

1

Fabio de Oliveira Lima

2

***UM MODELO EFICIENTE PARA O PROJETO
COMPLETO DE REDES ÓPTICAS***

3

4

Dissertação a ser apresentada à Coordenação do
Mestrado em Engenharia Elétrica da Universi-
dade Federal do Espírito Santo para a obtenção
do título de Mestre em Engenharia Elétrica.

5

Orientador:

6

Prof. Dr. Elias Silva de Oliveira

7

Co-orientador:

8

Prof. Dr. Renato Tannure Rotta Almeida

9

PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM ENGENHARIA ELÉTRICA

10

CENTRO DE TECNOLOGIA

11

UNIVERSIDADE FEDERAL DO ESPÍRITO SANTO

12

Vitória – ES

13

23 de março de 2010

Resumo

2 Este trabalho apresenta um novo modelo de programação linear inteira-mista para o projeto
3 de redes ópticas de comunicação. Trata-se de uma modelagem ampla, que engloba o projeto da
4 topologia lógica da rede, o roteamento das demandas de tráfego, além do roteamento e alocação
5 de comprimento de onda aos caminhos ópticos. A formulação suporta múltiplas ligações entre
6 cada par de nós da rede, seja na topologia física ou lógica. Em sua versão básica, o modelo mini-
7 miza os custos de instalação da rede física e o custo de operação da rede projetada. No entanto,
8 sua formulação permite que sejam exploradas diversas métricas, como o congestionamento da
9 rede, que foi utilizado para comparação com resultados da literatura. Neste trabalho são apre-
10 sentados resultados de experimentos com o objetivo de validar a eficiência desta formulação
11 com relação à qualidade das soluções e desempenho computacional de trabalhos anteriores so-
12 bre o mesmo assunto. Também é apresentada uma nova forma de se obter limites inferiores para
13 o congestionamento, com custo computacional muito pequeno, cuja eficiência contrasta com as
14 opções encontradas na literatura.

Sumário

1		
2	1	Introdução
3	1.1	Roteamento de Tráfego por Comprimentos de Onda 2
4	1.1.1	Equipamentos Ópticos 3
5	1.1.2	Redes Ópticas Semitransparentes 5
6	1.2	Etapas do projeto de uma WRON 8
7	1.2.1	Projeto da Topologia Lógica 8
8	1.2.2	Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda 11
9	1.3	Trabalhos Anteriores 12
10	1.4	Projeto Completo de uma WRON Semitransparente 15
11	1.4.1	Nova Modelagem para Projeto Completo de uma WRON 16
12	1.4.2	Novo Limite Inferior para o Congestionamento 18
13	2	TWA - Modelo para o Projeto Completo de uma WRON
14	2.1	Dados de Entrada e Variáveis 19
15	2.1.1	Componentes Topológicos 20
16	2.1.2	Fração de Fluxo das Demandas de Tráfego 22
17	2.1.3	Topologia Física 23
18	2.2	Custo de Instalação e Operação 23
19	2.3	O Modelo TWA 24
20	2.3.1	Planos Lógicos 25
21	2.3.2	Continuidade de Comprimentos de Onda e Capacidade 26
22	2.3.3	Controle da Topologia Física 28

1	2.3.4	Conservação de Fluxo	29
2	2.4	Limitações da Forma Básica do TWA	30
3	3	Extensões ao Modelo Básico	34
4	3.1	Topologia Física	34
5	3.2	Grau Lógico e Multiplicidade de Ligações Lógicas	35
6	3.3	Minimização do Congestionamento	38
7	3.3.1	Mantendo a Multiplicidade de Ligações Lógicas	38
8	3.3.2	Perdendo Multiplicidade de Ligações Lógicas	41
9	3.4	Ligações Lógicas em cada Fibra	42
10	3.5	Número de Saltos Físicos	42
11	3.6	Minimização do Número de Comprimentos de Onda	43
12	3.6.1	Topologia Física Fixa	44
13	3.7	Conversão entre Comprimentos de Onda	45
14	4	Lower Bounds	50
15	4.1	MTB - Minimum Traffic Bound	51
16	5	Experimentos Computacionais com o TWA	53
17	5.1	O Modelo VTD-RWA	54
18	5.2	Comparação com o modelo VTD-RWA	56
19	5.3	O Modelo KS	61
20	5.4	Comparação com o modelo KS	62
21	6	Conclusões	67
22		Referências Bibliográficas	70
23		Ferramentas Computacionais	72

1 *Introdução*

A expansão do uso de redes de fibras ópticas, devido à sua extrema eficiência no transporte de dados em altas taxas de transmissão, motiva o estudo de projetos de operação das mesmas. Uma rede de comunicação é dita óptica quando o meio físico, usado para a transmissão das informações entre os nós da rede, é composto por cabos de fibra óptica.

Cada par de nós pode ser interconectado por mais de um cabo, possivelmente em trajetos distintos. E cada cabo pode conter várias fibras ópticas, tipicamente em pares. Cada fibra pode ser utilizada em ambas as direções, mas normalmente os equipamentos empregados na implementação das redes suportam tráfego em um sentido apenas (MUKHERJEE, 1997). Deste modo, a unidade elementar da estrutura física é modelada como uma fibra óptica orientada em um determinado sentido, denominada de ligação física. O conjunto das ligações físicas da rede é chamado de topologia física.

O projeto e planejamento de redes é realizado através de métodos distintos de acordo com o tipo de tráfego considerado, especificamente com relação à natureza; se é estática ou dinâmica. No caso de tráfego estático, nosso foco de estudo, é assumido *a priori* uma determinada matriz de demanda de tráfego, representando a quantidade média de tráfego que deve ser transferido entre os pares de nós da rede. Considera-se essas demandas como sendo fixas para fins de planejamento, podendo basear-se em levantamentos históricos ou mesmo estudos estimativos (MUKHERJEE et al., 1996).

A Figura 1.1 apresenta um exemplo para uma topologia física, onde os nós da rede estão conectados por pares de ligações físicas em sentidos contrários. Todavia, dependendo da matriz de demandas, nem todas as ligações físicas disponíveis precisarão ser usadas.

Neste contexto, o desenvolvimento da tecnologia WDM (*Wavelength Division Multiplexing*), permitiu que vários canais independentes compartilhem a mesma fibra óptica, proporcionando um melhor aproveitamento da banda de transmissão disponível nas fibras. Multiplicando a capacidade das ligações físicas das redes, esses canais são transmitidos em diferentes comprimentos de onda (MUKHERJEE, 1997). A quantidade de comprimentos de onda que podem ser

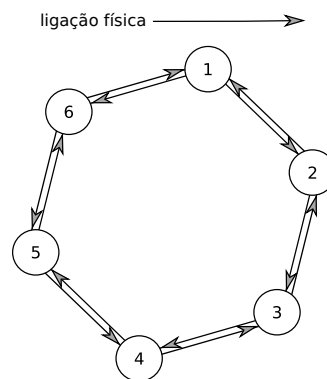


Figura 1.1: Exemplo de uma topologia física para uma rede de 6 nós

- 1 multiplexados em uma ligação física depende do tipo de cabo de fibra óptica empregado (XIN;
- 2 ROUSKAS; PERROS, 2003).

3 1.1 Roteamento de Tráfego por Comprimentos de Onda

4 A tecnologia de multiplexação por comprimento de onda, além de possibilitar a transmis-
5 são de vários sinais pelo mesmo meio, permite a implementação de redes com roteamento de
6 tráfego por comprimentos de onda (WRON - *Wavelength Routed Optical Networks*) (BANER-
7 JEE; MUKHERJEE, 1997). As vantagens desse tipo de rede decorrem de sua infra-estrutura
8 flexível, com elevada capacidade e confiabilidade na transmissão de dados.

9 Esta arquitetura se utiliza de dispositivos ópticos que permitem o roteamento transparente
10 de tráfego, onde a informação pode ser roteada pelo meio óptico, sem passar para o domínio
11 eletrônico, nos pontos intermediários entre a origem e o destino de uma demanda de tráfego.
12 Temos assim uma camada acima da configuração física da rede, pois um caminho óptico trans-
13 parente pode ser definido de várias formas sobre a rede. Esta é uma camada servidora, que
14 proverá acesso à rede às camadas clientes que, por sua vez, enxergarão apenas essas ligações
15 transparentes. Portanto há duas camadas: uma eletrônica, formada por roteadores eletrônicos de
16 pacotes de dados interconectados por canais ópticos transparentes, e uma camada óptica, onde o
17 roteamento do tráfego pela rede física é realizado por dispositivos ópticos WDM (BANERJEE;
18 MUKHERJEE, 1997).

19 Os canais ópticos transparentes, por onde trafegam as demandas de tráfego, são chamados
20 de ligações lógicas. A topologia lógica da rede é assim formada pelo conjunto das ligações
21 lógicas que, bem como a topologia física, é um grafo direcionado (CORMEN, 2002). Ela
22 abstrai a estrutura física da rede, pois pode ter uma estrutura totalmente diferente, e faz a ligação
23 entre a camada eletrônica e a óptica. Na Figura 1.2 temos o exemplo de uma topologia lógica

1 para a rede óptica de 6 nós, ilustrada na Figura 1.1. As ligações lógicas definidas devem ser
 2 configuradas nos dispositivos ópticos WDM, criando os canais ópticos transparentes.

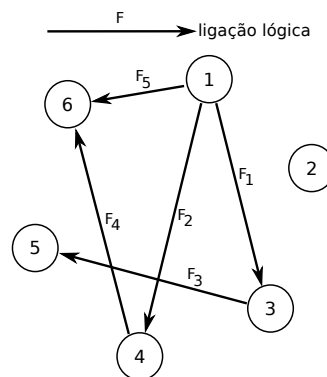


Figura 1.2: Exemplo de uma topologia lógica para uma rede de 6 nós.

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

8 1.1.1 Equipamentos Ópticos

9 O roteamento de tráfego em uma WRON é realizado de duas formas: na camada óptica da
 10 rede, que se denomina roteamento transparente, e na camada eletrônica, após sua conversão de
 11 sinal óptico para elétrico para processamento em roteadores de pacotes de dados. No roteamento
 12 transparente, os comprimentos de onda podem ser redirecionados nos dispositivos de comuta-
 13 ção óptica, com a vantagem da ausência do atraso em filas originado pelo congestionamento
 14 em roteadores eletrônicos. Este congestionamento está diretamente associado à limitações na
 15 qualidade de serviço em redes de comunicações, pois origina atraso e eventuais descartes de
 16 pacotes que, sobretudo para as emergentes aplicações em tempo real, devem ser minimizados
 17 (BANERJEE; MUKHERJEE, 2000).

18 Em uma WRON, para permitir conexões transparentes, os nós da rede precisarão ser equi-
 19 pados com dispositivos ópticos WDM capazes de realizar roteamento de tráfego por compri-
 20 mentos de onda. Dois tipos mais comuns de equipamentos utilizados são o OADM (*Optical*
 21 *Add-Drop Multiplexer*) e o OXC (*Optical Cross-Connect*). O OADM é um equipamento mais
 22 simples e de menor custo em comparação com o OXC (XIN; ROUSKAS; PERROS, 2003). Os
 23 múltiplos comprimentos de onda são combinados em um único sinal óptico por um multiplexa-
 24 dor WDM (*Mux*) na saída dos dispositivos ópticos WDM, e da mesma forma são separados na

1 entrada por um demultiplexador WDM (*Demux*).

2 Na Figura 1.3 temos um modelo para a arquitetura de um OADM. Nele, uma ligação física
3 de entrada é direcionada à uma ligação física de saída, sem conversão eletrônica, podendo ter
4 um ou mais comprimentos de onda desviados para o roteador eletrônico (*Drop*). Neste ponto
5 há conversão eletrônica. O tráfego que não se destina ao nó atual, mais o tráfego que nele se
6 origina, são convertidos para o meio óptico e reencaminhados para uma ligação física de saída
7 (*Add*) em um dos comprimentos de onda que foram desviados (XIN; ROUSKAS; PERROS,
8 2003).

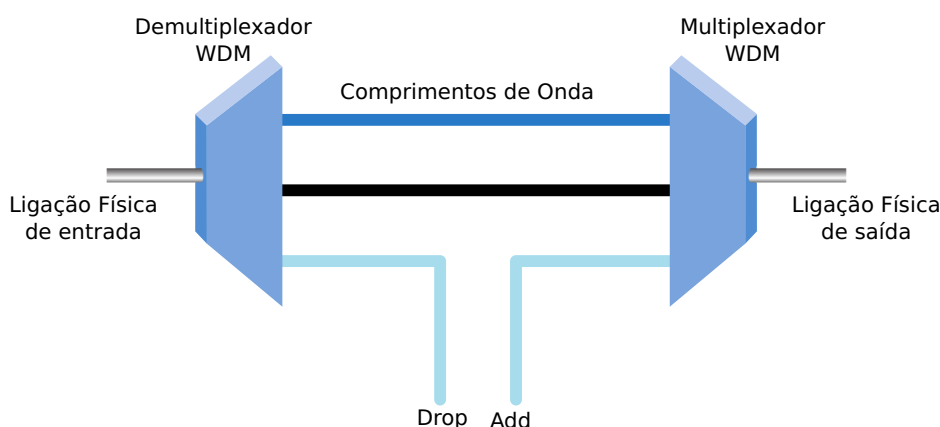


Figura 1.3: Modelo da arquitetura de um OADM.

9 A limitação deste equipamento é que todos os comprimentos de onda, em uma ligação
10 física de entrada que são destinados transparentemente, são direcionados a uma mesma ligação
11 física de saída. Essa limitação é superada com um OXC, capaz de rotear os comprimentos de
12 onda livremente. Na Figura 1.4 temos um modelo para a arquitetura de um OXC. Neste, para
13 cada comprimento de onda, temos uma matriz de comutação de óptica que recebe determinado
14 comprimento de onda de todas as ligações físicas de entrada. Que por sua vez, podem ser
15 encaminhados para qualquer uma das ligações físicas de saída. Em um OXC as operações
16 de desvio de tráfego para o roteador eletrônico, ou o caminho inverso, (*Drop/Add*) são feitas
17 diretamente nas matrizes de comutação óptica (PALMIERI, 2008).

18 O dimensionamento dos equipamentos dos nós depende do número de ligações lógicas
19 entrando e saindo, do número de rotas transparentes passando pelo nó, do número de ligações
20 físicas de entrada e saída e do número de comprimentos de onda que podem ser multiplexados
21 em cada ligação física. Cada equipamento é capaz de suportar uma certa quantidade desses
22 recursos, e essa capacidade não aumenta de forma linear. Dobrar a capacidade de um nó para
23 certo recurso pode demandar um investimento várias vezes maior (XIN; ROUSKAS; PERROS,
24 2003).

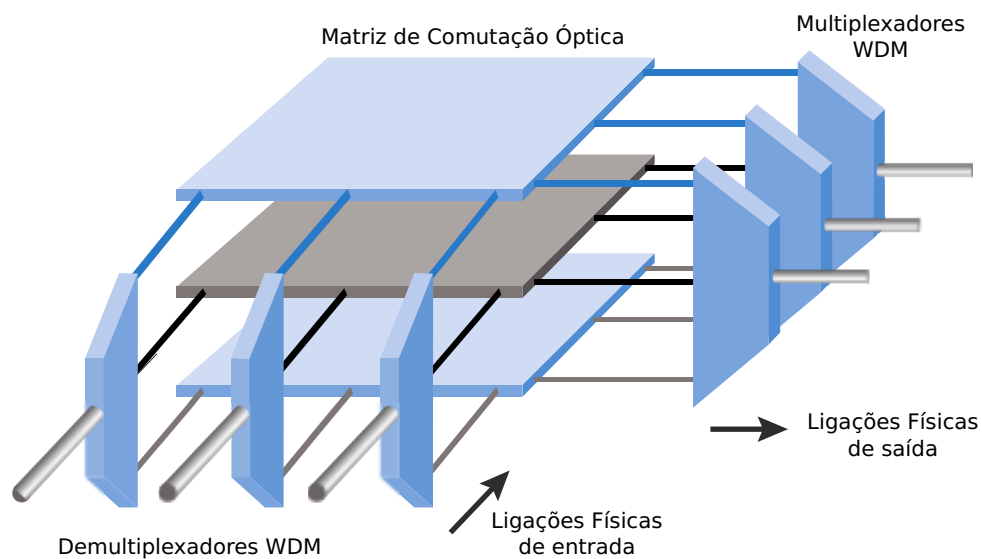


Figura 1.4: Modelo da arquitetura de um OXC.

1.1.2 Redes Ópticas Semitransparentes

Uma rede que possui rotas transparentes apenas entre nós diretamente conectados por enlaces de fibra óptica, é chamada de rede opaca, onde as ligações lógicas coincidem com as ligações físicas da rede (MUKHERJEE, 1997). Deste modo, dispositivos ópticos WRON para roteamento de comprimentos de onda não são utilizados. Todavia, esta configuração pode não ser a ideal para todos os perfis de demanda de tráfego da rede, pois uma demanda pode ter que percorrer várias ligações lógicas até seu destino, sofrendo conversão eletrônica em cada uma. A menos que todos os nós da rede estejam conectados diretamente entre si por ligações físicas em ambos os sentidos.

Se existe uma ligação transparente entre cada par de nós da rede, a rede é dita transparente. Neste caso, qualquer demanda de tráfego poderia ser transportada em um único salto pela topologia lógica, sendo processada eletronicamente somente no nó destino (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002). Mas, para configurar uma topologia de rede totalmente transparente, um grande investimento em equipamentos ópticos WDM se faz necessário. Além disso, há restrições severas relacionadas com degradações acumuladas e continuidade de comprimento de onda, entre outras (BALA, 2000). Já é praticamente um consenso que uma rede totalmente transparente de longa distância não seria factível atualmente devido a uma série de dificuldades em compensar degradações na transmissão (RAMAMURTHY; FENG; DATTA, 1999) (MAHER, 2001).

Atualmente, é amplamente aceito que uma rede óptica mais eficiente é uma combinação entre a rede opaca e a transparente. Este modelo de rede híbrida é comumente chamada de rede semitransparente (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002). Algumas estratégias para o projeto de

1 redes semitransparentes de longa distância foram propostas em artigos e livros como (MAHER,
2 2001) e (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002). Esta é uma solução intermediária que define
3 ligações lógicas apenas entre pares de nós convenientes, resultando em uma topologia lógica
4 parcialmente transparente. Usando redes ópticas semitransparentes, é possível alcançar uma
5 performance muito próxima aos das redes opacas em termos de bloqueio de novas requisições,
6 porém com grande economia nos custos, e menos complexidade do que uma rede comple-
7 tamente óptica. Em suma, redes semitransparentes oferecem o melhor dos domínios ópticos
8 e eletrônicos sem comprometer as principais características de cada uma dessas tecnologias
9 (BALA, 2000).

10 A cada ligação lógica deverá ser atribuído um caminho na topologia física; seu o canal
11 óptico transparente, comumente chamado de rota física (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000).
12 Por sua vez, em cada ligação física deste caminho deverá ser alocado um comprimento de onda
13 para esta ligação lógica. Se os nós da rede possuírem capacidade de conversão entre compri-
14 mentos onda, às ligações físicas ao longo da rota física poderão ser atribuídos comprimentos
15 de onda distintos (RAMASWAMI; SASAKI, 1998). Se esta hipótese não é considerada, todas
16 as ligações físicas deverão utilizar o mesmo comprimento de onda ao longo da rota física. Esta
17 limitação é conhecida como restrição de continuidade de comprimento de onda (ZANG; JUE;
18 MUKHERJEE, 2000), e será a hipótese considerada neste trabalho.

19 No item *a* da Figura 1.5 está um exemplo de rotas físicas e comprimentos de onda atribuídos
20 às ligações lógicas do item *b*. Esse é o roteamento das ligação lógicas sobre a topologia física,
21 requisitadas pelo projeto da topologia lógica, e a alocação de comprimentos de onda a cada rota
22 (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000).

23 Na Figura 1.5, no item *c*, estão representadas as ligações físicas que foram utilizadas para
24 estabelecer a topologia lógica para a rede óptica de 6 nós, ilustrada na Figura 1.1. Observe
25 que em alguns casos dois comprimento de onda compartilham a mesma ligação física. Isso
26 ocorre graças a tecnologia WDM. Mas, como estamos considerando que cada fibra óptica pode
27 ser utilizada em um sentido apenas, duas ou mais ligações lógicas só podem compartilhar uma
28 mesma ligação física no mesmo sentido e utilizando comprimentos de onda diferentes(ZANG;
29 JUE; MUKHERJEE, 2000).

30 Em redes semitransparentes, como não há ligações lógicas entre todos os pares de nós da
31 rede, as demandas de tráfego podem precisar compor caminhos sobre a topologia lógica, uti-
32 lizando mais de uma ligação lógica. Neste caso, haverá ainda conversão eletrônica nos nós
33 intermediários, e o projeto da topologia lógica é quem deve cuidar de evitar que muito trá-
34 fego deve ser destinado para esses casos. Em geral, as demandas de tráfego podem ainda ser

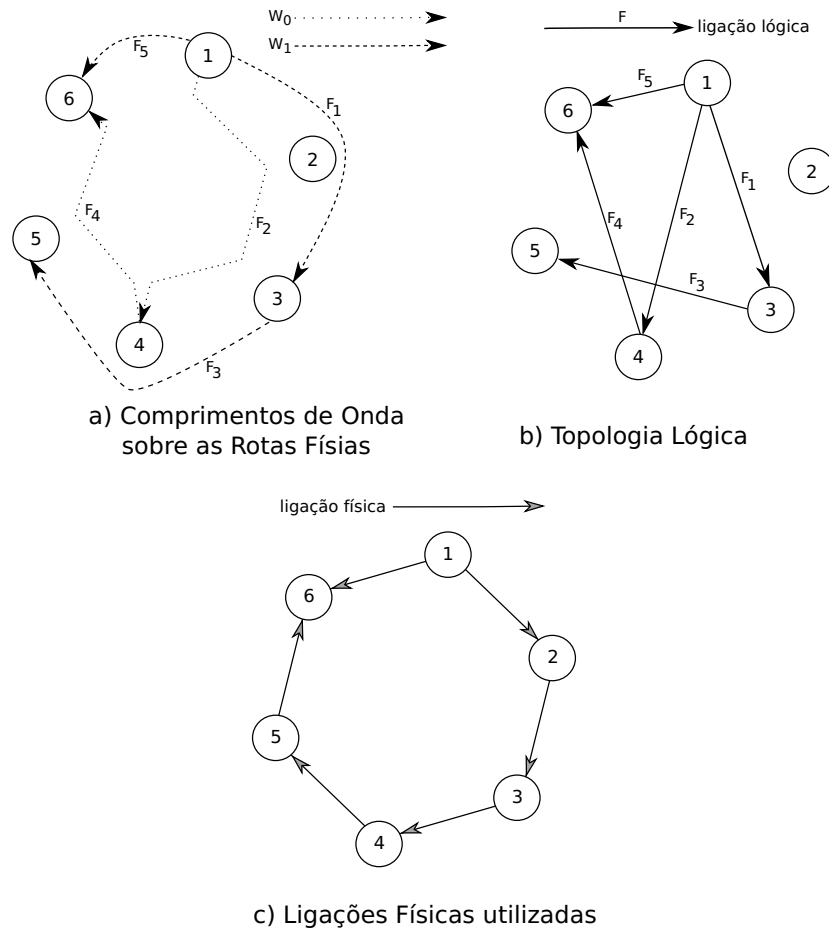


Figura 1.5: Rotas físicas e alocação de comprimentos de onda para as ligações lógicas.

1 subdivididas e transportadas paralelamente por mais de um caminho sobre a topologia lógica
 2 (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1996).

3 No item *a* da Figura 1.6 está representada a distribuição da demanda de tráfego P_{16} , com
 4 origem no nó 1 e destinada ao nó 6, sobre a topologia lógica apresentada na Figura 1.2. Utili-
 5 zando dois caminhos sobre a topologia lógica, a demanda de tráfego foi dividida em duas partes,
 6 uma contendo $2/3$ do tráfego original e outra com o $1/3$ restante. A primeira parte foi desig-
 7 nada à ligação lógica F_5 , atingindo diretamente o destino, e a segunda parte foi roteada pela
 8 caminho formado pelas ligações lógicas F_2 e F_4 . Pelo primeiro caminho o tráfego foi entregue
 9 transparentemente, e no segundo houve processamento eletrônico no nó intermediário 4.

10 No item *b* da Figura 1.6 estão representadas as rotas físicas e os comprimentos de onda
 11 utilizados na distribuição de tráfego da demanda P_{16} , de acordo com o esquema apresentado
 12 no item *a* da Figura 1.5. Note que o tráfego passou também pelos nós 2, 3, e 5, mas de forma
 13 transparente, sem conversão eletrônica.

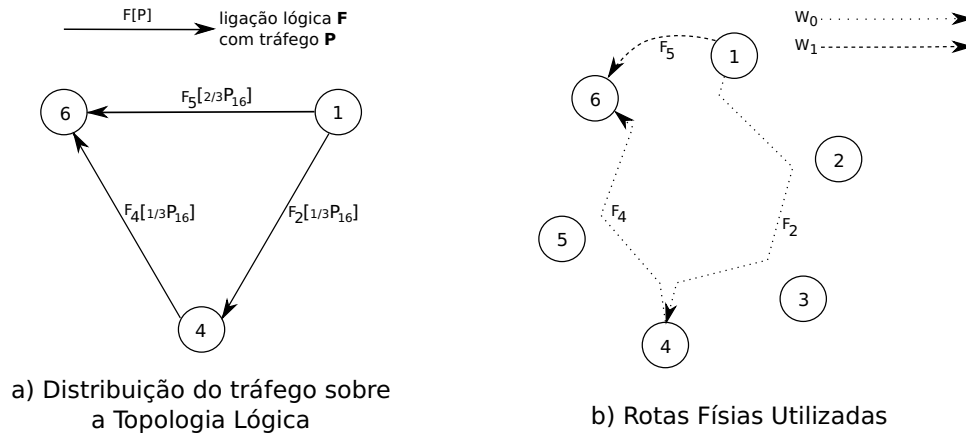


Figura 1.6: Demanda de Tráfego P_{16} distribuída na Topologia Lógica

1.2 Etapas do projeto de uma WRON

O projeto de WRON deve levar em conta seus custos de implementação e operação, que podem ser colocados, resumidamente, em função dos recursos de transmissão requeridos na camada óptica e a capacidade de processamento e armazenamento dos roteadores eletrônicos (BANERJEE; MUKHERJEE, 2000). Para tanto, técnicas de otimização são largamente empregadas e as soluções propostas fazem uso de métodos exatos e heurísticas, separadamente ou em conjunto. Na literatura, o projeto completo de WRON é dividido em quatro sub-problemas, que serão denominados: roteamento de tráfego (TR - *Traffic Routing*), projeto da topologia lógica (LTD - *Logical Topology Design*), roteamento de comprimentos de onda (WR - *Wavelength Routing*) e alocação de comprimentos de onda (WA - *Wavelength Assignment*) (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002; BALA, 2000, 2000).

Tradicionalmente, os sub-problemas LTD e TR são associados, bem como o WR e o WA, compondo respectivamente os conhecidos problemas de VTD (*Virtual Topology Design*) (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002) e RWA (*Routing and Wavelength Assignment*) (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000). Isto está ilustrado na figura 1.7. Mais recentemente, os sub-problemas de TR e WR vem também sendo associados nos trabalhos que abordam o problema de *grooming* de tráfego (RESENDO; RIBEIRO; CALMON, 2007), mas esta última abordagem está fora do foco de estudo neste trabalho.

1.2.1 Projeto da Topologia Lógica

O projeto da topologia lógica, VTD, que inclui a distribuição do tráfego e escolha da topologia lógica, é modelado na literatura como um problema de programação inteira mista (MILP - *Mixed Integer Linear Problem*) (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1996; BALA, 2000, 2000). No

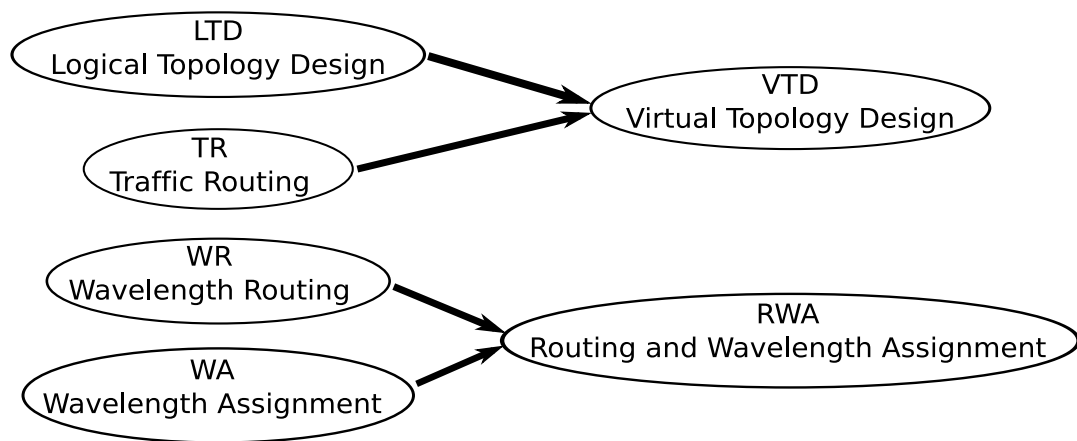


Figura 1.7: Quatro sub-problemas se fundem em VTD e RWA

entanto esses modelos se mostraram intratáveis mesmo para instâncias pequenas, com menos de 20 nós. Assim, heurísticas foram propostas para sua resolução (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1996; OLIVEIRA, 2005; LIMA et al., 2005).

Vale citar a clássica heurística HLDA (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1996), usada em muitos trabalhos na literatura, como (ASSIS; WALDMAN, 2004; SKORIN-KAPOV; KOS, 2005). Ela consiste de um algoritmo que cria ligações lógicas visando transportar as maiores demandas de tráfego em um único salto sobre a topologia lógica, evitando que grande parte de tráfego precise ser retransmitido por caminhos mais longos. Ela permite inclusive que múltiplas ligações lógicas sejam criadas entre um mesmo par de nós.

Essa abordagem visa distribuir o tráfego mais uniformemente sobre a topologia lógica e ao mesmo tempo evita retransmissão excessiva das demandas de tráfego. Ambos são fatores importantes no projeto da topologia lógica. A seguir, serão detalhados esses e outros aspectos dessa fase do projeto de uma WRON.

Escolha da Topologia Lógica

Quando se trata os sub-problemas separadamente, o primeiro passo é a escolha da topologia lógica, o LTD, todavia as principais métricas de interesse normalmente se encontram nas outras etapas. No LTD o objetivo mais comuns é obter uma topologia lógica que facilite a construção de melhores soluções nas etapas subsequentes, normalmente atendendo a uma estrutura topológica pré-definida (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1996). Quanto à estrutura topológica, ela pode ter uma forma determinada, como estrela, anel ou árvore (BOAVENTURA, 2001), ou uma forma mais geral, chamada malha (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1996). Há ainda a possibilidade de se formar uma estrutura hierárquica, com um *backbone* centralizador e *clusters*

1 periféricos (LIU et al., 2007). Mas o foco neste trabalho será o caso mais geral, que são as
2 topologias em malha.

3 Um fator importante no dimensionamento da rede é o número de ligações lógicas. Pois
4 cada uma possui em seu início um transmissor óptico que converte o fluxo eletrônico em sinal
5 óptico. Paralelamente, na finalização de uma ligação lógica há um receptor óptico que faz a
6 conversão inversa. Como esses equipamentos existem aos pares, é comum referir-se apenas ao
7 número de transceptores, que significa tanto receptores quanto transmissores (MUKHERJEE,
8 1997). Além dos transceptores, o número de ligações lógicas influencia fortemente no dimen-
9 sionamento dos equipamentos ópticos WDM e nos roteadores eletrônicos (XIN; ROUSKAS;
10 PERROS, 2003). De modo que, geralmente, é o número de ligações lógicas que define as ins-
11 tâncias do problema pois, sendo um fator decisivo no dimensionamento, ele é definido *a priori*
12 e as técnicas de otimização são aplicadas à outras métricas (KRISHNASWAMY; SIVARAJAN,
13 2001; RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1996).

14 O número de ligações lógicas partindo de um nó é chamado de grau lógico de saída, en-
15 quanto o número de ligações lógicas chegando em um nó é chamado de grau lógico de entrada
16 (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1996). Quando é exigido que haja simetria entre esses valo-
17 res, há apenas o que é chamado de grau lógico do nó. Se todos os nós da rede tem de ter o
18 mesmo grau lógico, então este valor é chamado de grau lógico da rede. Este é o valor nor-
19 malmente usado para se definir o número de ligações numa topologia lógica a ser projetada
20 (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1996).

21 Uma abordagem complementar é garantir que a topologia lógica ofereça redundância de
22 caminhos, como forma de manter os nós conectados quando um nó ou uma ligação física sofre
23 interrupção nos serviço (LIMA et al., 2005). Todavia maior segurança é obtida garantindo
24 redundância nas rotas físicas, pois é possível que um determinado caminho na topologia lógica
25 e seu respectivo redundante compartilhem uma ligação física ou um nó intermediário em suas
26 rotas físicas.

27 **Distribuição das Demandas de Tráfego**

28 Escolhida uma topologia lógica, a próxima etapa é distribuir sobre seus caminhos o trá-
29 fego da matriz de demandas, o sub-problema TR. Isoladamente, este pode ser modelado como
30 um problema de programação linear (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1996), que pode ser re-
31 solvido em tempo polinomial (CORMEN, 2002). Ele pode ser modelado como um problema
32 distribuição de fluxo em rede clássico ou de forma agregada, onde as demandas de tráfego são
33 agregadas em relação à origem ou ao destino, reduzindo a ordem de grandeza das variáveis do

1 modelo linear, tornando-o mais eficiente (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1996).

2 Na distribuição de tráfego aparecem métricas importantes como o congestionamento. Ele é
3 a quantidade de tráfego designado ao caminho óptico mais carregado da rede. Ao minimizar o
4 congestionamento a tendência é distribuir igualmente o tráfego entre todos os caminhos ópticos.
5 Este critério garante que não haja subutilização ou sobrecarga nas ligações lógicas. A sobre-
6 carga causa aumento do atraso em filas e consequente diminuição da vazão (RAMASWAMI;
7 SIVARAJAN, 2002).

8 Outra métrica importante é o processamento eletrônico, que está diretamente associado a
9 quantidade de tráfego que é retransmitido por mais de uma ligação lógica, antes de chegar ao
10 seu destino. Esse tráfego tem de ser processado nos roteadores eletrônicos de tráfego nos nós
11 intermediários, o que influencia no dimensionamento dos mesmos, além de atraso em filas (AL-
12 MEIDA et al., 2006). A distribuição do tráfego deve tentar enviar a maior parte do tráfego por
13 caminhos compostos apenas por uma ligação lógica, de modo a evitar excessivo processamento
14 eletrônico.

15 1.2.2 Roteamento e Alocação de Comprimentos de Onda

16 O sub-problema WR consiste em determinar as rotas físicas para as ligações lógicas, tam-
17 bém chamadas neste contexto de requisições de conexão (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000).
18 Há três principais métricas de interesse nesta etapa, uma é que as rotas físicas não devem ser
19 muito longas para evitar perdas de pacote por degradação do sinal (BALA, 2000). Outro fa-
20 tor importante é o número de rotas físicas compartilhando uma mesma ligação física, pois isso
21 influencia diretamente na quantidade de comprimentos de onda que serão necessários na reso-
22 lução do sub-problema WA (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000). Além disso, sua minimização
23 forçaria uma distribuição mais uniforme das rotas nas ligações físicas.

24 A terceira métrica de interesse é uma sofisticação da primeira, que considera a quantidade
25 de tráfego alocada à rota física, além da distância percorrida. O objetivo neste caso é minimizar
26 o produto entre o tráfego alocado e a distância percorrida, conhecido como fator BL (*Bandwidth*
27 *Length*) (AGRAWAL, 1997). Com a distribuição de tráfego já definida, minimizar BL tem efeito
28 apenas sobre a distância, que neste caso é ponderada em função da quantidade de tráfego.

29 A criação das rotas físicas é o momento mais oportuno para se obter soluções tolerantes
30 à falhas, construindo soluções com redundância de rotas físicas. Pois falhas mais críticas são
31 as que envolvem cabos de fibra ou os equipamentos WDM dos nós (RAMASWAMI; SASAKI,
32 1998). É neste momento em que se determina as ligações físicas e os nós por onde será roteado o

1 tráfego. Se para cada rota física existir uma segunda rota, sua cópia de segurança, com o mesmo
2 destino e origem mas sem compartilhar nós intermediários ou ligações físicas ao longo de seus
3 percursos, as falhas mencionadas não irão interromper a comunicação. Mas estas abordagens
4 de proteção estão fora do escopo deste texto.

5 Por sua vez, o sub-problema WA consiste em atribuir comprimentos de onda às rotas físi-
6 cas determinadas no sub-problema WR. Duas rotas físicas passando por uma mesma ligação
7 física devem ter comprimentos de onda diferentes. Além disso, estamos assumindo a restrição
8 de continuidade de comprimentos de onda (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000), ou seja, um
9 mesmo comprimento de onda deve ser usado do início ao fim de uma rota física. O objetivo
10 mais comum nesta etapa é minimizar o número de comprimentos de onda necessários, pois isso
11 influencia no dimensionamento dos equipamentos WDM dos nós e nos cabos de fibra óptica
12 (XIN; ROUSKAS; PERROS, 2003).

13 O roteamento e alocação de comprimentos de onda, são tratados na literatura tanto separa-
14 damente quanto na forma do problema RWA (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000; JAUMARD;
15 MEYER; THIONGANE, 2004). Existem diversas modelagens para o RWA; um estudo abran-
16 gente delas pode ser visto em (JAUMARD; MEYER; THIONGANE, 2004). Cada uma dessas
17 modelagens tem objetivos diferentes e sua análise está além do escopo deste texto.

18 O roteamento pode ser modelado como um problema de programação inteira (Integer Li-
19 near Problem - ILP) (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000). Mas comumente é tratado por al-
20 goritmos mais simples, como o do caminho mais curto (CORMEN, 2002), de modo a dedicar
21 mais esforço computacional à outras fases do projeto (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000; RA-
22 MASWAMI; SIVARAJAN, 1996). O sub-problema WA pode ser visto como uma problema de
23 coloração de grafos, que é um problema NP-Completo (CORMEN, 2002) e também pode ser
24 modelado como um ILP (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000).

25 1.3 Trabalhos Anteriores

26 O problema de projetar uma rede óptica, a partir de uma topologia física conhecida, pode
27 ser formulado como um MILP, sendo definida uma métrica de interesse a ser otimizada. Esse
28 problema já foi amplamente estudado, tendo sido propostas heurísticas para resolvê-lo, sendo
29 conhecidamente um problema de alto custo computacional (KRISHNASWAMY; SIVARAJAN,
30 2001; XIN; ROUSKAS; PERROS, 2003). As diferentes abordagens partem de considerações
31 específicas sobre as demandas de tráfego, a métrica a ser otimizada, entre outras. O objetivo
32 normalmente é a minimização de algum recurso da rede, tendo como exemplos: número de

1 comprimentos de onda utilizados, número de transceptores, congestionamento e processamento
2 eletrônico.

3 Uma das formulações para o projeto de uma topologia virtual foi apresentado como um
4 problema de otimização em (MUKHERJEE et al., 1996). Os autores formularam o problema
5 de projeto de topologia lógica como um problema de otimização não linear. A função objetivo
6 considerava a minimização do atraso na transmissão e do congestionamento da rede. Os autores
7 subdividem o problema em quatro subproblemas, da forma como foi mostrada na Seção 1.2.
8 Nos experimentos apresentados, os autores consideram apenas o VTD, subproblemas LTD e
9 TR. A meta-heurística *Simulated annealing* foi utilizada na resolução do subproblema LTD
10 e *flow deviation* para o subproblema TR. Entretanto, a meta-heurística *Simulated Annealing*
11 implementada torna-se muito cara computacionalmente para redes de grande porte.

12 Em (BANERJEE; MUKHERJEE, 2000) é apresentada uma formação MILP para o projeto
13 completo de uma WRON com conversão de comprimentos de onda. Vale ressaltar que, em
14 redes equipadas com conversores de comprimentos de onda, o problema torna-se menos com-
15 plexo pois a restrição de continuidade dos comprimentos de onda não é aplicada (ZANG; JUE;
16 MUKHERJEE, 2000). O objetivo neste trabalho era minimizar a distância média das rotas físi-
17 cas. A formulação MILP apresentada, inclui a definição das ligações lógicas, suas rotas físicas,
18 e a distribuição de tráfego sobre as mesmas. Com o objetivo de tornar o problema tratável, a
19 restrição de continuidade de comprimentos de onda foi relaxada, considerando que todos os nó
20 possuem capacidade de conversão de comprimentos de onda. Devido à dificuldade de obter
21 soluções ótimas com o modelo MILP o processo de otimização foi interrompido após algumas
22 iterações.

23 Em (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1996) os autores formularam uma modelagem MILP
24 para o VTD com o objetivo principal de minimizar congestionamento. Não existe restrição
25 quanto ao número de comprimentos de onda utilizados. A desvantagem desta abordagem é que
26 a topologia física torna-se irrelevante para o projeto, pois ela é considerada apenas para limitar
27 o atraso de propagação. A estrutura física influencia muito pouco dessa forma. Além disso,
28 o atraso é calculado supondo que as rotas físicas são estabelecidas pelo algoritmo da menor
29 distância (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000).

30 Em (KRISHNASWAMY; SIVARAJAN, 2001) é proposta uma modelagem MILP que mi-
31 nimiza congestionamento em redes sem conversores de comprimentos de onda. Segundo os
32 autores, esta formulação não é computacionalmente tratável, sendo métodos heurísticos propos-
33 tos. O Modelo MILP é relaxado e executado iterativamente por 25 vezes usando um plano de
34 corte. As variáveis que representam a topologia virtual e os percursos físicos são arredondadas,

1 enquanto uma heurística de alocação de comprimentos de onda é aplicada para atribuir-los indi-
2 vidualmente às rotas físicas. Uma das desvantagens desse método é que, supondo que existam
3 W comprimentos de onda disponíveis em cada fibra, o algoritmo de alocação de comprimentos
4 de onda pode não garantir sucesso. Em caso de falha, ele será reiniciado incrementando W .
5 Como resultado, o método não retorna necessariamente soluções viáveis em todas as tentativas.

6 Em (BANERJEE; MUKHERJEE, 1997), os autores formularam o problema de projeto
7 de topologia lógica como um problema linear que considera os nós da rede equipados com
8 conversores de comprimento de onda. A função objetivo da formulação é a minimização do
9 comprimento das rotas físicas, com a possibilidade de redução do número de conversores de
10 comprimentos de onda utilizados e, dessa forma, esta formulação poderia ser aproximada para
11 uma formulação sem conversão. As deficiências desta formulação são: ela produz resultados ra-
12 zoáveis somente se a matriz de tráfego for equilibrada, sendo esta uma consequência da função
13 objetivo não incluir variáveis de tráfego; ele é eficiente somente se a topologia física for densa
14 em termos do número de arestas. Se a topologia física for esparsa então o número de converso-
15 res de comprimento de onda utilizados aumentará, pois haveriam poucas rotas alternativas. A
16 restrição de continuidade dos comprimentos de onda não foi utilizada nesta formulação.

17 O artigo (TORNATORE; MAIER; PATTAVINA, 2007) apresenta um modelo MILP para
18 o projeto de WRONs, capaz de projetar também a rede física, suportando múltiplos cabos de
19 fibra óptica entre cada par nós. No modelo proposto é usada agregação de variáveis em relação
20 à origem para a criação das rotas físicas, o que permite uma redução relevante no número de
21 variáveis e restrições (JAUMARD; MEYER; THIONGANE, 2004). Com relação a conversão
22 de comprimentos de onda, dois casos extremos são tratados: 1) quando todos os nós possuem
23 capacidade de converter os comprimentos de onda, e 2) quando nenhum nó possui capacidade de
24 conversão de comprimento de onda, sendo exigida a restrição de continuidade de comprimentos
25 de onda. O trabalho propõe a otimização da topologia lógica de uma rede física com múltiplos
26 cabos de fibras entre os pares de nós, com o objetivo de minimização de custo: o número de
27 ligações físicas entre cada par de nós é a variável a ser minimizada, tendo como um dos dados
28 de entrada o número de comprimentos de onda por ligação física.

29 Algumas heurísticas para o projeto completo de redes ópticas foram apresentadas no artigo
30 (SKORIN-KAPOV; KOS, 2005), aplicando o modelo proposto em (KRISHNASWAMY; SIVA-
31 RAJAN, 2001). Este trabalho envolve o projeto de WRONs sem utilização de conversores de
32 comprimento de onda. Neste trabalho é introduzida uma função objetivo chamada, o número
33 médio de saltos lógicos (*average virtual hop distance*), onde o número de saltos lógicos é a
34 quantidade de ligações lógicas que por onde uma demanda de tráfego passa antes de chegar

ao destino. As heurísticas apresentadas são adaptações das apresentadas em (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1996). Os resultados apresentados foram gerados a partir de experimentos com redes de tamanhos variados e para características de tráfego uniforme e não uniforme.

Uma referência clássica para o RWA é o artigo (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000). Este estudo detalha o problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda (RWA) em redes ópticas WDM, especialmente para redes que operam com a restrição de continuidade de comprimentos de onda, ou seja, não utilizam conversores. É apresentada uma revisão de várias abordagens e métodos apresentadas na literatura, abrangendo modelagens MILP e heurísticas.

Um modelo MILP para o projeto completo foi apresentado em (ASSIS; WALDMAN, 2004), baseado nas formulações clássicas do VTD e do RWA. Este trabalho propõe um algoritmo heurístico iterativo, que faz uso de programação linear, para resolver os problemas VTD e RWA de forma integrada. A topologia lógica é escolhida com a clássica heurística HLDA (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1996), e esse resultado é fixado no modelo proposto. A seguir o modelo é resolvido para encontrar solução para as demais variáveis. Por se tratar de um modelo MILP de alto custo computacional, a resolução é interrompida depois de um tempo pré determinado. A função objetivo adotada foi o número total de saltos nas rotas físicas, com o objetivo de evitar a formação de ciclos nas rotas físicas. A estratégia foi passar ao modelo limitações para as métricas importantes, de modo que as soluções viáveis encontradas fossem satisfatórias. Essa abordagem foi possível dada a grande abrangência do modelo proposto, onde métricas dos quatro sub-problemas do projeto de uma WRON podem ser controladas. Todavia o alto custo computacional do modelo proposto inviabiliza sua aplicação para redes de grande porte. As redes testadas tinham 6 e 12 nós.

1.4 Projeto Completo de uma WRON Semitransparente

O foco deste trabalho é modelar o projeto de uma WRON semitransparente, visando auxiliar nas fases de planejamento e dimensionamento de redes. Neste contexto, comumente toma-se por base uma topologia física pré estabelecida. Esta normalmente é definida por fatores históricos, geográficos e econômicos. Um dos objetivos aqui é levar para o projeto da rede física considerações que só surgiriam depois, no tratamento dos sub-problemas VTD e RWA. Nesse sentido, o projeto completo de uma WRON incluiria o projeto da rede física, além dos sub-problemas VTD e RWA.

No projeto da rede física, será considerado apenas o custo de instalação dos cabos de fibra óptica. Não será considerado nenhum contexto geográfico ou histórico em particular, deste modo,

o custo de instalação será modelado simplesmente em função da distância entre os nós.

Na literatura, o projeto com essa abrangência foi pouco explorado (XIN; ROUSKAS; PERROS, 2003), em parte pela complexidade e elevado custo computacional das modelagens que combinam VTD e RWA (KRISHNASWAMY; SIVARAJAN, 2001; ASSIS; WALDMAN, 2004).

Na Seção 1.4.1 introduziremos uma nova modelagem eficiente para o projeto completo uma WRON que combina o projeto da topologia física com os problemas VTD e RWA.

Uma preocupação em modelagens abrangentes é o controle de várias métricas ao mesmo tempo. Isso é facilitado quando sabe-se como calcular eficientes limites inferiores para alguma delas. No projeto de uma WRON, uma métrica importante é o congestionamento e o cálculo de limites inferiores para ele envolve grande custo computacional (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1996). Por isso, para auxiliar no objetivo principal deste texto, que é o projeto abrangente de uma WRON, introduzimos na Seção 1.4.2 um novo e eficiente limite inferior para o congestionamento.

1.4.1 Nova Modelagem para Projeto Completo de uma WRON

A principal contribuição deste trabalho é a proposição de um modelo para o projeto de WRONs, denominado TWA (*Traffic over Wavelength Assignment*). Ele é capaz de tratar desde a escolha da topologia física da rede até a definição da topologia lógica, incluindo a distribuição de tráfego, a definição das rotas físicas e a alocação de comprimentos de onda.

Conforme será mostrado no Capítulo 2, este modelo possui um reduzido número de variáveis e restrições, se comparado a modelos que resolvem apenas o RWA, como os que são tratados em (JAUMARD; MEYER; THIONGANE, 2004). Na literatura, o projeto completo, incluindo topologias física e lógica, foi modelado em (XIN; ROUSKAS; PERROS, 2003), possuindo uma complexidade elevada, que torna o uso de heurísticas uma exigência. O problema modelado em (XIN; ROUSKAS; PERROS, 2003) possui premissas diferentes do modelo TWA, pois não trata dos sub-problemas VTD e RWA da mesma maneira, devido à utilização de tecnologias distintas. Com isso uma comparação direta não é possível. Outros modelos encontrados na literatura são menos abrangentes, alguns não tratam da topologia física (KRISHNASWAMY; SIVARAJAN, 2001; ASSIS; WALDMAN, 2004), ou assumem uma topologia lógica e não consideram uma matriz de demandas (TORNATORE; MAIER; PATTAVINA, 2007; PUECH; KURI; GAGNAIRE, 2002). Portanto, como estratégia de teste do modelo TWA, optamos por considerar a topologia física como conhecida.

O TWA guarda semelhanças com alguns modelos conhecidos (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002; TORNATORE; MAIER; PATTAVINA, 2007), por utilizar variáveis agregadas para a distribuição do tráfego e criação das rotas físicas. Mas a modelagem que aqui será apresentada introduz outras vantagens que a tornam mais abrangente e ao mesmo tempo mais enxuta, considerando o número de variáveis e restrições.

Uma das vantagens é que o modelo naturalmente admite múltiplas ligações lógicas entre cada par de nós da rede, sem a necessidade de diferenciar cada ligação por uma variável de decisão diferente, como na abordagem utilizada anteriormente em (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002).

Outra vantagem é que não são utilizadas variáveis diferentes para a topologia física, topologia lógica, rotas físicas e alocação de comprimentos de onda, como é feito em (ASSIS; WALDMAN, 2004). No TWA há uma variável chamada componente topológica que consegue acumular todas essas funções. De fato, definida uma rota física com um dado comprimento de onda, implicitamente estão definidas as ligações físicas utilizadas e a ligação lógica correspondente.

Ao invés de fazer a distribuição do tráfego em função da topologia lógica (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002), o TWA possui restrições para a distribuição do tráfego escritas diretamente em função das componentes topológicas, daí seu nome (*Traffic over Wavelength Assignment*). Na prática, isso elimina as restrições de distribuição de requisições de tráfego do RWA (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000). Isto está ilustrado na figura 1.8.

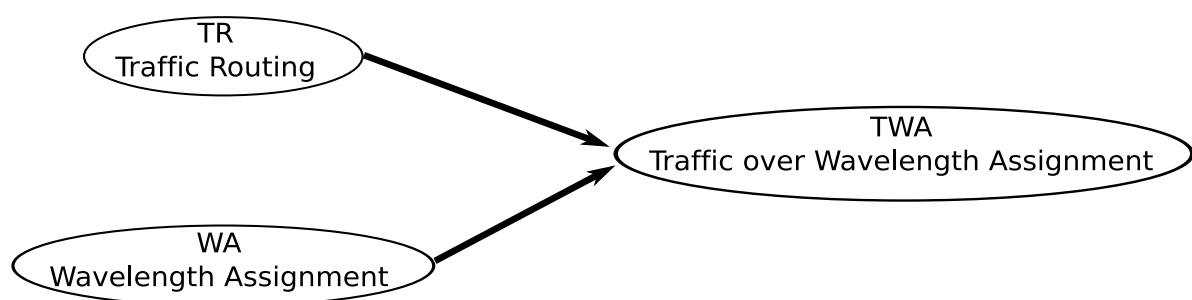


Figura 1.8: Dois sub-problemas se fundem no TWA

Essas características reduzem a complexidade do modelo, deixando de determinar explicitamente informações que não são necessárias nessa fase do projeto. Assim sendo, as variáveis e restrições do TWA consistem em um modelo completo para o projeto de redes ópticas, considerando todos os seus subproblemas de maneira integrada.

No Capítulo 2 apresentamos a modelagem básica para o TWA, onde são colocadas as restrições fundamentais da formulação proposta. No Capítulo 3 ilustramos outros casos de uso da

1 modelagem TWA, que estendem as capacidades do modelo básico. No Capítulo 5 são apre-
2 sentados resultados computacionais, obtidos utilizando o modelo proposto neste trabalho, e
3 comparações dos mesmos com outros resultados encontrados na literatura.

4 Por simplicidade, é assumido que todas as ligações lógicas possuem a mesma capacidade
5 de tráfego. Além disso, não serão consideradas aqui a possibilidade de bloqueio de pacotes e
6 nem outros tipos de perdas na transmissão. Portanto, é assumido que todo o tráfego da rede
7 será devidamente enviado e recebido. Assumimos também a restrição de continuidade de com-
8 primentos de onda, ou seja, os nós não são capazes de fazer conversão entre comprimentos de
9 onda.

10 Não é suposto a existência de nenhum recurso, como quantidade de OXCs, OADMs ou
11 fibras ópticas. Tentamos encontrar soluções que demandem o mínimo possível de recursos da
12 rede. O objetivo dessa abordagem é servir de suporte para o dimensionamento e planejamento
13 da rede; nesta fase é que serão definidos os equipamentos específicos que serão necessários para
14 a implantação do projeto.

15 1.4.2 Novo Limite Inferior para o Congestionamento

16 Também é apresentada neste trabalho a demonstração formal de um novo limite inferior
17 (*lower bound* - LB) para o congestionamento, denominado *Minimum Traffic Bound* (MTB).
18 Nos resultados que serão apresentados na Seção 5.4, o MTB apresentou alta qualidade pois
19 coincidiu com o ótimo ou ficou muito próximo dele. Além disso, seu custo computacional é
20 desprezível, pois ele é calculado diretamente das demandas de tráfego, através de uma fórmula
21 matemática. Isso contrasta com as técnicas para obtenção de LBs para o congestionamento
22 que encontramos na literatura (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002). Até então, obter LBs
23 de boa qualidade para congestionamento tinha custo computacional bem mais elevado do que
24 encontrar boas soluções viáveis (KRISHNASWAMY; SIVARAJAN, 2001; SKORIN-KAPOV;
25 KOS, 2005). O MTB será apresentado no Capítulo 4.

2 *TWA - Modelo para o Projeto Completo de uma WRON*

Neste capítulo será apresentada a forma básica do modelo TWA (*Traffic over Wavelength Assignment*), começando pela notação designada aos nós e as constantes que definem uma instância de problema para o modelo. Em seguida serão definidas as variáveis utilizadas para compor as restrições e a função objetivo do modelo, passando-se então à sua descrição. A função objetivo adotada na formulação básica é a minimização dos custos de instalação e operação da rede, valendo-se da capacidade do modelo escolher também a topologia física da rede. Além disso, foi considerada a restrição de conservação dos comprimentos de onda ao longo do caminho óptico (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000), ou seja, não se admite a conversão de comprimentos de onda na camada óptica da rede nesta formulação básica. Outros casos de uso e extensões ao modelo básico serão apresentados no Capítulo 3.

2.1 Dados de Entrada e Variáveis

Notação 1. Para uma rede de N nós, os pares ordenados (m, n) , (s, d) e (i, j) indicam respectivamente ligações físicas, demandas de tráfego e ligações lógicas, com $m \neq n$, $s \neq d$ e $i \neq j$, onde $m, n, s, d, i, j \in \{1, \dots, N\}$. O índice $w \in \{1, \dots, W\}$ representa comprimentos de onda, onde W é a quantidade limite de comprimentos de onda que podem ser usados. O índice $v \in \{1, \dots, N\}$ representa os nós da rede.

A Figura 2.1 ilustra os diferentes escopos dos índices associados aos nós da rede, com relação às ligações físicas (m, n) , ligações lógicas (i, j) e demandas de tráfego (s, d) . Esta notação segue a convenção comumente utilizada em trabalhos anteriores (MUKHERJEE, 1997; RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002). É importante dizer que esta modelagem suporta múltiplas ligações físicas e lógicas entre cada par de nós, portanto, os pares (m, n) e (i, j) representam conjuntos de possíveis ligações físicas e lógicas, respectivamente. Esses conjuntos não serão explicitamente controlados, sendo esse um dos motivos da simplicidade do modelo.

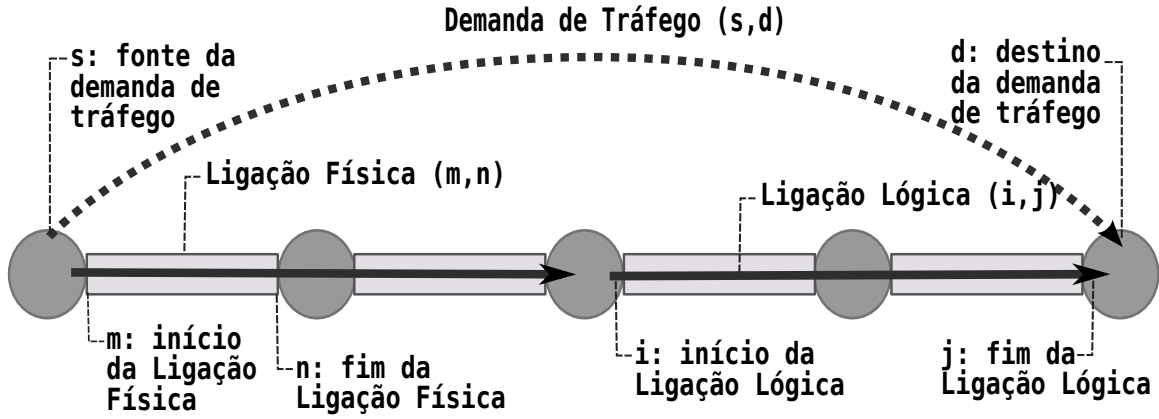


Figura 2.1: Representação gráfica da notação associada aos nós da rede.

1 **Dados 1.** Uma instância para o modelo TWA é definida por:

2 1. $N =$ Número de nós da rede.

3 2. $W =$ Máximo de comprimentos de onda em uma ligação física.

4 3. $K =$ Máxima multiplicidade de ligações físicas entre cada par (m,n) .

5 4. $Cap =$ Capacidade de tráfego de cada ligação lógica.

6 5. $C_{mn} =$ Custo de uma ligação física entre o par (m,n) .

7 6. $T =$ Custo por unidade de fluxo.

8 7. $P_{sd} =$ Demanda de tráfego, com origem s e destino d .

9 8. $A_s = \sum_d P_{sd} =$ Tráfego agregado pela origem s .

10 9. $Q_{sd} = P_{sd}/A_s =$ Fração de A_s correspondente à Demanda de tráfego P_{sd} .

11 2.1.1 Componentes Topológicos

12 A variável central do modelo, a partir da qual todas as demais serão definidas, chamada de
 13 componente topológico, é representada graficamente na Figura 2.2 e formalmente definida na
 14 Variável 2.1.1. Ela sozinha representa as topologias lógica e física, as rotas físicas das ligações
 15 lógicas e os comprimentos de onda utilizados.

16 **Variável 2.1.1.** Seja $B_{iw}^{mn} = k \in \{0, \dots, K\}$, com $i \neq n$, um componente do conjunto das ligações
 17 lógicas com origem i e comprimento de onda w , que utilizam k ligações físicas entre os nós m
 18 e n .

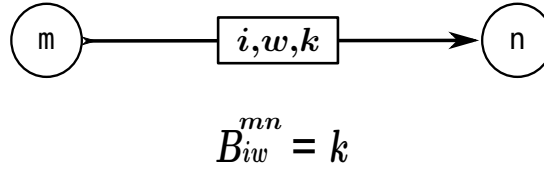


Figura 2.2: Representação gráfica de um componente topológico.

1 Considerando que $B_{iw}^{mn} = k$ para algum $k \in \{0, \dots, K\}$, existem k ligações lógicas originadas
 2 em i no comprimento de onda w , passando por k ligações físicas distintas entre o par de nós
 3 (m, n) . Conforme a terminologia utilizada neste trabalho daqui por diante, *um componente*
 4 *topológico* $B_{iw}^{mn} = k$ é iniciado em m , incidente em n , com origem i , comprimento de onda w e
 5 valor k .

6 Se $k > 1$, então há multiplicidade de ligações físicas entre o par de nós (m, n) , pois haveria
 7 interferência se houvessem duas ligações lógicas se propagando na mesma ligação física, com
 8 o mesmo comprimento de onda. Note que K limita apenas a multiplicidade das ligações físicas,
 9 pois se $K = 1$, B_{iw}^{mn} se torna uma variável binária, mas ainda podem haver múltiplas ligações
 10 lógicas entre um par (i, j) , utilizando rotas físicas distintas, ou ainda, comprimentos de onda
 11 diferentes em uma mesma rota física. Se $B_{iw}^{mn} = 0, \forall (i, w)$, então nenhuma ligação física entre
 12 o par de nós (m, n) é utilizada.

13 Na Figura 2.3, temos um exemplo de interpretação dos componentes topológicos, todos
 14 com origem no nó v_1 e com o mesmo comprimento de onda w . No item *d*) desta figura, o valor
 15 2 do componente que liga os nós (v_1, v_2) é interpretado como duas ligações físicas entre esses
 16 nós, representadas no item *a*). No item *b*), vemos uma ligação lógica dupla entre os nós (v_1, v_3) ,
 17 onde uma delas passa de forma transparente pelo nó v_2 , como indicado no item *c*). Note ainda
 18 que, no item *d*), há dois caminhos lógicos incidentes em v_2 mas apenas um iniciando. Isso
 19 indica que uma ligação lógica termina em v_2 , enquanto a outra segue adiante.

20 A indexação atribuída às variáveis B_{iw}^{mn} especificam apenas o nó i onde se iniciam as ligações
 21 lógicas representadas, sem deixar claro aonde elas terminam. Isto significa que estas variáveis
 22 agregam todas as ligações lógicas originadas em i com comprimento de onda w , que utilizam as
 23 ligações físicas entre o par (m, n) , independente do nó j em que terminam estas ligações lógicas.
 24 Esta técnica consiste em uma abordagem bastante conhecida para a representação de variáveis
 25 em problemas de distribuição de fluxo em redes. Em (TORNATORE; MAIER; PATTAVINA,
 26 2007), este conceito de agregação de tráfego é aplicado como meio de simplificação do modelo,
 27 reduzindo substancialmente o número de variáveis dos problemas resultantes. No TWA, esta
 28 agregação cumpre o mesmo papel de simplificação, cabendo às restrições do modelo garantir
 29 implicitamente a terminação correta destas ligações lógicas agregadas nas variáveis B_{iw}^{mn} .

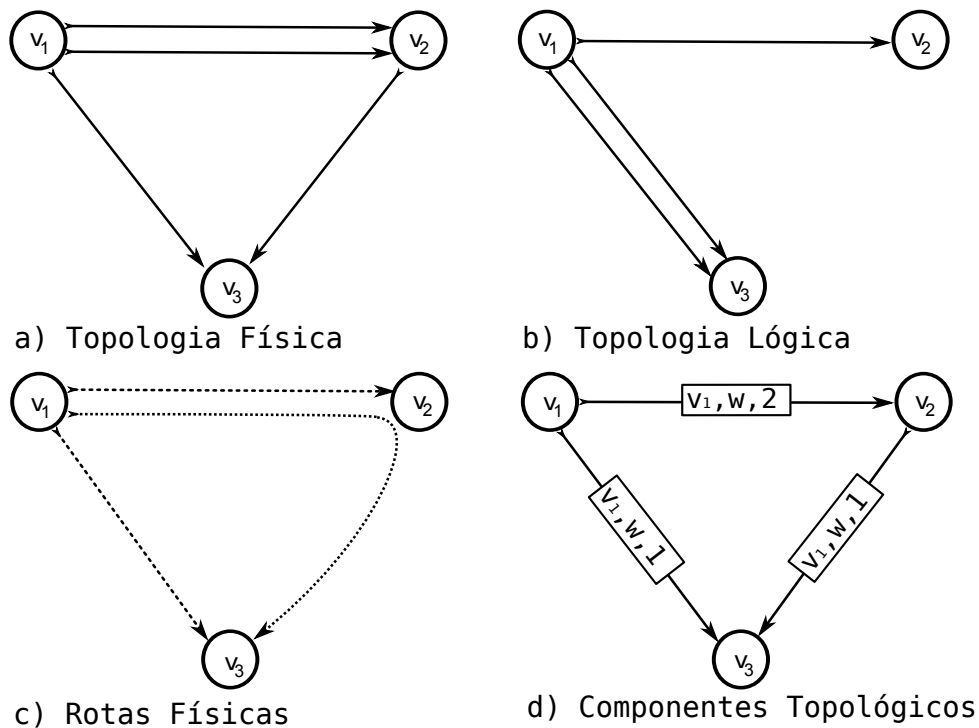


Figura 2.3: Exemplo da interpretação dos componentes topológicos.

1 Para fins de comparação entre modelos de programação inteira, usualmente uma variável
 2 vel que pode assumir K valores diferentes é convertida em K variáveis binárias (CORMEN,
 3 2002). A princípio, o número de variáveis binárias associadas aos componentes topológicos
 4 seria $N^3 \cdot W \cdot K$ (CORMEN, 2002), mas devemos excluir algumas que são trivialmente nulas:
 5 aquelas com $i = n$, pois i não pode ser origem da ligação lógica e ao mesmo tempo destino da
 6 ligação física (n). Isso resulta em $N^3 \cdot W \cdot K - N^2 \cdot W \cdot K$.

7 2.1.2 Fração de Fluxo das Demandas de Tráfego

8 Para resolver o sub-problema de roteamento de tráfego, é definida a variável Variável 2.1.2,
 9 que modela a fração de fluxo agregado para as demandas de tráfego. Elas são semelhantes às
 10 variáveis de fluxo agregado utilizadas em (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1996), todavia há
 11 duas diferenças. Uma delas é que aqui essas variáveis são normalizadas em função do tráfego
 12 agregado na origem (A_s), e são portanto uma fração deste. Essa modificação não é requerida
 13 pela modelagem, tendo apenas a função de facilitar a compreensão das restrições do modelo,
 14 que ficam menos dependentes dos dados de entrada.

15 A outra diferença é que o fluxo é separado por comprimento de onda, como se fossem W
 16 redes sem multiplexação sobrepostas. Isso facilita a interpretação das restrições do modelo, e
 17 também ajuda a mantê-lo mais simples. De fato, o controle da distribuição de fluxo deve ser

1 feito em cada ligação lógica (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002), mas a restrição de con-
 2 tinuidade de comprimentos de onda exige uma equação para cada w separadamente (ZANG;
 3 JUE; MUKHERJEE, 2000). Soma-se a isso o fato de que nesta modelagem múltiplas ligações
 4 lógicas são agregadas em cada par (i, j) para todos os valores w utilizados. Assim, separando
 5 o tráfego por comprimento de onda, foi possível combinar o controle da distribuição de tráfego
 6 com a restrição de continuidade de comprimentos de onda. Isso será tratado com mais detalhes
 7 na Seção 2.3.2.

8 **Variável 2.1.2.** *Seja $q_{sw}^{ij} \in [0, 1]$ a fração do fluxo originado em s , passando pelas ligações*
 9 *lógicas entre o par (i, j) com comprimento de onda w , onde $s \neq j$.*

10 Também devem ser excluídas do modelo, por serem trivialmente nulas, as frações de fluxo
 11 com $s = j$. Pois j é destino do tráfego, não podendo ser ao mesmo tempo origem (s). Assim, o
 12 número de variáveis reais associadas às frações de fluxo é $N^3 \cdot W - N^2$.

13 2.1.3 Topologia Física

14 Apesar da topologia física ser determinada pelos componentes topológicos, para fins de
 15 controle do custo de instalação da rede física, são necessárias novas incógnitas. Para este fim,
 16 é definida a Variável 2.1.3, que registrará em D_{mn} a multiplicidade física determinada pelos
 17 componentes topológicos. Se $D_{mn} = 0$, não há ligações físicas entre o par (m, n) , mas se $D_{mn} =$
 18 k , para algum $k \in \{0, \dots, K\}$, existem k ligações físicas entre o par (m, n) .

19 **Variável 2.1.3.** *Seja $D_{mn} \in \{0, \dots, K\}$ o número de ligações físicas entre o par de nós (m, n) .*

20 O número de variáveis binárias associadas à D_{mn} é $N^2 \cdot K - N \cdot K$ (CORMEN, 2002), pois
 21 deve-se desconsiderar as variáveis onde $m = n$.

22 2.2 Custo de Instalação e Operação

23 Duas métricas importantes no projeto da redes ópticas são os custos de instalação e operação
 24 (MUKHERJEE, 1997). O custo de instalação C_{mn} é o custo associado a uma ligação física entre
 25 o par de nós (m, n) . O custo total de instalação é dado na equação 2.2.1. O custo de operação,
 26 é definido como o custo por unidade de fluxo e calculado na equação 2.2.2, influencia também
 27 no dimensionamento dos nós da rede.

$$CI = \sum_{mn} C_{mn} \cdot D_{mn} \quad (2.2.1)$$

$$TO = \sum_{sjw} T \cdot q_{sw}^{ij} \cdot A_s \quad (2.2.2)$$

1 O custo de operação pode ser dividido em duas partes: uma constante, formada pelas de-
 2 mandas de tráfego (equação 2.2.3), que necessariamente deverão ser roteadas; e outra variável,
 3 composta pelo tráfego adicional que é gerado, ou seja, o tráfego retransmitido (equação 2.2.4).
 4 A parte constante do custo de operação não influenciaria na função objetivo, por isso não será
 5 incluída em seu cálculo, dado na equação 2.2.5.

$$TOC = \sum_{sd} T \cdot P_{sd} \quad (2.2.3)$$

$$TOV = \sum_{sjw} T \cdot q_{sw}^{ij} \cdot A_s, \quad i \neq s \quad (2.2.4)$$

$$FO = CI + TOV \quad (2.2.5)$$

6 Outro ponto positivo dessas métricas é que minimizar o custo por unidade de fluxo é equi-
 7 valente a minimizar o tráfego retransmitido na rede, o que por sua vez, equivale a minimizar
 8 o processamento eletrônico de tráfego dos nós da rede (ALMEIDA et al., 2006). Além disso,
 9 será necessária nesta modelagem uma restrição de limitação da capacidade das ligações lógicas
 10 (*Cap*), que equivale à limitar o congestionamento na rede. Assim, limitando a capacidade e
 11 minimizando o custo de operação, temos uma abordagem eficiente, quanto ao custo computa-
 12 cional, para controlar também o congestionamento e o processamento, importantes métricas no
 13 projeto da topologia virtual (ALMEIDA et al., 2006; RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002).

14 Se não for necessário ponderar o custo por unidade de fluxo, basta fazer $T = 1$, e se não
 15 for necessário considerar o custo total de instalação (*CI*), basta fazer $C_{mn} = 0$ para todo (m, n) .
 16 Deste modo seria simplesmente um modelo de minimização do processamento, com limitação
 17 do congestionamento (ALMEIDA et al., 2006).

18 2.3 O Modelo TWA

19 Nesta seção é apresentada a forma básica do modelo TWA. Suas restrições são apresentadas
 20 a seguir, após a função objetivo apresentada na seção anterior.

21 Função Objetivo

- 1 • Minimizar o Custo de Instalação e Operação:

$$\sum_{mn} C_{mn} \cdot D_{mn} + \sum_{sijw} T \cdot q_{sw}^{ij} \cdot A_s, \quad i \neq s \quad (2.3.1)$$

2 **Restrições**

- 3 • Continuidade de Comprimentos de Onda e Capacidade:

$$\sum_s q_{sw}^{iv} \cdot A_s \leq Cap \cdot \left(\sum_m B_{iw}^{mv} - \sum_n B_{iw}^{vn} \right), \quad \forall (i, v, w), \text{ com } i \neq v \quad (2.3.2)$$

- 4 • Topologia Física:

$$\sum_i B_{iw}^{mn} \leq D_{mn}, \quad \forall (m, n, w) \quad (2.3.3)$$

- 5 • Conservação de Fluxo:

$$\sum_{jw} q_{vw}^{vj} = 1, \quad \forall v \quad (2.3.4)$$

$$\sum_{iw} q_{sw}^{iv} - \sum_{jw} q_{sw}^{vj} = Q_{sv}, \quad \forall (s, v), \text{ com } s \neq v \quad (2.3.5)$$

6 O número de equações no modelo básico é $2 \cdot N^2 \cdot W + N^2 + N$, que em notação assintótica é
 7 $\Theta(N^2 \cdot W)$ (CORMEN, 2002). Somando o número variáveis binárias associadas aos componen-
 8 tes topológicos, mais as associadas à topologia física, temos $\Theta(N^3 \cdot W \cdot K)$. Portanto, em número
 9 de variáveis e restrições, o TWA é similar a modelos eficientes, mas que resolvem apenas o
 10 sub-problema RWA, como os que foram estudados em (JAUMARD; MEYER; THIONGANE,
 11 2004). Na Tabela 2.1 são resumidos os dados sobre número de variáveis e equações.

Binárias	Reais	Equações
$\Theta(N^3 \cdot W \cdot K)$	$\Theta(N^3 \cdot W)$	$\Theta(N^2 \cdot W)$

Tabela 2.1: Numero de variáveis binárias, reais e equações no TWA.

12 **2.3.1 Planos Lógicos**

13 Como os componentes topológicos e as frações de fluxo são indexados pelo comprimento
 14 de onda, a distribuição tráfego é feita em partes disjuntas da topologia lógica, também separadas

1 por comprimento de onda. De fato, esta modelagem é focada nas rotas físicas; elas é que
 2 definem as topologias lógica e física. Pode-se separar as rotas e seu respectivo tráfego em
 3 partes disjuntas da rede, agrupadas por cada valor de w . Essas rotas não compartilham as
 4 mesmas ligações físicas pois todas possuem o mesmo comprimento de onda. Todavia podem
 5 não ser disjuntas pois ainda é possível que passem por um mesmo nó intermediário.

6 Essa separação só ocorre na topologia lógica, pois cada rota corresponde a uma ligação
 7 lógica. Na topologia física, duas rotas podem compartilhar uma mesma ligação física utilizando
 8 comprimentos de onda diferentes.

9 Na Figura 2.4 é representada a separação da topologia lógica por comprimentos de onda.
 10 Essas porções disjuntas são vistas na figura como planos paralelos que, quando sobrepostos,
 11 formam a topologia lógica. Esses planos serão aqui chamados de planos lógicos, cada um
 12 associado a um comprimento de onda, onde um par (i, j) pode ainda representar múltiplas
 13 ligações lógicas utilizando um mesmo w .

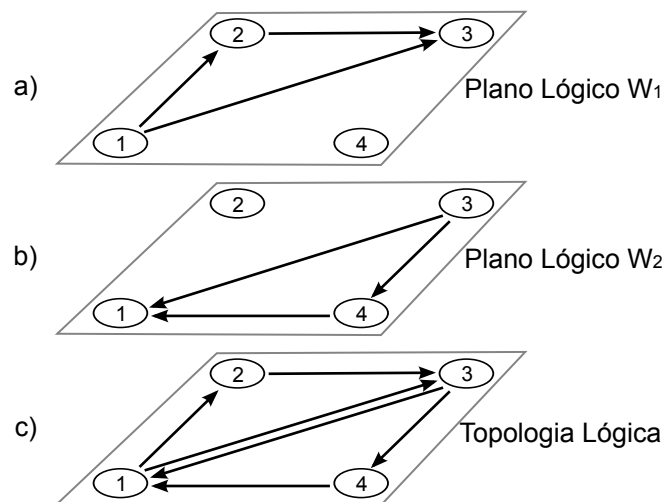


Figura 2.4: Esquema da separação da topologia lógica por comprimento de onda.

14 Essa forma de visualizar a topologia lógica tem apenas a finalidade de facilitar a interpre-
 15 tação das restrições, pois permite ver o projeto como se fossem W redes sem multiplexação
 16 sobrepostas. Nas seções que se seguem no restante deste capítulo, a separação da topologia
 17 lógica por comprimento de onda será usada na explanação sobre as restrições do modelo TWA.

18 2.3.2 Continuidade de Comprimentos de Onda e Capacidade

19 Acumulando múltiplas funções, a Restrição 2.3.2 atua como restrição de continuidade de
 20 comprimentos de onda e limitação de capacidade. Em cada plano lógico w , ela garante a conti-
 21 nuidade das rotas físicas, onde os componentes topológicos devem formar uma caminho sobre

1 a topologia física, conservando o mesmo comprimento de onda. Esses percursos não são con-
 2 trolados explicitamente; eles são garantidos pela conservação dos componentes topológicos nos
 3 nós intermediários, semelhante a uma restrição de conservação de fluxo (RAMAMURTHY;
 4 FENG; DATTA, 1999).

5 A Restrição 2.3.2 é repetida na equação 2.3.6 para facilitar a leitura desta seção. Nela,
 6 a conservação dos percursos lógicos é feita da seguinte forma: a soma dos componentes das
 7 ligações lógicas iniciadas em um nó i no plano w , partindo de um nó intermediário v , deve ser
 8 menor ou igual à quantidade recebida. Isso é garantido se a equação 2.3.7 for satisfeita.

$$\sum_s q_{sv}^{iv} \cdot A_s \leq Cap \cdot \left(\sum_m B_{iv}^{mv} - \sum_n B_{iv}^{vn} \right), \quad \forall (i, v, w), \text{ com } i \neq v \quad (2.3.6)$$

$$\sum_n B_{iv}^{vn} \leq \sum_m B_{iv}^{mv}, \quad \forall (i, v, w) \quad (2.3.7)$$

9 A equação 2.3.7 pode ser reescrita na forma da equação 2.3.8, que define LL_{iv}^w , a diferença
 10 entre a soma dos componentes chegando e saindo de v , originados em i no plano w . O valor
 11 LL_{iv}^w representa a quantidade de ligações lógicas que não têm continuidade ao passar por v , ou
 12 seja, são as ligações lógicas incidentes em v , com origem em i no plano w .

$$LL_{iv}^w = \sum_m B_{iv}^{mv} - \sum_n B_{iv}^{vn} \geq 0, \quad \forall (i, v, w) \quad (2.3.8)$$

13 Por sua vez, a equação 2.3.8 é equivalente à equação 2.3.9. Esta última é garantida pela
 14 Restrição 2.3.2, como fica demonstrado pela equação 2.3.10, pois tomando-a como premissa
 15 conclui-se a equação 2.3.9. Portanto, a equação 2.3.7 é válida.

$$0 \leq Cap \cdot LL_{iv}^w, \quad \forall (i, v, w) \quad (2.3.9)$$

$$\sum_s q_{sv}^{iv} \cdot A_s \leq Cap \cdot LL_{iv}^w, \quad \forall (i, v, w) \quad (2.3.10)$$

16 Na figura 2.5 é ilustrada a forma como a conservação dos percursos lógicos é feita. Nela
 17 vê-se dois componentes chegando no nó intermediário v , ambos compõem ligações lógicas no
 18 plano w iniciadas no nó i , que não está representado na figura, igualmente ao componente que
 19 deixa v . A soma dos valores dos componentes que chegam é 3 e a dos que saem é 2, portanto
 20 a conservação está mantida. Neste exemplo, como há diferença de 1 entre a quantidade de

1 componentes chegando e saindo de v , então, necessariamente há 1 ligação lógica terminando
 2 em v ; para a qual ele deixa de ser visto como um nó intermediário, se tornando o destino dessa
 3 ligação lógica. A conservação não seria mantida no plano w houvessem componentes partindo
 4 de v em maior quantidade do que chegando, pois ai não haveria rastreabilidade do percurso até
 5 sua origem i .

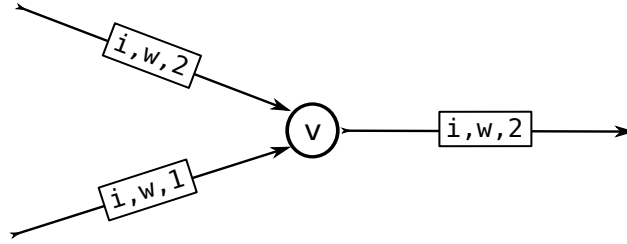


Figura 2.5: Conservação dos Percursos Lógicos.

6 A Restrição 2.3.2 é um conjunto de equações, onde cada uma trata de um par (i, j) em
 7 um plano lógico w . Portanto, a capacidade das ligações lógicas associadas ao par (i, j) é a
 8 capacidade de cada uma (Cap) multiplicada pelo número de ligações lógicas entre (i, j) no
 9 plano lógico w . Este segundo fator é LL_w^{ij} , calculado na equação 2.3.8. Todo o tráfego passando
 10 pelas ligações lógicas (i, j) nesse plano deve ser limitado por $Cap \cdot LL_w^{ij}$, o que de fato é feito
 11 pela Restrição 2.3.2.

12 A Restrição 2.3.2 ainda acumula uma função que, por ser intuitiva, pode passar desperce-
 13 bida, mas é fundamental para a consistência do modelo. Ela anula as frações de fluxo agregado
 14 entre os nós não conectados diretamente por ligações lógicas. Quando $LL_w^{ij} = 0$, ou seja, não
 15 há ligações lógicas entre o par (i, j) no plano w , as frações de fluxo q_{sw}^{ij} serão anuladas pela
 16 Restrição 2.3.2, para todas as origens s .

17 2.3.3 Controle da Topologia Física

18 Com a finalidade de controlar pela função objetivo 2.3.1 a quantidade de ligações físicas
 19 definidas pelos componentes topológicos, a Restrição 2.3.3 acumula nas variáveis D_{mn} a mul-
 20 tiplicidade determinada pelos componentes. Ela é repetida na equação 2.3.11 para facilitar a
 21 leitura desta seção. Dado um par (m, n) , as equações dessa restrição são ainda separadas por
 22 comprimento de onda. Pois se todos os componentes topológicos alocados em (m, n) usarem
 23 o mesmo w , apenas uma ligação física será necessária. Se usarem comprimentos de onda dife-
 24 rentes, D_{mn} precisará atender ao maior desses componentes topológicos. Portanto, a restrição
 25 2.3.3, minimiza a soma dos maiores de componentes topológicos em cada par (m, n) , por força
 26 do fator CI na função objetivo (Seção 2.2).

$$\sum_i B_{iw}^{mn} \leq D_{mn}, \quad \forall (m, n, w) \quad (2.3.11)$$

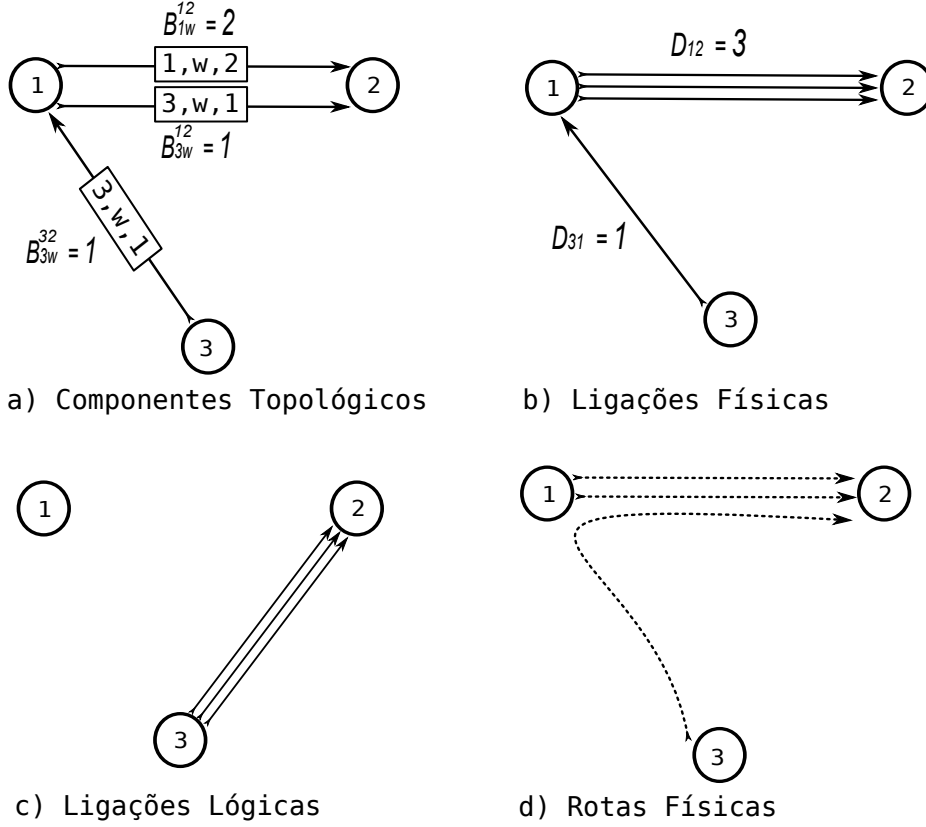


Figura 2.6: Interpretação dos componentes topológicos na variável D_{mn} .

Na Figura 2.6 está um exemplo de interpretação dos componentes topológicos na variável D_{mn} . No item *a* estão os componentes topológicos que definem as ligações físicas indicadas no item *b*. Nos itens *c* e *d* estão as ligações lógicas e as rotas físicas correspondentes.

2.3.4 Conservação de Fluxo

A conservação de fluxo é assegurada pelas Restrições 2.3.4 e 2.3.5, que também garantem o envio e a entrega das demandas de tráfego. Elas são repetidas nas equações 2.3.12 e 2.3.13 para facilitar a leitura desta seção. Essas restrições são semelhantes às encontradas na modelagem agregada para o VTD (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002). Além da separação do tráfego por comprimento de onda e da normalização das variáveis, como foi comentado na Seção 2.1.2, a interpretação das restrições é sutilmente diferente pois um par (i, j) representa um conjunto de ligações lógicas.

$$\sum_{jw} q_{vw}^{vj} = 1, \quad \forall v \quad (2.3.12)$$

$$\sum_{iw} q_{sw}^{iv} - \sum_{jw} q_{sw}^{vj} = Q_{sv}, \quad \forall (s, v), \text{ com } s \neq v \quad (2.3.13)$$

1 Cada par (i, j) é visto nas restrições de controle de fluxo como um único caminho, unindo
 2 todos os planos lógicos. Se o par representar na verdade múltiplas ligações lógicas, a diferença
 3 é que ele terá uma capacidade maior de receber tráfego, que é controlada pela Restrição 2.3.2.
 4 Deste modo, essas restrições funcionam da mesma forma que em (RAMASWAMI; SIVARA-
 5 JAN, 1996). Portanto, são as restrições de conservação de fluxo que fazem a correlação ente os
 6 planos lógicos.

7 A Restrição 2.3.4 garante que todo o tráfego originado em cada nó v seja emitido para a
 8 rede, exigindo que a soma das frações de tráfego, em todos os planos lógicos, que iniciam na
 9 origem ($i = s = v$) seja igual a 1, ou seja, 100% do tráfego originado em v .

10 Por sua vez, a Restrição 2.3.5 garante que o tráfego emitido seja encaminhado através da
 11 rede e entregue no destino. Fixada uma origem de tráfego s , para cada nó intermediário v ($v \neq s$)
 12 a porção de tráfego que deve ser entregue é Q_{sv} . Ela é igual à soma do tráfego chegando por
 13 todos os planos lógicos w , vindo de qualquer nó intermediário i , subtraída da soma do tráfego
 14 partindo com destino a qualquer nó j , em qualquer plano w . O tráfego não entregue em v
 15 continua seguindo seu caminho pela rede até seu destino, e deste modo é feita rastreabilidade
 16 do tráfego até sua origem. Esta restrição apenas não garante que o tráfego seja emitido na
 17 origem, tarefa cumprida pela Restrição 2.3.4.

18 O tráfego pode ser subdividido e transportado simultaneamente por mais de uma ligação
 19 lógica entre o par (i, j) , no plano w . Neste caso, como as rotas terão o mesmo comprimento
 20 de onda, eles não compartilham ligações físicas ao longo do percurso. Mas essas rotas podem
 21 ainda não ser disjuntas, pois é possível compartilharem nós intermediários.

22 2.4 Limitações da Forma Básica do TWA

23 Dada a forma agregada como é feito o roteamento dos comprimentos de onda e também
 24 pela forma implícita do tratamento de múltiplas ligações lógicas, sem separá-las em variáveis
 25 de decisão próprias, algumas questões de menor complexidade não são decididas pelo TWA. Na
 26 solução provida pelo modelo, são alocados recursos suficiente para atender ao projeto, da forma

1 mais econômica possível. Mas nem todos os detalhes da configuração da rede são determinados.

2 Como será mostrado nesta seção, essas omissões não prejudicam o projeto dentro do escopo
3 adotado. Podendo essas questões não resolvidas serem tratadas em fases posteriores do projeto
4 a partir da solução provida pelo modelo. Isso garante a simplicidade do TWA, permitindo uma
5 modelagem com poucas restrições e variáveis.

6 Na lista a seguir são enumeradas as limitações da forma básica do TWA. Em seguida, cada
7 uma será explicada e formas de tratá-las serão sugeridas.

- 8 1. Pode não haver uma forma única para configuração das rotas físicas em cada plano lógico.
- 9 2. Podem ocorrer ciclos nas rotas físicas.
- 10 3. Pode não ser possível saber com exatidão a distância percorrida pelo tráfego.
- 11 4. Não é modelada a exata divisão do tráfego entre múltiplas ligações lógicas.
- 12 5. Não é possível minimizar diretamente o congestionamento na forma básica do modelo.
- 13 6. Podem haver ligações físicas não utilizadas na solução.

14 Como o roteamento de comprimento de onda é feito de forma agregada, podem haver mais
15 de uma possibilidade de configuração das rotas físicas em cada plano lógico. Na Figura 2.7,
16 é mostrado um arranjo de componentes topológicos com duas possibilidades de interpretação.
17 Necessariamente duas ligações lógicas no plano w passam transparentemente por v_4 , enquanto
18 uma nele termina. Ambas possibilidades de interpretação dos componentes são válidas, ou seja,
19 o TWA não modela o exato percurso físico das ligações lógicas em cada plano. Todavia, isso
20 não interfere na modelagem do restante do problema e não precisa ser resolvido nesta fase do
21 projeto.

22 Como as rotas físicas podem não ser unicamente determinadas pelo forma básica do TWA,
23 não se pode determinar com exatidão a distância percorrida por cada rota. Consequentemente, o
24 mesmo se aplica ao tráfego que for alocado em cada rota. Essa a principal limitação do modelo
25 básico, pois impede que o fator BL seja computado pelas restrições do modelo (AGRAWAL,
26 1997).

27 De posse da solução provida pelo TWA, as rotas que possuem alternativas de configuração
28 podem ser decididas levando-se em consideração outras métricas não abordadas aqui, como
29 por exemplo o fator BL, que pondera tráfego com a distância percorrida sobre a topologia

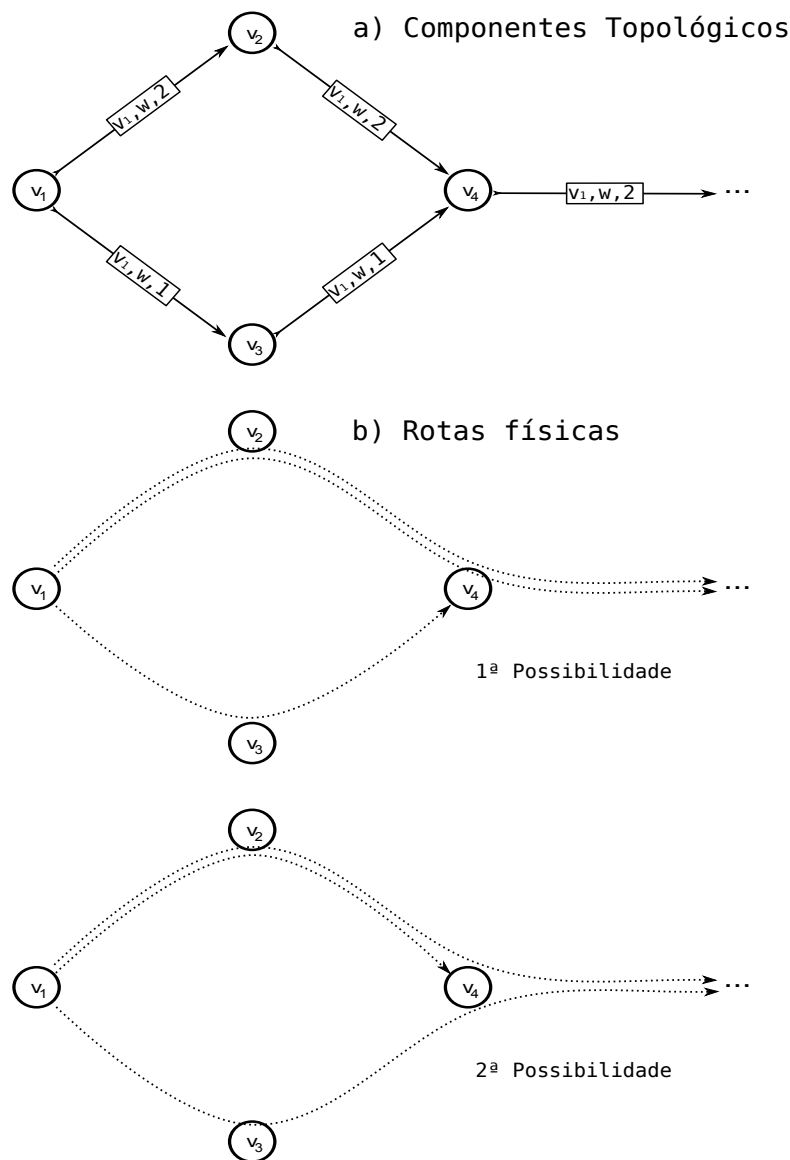


Figura 2.7: Duas possibilidades de interpretação dos componentes topológicos.

1 física. Esse tratamento seria feito para cada par (i, j) independente, sendo questões de baixa
2 complexidade.

3 Na forma básica do modelo TWA, podem aparecer ciclos nas rotas físicas, pois não há
4 esse controle no modelo básico. Isso poderia ser minimizado adicionando a soma de todos os
5 componentes topológicos na função objetivo. Mas esses ciclos não interferem na modelagem e
6 podem ser facilmente localizados e retirados analisando a solução obtida.

7 Outra questão a ser determinada envolve o fato de um par (i, j) poder representar múltiplas
8 ligações lógicas. Sempre haverá banda suficiente para atender ao tráfego alocado respeitando à
9 capacidade individual; isso é garantido pela Restrição 2.3.2. Todavia, na distribuição do tráfego
10 cada par (i, j) é visto como um único caminho, e o tráfego é separado apenas por comprimento

1 de onda. O tráfego pode ser subdividido e transportado simultaneamente por mais de uma
2 ligação lógica entre o par (i, j) no plano w , sem compartilhar ligações físicas ao longo do
3 percurso. Mas não fica definida a divisão de tráfego entre cada ligação.

4 A exata divisão do tráfego também pode ser definida em outra fase do projeto e não precisa
5 ser modelada aqui. Todavia, seria razoável assumir que o tráfego fosse dividido igualmente
6 entre as ligações, para não sobrecarregar uma em detrimento da outra. Ou poderia-se também
7 aplicar o fator BL para fazer a divisão do tráfego considerando a distância percorrida. No-
8 vamente, essas situações são pontuais, resolvendo-se para cada par (i, j) individualmente sem
9 demandar expressivo custo computacional.

10 Em virtude de não ser modelada a exata divisão do tráfego entre múltiplas ligações lógi-
11 cas, não é possível minimizar diretamente o congestionamento (RAMASWAMI; SIVARAJAN,
12 2002). Mesmo supondo que o tráfego fosse dividido igualmente entre as ligações, esse cálculo
13 no modelo exigiria a divisão do tráfego pelo número de ligações. Este último é obtido dos
14 componentes topológicos, portanto, esse cálculo não seria linear. Mas, a capacidade das liga-
15 ções lógicas pode exercer o papel de limitante superior (*upper bound*) para o congestionamento.
16 Conjuntamente com a minimização do tráfego na função objetivo, como foi comentado na Se-
17 ção 2.2, temos uma boa abordagem para tratar do congestionamento, como foi demonstrado em
18 (ALMEIDA et al., 2006).

19 Por fim resta tratar da possibilidade da topologia física determinada pelos componentes
20 topológicos poder ser superestimada na variável D_{mn} . A Restrição 2.3.3 apenas exige que a
21 variável D_{mn} seja suficiente para atender aos componentes topológicos, mas permite que ela
22 assuma valores maiores que o necessário. Todavia, esse possível excesso não interfere na con-
23 sistência do que é modelado pelos componentes topológicos. Além disso, ele é controlado
24 indiretamente minimizando a função objetivo, por meio do custo de instalação, e pode ainda
25 ser tratado analisando a solução fornecida, extraindo os valores corretos diretamente dos com-
26 ponentes topológicos. A correção feita através da função objetivo funcionaria também com
27 qualquer outra métrica diretamente relacionada com a variável D_{mn} que fosse minimizada.

3 *Extensões ao Modelo Básico*

Neste capítulo são apresentados outros casos de uso da modelagem TWA. Dada a abrangência da modelagem diversas métricas podem ser controladas ou diretamente minimizadas, conforme a aplicação. Apresentamos agora como podem ser incluídos parâmetros de controle bem conhecidos, sendo que alguns deles serão utilizados nos experimentos computacionais das Seções 5.2 e 5.4.

Veremos, por exemplo, como incluir as restrições de controle do grau lógico dos nós e como usar o congestionamento como função objetivo, duas considerações comuns das modelagens de VTD (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002). Serão mostradas também formas de controlar ou otimizar o número de comprimentos de onda, entre outras métricas normalmente vistas em modelos de RWA (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000).

3.1 Topologia Física

Como foi comentado na Seção 2.4, a Restrição 2.3.3 permite que haja excessos na variável de topologia física D_{mn} , que são indiretamente controlados pela função objetivo do modelo básico. Para facilitar a leitura desta seção, a Restrição 2.3.3 é repetida na equação 3.1.2. Se a variável de topologia física $D_{m,n}$ não for minimizada direta ou indiretamente na função objetivo, pode-se usar a equação 3.1.1 para anular as ligações físicas não utilizadas. Entretanto, quando houverem ligações físicas utilizadas entre o par (m,n) , ainda seria possível que D_{mn} registre valores maiores que o necessário para atender aos componentes topológicos, conforme foi comentado na Seção 2.4 a respeito da Restrição 2.3.3. Mas, se D_{mn} não influencia na função objetivo, esse excesso poderá ser retirado analisando a solução obtida.

$$\sum_{i,w} B_{iw}^{mn} \geq D_{mn}, \quad \forall (m,n) \quad (3.1.1)$$

$$\sum_i B_{iw}^{mn} \leq D_{mn}, \quad \forall (m, n, w) \quad (3.1.2)$$

1 A topologia física pode ser um dos dados de entrada do problema, fixando em D_{mn} os
 2 valores da rede existente. Neste caso, a função da restrição de controle da topologia física no
 3 modelo básico (2.3.3) seria limitar a multiplicidade física dos componentes topológicos B_{iw}^{mn} .
 4 Neste caso, se $D_{mn} = 0$ para um certo par (m, n) , devem ser retiradas da instância do problema
 5 as variáveis B_{iw}^{mn} correspondentes. Isto deve ser considerado em todas as variáveis e restrições
 6 do modelo.

7 Quando a topologia física é um dado de entrada, sendo H o número total de ligações fí-
 8 sicas da rede, o número de variáveis binárias associadas aos componentes topológicos será
 9 $\Theta(N \cdot H \cdot W \cdot K)$. Pois o fator N^2 correspondente aos pares (m, n) é substituído por H . Supondo
 10 uma topologia física conexa, temos $H > N$, pois a topologia física conexa com o menor número
 11 de ligações físicas possível é um anel, que possui exatamente N nós (CORMEN, 2002). Entre-
 12 tanto, é razoável supor que $H < N^2$, pois $N^2 - N$ é o número de ligações em um grafo completo,
 13 e as redes na prática não chegam nem perto disso. Assim, o número de variáveis binárias do
 14 modelo TWA para uma topologia física como dado de entrada é $O(N^3 \cdot W \cdot K)$ e $o(N^2 \cdot W \cdot K)$, em
 15 notação assintótica.

16 3.2 Grau Lógico e Multiplicidade de Ligações Lógicas

17 No modelo básico do TWA o número de ligações lógicas não é limitado, mas é controlado
 18 indiretamente pelos custos de instalação e pelo número de comprimentos de onda por ligação
 19 física, ou ainda, caso a topologia física seja um dado de entrada, pelo número de ligações físicas
 20 existentes. Caso se queira fazer esse controle diretamente, serão considerados os dados de
 21 entrada $GLout_v$ e $GLin_v$ que representam, respectivamente, os graus lógicos de saída e entrada
 22 do nó v .

23 A fim de controlar o grau lógico, são necessárias duas restrições que devem ser adicionadas
 24 ao modelo básico: a Restrição 3.2.1 que controla o grau lógico de saída; e a Restrição 3.2.2 que
 25 controla o grau lógico de entrada. A Restrição 3.2.3 acrescenta a limitação da multiplicidade
 26 das ligações lógicas (MI) ao modelo TWA, que é indiretamente limitada pelo grau lógico. Essas
 27 restrições são aqui incluídas para oferecer compatibilidade com modelagens para o VTD (RA-
 28 MASWAMI; SIVARAJAN, 1996). Outra alternativa é controlar a multiplicidade das ligações
 29 lógicas por plano lógico (PMI), o que é feito pela Restrição 3.2.4.

1 **Dados 2.** Constantes adicionais:

- 2 1. $GLout_v = \text{Grau Lógico de saída do nó } v$.
- 3 2. $GLin_v = \text{Grau Lógico de entrada do nó } v$.
- 4 3. $ML = \text{Multiplicidade das Ligações Lógicas}$.
- 5 4. $PMI = \text{Multiplicidade das Ligações Lógicas por Plano Lógico}$.

6 Restrições

- 7 • Controle do Grau lógico:

$$\sum_{wn} B_{vw}^{vn} \leq GLin_v, \quad \forall v \quad (3.2.1)$$

$$\sum_{im} B_{iw}^{mv} - \sum_{in} B_{iw}^{vn} \leq GLout_v, \quad \forall v, i \neq v \quad (3.2.2)$$

- 8 • Multiplicidade de Ligações Lógicas:

$$\sum_{wm} B_{iw}^{mv} - \sum_{wn} B_{iw}^{vn} \leq ML, \quad \forall (i, v), i \neq v \quad (3.2.3)$$

$$\sum_m B_{iw}^{mv} - \sum_n B_{iw}^{vn} \leq PMI, \quad \forall (i, v, w), i \neq v \quad (3.2.4)$$

9 Cada ligação lógica partindo de um nó v está diretamente associada a um componente
 10 topológico em particular, no qual, o nó de origem das ligações lógicas (i) coincide como o nó
 11 de início do componente (m), ou seja, $i = m = v$. Para contabilizar a quantidade de ligações
 12 lógicas deixando o nó v , a restrição 3.2.1 soma todos os componentes topológicos com essa
 13 característica, em todos os planos lógicos.

14 Como o roteamento das ligações lógicas é agregado em relação à origem, determinar a
 15 quantidade de ligações lógicas incidentes em v é mais complexo. Na Seção 2.3.2, a equação
 16 2.3.8 define o valor LL_{iv}^w , que é reescrito em 3.2.5; ele representa o número de ligações lógicas
 17 entre o par (i, v) no plano w . Para controlar o total de ligações que terminam em v vindas de
 18 qualquer i , em todos os planos lógicos, a Restrição 3.2.2 equivale à equação 3.2.6, que limita a
 19 soma de LL_{iv}^w , para todo i e w , pelo grau lógico de entrada.

$$LL_{iv}^w = \sum_m B_{iw}^{mw} - \sum_n B_{iv}^{vn} \geq 0, \quad \forall (i, v, w) \quad (3.2.5)$$

$$\sum_{iw} LL_{iv}^w \leq GLout_v, \quad \forall v, i \neq v \quad (3.2.6)$$

$$\sum_w LL_{iv}^w \leq MI, \quad \forall (i, v), i \neq v \quad (3.2.7)$$

De modo similar ao que foi feito para controlar o grau lógico de entrada, mas desta vez fixando a origem i , a equação 3.2.7 é equivalente à Restrição 3.2.3. Ela representa a soma LL_{iv}^w em relação à w , ou seja, as ligações lógicas entre o par (i, v) em todos os planos lógicos. Para que não haja multiplicidade nas ligações lógicas, basta fazer $MI = 1$. Analogamente, a Restrição 3.2.4 apenas limita LL_{iv}^w , controlando a multiplicidade de ligações em cada plano lógico.

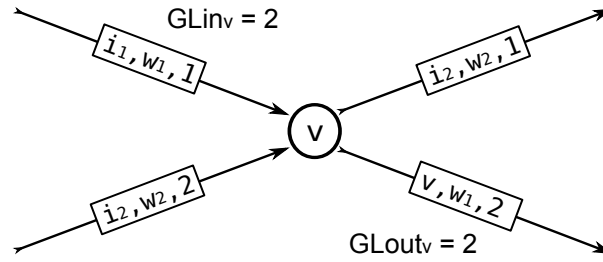


Figura 3.1: Exemplo com Grau Lógico de Entrada e Saída iguais.

Na Figura 3.1 está um exemplo onde o nó v tem grau lógico de entrada e saída iguais a 2. Dentre os componentes que partem de v , um deles compõe uma ligação lógica iniciada em i_2 , que não está representado na figura, bem como o destino desta ligação, que passa transparentemente por v . Apenas um componente com valor 2 inicia ligações lógicas em v , por isso $GLout_v = 2$. Por sua vez, 2 componentes incidem em v transportando ligações lógicas iniciadas em i_1 e i_2 , cuja soma é 3, mas como uma passa transparentemente vindo de i_2 , então $GLin_v = 2$. Os componentes que incidem em v pertencem a dois planos lógicos (w_1 e w_2), assim como os que nele se iniciam. Mas v possui duas ligações lógicas de entrada em planos distintos, e as de saída todas no plano w_1 . Ainda nesta figura, a multiplicidade de ligações lógicas (MI) entre o par (i_1, v) é 1, e entre o par (i_2, v) também. Consequentemente, a multiplicidade por plano desses pares (PMI) também é 1.

3.3 Minimização do Congestionamento

O caso de uso apresentado nesta seção, mostra que é possível minimizar diretamente o congestionamento nesta modelagem, pois esta é uma bem conhecida métrica para o VTD. Todavia, uma abordagem mais eficiente é a simples limitação do congestionamento, minimizando outra métrica, de modo a deixar o modelo mais tratável (ALMEIDA et al., 2006), como foi usado na forma básica do modelo TWA.

3.3.1 Mantendo a Multiplicidade de Ligações Lógicas

Como foi comentado na Seção 2, a multiplicidade das ligações lógicas fica implícita nas variáveis de distribuição de tráfego (q_{sw}^{ij}). Deste modo, não é possível minimizar diretamente o tráfego em cada ligação lógica, o congestionamento. Para minimizá-lo mantendo esta multiplicidade, são necessárias novas variáveis para contabilizar o tráfego em cada canal. Para enumerar as ligações lógicas entre um par (i, j) são definidos a seguir o índice r e as variáveis de fração de tráfego f_{ij}^r e ligação lógica F_{ij}^r .

Notação 2. O índice $r \in \{1, \dots, CapLog_{ij}\}$ enumera os possíveis múltiplos canais lógicos entre par (i, j) , onde $CapLog_{ij}$ é o menor valor entre GL_{out_i} e GL_{in_j} .

Variável 3.3.1. Fração de Tráfego $= f_{ij}^r \in [0, 1]$: variável contínua.

Variável 3.3.2. Ligação Lógica $= F_{ij}^r \in \{0, 1\}$: variável binária.

Variável 3.3.3. F_{max} = Fração de tráfego do canal mais carregado da rede (congestionamento).

A aqui optou-se por limitar o índice r em função do grau lógico, pois este é um controle comum nos trabalhos que tratam do congestionamento (KRISHNASWAMY; SIVARAJAN, 2001; RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002). Consequentemente, para controlar o grau lógico, também serão necessárias as Restrições 3.2.2 e 3.2.1 da seção anterior. O congestionamento é definido na variável F_{max} (Variável 3.3.3). Supondo que $GL_{out_v} = GL_{in_v} = GL$ para todo v , ou seja, a rede possui grau lógico uniforme, o número de variáveis binárias adicionadas ao modelo seria $N^2 \cdot GL$, idem para variáveis contínuas. Supondo ainda que $GL < N$, o que é bem razoável, não haveria alteração no número de variáveis do modelo básico, assintoticamente.

Todavia, no lugar do grau lógico, outro controle poderia ser usado se for conveniente, como a multiplicidade de ligações lógicas (MI), definida na seção anterior. Mas deve-se tomar cuidado nessa escolha, pois o controle usado influencia diretamente na quantidade e variáveis que serão

1 adicionadas ao modelo, podendo ultrapassar a ordem de grandeza do número de variáveis na
2 forma básica do TWA.

3 A seguir estão relacionadas as restrições necessárias para o controle do congestionamento,
4 que feito pela Função Objetivo abaixo:

5 **Função Objetivo**

- 6 • Minimizar o Congestionamento

$$F_{max} \quad (3.3.1)$$

7 **Restrições**

- 8 • Ligações Lógicas

$$\sum_{wm} B_{iw}^{mv} - \sum_{wn} B_{iw}^{vn} = \sum_r F_{iv}^r, \quad \forall (i, v), \text{ com } i \neq v. \quad (3.3.2)$$

- 9 • Controle do Tráfego em cada Ligação Lógica

$$F_{ij}^r \geq f_{ij}^r, \quad \forall (i, j, r). \quad (3.3.3)$$

$$\sum_{sw} q_{sw}^{ij} \cdot A_s = Cap \cdot \left(\sum_r f_{ij}^r \right), \quad \forall (i, j). \quad (3.3.4)$$

- 10 • Congestionamento

$$F_{max} \geq f_{ij}^r, \quad \forall (i, j, r). \quad (3.3.5)$$

11 A Restrição 3.3.2 determina as ligações lógicas F_{ij}^r em termos dos componentes topológi-
12 cos. Semelhante à Restrição 3.2.3 da seção anterior, que limita a multiplicidade de ligações
13 lógicas entre o pares (i, v) , a Restrição 3.3.2 iguala esse valor à soma das variáveis binárias
14 F_{ij}^r associadas a esse par. Deste modo haverá $F_{ij}^r \neq 0$ em quantidade igual a multiplicidade de
15 ligações entre o par (i, v) . Assim, a Restrição 3.3.2 é equivalente à equação 3.3.6. A forma
16 desta equação é uma maneira conhecida de se associar números inteiros à variáveis binárias
17 (CORMEN, 2002).

$$\sum_w LL_{iv}^w = \sum_r F_{iv}^r, \quad \forall (i, v), i \neq v \quad (3.3.6)$$

1 A fração de tráfego f_{ij}^r (Variável 3.3.1) é semelhante a Variável 2.1.2 (fração de fluxo - q_{sw}^{ij}),
 2 com a diferença de que a Variável 3.3.1 separa o fluxo por canal, e a outra considerava todos
 3 como um único caminho. Para associar tráfego às ligações lógicas, a Restrição 3.3.3 define a
 4 fração do tráfego em cada ligação, limitada pela existência do canal. Se não há uma ligação
 5 associada a um determinado índice r , não haverá tráfego nessa ligação.

6 A Restrição 3.3.4, em conjunto com a restrição de limitação de capacidade do modelo bá-
 7 sico do TWA (Restrição 2.3.2), garante equivalência entre o tráfego que é alocado nas variáveis
 8 q_{sw}^{ij} e o que é distribuído nas variáveis f_{ij}^r . A Restrição 2.3.2 é repetida na equação 3.3.7 para fa-
 9 cilitar a compreensão desse relacionamento. As variáveis q_{sw}^{ij} é quem de fato fazem o roteamento
 10 do tráfego pela rede, levando as demandas de tráfego da origem até seu destino. As variáveis f_{ij}^r
 11 apenas separam o tráfego nas múltiplas ligações lógicas entre o par (i, j) , sem informação sobre
 12 origem ou destino. Essa função não é exercida pelas variáveis q_{sw}^{ij} , mas é indispensável para
 13 o controle do congestionamento. A Restrição 3.3.4 apenas garante que todo o tráfego roteado
 14 pela rede foi distribuído nas ligações lógicas independentemente, e vice-versa.

15 Como a variável f_{ij}^r é limitada pela existência da ligação lógica F_{iv}^r na Restrição 3.3.3, o
 16 tráfego separado nas ligações lógicas entre o par (i, v) também é limitado pela multiplicidade
 17 de ligações entre esse par. Isso é mostrado na equação 3.3.8. Portanto, esse tráfego também é
 18 limitado pela capacidade combinada dessas ligações, como mostra a equação 3.3.9, cujo lado
 19 direito da desigualdade é igual ao da Restrição de limitação de capacidade do modelo básico do
 20 TWA (Restrição 2.3.2).

$$\sum_s q_{sw}^{iv} \cdot A_s \leq Cap \cdot \left(\sum_m B_{iw}^{mv} - \sum_n B_{iw}^{vn} \right), \quad \forall (i, v, w), \text{ com } i \neq v \quad (3.3.7)$$

$$\sum_w LL_{iv}^w \geq \sum_r f_{iv}^r, \quad \forall (i, v), i \neq v \quad (3.3.8)$$

$$Cap \cdot \left(\sum_r f_{ij}^r \right) \leq Cap \cdot \left(\sum_w LL_{iv}^w \right), \quad \forall (i, v), i \neq v \quad (3.3.9)$$

21 Por fim, o congestionamento (F_{max}) é definido na Restrição 3.3.5 em termos das frações de
 22 tráfego f_{iv}^r , como o tráfego na ligação lógica mais carregada. Deste modo, a Função Objetivo
 23 3.3.1 agora consiste em minimizar F_{max} , substituindo a função objetivo do modelo básico.

3.3.2 Perdendo Multiplicidade de Ligações Lógicas

Uma forma alternativa, e bem mais simples, para se minimizar diretamente o congestionamento é adotando a Restrição 3.2.3, de controle da multiplicidade de ligações, com $MI = 1$. Todavia, perde-se assim a capacidade de se obter soluções com ligações lógicas múltiplas. Mas, a vantagem é que pode-se minimizar o congestionamento adotando apenas a Restrição 3.3.10 a seguir, além da Variável 3.3.3 e a Função Objetivo 3.3.1, definidas acima.

A Restrição 3.3.10 define o congestionamento da mesma forma que a restrição 3.3.5 o fez acima. Mas desta vez isto é feito diretamente sobre as frações de fluxo q_{sw}^{ij} , somando todo o tráfego passando pela ligação lógica (i, j) , onde agora não há multiplicidade. Deste modo, o tráfego em cada (i, j) estará apenas em um plano lógico.

Restrição

- Congestionamento:

$$F_{max} \geq \sum_{sw} q_{sw}^{ij} \cdot A_s, \quad \forall (i, j) \quad (3.3.10)$$

Uma terceira forma para se poder controlar diretamente o congestionamento é adotando a Restrição 3.2.4, de controle da multiplicidade de ligações por plano lógico, com $PMI = 1$. Deste modo perde-se apenas a multiplicidade de ligações em cada plano, mas ainda pode haver W ligações múltiplas para cada par (i, j) . Assim, pode-se minimizar o congestionamento adotando apenas a Restrição 3.3.11 a seguir, além da Variável 3.3.3 e a Função Objetivo 3.3.1, definidas acima.

Restrição

- Congestionamento:

$$F_{max} \geq \sum_s q_{sw}^{ij} \cdot A_s, \quad \forall (i, j, w) \quad (3.3.11)$$

A Restrição 3.3.11 define o congestionamento da mesma forma que a restrição 3.3.10 o fez. Mas desta vez, o tráfego é separado por comprimento de onda, como na Restrição 2.3.2 de limitação de capacidade no modelo básico. Deste modo, o tráfego em cada (i, j) poderá estar em todos os planos lógicos, mas sem multiplicidade em cada um.

3.4 Ligações Lógicas em cada Fibra

Um controle muito usado nas modelagens de RWA (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000; JAUMARD; MEYER; THIONGANE, 2004), é o número máximo de ligações lógicas por ligação física (L - Variável 3.4.1). Ele limita a densidade da multiplexação de comprimentos de onda por ligação física, um importante aspecto de Redes Ópticas WDM (RAMAMURTHY; FENG; DATTA, 1999).

A variável L pode ser minimizada diretamente na Função Objetivo 3.4.1 ou, caso seja fixada, ela pode ser usada como limite superior em cada ligação física, como é feito na Restrição 3.4.2. Esta restrição limita indiretamente a capacidade dos nós realizarem ligações lógicas. Pois, dentre as ligações lógicas que passam por uma ligação física de entrada, por exemplo, uma parte irá passar transparentemente. Então, a quantidade de ligações lógicas incidentes por esta fibra também está limitada por L . Analogamente, isso se estende para todas as ligações físicas de entrada e saída.

Variável 3.4.1. L = Número máximo de ligações lógicas em cada ligação física.

Função Objetivo

- Minimizar o Máximo de Ligações Lógicas em Cada Ligação Física

$$L \tag{3.4.1}$$

Restrição

- Ligações Lógicas em Cada Ligação Física:

$$\sum_{iw} B_{iw}^{mn} \leq L, \quad \forall (m,n). \tag{3.4.2}$$

3.5 Número de Saltos Físicos

Uma métrica importante para o projeto de redes ópticas é o número de saltos físicos da topologia (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000). Este valor é minimizado na Função Objetivo 3.5.1, através da soma de todos os componentes topológicos, pois cada componente topológico representa um salto físico. Uma propriedade importante desta abordagem é que ela evita o

1 aparecimento de ciclos na topologia. O ideal seria minimizar a distância percorrida por cada
 2 enlace lógico, o que promoveria um controle mais eficiente da degradação do sinal óptico.
 3 Minimizar o número total de saltos pode ser adotado por uma questão de compatibilidade com
 4 outros modelos, como os resultados encontrados em (ASSIS; WALDMAN, 2004), que serão
 5 usados na comparação dos experimentos computacionais do Capítulo 5.2.

6 **Função Objetivo**

- 7 • Minimizar o Número de Saltos Físicos

$$\sum_{imnw} B_{iw}^{mn} \quad (3.5.1)$$

8 **3.6 Minimização do Número de Comprimentos de Onda**

9 Um objetivo comum nas modelagens do RWA é minimizar o número de comprimentos
 10 de onda utilizados na rede (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000; JAUMARD; MEYER; THI-
 11 ONGANE, 2004). Esse número, na forma básica do TWA, é um dos dados que definem uma
 12 instância do modelo, deixando uma quantidade W de comprimentos de onda disponíveis para
 13 serem usados. Nesta seção é introduzida a possibilidade de minimizar diretamente a quantidade
 14 que será utilizada. A seguir estão as definições necessárias. Mais uma vez, isso é feito para
 15 oferecer compatibilidade com outras modelagens da literatura (ZANG; JUE; MUKHERJEE,
 16 2000). Todavia, uma abordagem diferente foi utilizada para o mesmo objetivo nos experimen-
 17 tos computacionais do Capítulo 5.

18 **Variável 3.6.1.** *Seja $Q_w \in \{0, 1\}$, com $w \in \{1, \dots, W\}$. $Q_w = 1$ se o comprimento de onda w é*
 19 *utilizado na rede e $Q_w = 0$ caso contrário.*

20 **Função Objetivo**

- 21 • Minimizar o Número de Comprimentos de Onda:

$$\sum_w Q_w \quad (3.6.1)$$

22 **Restrição**

- 23 • Número de Comprimentos de Onda:

$$\sum_{vn} B_{vw}^{vn} \leq K \cdot (N^2 - N) \cdot Q_w, \quad \forall w. \quad (3.6.2)$$

Se em um plano lógico w há uma rota física ou mais. Cada uma destas é facilmente associada ao primeiro componente em seu percurso, dada a agregação utilizada no roteamento dos comprimentos de onda. Uma ligação lógica neste plano, iniciada em v , está associada a um componente da forma B_{vw}^{vn} , para algum n . Ou seja, se algum desses componentes for não nulo, então o comprimento de onda w foi utilizado. Isso pode ser determinado pela soma desses componentes, como está expresso na equação 3.6.3.

$$\sum_{vn} B_{vw}^{vn} \neq 0 \iff Q_w = 1 \quad (3.6.3)$$

Para descrever essa situação na forma de uma restrição linear, é necessário apenas garantir que $Q_w = 1$ quando w for utilizado. Pois, como Q_w será minimizado, casos em que $Q_w = 1$, sem nada que o exija na modelagem, serão evitados pela função objetivo. Assim, é necessário modelar apenas a equação 3.6.4. Isso é feito com uma equação da forma 3.6.5, onde H pode ser qualquer fator positivo, que seja sempre maior ou igual ao somatório à esquerda da desigualdade. Um valor mais adequado para o fator H é o número máximo que o somatório pode assumir. Esse valor é $K \cdot (N^2 - N)$, pois existem $N^2 - N$ combinações possíveis para o par (v, n) , e cada uma pode estar associada à K ligações físicas paralelas. Em fim, substituindo H na equação 3.6.5 chegamos à Restrição 3.6.2.

$$\sum_{vn} B_{vw}^{vn} \neq 0 \implies Q_w = 1 \quad (3.6.4)$$

$$\sum_{vn} B_{vw}^{vn} \leq H \cdot Q_w, \quad \forall w. \quad (3.6.5)$$

Para minimizar diretamente o número de comprimentos de onda utilizados na rede, basta usar a soma de todas as variáveis Q_w (Variável 3.6.1) na Função Objetivo 3.6.1.

3.6.1 Topologia Física Fixa

Se a topologia física for pré-definida como dado do problema, diz-se que a topologia física é fixa. Neste caso, há uma forma alternativa para se modelar Q_w , que reaproveita uma das restrições do modelo TWA. Assim, evita-se acrescentar a Restrição 3.6.2 ao modelo, deixando-o mais conciso. Se a variável de topologia física D_{mn} (Seção 2.1.3) for fixada, podemos multiplicá-la

por Q_w na Restrição 2.3.3 do modelo básico, sem prejudicar a função original da restrição, e obter o mesmo efeito da Restrição 3.6.2. Com a diferença que agora está separada por par (m, n) e o fator H foi substituído por D_{mn} . Deste modo, se a topologia física é um dado de entrada, a Restrição 3.6.6 deve substituir a equação 2.3.3 do modelo original, e a Restrição 3.6.2 não será necessária.

Restrição

- Número de Comprimentos de Onda:

$$\sum_i B_{iw}^{mn} \leq Q_w \cdot D_{mn}, \quad \forall (m, n, w). \quad (3.6.6)$$

3.7 Conversão entre Comprimentos de Onda

Outro cenário comum nas modelagens para o RWA é a possibilidade de conversão do comprimento de onda ao longo da rota física. Há duas formas mais comuns de se tratar essa abordagem: ou um nó possui capacidade total de conversão (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000; JAU-MARD; MEYER; THIONGANE, 2004; TORNATORE; MAIER; PATTAVINA, 2007) e todas as ligações lógicas passando por ele podem mudar de comprimento de onda; ou há uma quantidade limitada de conversões (RAMASWAMI; SASAKI, 1998; ASSIS; WALDMAN, 2004). O primeiro método é apenas um caso particular do segundo, mas será tratado aqui um caso mais geral, em que cada nó pode fazer uma quantidade variável de conversões. Deste modo, será oferecida a possibilidade de controlar o número de conversões realizadas no projeto.

A conversão entre comprimentos de onda também será feita de modo agregado, mas neste caso não será em relação à origem. As conversões serão agregadas com relação ao comprimento de onda de destino na conversão.

Na separação da topologia lógica por comprimento de onda, introduzida na Seção 2.3.1, se uma rota física, que se iniciou em um plano w_1 , for convertida para um comprimento de onda w_2 em um nó intermediário v , seu percurso nesse plano será interrompido em v , continuando a partir dele no plano w_2 . Todavia, da forma como será modelado, se uma rota sofrer conversão entre comprimentos de onda, não será conhecido explicitamente em qual plano essa rota iniciou seu trajeto, pois será controlado apenas quantas conversões cada plano lógico está recebendo. As restrições propostas é que deverão garantir que haja tal conservação do trajeto entre os planos. Portanto, não será modelada a conversão diretamente, mas apenas o desvio da rota e a conservação dos percursos. Como cada desvio corresponde univocamente a uma conversão

entre comprimentos de onda, o número de desvios equivale a quantidade de conversões.

Em cada ligação física só pode passar uma ligação lógica utilizando cada comprimento de onda. Assim, em um nó v , o número de rotas que são desviadas para o plano w é limitado pela quantidade de ligações físicas saindo de v . Esse limite é chamado de grau físico de saída de v ($GFout_v$). Ele define o escopo da Variável 3.7.1 (x_{iv}^w). Ela guarda o número de desvios em v destinados ao plano w , das rotas com origem i . Como x_{iv}^w é uma variável inteira, para não prejudicar a eficiência do modelo, convém adotar um valor tão pequeno quanto possível para seu domínio. Pois quanto maior o domínio de uma variável inteira, maior será o número de variáveis binárias associadas a ela. Por esse motivo, ao invés de definir o domínio de x_{iv}^w pelo seu limite natural ($GFout_v$), adotou-se a constante CON_v , que pode ser menor que $GFout_v$. No Conjunto de Dados 3 é definida CON_v e também o limite $TCON_v$, que limita o total de conversões em cada nó, que é o foco do interesse nesta seção.

Dados 3. Constantes adicionais:

- $TCON_v = \text{Máximo de conversões que podem ocorrer em } v$.
- $CON_v = \text{Máximo de conversões que podem ocorrer em } v \text{ para um mesmo comprimento de onda. Se topologia física } D_{mn} \text{ é um dos dados de entrada do problema, } CON_v \leq \sum_n D_{vn}$. Além disso, CON_v não pode ultrapassar $TCON_v$.

Variável 3.7.1. Em um nó intermediário v , o número de rotas iniciadas em i que são desviadas para o plano w é $x_{iv}^w \in \{0, \dots, CON_v\}$, com $i \neq v$.

A Restrição 2.3.2 do modelo básico é substituída, pelas restrições 3.7.1 e 3.7.2. Dentre estas duas, a primeira assume a função de conservação dos comprimentos de onda ao longo das rotas, além de controlar os desvios de plano, que correspondem às conversões de comprimento de onda. A segunda assume as funções de conservação geral das rotas entre os pares (i, v) e limitação da capacidade de tráfego.

A restrição 3.7.3 limita o número de desvios pelo que a topologia física é capaz de prover. Mas, como será visto a seguir, esta restrição só é necessária quando a topologia física é variável. Pois se ela for fixa, a Restrição 3.7.3 é satisfeita pela Restrição 3.7.5. As Restrições 3.7.4 e 3.7.5 aplicam os limites $TCON_v$ e CON_v , sendo ambas opcionais; dispensáveis à modelagem. Por exemplo, elas poderiam ser substituídas pela adição da soma de todas as conversões na função objetivo do modelo básico. Pois a quantidade de conversões também influencia no dimensionamento dos nós.

Como pode haver mais de uma maneira de se configurar as rotas físicas no TWA, analogamente, o mesmo se aplica às conversões. Mas isso também pode ser decidido em fases posteriores do projeto, levando em consideração outros fatores, como a distância percorrida ou o fator BL.

Restrições

- Continuidade e Desvio de Comprimentos de Onda:

$$\sum_m B_{iw}^{mv} \geq \sum_n B_{iw}^{vn} - x_{iv}^w, \quad \forall (i, v, w), \text{ com } i \neq v \quad (3.7.1)$$

- Conservação Geral das Rotas Físicas e Tráfego:

$$\sum_{sw} q_{sw}^{iv} \cdot A_s \leq Cap \cdot \left(\sum_{mw} B_{iw}^{mv} - \sum_{nw} B_{iw}^{vn} \right), \quad \forall (i, v), \text{ com } i \neq v \quad (3.7.2)$$

- Controle das Conversões:

$$\sum_i x_{iv}^w \leq \sum_n D_{vn}, \quad \forall (v, w) \quad (3.7.3)$$

- Limitação das Conversões:

$$\sum_{iw} x_{iv}^w \leq TCON_v, \quad \forall v \quad (3.7.4)$$

$$\sum_i x_{iv}^w \leq CON_v, \quad \forall (v, w) \quad (3.7.5)$$

Quando a topologia física é variável, se não for necessário usar o controle provido por CON_v , a Restrição 3.7.5 pode ser omitida. Apesar de CON_v ser o limite de cada variável x_{iv}^w , esse limite é compartilhado por todas as rotas desviadas para w em v , independente da origem i . Por isso, a Restrição 3.7.5, agregando x_{iv}^w pela origem i , atuaria apenas como um plano de corte para as variáveis x_{iv}^w .

Na Restrição 3.7.3, o lado esquerdo da desigualdade é o mesmo da Restrição 3.7.5, e o direito equivale à $GFout_v$. Portanto sua função é fazer valer $GFout_v$, pois seria razoável permitir que ele pudesse ser menor que CON_v em alguns nós. Pois CON_v pode ser definido com um valor uniforme para toda a rede. Mas se a topologia física for fixa, $GFout_v$ já é determinado ($GFout_v = \sum_n D_{vn}$). Portanto a restrição 3.7.3 é satisfeita pela Restrição 3.7.5, que a substitui. Neste caso, a Restrição 3.7.5 torna-se obrigatória.

Por sua vez, a Restrição 3.7.4 controla o total de conversões em cada nó, independentemente. Ela não é necessária à modelagem, mas oferecer o controle provido por ela é o objetivo desta seção.

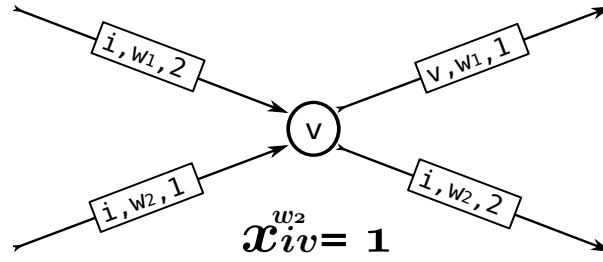


Figura 3.2: Continuidade das Rotas com Desvio

Na Figura 3.2 está uma situação onde ocorre uma conversão. Pois o valor do componente topológico que deixa o nó v , roteando duas ligações lógicas com origem em i , supera o valor dos componentes incidentes em v , com origem i e o mesmo comprimento de onda w_2 . Adicionalmente, há duas ligações lógicas também iniciadas em i , chegando em v com comprimento de onda w_1 , mas nenhuma seguindo adiante. Portanto, uma ligação lógica chegando em v pelo plano w_1 é convertida, seguindo seu percurso no plano w_2 .

Nesse exemplo, não há conservação das rotas físicas por comprimento de onda, pois não satisfaz a equação 2.3.7 (repetida na equação 3.7.6), cuja validade foi mostrada na Seção 2.3.2. Todavia, se ao invés de manter a conservação separada nos planos lógicos, essa equação fosse agregada para todos os valores de w , a conservação dos percursos com origem em i estaria mantida, ignorando a conservação dos comprimentos de onda. Essa forma agregada da conservação dos percursos é feita pela equação 3.7.7, e permite que qualquer rota física mude livremente de comprimento de onda ao longo do percurso. Na Figura 3.3 há uma representação gráfica de duas possibilidades para a conservação dos percursos, independente do comprimento de onda.

$$\sum_n B_{iw}^{vn} \leq \sum_m B_{iw}^{mv}, \quad \forall (i, v, w) \quad (3.7.6)$$

$$\sum_{nw} B_{iw}^{vn} \leq \sum_{mw} B_{iw}^{mv}, \quad \forall (i, v) \quad (3.7.7)$$

Se o objetivo fosse dotar todos os nós com capacidade total de conversão, a equação 3.7.7 cumpriria esse papel, mas também seria necessário agregar por comprimento de onda a Restrição 2.3.2 do modelo básico, para reunir o tráfego que é separado nos planos lógicos. A Restrição 3.7.2 corresponde a Restrição 2.3.2 agregada por comprimento de onda, assumindo suas funções, exceto no que diz respeito a conservação do comprimento de onda ao longo da rota física. A Restrição 3.7.2 substitui a versão do modelo básico, mas exige que outra restrição cuide da conservação dos comprimentos de onda. O que é feito pela Restrição 3.7.1.

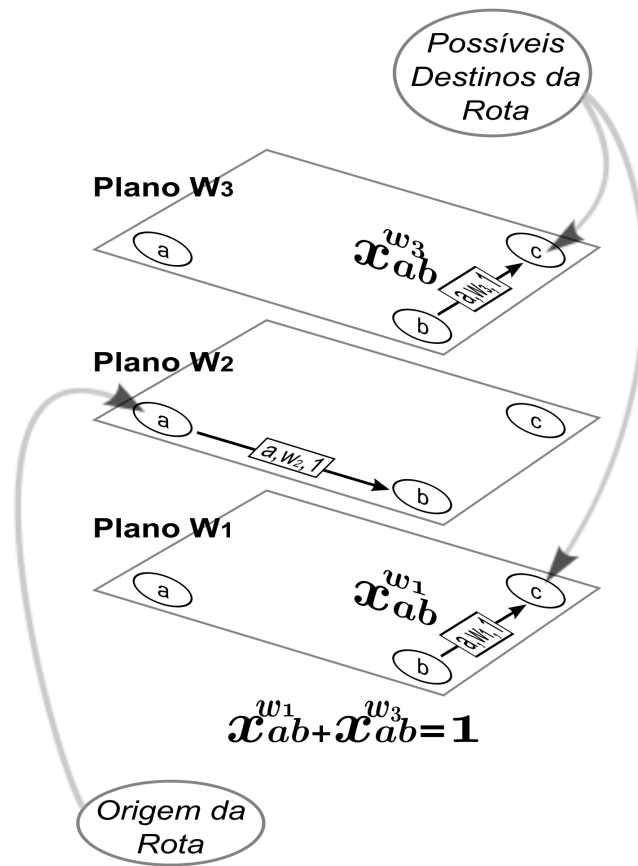


Figura 3.3: Possibilidades de desviar uma Rota

1 Com o tráfego agregado por comprimento de onda, o fator LL_{iv}^w (Seção 2.3.2) perde seu
 2 significado. Pois agora só importa o número de ligações lógicas entre o par (i, v) considerando
 3 todos os comprimentos de onda.

4 Voltando à equação 3.7.6, como foi comentado acima, ela pode não ser válida se ocorrerem
 5 desvios de plano em v . Portanto, é preciso corrigi-la, pois ainda é necessário que haja conserva-
 6 ção dos comprimentos de onda nas rotas que não são desviadas. Isso é feito retirando de 3.7.6
 7 os componentes em excesso, partindo de v . A soma dos componentes a serem retirados é igual
 8 ao número de desvios em v , para o plano w , de rotas originadas em i , ou seja, exatamente x_{iv}^w .
 9 Para cancelar esses componentes em 3.7.6, basta subtrair x_{iv}^w no lado esquerdo da desigualdade,
 10 o que equivale a Restrição 3.7.1.

1 **4 *Lower Bounds***

2

3 Nos trabalhos encontrados na literatura, no que diz respeito ao congestionamento, encontrar
 4 boas soluções é uma tarefa fácil para heurísticas (KRISHNASWAMY; SIVARAJAN, 2001;
 5 SKORIN-KAPOV; KOS, 2005). Todavia, o cálculo de *lower bounds* (LB) que garantam essa
 6 qualidade tem elevado custo computacional, sendo esta a parte mais difícil dessa abordagem.
 7 Apresentamos aqui uma nova técnica para a obtenção de *lower bounds* para o congestionamento
 8 que joga por terra essa dificuldade. Ela é uma formula de cálculo direto, que denominamos
 9 *Minimum Traffic Bound* (MTB), fornecendo um LB de alta qualidade para o congestionamento,
 10 com custo computacional desprezível.

11 Para determinar um LB para o congestionamento, precisamos enxergar qual é o mínimo
 12 de tráfego que pode ser encontrado em cada ligação lógica da rede. Não há uma resposta
 13 direta, mas podemos fazer uma estimativa olhando cada nó independentemente. Na melhor das
 14 hipóteses, todo o tráfego que passa pelas ligações lógicas originadas em um nó m é composto
 15 exclusivamente pelas demandas de tráfego desse nó. Analogamente, o tráfego nas ligações
 16 lógicas incidentes em m seria composto pelas demandas destinadas a ele. Esses são os menores
 17 valores possíveis, considerando que todo o tráfego da rede será devidamente enviado e recebido.

18 Assim, intuitivamente, dividindo todo o tráfego originado (incidente) em m pelo máximo de
 19 ligações lógicas originadas (incidentes) em m , temos o menor tráfego possível nessas ligações
 20 lógicas. Extrapolando isso para toda a rede, o maior dentre esses valores seria um bom candidato
 21 a *lower bound* para o congestionamento. Pois não é possível que um nó envie menos tráfego
 22 do que a soma das demandas originadas nele. Analogamente, não é possível que um nó receba
 23 menos tráfego do que o destinado a ele. O MTB é assim definido como o mínimo dos valores
 24 calculados nas equações do conjunto de Dados 4, na seção seguinte.

4.1 MTB - Minimum Traffic Bound

Para estabelecer o MTB, consideraremos apenas o número de ligações lógicas iniciando ou terminando em cada nó da rede. Nas modelagens para o VTD, essa é toda a informação que sobre a topologia da rede. Mas em modelagens mais abrangentes como o TWA, isso pode não ser um dado de entrada.

Dados 4. Sejam α_i o número de ligações lógicas iniciadas em um nó i e β_j o número de ligações lógicas finalizadas em um nó j . Deste modo:

$$1. \quad \Theta_i = \sum_n D_{in} / \alpha_i \quad \text{and} \quad \Gamma_j = \sum_m D_{mj} / \beta_j$$

$$2. \quad \Omega_{ij} = \max_{ij}(\Theta_i, \Gamma_j) \quad \text{and} \quad MTB = \max_{ij}(\Omega_{ij})$$

Teorema 1 (Minimum Traffic Bound – MTB). Se o número de ligações lógicas iniciadas e finalizadas em cada nó da rede é um parâmetro de entrada, então o MTB, definido no conjunto de Dados 4, é um lower bound para o congestionamento.

Demonstração. Seja λ_{max}^* o valor ótimo do congestionamento. Devemos demonstrar que $MTB \leq \lambda_{max}^*$, o que equivale a mostrar que $\Omega_{ij} \leq \lambda_{max}^*$, $\forall (i, j)$. Para isso é suficiente que sejam verdadeiras as inequações a seguir:

$$(i) \quad \Theta_i \leq \lambda_{max}^*, \quad \forall i \quad \text{and} \quad (ii) \quad \Gamma_j \leq \lambda_{max}^*, \quad \forall j$$

Suponha por absurdo que a inequação (i) é falsa, ou seja, $\exists i$ tal que $\Theta_i > \lambda_{max}^*$. O mínimo tráfego que i pode originar, considerando todas as ligações lógicas iniciadas nele, é composto pelas demandas de tráfego com origem em i , ou seja, $\sum_n D_{in}$. Seja Ψ_i a soma de todo o tráfego nas ligações lógicas iniciadas em i , em uma solução viável qualquer. Deste modo, $\Psi_i \geq \sum_n D_{in}$, considerando que algum tráfego possa ser retransmitido através de i . Seja $\bar{\Psi}_i$ o tráfego médio entre as ligações lógicas iniciadas em i . Segue que:

$$\bar{\Psi}_i = \frac{\Psi_i}{\alpha_i} \geq \frac{\sum_n D_{in}}{\alpha_i} = \Theta_i$$

Ou seja, $\bar{\Psi}_i \geq \Theta_i$. Portanto, $\exists j$ tal que $\Phi_{ij} \geq \Theta_i$, onde Φ_{ij} é o tráfego na ligação lógica (i, j) . Como $\Theta_i > \lambda_{max}^*$, segue que, $\Phi_{ij} > \lambda_{max}^*$ para qualquer solução viável. O que é absurdo para as soluções ótimas, pois contraria a definição de λ_{max}^* , como o tráfego da ligação lógica mais carregada. Isso prova que a inequação (i) é verdadeira, e de modo análogo pode-se verificar a validade da inequação (ii). \square

1 Note que não foi feita restrição quanto à multiplicidade de ligações lógicas. Estamos con-
2 siderando portanto o caso mais geral do VTD.

3 Dizemos que o MTB é um LB para para o VTD, pois a única restrição feita é quanto ao co-
4 nhecimento do número de ligações lógicas iniciando e terminando em cada nó. Em modelagens
5 mais abrangentes, como o TWA, a introdução de mais restrições e variáveis pode fazer com que
6 o ótimo do VTD se torne inviável. Ainda assim, o MTB será um LB para o congestionamento,
7 todavia, outras técnicas de obtenção de LB poderiam ser empregadas para explorar o espaço
8 do conjunto de soluções que se tornou inviável. Uma alternativa é a conhecida técnica iterativa
9 apresentada em (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002).

10 O MTB foi aqui estabelecido em sua forma mais geral, considerando que cada nó pode
11 possuir quantidades diferentes de ligações lógicas originadas ou incidentes, entretanto, na lite-
12 ratura é comum considerar que os nós da rede possuem grau lógico uniforme (RAMASWAMI;
13 SIVARAJAN, 2002).

14 Além disso, a definição dada para o MTB no Conjunto de Dados 4 foi colocada de forma
15 mais intuitiva. Mas, pode-se notar que o MTB consiste apenas do máximo do conjunto das
16 somas das demandas originadas ou recebidas em cada nó, dividido pelo grau lógico da rede.
17 Portanto convém apresenarmos uma fomulação mais adequada para implementações. Isso é
18 feito no Lema 1.

Lema 1. *Supondo que toda a rede possui grau lógico uniforme GL , o MTB pode ser definido da seguinte forma:*

$$MTB = \frac{1}{GL} \cdot \max_m \left(\sum_n D_{mn}, \sum_n D_{nm} \right)$$

19 Em última análise, o MTB explora a possibilidade da ligação lógica mais carregada da
20 rede transportar predominantemente tráfego que não foi ou não será retransmitido. Apesar de
21 aparentemente ingênua, essa é uma suposição muito acertada, posto que na maioria dos testes
22 feitos o MTB equivale ao ótimo, como será visto no Capítulo 5.

5 Experimentos Computacionais com o TWA

Para avaliar a pertinência desta nova abordagem, testes computacionais foram realizados. Toda a modelagem do TWA foi descrita em AMPL® (*A Modeling Language for Mathematical Programming* - www.ampl.com), de modo que facilmente possa ser adaptada para várias finalidades. Utilizamos o *solver* SCIP (*Solving Constraint Integer Programs* - scip.zib.de) para resolver o modelo MILP do TWA. Para interpretar o código AMPL, gerando a entrada de dados para o SCIP, foi usado o GLPK (*GNU Linear Programming Kit* - www.gnu.org/software/glpk/). Vale observar que o SCIP e o GLPK são *softwares* livres, de código fonte aberto e de distribuição gratuita.

Os resultados dos experimentos computacionais realizados com o TWA são comparados, neste capítulo, com os publicados em (ASSIS; WALDMAN, 2004) e (KRISHNASWAMY; SIVARAJAN, 2001), aonde foram propostos modelos para a resolução integrada do VTD e RWA. Todavia, ambos os modelos não incluem a topologia física como uma variável, diferente do TWA. Por esse motivo, para podermos produzir resultados passíveis de comparação, nos testes que veremos mais adiante neste capítulo, além de outras considerações, a topologia física da rede é um dado de entrada.

A modelagem encontrada em (ASSIS; WALDMAN, 2004) é baseada nas modelagens clássicas desses problemas (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002; ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000), o qual denominaremos **VTD-RWA**. Este trabalho propõe um algoritmo iterativo, que faz uso de programação linear, para resolver os problemas VTD e RWA de forma integrada. A solução do VTD gera requisições para um conjunto de caminhos, representados pela topologia virtual, que devem ser roteados pela topologia física. Os caminhos são alocados de maneira a minimizar critérios de otimização. A estratégia foi testada para redes com características distintas, mas não sendo considerado conversão de comprimentos de onda.

Para os resultados publicados em (KRISHNASWAMY; SIVARAJAN, 2001), é feita uma modelagem MILP que minimiza congestionamento em redes sem conversores de comprimentos

de onda, o qual denominaremos **KS**. Segundo os autores, esta formulação não é computacionalmente tratável, sendo métodos heurísticos propostos. O Modelo MILP é relaxado e executado iterativamente por 25 vezes usando um plano de corte. As variáveis que representam a topologia virtual e os percursos físicos são arredondadas, enquanto uma heurística de alocação de comprimentos de onda é aplicada para atribuir comprimentos de onda individualmente aos caminhos ópticos. O tráfego é roteado pela topologia virtual utilizando uma formulação linear (LP) consistindo somente das restrições de tráfego do MILP relaxado. Uma das desvantagens desse método é que supondo que existam W comprimentos de onda disponíveis em cada fibra, o MILP relaxado obtém uma solução que satisfaz esta restrição. No entanto, sendo que o algoritmo de alocação de comprimentos de onda, que é aplicado subsequentemente, obtém soluções sub-ótimas, não há garantia de uma alocação de comprimentos de onda com sucesso, respeitando o limite de W comprimentos de onda. Como resultado, o método não retorna necessariamente soluções viáveis para todos os casos.

5.1 O Modelo VTD-RWA

Reproduzimos nesta seção a formulação matemática encontrada em (ASSIS; WALDMAN, 2004), a qual denominamos VTD-RWA. Este é um modelo de programação linear inteira mista, que combina variáveis reais e variáveis discretas. Ela modela os quatro subproblemas do projeto de uma WRON. Mas topologia física é considerada conhecida, sendo passado como parâmetro para o modelo.

Supondo grau lógico uniforme para toda a rede (G), o número de variáveis binárias deste modelo é da ordem de $\Theta(N^4 \cdot W \cdot G)$.

Variável 5.1.1. $b_{ij} \in \mathbb{N}$, a Topologia Virtual, representa o número de ligações lógicas entre o par (i, j) .

Variável 5.1.2. $b_{ijw} \in \mathbb{N}$, representa o número de ligações lógicas entre o par (i, j) utilizando o comprimento de onda w .

Variável 5.1.3. $\lambda_{ij}^{sd} \in \mathbb{R}^+$, Componente de Tráfego, representa a quantidade de tráfego fluindo de uma fonte s para um destino d , e passando pelas ligações lógicas entre o par (i, j) .

Variável 5.1.4. $\lambda_{ij} = \sum_{sd} \lambda_{ij}^{sd}$, Tráfego total nas ligações lógicas entre o par (i, j) .

Variável 5.1.5. $\lambda_{max} \in \mathbb{R}^+$, Congestionamento da rede.

Variável 5.1.6. $L \in \mathbb{N}$, número de ligações lógicas no enlace físico mais carregado, com $L \leq W$.

1 **Variável 5.1.7.** $p_{mn}^{ij} \in \mathbb{N}$, número de ligações lógicas entre o par (i, j) passando pelo enlace
2 físico (m, n) .

3 **Variável 5.1.8.** $p_{mnw}^{ij} \in \mathbb{N}$, comprimento de onda utilizado nas ligações lógicas entre o par (i, j)
4 passando pelo enlace físico (m, n) .

$$\text{Minimize: } \lambda_{\max} \quad (5.1.1)$$

$$\forall (i, s, d), \quad \sum_j \lambda_{ij}^{sd} - \sum_j \lambda_{ji}^{sd} = \begin{cases} P_{sd}, & s = i \\ -P_{sd}, & d = i \\ 0, & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (5.1.2)$$

$$\lambda_{ij} = \sum_{sd} \lambda_{ij}^{sd}, \quad \forall (i, j) \quad (5.1.3)$$

$$\lambda_{ij} \leq \lambda_{\max}, \quad \forall (i, j) \quad (5.1.4)$$

$$\lambda_{ij}^{sd} \leq b_{ij} \cdot P_{sd}, \quad \forall (i, j, s, d) \quad (5.1.5)$$

$$\sum_j b_{ij} \leq GL_{out_i}, \quad \forall i \quad (5.1.6)$$

$$\sum_i b_{ij} \leq GL_{in_j}, \quad \forall j \quad (5.1.7)$$

$$\sum_n p_{mn}^{ij} = \sum_n p_{nm}^{ij}, \quad \forall (i, j, m), \text{ com } m \neq i \text{ e } m \neq j. \quad (5.1.8)$$

$$\sum_n p_{in}^{ij} = b_{ij}, \quad \forall (i, j) \quad (5.1.9)$$

$$\sum_m p_{mj}^{ij} = b_{ij}, \quad \forall (i, j) \quad (5.1.10)$$

$$\sum_{ij} p_{mn}^{ij} \leq L \cdot D_{mn}, \quad \forall (m, n) \quad (5.1.11)$$

$$\sum_n p_{mnw}^{ij} = \sum_n p_{nmw}^{ij}, \quad \forall (i, j, m, w), \text{ com } m \neq i \text{ e } m \neq j. \quad (5.1.12)$$

$$\sum_n p_{inw}^{ij} = b_{ijw}, \quad \forall (i, j, w) \quad (5.1.13)$$

$$\sum_m p_{mjw}^{ij} = b_{ijw}, \quad \forall (i, j, w) \quad (5.1.14)$$

$$\sum_w b_{ijw} = b_{ij}, \quad \forall (i, j) \quad (5.1.15)$$

$$\sum_{ij} p_{mnw}^{ij} \leq D_{mn}, \quad \forall (m, n, w) \quad (5.1.16)$$

$$\sum_w p_{mnw}^{ij} = p_{nm}^{ij}, \quad \forall (i, j, m, n) \quad (5.1.17)$$

1 5.2 Comparação com o modelo VTD-RWA

2 Nos resultados que iremos confrontar, são considerados: o grau lógico da rede (Gl), o
3 número de ligações lógicas em cada fibra (L), o número de comprimentos de onda disponíveis
4 em cada ligação física (W) e o número de saltos físicos na topologia (S). Esses parâmetros são
5 comumente tratados nas investigações a cerca do RWA (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000).

6 Também é controlado o congestionamento, que é uma conhecida métrica para o VTD. Isso
7 é feito através da clássica heurística HLDA (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002; LIMA et
8 al., 2004), gerando uma solução para o VTD que alimenta as etapas seguintes do procedimento,
9 conforme apresentado em (ASSIS; WALDMAN, 2004). Para cada grau lógico, o HLDA produz
10 de forma determinística uma topologia lógica, baseado na matriz de demandas. A solução para
11 o VTD é completada distribuindo o tráfego sobre esta topologia, através de um modelo de
12 programação linear (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002).

13 Para produzir resultados passíveis de comparação, são acrescentadas à modelagem básica
14 do TWA, mostrada na Seção 2, as restrições de controle do grau lógico (Restrição 3.2) e a de
15 limitação do número de ligações lógicas em cada fibra (Restrição 3.4.2). Esta formulação espe-
16 cífica é denominada de TWA- a . Para controlar a qualidade das soluções quanto ao congestio-
17 namento, foram obtidas topologias virtuais com uma implementação da heurística HLDA. Para

1 cada uma destas topologias, foi distribuído o tráfego e calculado o congestionamento através
2 do *solver* do *software* GLPK (*GNU Linear Programming Kit* - www.gnu.org/software/glpk/),
3 utilizando uma versão do modelo clássico para o VTD (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002).
4 O valor de congestionamento obtido, arredondado para cima, foi usado como a capacidade dos
5 canais lógicos, na Restrição 2.3.2. Para cada instância, esse procedimento levou menos de um
6 segundo, portanto não será considerado na contagem de tempo de processamento dos nossos
7 resultados.

8 A estratégia adotada foi, partindo do menor grau lógico ($Gl = 1$), fixar nos valores mínimos
9 o número de comprimentos de onda e a limitação de ligações das fibras ($W = 1$ e $L = 1$),
10 minimizando o número de saltos (S). Um *solver* para problemas MILP é instanciado com essa
11 configuração. Enquanto o *solver* retornar que o problema é insolúvel (MUKHERJEE, 1997), L
12 será incrementado até o seu limite, que é o valor atual de W . Quando L não puder ser aumentado
13 ($L = W$), então W o será, e assim por diante. Se uma solução viável é encontrada, o *solver* é
14 interrompido, a solução é registrada e o grau lógico é incrementado, dando continuidade ao
15 processo.

16 Nas situações em que o problema era insolúvel, o *solver* determinou isso em menos de
17 um segundo, dificultando a separação dos tempos de leitura e de execução. Portanto estes
18 tempos não foram computados. Essas situações em que o modelo precisou ser calibrado, que
19 chamaremos de *Instância Insolúvel* (I), fazem parte do método e são registradas conjuntamente
20 com os resultados.

21 Como, nesta modelagem, W está diretamente relacionado a quantidade de variáveis, é mais
22 conveniente começar com $W = 1$. Disso decorre a escolha de também começarmos com $Gl = 1$
23 e $L = 1$. A maior prioridade para a incrementação é dada ao Gl , pois variando este temos instân-
24 cias diferentes. A menor precedência ficou para W , pois quanto menor ele for menores precisa-
25 rão ser os custos de instalação da rede. Na posição intermediária fica L , pois, minimizando-o,
26 maximizamos a disponibilidade da rede.

27 Utilizamos o *solver* SCIP (*Solving Constraint Integer Programs* - scip.zib.de) para encon-
28 trar as soluções viáveis. Além de calcular a capacidade dos canais ópticos (Cap), como foi
29 descrito acima, o GLPK também foi usado para interpretar o modelo AMPL, gerando a entrada
30 de dados para o SCIP. Vale observar que o SCIP e o GLPK são *softwares* livres, de código fonte
31 aberto e de distribuição gratuita. Os resultados que serão confrontados com os nossos foram
32 produzidos com o ILOG CPLEX® (www.ilog.com/products/cplex/), uma ferramenta comer-
33 cial.

34 Foram executados dois testes computacionais, com uma rede de 6 nós e com uma rede de 12

1 nós (ASSIS; WALDMAN, 2004). Os resultados foram compilados nas Tabelas 5.2 e 5.3, cujas
 2 legendas estão resumidas na Tabela 5.1. Todos os testes foram executados em um *notebook*
 3 *PC* (*Linux Ubuntu* 8.04, 32bits), equipado com processador *Sempron Mobile* 3500+ (1.8GHz,
 4 512KB) e 2GB DDR2 (533MHz).

<i>GL</i>	=	Grau Lógico
<i>L</i>	=	Limitação de Ligações lógicas das Fibras
<i>W</i>	=	Número de comprimentos de onda disponíveis
<i>S</i>	=	Número de Saltos Físicos
<i>t</i>	=	Tempo em segundos para encontrar a primeira solução viável
<i>Cap</i>	=	Capacidade de Tráfego de Cada Canal Óptico
<i>I</i>	=	Instância Insolúvel

Tabela 5.1: Legendas para as Tabelas 5.2 e 5.3.

5 Os resultados para a rede de 6 nós foram compilados na Tabela 5.2. Na Figura 5.1 está
 6 representada a topologia física da rede de 6 nós, e na Figura 5.2 sua matriz de demandas de
 7 tráfego (ASSIS; WALDMAN, 2004). A primeira coluna registra o grau lógico de cada instância
 8 (*GL*), que neste caso foram 5. Da segunda até a quarta coluna (*L*, *W* e *S*) estão os resultados de
 9 (ASSIS; WALDMAN, 2004) e da quinta à sétima estão os resultados obtidos com a metodologia
 10 descrita acima.. Note que em todas as instâncias foram obtidos resultados melhores.

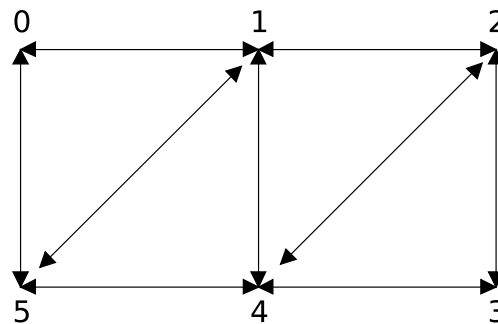


Figura 5.1: Rede de 6 nós (ASSIS; WALDMAN, 2004).

λ_{sd}	0	1	2	3	4	5
0	-	0,90	0,62	0,51	0,28	0,52
1	0,5	-	0,39	0,92	0,26	0,15
2	0,4	0,31	-	0,34	0,21	0,14
3	0,2	0,48	0,34	-	0,99	0,36
4	0,1	0,44	0,14	0,84	-	0,99
5	0,4	0,19	0,99	0,75	0,18	-

Figura 5.2: Matriz de demandas para a rede de 6 nós.

	VTD-RWA			TWA- <i>a</i>					
<i>Gl</i>	<i>L</i>	<i>W</i>	<i>S</i>	<i>L</i>	<i>W</i>	<i>S</i>	<i>t</i>	<i>Cap</i>	<i>I</i>
1	1	1	09	1	1	06*	00	08	0
2	2	2	18	1	1	11*	03	03	0
3	2	2	32	1	1	14*	00	02	0
4	3	3	41	2	2	25*	10	01	2
5	4	5	50	3	3	46*	00	01	2

Tabela 5.2: Resultados para a rede de 6 nós. *: Solução Ótima.

A oitava coluna da Tabela 5.2 traz o tempo , em segundos, que o *solver* levou para encontrar a primeira solução viável (*t*). Um fato importante é que em todas as instâncias desta bateria de testes, este tempo foi suficiente para determinar a otimalidade da solução viável encontrada. Essa possibilidade, além do interesse teórico, corrobora para a eficiência do método aqui aplicado. Em (ASSIS; WALDMAN, 2004) não são encontradas soluções ótimas e não foi informado o tempo gasto nesta etapa.

Ainda na Tabela 5.2, na nona coluna temos a capacidade do canal óptico (*Cap*) e por fim, na última coluna temos o histórico das tentativas de calibração do modelo, do tipo Instância Insolúvel (*I*). Nesta coluna, um *zero* significa que os resultados registrados nesta mesma linha foram conseguidos na primeira execução do *solver*. Analogamente, um número diferente de zero significa a quantidade de vezes em que foram encontradas instâncias insolúveis, antes da execução que proveu o resultado expresso nesta linha.

	VTD-RWA			TWA- <i>a</i>					
<i>Gl</i>	<i>L</i>	<i>W</i>	<i>S</i>	<i>L</i>	<i>W</i>	<i>S</i>	<i>t</i>	<i>Cap</i>	<i>I</i>
1	1	1	032	1	1	013*	016	35	0
2	2	2	052	1	1	027	031	10	0
3	3	3	078	2	2	066	176	04	2
4	4	4	104	2	2	074	070	03	0
5	4	4	130	3	3	108	133	02	2
6	5	5	147	3	3	091	003	02	0

Tabela 5.3: Resultados para a rede de 12 nós. *: Solução Ótima.

Com o mesmo arranjo de colunas descrito acima, a Tabela 5.3 trás os resultados para a rede de 12 nós. Na Figura 5.1 está representada a topologia física da rede de 6 nós, e na Figura 5.2 sua matriz de demandas de tráfego (ASSIS; WALDMAN, 2004). Desta vez temos 6 instâncias, do grau lógico 1 até o 6. Aqui também foram obtidos melhores resultados para o trio *L*, *W* e *S*. Nesta etapa, os resultados de (ASSIS; WALDMAN, 2004) foram obtidos com 6 horas de execução, enquanto os resultados com o modelo TWA levaram 7.2 minutos para serem

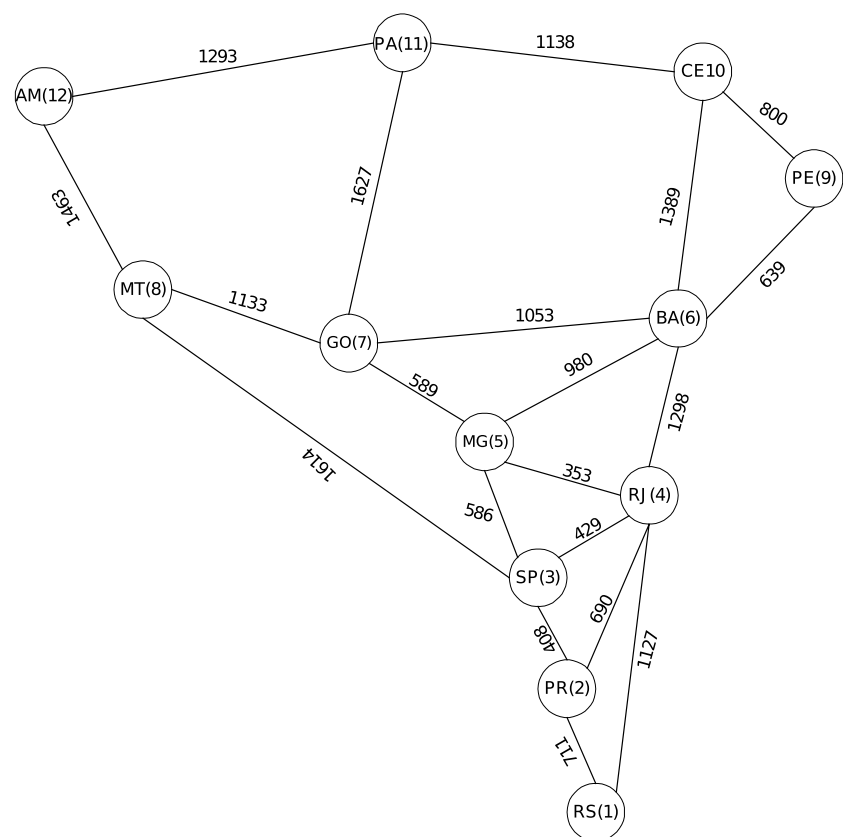


Figura 5.3: Rede de 12 nós (ASSIS; WALDMAN, 2004)

1 produzidos.

2 Mesmo quando não foi encontrado o valor ótimo para S , através do método utilizado, a

3 otimalidade está garantida para os parâmetros L e W . Em particular, note que apenas a variação

4 de W influenciou nos resultados, pois L sempre teve de ser fixado no seu valor máximo ($L = W$).

5 Um detalhe importante é que, para a primeira instância da rede de 12 nós ($Gl = 1$), o *solver*

6 também foi capaz de provar a otimalidade para a primeira solução viável. Isto demonstra que

7 o modelo TWA mantém desempenho aceitável mesmo com uma rede de maior porte. Com

8 esses resultados mostramos a viabilidade da técnica aqui proposta, técnica esta que é totalmente

	0,92		0,84	0,3	0,49	0,83	0,17	0,28	0,52	0,41	0,32
0,23		0,2	0,52	0,29	0,89	0,56	0,97	0,46	0,64	0,3	0,96
0,6	0,17		0,2	0,19	0,82	0,37	0,27	0,06	0,2	0,87	0,72
0,48	0,4	0,6		0,68	0,64	0,7	0,25	0,98	0,37	0,01	0,41
0,89	0,93	0,27	0,83		0,81	0,54	0,87	0,58	0,78	0,76	0,74
0,76	0,91	0,19	0,01	0,54		0,44	0,73	0,42	0,68	0,97	0,26
0,45	0,41	0,01	0,68	0,15	0,34		0,13	0,51	0,46	0,99	0,43
0,01	0,89	0,74	0,37	0,69	0,28	0,62		0,33	0,56	0,78	0,93
0,82	0,05	0,44	0,83	0,37	0,34	0,79	0,89		0,79	0,43	0,68
0,44	0,35	0,93	0,5	0,86	0,53	0,95	0,19	0,22		0,49	0,21
0,61	0,81	0,46	0,7	0,85	0,72	0,52	0,29	0,57	0,6		0,83
0,79	0,01	0,41	0,42	0,59	0,3	0,88	0,66	0,76	0,05	0,64	

Figura 5.4: Matriz de demandas para a rede de 12 nós.

1 baseada no modelo apresentado neste trabalho.

2 5.3 O Modelo KS

3 Reproduzimos nesta seção a formulação matemática encontrada em (KRISHNASWAMY;
4 SIVARAJAN, 2001), a qual denominamos KS. Este é um modelo de programação linear inteira
5 mista, que combina variáveis reais e variáveis discretas. Ela modela os quatro subproblemas
6 do projeto de uma WRON. Mas topologia física é considerada conhecida, sendo passado como
7 parâmetro para o modelo. Adotaremos aqui o índice r tal como foi definido na Notação 2.

8 Supondo grau lógico uniforme para toda a rede (G), o número de variáveis binárias deste
9 modelo é da ordem de $\Theta(N^4 \cdot W \cdot G)$.

10 **Variável 5.3.1.** *Ligação lógica, $b_{ijr} = 1$ se existe a ligação lógica de índice r entre o par (i, j) ,
11 ou $b_{ijr} = 0$ caso contrário.*

12 **Variável 5.3.2.** *Alocação de comprimento de onda, $C_{ij}^{wr} = 1$ se a ligação lógica de índice r
13 entre o par (i, j) usa o comprimento de onda w , ou $C_{ij}^{wr} = 0$ caso contrário.*

14 **Variável 5.3.3.** *Rota física, $C_{mni}^{wr} = 1$ se a ligação lógica de índice r entre o par (i, j) usa o
15 comprimento de onda w , passando pelo enlace físico (m, n) , ou $C_{mni}^{wr} = 0$ caso contrário.*

16 **Variável 5.3.4.** $\lambda_{ijr}^{sd} \in \mathbb{R}^+$, *Componente de Tráfego, representa a quantidade de tráfego fluindo
17 de uma fonte s para um destino d , e passando pela ligação lógica entre o par (i, j) de índice r .*

18 **Variável 5.3.5.** λ_{ijr} , *Tráfego total na ligação lógica entre o par (i, j) de índice r .*

19 **Variável 5.3.6.** $\lambda_{max} \in \mathbb{R}^+$, *Congestionamento da rede.*

$$\text{Minimize: } \lambda_{max} \quad (5.3.1)$$

$$\sum_{jr} b_{ijr} \leq GL_{out_i}, \quad \forall i \quad (5.3.2)$$

$$\sum_{ir} b_{ijr} \leq GL_{in_j}, \quad \forall j \quad (5.3.3)$$

$$\sum_w C_{ij}^{wr} = b_{ijr}, \quad \forall (i, j, r) \quad (5.3.4)$$

$$C_{mni}^{wr} \leq C_{ij}^{wr}, \quad \forall (i, j, w, r, m, n) \quad (5.3.5)$$

$$\sum_{ijr} C_{mni}^{wr} \leq 1, \quad \forall (w, m, n) \quad (5.3.6)$$

$$\forall (i, j, r, n), \quad \sum_{mw} C_{mni}^{wr} \cdot D_{mn} - \sum_{mw} C_{nmj}^{wr} \cdot D_{nm} = \begin{cases} b_{ijr}, & n = j \\ -b_{ijr}, & n = i \\ 0, & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (5.3.7)$$

$$\lambda_{ijr}^{sd} \leq b_{ijr} \cdot P_{sd}, \quad \forall (i, j, r, s, d) \quad (5.3.8)$$

$$\lambda_{ijr} = \sum_{sd} \lambda_{ijr}^{sd}, \quad \forall (i, j, r) \quad (5.3.9)$$

$$\lambda_{ijr} \leq \lambda_{max}, \quad \forall (i, j, r) \quad (5.3.10)$$

$$\forall (i, s, d), \quad \sum_{jr} \lambda_{ijr}^{sd} - \sum_{jr} \lambda_{jir}^{sd} = \begin{cases} P_{sd}, & s = i \\ -P_{sd}, & d = i \\ 0, & \text{caso contrário} \end{cases} \quad (5.3.11)$$

5.4 Comparação com o modelo KS

Nos resultados que iremos confrontar, é considerado o grau lógico da rede (Gl), não há multiplicidade de ligações lógicas e a função objetivo é o congestionamento. Para produzir resultados passíveis de comparação, são acrescentadas à modelagem básica do TWA, mostrada na Seção 2: as Restrições 3.2 de controle do grau lógico; a Restrição 3.2.3 de controle de multiplicidade de ligações lógicas, com $M = 1$; e a Restrição 3.3.10 que determina o congestionamento como função objetivo. Esta formulação específica é denominada de $TWAc_1$.

Na Figura 5.5 está representada a topologia física da rede NSFNET, na qual são baseados os testes em (KRISHNASWAMY; SIVARAJAN, 2001). Nas Tabelas 5.4 e 5.5, respectivamente, estão as matrizes de demandas $P1$ e $P2$ da NSFNET (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002).

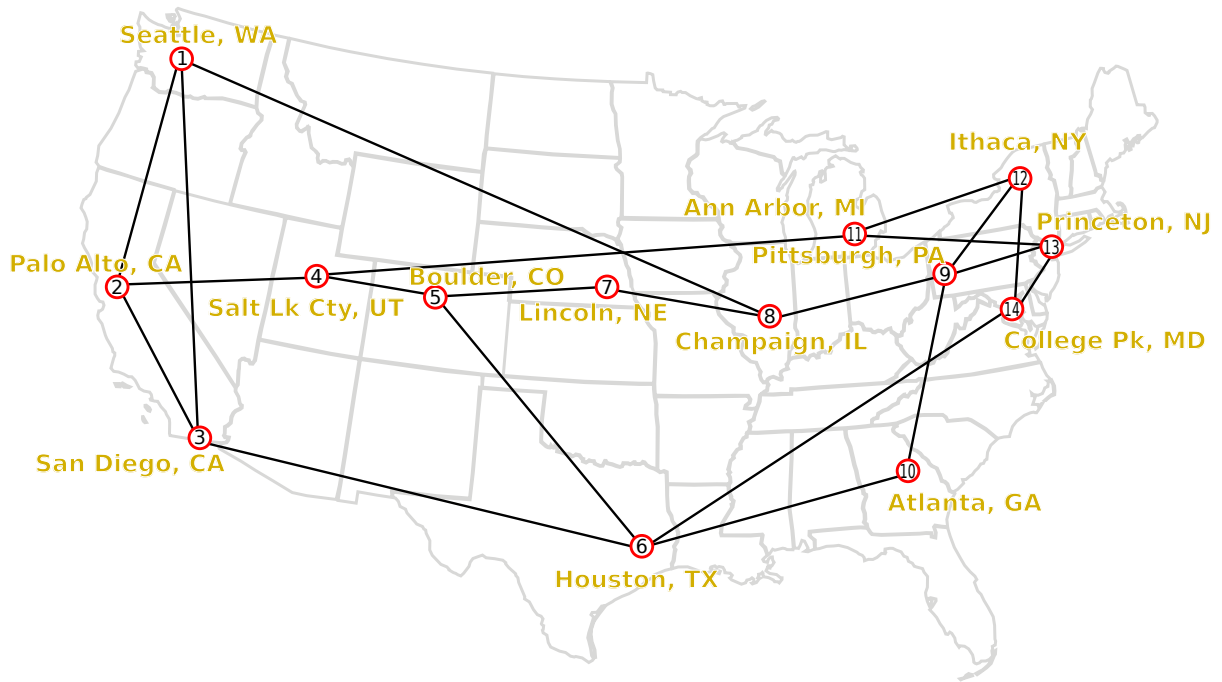


Figura 5.5: Rede de 14 nós NSFNET (KRISHNASWAMY; SIVARAJAN, 2001).

Tabela 5.4: Matriz de demandas $P1$ (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1996).

0.000	33.029	32.103	26.008	0.525	0.383	82.633	31.992	37.147	0.568	0.358	0.544	0.651	0.160
0.546	0.000	0.984	0.902	0.866	0.840	0.013	62.464	0.475	0.001	0.342	0.925	0.656	0.501
35.377	0.459	0.000	0.732	0.272	0.413	28.242	0.648	0.909	0.991	56.150	23.617	1.584	0.935
0.739	0.225	0.296	0.000	0.896	0.344	0.012	84.644	0.293	0.208	0.755	0.106	0.902	0.715
0.482	96.806	0.672	51.204	0.000	0.451	0.979	0.814	0.225	0.694	0.504	0.704	0.431	0.333
0.456	0.707	0.626	0.152	0.109	0.000	0.804	0.476	0.429	0.853	0.280	0.322	90.503	0.212
0.042	0.067	0.683	0.862	0.197	0.831	0.000	0.585	67.649	56.138	0.896	0.858	73.721	0.582
0.616	0.640	0.096	97.431	0.308	0.441	0.299	0.000	0.161	0.490	0.321	0.638	82.231	0.376
0.786	0.323	0.676	0.359	0.019	50.127	12.129	0.650	0.000	0.483	45.223	58.164	0.894	0.613
0.037	0.318	0.367	2.981	0.976	0.629	0.525	0.293	0.641	0.000	33.922	0.228	0.995	71.905
12.609	0.479	0.146	0.174	0.181	0.072	23.080	0.671	0.634	0.759	0.000	0.725	0.592	0.445
0.887	0.004	1.614	0.471	0.120	0.263	0.585	0.086	0.157	95.633	42.828	0.000	0.527	0.021
9.019	0.569	0.936	0.975	81.779	0.573	0.738	0.410	0.490	0.948	0.154	0.145	0.000	0.436
20.442	0.515	0.719	0.089	39.269	49.984	0.720	0.863	0.858	0.490	0.106	0.765	0.059	0.000

1 Já na Tabela 5.6 estão as distâncias entre os nós da topologia física da NSFNET adotada, em
2 centenas de milhas.

3 Nas Tabelas 5.8 e 5.9 são confrontados os resultados obtidos com o $TWAc_1$ e os encontra-
4 dos em (KRISHNASWAMY; SIVARAJAN, 2001), com o modelo KS. Para cada grau lógico,
5 são exibidos: na coluna MILP, o valor de congestionamento obtido executando o modelo MILP
6 do $TWAc_1$ com o SCIP; na coluna T , o tempo gasto pelo SCIP para chegar a essa solução; na
7 coluna W , o número de comprimentos de onda utilizados pelo $TWAc_1$; e na coluna MTB, o
8 *Minimum Traffic Bound* para cada instância. Também são exibidos, para o modelo KS, na co-
9 luna UB , as melhores soluções para o congestionamento encontradas em (KRISHNASWAMY;
10 SIVARAJAN, 2001), e nas colunas LB e W , os respectivos *lower bounds* e número de compri-
11 mentos de onda utilizados pelo KS. Quando o valor de congestionamento corresponde ao ótimo
12 da instância, ele é marcado com um asterisco.

13 Nos resultados para a modelagem KS, para cada instância, o cálculo do LB levou em mé-

Tabela 5.5: Matriz de demandas $P2$ (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1996).

0.000	1.090	2.060	0.140	0.450	0.040	0.430	1.450	0.510	0.100	0.070	0.080	0.000	0.330
11.710	0.000	8.560	0.620	11.120	7.770	3.620	15.790	3.660	16.610	2.030	37.810	4.830	13.190
0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000
0.310	3.410	13.64	0.000	1.900	0.600	0.700	2.880	2.000	3.260	3.070	6.690	0.080	4.010
0.280	67.510	19.02	3.430	0.000	4.030	10.77	62.22	24.02	17.92	0.450	79.03	9.970	5.290
0.000	5.810	3.420	5.520	3.400	0.000	2.610	2.680	0.870	3.870	0.040	0.840	0.060	2.480
1.750	22.02	102.31	4.470	22.03	7.900	0.000	114.1	19.82	21.95	0.780	71.40	0.330	32.84
2.390	63.84	210.30	8.520	28.210	2.660	97.08	0.000	43.95	33.00	11.37	48.63	5.530	13.85
6.450	18.93	37.35	6.000	24.99	6.810	25.06	61.02	0.000	39.62	14.52	127.5	23.34	0.760
0.050	35.29	10.26	3.730	22.34	9.480	4.980	57.08	6.840	0.000	6.300	17.64	5.910	0.760
0.100	1.020	3.130	1.690	0.240	0.060	0.810	1.450	0.580	7.120	0.000	0.840	0.060	0.500
1.280	26.15	1.000	5.940	24.86	1.320	5.490	40.57	29.53	22.37	10.50	0.000	1.010	0.540
0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000	0.000
0.730	29.09	13.63	9.890	35.61	12.07	6.440	28.79	4.670	0.000	3.990	0.000	10.750	0.000

Tabela 5.6: Matriz de distâncias para a NSFNET, em centenas de milhas.

0	7	10	7	10	19	13	16	21	21	19	22	24	22
7	0	4	5	9	16	14	18	22	21	20	24	25	21
10	4	0	6	8	12	13	17	21	19	19	23	24	19
7	5	6	0	4	12	8	12	17	16	13	18	19	16
10	9	8	4	0	8	4	9	13	12	11	15	16	12
19	16	12	12	8	0	8	8	11	7	11	14	14	12
13	14	13	8	4	8	0	5	9	8	7	10	11	8
16	18	17	12	9	8	5	0	5	5	3	6	7	5
21	22	21	17	13	11	9	5	0	5	2	2	2	5
21	21	19	16	12	7	8	5	5	0	6	7	7	6
19	20	19	13	11	11	7	3	2	6	0	4	5	6
22	24	23	18	15	14	10	6	2	7	4	0	2	5
24	25	24	19	16	14	11	7	2	7	5	2	0	1
22	21	19	16	12	12	8	5	5	6	6	5	1	0

1 dia 125 minutos utilizando o método iterativo encontrado em (RAMASWAMI; SIVARAJAN,
2 2002). O *upper bound* (UB) foi obtido por meio de uma heurística, levando menos de um mi-
3 nuto. Portanto, a otimalidade só pôde ser garantida nesses resultados quando o valor viável
4 encontrado era igual ao *lower bound* obtido. Esses resultados foram produzidos com a *IBM's*
5 *Optimization Subroutine Library (OSL)* em um computador IBM 43P/RS6000.

6 Para ambas as matrizes, foram obtidos melhores resultados com o $TWAc_1$, em compara-
7 ção com os resultados para o modelo KS, tanto para o valor de congestionamento quanto para

Tabela 5.7: Legendas para as Tabelas 5.8 e 5.9.

GL	=	Grau Lógico
W	=	Número de comprimentos de onda disponíveis
MTB	=	<i>Minimum Traffic Bound</i>
$MILP$	=	Resultados obtidos pelo SCIP
T	=	Tempo em minutos gasto com o SCIP
KS	=	Melhores resultados com o modelo KS
LB	=	Lower Bound para o congestionamento
UB	=	Uper Bound para o congestionamento

Tabela 5.8: Resultados para a matriz $P1$. *: Ótimo alcançado.

$P1$	TWAc ₁				KS		
Gl	W	$T_{(m)}$	MTB	MILP	LB	UB	W
2	2	451	126.87	143.66	126.74	145.74	4
3	3	221	84.58	*84.58	84.58	*84.58	4
4	3	8	63.44	69.17	63.43	70.02	4
5	4	225	50.75	50.82	50.74	50.94	5
6	4	24	42.29	43.54	42.29	44.39	6
7	5	65	36.25	*36.25	36.25	36.43	6
8	6	102	31.72	*31.72	31.72	31.77	7
9	7	131	28.19	*28.19	28.19	28.37	9
10	8	72	25.37	25.53	25.37	25.64	9
11	9	200	23.07	23.31	23.00	23.08	11
12	11	140	21.14	21.35	21.27	21.39	12
13	13	16	19.52	*20.25	20.24	20.25	13

Tabela 5.9: Resultados para a matriz $P2$. *: Ótimo alcançado.

$P2$	TWAc ₁				KS		
Gl	W	$T_{(m)}$	MTB	MILP	LB	UB	W
2	1	152	284.66	*292.31	284.26	389.93	2
3	2	4.4	189.78	*189.78	189.76	217.80	4
4	2	2	142.33	*142.33	142.33	152.99	3
5	3	4	113.87	*113.87	113.87	*113.87	4
6	3	3.9	94.89	*94.89	94.89	*94.89	5
7	4	4.3	81.33	*81.33	81.33	*81.33	6
8	4	6.8	71.17	*71.17	71.17	*71.17	6
9	5	20.9	63.26	*63.26	62.15	63.26	9
10	6	20.1	56.93	*56.93	56.93	*56.93	10
11	6	23.2	51.75	*51.75	51.75	*51.75	10
12	7	23.1	47.44	*47.44	47.44	*47.44	13
13	7	14.8	43.79	*43.79	43.79	*43.79	13

o número de comprimentos de onda utilizados. Outro fato importante é qualidade alcançada pelo MTB em todas as instâncias, praticamente igual ao *lower bound* obtido em (KRISHNASWAMY; SIVARAJAN, 2001), mas com demanda de tempo desprezível. Esse é um resultado expressivo, frente aos 125 minutos, em média, gastos com o método iterativo (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002). Em 62% das instâncias, o MTB equivale ao ótimo. E mesmo quando o ótimo diferiu do MTB, no pior caso, o MTB ficou menos de 5% abaixo do ótimo. Por fim vale ressaltar que foram obtidas soluções ótimas para 70% das instâncias com o $TWAc_1$, contra 37% dos resultados para o modelo KS.

O tempo demandado pelo SCIP para obter os resultados aqui apresentados são altos, se comparados ao desempenho de heurísticas para o congestionamento no projeto encontradas na literatura (KRISHNASWAMY; SIVARAJAN, 2001; SKORIN-KAPOV; KOS, 2005). Todavia, esses resultados corroboram para eficiência do modelo TWA. Pois, seu reduzido número de variáveis e equações, possibilitou obter tais soluções sem que para isso fosse necessário recorrer à heurísticas.

6 *Conclusões*

Uma formulação MILP foi apresentada para o projeto de redes ópticas com roteamento por comprimento de onda, englobando as restrições dos problemas VTD e RWA, possibilitando o confronto de métricas de ambas as modelagens. Esta formulação é mais abrangente que as apresentadas na literatura e possui a vantagem de ser mais tratável no que se refere ao número de variáveis e restrições.

Para garantir uma complexidade computacional equivalente a de modelos que englobam apenas os problemas VTD e RWA separadamente, a principal consideração que a formulação faz é a utilização das variáveis topológicas, que sintetizam variáveis distintas das formulações tradicionais, além da forma agregada com que é feita a distribuição do tráfego e o roteamento dos canais ópticos, semelhante a outros modelos da literatura (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002; TORNATORE; MAIER; PATTAVINA, 2007).

O modelo foi apresentado inicialmente em uma forma básica, contendo as restrições e variáveis consideradas essenciais para a resolução do projeto completo, que engloba a escolha da topologia física, definição da topologia virtual, distribuição de tráfego, definição das rotas físicas e alocação dos comprimentos de onda. Nessa modelagem básica a função objetivo adotada foi a minimização do número de saltos físicos dos caminhos ópticos.

Para validar experimentalmente a formulação, foram realizados testes comparativos com os resultados apresentados em (ASSIS; WALDMAN, 2004) e (KRISHNASWAMY; SIVARAJAN, 2001), aonde as redes consideradas possuem 6, 12 e 14 nós. Os resultados obtidos foram consideravelmente expressivos, com relação à qualidade das soluções e ao desempenho computacional.

Foi possível provar a otimalidade, da primeira solução viável encontrada, para todas as instâncias da rede de 6 nós e em uma das instâncias da rede de 12 nós. Além disso, em todas as instâncias de ambas as redes foram obtidos melhores resultados para os parâmetros controlados, em relação aos resultados confrontados. Para a rede de 6 nós, em média, obtivemos uma redução de 43% no número de comprimentos de onda necessário e 34% no número de saltos físicos.

1 Mesmo não provando a otimalidade para todas as instâncias da rede de 12 nós, alcançamos
 2 em média as mesmas porcentagens de melhoria do resultado conseguidas para a rede de 6
 3 nós. Resta destacar que os resultados para a rede de 12 nós foram produzidos em 7.2 minutos,
 4 uma demanda de tempo pequena, se comparada às 6 horas do experimento com o qual foram
 5 comparados.

6 Para a rede de 14 nós foram feitos testes com duas matrizes de demandas de tráfegos, que
 7 são instâncias clássicas da literatura (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1996). Para ambas matri-
 8 zes foram obtidos resultados melhores do que os encontrados na literatura para os parâmetros
 9 controlados (KRISHNASWAMY; SIVARAJAN, 2001). Além disso, para 70% das instâncias
 10 foram obtidas soluções ótimas. O tempo demandado para produzir estes últimos resultados foi
 11 alto, em comparação ao desempenho das heurísticas utilizadas na literatura (SKORIN-KAPOV;
 12 KOS, 2005), todavia deve-se ressaltar o fato de que não foram utilizadas heurísticas nem ferra-
 13 mentas comerciais.

14 Os modelos encontrados na literatura, com funcionalidades semelhantes ao TWA, possuem
 15 uma maior ordem de grandeza do número de variáveis binárias. Sendo este um importante
 16 fator para se avaliar o quão tratável é um modelo. Tanto o modelo encontrado em (ASSIS;
 17 WALDMAN, 2004) como o modelo encontrado em (KRISHNASWAMY; SIVARAJAN, 2001)
 18 têm número de variáveis binárias da ordem de $\Theta(N^4 \cdot W \cdot G)$, supondo grau lógico uniforme
 19 para toda a rede como G . Ainda assim, estes modelos devem receber a topologia física da rede
 20 como um parâmetro.

21 Em sua versão mais geral, o TWA é capaz de resolver também a topologia física da rede,
 22 com número de variáveis binárias $\Theta(TWA)$ da ordem de $\Theta(N^3 \cdot W \cdot K)$, onde K é a multiplici-
 23 dade máxima dos enlaces físicos. Todavia, nos resultados que foram alvo de comparação neste
 24 trabalho, não há multiplicidade de enlaces físicos. Neste caso, se a topologia física fosse ainda
 25 uma das variáveis do modelo, teríamos que $\Theta(TWA) = \Theta(N^3 \cdot W)$.

26 Se a topologia física for um dado de entrada, então $\Theta(TWA)$ estará entre $o(N^2 \cdot W)$ e $O(N^3 \cdot$
 27 $W)$, dependendo da quantidade de ligações físicas na rede, que é razoável supor se encontrar
 28 entre N e N^2 . Mais precisamente, sendo H a quantidade de ligações físicas na rede pré-existente,
 29 segue que $\Theta(TWA) = \Theta(N \cdot W \cdot H)$.

30 O novo *lower bound* para o congestionamento introduzido por este trabalho, o MTB, de-
 31 mostrou ser muito eficiente. Pois, possui demanda de tempo computacional desprezível, frente
 32 ao alto custo das técnicas conhecidas até então (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1996). Além
 33 disso, na maioria das instâncias em que conseguimos provar a otimalidade (62%), o MTB coin-
 34 cidiu com o ótimo. E mesmo quando o MTB diferiu do ótimo, no pior caso, ele ficou menos de

1 5% abaixo deste. Apenas este resultado já muda o cenário para o problema VTD, tornando este
2 um problema bem mais tratável. Uma vez que, obter bons resultados a partir de heurísticas não
3 é tarefa difícil no VTD, conforme a literatura (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 1996).

4 A abrangência da modelagem e o desempenho computacional obtido viabilizam, em tra-
5 balhos futuros, extensões à modelagem básica. Dada a capacidade do modelo de determinar
6 a topologia física, uma aplicação imediata seria atribuir custos de instalação e operação às va-
7 riáveis e utilizar o custo total como função objetivo (MUKHERJEE, 1997). Outras funções
8 objetivo de trivial implementação seriam: o número máximo de ligações lógicas em cada fibra;
9 o número total de transceptores na rede, ou em cada fibra (ZANG; JUE; MUKHERJEE, 2000);
10 o processamento eletrônico total da rede (ALMEIDA et al., 2006); e o congestionamento da
11 rede (RAMASWAMI; SIVARAJAN, 2002).

Referências Bibliográficas

- 1
- 2 AGRAWAL, G. P. *Fiber-Optic Communication Systems*. 2. ed. [S.l.]: John Wiley and Sons,
- 3 1997.
- 4 ALMEIDA, R. T. R. et al. Design of Virtual Topologies for Large Optical Networks Through
- 5 an Efficient MILP Formulation. *Optical Switching and Networking*, v. 3, p. 2-10, 2006.
- 6 ASSIS, K. D. R.; WALDMAN, H. Topologia Virtual e Topologia Física de Redes Ópticas:
- 7 Uma Proposta de Projeto Integrado. *Revista da Sociedade Brasileira de Telecomunicações* v.
- 8 19, 2004.
- 9 BALA, K. *Transparent, opaque and hybrid optical networking*. [S.l.]: Optical Networks, vol.
- 10 1, p. 10, 2000.
- 11 BANERJEE, D.; MUKHERJEE, B. Wavelength-routed optical networks: Linear formulation,
- 12 resource budgeting tradeoffs, and a reconfiguration study. In: *INFOCOM '97: Proceedings*
- 13 *of the INFOCOM '97. Sixteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and*
- 14 *Communications Societies. Driving the Information Revolution*. Washington, DC, USA: IEEE
- 15 Computer Society, 1997. p. 269. ISBN 0-8186-7780-5.
- 16 BANERJEE, D.; MUKHERJEE, B. Wavelength-routed optical networks: linear formulation,
- 17 resource budgeting tradeoffs, and a reconfiguration study. *IEEE/ACM Trans. Netw.*, IEEE
- 18 Press, Piscataway, NJ, USA, v. 8, n. 5, p. 598–607, 2000. ISSN 1063-6692.
- 19 BOAVENTURA, P. O. *Grafos: Teoria, Modelos, Algoritmos*. [S.l.]: Editora Edgard Blcher,
- 20 São Paulo, 2 Ed., 2001.
- 21 CORMEN, H. *Algoritmos: teoria e prática*. [S.l.]: Elsevier, 2002.
- 22 JAUMARD, B.; MEYER, C.; THIONGANE, B. Comparison of ILP Formulations for the
- 23 RWA Problem. *Les Cahiers du GERAD - G-2004-66*, 2004.
- 24 KRISHNASWAMY, R.; SIVARAJAN, K. Design of logical topologies: a linear formulation
- 25 for wavelength-routed optical networks with no wavelength changers. *Networking, IEEE/ACM*
- 26 *Transactions on*, v. 9, n. 2, p. 186–198, Apr 2001. ISSN 1063-6692.
- 27 LIMA, F. de O. et al. Reformulando o Problema de Projeto de Anéis em Redes Ópticas. In:
- 28 *Proceedings of 4th ITS - International Information and Telecommunication Technologies*
- 29 *Symposium*. [S.l.: s.n.], 2005.
- 30 LIMA, M. O. et al. Estratégias com Algoritmos Híbridos para Projeto de Redes Ópticas.
- 31 *XXXVI Simpósio Brasileiro de Pesquisa Operacional*, 2004.
- 32 LIU, Q. et al. Distributed inter-domain lightpath provisioning in the presence of wavelength
- 33 conversion. *Computer Communications*, 2007.

- 1 MAHER, A. Transmission Efficient Design and Management of Wavelength Routed Optical
2 Networks. *Kluwer Academic Publishers*, 2001.
- 3 MUKHERJEE, B. *Optical Communication Networks*. [S.l.]: McGraw-Hill, 1997.
- 4 MUKHERJEE, B. et al. Some principles for designing a wide-area wdm optical network.
5 *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, v. 4, n. 5, p. 684–696, Oct 1996. ISSN 1063-6692.
- 6 OLIVEIRA, E. A combined approach for designing topology and flow congestion minimization
7 of optical networks. *5th Conference on Telecommunications*, 2005.
- 8 PALMIERI, F. F. Gmpls control plane services in the next-generation optical internet. *The*
9 *Internet Protocol Journal*, 2008.
- 10 PUECH, N.; KURI, J.; GAGNAIRE, M. Topological Design and Lightpath Routing in WDM
11 Mesh Networks: A Combined Approach. *Photonic Network Communications*, 4:3/4, 443-456,
12 2002, 2002.
- 13 RAMAMURTHY, B.; FENG, H.; DATTA. Transparent vs. opaque vs. translucent wavelength
14 routed optical networks. *Optical Fiber Communication Technical Digest*, 1999.
- 15 RAMASWAMI, R.; SASAKI, G. Multiwavelength Optical Networks with Limited Wavelength
16 Conversion. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, Vol. 6, NO. 6, December, 1998.
- 17 RAMASWAMI, R.; SIVARAJAN, K. N. Design of Logical Topologies for Wavelength Routed
18 Optical Networks. *IEEE J. Sel. Areas Commun.* vol. 14 pag. 840 851, 1996.
- 19 RAMASWAMI, R.; SIVARAJAN, K. N. *Optical Networks: a practical perspective*. 2nd. ed.
20 [S.l.]: Morgan Kaufmann Pub. Inc., San Francisco, 2002.
- 21 RESENDO, L. C.; RIBEIRO, M. R. N.; CALMON, L. C. Efficient Grooming-Oriented
22 Heuristic Solutions for Multi-Layer Mesh Networks. *Journal of Microwaves and*
23 *Optoelectronics*, 2007.
- 24 SKORIN-KAPOV, N.; KOS, M. Heuristic algorithms considering various objectives for
25 virtual topology design in wdm optical networks. In: *International Conference on on*
26 *Telecommunication Systems, Modeling and Analysis*, 2005. [S.l.: s.n.], 2005.
- 27 TORNATORE, M.; MAIER, G.; PATTAVINA, A. WDM network design by ILP models based
28 on flow aggregation. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, Vol. 15., No. 3, pp. 709-720,
29 July, 2007.
- 30 XIN, Y.; ROUSKAS, G. N.; PERROS, H. G. On the physical and logical topology design of
31 large-scale optical networks. *J. Lightwave Technol.*, OSA, v. 21, n. 4, p. 904, 2003. Disponível
32 em: <<http://jlt.osa.org/abstract.cfm?URI=JLT-21-4-904>>.
- 33 ZANG, H.; JUE, J. P.; MUKHERJEE, B. A Review of Routing and Wavelength Assignment
34 Approaches for Wavelength Routed Optical WDM Networks. *Optical Networks Magazine*
35 vol.1, 2000.

Ferramentas Computacionais

As ferramentas computacionais envolvidas neste trabalho, listadas abaixo, são distribuídas sob licenças de Código Livre (*Open Source*). O código fonte \LaTeX desta dissertação e todo o trabalho desenvolvido está disponível em <http://code.google.com/p/twa>.

Todas as figuras incluídas neste texto foram criadas em SVG (*Scalable Vectorial Graphics* - <http://w3.org/Graphics/SVG>) e convertidas para o formato EPS (*Encapsulated PostScript* - <http://adobe.com/products/postscript>) para posterior inclusão no código \LaTeX , ambos formatos abertos. A Figura 5.5, criada pelo autor deste texto, está registrada em http://wikimedia.org/wiki/File:NSFNET_14nodes.svg.

- Kubuntu GNU/Linux: a versão 9.10 foi usada na estação de trabalho e a versão 9.04 no servidor aonde foram executados os testes computacionais. <http://kubuntu.org>
- GLPK 4.37 - *GNU Linear Programming Kit*: usado para resolver modelos de programação inteira e converter código AMPL em FreeMPS. <http://gnu.org/software/glpk>
- SCIP - *Solving Constraint Integer Programs*, versão 1.1.0 Linux X86: usado para resolver os modelos de programação inteira mista. <http://scip.zib.de>
- CLP 1.11 - *Coin-or Linear Programming*: usado internamente pelo SCIP para resolver subproblemas de programação linear. <http://coin-or.org>
- TexLive 2007: distribuição \LaTeX utilizada para a confecção desta dissertação. <http://tug.org/texlive>
- Kile 2.0.83: editor de texto com ferramentas para autoria em \LaTeX utilizado. <http://kile.sourceforge.net>
- Inkscape 0.47: editor de desenho vetorial utilizado para criar as figuras SVG e convertê-las em EPS. <http://inkscape.org>

Feito em
 \LaTeX