup gene_{f_1}$ 
27:     $f_2 \leftarrow f_2 \cup gene_{f_2}$ 
28:  end if
29: end for
30:  $filhos \leftarrow (f_1 \cup f_2)$ 
31: return  $filhos$ 

```

---

A linha 6 recupera os pontos em comum das rotas de trabalho pertencentes ao gene do indivíduo 1 e do indivíduo 2. As linhas de 7 até 9 trocam as partes de acordo com um ponto escolhido. O código entre as linhas 11 e 16 realizam a conexão de duas rotas através de uma sub-rota, já que as mesmas são disjuntas. As linhas 11 e 12 definem pontos nas rotas pertencentes ao indivíduo 1 e 2 respectivamente, que serão usados para definir um par origem-destino para o cálculo da sub-rota na linha 14. Da linha 18 até a 23, são calculadas as rotas de proteção associadas às rotas de trabalho

mencionadas anteriormente.

Levando em consideração que o custo computacional para se obter os pontos de cruzamento e reconectar as rotas selecionadas é muito alto, houve então a necessidade de adaptar o operador para realizar a troca de material genético entre os indivíduos minimizando o custo da operação. A estratégia implementada está definida da seguinte forma:

- Todos os genes dos indivíduos envolvidos no cruzamento são analisados;
- Ao se incorporar um gene a um determinado filho, o respectivo gene pode ser recebido tanto do pai quanto da mãe;
- Há uma probabilidade associada à essa troca de material genético entre os pais e os filhos;
- Ao fim do processo, cada um dos filhos terá genes, representados pelas rotas de atendimento, tanto da mãe quanto do pai;
- No cenário em que restrições de proteção são aplicadas aos arcos, a rota de proteção é recalculada após a troca de material genético, a fim de garantir que a mesma seja disjunta de arcos em relação à rota de trabalho.

É importante destacar que as demandas associadas a pares origem-destino na rede não mudam. Todas elas estarão presentes em todos os indivíduos, portanto, a troca de material genético diz respeito apenas à troca das respectivas rotas de atendimento.

#### 4.2.7 Função *Fitness*

Esta dissertação apresenta quatro tipos distintos de funções objetivo, na qual a *fitness* do algoritmo genético é mapeada diretamente para cada uma delas, provendo uma simplificação e uma menor complexidade computacional no desenvolvimento dos respectivos operadores genéticos. As funções objetivos avaliadas pelo algoritmo genético são as mesmas consideradas nos algoritmos de busca local apresentados a partir da Seção 4.4.

É importante destacar que a função objetivo impacta em como obter as rotas de atendimento para as requisições. Para isto, foram realizadas alterações no algoritmo de cálculo do menor caminho, de tal forma que o custo associado ao arco represente a *fitness* mapeada pela função objetivo do problema.

### 4.3 Heurística Centralizada baseada em Geração de Colunas

Apesar da formulação (3.21)-(3.27) apresentar um número exponencial de variáveis, o uso de um algoritmo de geração de colunas nos permite avaliar limites de *Programação Linear* (PL) decorrentes da remoção das restrições de integralidade. Como sugerido pelo nome, em um algoritmo de geração de colunas, o conjunto completo de colunas não é considerado de imediato. Ao contrário, apenas um conjunto restrito de colunas ( $|Q^k| \ll |P^k|$ ) é tomado inicialmente, seguido por passos iterativos de resolução do programa mestre, também chamado de *Programa Mestre Restrito* (PMR). O procedimento continua enquanto existem colunas atrativas a serem adicionadas ao PMR. Quando não houverem mais colunas a serem adicionadas, a relaxação linear do problema foi resolvida e um limite inferior (em um problema de minimização) para a função objetivo do problema é alcançado. O número total de colunas demandado pelo algoritmo no final do procedimento é tipicamente uma pequena fração do número total de colunas possível.

#### 4.3.1 Limites inferiores derivados pela Geração de Colunas

Para entender como os limites de PL derivados por (3.21)-(3.27) são avaliados, vamos associar variáveis duais  $(\pi, \gamma, \beta, \phi)$  às restrições (3.22), (3.23), (3.24) e (3.25), respectivamente. O problema de precificação deve encontrar o caminho mínimo para cada par origem-destino das requisições. Assim, a cada iteração do método de geração de colunas, o problema de precificação é resolvido  $|K|$  vezes. Um algoritmo para encontrar o caminho mínimo entre dois vértices em um grafo como *Dijkstra* pode ser aplicado. Para testar se o caminho gerado é atrativo ou não para entrar no PMR, os valores duais da iteração anterior são utilizados para precificar os caminhos. Em termos matemáticos, deve-se verificar se as restrições duais são violadas:

$$\pi^k + \sum_{l \in L} d_k a_p^l \beta_l \leq 0, \forall k \in K, \forall p \in P^k \quad (4.1)$$

Nessa implementação, os conjuntos iniciais  $Q^k$  são gerados como segue. Para garantir uma solução viável para o problema, um caminho que respeite as restrições de domínios é provido para cada requisição  $k \in K$ . Assim, é computado o menor caminho conectando os vértices de cada requisição  $k$  em termos de número de saltos.

### 4.3.2 Princípio de Funcionamento

Uma heurística bastante usada para obter soluções primais é conhecida como *Heurística Mestre Restrito* (HMR) [Joncour et al., 2010]. A ideia principal é resolver a relaxação de PL do problema através do procedimento de geração de colunas descrito acima e resolver o PMR resultante com restrições de integralidade nas variáveis. Assim, utilizamos a ideia da HMR, com a diferença de que o PMR não é resolvido apenas uma vez durante o processo de ramificação ou *branching* empregado. O processo de ramificação consiste em impor limites às variáveis fracionárias, em busca de soluções inteiras para o problema. Este é baseado na dicotomia das variáveis, isto é, a variável pode assumir o valor zero ou o valor um. As variáveis utilizadas neste processo pertencem ao conjunto  $\{y_l^w : \forall w \in W, \forall l \in L\}$ .

Resolver um PLI nos permite alcançar uma solução viável e avaliar quão perto esta solução está da solução ótima, entretanto sua execução pode levar um tempo considerável. Portanto, foi estabelecido um limite de tempo em sua execução, além de um número de iterações para este processo.

Essa modelagem matemática, na qual são definidos o problema mestre e o sub-problema de precificação, é apresentada apenas com o intuito de explicitar uma outra estratégia de solução do problema, que pode ser exata ou não. No Capítulo 5, os resultados apresentados, que dizem respeito a esta abordagem, foram obtidos de [Oliveira et al., 2013]. Eles foram incluídos para se ter uma base de comparação para os algoritmos propostos nesta dissertação.

## 4.4 Heurísticas de Refinamento

A qualidade associada à maioria das soluções iniciais geradas a partir de critérios gulosos tende a não ser boa. Entretanto são facilmente calculadas com um custo computacional baixo. O princípio básico das heurísticas de refinamento é, dada uma solução inicial de entrada, realizar pequenas perturbações a fim de explorar vizinhanças que possam melhorar a solução atual.

Dado um problema combinatório que possui um conjunto de soluções  $S$ , a vizinhança é um elemento que introduz a noção de proximidade entre as soluções em  $S$ , sendo um mapeamento  $N : S \rightarrow 2^S$  de um subconjunto de soluções em  $S$ . As vizinhanças de qualidade para um determinado problema permitem representar de forma eficiente o conjunto de soluções vizinhas a qualquer solução  $s$ .

### 4.4.1 Busca local para o problema de roteamento e agregação de tráfego

Este método de busca local é bem simples. Dado um conjunto de requisições a serem atendidas, cada vizinhança é representada pelo movimento de desalocar os recursos que uma requisição ocupa na rede e realocá-la de acordo com a função objetivo escolhida.

Inicialmente são apresentados os algoritmos de alocação e desalocação das demandas na rede, que nada mais é do que um processo de liberação e reserva de recursos usados nos arcos.

---

**Algorithm 9** Enlace::alocaRequisicao

---

**Require:** *requisicao*

**Ensure:** *arco com a requisicao alocada*

```

1: demanda  $\leftarrow$  requisicao.demanda
2:  $i \leftarrow 0$ 
3: while demanda > 0 do
4:   if  $residualQ_s[i] \leq demanda$  then
5:     demanda  $\leftarrow$  demanda -  $residualQ_s[i]$ 
6:      $residualQ_s[i] \leftarrow 0$ 
7:   else
8:      $residualQ_s[i] \leftarrow residualQ_s[i] - demanda$ 
9:     demanda  $\leftarrow 0$ 
10:  end if
11:   $i \leftarrow i + 1$ 
12: end while
13:  $nLambdaAlocados \leftarrow i$ 

```

---

Como apresentado no Algoritmo 9, o laço entre as linhas 3 e 12 é responsável por alocar o recurso para trafegar a requisição através do arco. As linhas 6 e 8 atualizam a capacidade do comprimento de onda no arco e a 11 incrementa o número de comprimentos de onda utilizados, caso seja necessário alocar novo recurso.

O algoritmo 10, responsável por desalocar uma requisição, difere do descrito anteriormente apenas na atualização da capacidade do arco. As linhas 6 e 8 atualizam a capacidade do comprimento de onda atual utilizado e a linha 11 decrementa o número de comprimentos de onda alocados.

O algoritmo de busca local em 11 realoca as requisições como mencionado anteriormente.

---

**Algorithm 10** Enlace::desalocaRequisicao

---

**Require:** *requisicao***Ensure:** *arco com a requisicao desalocada*

```

1: demanda ← requisicao.demanda
2: i ← nLambdaAlocados − 1
3: while demanda > 0 do
4:   if demanda + residualQs[i] > capacidadeTotal then
5:     demanda ← demanda − (capacidadeTotal − residualQs[i])
6:     residualQs[i] ← capacidadeTotal
7:   else
8:     residualQs[i] ← residualQs[i] + demanda
9:     demanda ← 0
10:  end if
11:  i ← i − 1
12: end while
13: nLambdaAlocados ← i + 1

```

---



---

**Algorithm 11** Busca local

---

**Require:** *requisicoes, rede, estrategia***Ensure:** *otimo local de acordo com a vizinhanca utilizada*

```

1: solucaoBase ← solucaoInicial(estrategia)
2: houveMelhoria ← true
3: while houveMelhoria do
4:   houveMelhoria ← false
5:   for i ∈ {1 ... requisicoes} do
6:     solucaoCorrente ← solucaoBase
7:     solucaoCorrente.desalocaRequisicao(requisicoes[i])
8:     requisicoes[i].rotaTrabalho ← obterRotaTrabalho()
9:     requisicoes[i].rotaProtecao ← obterRotaProtecao()
10:    solucaoCorrente.alocaRequisicao(requisicoes[i])
11:    if solucaoCorrente.getObjetivo() < melhorSolucao.getObjetivo() then
12:      melhorSolucao ← solucaoCorrente
13:      houveMelhoria ← true
14:    end if
15:  end for
16:  solucaoBase ← melhorSolucao
17: end while

```

---

O laço entre as linhas 5 e 15 realocam as demandas e a condição entre as linhas 11 e 14 verificam se este processo forneceu melhorias para a solução do problema. As linhas 8 e 9 refazem o roteamento da requisição considerando o novo estado de recursos disponíveis na rede.

O procedimento tem complexidade  $O(n \times m)$ , já que aloca as  $n$  requisições  $m$

vezes, sendo  $m$  o número de iterações realizadas na busca local.

É esperado que a busca local forneça bons resultados, explorando a vizinhança de forma sistemática e convergindo para um ótimo local, dada uma solução inicial como entrada. Essa busca e as perturbações são as mesmas para todos os objetivos tratados.

#### 4.4.2 Greedy Randomized Adaptive Search Procedure - GRASP

O *Greedy Randomized Adaptive Search Procedure* (GRASP) é uma meta-heurística comumente aplicada em problemas de otimização. O algoritmo consiste em sucessivas iterações que realizam construções gulosas e buscas locais para melhoria da solução atual.

A fase de construção da solução inicial é chamada de fase construtiva, e resume-se a gerar uma solução gulosa guiada por uma lista restrita de candidatos. Esta lista é considerada no momento de escolher qual é o próximo elemento a fazer parte da solução. As seções a seguir explicam o que é feito em cada fase do algoritmo.

O método GRASP, como pode ser visto no algoritmo 12, é uma meta-heurística iterativa simples, baseado em uma estratégia multipartida adaptativa. Os critérios de parada adotados foram: número de iterações ou tempo de processamento. A condição de parada é representada pelo laço entre as linhas 1 e 7. Os passos entre as linhas 4 e 6 atualizam a melhor solução encontrada globalmente. O parâmetro  $\alpha$  define a porcentagem da lista de candidatos que será levada em consideração na construção da solução inicial.

---

#### Algorithm 12 GRASP

---

**Require:** *requisicoes*,  $\alpha$

**Ensure:** *melhor solucao dentre os mnimos locais analisados*

```

1: while condicao de parada nao for satisfeita do
2:   solucaoCorrente  $\leftarrow$  faseConstrutiva( $\alpha$ )
3:   novaSolucao  $\leftarrow$  buscaLocal(solucaoCorrente)
4:   if novaSolucao.valorObjetivo  $\leq$  melhorSolucao.valorObjetivo then
5:     melhorSolucao  $\leftarrow$  novaSolucao
6:   end if
7:   perturbacao(solucaoCorrente)
8: end while
9: return melhorSolucao

```

---

Pelo fato de o critério de parada adotado neste trabalho levar em consideração o tempo de execução, a maior parcela do tempo de processamento é gasto sem obter nenhuma melhoria no processo de busca. Uma melhor estratégia seria definir o critério

de parada de acordo com a qualidade da solução atual. Neste caso, poderia ter sido criado um parâmetro  $\gamma$  que definiria o limite percentual mínimo entre duas soluções obtidas consecutivamente. Ou seja, seja  $s_1$  o valor da solução obtida na iteração anterior do *GRASP* e seja  $s$  o de sua solução atual, caso  $\frac{|s-s_1|}{s_1} \geq \gamma$  o processo de busca pode continuar, já que a diferença entre as soluções ainda é considerável e há, portanto, possibilidade de melhoria da solução global. A importância em se tratar um critério baseado no refinamento da função objetivo está diretamente relacionada à diminuição do tempo de execução dos algoritmos.

#### 4.4.2.1 Fase construtiva

Primeiramente, as requisições são ordenadas em relação às suas respectivas demandas. O parâmetro  $\alpha$  define um sub-conjunto de requisições que irão compor a lista restrita de candidatos. São realizadas  $|K|$  iterações até que a solução seja construída e cada iteração representa uma escolha de uma requisição a ser incluída na mesma. Essa escolha é realizada aleatoriamente sobre o sub-conjunto definido por  $\alpha$ .

O procedimento descrito anteriormente representa a parte adaptativa do método (trecho entre as linhas 2 e 3 correspondente no algoritmo 13), pois a cada escolha de um item a ser incorporado à solução, o estado na rede pode ser diferente. Isso implica que outras requisições, ao serem roteadas, têm a possibilidade de utilizar recursos já alocados. Sendo assim, a cada passo uma requisição é escolhida da lista restrita de candidatos, a nova solução vai sendo construída com todas as requisições iniciais, mas com uma ordem de atendimento diferente (trecho entre as linhas 4 e 6). O algoritmo 13 mostra o algoritmo implementado:

---

#### Algorithm 13 Fase construtiva

---

**Require:** *requisicoes*, *rede*,  $\alpha$

**Ensure:** *solucao inicial randomizada*

```

1: while requisicoes  $\neq \emptyset$  do
2:   ordena requisicoes
3:   menorCusto  $\leftarrow \text{rand}() \% (\alpha \times \text{requisicoes.size}())$ 
4:   req  $\leftarrow \text{requisicoes}[\text{menorCusto}]$ 
5:   novaListaRequisicoes  $\leftarrow \text{novaListaRequisicoes} \cup \text{req}$ 
6:   requisicoes  $\leftarrow \text{requisicoes} - \text{req}$ 
7:   solucaoCorrente.alocaRequisicao(req)
8: end while
9: solucaoCorrente.setRequisicoes(novaListaRequisicoes)
10: return solucaoCorrente

```

---

#### 4.4.2.2 Fase de perturbação

Em problemas de otimização há o conceito de *ótimos locais*. Considerando um espaço de soluções e tomando como partida uma solução qualquer, ao passo que se realiza pequenos movimentos para melhoria dessa solução chega-se a um certo ponto que a solução não é mais melhorada. Neste ponto tem-se os ótimos locais.

Infelizmente a maioria dos ótimos locais não estão próximos da solução ótima global, logo são necessárias estratégias que possibilitem ao algoritmo mover-se de um ótimo local para outro ponto no espaço de soluções. A perturbação de uma solução tem essa responsabilidade.

O que foi proposto para este trabalho é baseado na proibição de arcos para rotear demandas. Uma requisição é escolhida aleatoriamente do conjunto de requisições e sua rota de trabalho tem todos seus arcos desativados na rede. Isso impede que sejam obtidas rotas que usam quaisquer dos arcos desativados, o que implica em uma alteração significativa das novas rotas de atendimento das requisições.

### 4.5 Solução hierárquica para o problema de roteamento em redes ópticas multi-domínio

O principal aspecto que diferencia o roteamento em um domínio único e o multi-domínio é o fato de que neste não há o conhecimento de como o tráfego está sendo tratado internamente aos domínios. Na realidade, os domínios possuem políticas internas de roteamento que não são de conhecimento de domínios adjacentes, o que dificulta a resolução do problema de forma integrada.

O algoritmo implementado neste trabalho tem como base um dos algoritmos clássicos da literatura, denominado hierárquico. O algoritmo hierárquico define que o roteamento será realizado em vários níveis. No problema em questão temos dois níveis, em que o mais externo resolve o problema de roteamento através de rotas inter-domínios e o mais interno resolve o mesmo problema, mas considerando apenas arcos internos a um domínio específico.

O problema em redes multi-domínio é tratado de forma semelhante ao que é feito no domínio único. São as mesmas regras de roteamento e de atribuição de comprimentos de onda. A diferença significativa é que para a solução do problema multi-domínio é feita uma divisão do problema de roteamento em duas camadas, sendo que na primeira camada são tratadas as requisições inter-domínios e na segunda as requisições intra-domínio.

### 4.5.1 Descrição do modelo hierárquico

O modelo proposto para resolver este problema é denominado de *Abstração Hierárquica*. Dado uma rede de entrada, a abstração será obtida a partir de todos os vértices que representam roteadores de borda em cada um dos domínios.

Se uma requisição tem seu par origem-destino em domínios diferentes, uma rota de atendimento será obtida desde o domínio de origem até o domínio de destino. A rota interna será criada sem considerar o custo de se rotear uma requisição até aquele domínio, ou seja, um domínio também não tem conhecimento sobre toda a topologia da rede onde ele se encontra.

O custo total da rota de atendimento de uma requisição é o somatório dos custos internos de cada domínio pelo qual a requisição trafegou somado ao custo de cada arco inter-domínio que a rota utilizou na *Abstração Hierárquica*.

Supondo que dois domínios estão conectados por apenas um arco, o roteamento de demandas inter-domínios é feito simplesmente calculando uma rota entre os roteadores de borda dos dois domínios. Uma vez definidas as rotas inter-domínio, é possível conhecer quais domínios são utilizados como nós de transbordo dessas requisições. Sendo assim, cada domínio pode ficar responsável pelo processo de roteamento de forma independente, pois são conhecidas as requisições que passam por ele e há apenas um roteador de borda de chegada e um de saída.

O problema do roteamento inter-domínio se torna complexo quando domínios adjacentes estão conectados por mais de um arco. Considerando a topologia física, são vários roteadores de borda alcançáveis a partir de um domínio adjacente. Ao se definir a abstração sobre os domínios, esses roteadores seriam representados por apenas um vértice e então haveria mais de um arco conectando o mesmo par de vértices. O resultado dessa abstração é um multigrafo. O algoritmo de menor caminho originalmente não resolve de forma satisfatória o cálculo de rotas neste contexto. Isso porque ao se analisar os arcos entre o par de vértices na abstração, não seria possível descobrir qual roteador de borda deve ser usado na topologia física da rede multi-domínio.

Uma vez definido que uma requisição será roteada para fora de um domínio, usando um roteador de borda específico, o roteador de chegada da requisição no domínio adjacente já estaria definido como pertencente à rota de atendimento da requisição. Como as rotas de atendimento na abstração fornecem os insumos necessários para realizar o roteamento intra-domínio, o roteamento interno precisa de informações oriundas do roteador de borda de chegada e saída dos domínios adjacentes. A Figura 4.3 apresenta a topologia em que domínios adjacentes são conectados por mais de um arco.

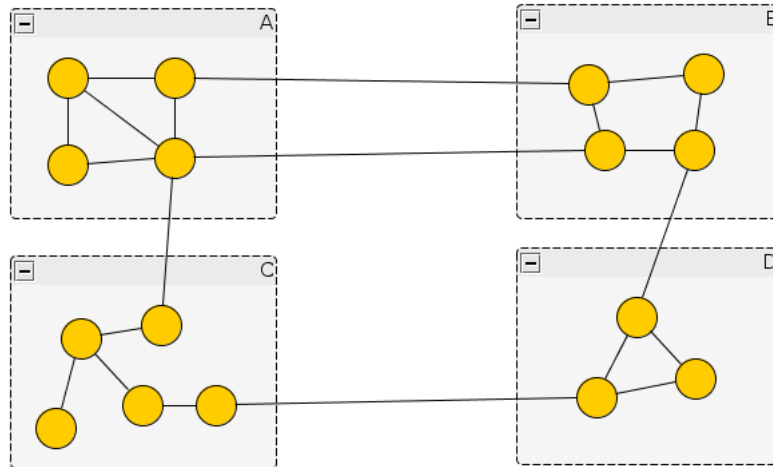


Figura 4.3. Topologia de uma rede multi-domínio

#### 4.5.2 Solução proposta

O Algoritmo 14 apresenta como a topologia da *Abstração Hierárquica* é obtida.

---

**Algorithm 14** Obtenção da Abstração Hierárquica

---

**Require:** *rede*

**Ensure:** *rede com abstracao multidominios*

```

1: for all arco ∈ rede.arcos do
2:   if rede.getDominio(arco.origem) ≠ rede.getDominio(arco.destino) then
3:      $v_1 \leftarrow \text{criaVerticeFicticio}(\text{rede.getDominio}(\text{arco.origem}))$ 
4:      $v_2 \leftarrow \text{criaVerticeFicticio}(\text{rede.getDominio}(\text{arco.destino}))$ 
5:     if  $v_1 \notin \text{novaRede}$  then
6:        $\text{novaRede} \leftarrow \text{novaRede} \cup v_1$ 
7:        $\text{novaRede} \leftarrow \text{novaRede} \cup \text{novoEnlace}(v_1, \text{arco.destino})$ 
8:     end if
9:     if  $v_2 \notin \text{novaRede}$  then
10:       $\text{novaRede} \leftarrow \text{novaRede} \cup v_2$ 
11:       $\text{novaRede} \leftarrow \text{novaRede} \cup \text{novoEnlace}(v_2, \text{arco.origem})$ 
12:    end if
13:     $\text{novaRede} \leftarrow \text{novaRede} \cup \text{arco.origem} \cup \text{arco.destino}$ 
14:     $\text{novaRede} \leftarrow \text{novaRede} \cup \text{arco}$ 
15:  end if
16: end for
17: return novaRede

```

---

As linhas 3 e 4 criam os vértices fictícios correspondentes a cada um dos domínios. Estes vértices serão conectados a todos os roteadores de borda do domínio e terão a função de representá-lo na abstração. O código entre as linhas 5 e 12 incluem os

vértices fictícios, caso eles ainda não tenham sido adicionados à rede, e criam os arcos que conectam o vértice fictício de um domínio a todos os seus roteadores de borda. As linhas 13 e 14 incluem os vértices físicos e o respectivo arco.

Um domínio é composto de uma rede interna e roteadores de borda que o liga a domínios adjacentes. Então, uma requisição que parte de uma rede externa e trafega em direção a um domínio, o único dispositivo alcançável diretamente é o roteador de borda. Com base nisso, foi proposta uma nova representação em que os roteadores de borda também fazem parte da topologia de nível mais externo.

Supondo que dois domínios adjacentes estejam conectados por mais de um arco, na topologia física haverá vértices distintos que fazem parte da conexão. Tal aspecto torna o problema de roteamento de primeiro nível idêntico ao de domínio único, logo as rotinas utilizadas para resolver o problema com apenas um domínio poderão ser utilizadas, com as devidas adaptações.

Definidas as rotas de atendimento de todas as requisições que possuem origem e destino em domínios diferentes, é necessário informar a cada um dos domínios as respectivas requisições que serão de sua responsabilidade no roteamento interno. Cada domínio calcula suas próprias rotas de atendimento, tanto para as requisições internas quanto para as requisições inter-domínios, neste último baseado nos roteadores de borda utilizados no primeiro nível de roteamento.

Essa abordagem é aplicada tanto para o algoritmo *GRASP* quanto para o modelo matemático resolvido pelo *CPLEX*. Em ambos os casos, o problema de roteamento no nível mais externo é resolvido primeiro. A partir da solução obtida, é definida a estratégia de roteamento em cada um dos domínios pertencentes à rede.

É importante salientar que a qualidade de serviço pode ficar prejudicada ao passo que são adicionadas restrições à topologia da rede. Definido o modelo hierárquico, rotas de proteção, por exemplo, podem deixar de existir nas topologias internas dos domínios. Sendo assim, as instâncias devem ser elaboradas de forma a permitir certo critério que se deseja analisar.

Considerando o solução para o modelo matemático, as restrições de alocação de comprimentos de onda não são aplicáveis aos arcos fictícios da abstração, pois não constituem recurso físico da rede. As restrições de fluxo incidem sobre todas os arcos, inclusive os fictícios. Isso é necessário para realizar o roteamento das requisições respeitando sua origem e destino nos domínios. As informações globais sobre conectividade não são de conhecimento dos dispositivos internos aos domínios, com exceção dos roteadores de borda.

### 4.5.3 Métodos implementados

O Algoritmo 15 apresenta, de forma resumida, o método que extrai a topologia dos domínios, que representa o segundo nível da *Abstração Hierárquica* descrita.

---

**Algorithm 15** Obtenção da topologia dos domínios

---

**Require:** *rede*

**Ensure:** *topologia dos dominios*

```

1: for all vertice  $\in$  rede.vertices do
2:   dominio  $\leftarrow$  novoDominio(vertice.getDominioPertencente())
3:   if dominio  $\notin$  dominios then
4:     dominios  $\leftarrow$  dominios  $\cup$  dominio
5:   end if
6:   dominio  $\leftarrow$  dominio  $\cup$  vertice
7:   for all arco  $\in$  vertice do
8:     if arco.destino  $\in$  dominio then
9:       dominio  $\leftarrow$  dominio  $\cup$  arco
10:    else
11:      dominio.roteadoresDeBorda  $\leftarrow$  dominio.roteadoresDeBorda  $\cup$ 
        arco.origem
12:    end if
13:  end for
14: end for
15: return dominios

```

---

A linha 2 cria um domínio a partir de informações do vértice físico da rede, tal como definido no arquivo de entrada. O trecho de código entre as linhas 3 e 5 incluem um novo domínio caso ele ainda não tenha sido criado. O comando da linha 6 inclui o vértice ao domínio atual e o laço entre as linhas 7 e 13 incluem todos os arcos ao domínio caso suas extremidades pertençam ao mesmo domínio.

O Algoritmo 16 mostra como as requisições são atribuídas aos domínios logo após a solução do roteamento de primeiro nível, ou seja, a *Abstração Hierárquica*.

O trecho de código entre as linhas 3 e 23 atribuem a cada domínio, pertencente às rotas de atendimento, a requisição *reqInterna*. Esta requisição pode possuir origem ou destino em um determinado domínio, assim como ser apenas de transbordo, ou seja, a requisição usa um determinado domínio para alcançar um outro adjacente. A variável *regOriginal* diz respeito à requisição definida no arquivo de entrada, que possui origem e destino reais. Para rotear a requisição dentro de um domínio é necessário redefinir origem ou destino de acordo com a necessidade. Caso a requisição tenha origem em um determinado domínio, o destino é definido como o roteador de borda calculado no roteamento feito sobre a abstração hierárquica. As linhas de 6 a 8 tratam este caso. Quando ela possui o destino em um domínio, a origem é o roteador de borda de entrada

---

**Algorithm 16** Definição das requisições nos domínios
 

---

**Require:** *requisicoes, dominios***Ensure:** *dominios com requisicoes a serem atendidas*

```

1: for all req ∈ requisicoes do
2:   reqInterna ← req
3:   for all v ∈ req.rotaTrabalho ∪ req.rotaProtecao do
4:     dominio ← dominios[v.getDominioPertencente()]
5:     if v ≡ origem then
6:       reqInterna.origem ← reqOriginal.origem
7:       reqInterna.destino ← v
8:       dominio.adicionaRequisicao(reqInterna)
9:     else
10:    if v ≡ destino then
11:      reqInterna.origem ← v
12:      reqInterna.destino ← reqOriginal.destino
13:      dominio.adicionaRequisicao(reqInterna)
14:    else
15:      if reqInterna ∉ dominio then
16:        reqInterna.origem ← v
17:        reqInterna.destino ← v
18:        dominio.adicionaRequisicao(reqInterna)
19:      else
20:        reqAux ← dominio.getRequisicao(reqInterna.id)
21:        reqAux.destino ← v
22:      end if
23:    end if
24:  end if
25: end for
26: end for
27: return dominios

```

---

do domínio, logo o destino será o destino real definido no arquivo de entrada. As linhas de 11 a 13 são responsáveis por essa definição. O trecho de código entre as linhas 15 e 22 tratam a condição de que a requisição é de transbordo. Logo, origem e destino serão definidos como os vértices extremos da sub-rota dentro do domínio.

#### 4.5.4 Paralelização

Analisando as características do problema, verificou-se que os domínios são independentes em relação aos seus dados. Ou seja, obtida a solução do roteamento no nível 1 da *Abstração Hierárquica*, o atendimento de requisições em um domínio específico não depende de informações externas. Cada domínio possui demandas associadas a pares origem-destino dentro de sua própria topologia física e o roteamento deve ser

realizado apenas sobre os recursos de rede do respectivo domínio. Essa característica propicia a paralelização do método, sendo assim, a solução foi revista e o procedimento paralelizado é apresentado no Algoritmo 17. O principal objetivo é utilizar melhor os recursos presentes nos computadores da atualidade.

---

**Algorithm 17** Paralelização do procedimento de roteamento multidomínios

---

**Require:** *rede*

**Ensure:** *solucao dos dominios*

```

1: redeNivel1 ← abstracaoHierarquica(rede)
2: dominios ← obtemTopologiaDominios(rede)
3: solucaoNivel1 ← graspSingleDomain(redeNivel1)
4: defineRequisicoesNosDominios(dominios, solucaoNivel1)
5: for all dominio ∈ dominios do
6:   newThread ← Start(dominio, graspSingleDomain)
7: end for
8: wait
9: for all dominio ∈ dominios do
10:  dominio.imprimeSolucao()
11: end for
12: return dominios

```

---

O Algoritmo 17 apresenta a arquitetura básica da solução proposta para o problema de roteamento e agregação de tráfego em redes ópticas multi-domínio. As linhas 1 e 2 extraem a topologia de nível 1 e 2 respectivamente. O código da linha 3 resolve o problema no nível 1 e a linha 4 utiliza o resultado desse nível para definir as requisições nos domínios por onde as requisições foram trafegadas. O código entre as linhas 5 e 7 dispara uma *thread* para resolver de forma distribuída cada um dos domínios. A linha 8 executa um procedimento que espera que todas as *threads* terminem a execução e o laço entre as linhas 9 e 11 imprime a solução para cada domínio.

## 4.6 Solução integrada para o problema de roteamento em redes ópticas multi-domínio

A solução hierárquica define um roteamento em camadas, em que cada uma delas é resolvida separadamente. Já no roteamento integrado, o problema é resolvido de uma só vez. Há restrições inerentes à topologia de redes multi-domínio que devem ser respeitadas a fim de condizer com o que é realizado na prática.

Na solução integrada há o conhecimento sobre toda a topologia da rede. As restrições que definem o escopo dos domínios estão associadas ao custo dos arcos que

conectam domínios adjacentes. Neste caso, são associados custos infinitos a estes arcos se houver uma tentativa de utilizá-los para trafegar alguma requisição que possui origem e destino em um mesmo domínio. Para isso são adicionadas restrições no modelo matemático que alteram a forma de roteamento dessas requisições.

Em relação aos valores das funções objetivo, essa abordagem fornece o limite inferior para a solução do problema de roteamento em redes ópticas multi-domínio. Uma vez que toda a topologia é conhecida, é estabelecido um limite inferior fraco quando as restrições de definição de domínios são retiradas e o problema é resolvido como se fosse um único domínio.

Sendo assim, a solução deste problema acrescentando as restrições de definição de domínios, estabelece o limite inferior forte, no caso particular a solução ótima para o problema. Esse limite possibilita comparações a respeito da qualidade da solução obtida por outros algoritmos.



# Capítulo 5

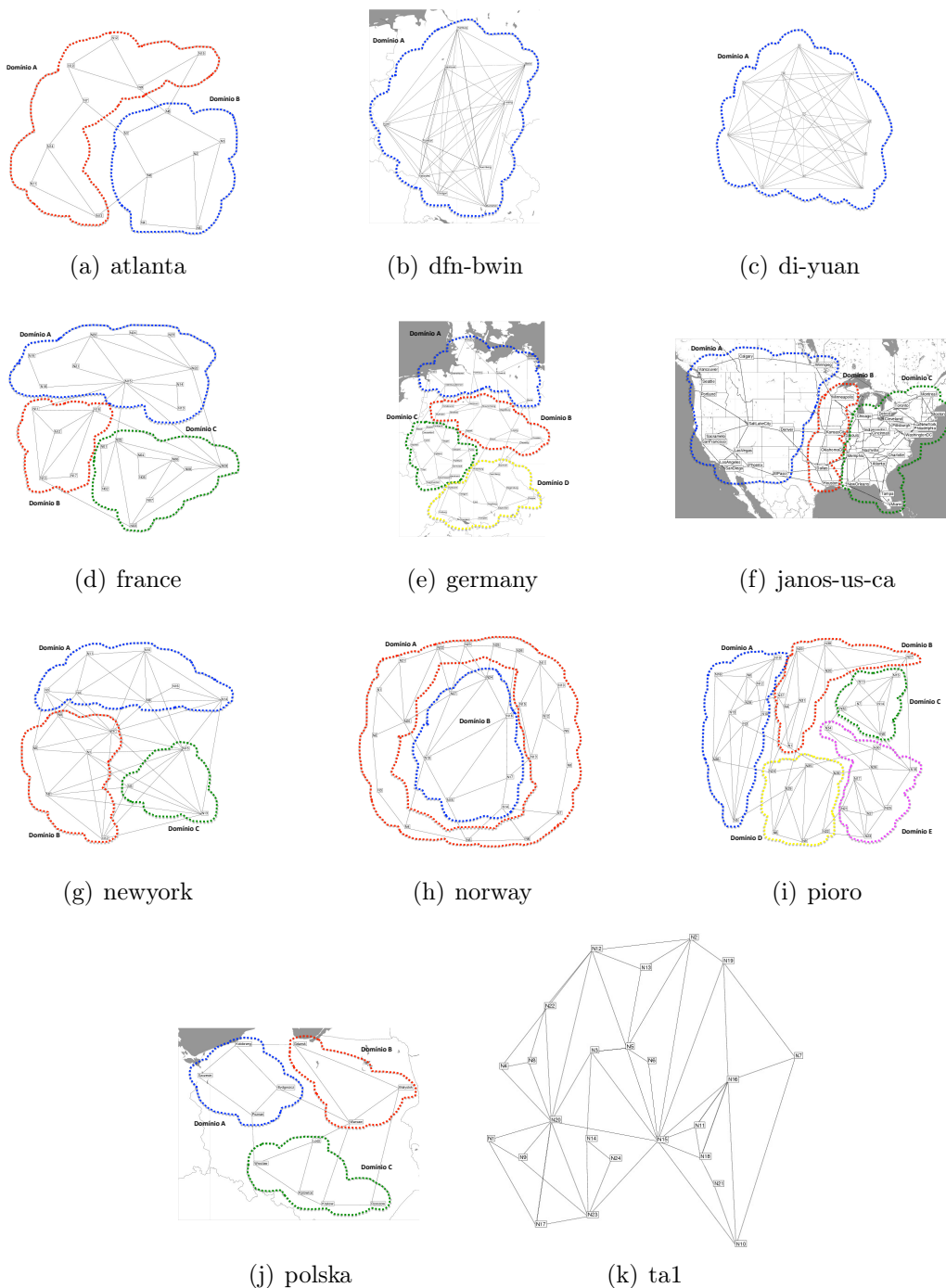
## Experimentos computacionais

Neste capítulo são apresentados os resultados obtidos para os experimentos realizados. Os modelos matemáticos propostos são resolvidos pelo pacote comercial *CPLEX 12.5*, fornecendo soluções ótimas ou viáveis com seus respectivos *gaps*.

As instâncias utilizadas no modelo são as mesmas para a execução das heurísticas implementadas. Os resultados são apresentados primeiramente para o problema de roteamento em redes ópticas considerando apenas um domínio e posteriormente para o problema de roteamento em redes multi-domínio, levando em consideração os mesmos objetivos e restrições.

### 5.1 Instâncias e topologias de rede

Foram utilizadas 11 topologias de rede diferentes, como mostrado na Figura 5.1, todas obtidas do repositório *SNDLib*, mais detalhes em [Orlowski et al., 2007]. Algumas topologias são exemplos de redes físicas reais de cidades e países, sendo fornecidas por operadoras de redes de telecomunicações ou por fabricantes de equipamentos, diretamente ou através de parceiros acadêmicos (*dfn-bwin*, *france*, *polska*, *ta1*). Uma outra parcela é definida como redes de referência em grandes projetos de pesquisa. Estas não representam redes reais, mas foram cuidadosamente construídas para corresponderem a cenários realísticos (*germany50*). E sobre outras não há certeza a respeito da origem, mas foram utilizadas na literatura, referente a projeto de redes, antes de serem incorporadas ao repositório da *SNDLib* (*atlanta*, *newyork*, *norway*, *di-yuan*, *janos* e *pioro40*).



**Figura 5.1.** Topologias de Rede da SNDLib

A topologia em 5.1(f) foi elaborada a fim de possibilitar cenários em que os 3 domínios façam parte das rotas de atendimento das requisições. Dessa forma há a necessidade de utilizar recursos internos aos domínios intermediários.

Em 5.1(b) e 5.1(c), as topologias foram definidas para representar um único domínio. Neste caso, pode-se assumir que cada nó da rede é um domínio ou todos eles

pertencem a um único domínio, reduzindo assim o problema de roteamento em redes multi-domínio ao problema de roteamento em domínio único.

A Figura 5.1(h) apresenta uma topologia que é baseada nas redes ópticas em anel. Por fim, a topologia na Figura 5.1(i) foi projetada para testar a eficiência dos algoritmos e modelo matemático quando submetidos a instâncias de maior porte.

As demandas oriundas das instâncias da *SNDLib* foram mantidas para o uso neste trabalho. Apenas para os casos em que foi necessário extrapolar a capacidade da rede, é que o conjunto de demandas foi ampliado.

Outro aspecto importante está relacionado à configuração dos vértices. Para cada um destes, foi incluída uma nova informação, que é a qual domínio o mesmo pertence. Desta forma, cada topologia tem sua estrutura de domínios, que serve como insumo para análise dos diversos contextos no tráfego de dados em redes multi-domínio.

A configuração da topologia das redes ópticas, assim como a distribuição de requisições a serem atendidas nas mesmas, é apresentada na Tabela 5.1.

**Tabela 5.1.** Configuração das instâncias utilizadas

Id	$ V $	$ E $	$ K $	$ S $	Média por $d_k$	Média por $\lambda$	Domínios
atlanta	15	22	210	200	651.07	2000	2
dfn-bwin	10	45	90	200	6093.20	2000	10
di-yuan	11	42	22	200	2.40	2000	11
france	25	45	300	200	332.76	2000	3
germany50	50	88	662	200	3.57	2000	4
janos-us-ca	39	122	1482	200	1371.30	2000	3
newyork	16	49	240	200	7.39	2000	3
norway	27	51	702	200	7.61	2000	2
pioro40	40	89	780	200	148.65	2000	5
polska	12	18	66	200	150.65	2000	3
ta1	24	55	396	210	25573.86	12371.42	1

Os testes foram realizados em um computador com a seguinte configuração: processador *Intel(R) Xeon(R) CPU E5405 @ 2.00GHz* e *16GB* de memória RAM. É importante destacar que a instância *ta1* é de grande porte e foi criada para testar sobrecarga da rede. Como será observado na apresentação dos resultados, em alguns cenários não foi possível obter sua solução exata.

As funções objetivo estudadas estão classificadas de acordo com a formulação adotada e as respectivas restrições associadas ao modelo matemático:

$\min(\lambda)^{sd}$  : objetivo de minimizar o número de comprimentos de onda alocados, considerando a formulação sem proteção no roteamento em domínio único;

$\min(\lambda)^{psd}$  : objetivo de minimizar o número de comprimentos de onda alocados, considerando a formulação com proteção no roteamento em domínio único;

$\min(\lambda)^{md}$  : objetivo de minimizar o número de comprimentos de onda alocados, considerando a formulação sem proteção no roteamento em redes multi-domínio;

$\min(\alpha)^{sd}$  : objetivo de minimizar o fator de balanceamento de carga, considerando a formulação sem proteção no roteamento em domínio único;

$\min(\alpha)^{psd}$  : objetivo de minimizar o fator de balanceamento de carga, considerando a formulação com proteção no roteamento em domínio único;

$\min(\alpha)^{md}$  : objetivo de minimizar o fator de balanceamento de carga, considerando a formulação sem proteção no roteamento em redes multi-domínio;

$\max(a^k)^{sd}$  : objetivo de maximizar o número de requisições atendidas, considerando a formulação sem proteção no roteamento em domínio único;

$\max(a^k)^{psd}$  : objetivo de maximizar o número de requisições atendidas, considerando a formulação com proteção no roteamento em domínio único;

$\min(x^k)^{sd}$  : objetivo de minimizar o número de saltos das rotas de atendimento, considerando a formulação sem proteção no roteamento em domínio único;

$\min(x^k)^{psd}$  : objetivo de minimizar o número de saltos das rotas de atendimento, considerando a formulação com proteção no roteamento em domínio único;

$\min(x^k)^{md}$  : objetivo de minimizar o número de saltos das rotas de atendimento, considerando a formulação sem proteção no roteamento em redes multi-domínio;

### 5.1.1 Configuração para a execução dos algoritmos

#### *GRASP*

- $\alpha$  - porcentagem da lista restrita de candidatos: 0.4;
- Tempo limite de execução: 720 segundos;
- Número de execuções: 15.

#### *Algoritmo genético*

- Tamanho da população: 300 indivíduos;
- Número de gerações: varia de acordo com o tempo, que foi definido em 720 segundos;

- Probabilidade de mutação: 0.3;
- Probabilidade de cruzamento: 0.7;
- Probabilidade de escolha do arco: 0.9;
- Número de execuções: 15;
- Tamanho do torneio: 5.

### *CPLEX*

- Tempo limite de execução: 7200 segundos para a solução integrada e 3600 segundos para a hierárquica.

A probabilidade de escolha do arco é utilizada principalmente na criação da população inicial no AG e na criação da solução inicial no GRASP. É importante destacar que uma vez que o custo do arco é zerado, ou seja, é não negativo, não há a possibilidade de gerar ciclos nas rotas. Portanto, não foi necessário tratar esse tipo de comportamento.

O parâmetro que define a probabilidade de cruzamento é utilizado para fornecer uma maior diversidade aos indivíduos gerados ao longo das gerações. Não é usual nos algoritmos genéticos clássicos, mas foi importante neste trabalho para possibilitar que cada requisição pudesse sofrer ou não o cruzamento, gerando indivíduos bem distintos ao final deste processo.

## 5.2 Roteamento em domínio único

Nesta seção serão apresentados os resultados que correspondem à solução do problema de roteamento em redes ópticas considerando um domínio único. As métricas discutidas ao longo deste trabalho serão analisadas de acordo com a qualidade da solução.

Para que a análise das heurísticas implementadas para o problema fosse mais abrangente, as respectivas relaxações lineares foram apresentadas para todos os cenários e critérios abordados. A relaxação linear do ILP fornece o limite inferior para resolução do problema, logo é possível comparar melhor a qualidade das soluções. O campo que contém essas informações está codificado nas tabelas como *CPLEX<sub>r</sub>*.

No intuito de elucidar os resultados para o número de requisições atendidas e o balanceamento de carga, os valores foram apresentados em termos percentuais em

relação ao modelo matemático (PLI). As demais funções objetivo foram apresentadas tal como obtidas na execução dos algoritmos. Em se tratando de um problema de minimização, como é o caso do balanceamento de carga, os percentuais tendem a ser maiores ou iguais a 100%. Por outro lado, em um problema de maximização os valores percentuais tendem a ser menores ou iguais a 100%. Uma vez que o percentual é igual a 100%, significa que o algoritmo obteve uma solução com valor igual ao do modelo matemático.

### 5.2.1 Número de comprimentos de onda alocados

A Tabela 5.2 apresenta os resultados obtidos para o roteamento sem proteção considerando o objetivo de minimizar o número de comprimentos de onda alocados. O *gap*, distância entre o valor da função objetivo obtido pelo *CPLEX* e os limites inferior e superior do problema, é fornecido na resolução da instância pelo pacote *CPLEX* e está definido em termos percentuais.

**Tabela 5.2.** Resultados obtidos considerando o cenário  $min(\lambda)^{sd}$

Id	CPLEX <sub>r</sub>	CPLEX	Tempo(s)	GAP (%)	GRASP	AG
atlanta	138.700	148.000	7199.500	2.811	154.000	157.730
dfn-bwin	279.320	296.000	7202.600	0.989	<b>297.070</b>	308.400
di-yuan	10.000	10.000	2.860	0.000	<b>10.000</b>	16.133
france	121.930	137.000	7198.000	6.607	144.800	151.670
germany50	49.500	96.000	7178.000	48.004	<b>68.933</b>	124.130
janos-us-ca	2925.600	3966.000	7172.000	26.231	<b>3082.900</b>	<u>3192.400</u>
newyork	16.000	16.000	632.620	0.000	19.933	51.133
norway	27.000	116.000	7191.200	76.724	<b>41.467</b>	80.733
pioro40	196.520	3708.000	7165.400	94.658	276.870	<u>263.330</u>
polska	15.642	19.000	56.530	0.000	19.867	24.133
tal	6994.300	-	-	-	5641.200	6405.800

É possível perceber, pelos valores destacados na Tabela 5.2, que o *GRASP* obteve melhores resultados em comparação ao algoritmo genético e tal comportamento pode ser associado principalmente à busca utilizada no método. Como o *GRASP* refina uma solução inicial, a partir de uma vizinhança bem definida, as rotas geradas tendem a compartilhar os arcos visando a uma melhor utilização de seus recursos. A busca local implementada provoca uma melhoria significativa, já que a probabilidade de diminuir o número de comprimentos de onda alocados ao realocar uma requisição é alta, principalmente nas primeiras iterações do algoritmo. Isso ocorre porque os recursos não foram bem utilizados na construção da solução inicial.

Por outro lado, o *Algoritmo Genético* realiza o mesmo refinamento através do operador de cruzamento. Entretanto, este operador não leva em consideração os recursos já utilizados na rede, mas sim os indivíduos mais aptos da população (em relação

ao valor da *fitness*). Este comportamento não se mostrou o mais adequado quando o objetivo é a minimização de comprimentos de onda alocados, já que informações importantes sobre a agregação de tráfego não são levadas em consideração no processo evolutivo. Mesmo assim, para os valores destacados na Tabela 5.2, o AG obteve melhores resultados que o modelo matemático.

Em relação ao modelo matemático, foi observado que as rotas geradas para o atendimento das requisições são constituídas por um grande número de saltos, devido à agregação de tráfego que é realizada nos vértices da rede. Como cada um destes possui capacidade ilimitada de conversão de comprimentos de onda, a tendência é que recursos da rede sejam melhor utilizados, fazendo com que sempre haja uma busca por arcos com capacidade residual suficiente para realizar a transmissão dos dados. Isso pode implicar em vários saltos até que a requisição seja atendida.

Quando uma rede possui uma grande quantidade de nós com capacidade de conversão ilimitada, o custo associado à instalação pode ser alto. Entretanto essa característica possibilita a aplicação de técnicas de agregação de tráfego que promovem uma melhor utilização dos recursos da rede.

A Tabela 5.3 apresenta os resultados obtidos para o mesmo critério considerando o roteamento com proteção nos arcos.

**Tabela 5.3.** Resultados obtidos considerando o cenário  $\min(\lambda)^{psd}$

Id	CPLEX <sub>r</sub>	CPLEX	Tempo(s)	GAP (%)	GRASP	AG
atlanta	386.910	397.000	7197.700	1.562	409.670	402.200
dfn-bwin	822.580	845.000	7201.900	2.653	837.400	853.870
di-yuan	20.000	20.000	1.500	0.000	20.533	31.933
france	290.700	314.000	7194.800	3.008	327.600	325.270
germany50	99.000	176.000	7139.800	43.750	126.270	159.870
janos-us-ca	7629.100	10064.000	7136.600	24.189	8000.600	7855.100
newyork	32.000	32.000	2704.900	0.000	38.600	76.533
norway	54.000	86.000	7174.000	37.209	72.867	99.867
pioro40	445.590	515.000	7109.700	13.478	594.730	516.800
polska	31.875	36.000	784.600	0.000	38.000	40.000
tal	-	-	-	-	-	-

Quando se introduz restrições de proteção nos arcos, há um aumento significativo na complexidade de se resolver o problema de roteamento. Dessa forma, as deficiências de cada algoritmo ficam evidentes e as heurísticas implementadas se alternam em relação à melhor solução para cada instância. Como o *GRASP* não é capaz de calcular o par de rotas disjuntas de arcos de custo mínimo para cada requisição, o *Algoritmo Genético*, através da evolução de uma população com um grande número de indivíduos, obtém melhores resultados para algumas das instâncias apresentadas.

### 5.2.2 Balanceamento de carga

Os valores obtidos pelo *GRASP* e pelo *AG* são apresentados em relação ao percentual entre os valores de funções objetivo dos algoritmos e os obtidos pelo modelo matemático (considerando o problema de PLI).

A Tabela 5.4 apresenta os resultados para o roteamento sem proteção considerando o objetivo de minimizar o congestionamento nos arcos da rede, ou seja, balancear a carga no atendimento de requisições. Ao se balancear o uso dos recursos nos arcos, o número de comprimentos de onda alocados tende a ser maior, já que o custo de alocação não é considerado na função objetivo. O fator de balanceamento de carga é avaliado de acordo com a capacidade total de um arco em relação ao recurso já utilizado.

**Tabela 5.4.** Resultados obtidos considerando o cenário  $\min(\alpha)^{sd}$

Id	CPLEX <sub>r</sub>	CPLEX	Tempo(s)	GAP (%)	GRASP (%)	AG (%)
atlanta	3.2916e-02	3.2918e-02	8.70	0.005	115.300	100.694
dfn-bwin	6.8130e-02	1.3979e-01	0.08	0.000	100.000	100.000
di-yuan	5.0000e-06	1.2500e-05	0.21	0.000	104.000	104.000
france	1.5050e-02	1.5050e-02	2690.61	0.003	111.900	104.100
germany50	3.2375e-04	3.2500e-04	7180.75	0.385	103.917	101.271
janos-us-ca	3.2191e-01	3.2194e-01	89.63	0.008	111.475	107.067
newyork	1.1136e-04	1.1250e-04	7200.15	1.010	115.316	126.996
norway	6.8300e-04	6.8500e-04	7199.43	0.292	103.026	105.664
pioro40	1.9021e-02	1.9023e-02	71.45	0.007	105.864	100.707
polska	2.4863e-03	2.4900e-03	7199.33	0.151	105.112	104.570

Foi observado um comportamento na resolução do modelo que só se aplica ao critério de balanceamento de carga. As restrições de fluxo determinam como as rotas serão obtidas a partir de uma rede de entrada. Entretanto, como o objetivo é balancear a carga na rede, o modelo acaba permitindo que rotas possuam arcos repetidos em sua composição. Isso se justifica pelo fato de tal comportamento não implicar em uma alteração do valor da função objetivo, já que tais arcos podem estar com uma baixa taxa de utilização, bem menor que o valor  $\alpha$  definido como parâmetro do modelo.

A Tabela 5.5 apresenta os resultados obtidos para o roteamento com proteção nos arcos.

Para o critério de balanceamento de carga, quanto maior for a diversidade de soluções analisadas, melhor são as soluções obtidas. Portanto, verifica-se que o algoritmo genético ganha, em valor de função objetivo, na maioria das instâncias analisadas.

### 5.2.3 Número de requisições a serem atendidas

Os valores obtidos pelo *GRASP* e pelo *AG* são apresentados em relação ao percentual de requisições atendidas, que se equivale a relacionar os valores de funções objetivo

**Tabela 5.5.** Resultados obtidos considerando o cenário  $\min(\alpha)^{psd}$ 

Id	CPLEX <sub>r</sub>	CPLEX	Tempo(s)	GAP (%)	GRASP (%)	AG (%)
atlanta	7.229e-02	7.230e-02	22.11	0.008	116.448	100.581
dfn-bwin	1.363e-01	1.449e-01	14.72	0.000	101.264	112.713
di-yuan	1.038e-05	1.250e-05	0.80	4.286	104.000	136.536
france	3.010e-02	3.010e-02	7198.36	0.012	119.944	107.466
germany50	6.533e-04	6.550e-04	7154.66	0.254	106.198	104.142
janos-us-ca	7.422e-01	7.423e-01	65.09	0.010	111.437	109.126
newyork	2.227e-04	2.250e-04	7199.58	1.010	109.778	124.831
norway	1.412e-03	1.413e-03	51.62	0.059	106.110	111.844
pioro40	3.804e-02	3.805e-02	82.09	0.007	102.463	102.084
polska	5.556e-03	5.578e-03	7198.95	0.381	109.112	104.543

dos algoritmos com os obtidos pelo modelo matemático (considerando o problema de PLI).

A Tabela 5.6 apresenta os resultados para o roteamento sem proteção considerando o objetivo de maximizar o número de requisições atendidas. É importante destacar que ao se considerar este objetivo, o número de comprimentos de onda a serem alocados nos arcos é flexibilizado, o que implica em maior consumo dos recursos da rede.

**Tabela 5.6.** Resultados obtidos considerando o cenário  $\max(a^k)^{sd}$ 

Id	CPLEX <sub>r</sub>	CPLEX	Tempo(s)	GAP (%)	GRASP (%)	AG (%)
atlanta	210	210	0.38	0.000	100.000	100.000
dfn-bwin	90	90	0.30	0.000	100.000	100.000
di-yuan	22	22	0.21	0.000	100.000	100.000
france	300	300	0.86	0.000	100.000	100.000
germany50	662	662	14.64	0.000	100.000	100.000
janos-us-ca	1482	1482	10.61	0.000	100.000	100.000
newyork	240	240	0.70	0.000	100.000	100.000
norway	702	702	2.46	0.000	100.000	100.000
pioro40	780	780	20.91	0.000	100.000	100.000
polska	66	66	0.68	0.000	100.000	100.000
ta1	396	394	3.06	0.000	100.000	100.000

De acordo com a Tabela 5.6 os algoritmos apresentaram resultados equivalentes quando os recursos dos arcos são suficientes para o atendimento de todas as requisições. Isso só é possível porque o critério utilizado para o cálculo das rotas minimiza a utilização dos recursos em cada arco, o que favorece o atendimento de novas requisições e diminui assim a taxa de bloqueio da rede. Em resumo, é o mesmo critério utilizado para o balanceamento de carga.

A Tabela 5.7 apresenta os resultados obtidos considerando as restrições de proteção nos arcos. É possível perceber que os resultados obtidos para a maioria das instâncias são equivalentes, exceto pela instância *ta1*. Esta instância possui uma quantidade significativa de dados a serem trafegados, bem superior às outras instâncias, o

que faz que as heurísticas implementadas não consigam atender todas as requisições.

**Tabela 5.7.** Resultados obtidos considerando o cenário  $max(a^k)^{psd}$

Id	CPLEX <sub>r</sub>	CPLEX	Tempo(s)	GAP (%)	GRASP (%)	AG (%)
atlanta	210	210	1.05	0.000	100.000	100.000
dfn-bwin	90	90	0.68	0.000	100.000	100.000
di-yuan	22	22	0.27	0.000	100.000	100.000
france	300	300	2.59	0.000	100.000	100.000
germany50	662	662	47.11	0.000	100.000	100.000
janos-us-ca	1482	1482	76.91	0.000	100.000	100.000
newyork	240	240	1.91	0.000	100.000	100.000
norway	702	702	15.03	0.000	100.000	100.000
pioro40	780	780	54.47	0.000	100.000	100.000
polska	66	66	0.90	0.000	100.000	100.000
tal	388.341	386.000	6.41	0.470	98.056	97.598

Na Tabela 5.8 são apresentados os resultados obtidos quando os recursos na rede são limitados. As instâncias foram modificadas para que a capacidade total da rede não fosse suficiente para atender todas as requisições.

**Tabela 5.8.** Resultados obtidos considerando o cenário  $max(a^k)^{sd}$ , com recursos limitados nos arcos

Id	CPLEX <sub>r</sub>	CPLEX	Tempo(s)	GAP (%)	GRASP (%)	AG (%)
atlanta_ar	205.305	204.000	1.21	0.000	<b>100.000</b>	98.299
dfn-bwin_ar	88.728	81.000	0.06	0.000	<b>100.000</b>	<b>100.000</b>
di-yuan_ar	22.000	20.000	0.02	0.000	<b>100.000</b>	<b>100.000</b>
france_ar	269.821	267.000	955.10	0.000	77.078	96.153
germany50_ar	661.750	661.000	10.80	0.000	<b>100.000</b>	99.656
janos-us-ca_ar	1464.650	1462.000	24.06	0.000	91.080	98.392
newyork_ar	218.822	214.000	7199.76	0.483	83.985	91.060
norway_ar	384.073	380.000	7199.60	0.982	56.631	87.755
pioro40_ar	723.281	723.000	19.95	0.000	96.781	98.571
polska_ar	47.429	45.000	5.62	0.000	90.371	92.295

Ao analisar os resultados obtidos, é possível perceber que o *GRASP* só é melhor para a instância “atlanta” e “germany”, como destacado na tabela. Em comparação aos valores de função objetivo do *CPLEX*, houve uma diferença considerável em relação às instâncias de maior porte. Logo, conclui-se que os procedimentos realizados na fase construtiva e na perturbação não foram suficientes para escapar dos ótimos locais, implicando na geração de soluções de pior qualidade.

O *Algoritmo Genético* consegue, na maioria das vezes, escapar desses ótimos locais devido ao maior número de soluções tratadas simultaneamente e à simplicidade de seu processo evolutivo, o que propicia a maior diversidade de suas populações e gerações, conseqüentemente influenciam na qualidade das soluções encontradas.

No caso em que o objetivo não é minimizar a alocação de recursos da rede e sim aumentar a probabilidade de atendimento das requisições, todos os recursos da rede

são alocados e basta uma solução viável para que o problema seja dado como resolvido. Nos cenários em que os recursos são escassos, o critério de balanceamento de carga é naturalmente aplicado ao modelo a fim de favorecer o atendimento das requisições. Isso acontece porque uma vez que arcos sejam utilizados de forma homogênea, haverá uma probabilidade de haver recursos disponíveis, sendo assim novas requisições podem ser atendidas.

#### 5.2.4 Atraso ou número de saltos das rotas

A Tabela 5.9 apresenta os resultados obtidos para o roteamento sem proteção considerando o objetivo de minimizar o atraso na entrega dos pacotes na rede.

**Tabela 5.9.** Resultados obtidos considerando o cenário  $\min(x^k)^{sd}$

Id	CPLEX <sub>r</sub>	CPLEX	Tempo(s)	GAP (%)	GRASP	AG
atlanta	526.000	526.000	0.06	0.000	526.000	527.000
dfn-bwin	90.000	90.000	0.07	0.000	90.000	90.000
di-yuan	26.000	26.000	0.00	0.000	26.000	26.000
france	786.000	786.000	0.19	0.000	786.000	786.870
germany50	2253.000	2253.000	11.95	0.000	2253.000	2273.100
janos-us-ca	6232.000	6232.000	8.48	0.000	6232.000	6691.600
newyork	412.000	412.000	0.13	0.000	412.000	412.130
norway	2198.000	2198.000	1.77	0.000	2198.000	2209.100
pioro40	2585.000	2585.000	18.89	0.000	2585.000	2623.400
polska	141.000	141.000	0.04	0.000	141.000	141.000
ta1	808.516	-	-	-	807.930	865.070

Os algoritmos executados em cenários sem as restrições de proteção nos arcos obtiveram bons resultados em comparação com o modelo matemático. Observe que os limites da relaxação são ótimos. Neste caso, o algoritmo de caminho mínimo resolve bem o problema quando as capacidades dos arcos é elevada, fazendo com que o algoritmo *GRASP* obtenha melhores resultados.

Como não são definidas capacidades individuais para cada um dos arcos da rede, a saturação de um deles significa que grande parte de todos eles estarão próximos da saturação. Isso dificulta significativamente a criação de instâncias para testar o critério de número de saltos.

Considerando o cenário com proteção nos arcos, o algoritmo genético obteve melhores resultados para a maioria das instâncias analisadas, alcançando o ótimo para as instâncias destacadas, como pode ser visto na Tabela 5.10. Mais uma vez a relaxação linear se iguala ao ótimo da função objetivo.

Considerando o cenário onde há proteção nos arcos, o *GRASP* é inferior ao genético devido a uma característica particular. Obter uma rota de trabalho, dada uma

**Tabela 5.10.** Resultados obtidos considerando o cenário  $\min(x^k)^{psd}$ 

Id	CPLEX <sub>r</sub>	CPLEX	Tempo(s)	GAP (%)	GRASP	AG
atlanta	1398.000	1398.000	0.47	0.000	1400.000	<u>1398.000</u>
dfn-bwin	270.000	270.000	0.20	0.000	270.000	270.000
di-yuan	70.000	70.000	0.00	0.000	70.000	70.000
france	1971.000	1971.000	1.20	0.000	1976.000	<u>1971.000</u>
germany50	5406.000	5406.000	48.52	0.000	5474.600	5413.800
janos-us-ca	14946.000	14946.000	69.83	0.000	15108.000	15387.000
newyork	966.000	966.000	0.65	0.000	968.000	<u>966.000</u>
norway	5148.000	5148.000	8.41	0.000	5186.000	5148.500
pioro40	5993.000	5993.000	51.11	0.000	6014.000	5996.900
polska	354.000	354.000	0.22	0.000	355.000	<u>354.000</u>
tal	-	-	-	-	2228.500	2059.900

rede de entrada, com o menor número de saltos não implica que a de proteção terá um número baixo de saltos. Sendo assim, trabalhar com uma maior diversidade de soluções favorece a obtenção de duplas de rotas cuja soma do número de saltos seja mínima.

### Recursos limitados na rede

Uma vez que a rede possui grande capacidade de tráfego nos arcos, todas as requisições são atendidas através de rotas com o menor número de saltos. Quando tais recursos são limitados, há uma alteração no comportamento dos algoritmos. Sendo assim, foram criadas novas instâncias a fim de avaliar como seria esse comportamento.

Para as instâncias destacadas na Tabela 5.11, o *GRASP* e o algoritmo genético obtiveram o mesmo valor de função objetivo ou não conseguiram atender todas as requisições. Os valores da função objetivo obtidos para a instância *polska* são menores que o ótimo obtido pelo *CPLEX*, mas isso é devido ao não atendimento de um sub-conjunto de requisições. Já para a instância *germany50*, mesmo não havendo o atendimento de certas requisições, o valor da função objetivo ainda é maior que o ótimo para os dois algoritmos.

Para o restante das instâncias analisadas o *GRASP* novamente obteve melhores resultados em comparação ao algoritmo genético. Como para este cenário não são consideradas as restrições de proteção nos arcos, o algoritmo de caminho mínimo resolve de forma satisfatória o problema.

A resolução do modelo matemático para este objetivo tem algumas implicações. A geração de rotas com baixo número de saltos acaba por ocasionar a saturação de arcos da rede. Enquanto requisições podem ser atendidas através de arcos com capacidade de transmissão, os mesmos serão usados. A característica principal observada é que há uma tendência de todos os arcos saturarem quase que ao mesmo tempo. Ao passo que requisições vão sendo atendidas, as rotas de atendimento vão se alterando de

**Tabela 5.11.** Resultados obtidos considerando o cenário  $\min(x^k)^{sd}$ , com recursos limitados nos arcos

Id	CPLEX <sub>r</sub>	CPLEX	Tempo(s)	GAP (%)	GRASP	AG
atlanta_ns	532.335	536.000	0.46	0.000	540.070	602.800
dfn-bwin_ns	90.000	90.000	0.07	0.000	<b>90.000</b>	<b>90.000</b>
di-yuan_ns	26.000	26.000	0.02	0.000	<b>26.000</b>	<b>26.000</b>
france_ns	793.054	796.000	12.93	0.000	827.200	874.130
germany50_ns	2261.980	2265.000	13.64	0.000	2298.100	2748.000
janos-us-ca_ns	6235.990	6248.000	51.37	0.000	6273.900	8323.400
newyork_ns	413.071	418.000	4.84	0.000	435.070	428.730
norway_ns	2205.410	2206.000	5.27	0.000	2231.400	2543.100
pioro40_ns	2611.680	2612.000	13.43	0.000	2661.000	3387.100
polska_ns	143.024	147.000	0.86	0.000	<b>145.470</b>	<b>144.870</b>
tal_ns	804.320	807.000	1.40	0.000	807.000	837.930

forma a minimizar o número total de saltos. Ao final do atendimento de um conjunto significativo de requisições, é possível que todos os arcos já estejam saturados.

## 5.3 Roteamento em redes multi-domínio

Nesta seção serão apresentados os resultados referentes ao roteamento em redes ópticas multi-domínio. São três os critérios que serão tratados pelo *GRASP* e pelo modelo matemático, o número de comprimentos de onda alocados, o número de saltos para o atendimento das requisições e o balanceamento de carga. Ambas as abordagens não consideram as restrições de proteção nos arcos e resolvem o problema através de duas estratégias, uma integrada e outra hierárquica.

### 5.3.1 Número de comprimentos de onda alocados

A Tabela 5.12 apresenta os resultados obtidos para o roteamento sem proteção considerando o objetivo de minimizar o número de comprimentos de onda alocados. São apresentadas duas abordagens de solução do problema: a integrada, em que é codificada nas tabelas por  $CPLEX_i/GRASP_i$  e a hierárquica, codificada por  $CPLEX_h/GRASP_h$ .

Analisando os dados da Tabela 5.12, é possível observar que as soluções obtidas para a abordagem hierárquica, tanto para o *GRASP* quanto para o modelo matemático são, em média, piores se comparadas às respectivas soluções integradas. Isso acontece porque na abordagem hierárquica não há o conhecimento de toda a topologia da rede. Então, há uma dependência lógica entre o roteamento de primeiro nível e o interno aos domínios.

**Tabela 5.12.** Resultados obtidos considerando o cenário  $\min(\lambda)^{md}$ 

Id	CPLEX <sub>r</sub>	CPLEX <sub>i</sub>	Tempo(s)	GAP(%)	GRASP <sub>i</sub>	CPLEX <sub>h</sub>	Tempo(s)	GRASP <sub>h</sub>
atlanta	138.910	148.000	7199.70	2.462	153.330	205.000	1256.00	203.870
dfn-bwin	279.320	296.000	7202.60	0.991	297.330	295.000	3672.50	297.330
di-yuan	10.000	10.000	2.88	0.000	10.000	10.000	10.79	10.000
france	121.930	135.000	7199.10	5.259	145.130	153.000	9031.40	153.530
germany50	61.333	62.000	1264.00	0.000	84.667	62.000	72.77	68.600
janos-us-ca	2926.000	2969.000	7176.40	1.449	3071.700	3687.000	8435.20	3477.600
newyork	19.000	19.000	71.97	0.000	24.067	19.000	5.93	19.333
norway	30.000	33.000	7192.80	8.767	48.400	60.000	3462.60	42.067
pioro40	196.560	3572.000	7169.20	94.471	277.600	294.000	9499.50	339.070
polksa	18.342	21.000	22.90	0.000	22.000	24.000	2.03	23.600

quando se resolve o primeiro nível de roteamento, as rotas obtidas interferem diretamente no roteamento dentro de todos os domínios.

### 5.3.2 Balanceamento de carga

Os valores obtidos pelo  $GRASP_i$  e pelo  $GRASP_h$  são apresentados em relação ao percentual entre os valores de suas funções-objetivo e os obtidos pelo modelo matemático, considerando o cenário integrado e hierárquico respectivamente. O valor da solução para o problema relaxado é apresentado para informar o limite inferior do problema e estabelecer um outro critério de comparação da qualidade das soluções.

A Tabela 5.13 apresenta os resultados obtidos para o roteamento sem proteção considerando o objetivo de minimizar o congestionamento nos arcos da rede.

**Tabela 5.13.** Resultados obtidos considerando o cenário  $\min(\alpha)^{md}$ 

Id	CPLEX <sub>r</sub>	CPLEX <sub>i</sub>	Tempo(s)	GAP(%)	GRASP <sub>i</sub> (%)	CPLEX <sub>h</sub>	Tempo(s)	GRASP <sub>h</sub> (%)
atlanta	3.292e-02	3.292e-02	3.60	0.005	113.722	4.279e-02	2.73	98.818
dfn-bwin	6.813e-02	1.398e-01	0.08	0.000	100.000	3.852e-01	0.35	36.290
di-yuan	5.948e-06	1.250e-05	0.21	0.000	104.000	2.700e-05	0.17	48.148
france	1.505e-02	1.505e-02	1241.10	0.003	112.133	2.845e-02	9027.10	69.501
germany50	3.237e-04	3.250e-04	7190.80	0.385	104.123	4.450e-04	4083.10	116.854
janos-us-ca	3.219e-01	3.219e-01	86.05	0.010	111.278	3.219e-01	1688.10	108.029
newyork	1.136e-04	1.125e-04	7200.00	1.010	116.862	2.700e-04	10.05	99.456
norway	9.883e-04	9.900e-04	7198.80	0.101	107.303	1.695e-03	4086.00	104.383
pioro40	1.902e-02	1.902e-02	112.06	0.007	105.493	2.470e-02	1659.90	95.150
polksa	2.486e-03	2.487e-03	7199.20	0.050	104.740	6.535e-03	9.01	68.002

Analisando os valores obtidos para a abordagem hierárquica exata e a baseada em  $GRASP$  é possível perceber que a heurística  $GRASP$  obteve melhores resultados em algumas instâncias. Inicialmente pode parecer estranho uma heurística ser melhor que uma abordagem exata, entretanto as características do problema fazem com que nem sempre a solução do modelo matemático seja a ótima para a topologia apresentada.

Neste contexto, é bom deixar bem claro o fato de que nem o modelo matemático e nem a heurística  $GRASP$  possuem o conhecimento sobre a conectividade da rede como um todo. No roteamento de nível 1 apenas a abstração hierárquica é conhecida, ou

seja, os roteadores de borda de cada domínio. Já quando o roteamento intra-domínios é realizado, apenas a topologia interna de cada domínio é conhecida.

O modelo matemático, ao ser resolvido para o nível 1, pode encontrar a solução ótima para o mesmo. Entretanto, este roteamento interfere no cálculo do roteamento em cada domínio de forma individual. Como não há conhecimento de toda a topologia da rede, a solução exata para o nível 1 não implica que a solução global ótima será a solução agregada dos domínios juntamente com a abstração hierárquica.

### 5.3.3 Atraso ou número de saltos das rotas

A Tabela 5.14 mostra os resultados obtidos para o roteamento sem proteção considerando o objetivo de minimizar o número de saltos para o atendimento das requisições.

**Tabela 5.14.** Resultados obtidos considerando o cenário  $\min(x^k)^{md}$

Id	CPLEX <sub>r</sub>	CPLEX <sub>i</sub>	Tempo(s)	GAP(%)	GRASP <sub>i</sub>	CPLEX <sub>h</sub>	Tempo(s)	GRASP <sub>h</sub>
atlanta	528.000	528.000	0.05	0.000	528.000	679.000	0.59	802.000
dfn-bwin	90.000	90.000	0.06	0.000	90.000	90.000	0.56	90.000
di-yuan	26.000	26.000	0.00	0.000	26.000	26.000	0.23	26.000
france	786.000	786.000	0.16	0.000	786.000	902.000	1.22	863.000
germany50	2268.000	2268.000	7.30	0.000	2268.000	3384.000	4.46	3041.000
janos-us-ca	6236.000	6236.000	6.29	0.000	6236.000	8760.000	10.95	7614.000
newyork	414.000	414.000	0.10	0.000	414.000	640.000	1.26	623.000
norway	2456.000	2456.000	0.48	0.000	2456.000	3390.000	3.17	3384.000
pioro40	2585.000	2585.000	18.40	0.000	2585.000	3480.000	5.60	3198.000
polska	141.000	141.000	0.02	0.000	141.000	176.000	0.17	174.000

Através da análise dos dados da Tabela 5.14 verificou-se que o  $GRASP_h$  alcançou melhores valores de função objetivo para a maioria das instâncias analisadas, exceto pela instância *atlanta*. Esse comportamento vem confirmar suposições relativas à resolução do problema através do modelo matemático, que apresentou soluções de pior qualidade mesmo sendo uma abordagem exata.

### 5.3.4 Resultados por domínio

Além de descrever o comportamento dos algoritmos de acordo com os critérios e cenários utilizados para execução dos testes, é necessário analisar como o roteamento dentro dos domínios está sendo feito. A Tabela 5.15 apresenta os resultados para os critérios de número de comprimentos de onda alocados e balanceamento de carga, já a 5.16 apresenta os resultados para o critério de número de saltos.

Foram incluídos dados referentes à resolução do problema através de uma *Heurística de Geração de Colunas* (HGC), proposta em [de Souza, 2012] e adaptada em Oliveira et al. [2013]. O intuito é fornecer uma métrica de comparação para os algoritmos desenvolvidos neste trabalho.

Os dados apresentados dizem respeito a cada um dos domínios e são apresentados como sendo a média para as execuções do GRASP e o valor nominal para a execução do *CPLEX* e do HGC.

**Tabela 5.15.** Resultados computacionais por domínio: número de comprimentos de onda alocados e balanceamento de carga

Id	Algoritmo	$f4$ Domínio					$f3$ Domínio				
		A	B	C	D	E	A	B	C	D	E
atlanta	<i>HGC</i>	38	86	-	-	-	2.93e-02	3.29e-02	-	-	-
	<i>GRASP<sub>h</sub></i>	94.933	84.933	-	-	-	0.040662	0.040411	-	-	-
	<i>CPLEX<sub>h</sub></i>	97	84	-	-	-	0.041135	0.042792	-	-	-
dfn-bwin	<i>HGC</i>	296	-	-	-	-	1.39e-01	-	-	-	-
	<i>GRASP<sub>h</sub></i>	297.33	-	-	-	-	0.13979	-	-	-	-
	<i>CPLEX<sub>h</sub></i>	295	-	-	-	-	0.385195	-	-	-	-
di-yuan	<i>HGC</i>	10	-	-	-	-	1.25e-05	-	-	-	-
	<i>GRASP<sub>h</sub></i>	10	-	-	-	-	1.3000e-05	-	-	-	-
	<i>CPLEX<sub>h</sub></i>	10	-	-	-	-	0.000027	-	-	-	-
france	<i>HGC</i>	47	12	42	-	-	1.49e-02	1.17e-02	1.48e-02	-	-
	<i>GRASP<sub>h</sub></i>	48.467	16.533	53.067	-	-	0.013701	0.0070567	0.019773	-	-
	<i>CPLEX<sub>h</sub></i>	47	18	53	-	-	0.013688	0.005793	0.019088	-	-
germany	<i>HGC</i>	15	21	30	22	-	2.45e-04	3.18e-04	3.25e-04	3.07e-04	-
	<i>GRASP<sub>h</sub></i>	15.067	18.733	12.533	16.800	-	3.5527e-04	4.5400e-04	3.3913e-04	5.1947e-04	-
	<i>CPLEX<sub>h</sub></i>	14	18	12	14	-	0.000412	0.000375	0.000350	0.000445	-
janos-us-ca	<i>HGC</i>	768	249	2277	-	-	2.74e-01	3.11e-01	3.22e-01	-	-
	<i>GRASP<sub>h</sub></i>	1952.8	281	827.73	-	-	0.34779	0.32072	0.21203	-	-
	<i>CPLEX<sub>h</sub></i>	2054	428	789	-	-	0.321935	0.235400	0.214805	-	-
newyork	<i>HGC</i>	7	6	3	-	-	1.10e-04	1.12e-04	1.02e-04	-	-
	<i>GRASP<sub>h</sub></i>	7.3333	6	3	-	-	2.6853e-04	1.9360e-04	1.5747e-04	-	-
	<i>CPLEX<sub>h</sub></i>	7	6	3	-	-	0.000270	0.000223	0.000175	-	-
norway	<i>HGC</i>	23	8	-	-	-	9.90e-04	7.50e-04	-	-	-
	<i>GRASP<sub>h</sub></i>	31.800	8.2667	-	-	-	0.0017693	9.4520e-04	-	-	-
	<i>CPLEX<sub>h</sub></i>	50	8	-	-	-	0.001695	0.000805	-	-	-
pioro	<i>HGC</i>	933	502	462	477	675	1.32e-02	1.51e-02	1.08e-02	1.88e-02	1.58e-02
	<i>GRASP<sub>h</sub></i>	48.800	48.667	62.267	23.133	54.733	0.0092404	0.019551	0.023505	0.0071899	0.018404
	<i>CPLEX<sub>h</sub></i>	45	44	67	22	50	0.008415	0.017745	0.024703	0.007480	0.022110
polska	<i>HGC</i>	5	3	7	-	-	2.45e-03	2.48e-03	2.45e-03	-	-
	<i>GRASP<sub>h</sub></i>	5.7333	3.0667	8.8000	-	-	0.0027249	0.0031747	0.0044439	-	-
	<i>CPLEX<sub>h</sub></i>	6	4	9	-	-	0.002883	0.003573	0.006535	-	-

**Tabela 5.16.** Resultados computacionais por domínio: número de saltos

Id	Algoritmo	$f1$ Domínio				
		A	B	C	D	E
atlanta	<i>GRASP<sub>h</sub></i>	246	444	-	-	-
	<i>CPLEX<sub>h</sub></i>	247	320	-	-	-
dfn-bwin	<i>GRASP<sub>h</sub></i>	90	-	-	-	-
	<i>CPLEX<sub>h</sub></i>	90	-	-	-	-
di-yuan	<i>GRASP<sub>h</sub></i>	26	-	-	-	-
	<i>CPLEX<sub>h</sub></i>	26	-	-	-	-
france	<i>GRASP<sub>h</sub></i>	299	92	272	-	-
	<i>CPLEX<sub>h</sub></i>	321	103	278	-	-
germany	<i>GRASP<sub>h</sub></i>	481	885	529	655	-
	<i>CPLEX<sub>h</sub></i>	601	984	567	741	-
janos-us-ca	<i>GRASP<sub>h</sub></i>	3207	558	2389	-	-
	<i>CPLEX<sub>h</sub></i>	3171	1479	2650	-	-
newyork	<i>GRASP<sub>h</sub></i>	232	171	58	-	-
	<i>CPLEX<sub>h</sub></i>	252	167	59	-	-
norway	<i>GRASP<sub>h</sub></i>	2610	494	-	-	-
	<i>CPLEX<sub>h</sub></i>	2650	460	-	-	-
pioro	<i>GRASP<sub>h</sub></i>	479	432	473	258	579
	<i>CPLEX<sub>h</sub></i>	509	507	803	217	617
polska	<i>GRASP<sub>h</sub></i>	40	15	72	-	-
	<i>CPLEX<sub>h</sub></i>	40	18	71	-	-

É possível perceber que quando o *GRASP* obtém melhores resultados para a função objetivo global, ele também resolve melhor o problema no nível dos domínios,

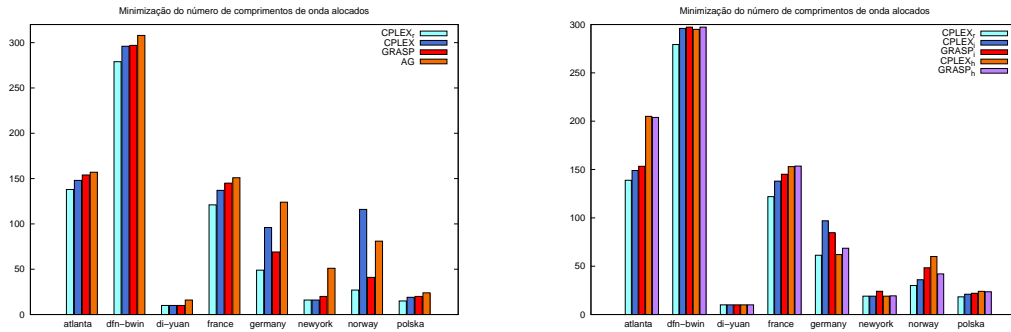
ou seja, na prática sua superioridade está associada ao roteamento dentro dos domínios.

## 5.4 Considerações finais

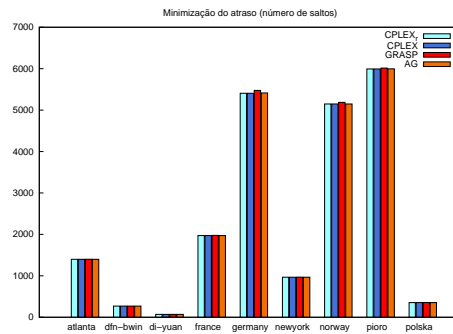
Dentre os diversos cenários de testes apresentados neste capítulo, alguns deles são muito importantes pois explicam de forma consolidada os resultados apresentados. Os algoritmos podem ser classificados em dois grupos: baseado em agregação de tráfego e baseado em balanceamento de carga.

A Figura 5.2, mostra que independente de o roteamento ser realizado em uma rede multi-domínio ou não, as soluções obtidas para cada instância possui curvas bem semelhantes, quando o processo de roteamento é baseado em agregação de tráfego. Isso se deve a dois motivos: o fato de haver poucos domínios a serem tratados em cada rede, o que facilita consideravelmente a solução do problema e, principalmente, à capacidade elevada de transmissão de cada enlace óptico.

Já a Figura 5.3 apresenta cinco cenários de testes em que o balanceamento de carga provê a solução para as instâncias.



(a) Alocação de comprimentos de onda em domínio único (b) Alocação de comprimentos de onda em redes multi-domínio

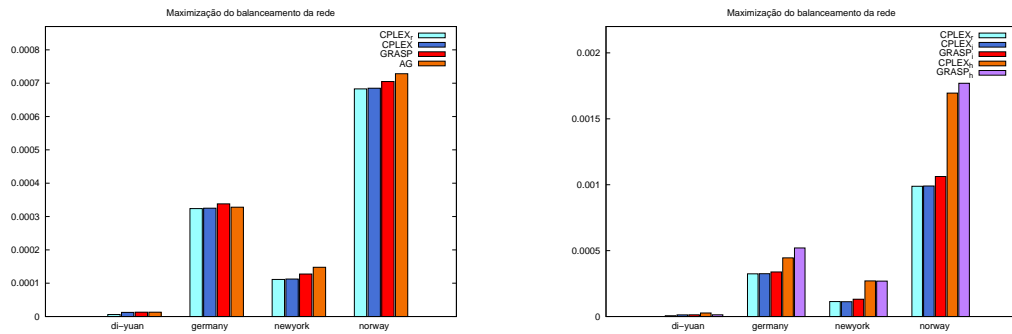


(c) Número de saltos em domínio único

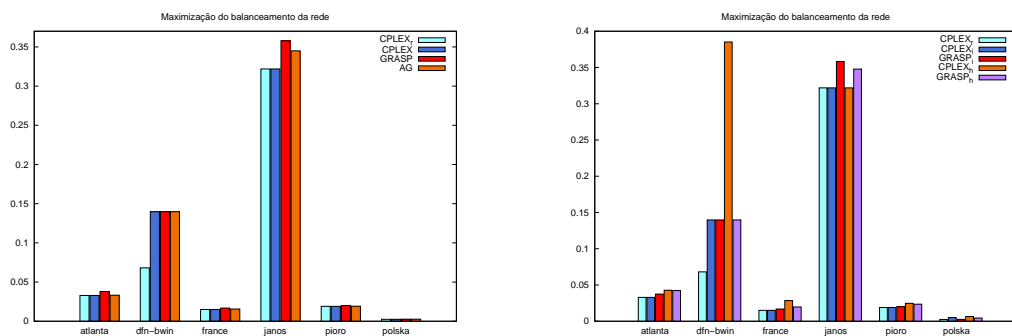
**Figura 5.2.** Roteamento baseado em agregação de tráfego

A mudança significativa, quando se utiliza o critério de balanceamento de carga para atender ao critério de atendimento de requisições, é que a minimização do bloqueio da rede é priorizada em detrimento da minimização de seus recursos. Como, inicialmente, os algoritmos foram projetados para atender à minimização do número de comprimentos de onda alocados, sua adaptação ao balanceamento de carga implicou em perdas na qualidade das soluções obtidas.

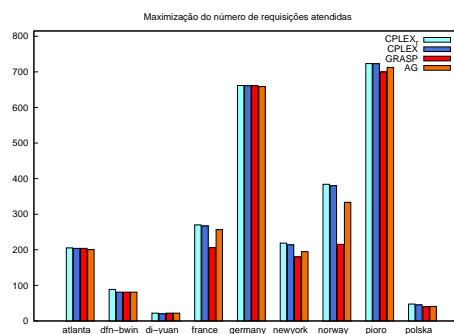
Ao utilizar a métrica de balanceamento de carga na rede para resolver o problema GRWA, considerando a função objetivo de minimizar o número de comprimentos de onda, o algoritmo implementado não é capaz de prover boas soluções. A agregação de tráfego ainda acontece, mas em escala bem reduzida, que decorre da alteração dos custos dos arcos da rede a fim de considerar apenas o percentual de utilização dos mesmos, abstraindo de informações relativas ao número de comprimentos de onda alocados em cada arco da rede.



(a) Balanceamento de carga em domínio único (b) Balanceamento de carga em redes multi-domínio



(c) Balanceamento de carga em domínio único (d) Balanceamento de carga em redes multi-domínio



(e) Atendimento de requisições em domínio único

**Figura 5.3.** Roteamento baseado em balanceamento de carga

Considerando o objetivo de minimizar o atraso no atendimento das requisições, a métrica de balanceamento de carga possui comportamento semelhante. Uma vez que

o balanceamento de carga distribui uniformemente o tráfego na rede, a tendência é que rotas com grande número de saltos sejam geradas, o que vai contra o objetivo em questão. Portanto, a métrica de balanceamento de carga não é adequada para tratar a minimização do atraso no atendimento de requisições

Quando se trata da métrica de agregação de tráfego o cenário muda um pouco. Por exceção do objetivo de balanceamento de carga, na qual a métrica de agregação de tráfego propõe o oposto, todos os demais objetivos são atendidos de forma satisfatória. Analisando o objetivo de minimizar o atraso no atendimento das requisições, a métrica de agregação de tráfego fornece, na maioria das vezes, rotas ponto-a-ponto com número de saltos reduzido. Neste caso, um grande número de requisições compartilharão a rota, ou parte dela, a fim de diminuir o número de saltos para seu atendimento.

Em relação aos algoritmos, o AG não foi implementado sob a perspectiva da agregação de tráfego, ou seja, como seus operadores não foram otimizados para este objetivo específico, logo foi onde obteve seus piores resultados. Em resumo, o *Algoritmo Genético* foi o melhor para resolver os problemas de minimização da taxa de bloqueio da rede, do número de saltos das rotas e o de balanceamento de carga, enquanto o *GRASP* obteve melhores resultados resolvendo o problema de agregação de tráfego.

Não há uma métrica ideal a ser utilizada para resolver o problema para todas as funções objetivo tratadas. É necessário analisar o cenário em que o problema está inserido e escolher a melhor métrica. Para este trabalho, a métrica de balanceamento de carga resolve bem o problema de minimizar a taxa de bloqueio da rede, portanto foi escolhida para tal. A métrica de agregação de tráfego obteve resultados bons para todos os objetivos, exceto para o balanceamento de carga, logo foi escolhido para tratá-los.

# Capítulo 6

## Conclusões e trabalhos futuros

### 6.1 Conclusões

Neste trabalho foram apresentados algoritmos e modelos matemáticos para o problema de roteamento, alocação de comprimentos de onda, agregação de tráfego e proteção em redes ópticas, considerando os cenários de único e multi-domínio. O problema foi modelado o mais próximo possível da realidade em redes ópticas, entretanto alguns aspectos importantes deixaram de ser considerados, como por exemplo a simulação em ambientes dinâmicos.

Visto que o problema abordado neste trabalho é *NP-Completo*, algumas heurísticas foram desenvolvidas para resolvê-lo. Primeiramente um algoritmo genético, que resolve o problema de roteamento com e sem proteção nos arcos, considerando o cenário de único domínio. Foi possível perceber que sua forma de busca e de representação privilegia determinados critérios em detrimento de outros, o que não o torna uma solução genérica para o problema.

Também foi desenvolvido um algoritmo GRASP, que resolve o problema no cenário de único e multi-domínio. Entretanto, ao abordar diversos cenários possíveis, na tentativa de propor uma solução unificada para todos os critérios, características específicas dos algoritmos deixaram de ser investigadas.

Duas estratégias para resolução do problema de roteamento em redes ópticas multi-domínio foram definidas, sendo que uma delas resolve o problema de forma integrada e a outra o resolve utilizando uma estrutura de solução hierárquica. Apesar de as mesmas fornecerem resultados bem próximos da solução ótima, não configuram o cenário que ocorre na prática, sendo uma modelagem distribuída a melhor representação.

Diversos critérios foram considerados para solução das instâncias de teste. Pri-

meiramente tem-se a minimização do número de comprimentos de onda alocados, que tem por finalidade favorecer a agregação de tráfego. O critério de número de saltos visa à diminuição do atraso no atendimentos das requisições. A agregação de tráfego, mesmo não sendo o objetivo principal para este critério, também é observado ao resolver o problema, tanto utilizando o modelo matemático quanto os algoritmos implementados. Outro critério é a maximização do número de requisições atendidas, ou seja, diminuição da taxa de bloqueio da rede. Por fim, tem-se um critério muito importante no contexto de redes de telecomunicações que é o balanceamento de carga.

A estratégia de busca das heurísticas possibilitou resultados satisfatórios, fazendo com que seus valores de função objetivo ficassem bem próximos aos das respectivas soluções ótimas. Sobre a modelagem hierárquica, é importante destacar a superioridade do *GRASP* em relação ao *CPLEX* quanto à qualidade das soluções. Como o modelo exato não é capaz de obter a melhor solução global para as instâncias analisadas, devido à perda de informações sobre a conectividade da rede ao se definir a abstração hierárquica, conclui-se que este modelo não é adequado para resolver o problema discutido nesta dissertação. Ele só foi proposto a fim de servir como uma nova base de comparação para o *GRASP*.

O modelo matemático elaborado para o problema integrado fornece o limite inferior para o problema de roteamento em redes ópticas multi-domínio. Nessa abordagem, todos os vértices possuem informações sobre a conectividade global da rede, mas isso não acontece na prática com uma rede multi-domínio. Isso foi importante para que a comparação com o *GRASP* fosse mais justa, mesmo não sendo este cenário o ideal.

Apesar das dificuldades encontradas ao se resolver alguns dos critérios, de modo geral, os resultados não divergiram muito da solução ótima. A grande vantagem dessas heurísticas é a de obter uma solução bem próxima da ótima com um tempo de processamento baixo. Mesmo sendo definido um tempo inicial fixo como critério de parada, os algoritmos proveram sua melhor solução bem antes do estabelecido.

## 6.2 Trabalhos futuros

Há uma grande necessidade de se trabalhar com o problema descrito neste trabalho considerando ambientes dinâmicos. Novos objetivos poderão ser analisados para definir soluções mais adequadas às redes da atualidade. Tais critérios poderiam englobar a economia de energia na transmissão de dados e a priorização no atendimento das requisições, com a definição de classes de atendimento. Devido ao baixo custo computacional observado nas heurísticas e à qualidade de suas soluções, espera-se que

este comportamento se mantenha quando os mesmos métodos forem implementados nos ambientes dinâmicos.

O algoritmo genético não foi analisado no cenário multi-domínio, então seria um dos itens a serem tratados no futuro, tanto em relação à abordagem integrada quanto à hierárquica.

É importante que haja a comparação, de forma mais efetiva, dos resultados obtidos pelos algoritmos implementados com resultados de outros trabalhos da literatura. Além disso, a fim de ratificar a eficiência dos mesmos, um trabalho futuro seria dobrar algumas instâncias e verificar a diferença entre os resultados.

O critério de parada utilizado para os algoritmos foi o tempo de execução, entretanto a maior parte do tempo é gasta sem obter nenhuma melhoria no processo de busca. Levando em consideração este comportamento, é importante tratar um critério baseado no refinamento da função objetivo a fim de diminuir o tempo de execução dos algoritmos.

O problema foi modelado e resolvido com a premissa de que havia capacidade ilimitada de conversão de comprimentos de onda em todos os vértices da rede. Futuramente, pretende-se resolvê-lo considerando dois aspectos: tratar as restrições de continuidade de comprimento de onda em todos os vértices e limitar a um sub-conjunto desses nós essa capacidade de conversão.

Apesar de várias instâncias terem sido criadas para comparar as diversas abordagens apresentadas, utilizando topologias e demandas reais da *SNDLib*, cenários mais realistas ainda são necessários, principalmente no que se refere à capacidade de transmissão da fibra, para verificar a eficiência dos métodos implementados.



# Referências Bibliográficas

- Barpanda, R.; Turuk, A.; Sahoo, B. & Majhi, B. (2011). A genetic algorithm way of solving RWA problem in all optical WDM networks. Em Unnikrishnan, S.; Surve, S. & Bhoir, D., editores, *Advances in Computing, Communication and Control*, volume 125 of *Communications in Computer and Information Science*, pp. 137–142. Springer Berlin Heidelberg.
- Barr, R. S.; Kingsley, M. & Patterson, R. A. (2006). Telecommunication network grooming. Em *Handbook of optimization in telecommunications*, pp. 837–862. New York, NY: Springer.
- Bauer, K.; Fischer, T.; Krumke, S. O.; Gerhardt, K.; Westphal, S. & Merz, P. (2008). Improved construction heuristics and iterated local search for the routing and wavelength assignment problem. Em *Proceedings of the 8th European Conference on Evolutionary Computation in Combinatorial Optimization*, EvoCOP'08, pp. 158–169, Berlin, Heidelberg. Springer-Verlag.
- Brandão, F. G. (2010). Modelos e algoritmos para o projeto de redes ópticas WDM. Dissertação de mestrado, Universidade Federal de Minas Gerais.
- Carvalho, H. (2007). Alocação de tráfego em redes ópticas em anel com proteção. Dissertação de mestrado, Universidade Federal de Minas Gerais.
- Charbonneau, N. & Vokkarane, V. M. (2012). A survey of advance reservation routing and wavelength assignment in wavelength-routed WDM networks. *Communications Surveys Tutorials, IEEE*, 14(4):1037–1064. ISSN 1553-877X.
- de Souza, F. S. H. (2012). Formulações e algoritmos para projetar redes de comunicação. Tese de doutorado, Universidade Federal de Minas Gerais.
- Desaulniers, G.; Desrosiers, J. & Solomon, M. (2005). *Column Generation*. Springer Science+Business Media. Capítulo 1, 2 e 3.

- Dorf, R. (1997). *The Electrical Engineering Handbook, Second Edition*. Electrical Engineering Handbook. Taylor & Francis. ISBN 9780849385742.
- Garlick, R. M. & Barr, R. S. (2002). Dynamic wavelength routing in WDM networks via ant colony optimization. Em *Ant Algorithms : Third International Workshop, ANTS 2002, volume 2463 / 2002 of Lecture Notes in Computer Science*, pp. 250--255. Springer-Verlag.
- Gumaste, A. & Antony, T. (2003). *DWDM Network Designs and Engineering Solutions*. Cisco Press.
- Halabi, W.; Steenhaut, K.; Goossens, M. & Nowe, A. (2011). Routing and traffic grooming in multi-domain optical networks. Em *Ultra Modern Telecommunications and Control Systems and Workshops (ICUMT), 2011 3rd International Congress on*, pp. 1 –7. ISSN 2157-0221.
- Halabi, W.; Steenhaut, K.; Goossens, M.; Truong, T.-H. & Nowé, A. (2012). Hierarchical routing and traffic grooming in IP/MPLS-based ASON/GMPLS multi-domain networks. *Photonic Network Communications*, 23:217–229. ISSN 1387-974X. 10.1007/s11107-011-0352-9.
- He, J.; Brandt-Pearce, M. & Subramaniam, S. (2009). QoS-aware wavelength assignment with BER and latency constraints for all-optical networks. *Lightwave Technology, Journal of*, 27(5):462–474. ISSN 0733-8724.
- Jarray, A. & Jaumard, B. (2005). Exact ILP solution for the grooming problem in WDM ring networks. *Communications, 2005. ICC 2005. 2005 IEEE International Conference on*, 3:1708--1712. ISSN 0166-218X.
- Jaumard, B.; Meyer, C. & Thiongane, B. (2004a). Comparison of ILP Formulations for the RWA Problem. *Les Cahiers du GERAD*.
- Jaumard, B.; Meyer, C.; Thiongane, B. & Yu, X. (2004b). ILP formulations and optimal solutions for the RWA problem. *Global Telecommunications Conference, 2004. GLOBECOM '04. IEEE*, 3:1918--1924. ISSN 0166-218X.
- Jaumard, B.; Meyer, C. & Yu, X. (2006). How much wavelength conversion allows a reduction in the blocking rate? *Journal of Optical Communications and Networking*, 5(12):881--900.
- Joncour, C.; Michel, S.; Sadykov, R.; Sverdlov, D. & Vanderbeck, F. (2010). Column generation based primal heuristics. *Electronic Notes in Discrete Mathematics*,

- 36(0):695--702. ISSN 1571-0653. ISCO 2010 - International Symposium on Combinatorial Optimization.
- Kiese, M. & Autenrieth, A. (2007). A fast heuristic for DWDM routing and grooming. Em *Design and Reliable Communication Networks, 2007. DRCN 2007. 6th International Workshop on*, pp. 1–5. ISSN .
- Kleinberg, J. & Kumar, A. (2001). Wavelength conversion in optical networks. *Journal of Algorithms*, 38(1):25 – 50. ISSN 0196-6774.
- Lasdon, L. S. (1970). *Optimization Theory for Large Scale Systems*. McMillan Company, New York, USA.
- Ma, M. & Hamdi, M. (2000). Providing deterministic quality-of-service guarantees on WDM optical networks. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, 18(10):2072–2083. ISSN 0733-8716.
- Martins, S. L. & Ribeiro., C. C. (2006). Metaheuristics and applications to optimization problems in telecommunications. Em *Handbook of optimization in telecommunications*, pp. 103–128. New York, NY: Springer. Capítulo 4.
- Medhi, D. (2006). Network restoration. Em *Handbook of optimization in telecommunications*, pp. 801–836. New York, NY: Springer. Capítulo 28.
- Monoyios, D. & Vlachos, K. (2008). On the use of genetic algorithms for solving the rwa problem employing the maximum quantity of edge disjoint paths. Em *Transparent Optical Networks, 2008. ICTON 2008. 10th Anniversary International Conference on*, volume 3, pp. 154–157.
- Murthy, C. S. R. & Gurusamy, M. (2002). *WDM optical networks : concepts, design, and algorithms*. Prentice Hall, Upper Saddle River. ISBN 0-13-060637-5.
- Oliveira, R.; Souza, F. S. & Mateus, G. R. (2013). Heurísticas para roteamento com agregação de tráfego em redes ópticas multi-domínio. *Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores - SBRC 2013*.
- Oliveira, R. S.; Brandão, F. G. & Mateus, G. R. (2011). Técnica de grooming aplicada ao problema multi-objetivo de roteamento em redes Ópticas com proteção nos enlaces. *Simpósio Brasileiro de Pesquisa Operacional - SBPO*.
- Oliveira, R. S. & Mateus, G. R. (2010). Abordagem de Rotas de Proteção no Roteamento de Pacotes em Redes de Fibra Óptica. *Simpósio Brasileiro de Pesquisa Operacional - SBPO*.

- Orlowski, S.; Pióro, M.; Tomaszewski, A. & Wessály, R. (2007). SNDlib 1.0—Survivable Network Design Library. Em *Proceedings of the 3rd International Network Optimization Conference (INOC 2007), Spa, Belgium*. <http://sndlib.zib.de>, extended version accepted in Networks, 2009.
- Ozdaglar, A. E. & Bertsekas, D. P. (2003). Routing and wavelength assignment in optical networks. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 11(2):259--272. ISSN 1063-6692.
- Palmieri, F.; Fiore, U. & Ricciardi, S. (2010). A GRASP-based network re-optimization strategy for improving RWA in multi-constrained optical transport infrastructures. *Computer Communications*, 33(15):1809--1822. ISSN 0140-3664.
- Resendo, L. C. (2008). Contribuições para o projeto de grooming de tráfego sobre redes ópticas WDM. Tese de doutorado, Universidade Federal do Espírito Santo.
- Seo, S.-W. & Prucnal, P. R. (1995). Transparent optical networks for high-performance distributed computing. Em *FTDCS '95: Proceedings of the 5th IEEE Workshop on Future Trends of Distributed Computing Systems*, p. 178, Washington, DC, USA. IEEE Computer Society.
- Somani, A. K. (2005). *Survivability and traffic grooming in WDM optical networks*. Cambridge University Press.
- Truong, D.-L. & Jaumard, B. (2012). A novel Topology Aggregation approach for shared protection in multi-domain networks. *Optical Switching and Networking*, 9(2):81 – 96. ISSN 1573-4277. IEEE ANTS 2010.
- van Beijnum, I. (2011). Speed matters: how Ethernet went from 3mbps to 100gbps... and beyond. <http://arstechnica.com/gadgets/2011/07/ethernet-how-does-it-work/3/>.
- Vignac, B.; Jaumard, B. & Vanderbeck, F. (2009). Hierarchical optimization procedure for traffic grooming in WDM optical networks. *Optical Network Design and Modeling, 2009. ONDM 2009. International Conference on*, pp. 1--6.
- Wu, J.; Guo, L. & Hou, W. (2012). Multi-domain grooming algorithm based on hierarchical integrated multi-granularity auxiliary graph in optical mesh networks. *Photonic Network Communications*, 23:205–216. ISSN 1387-974X. 10.1007/s11107-011-0351-x.

- Wu, Q.; Zhou, X.; Wang, J.; Yin, Z. & Lin, L. (2010). Multicast routing and wavelength assignment with delay constraint in WDM networks with sparse wavelength conversions. *Photonic Network Communications*, 19(2):144–154. ISSN 1387-974X.
- Yang, X.; Zhang, M.; Mao, Y.; Dang, M. & Li, L. (2002). All-optical WDM-based IP router experimental architectural design and analysis. Em *ICA3PP '02: Proceedings of the Fifth International Conference on Algorithms and Architectures for Parallel Processing*, p. 348, Washington, DC, USA. IEEE Computer Society.
- Yao, W. & Ramamurthy, B. (2005). Survivable traffic grooming with path protection at the connection level in WDM mesh networks. *Journal Lightwave Technology*, 23(10):2846.
- Zang, H. & Jue, J. P. (2000). A review of routing and wavelength assignment approaches for wavelength-routed optical WDM networks. *Optical Networks Magazine*, 1:47--60.
- Zang, H.; Ou, C. & Mukherjee, B. (2003). Path-protection routing and wavelength assignment (RWA) in WDM mesh networks under duct-layer constraints. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 11:248--258. ISSN 1063-6692.
- Zhang, H. & Shen, Z. (2012). A multi-objective genetic algorithm for the QoS based routing and wavelength allocation problem. Em *Computing and Networking Technology (ICCNT), 2012 8th International Conference on*, pp. 306–310.
- Zhang, S.; Martel, C. U. & Mukherjee, B. (2013). Dynamic traffic grooming in elastic optical networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 31(1):4–12.
- Zhu, Y.; Jukan, A. & Ammar, M. (2003). Multi-segment wavelength routing in large-scale optical networks. Em *Communications, 2003. ICC '03. IEEE International Conference on*, volume 2, pp. 1381 – 1385 vol.2. ISSN .