

**UNIVERSIDADE FEDERAL DA PARAÍBA
CENTRO DE INFORMÁTICA
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM INFORMÁTICA**

CARLOS MAGNO DE OLIVEIRA ARAÚJO

**UM MODELO DE OTIMIZAÇÃO PARA O PROBLEMA
DE ALOCAÇÃO DE ROTA E ESPECTRO EM REDES
ÓPTICAS ELÁSTICAS**

**JOÃO PESSOA
2018**

CARLOS MAGNO DE OLIVEIRA ARAÚJO

**UM MODELO DE OTIMIZAÇÃO PARA O PROBLEMA DE
ALOCÇÃO DE ROTA E ESPECTRO EM REDES ÓPTICAS
ELÁSTICAS**

Proposta de trabalho apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Informática do Centro de Informática da Universidade Federal da Paraíba, como requisito para obtenção do grau de Mestre em Informática

Orientador: Prof. Dr. Iguatemi Eduardo da Fonseca

Co-orientador: Prof. Dr. Anand Subramanian

**JOÃO PESSOA
2018**

Catálogo na publicação
Seção de Catalogação e Classificação

A663m Araújo, Carlos Magno de Oliveira.

Um Modelo de Otimização para o Problema de Alocação de Rota e Espectro em Redes Ópticas Elásticas / Carlos Magno de Oliveira Araújo. - João Pessoa, 2018.
56 f. : il.

Orientação: Iguatemi Eduardo Fonseca, Anand Subramanian.

Dissertação (Mestrado) - UFPB/Informática.

1. Redes Ópticas Elásticas. 2. Problema RSA. 3. Programação Linear Inteira. I. Fonseca, Iguatemi Eduardo. II. Subramanian, Anand. III. Título.

UFPB/BC



5

UNIVERSIDADE FEDERAL DA PARAÍBA
CENTRO DE INFORMÁTICA
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM INFORMÁTICA



Ata da Sessão Pública de Defesa de Dissertação de Mestrado de Carlos Magno de Oliveira Araujo, candidato ao título de Mestre em Informática na Área de Sistemas de Computação, realizada em 30 de julho de 2018.

1 Aos trinta dias do mês de julho, do ano de dois mil e dezoito, às duas horas e trinta minutos,
2 no Centro de Informática da Universidade Federal da Paraíba, em Mangabeira, reuniram-se
3 os membros da Banca Examinadora constituída para julgar o Trabalho Final do Sr. Carlos
4 Magno de Oliveira Araujo, vinculado a esta Universidade sob a matrícula nº 2016100010,
5 candidato ao grau de Mestre em Informática, na área de "Sistemas de Computação", na linha
6 de pesquisa "Computação Distribuída", do Programa de Pós-Graduação em Informática, da
7 Universidade Federal da Paraíba. A comissão examinadora foi composta pelos professores:
8 Iguatemi Eduardo da Fonseca (PPGI-UFPB), Orientador e Presidente da Banca, Anand
9 Subramanian (PPGI-UFPB), Examinador Interno, Lucídio dos Anjos Formiga Cabral (PPGI-
10 UFPB), Examinador Interno, Raul Camelo de Andrade Almeida Júnior (UFPE), Examinador
11 Externo à Instituição. Dando início aos trabalhos, o Presidente da Banca, cumprimentou os
12 presentes, comunicou aos mesmos a finalidade da reunião e passou a palavra ao candidato
13 para que o mesmo fizesse a exposição oral do trabalho de dissertação intitulado "Um modelo
14 de otimização para o problema de alocação de rota e espectro em redes ópticas elásticas".
15 Concluída a exposição, o candidato foi arguido pela Banca Examinadora que emitiu o
16 seguinte parecer: "**aprovado**". Do ocorrido, eu, Clauriton de Albuquerque Siebra,
17 Coordenador do Programa de Pós-Graduação em Informática, lavrei a presente ata que vai
18 assinada por mim e pelos membros da banca examinadora. João Pessoa, 30 de julho de
19 2018.

Prof. Dr. Clauriton de Albuquerque Siebra

Prof. Dr. Iguatemi Eduardo da Fonseca
Orientador (PPGI-UFPB)

Prof. Dr. Anand Subramanian
Examinador Interno (PPGI-UFPB)

Prof. Dr. Lucídio dos Anjos Formiga Cabral
Examinador Interno (PPGI-UFPB)

Prof. Dr. Raul Camelo de Andrade Almeida Júnior
Examinador Externo à Instituição (UFPE)

Resumo

As redes ópticas elásticas surgiram como uma alternativa às tradicionais redes ópticas WDM, em que o espectro óptico é organizado em comprimentos de onda estáticos. Tecnologias recentes permitiram uma nova maneira de usar o espectro óptico, dividindo-o em faixas subportadoras de baixa taxa de transmissão que admitem sobreposição por ortogonalidade (OFDM). Essa nova abordagem levou à necessidade de algoritmos capazes de lidar com a flexibilidade das redes ópticas elásticas. O problema RSA, provado ser NP-difícil, visa a utilização eficiente do espectro óptico no atendimento de demandas de tráfego nesse tipo de rede. Este trabalho propõe um novo modelo de programação linear inteira baseada em fluxos com múltiplas comodidades e um algoritmo heurístico para uma versão do problema RSA. Resultados mostram que ambas as abordagens apresentaram bom desempenho quando comparadas a principal abordagem na literatura para o problema tratado.

Palavras-chave: Redes Ópticas Elásticas, Problema RSA, Programação Linear Inteira.

Abstract

Elastic optical networks appeared as an alternative to traditional WDM optical networks, where the optical spectrum is organized in static wavelengths. Recent technologies allowed for a new way of using the optical spectrum, dividing it in low traffic rate subcarrier bands that admit orthogonality overlap (OFDM). This new approach motivated the need of developing novel algorithms that should be designed to cope with the flexibility of elastic optical networks. The RSA problem, which is NP-hard, aims at efficiently using the optical spectrum while meeting the traffic demands in this type of networks. This work proposes a new multi-commodity flow-based integer linear programming model for a version of the RSA problem. Computational experiments show that both approaches presented good performance when compared to the main proposed approach on the literature for the addressed problem.

Keywords: Elastic Optical Networks, RSA Problem, Integer Linear Programming.

Sumário

Lista de Abreviaturas

Lista de Figuras

Lista de Tabelas

List of Algorithms **11**

1 INTRODUÇÃO **12**

1.1 Definição do Tema 12

1.2 Justificativa 13

1.3 Objetivos 14

1.3.1 Objetivo geral 14

1.3.2 Objetivos específicos 14

1.4 Estrutura do trabalho 15

2 FUNDAMENTAÇÃO TEÓRICA **16**

2.1 Redes Ópticas 16

2.1.1 Multiplexação por comprimento de onda 18

2.1.2 Arquitetura SLICE 19

2.2 O problema RSA 21

3 REVISÃO DA LITERATURA **24**

3.1 Trabalhos Relacionados 24

3.2	Modelo LP-CA	33
4	MÉTODOS PROPOSTOS	36
4.1	Modelo Proposto	36
4.2	Abordagem Heurística Baseada na Formulação LP-CA	38
5	RESULTADOS	42
5.1	Resultados para a Formulação Proposta	42
5.2	Resultados para a Abordagem Heurística	46
6	Considerações Finais	50
	Referências	52

Lista de Abreviaturas

AFA-CA	:	Adaptive Frequency Assignment – Collision Avoidance
BLSA	:	Balanced Load Spectrum Allocation
BP	:	Branch-and-Price
BSR	:	Best among the Shortest Routes
BVWXC	:	Bandwidth-variable Wavelength Cross-connect
C-RSA	:	Capacited RSA
DA-RSA	:	Distance-adaptative RSA
DPP	:	Dedicated Path Protection
EON	:	Elastic Optical Networks
FDM	:	Frequency-division Multiplexing
ILP	:	Integer Linear Programming
IoT	:	Internet of Things
IP	:	Internet Protocol
LED	:	Light Emitting Diode
LB	:	Lower Bound
LP-CA	:	Link-path Channel Assignment
LPF-RSA	:	Longest Path First RSA
MCCFF	:	Multi-commodity Flow Formulation
MLA-RSA	:	Minimal Link Assignment
MSI-RSA	:	Minimal Subcarrier Index RSA
MSF-RSA	:	Most Subcarrier First RSA
NL-CA	:	Node-link Channel Assignment
OFDM	:	Orthogonal Frequency Division Multiplexing
QAM	:	Quadrature Amplitude Modulation
QoT	:	Quality of Transmission
QPSK	:	Quadrature Phase-shift Keying
RMLSA	:	Routing, Modulation Level, and Spectrum Allocation
ROADM	:	Reconfigurable Optical Add-drop Multiplexers
RSA	:	Routing and Spectrum Assignment
RSA-JAU	:	RSA with Anycast and Unicast
SDM	:	Space-division Multiplexing
SLICE	:	Spectrum-sliced Elastic Optical Path
SPSR	:	Shortest Path with Maximum Spectrum Reuse
SWBG	:	Spectrum-window-Based Greedy
TDM	:	Time-division Multiplexing
UB	:	Upper Bound
VBT	:	Variable Bandwidth Transponder
WDM	:	Wavelength-division Multiplexing

Lista de Figuras

1.1	Ortogonalização dos sinais.	14
2.1	Arquitetura de rede óptica moderna. Adaptado de Winzer (2015).	17
2.2	Diagrama de funcionamento de uma multiplexação por divisão de frequência. Adaptado de White (2008).	18
2.3	Alocação do espectro: a) Rede óptica convencional; b) SLICE. Adaptado de Jinno et al. (2009a).	20
2.4	Modelo de rede SLICE. Adaptado de Jinno et al. (2009a).	21
2.5	Versão capacitada do problema RSA.	22
3.1	Conjunto de canais.	33
3.2	Rede de exemplo de perda da solução ótima.	34
4.1	Formação de ciclo de fluxo nulo.	38
4.2	Novos pesos produzidos pelo algoritmo BSR.	40
5.1	Número de instâncias que atingiram a meta de valor de 1% para cada valor de k	47
5.2	Gap médio para cada valor de k	48
5.3	Porcentagem de instâncias em que o valor de Gap desejado de 1% foi atingido de acordo com o valor de k	48

Lista de Tabelas

3.1	Trabalhos relacionados classificados de acordo com o método de otimização.	30
3.2	Trabalhos relacionados classificados de acordo com a abordagem do modelo ILP.	31
3.3	Trabalhos relacionados classificados de acordo com o objetivo do problema.	32
3.4	Tabela de demandas.	35
4.1	Novas rotas geradas com o auxílio do algoritmo BSR.	41
5.1	Topologia reais.	43
5.2	Topologias aleatórias de maior densidade.	43
5.3	Resultados para as topologias reais.	45
5.4	Resultados para as topologias densas.	45
5.5	Resultados obtidos pelas diferentes estratégias de seleção de k .	49
5.6	Resultados obtidos pelas abordagens heurísticas ($k = 6$) no segundo conjunto de instâncias.	49

List of Algorithms

1	BSR modificado.	41
---	-------------------------	----

Capítulo 1

INTRODUÇÃO

1.1 Definição do Tema

Em redes ópticas, informações são transmitidas através da codificação do sinal óptico propagado ao longo das fibras graças ao confinamento da luz por refração. Os meios de transmissão ópticos trabalham em faixas de altas frequências (espectro óptico) capazes de transmitir quantidades massivas de sinais. Redes modernas permitem o compartilhamento dos meios físicos de transmissão entre múltiplas conexões independentes por meio da multiplexação de sinais. Existem diferentes abordagens de multiplexação disponíveis, sendo algumas mais comumente usadas, como a multiplexação por divisão de frequência (AGRAWAL, 2002).

Em redes ópticas elásticas, sinais ópticos podem ser dinamicamente modulados dentro de diferentes larguras de banda (JINNO et al., 2009a), em outras palavras, a disposição do espectro ocorre de maneira não estática.

De acordo com Talebi et al. (2014), no contexto de redes de comunicação, os problemas de otimização estão relacionados à melhoria do uso dos recursos disponíveis, do aumento da capacidade de atendimento ou da redução do custo da rede, dadas suas restrições operacionais. No geral, os algoritmos e problemas de otimização de atendimento de demandas em redes podem ser divididos em dois grandes conjuntos: dinâmicos e estáticos (*offline*). Essa separação dá-se em relação ao modo como as demandas de conexão são apresentadas. Nos problemas estáticos, todas as demandas a serem atendidas são fornecidas como uma única entrada, ao passo que, nos problemas dinâmicos, as demandas são fornecidas sequencialmente em tempo de execução. Essencialmente, atender uma demanda de conexão implica na alocação de rota e recursos de transmissão pelos quais

dados são transferidos de uma origem a um destino. Restrições extras, como rotas backup individuais ou compartilhadas, podem ser adicionadas ao problema.

O presente trabalho trata de uma versão do problema estático de alocação de rota e espectro em redes ópticas elásticas, propondo um novo modelo de programação linear inteira e uma abordagem heurística para a resolução de instâncias.

1.2 Justificativa

Dada a crescente demanda de tráfego de dados na malha mundial de comunicação, as redes ópticas podem ser consideradas um dos pilares da era digital, pois apresenta capacidade para suportar a constante demanda por altas taxas de transmissão. De acordo com VNI (2016), a previsão anual do tráfego IP global para os anos entre 2017 e 2020 será de 1,1 ZB a 2,3 ZB seguindo um crescimento constante ao longo desses anos. Adicionalmente, o comportamento do tráfego vem sendo alterado e diversificado rapidamente graças aos novos paradigmas de inclusão de dispositivos *mobile* e a recente IoT (*Internet of Things*) (ATZORI et al., 2010), tornando a gestão do tráfego muito mais complexa.

As tradicionais tecnologias WDM (*Wavelength-division Modulation*) em redes ópticas apresentam grande capacidade de transmissão (MUKHERJEE, 2006), chegando a comportar faixas de 100 GHz por canal, o que justifica seu amplo uso. Apesar da alta taxa de transmissão oferecida, as tecnologias WDM ainda apresentam um ponto fraco relevante. As faixas de alocação do espectro nas redes WDM são pré-definidas e estáticas, podendo produzir ineficiência no uso do espectro. Mesmo que uma conexão não possua tráfego suficiente para usar toda a capacidade de transmissão de um canal, seu espectro é alocado integralmente para supri-la. Essa maneira de alocação causa desperdício da capacidade de transmissão e energia (VIZCAÍNO et al., 2011).

Para lidar com a heterogeneidade de taxas de transmissão, faz-se necessário o emprego de tecnologias provedoras de escalabilidade e flexibilidade de alocação. A arquitetura SLICE (*Spectrum-sliced Elastic Optical Path*), proposta em Jinno et al. (2008), divide o espectro em pequenas faixas de transmissão (*slots* de frequência) que podem ser agregadas através da tecnologia de multiplexação OFDM (*Orthogonal Frequency-division Multiplexing*) para gerar canais com variadas taxas de transmissão e prover granularidade (passo de variação das larguras de banda alocáveis) fina e elasticidade à rede.

A tecnologia OFDM, recém-introduzida ao contexto óptico (YANG et al., 2008), permite a alocação justa (dispensa o uso de banda de guarda) de subportadoras adjacentes.

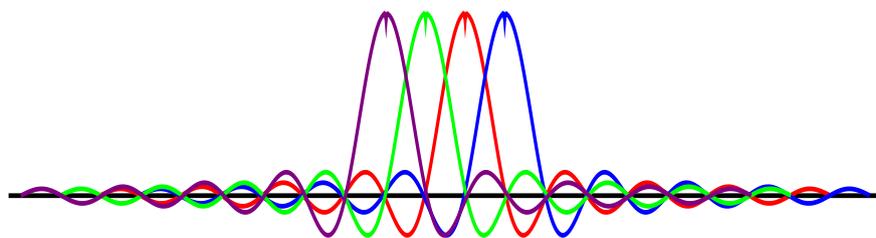


Figura 1.1: Ortogonalização dos sinais.

Isso é possível devido a ortogonalização dos sinais, que passam a não se interferir pela anulação dos sinais concorrentes, como ilustrado na Figura 1.1. Esta técnica provê aumento da eficiência de transmissão do espectro.

Testes mostraram que as redes elásticas (EON – *Elastic Optical Network*) implementadas com tecnologia OFDM são mais eficientes na alocação do espectro óptico em comparação com redes WDM (CHRISTODOULOPOULOS et al., 2010b).

Dada a possibilidade de alocação elástica do espectro óptico, em Jinno et al. (2009a) ressaltou-se a necessidade de algoritmos em nível de rede para alocação de rota e espectro flexível não-uniforme, fazendo com que o problema RSA (*Routing and Spectrum Assignment*) fosse introduzido no contexto de redes ópticas elásticas (CHRISTODOULOPOULOS et al., 2010b).

Para a variação do problema RSA abordada neste trabalho, a literatura (VELASCO et al., 2012) apresenta abordagens exatas dependentes de rotas pré-calculadas, o que pode não garantir otimalidade em casos específicos.

1.3 Objetivos

1.3.1 Objetivo geral

A corrente pesquisa visa oferecer um modelo de programação linear inteira para resolução de instâncias da versão *capacitated* do problema RSA.

1.3.2 Objetivos específicos

- Elaborar modelo de programação linear inteira baseado no conceito de conservação de fluxo e atendimento de multi-comódites que dispensa o pré-cálculo cálculo de rotas,
- Comparar o modelo proposto com os modelos existentes na literatura sob o aspecto

de dependência de parâmetro e eventual não garantia de otimalidade.

- Mostrar a limitação prática dos modelos da literatura em condições específicas.
- Propor estratégia heurística baseada no uso de um modelo da literatura.

1.4 Estrutura do trabalho

O trabalho se encontra organizado da seguinte maneira. O Capítulo 2 esclarece os fundamentos e conceitos teóricos necessários para a melhor compreensão do trabalho, situando-o no seu escopo de conhecimento. A seguir, no Capítulo 3, são analisados trabalhos da literatura relacionados à esfera dos problemas de alocação de rota e espectro em redes ópticas. O modelo de programação linear inteira e a abordagem heurística proposta são apresentados e analisados no Capítulo 4. O Capítulo seguinte, 5, apresenta o resultados obtidos para os testes de desempenho executados para as abordagens propostas. Por último, no Capítulo 6, são apresentadas as considerações finais acerca do trabalho desenvolvido, incluindo propostas de trabalhos futuros.

Capítulo 2

FUNDAMENTAÇÃO TEÓRICA

2.1 Redes Ópticas

O surgimento da tecnologia do laser, concebida por Theodore Maiman em 1960 e precedida pelos estudos de Charles Townes no campo da emissão estimulada, possuía aplicação chave aguardada na comunicação óptica que, devido às altas frequências das ondas emitidas no meio óptico, trazia a perspectiva de grandes taxas de transmissão. O laser é, para as comunicações ópticas, equivalente ao oscilador em comunicações via ondas de rádio. Estudos mostraram que feixes podiam ser modulados em intensidade para portar sinais e percorrer ar limpo por grandes distâncias. Entretanto, o uso prático de transmissão de sinal óptico em ar aberto mostrou-se limitado a curtas distâncias em decorrência das intempéries causadoras de atenuação presentes no ambiente aberto (DECUSATIS, 2011).

Ainda de acordo com DeCusatis (2011), a chegada da indústria de telecomunicações ao limite da capacidade da tecnologia disponível aumentou a necessidade por meios de elevadas taxas de transmissão em longas distâncias. Empregado inicialmente para transmissão de imagens em aplicações médicas, o conceito de fibras ópticas foi aprimorado através do revestimento com material de baixo índice de refração e diminuição da contaminação por impurezas no processo de fabricação. O desenvolvimento dos lasers de diodos semicondutores, em 1962, sugiram como uma excelente fonte de sinal óptico devido ao tamanho reduzido e a melhoria do processo de produção das fibras permitiram, em 1970, que a atenuação do sinal fosse menor do que 20 dB/km.

A evolução das capacidades de transmissão das redes ópticas deve-se ao aprimoramento tecnológico de componentes e técnicas de tratamento e paralelização do sinal óptico.

Redes ópticas modernas apresentam arquiteturas escaláveis e moduláveis com divisão bem definida das etapas de processamento de sinais, como é ilustrado na Figura 2.1. Interfaces de clientes comunicam-se com roteadores e com o sistema óptico de transporte por meio das interfaces ópticas. As interfaces ópticas convertem reciprocamente sinais elétricos em sinais ópticos, modulando-os no espectro óptico. Os sistemas de transmissão ópticos consistem essencialmente de fibras ópticas, amplificadores e filtros ópticos com o intuito de transportar o sinal óptico por longas distâncias. Os ROADMs (*Reconfigurable Optical Add-drop Multiplexers*) são multiplexadores remotamente configuráveis capazes de modificar dinamicamente suas regras de inserção e encaminhamento de sinais ópticos nos enlaces adjacentes, podendo ser considerados uma tecnologia chave para a popularização das redes ópticas como redes de transporte em topologias *mesh* (WINZER, 2015).

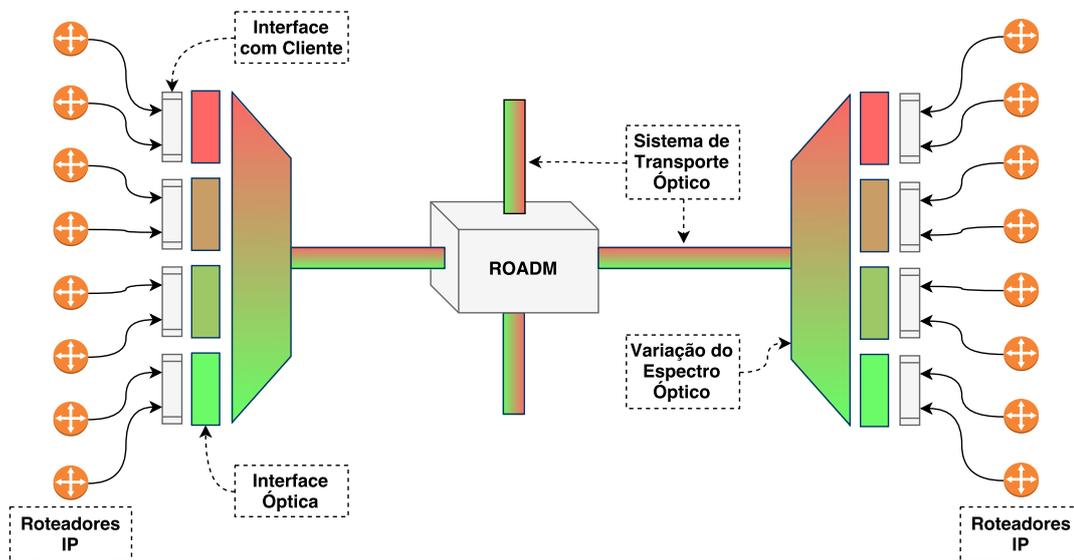


Figura 2.1: Arquitetura de rede óptica moderna. Adaptado de Winzer (2015).

Ainda segundo Winzer (2015), assim como ocorre em outros domínios de telecomunicações, em redes ópticas, a paralelização do sinal é fundamental para o aumento da capacidade de transmissão das linhas de transporte e interfaces. As técnicas de paralelização do sinal óptico permitiram o acompanhamento da crescente demanda de tráfego e do desenvolvimento tecnológico das interfaces Ethernet.

De acordo com Bates e Gregory (2007), a interpretação do sinal óptico é realizada por técnicas que relacionam variações físicas do sinal, como fase, amplitude e frequência, com símbolos (conjuntos de bits). Como exemplo, as técnicas de modulação QPSK (*Quadrature Phase-shift keying*) e variações da QAM (*Quadrature Amplitude Modulation*), como QAM16 (4 bits, 16 símbolos) e QAM64 (6 bits, 64 símbolos). A paralelização

física, ou multiplexação, do sinal ocorre pelo compartilhamento do mesmo meio físico de transmissão graças à divisão ou super aproveitamento de recursos de transmissão. Pode-se destacar pelo amplo uso as técnicas de multiplexação TDM (*Time-division multiplexing*), SDM (*Space-division multiplexing*), FDM (*Frequency-division multiplexing*) e OFDM (*Orthogonal Frequency-division Multiplexing*).

2.1.1 Multiplexação por comprimento de onda

Conforme White (2008), a multiplexação por comprimento de onda é essencialmente uma técnica de multiplexação por divisão de frequência dentro do contexto de comunicações ópticas. A multiplexação por divisão da frequência é uma das mais antigas, e relativamente simples, técnicas de multiplexação. Consiste na atribuição de intervalos de frequência não sobrepostas para cada cliente do meio de transmissão. Cada intervalo de frequências é chamado de canal e é usado para transmitir o sinal do cliente. Como ilustrado na Figura 2.2, os múltiplos sinais a serem transmitidos são combinados no multiplexador, transportados por um meio de transmissão compartilhado e separados e encaminhados no demultiplexador.

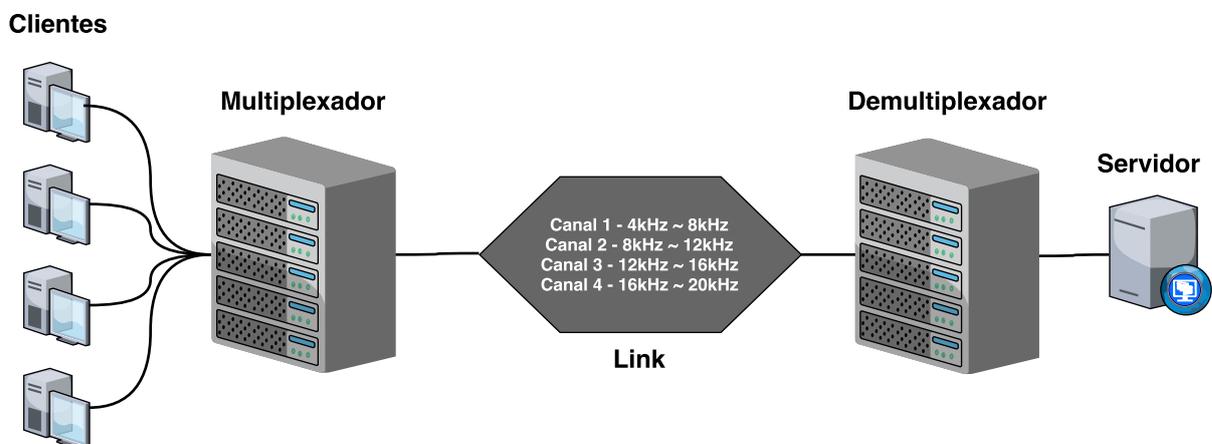


Figura 2.2: Diagrama de funcionamento de uma multiplexação por divisão de frequência. Adaptado de White (2008).

Segundo Agrawal (2002), o conceito de WDM corresponde em modular independentes fluxos elétricos de bits em múltiplas portadoras ópticas de diferentes comprimentos de onda e transmiti-las em uma mesma fibra óptica. Lasers geram múltiplas bandas base de comprimentos de onda, ou cores, separadas por intervalos de frequências que definem a taxa de transmissão de cada canal (WHITE, 2008).

Em redes WDM, a alocação das demandas de tráfego é realizada em canais de tamanhos fixos, ou seja, o intervalo de frequências dos canais é pré-definido e estático. Canais

adjacentes são separados no espectro por bandas de guarda, intervalos do espectro que mantêm-se não utilizados, para assegurar a qualidade dos sinais e facilitar a filtragem óptica nos receptores (RAMASWAMI et al., 2009).

Como destacado em Wang et al. (2012a), a alocação fixa do espectro traz algumas desvantagens para as redes WDM. Mesmo quando uma demanda de tráfego exige banda menor do que a da capacidade de um canal, um comprimento de onda inteiro é alocado para atendê-la. No caso de requisições de múltiplos canais, intervalos de espectro entre os canais alocados adjacente são sempre destinados às bandas de guarda. Esse tratamento de alocação causa ineficiência no uso do espectro.

2.1.2 Arquitetura SLICE

A arquitetura SLICE foi proposta e apresentada em Jinno et al. (2008) como uma nova abordagem de alocação do espectro em redes ópticas de transporte. O objetivo da arquitetura SLICE é prover eficiência no uso do espectro para serviços de transporte de 100 Gb/s, e superiores, através da flexibilização da granularidade.

O conceito da arquitetura SLICE é alocar adaptativamente uma largura de banda óptica de tamanho apropriado para uma rota ponta-a-ponta fornecida. Este tratamento de alocação contrasta com os tradicionais métodos de alocação fixa de espectro, a exemplo das redes WDM. Na arquitetura SLICE, a largura de banda necessária para atender uma demanda é traçada (“fatiada”, do inglês *slice*) no espectro disponível ao longo da rota escolhida para ser alocada e compor o *lightpath* da demanda. Ao contrário da alocação estática, numa rede SLICE, o intervalo de espectro destinado a uma demanda pode contrair-se ou expandir-se de acordo com requisições de usuário e volume de tráfego (JINNO et al., 2009b).

Tal qual ilustrado na Figura 2.3, a arquitetura SLICE oferece características únicas no domínio óptico, como segmentação e agregação do espectro, acomodação eficiente de múltiplas taxas de transmissão, bem como variação elástica do recurso alocado.

Como ressaltado em Jinno et al. (2009a), a segmentação, ou alocação de sub comprimento de onda, permite que frações ajustadas do espectro sejam alocadas. A agregação de canais é uma tecnologia de encaminhamento de pacotes padronizada em IEEE 802.3. Em redes convencionais, múltiplas portas físicas são combinadas para fornecer maior taxa de transmissão. Ainda de acordo com Jinno et al. (2009a), de forma similar, a arquitetura SLICE permite a agregação, ou alocação de super comprimento de onda, de forma

contínua no domínio do espectro óptico, garantindo eficiência no uso dos recursos de alocação. Essas características fornecem à arquitetura SLICE eficiência na acomodação de diferentes taxas de transmissão. Como pode-se observar ainda na Figura 2.3, a arquitetura SLICE aloca recursos do espectro sob a forma de *slots* de frequência. Estes *slots* correspondem a intervalos do espectro de baixa taxa de transmissão que podem ser, quando justapostos, alocadas sem banda de guarda. Isto é possível, na arquitetura SLICE, devido a técnica OFDM que ortogonaliza as frequências das subportadoras para torná-las não interferentes.

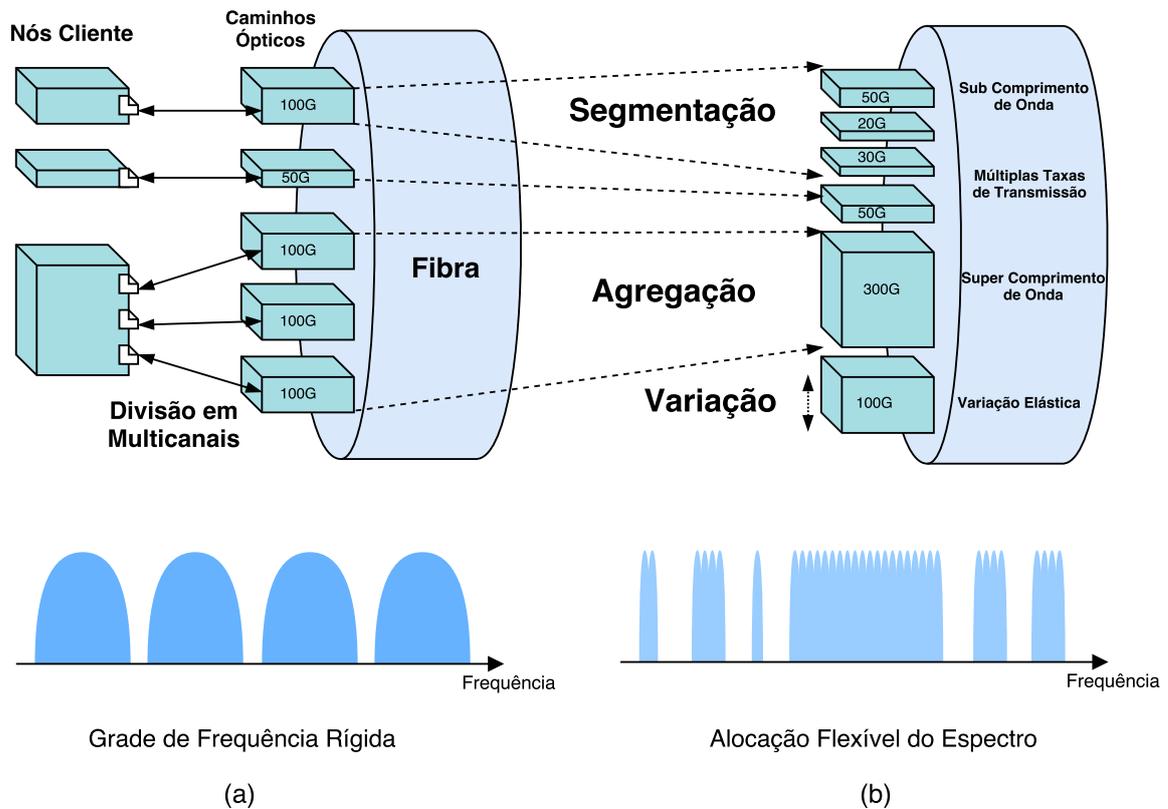


Figura 2.3: Alocação do espectro: a) Rede óptica convencional; b) SLICE. Adaptado de Jinno et al. (2009a).

Como apresentada na Figura 2.4, a rede SLICE consiste, em sua borda, de *transponders* de largura de banda variável (VBT – *Variable Bandwidth Transponders*) e, em seu núcleo, de conexões cruzadas de comprimento de onda de largura de banda variável (BVWXC – *Bandwidth-variable Wavelength Cross-connect*). A fim de obter eficiência na utilização do espectro, o VBT gera um sinal óptico usando apenas o intervalo de espectro necessário para atender a largura de banda solicitada, minimizando a separação entre alocações adjacentes. Ao mesmo tempo, cada BVWXC ao longo da rota estabelece regras de encaminhamento de sinais correspondentes com dedicação de largura de banda ajustada, criando um *lightpath* através da rede. A elasticidade da rede é garan-

tida alterando-se as configurações dos BVWXC e VBT sempre que houver aumento ou diminuição do volume de tráfego requisitado (JINNO et al., 2009a).

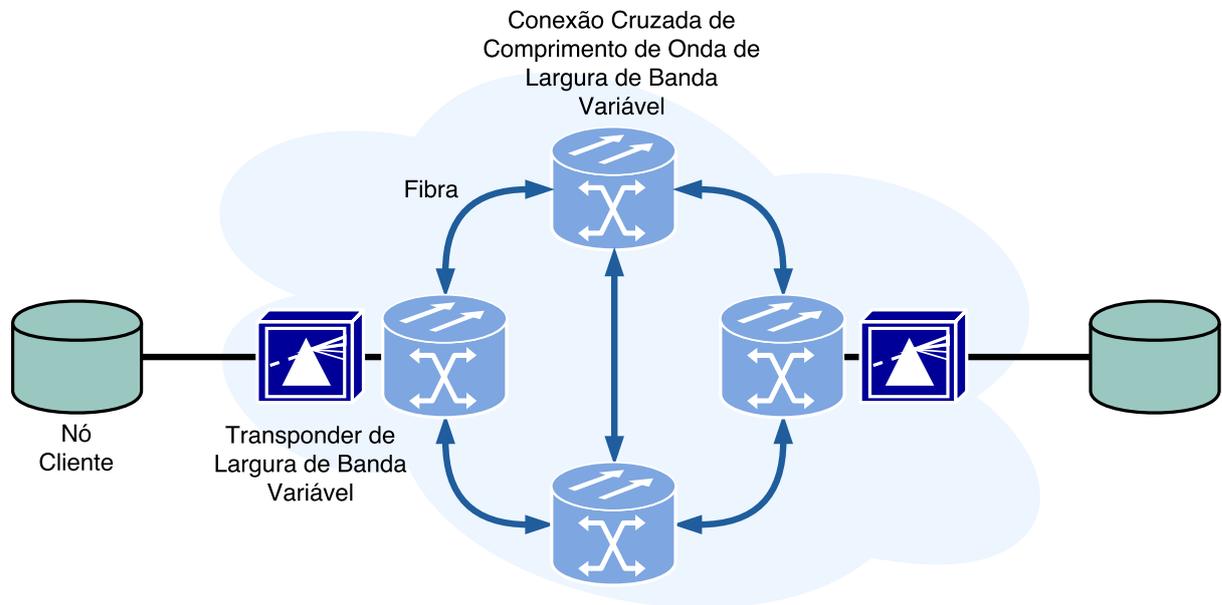


Figura 2.4: Modelo de rede SLICE. Adaptado de Jinno et al. (2009a).

2.2 O problema RSA

Segundo Talebi et al. (2014), o problema RSA visa a alocação proveitosa do espectro dada uma rede óptica elástica e um tráfego a ser atendido. Para cada demanda de tráfego a ser atendida, o algoritmo RSA deve tentar atribuir uma rota e uma configuração de espectro, ou seja, uma modulação definida por um conjunto de *slots* para a alocação do sinal óptico. Podemos encontrar na literatura versões para o problema RSA com relação aos tipos de entrada e objetivos. Os tipos de entrada referem-se às versões dinâmicas, quando o tráfego a ser atendido é conhecido sequencialmente em tempo de execução, e estática, ou *offline*, em que o tráfego é pré-definido numa matriz de demandas. Na Subseção 3.1 são discutidos os diferentes objetivos e métricas de avaliação achados na literatura para o problema RSA.

A versão *offline* do problema RSA abordada neste trabalho, identificada na literatura como *capacitated RSA*, foi definida em Velasco et al. (2012) e tem como dados de entrada os parâmetros a seguir.

- Uma rede óptica representada por um grafo $G(V, E)$, sendo V o conjunto de nós ópticos v e E o conjunto de enlaces e de fibra conectando dois nós $\{v_s, v_t\} \in V$.
- Um conjunto ordenado S de *slots* de frequência em cada enlace e em E ; $S = \{s_1, s_2, \dots, s_{|S|}\}$.
- Uma banda de guarda B (número de *slots*) necessária entre duas alocações de espectro contíguas.
- Um conjunto D de demandas a serem transportadas. Cada demanda d é representada por uma tupla (s_d, t_d, b_d, n_d) , em que s_d e t_d são os nós de origem e destino, respectivamente, b_d é a banda requerida, e n_d é o número de *slots* requeridos.

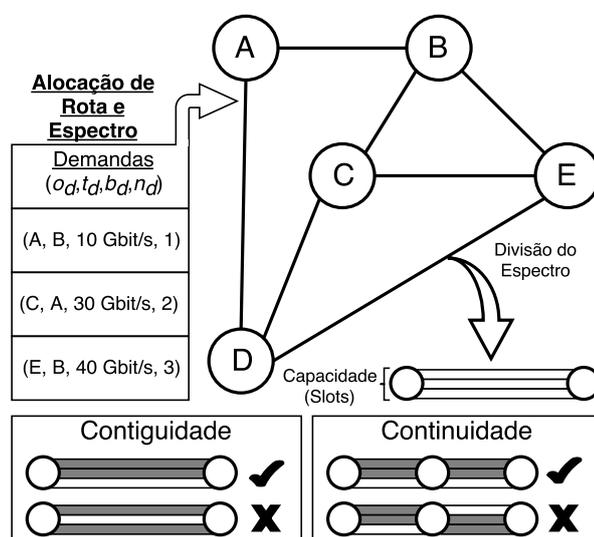


Figura 2.5: Versão capacitada do problema RSA.

Cada nó $v \in V$ pode ser considerado um sistema integrado entre um BVWXC e um VBT, ilustrados na Figura 2.4. O BVWXC é responsável pelo processo de *add/drop* e encaminhamento dos sinais ópticos. O VBT recebe e gera os sinais ópticos. Dessa forma, cada nó da rede pode ser simultaneamente um nó de encaminhamento, de origem ou de destino dos sinais ópticos alocados, de acordo com as requisições demandadas. Cada subportadora é mapeada para um índice s , sendo assim $|S|$ corresponde à capacidade do enlace. Neste trabalho, considerou-se que cada enlace $e \in E$ possui a mesma capacidade $|S|$ e que se $e_1 = \{v_a, v_b\}$ e $e_2 = \{v_b, v_a\}$, então $e_1 \neq e_2$, tomando $\{v_a, v_b\} \in V$.

Como definido em Velasco et al. (2012), essa variação do problema RSA tem como objetivo alocar a maior quantidade de tráfego possível levando em consideração as restrições de contiguidade e continuidade, como mostrado na Figura 2.5. Dessa forma, não

há garantia de que todas as demandas podem ser alocadas, podendo haver, assim, bloqueio de demandas. A restrição de contiguidade determina que os *slots* alocados para uma demanda devem ser adjacentes. A restrição de continuidade obriga que o conjunto de *slots* definido para alocar uma demanda deve ser o mesmo em todos os enlaces ao longo da rota escolhida.

As restrições aplicadas ao problema *capacitated* RSA lhe fornecem complexidade considerável. De fato, este problema é \mathcal{NP} -hard, como demonstrado a seguir.

Proposição 1. *O problema *capacitated* RSA é \mathcal{NP} -hard.*

Demonstração. O problema abordado pode ser reduzido a partir do, bem conhecido, problema da mochila 0-1 KP (*0-1 Knapsack Problem*), o qual é sabidamente \mathcal{NP} -hard (GAREY; JOHNSON, 1979). No 0-1 KP, um conjunto I de itens é fornecido. Cada item $i \in I$ possui um valor v_i e um peso w_i . Seja u_i uma variável binária que assume 1 se o item $i \in I$ é escolhido. O objetivo do problema é maximizar a soma dos valores dos itens escolhidos, i.e., $\sum_{i \in I} v_i u_i$, de forma que a capacidade da mochila, denote W , não seja excedida, i.e., $\sum_{i \in I} w_i u_i \leq W$. Uma instância do problema 0-1 KP pode ser transformada em uma instância do problema *capacitated* RSA com uma rede composta por dois nós conectados por um único enlace. A transformação pode ser obtida da seguinte maneira. Cada item $i \in I$ pode ser considerado uma demanda $d \in D$ de um nó para outro, em que $b_d = v_i$, $n_d = w_i$, $|S| = W$ e $B = 0$. Note que maximizar a soma das demandas escolhidas em termos de banda requisitada (i.e, maximizar o tráfego alocado), respeitando a capacidade do enlace, implica em maximizar a soma dos valores dos itens escolhidos, respeitando a capacidade da mochila. \square

Capítulo 3

REVISÃO DA LITERATURA

3.1 Trabalhos Relacionados

Diferentes abordagens do problema RSA podem ser encontradas na literatura. Em Jinno et al. (2010), foi proposta uma melhoria na arquitetura SLICE (discutida em 2.1.2), que considera a adição de um algoritmo RSA em que a estratégia de escolha de alocação de espectro é adaptativa baseada na quantidade de saltos necessários ao longo da rota escolhida. Configurações de modulação mais robustas foram utilizadas em rotas com maiores números de saltos e modulações mais eficientes, como 64 QAM, para rotas mais curtas com o objetivo de alocar, sem bloqueio, um conjunto de demandas usando a menor quantidade de espectro.

No trabalho Christodoulopoulos et al. (2010a) é proposto um modelo ILP para a versão *offline* do problema que visa minimizar o maior índice das subportadoras usadas na alocação da matriz de demanda, sem bloqueio. Esta versão do problema RSA em redes ópticas elástica corresponde à versão original do problema e no presente trabalho será referida como MSI-RSA (*Minimal Subcarrier Index* RSA). Ainda no trabalho Christodoulopoulos et al. (2010a), uma comparação de desempenho entre a alocação elástica baseada em OFDM e a tradicional rede WDM é feita e para demonstrar a melhor performance da arquitetura elástica em termos de uso do espectro.

Em Christodoulopoulos et al. (2010b) os autores propõem um modelo ILP (*Integer Linear Programming*) para o problema RSA de alocação conjunta, que faz uso do pré-cálculo de rotas, e uma formulação ILP para escolha de rota que é usada em conjunto com um modelo de alocação de espectro compondo um algoritmo de etapas independentes (R+SA). Também é proposta uma estratégia heurística de ordenação de atendimento de demandas para um algoritmo RSA *First Fit*. As demandas são ordenadas decrescente-

mente de acordo com a quantidade de subportadoras requeridas ou tamanho da menor rota pré-calculada. Cada política de ordenação foi analisada independentemente.

O problema RMLSA (*Routing, Modulation Level, and Spectrum Allocation*) é uma extensão do problema RSA que leva em consideração a escolha do tipo de modulação (BPSK, QPSK, 8QAM) do sinal óptico. As diferentes modulações apresentam diferentes relações de compromisso entre taxa de transmissão, consumo de banda e QoT (*Quality of Transmission*). Esse problema foi formalmente definido em Christodoulopoulos et al. (2011) e parte do pressuposto de que modulações com mais bits por símbolo são mais suscetíveis à geração de erros causados por ruídos ou atenuações no sinal. Nesse trabalho, os autores apresentam estratégias semelhantes ao trabalho Christodoulopoulos et al. (2010b), propondo dois modelos (RMLSA e RML+SA) e uma estratégia heurística baseada em atendimento sequencial, com demandas de entrada ordenadas por tamanho de requisição e rota. No modelo RML+SA a alocação é feita em duas etapas, primeiro são escolhidas a rota e a modulação, e em seguida são escolhidos os *slots*.

A heurística AFA-CA (*Adaptive Frequency Assignment – Collision Avoidance*) baseada no cálculo do congestionamento de enlaces e um modelo ILP são propostos para a variação MSI-RSA do problema RSA em Klinkowski e Walkowiak (2011). Nesse trabalho, a heurística desenvolvida, assim como o modelo elaborado, faz uso de rotas pré-calculadas e processa a alocação da matriz de demandas sequencialmente, de forma decrescentemente ordenadas e agrupadas de acordo com os tamanhos de requisição. Demandas com o mesmo tamanho de requisição são ordenadas de forma crescente em relação ao menor índice do último *slot* no qual no qual pode ser alocada. Em caso de empate, a demanda que apresenta as rotas sobre os enlaces menos concorridos, ou seja, as rotas com menor probabilidade de congestionamento, é escolhida.

Um modelo ILP baseado em conservação de fluxo foi elaborado em Wang et al. (2011), Wang et al. (2012a) e Wang et al. (2012b) para a variação MSI-RSA do problema RSA, cujo o objetivo é minimizar a extensão do espectro necessário para atender uma matriz de demandas. No modelo, este objetivo corresponde a minimizar o maior índice de *slot* alocado. No mesmo trabalho, os autores propõem as heurísticas SPSR (*Shortest Path with Maximum Spectrum Reuse*) e BLSA (*Balanced Load Spectrum Allocation*). A heurística SPSR aloca requisições de banda, dadas as menores rotas de cada demanda, priorizando o reuso, em fibras distintas, dos menores índices de subportadoras. O algoritmo BLSA obedece a mesma estratégia de alocação do algoritmo SPSR, porém realiza a escolha das rotas de cada demanda de forma balanceada, ou seja, distribuindo a carga entre os enlaces.

Duas versões do problema RSA foram apresentadas em Velasco et al. (2012). A primeira versão, apresentada aqui na Seção 2.2 e chamada de *capacitated* RSA (também referido como C-RSA no presente trabalho), tem como função objetivo a maximização da quantidade de banda alocada numa EON, podendo haver bloqueio, dada uma matriz de demandas. A outra versão do problema RSA apresentada nesse trabalho, objetiva a minimização da quantidade de enlaces necessários para atender toda uma matriz de demandas, dados os nós presentes na rede. Aqui, essa versão do problema RSA é referida como MLA-RSA (*Minimal Link Assignment* RSA). Anida em Velasco et al. (2012), foram apresentados quatro modelos ILP, duas adaptações da literatura e dois modelos utilizando o conceito proposto de canais. Os modelos SSA (*Starting Slot Assignment*) e SA (*Slots Assignment*) foram adaptados de Christodoulopoulos et al. (2011) e Wang et al. (2011), respectivamente, para o problema C-RSA. Os modelos LP-CA (*Link-path Channel Assignment*) e NL-CA (*Node-link CA*) foram propostos utilizando-se o conceito de canais, aqui discutido na Seção 3.2, para os problemas C-RSA e MLA-RSA, respectivamente.

Um modelo ILP com abordagem *node-link* (conservação de fluxo) foi mostrado em Cai et al. (2013) para a variação MSI-RSA. O modelo proposto foi comparado aos modelos apresentados em Wang et al. (2012b), Christodoulopoulos et al. (2011) e Velasco et al. (2012), fazendo-se as devidas adaptações neste último, e mostrou-se computacionalmente mais eficiente. Além do modelo, os autores propuseram uma heurística gulosa, SWBG (*Spectrum-window-Based Greedy*), baseada em janela de espectro e camadas para minimização do maior índice de subportadora usado. A heurística proposta atende sequencialmente as requisições, gerando para cada canal uma rede que reflete a sua disponibilidade nos enlaces. De posse dessa rede, verifica-se a disponibilidade de uma rota usando-se o algoritmo de Dijkstra (DIJKSTRA, 1959). Não havendo espectro disponível, *slots* de frequências são criados.

A fim de lidar com grandes instâncias, no trabalho Ruiz et al. (2013), é apresentado um método baseado em geração de colunas para um problema semelhante ao *capacitated* RSA. Para esse problema, cada demanda apresenta requisito mínimo e máximo de atendimento. Para ser atendida, uma demanda deve ter, ao menos, o mínimo de espectro solicitado atendido. Como objetivo, o problema visa minimizar a quantidade de espectro não alocado. O método proposto usa um algoritmo de geração de colunas aplicado sobre a relaxação do modelo para gerar um conjunto de *lightpaths* (rota e canal). O conjunto gerado de *lightpaths* é então usado para a resolução do modelo misto.

Em Christodoulopoulos et al. (2013) são apresentados algoritmos para o problema IA-

RSA (*Impairment-Aware RSA*). Essa versão do problema RSA objetiva atender o tráfego solicitado levando em consideração a minimização de custos da camada física. Para isto, um conjunto de BVTs é estabelecido baseado na relação existente entre custo e alcance. Mais especificamente, um BVT de custo c pode ser ajustado para transmitir r Gbit/s usando uma largura de banda de b slots, adotando uma banda de guarda de g slots para atingir l km de distância com QoT aceitável.

Dois modelos ILP e uma meta-heurística baseada em busca Tabu (GLOVER, 1989) foram propostos em Walkowiak et al. (2014) para o problema DPP-RSA (*Dedicated Path Protection RSA*) em que um *lightpath backup* deve ser alocado para cada demanda. Os modelos tratam das variações DC (*Different Channel*) e SC (*Same Channel*) do problema DPP-RSA. Ambos os modelos fazem uso de conjuntos de rotas pré-calculadas. Em Goścień et al. (2014) os mesmos autores propõem um modelo ILP e uma heurística para o problema DPP-RSA no contexto de redes *Anycast* e *Unicast*.

Para o problema DPP-RSA, os autores propõem, em Gravey et al. (2014), um modelo ILP que faz uso de rotas pré-calculadas e comparam diferentes estratégias de escolha de rotas backup.

Um algoritmo para geração de colunas e cortes (*Column and Cut Generation - CCG*) é proposto em Klinkowski et al. (2014) para o problema *capacitated RSA*. O algoritmo encontra inequações válidas, na relaxação linear, que tratam da sobreposição de *lightpaths*. As inequações são geradas pela identificação de cliques em grafos de conflitos representativos das relações lógicas entre variáveis binárias (ATAMTÜRK et al., 2000). As inequações adicionadas à formulação são iterativamente até que não seja mais possível identificar outras inequações. A nova formulação é então resolvida via *Branch-and-Bound*.

Os autores em Lezama et al. (2014) propõem um algoritmo DE (*Differential Evolution*) para o problema MSI-RSA e comparam as soluções obtidas com três estratégias de atendimento sequencial: *First-Fit* (FF) sem ordenação, ordenação *Most Subcarriers First* (MSF) e ordenação *Longest Path First* (LPF).

Outra abordagem baseada em algoritmo evolutivo é proposto em Przewoźniczek et al. (2015). Nesse trabalho os autores propõem o algoritmo evolutivo MuPPetS-EON (*Multi Population Pattern Searching Algorithm for Elastic Optical Networks*) para o problema RSA-JAU (RSA with Joint Anycast and Unicast). Esta versão do problema visa minimizar o maior índice de slots necessário, assim como o problema MSI-RSA, para atender um conjunto de demandas. Entretanto, o problema RSA-JAU leva em consideração a alocação de demandas *anycast*.

Em Li e Kim (2015), é proposto um modelo de programação linear inteira mista (MILP) para a variação RMLSA do problema RSA. O modelo proposto faz uso do conceito de conservação de fluxo. Resultados mostraram que, se comparado com a alocação fixa em modulação BPSK, o modelo proposto reduz significativamente o número de *slots* exigidos para a alocação da matriz de demandas.

No trabalho Klinkowski e Walkowiak (2015) e Klinkowski et al. (2015a), os autores propõem, para o problema MSI-RSA, uma modificação para o método *Branch-and-Price* (BP) proposto inicialmente em Klinkowski et al. (2015b). Uma das etapas da versão proposta do método BP refere-se a geração de soluções inteiras a fim de agilizar o processo *Branch-and-Bound* usado no BP por meio da poda de nós. Para a geração das soluções inteiras (*Upper Bounds*) os autores propuseram o uso de uma heurística *Simulated Annealing*.

Em Assis et al. (2016) é proposto um modelo para uma versão do problema RSA que visa a maximizar a capacidade remanescente da rede após atender toda matriz de requisição de demandas. O algoritmo atua sobre a ordem de atendimento das demandas.

O problema RSA, em Walkowiak et al. (2016), foi tratado sob o contexto de multiplexação espacial (SDM). Nesse trabalho foi proposto um modelo ILP para minimizar o somatório da quantidade de índices de *slots* usados nos recursos espaciais (múltiplas fibras ópticas, por exemplo).

Uma relação entre o problema DA-RSA (*Distance-adaptative RSA*) e um problema de escalonamento de tarefas multiprocessadas é mostrada em Talebi et al. (2016). Um modelo ILP e um algoritmo baseado em escalonamento de listas, LS (*List Scheduling*) são propostos.

No trabalho Goścień e Walkowiak (2017) é abordado o problema de localização de *data centers* e as questões de roteamento com *backup* e atribuição de espectro em redes óticas elásticas com fluxos *anycast* e *unicast*. São propostos um modelo ILP e uma heurística.

Os autores em Xuan et al. (2017) propõem um modelo bi-objetivo para minimizar o consumo de energia e o maior índice de *slots* alocado (MSI-RSA). Nesse trabalho é proposto ainda um algoritmo genético para o problema.

Um algoritmo genético é proposto em Hai (2017) para o problema MSI-RSA. O cromossomo de um indivíduo é composto por índices de demandas. A avaliação do indivíduo é dada atendendo-se as demandas na ordem disposta no cromossomo usando-se uma estratégia *first-fit*. Dentre os conjuntos de *slots* disponíveis ao longo das rotas, é escolhida

aquele com *slot* inicial de menor índice.

Para melhor assimilação, as Tabelas 3.1, 3.2 e 3.3 classificam os trabalhos relacionados de acordo com o tipo de abordagem proposta, abordagem empregada na formulação ILP e objetivo de otimização do problema tratado, respectivamente.

Em relação a abordagem proposta, os trabalhos foram classificados em duas categorias: método heurístico e método exato; Trabalhos com proposta de geração de coluna foram considerados pertencentes à ambas as categorias. Na maioria dos trabalhos examinados, o método exato é acompanhado de por uma proposta de método heurístico.

Em se tratando da classificação por tipo de abordagem empregada na formulação ILP, tem-se quatro categorias. As categorias são resultantes da combinação das abordagens para representação da unidade de alocação de espectro (*Slot* ou Canal) e das abordagens de definição de rotas (*Link-path* ou *Node-link*).

Nos trabalhos baseados em *slots*, as restrições de sobreposição, contiguidade e continuidade são aplicadas sobre cada *slot* individualmente. Nos trabalhos baseados em canais, as restrições de sobreposição e continuidade são aplicadas à conjuntos de *slots*. Os conjuntos são compostos de *slots* adjacentes, o que já satisfaz a restrição de contiguidade.

As abordagens *Link-path* e *Node-link* tratam da definição das rotas usadas nas alocações. Rotas pré-definidas são usadas na abordagem *Link-path*, cujo o nome refere-se à representação das rotas por meio uma matriz que as relacionam com os enlaces que as compõem. Na abordagem *Node-link*, as rotas são definidas como um conjunto de fluxos. Fluxos possuem nó de origem e enlace de percorrimto. Nessa segunda abordagem não há conjunto de rotas pré-definidas. As restrições de fluxo de saída e de entrada, junto com as restrições de conservação de fluxo promovem a geração de rotas;

No tocante aos objetivos de otimização, os trabalhos foram separados em três categorias (Tabela 3.3). As categorias procuram classificar os trabalhos de acordo com a função objetivo dos problemas abordados. A grande maioria dos trabalhos aborda o problema MSI-RSA, ou alguma variação. Como já mencionado, o problema MSI-RSA trata-se da versão original do problema RSA e visa a diminuição da largura necessária de espectro para atender um conjunto de demandas, o que corresponde à primeira categoria. O segunda categoria destaca os trabalhos relacionados ao problema *capacitated* RSA e suas variações. A última categoria compete aos trabalhos que abordam problemas com objetivos, secundários ou não, diferentes dos problemas MSI-RSA e *capacitated* RSA.

Sendo assim, as Tabelas 3.1, 3.2 e 3.3 ressaltam perspectivas interessantes a respeito

do alinhamento das pesquisas em otimização no contexto de redes ópticas elásticas e do enquadramento do trabalho aqui desenvolvido em relação a este contexto..

Tabela 3.1: Trabalhos relacionados classificados de acordo com o método de otimização.

Método de Otimização	Referências
Modelagem ILP	(CHRISTODOULOPOULOS et al., 2010a)
	(CHRISTODOULOPOULOS et al., 2010b)
	(CHRISTODOULOPOULOS et al., 2011)
	(KLINKOWSKI; WALKOWIAK, 2011)
	(WANG et al., 2011)
	(VELASCO et al., 2012)
	(CAI et al., 2013)
	(CHRISTODOULOPOULOS et al., 2013)
	(RUIZ et al., 2013)
	(GRAVEY et al., 2014)
	(KLINKOWSKI et al., 2014)
	(GOŚCIEŃ et al., 2014)
	(LI; KIM, 2015)
	(ASSIS et al., 2016)
	(TALEBI et al., 2016)
(WALKOWIAK et al., 2016)	
(GOŚCIEŃ; WALKOWIAK, 2017)	
(XUAN et al., 2017)	
Heurística	(CHRISTODOULOPOULOS et al., 2010b),
	(CHRISTODOULOPOULOS et al., 2011)
	(KLINKOWSKI; WALKOWIAK, 2011)
	(WANG et al., 2011)
	(CAI et al., 2013)
	(CHRISTODOULOPOULOS et al., 2013)
	(LEZAMA et al., 2014)
	(KLINKOWSKI et al., 2014)
	(GOŚCIEŃ et al., 2014)
	(KLINKOWSKI; WALKOWIAK, 2015)
	(KLINKOWSKI et al., 2015a)
	(PRZEWOŹNICZEK et al., 2015)
(ASSIS et al., 2016)	
(TALEBI et al., 2016)	
(GOŚCIEŃ; WALKOWIAK, 2017)	
(HAI, 2017)	
(XUAN et al., 2017)	

Tabela 3.2: Trabalhos relacionados classificados de acordo com a abordagem do modelo ILP.

Modelagem das Rotas	Modelagem da Alocação do Espectro	Referências
<i>Link-path</i>	Baseado em Canais	(VELASCO et al., 2012)
		(RUIZ et al., 2013)
		(GRAVEY et al., 2014)
		(KLINKOWSKI et al., 2014)
		(GOŚCIEŃ et al., 2014)
		(KLINKOWSKI et al., 2015a)
		(PRZEWOŹNICZEK et al., 2015)
		(TALEBI et al., 2016)
		(WALKOWIAK et al., 2016)
		(GOŚCIEŃ; WALKOWIAK, 2017)
Baseado em <i>Slots</i>	(CHRISTODOULOPOULOS et al., 2010a)	
	(CHRISTODOULOPOULOS et al., 2010b)	
	(CHRISTODOULOPOULOS et al., 2011)	
	(KLINKOWSKI; WALKOWIAK, 2011)	
	(VELASCO et al., 2012)	
	(CHRISTODOULOPOULOS et al., 2013)	
	(XUAN et al., 2017)	
<i>Node-link</i>	Baseado em Canais	(VELASCO et al., 2012)
	Baseado em <i>Slots</i>	(WANG et al., 2011), (CAI et al., 2013)
		(LI; KIM, 2015)
		(ASSIS et al., 2016)

Tabela 3.3: Trabalhos relacionados classificados de acordo com o objetivo do problema.

Objective function	Reference
Minimize spectrum width	(CHRISTODOULOPOULOS et al., 2010a)
	(CHRISTODOULOPOULOS et al., 2010b)
	(CHRISTODOULOPOULOS et al., 2011)
	(KLINKOWSKI; WALKOWIAK, 2011)
	(WANG et al., 2011)
	(CAI et al., 2013)
	(CHRISTODOULOPOULOS et al., 2013)
	(GRAVEY et al., 2014)
	(LEZAMA et al., 2014)
	(GOŚCIEŃ et al., 2014)
	(KLINKOWSKI; WALKOWIAK, 2015)
	(KLINKOWSKI et al., 2015a)
	(LI; KIM, 2015)
	(PRZEWOŹNICZEK et al., 2015)
(TALEBI et al., 2016)	
(HAI, 2017)	
(XUAN et al., 2017)	
Minimize blocking	(VELASCO et al., 2012)
	(RUIZ et al., 2013; KLINKOWSKI et al., 2014)
Other	(VELASCO et al., 2012)
	(CHRISTODOULOPOULOS et al., 2013)
	(GOŚCIEŃ et al., 2014)
	(ASSIS et al., 2016)
	(WALKOWIAK et al., 2016)
	(GOŚCIEŃ; WALKOWIAK, 2017)
(XUAN et al., 2017)	

3.2 Modelo LP-CA

O modelo LP-CA, apresentado em Velasco et al. (2012), usa o conceito de canais e possui como função objetivo a minimização da quantidade de tráfego bloqueado. Um canal corresponde a um conjunto de *slots* adjacentes (restrição de contiguidade) por meio dos quais um sinal óptico é transmitido. As seguintes definições são usadas no modelo.

Seja D o conjunto de demandas a serem alocadas na rede. Cada demanda $d \in D$ possui um conjunto de rotas p pré-calculadas denotado de P_d . Seja então P o conjunto de todas as rotas pré-calculadas e $P_d \subset P$. Defina C como o conjunto de canais, em que cada canal $c \in C$ corresponde a uma disposição de alocação, em termos de conjunto de *slots*, possível para cada tamanho de requisição presente em D . Sendo assim, dado um conjunto D cujas demandas possuem variação de tamanho de requisição entre 1, 2 e 4 *slots*, e dada uma divisão do espectro de 5 *slots*, tem-se um conjunto C composto por 11 canais, como ilustrado na Figura 3.1. Os canais são referentes às 5 formas ($\{s_1\}, \{s_2\}, \{s_3\}, \{s_4\}, \{s_5\}$) possíveis de alocar uma demanda de 1 *slot*, às 4 formas ($\{s_1, s_2\}, \{s_2, s_3\}, \{s_3, s_4\}, \{s_4, s_5\}$) diferentes de alocar uma demanda de 2 *slots* e às 2 formas ($\{s_1, \dots, s_4\}, \{s_2, \dots, s_5\}$) de alocar uma demanda de 4 *slots* num espectro de 5 *slots*. Tomando $|c|$ como o número de *slots* que compõem o canal c , considere C_d como o conjunto de canais tais que $|c| = n_d$.

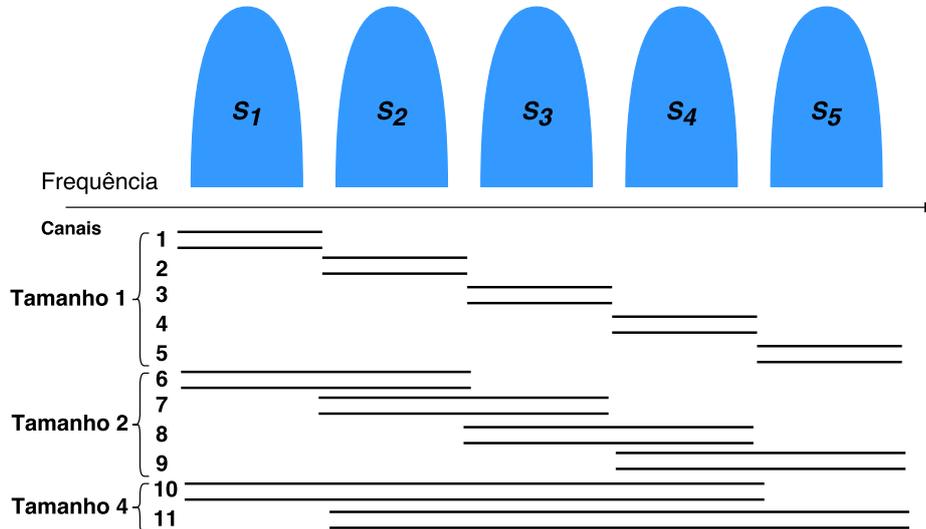


Figura 3.1: Conjunto de canais.

Assuma a relação γ_{cs} igual a 1 se o canal $c \in C$ inclui o *slot* $s \in S$. Admita ainda a relação δ_{pe} igual a 1 se a rota $p \in P$ contém o enlace $e \in E$. Dadas estas definições, o modelo apresenta a seguinte formulação.

$$\text{Minimizar } \varphi = \sum_{d \in D} b_d x_d \quad (3.1)$$

Sujeito a:

$$\sum_{p \in P_d} \sum_{c \in C_d} y_{pc} + x_d = 1 \quad d \in D \quad (3.2)$$

$$\sum_{d \in D} \sum_{p \in P_d} \sum_{c \in C_d} \gamma_{cs} \delta_{pe} y_{pc} \leq 1 \quad e \in E, s \in S \quad (3.3)$$

$$x_d \in \{0, 1\} \quad d \in D \quad (3.4)$$

$$y_{pc} \in \{0, 1\} \quad p \in P, c \in C \quad (3.5)$$

O primeiro conjunto de restrições garante que ou uma demanda é alocada em apenas uma combinação de caminho e canal ou não é alocada. O segundo conjunto de restrições garante que não haja mais do que uma única demanda alocada em cada *slot* de cada enlace.

Uma vez que o modelo LP-CA faz uso de um conjunto de rotas relacionado a cada demanda, isso implica em realizar um pré-processamento para a geração desses conjuntos. Para isso, é usado o algoritmo de Yen (1971), que calcula as k menores rotas entre um par de nós num grafo ponderado orientado. Por esse motivo, o modelo LP-CA não garante otimalidade, exceto quando dispõe do conjunto de todas as rotas possíveis para cada par de nós correspondentes às origens e destinos das demandas. Vale ressaltar que esse cálculo é exponencial em relação ao número de arestas e nós.

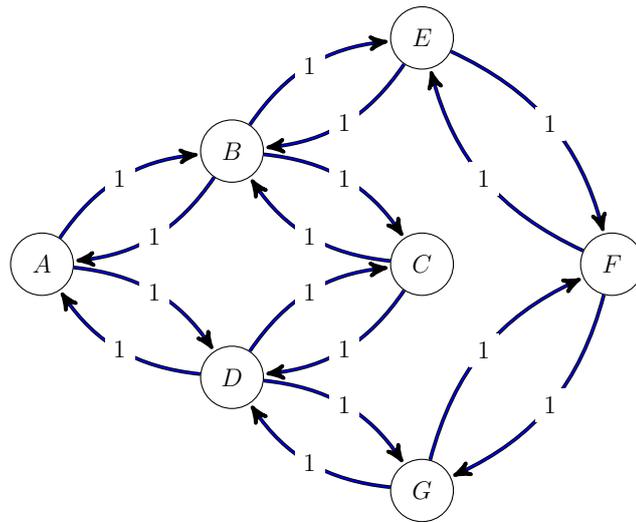


Figura 3.2: Rede de exemplo de perda da solução ótima.

Uma simples demonstração de perda de solução ótima pode ser obtida com o seguinte exemplo. Considerando a rede representada pelo grafo da Figura 3.2 e a matriz de de-

mandas dada na Tabela 3.4. Supondo que a capacidade $|S| = 3$ para os enlaces e tomando $k = 2$ como quantidade de rotas pré-calculadas.

d	s_d	t_d	n_d	b_d	1ª Menor Rota	2ª Menor Rota
1	B	C	3	30 Gbit/s	$(B \rightarrow C)$	$(B \rightarrow A \rightarrow D \rightarrow C)$
2	A	D	2	20 Gbit/s	$(A \rightarrow D)$	$(A \rightarrow B \rightarrow C \rightarrow D)$
3	B	D	2	20 Gbit/s	$(B \rightarrow A \rightarrow D)$	$(B \rightarrow C \rightarrow D)$

Tabela 3.4: Tabela de demandas.

Como pode-se observar, a alocação da demanda 1 deve estar obrigatoriamente na solução, uma vez que possui a maior quantidade de tráfego requisitado. Dadas a 2 rotas menores calculadas disponíveis, vê-se que a alocação da demanda 2 e 3 são mutuamente excludentes, independentemente da rota escolhida para a alocação da demanda 1. Dessa forma, as melhores soluções possíveis seriam as alocações das demandas 1 e 2, ou 1 e 3. Porém, o cálculo de uma terceira rota usando os nós E, G e F permitiria a construção da solução ótima onde todas as demandas seriam alocadas.

Capítulo 4

MÉTODOS PROPOSTOS

4.1 Modelo Proposto

Pensando na limitação do modelo LP-CA, discutida na subseção 3.2, neste trabalho é proposto um modelo ILP baseado no conceito de conservação de fluxo para o problema RSA em redes ópticas elásticas que dispensa o cálculo de rotas. O modelo proposto, aqui chamado de MCFF (*Multi-commodity Flow Formulation*), faz uso do conceito de canais usado no modelo LP-CA. Diferentemente do modelo LP-CA, a indexação de *slots* utilizada no modelo proposto considera cada enlace como um conjunto independente de *slots*. Desta forma temos que o conjunto U de *slots* possui tamanho $|U| = |E||S|$ e cada *slot* $u \in U$ está associado ao enlace $e = \lfloor u/|S| \rfloor$. O modelo possui as seguintes definições.

Tome J_k como o conjunto dos nós adjacentes ao nó $k \in V$ e A como o conjunto de arcos (i, j) tal que $i, j \in V$ e $i \neq j$. Considere L_u o conjunto de canais que usam o *slot* $u \in U$ e D_c o conjunto de demandas $d \in D$ tal que $|c| = n_d$. Assuma ainda as notações o_u e t_u para os nós origem e destino, respectivamente, do enlace e no qual o *slot* u está contido.

O modelo possui duas variáveis de decisão binárias. A variável λ_d define, assumindo valor 1, se a demanda $d \in D$ é alocada e 0 caso contrário. A segunda variável, α_{dcij} , adquire valor 1 se a demanda $d \in D$ é alocada no canal $c \in C$ no enlace orientado entre os nós $i, j \in V$ e 0 caso contrário. A formulação do MCFF é estabelecida como se segue.

$$\text{Maximizar} \quad \omega = \sum_{d \in D} b_d \lambda_d \quad (4.1)$$

Sujeito a:

$$\sum_{c \in L_u} \sum_{d \in D_c} \alpha_{dcij} \leq 1 \quad u \in U, i = o_u, j = t_u \quad (4.2)$$

$$\sum_{i \in J_k} \alpha_{dcik} - \sum_{j \in J_k} \alpha_{dckj} = 0 \quad d \in D, c \in C_d, k \in V, k \neq s_d, k \neq t_d \quad (4.3)$$

$$\sum_{c \in C_d} \sum_{i \in J_k} \alpha_{dcik} \leq 1 \quad d \in D, k \neq s_d, k \neq t_d \quad (4.4)$$

$$\sum_{c \in C_d} \sum_{j \in J_k} \alpha_{dckj} \leq 1 \quad d \in D, k \neq s_d, k \neq t_d \quad (4.5)$$

$$\lambda_d = \sum_{c \in C_d} \sum_{j \in J_i} \alpha_{dcij} \quad d \in D, i = s_d \quad (4.6)$$

$$\lambda_d = \sum_{c \in C_d} \sum_{i \in J_j} \alpha_{dcij} \quad d \in D, j = t_d \quad (4.7)$$

$$\sum_{c \in C_d} \sum_{i \in J_j} \alpha_{dcij} = 0 \quad d \in D, j = s_d \quad (4.8)$$

$$\sum_{c \in C_d} \sum_{j \in J_i} \alpha_{dcij} = 0 \quad d \in D, i = t_d \quad (4.9)$$

$$\lambda_d \in \{0, 1\} \quad d \in D \quad (4.10)$$

$$\alpha_{dcij} \in \{0, 1\} \quad d \in D, c \in C, \{i, j\} \in A \quad (4.11)$$

O modelo possui função objetivo de maximização para o tráfego alocado na rede. O conjunto de variáveis inteiras de decisão λ_d sinaliza a alocação da demanda d na rede. Uma demanda alocada possui um fluxo tráfego não nulo, apenas nos seus nós de origem e destino. Nos demais nós, chamados nós de transbordo, o modelo determina que todo o tráfego ingressante seja encaminhado.

O conjunto de variáveis α_{dcij} declara a alocação de um tráfego no enlace orientado (i, j) , sendo i fonte e j destino, pertencente à demanda d usando o canal c . Um tráfego alocado no canal c implica no uso dos *slots* que compõem o canal nos enlaces $\{i, j\}$ em que $\alpha_{dcij} = 1$.

Cada *slot* u da rede só pode estar sendo usado para o atendimento de uma única demanda. Esse conjunto de restrições corresponde à inequação (4.2).

A conservação do fluxo nos nós de transbordo é estabelecida pelo conjunto de restrições (4.3), que preserva o tráfego dos canais para cada demanda. Ainda em relação à conservação de fluxo, os conjuntos de restrições (4.4) e (4.5) restringem a entrada e saída de uma única alocação de fluxo nos nós de transbordo, com o objetivo de evitar

ciclos de fluxo nulos como ilustrado na Figura 4.1. É sabido que a formação dos ciclos nulos de fluxo não interferem na função objetivo, mas poluem a solução com tráfegos não coerentes. As restrições (4.8) e (4.9) evitam que haja fluxo incidente no nó de origem e fluxo ascende no nó destino de cada demanda, respectivamente, em qualquer canal.

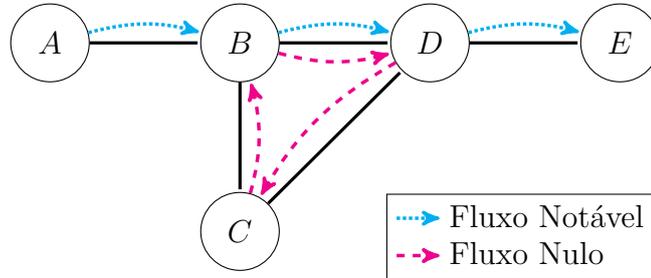


Figura 4.1: Formação de ciclo de fluxo nulo.

Os conjuntos de restrições (4.6) e (4.7) relacionam as variáveis de decisão do modelo, definindo que, se uma demanda d for alocada ($\lambda_d = 1$) deve haver um, e somente um, fluxo ascendente no nó de origem s_d , e um, e somente um, fluxo incidente no nó de destino t_d , da demanda d em algum canal $c \in C_d$, em que C_d define o conjunto de canais que possuem tamanho ajustado ao número de *slots* n_d requisitado na demanda. Complementarmente aos conjuntos de restrições (4.4) e (4.5), as restrições (4.6) e (4.7) estabelecem que cada demanda só pode ser alocada em um único canal ao longo do fluxo.

4.2 Abordagem Heurística Baseada na Formulação LP-CA

Dado que, como mostrado na Proposição 1, o problema *capacitated* RSA pertence a classe de problemas \mathcal{NP} -hard, a obtenção de soluções exatas pode tornar-se consideravelmente desafiadora.

Entretanto, na maior parte dos casos, o desempenho de algoritmos, exatos ou heurísticos, para problemas de roteamento com o uso de rotas pré-calculadas, está diretamente ligado à qualidade e quantidade das rotas disponíveis. De forma geral, há uma relação de compromisso entre tempo computacional e qualidade das soluções, dependendo da quantidade de rotas pré-calculadas.

A escolha de valores pequenos para o parâmetro k (quantidade de rotas pré-calculadas), resulta na diminuição do espaço de busca de soluções. Por este motivo, espera-se que o tempo computacional para a obtenção de uma solução seja reduzido de forma proporcional. Por outro lado, valores pequenos de k podem resultar na diminuição

da qualidade da solução, como mostrado na Seção 3.2. O inverso, também se aplica. Valores grandes de k elevam as chances de obtenção de soluções melhores ao custo do aumento do tempo computacional.

O algoritmo de Yen (YEN, 1971) é usado para o cálculo das k rotas mais baratas em um grafo ponderado. No caso de grafos com arestas (ou arcos) de peso unitário, isto equivale a computar as k menores rotas, ou seja, rotas mais baratas em termos de quantidade de saltos, como mostrado no exemplo exposto da Seção 3.2. Entretanto, a estratégia de escolha por número de saltos pode promover desbalanceamento de carga nos enlaces da rede, isto significa, fazer com que a maioria das rotas geradas compartilhem alguns enlaces em comum. Como resultado, esta má distribuição das rotas ao longo da rede pode impedir que algumas demandas sejam alocadas devido ao congestionamento nos enlaces mais requisitados.

A fim de superar a questão supracitada, elaborou-se uma estratégia na tentativa de pré-calcular rotas mais equilibradas para as demandas pré-definidas de uma instância. Em particular, foi implementada uma versão modificada do algoritmo BSR (*Best among the Shortest Routes*) (SANTOS et al., 2012). O algoritmo BSR visa equilibrar a escolha de rotas, determinadas por algoritmos gulosos, pela modificação iterativa dos pesos dos enlaces, de acordo com suas respectivas cargas de tráfego. Rotas equilibradas tendem a diminuir as chances de congestionamento, e portanto, de conflitos de alocação.

O Pseudocódigo 1 descreve os principais passos do algoritmo BSR modificado. De início, todos os enlaces são configurados com carga zero de tráfego e peso unitário (linhas 11 - 14). Durante o laço principal (linhas 15 - 33), o algoritmo calcula, para cada demanda, a rota mais barata usando o algoritmo de Dijkstra, e para cada enlace, a sua respectiva carga de tráfego na iteração atual (linhas 16 - 21). A carga de tráfego de um enlace é definida como a soma do número de slots requeridos pelas demandas incidentes, isto significa, demandas que possuem rota sobre o enlace.

A diferença entre o algoritmo BSR original e a versão implementada neste trabalho é o uso do valor máximo de carga entre os enlaces (HU) como critério para avaliar a qualidade do balanceamento (linhas 22 - 27). Na implementação original, o laço principal é executado para um número predefinido de iterações. A versão modificada proposta emprega um critério de parada adaptativo para evitar super ou subestimar o número de iterações. O grafo ponderado que produz a menor carga máxima nos enlaces é escolhido para gerar o conjunto final de rotas. Note que o laço principal é executado até que o número máximo (μ) de iterações sem melhoria seja alcançado.

Em cada iteração do laço principal, o peso de cada enlace é atualizado (linhas 28 - 30) com base no seu peso na iteração anterior e na carga calculada na linha 19. Esse cálculo leva em consideração o parâmetro α , que define o nível de impacto que o peso anterior e a carga atual têm sobre o novo peso do enlace. Em seguida, o grafo é atualizado com o novo conjunto de pesos para os enlaces (linha 31). Finalmente, um conjunto de rotas é gerado para cada demanda usando o algoritmo de Yen sobre o melhor grafo ponderado obtido (linhas 34 - 37).

A figura 4.2 ilustra os pesos para o gráfico originalmente representado na Figura 3.2 após a aplicação do algoritmo BSR proposto com parâmetros $\alpha = 0,75$ e $\mu = 3$, baseado nas demandas da Tabela 3.4. A Tabela 4.1 mostra que esta nova ponderação força o algoritmo Yen a escolher rotas alternativas, quando comparadas àquelas apresentadas na Tabela 3.4. O novo conjunto de rotas torna então, para a instância em questão, possível a alocação de todas as demandas.

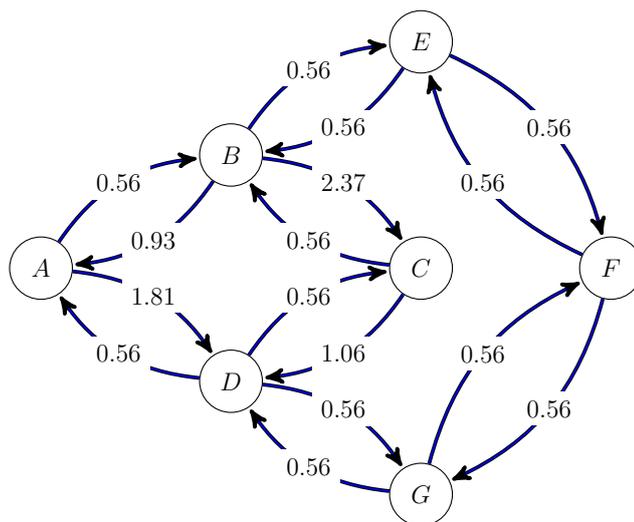


Figura 4.2: Novos pesos produzidos pelo algoritmo BSR.

Algorithm 1: BSR modificado.

Data: Matriz de Demandas D , Grafo de Rede G e k
Result: Conjunto de Rotas Balanceadas P^*

```

1  $G^*$  ; /* melhor grafo ponderado */
2  $A \leftarrow G(A)$  ; /* conjunto de enlaces */
3  $U$  ; /* conjunto de cargas de tráfego */
4  $W$  ; /* conjunto de pesos */
5  $P^*$  ; /* conjunto de rotas balanceadas */
6  $NI \leftarrow 0$  ; /* contador de não melhoria */
7  $\mu$  ; /* quantidade máxima de não melhoria */
8  $\alpha$  ; /* parâmetro alfa */
9  $HU \leftarrow \infty$  ; /* maior carga de tráfego */
10  $G' \leftarrow G$ ;
11 for  $a \in A$  do
12 |  $U_a \leftarrow 0$ ;
13 |  $W_a \leftarrow 1$ ;
14 end
15 while  $NI < \mu$  do
16 | for  $d \in D$  do
17 | |  $p \leftarrow \text{AlgoritmoDijkstra}(d, G')$ ;
18 | | for  $a \in p$  do
19 | | |  $U_a \leftarrow U_a + n_d$ ;
20 | | end
21 | end
22 | if  $\text{Max}(U) < HU$  then
23 | |  $G^* \leftarrow G'$ ;
24 | |  $HU \leftarrow \text{Max}(U)$ ;
25 | else
26 | |  $NI \leftarrow NI + 1$ ;
27 | end
28 | for  $a \in A$  do
29 | |  $W_a \leftarrow (\alpha \times W_a) + ((1 - \alpha) \times U_a)$ ;
30 | end
31 |  $G' \leftarrow \text{AplicaPesosNoGrafo}(G', W)$ ;
32 |  $U \leftarrow 0$ ;
33 end
34 for  $d \in D$  do
35 |  $P_d \leftarrow \text{AlgoritmoYen}(d, G^*, k)$ ;
36 |  $P^* \leftarrow P^* \cup P_d$ 
37 end

```

Tabela 4.1: Novas rotas geradas com o auxílio do algoritmo BSR.

d	o_d	t_d	1 st Shortest Route	2 nd Shortest Route
1	B	C	$(B \rightarrow C)$	$(B \rightarrow E \rightarrow G \rightarrow F \rightarrow D \rightarrow C)$
2	A	D	$(A \rightarrow D)$	$(A \rightarrow B \rightarrow E \rightarrow G \rightarrow F \rightarrow D)$
3	B	D	$(B \rightarrow E \rightarrow G \rightarrow F \rightarrow D)$	$(B \rightarrow A \rightarrow D)$

Capítulo 5

RESULTADOS

Os modelos e algoritmos testados foram implementados em C++ e executados em ambientes similares, máquinas com processadores Intel® Core™ i7-3770 de 3.40GHz, 15,4GB de memória RAM e sistema operacional Ubuntu 16.04 LTS. Os modelos foram resolvidos pelo *solver* IBM CPLEX 12.6.

Em todos os casos, as demandas foram aleatoriamente geradas com requisições de tamanhos 10, 40 e 100 Gbit/s (1, 2 e 4 *slots*). Além disso, assumiu-se banda de guarda $B = 1$, como adotado em Velasco et al. (2012). Vale a pena ressaltar que a banda de guarda foi tratada como parte integrante dos canais e inserida após o último *slot*, exceto para os canais que agregam o último *slot* do espectro.

Primeiramente, na Seção 5.1, foram comparados os resultados obtidos para a formulação proposta na Seção 4.1 com os resultados obtidos pelo modelo LP-CA (Seção 3.2). Em seguida, na Seção 5.2, foi avaliado o desempenho da heurística proposta (Seção 4.2).

5.1 Resultados para a Formulação Proposta

A fim de comparar devidamente o desempenho da formulação proposta em relação ao modelo LP-CA, para este, foi considerado o conjunto de todas as rotas possíveis associada a cada demanda de forma a garantir que uma solução ótima esteja contida no espaço de soluções viáveis. Ademais, o valor de função objetivo do modelo LP-CA, que refere-se a soma total de banda não alocada, pode ser facilmente convertido para expressar a soma total de bandas alocada, valor dado pela função objetivo da formulação proposta.

Cinco topologias de redes reais (Tabela 5.1) foram usadas no primeiro conjunto de

testes, no qual foram adotados três valores como capacidade dos enlaces, sendo eles, $|S| = \{20, 30, 40\}$. Por sua vez, para o segundo conjunto de testes, foram geradas aleatoriamente quatro topologias com densidades maiores e capacidade dos enlaces $|S| = 30$.

Três tamanhos de matriz de demandas foram usados em ambos os testes, mais precisamente, $|D| = \{50, 75, 100\}$. Para cada variação de $|D|$, $|S|$ e topologia, foram geradas cinco matrizes de demandas, o que produz o um total de $5 \times 3 \times 3 \times 5 = 225$ instâncias para o primeiro teste e $5 \times 3 \times 1 \times 4 = 60$ instâncias para o segundo teste.

Tabela 5.1: Topologia reais.

Nome	Ano	País/Região	Nós	Grau Médio	Densidade	Referência
Abilene	2005	EUA	11	2.55	0.231	(KNIGHT et al., 2011)
RedIris	2010	Spain	18	3.28	0.182	(KNIGHT et al., 2011)
euNetworks	2010	Europe	14	2.29	0.163	(KNIGHT et al., 2011)
BSO Net. Solutions	2011	Europe	14	2.64	0.189	(KNIGHT et al., 2011)
Ipê	2016	Brazil	28	2.89	0.103	(RNP, 2016)

Tabela 5.2: Topologias aleatórias de maior densidade.

Nome	Nós	Grau Médio	Densidade
n10den50	10	4.6	0.5
n10den70	10	6.4	0.7
n15den50	15	7.0	0.5
n15den70	15	9.9	0.7

Em ambos os testes forma impostos limite de tempo e memória de 1 hora e 13 GB, respectivamente. Para o modelo LP-CA, o limite de tempo incluiu a fase de pré-processamento para computar todas as possíveis rotas para cada demanda. Uma vez que o algoritmo de pré-processamento não foi implementado para ser executado paralelamente, decidiu-se executar o CPLEX em *thread* única para ambos os modelos, com a intenção de promover uma comparação justa.

Por padrão, o *solver* CPLEX faz uso do algoritmo *Branch-and-cut* (CHEN et al., 2009) para resolver modelos de programação linear inteira mista. Este algoritmo combina, essencialmente, o procedimento *Branch-and-bound*, um método de divisão e conquista bem conhecido, com uma abordagem de plano de corte, que é um método de inserção iterativa de inequações válidas (cortes), como tentativa de melhoraria da relaxação linear.

Na prática, durante a execução do *Branch-and-cut*, o CPLEX oferece dois valores limite, o limite inferior (*Lower Bound* - LB) e o limite superior (*Upper Bound* - UB). O LB corresponde ao valor de função objetivo da melhor solução inteira encontrada até o momento, enquanto o UB corresponde ao valor de função objetivo da melhor solução

dentre os nós ainda não explorado na árvore do algoritmo *Branch-and-bound*. Estes limites ditam o intervalo de valores em que a solução ótima se encontra. Para os casos de maximização, como é o do modelo proposto, a solução ótima é, obrigatoriamente maior ou igual ao LB e menor ou igual ao UB.

Quando o LB torna-se igual ao UB, então tem-se uma solução ótima. Por outro lado, quando o LB é menor do que o UB, calcula-se a diferença de porcentagem pela equação: $Gap(\%) = 100 \times [(UB - LB)/(10^{-10} + LB)]$. De forma simples, o Gap informa a melhoria necessária, em termos de porcentagem do seu próprio valor, para que o LB alcance o UB. Note que quanto menor o valor Gap, melhor a qualidade dos limites e mais próxima a melhor solução inteira obtida está da solução ótima.

A Tabela 5.3 apresenta os resultados para as instâncias associadas às topologias de redes reais obtidos pelo modelos MCFF e LP-CA. O resultados foram agregados de acordo com os tamanhos de matriz de demandas e topologia. Foram listados os tempos médios de execução, a porcentagem média de Gap e a porcentagem média de instâncias resolvidas à otimalidade. Pode-se observar que o modelo MCFF foi capaz de resolver, de forma geral, mais instâncias à otimalidade em comparação com o modelo LP-CA. Além disto, o modelo MCFF obteve melhores médias de Gap para todos os tamanhos de matriz de demandas e obteve média de Gap inferior apenas para uma topologia. Em relação ao tempo de execução, verifica-se que não houve dominação por parte de nenhum dos dois modelos em termos de desempenho.

É importante enfatizar que ambos os modelos falharam em resolver a relaxação linear e/ou em encontrar uma solução viável para algumas instâncias associadas com as topologias RedIris e Ipê, que possuem grande quantidade de nós, e assim não foram obtidos limites válidos. Tais instâncias foram desconsideradas dos cálculos dos valores médios de Gap reportados na Tabela 5.3. Ainda sobre as topologias RedIris e Ipê, a não resolução de algumas instâncias dentro do limite de tempo definido, justifica os valores elevados para as médias dos tempo de execução e Gap obtidos pelos modelos em comparação aos valores obtidos nas demais topologias.

A Tabela 5.4 apresenta os resultados obtidos para as instâncias relacionadas às topologias geradas aleatoriamente. Estas topologias apresentam maior densidade, i.e. maior proporção de enlaces em relação à quantidade nós. Esta característica implica no pré-processamento de maior quantidade de rotas e, portanto, a inclusão de mais variáveis ao modelo LP-CA.

Sendo assim, a performance do modelo LP-CA para este tipo de cenário mostrou-se

Tabela 5.3: Resultados para as topologias reais.

		Tempo de Execução (s)		Gap (%)		Instâncias Resolvidas (%)	
		MCF	LP-CA	MCFF	LP-CA	MCFF	LP-CA
Demandas	50	26.50	492.80	0	3.57	100	86.66
	75	428.18	537.18	< 0.01	6.78	97.33	78.66
	100	1842.21	871.66	6.02	6.82	74.66	73.33
Topologia	Abilene	571.15	266.26	0.03	0.53	100	100
	BSO Net. Solutions	61.30	102.84	0.08	0.09	100	100
	euNetworks	613.84	220.84	0.32	0.25	100	100
	RedIris	942.31	1769.35	1.12	21.44	88.89	86.67
	Ipê	1639.55	2976.58	8.66	26.44	64.44	11,11

insatisfatório. Este modelo capaz de produzir resultados apenas para as instâncias com $|V| = 10$ e densidade 50%. Nos demais casos, o modelo LP-CA não foi nem mesmo capaz de resolver a relaxação linear ou obter uma solução viável dentro do limite de tempo estabelecido. Para as instâncias com $|V| = 15$ e densidade de 70%, a fase de pré-processamento excedeu o limite de 1 hora.

Tabela 5.4: Resultados para as topologias densas.

		Run Time (s)		Gap (%)		Solved (%)	
		MCF	LP-CA	MCF	LP-CA	MCF	LP-CA
Demand	50	0.90	3586.29	0	100	100	25
	75	1.52	-	0	-	100	0
	100	18.33	-	0	-	100	0
Topology	n10den50	22.29	3586.28	0	100	100	33.33
	n10den70	1.30	-	0	-	100	0
	n15den50	1.88	-	0	-	100	0
	n15den70	2.21	-	0	-	100	0

Em contrapartida, o modelo MCFF foi capaz de resolver todas as instâncias à otimalidade em tempo relativamente pequeno. Observe que quando maior a densidade, maior a chance de alocar mais demandas (ou mesmo todas) devido a maior quantidade de rotas disponíveis, o que facilita a obtenção de soluções viáveis. Isto explica, em parte, o bom desempenho do modelo MCFF nestes tipos de instâncias. Em específico, no problema *capacitated* RSA, alocar todas as demandas pressupõe solução ótima, o que encerra o processo de resolução. Uma vez que as chances de alocar toda a matriz de demandas é maior em instâncias densas, o tempo de execução médio tende a ser reduzido nestes casos.

5.2 Resultados para a Abordagem Heurística

Esta Seção compara o desempenho da heurística proposta, isto é, da abordagem que incluiu o uso do algoritmo BSR na etapa de pré-cálculo de rotas do modelo LP-CA, com a abordagem original de cálculo de rotas baseado em número de saltos. Ainda foi avaliada, empiricamente, a influência do parâmetro k no desempenho geral da heurística proposta. Para estes testes foi permitido ao *solver* CPLEX o uso de 8 *threads*, uma vez que ambas as abordagens comparadas realizaram etapa de pré-processamento de rotas.

A abordagem heurística foi testada em um conjunto de instâncias geradas usando topologias aleatórias com as seguintes propriedades: $|V| = \{10, 20, 30\}$, $densidade = \{0.3, 0.5, 0.7\}$, e $fator_de_carga = \{0.25, 0.5, 1.0\}$, em que $fator_de_carga$ é a proporção entre o total de *slots* requisitados e o total de *slots* da rede. Este parâmetro foi introduzido como forma de controlar o ajuste da capacidade dos enlaces em relação ao número de *slots* requisitados. Como exemplo, tomando $fator_de_carga = 1.0$, tem-se que o somatório do número de *slots* presentes na rede é igual (ou ligeiramente superior, devido a natureza inteira dos valores) ao somatório do número de *slots* requisitados por todas as demandas da matriz. Desta forma, a capacidade dos enlaces é ajustada pela equação 5.1 para garantir essa relação.

Cinco matrizes de demandas foram aleatoriamente geradas para cada combinação dos parâmetro de configuração das topologias, o que provê um total de $5 \times 3 \times 3 \times 3 \times 3 = 405$ instâncias. Além disso, para obter valores de referência a fim de avaliar o desempenho das abordagens comparadas, o modelo MCFF porposto foi submetido à tais instância sob limite de 4 horas de tempo de execução com registro do melhor UB reportado pelo CPLEX.

$$capacidade_enlace = \left\lceil \frac{\sum_{d \in D} n_d}{|E| \times fator_de_carga} \right\rceil \quad (5.1)$$

No primeiro teste, ambas as abordagens foram executadas com tempo limite de 5 minutos e variação do parâmetro k , iniciando com $k = 1$, incrementado uma unidade por vez até a obtenção de um LB com diferença relativa menor do que 1% em relação ao UB fornecido pelo modelo MCFF. Neste teste, foram adotados os parâmetros $\alpha = 0.9999$, de acordo com Santos et al. (2012), e $\mu = 10$ baseado em teste preliminares.

A Figura 5.1 mostra o número de instâncias que obtiveram LB com diferença relativa menor do que 1% usando k rotas pré-calculadas para cada demandas. Os resultados

sugerem que o número de rotas pré-calculadas pode ser consideravelmente reduzido com o uso da abordagem BSR. Em particular, enquanto a abordagem LP-CA original requiriu o máximo de $k = 21$ rotas pré-calculadas, a abordagem BSR-LP-CA necessitou, no pior dos casos, de $k = 11$.

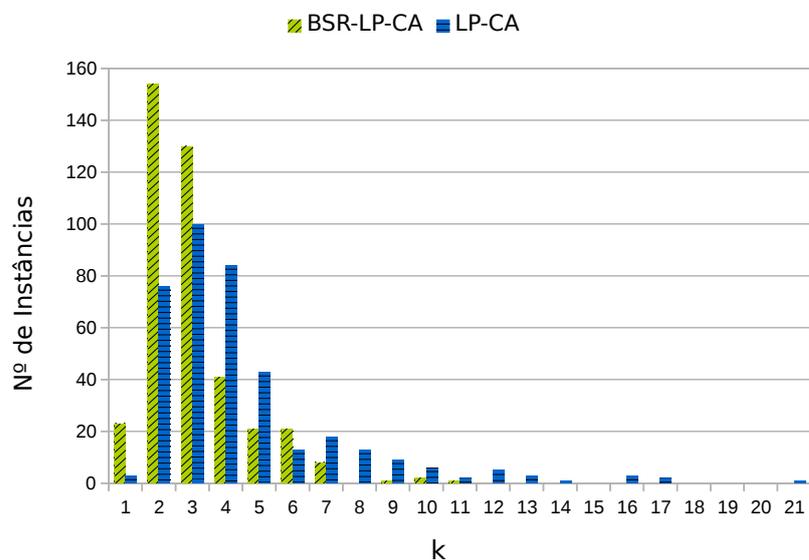


Figura 5.1: Número de instâncias que atingiram a meta de valor de 1% para cada valor de k .

Na Figura 5.2 é mostrado o comportamento da média de Gap aferida das duas abordagens em relação ao número de rotas pré-calculadas. Pode-se observar que a abordagem BSR-LP-CA foi capaz de encontrar soluções de boa qualidade para valores pequenos de k , superando a abordagem LP-CA original.

Dados os resultados obtidos, decidiu-se avaliar estratégias para escolha de valor para o parâmetro k . Três estratégias para escolha do parâmetro k foram avaliadas, duas baseadas em árvores de decisão e uma última baseada em observação empírica.

Os métodos basados em árvore de decisão foram projetados como uma estratégia para decidir o valor de k com base nas características da instância. As árvores de decisão foram geradas pelos algoritmos *RandomTree* and *REPTree* implementados no software Weka (HALL et al., 2009). Os algoritmos de geração de árvores de decisão tomaram como conjunto de treinamento supervisionado os resultados da abordagem BSR-LP-CA. Desta forma, foram treinadas para inferir o valor de k necessário para se obter o Gap alvo de 1%, dadas a propriedades correspondentes da instância, como os valores do número de nós, tamanho da matriz de demandas e densidade da rede.

A terceira estratégia refere-se a simples atribuição um valor fixo para k com base em

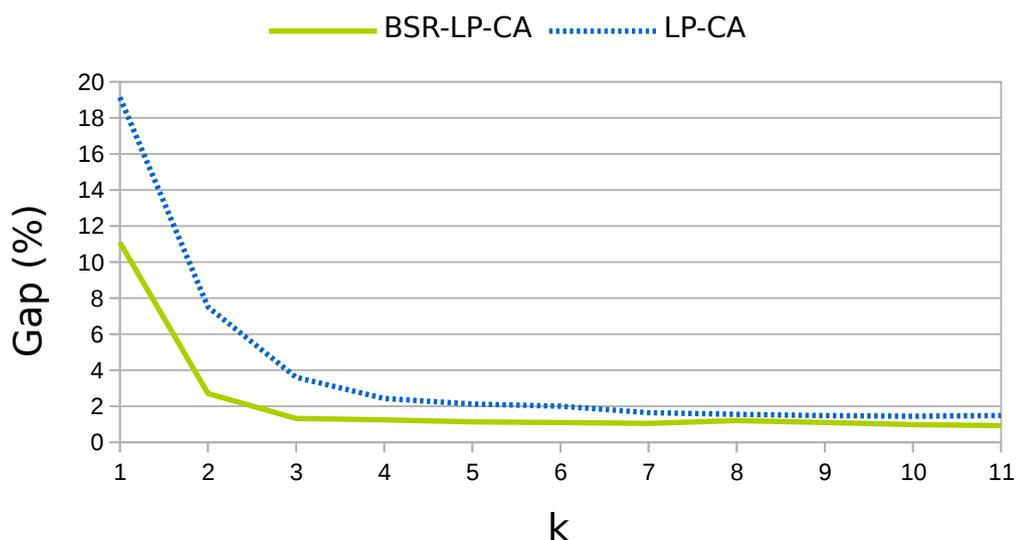


Figura 5.2: Gap médio para cada valor de k .

uma análise empírica do gráfico descrito na Figura 5.3. Verifica-se que, para a abordagem BSR-LP-CA, o Gap objetivo (menor ou igual a 1%) é alcançado em $\approx 97\%$ das instâncias tomando-se $k = 6$. Por este motivo, decidiu-se tomar $k = 6$ como valor fixo da terceira estratégia.

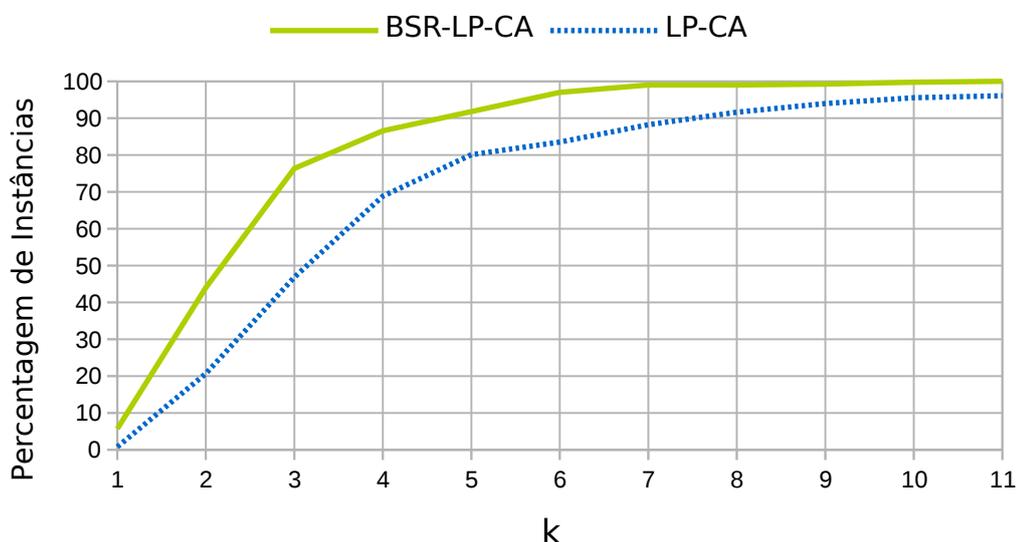


Figura 5.3: Percentagem de instâncias em que o valor de Gap desejado de 1% foi atingido de acordo com o valor de k .

Para avaliar o desempenho das três estratégias propostas, foi gerado um segundo conjunto de instâncias com as mesmas características do primeiro conjunto, usado para avaliar as abordagens BSR-LP-CA e LP-CA. Para este segundo conjunto de instâncias, foi exe-

cutado também o modelo MCFF usando, mais uma vez, limitação de tempo execução de 4 horas. A Tabela 5.5 mostra os resultados médios obtidos para este novo conjunto, na qual pode-se verificar que a terceira estratégia ($k = 6$) foi a mais bem sucedida em termos de qualidade da solução, com um Gap médio de 0,16%.

Tabela 5.5: Resultados obtidos pelas diferentes estratégias de seleção de k .

Métrica de Avaliação	Estratégia		
	<i>RandomTree</i>	<i>REPTree</i>	$k = 6$
Gap médio (%)	2.39	0.42	0.16
Nº de Instâncias com Gap $\leq 1\%$	189 (46.8%)	350 (86.6%)	380 (94.0%)
Tempo médio de execução (s)	14.5	28.3	26.1

Por fim, a Tabela 5.6 apresenta os resultados obtidos pelas abordagens BSR-LP-CA e LP-CA para $k = 6$. A tabela relata o número de vezes que cada abordagem superou a outra, bem como os empates, ao considerar métricas de avaliação relacionadas à qualidade da solução e ao tempo de execução. Pode-se observar que o BSR-LP-CA foi capaz de alocar mais largura de banda, gerando assim um melhor gap médio (0,16% contra 0,48%) quando comparado ao LP-CA. De fato, para os casos em que o BSR-LP-CA obteve um melhor valor de função objetivo (27,23% dos casos), as soluções correspondentes foram capazes de alocar, em média, 87,9 Gbit/s a mais em banda. Além disso, é interessante ver que o BSR-LP-CA pareceu ser mais rápido na maioria dos casos, com um tempo médio de execução melhor que o LP-CA.

Tabela 5.6: Resultados obtidos pelas abordagens heurísticas ($k = 6$) no segundo conjunto de instâncias.

Métrica de Avaliação	Abordagem		Empate
	BSR-LP-CA	LP-CA	
Desempenho de alocação (n^0)	110 (27.23%)	5 (1.23%)	289 (71.54%)
Desempenho de tempo de execução (n^0)	254 (62.9%)	150 (37.1%)	0 (0.00%)
Gap Médio (%)	0.16	0.48	-
Tempo médio de execução (s)	26.12	28.88	-

Capítulo 6

Considerações Finais

Este trabalho abordou o problema *capacitated* RSA no contexto de Rede Ópticas Elástica. O problema trata a alocação de um conjunto de demandas em uma rede com capacidade limitada com o objetivo, de maximizar do atendimento (ou minimizar do bloqueio). Como propostas de métodos de solução para o problema, foram apresentadas uma abordagem exata e uma abordagem heurística baseada no modelo LP-CA (VELASCO et al., 2012).

A fim de avaliar a formulação ILP proposta, aqui chamada de MCFF, foram realizados extensos experimentos computacionais em centenas de instâncias baseadas em diferentes topologias reais e aleatórias. A formulação MCFF foi comparada à formulação LP-CA em condição equivalente de definição de rotas. Isto significa que, para a formulação LP-CA, foi necessário o cálculo de todas as rotas possíveis para cada par de nós presentes no conjunto de demandas.

Os resultados obtidos na comparação mostram que, na situação de pré-cálculo massivo de rotas, a formulação LP-CA apresenta redução significativa de desempenho, por vezes, impraticável. Em média, neste contexto, o modelo MCFF apresentou resultados superiores aos do modelo LP-CA (Tabelas 5.1 e 5.2). É interessante observar que a principal contribuição do modelo proposto é promover a garantia da obtenção da solução ótima nas situações em que, para isso, o uso de conjunto de rotas seja inviável.

Deveras, no conjunto de testes com variação do parâmetro k (Seção 5.2), para uma instância em particular, o modelo LP-CA precisou de 21 rotas pré-calculadas, para cada demanda, para alcançar o mesmo resultado obtido pelo modelo MCFF. Isto demonstra que estabelecer um número grande de rotas pré-calculadas não garante otimalidade.

Dessa forma, quando há necessidade de garantia da otimalidade, calcular todas as

rotas possíveis ou definir rotas baseando-se em conservação de fluxo são as alternativas disponíveis. Entretanto, nem sempre será viável calcular todas as rotas possíveis.

Como solução heurística foi proposto um algoritmo baseado na formulação LP-CA. O algoritmo utiliza a abordagem BSR para geração de rotas balanceadas para serem aplicadas à formulação LP-CA.

Esta abordagem se mostrou eficiente, melhorando a qualidade das soluções sem acréscimo de custo computacional, em termos de tempo de resolução (Tabela 5.6).

Além disso, neste trabalho foi demonstrada a redução do problema abordado a partir do problema 0-1 KP (*0-1 Knapsack Problem*), provando que o problema *Capacitated RSA* tem complexidade \mathcal{NP} -hard.

Como trabalhos futuros, pode-se adaptar as abordagens de solução propostas neste trabalho a outras variantes do problema de RSA, como *Impairment-Aware RSA* (CHRISTODOULOPOULOS et al., 2013), *DC-RSA (Data Center Location and Routing and Spectrum Allocation)* (GOŚCIENÍ; WALKOWIAK, 2017) e suas versões DPP (*Dedicated Path Protection*).

Uma última proposta de trabalho, refere-se ao uso de um algoritmo de geração de colunas para a formulação MCFF proposta neste trabalho. Essa abordagem pode reduzir o tempo de resolução do modelo.

Referências

- AGRAWAL, G. P. *Fiber-optic communication systems*. New York: Wiley-Interscience, 2002. ISBN 978-0-471-22114-2.
- ASSIS, K. D. R. et al. Approaches to maximize the open capacity of elastic optical networks. In: *2016 IEEE International Conference on Communications (ICC)*. IEEE, 2016. Disponível em: <https://doi.org/10.1109/icc.2016.7511246>.
- ATAMTÜRK, A.; NEMHAUSER, G. L.; SAVELSBERGH, M. W. Conflict graphs in solving integer programming problems. *European Journal of Operational Research*, Elsevier, v. 121, n. 1, p. 40–55, 2000.
- ATZORI, L.; IERA, A.; MORABITO, G. The internet of things: A survey. *Computer networks*, Elsevier, v. 54, n. 15, p. 2787–2805, 2010.
- BATES, R. J.; GREGORY, D. W. *Voice & Data Communications Handbook, Fifth Edition*. 5. ed. New York, NY, USA: McGraw-Hill, Inc., 2007. ISBN 0072263350, 9780072263350.
- CAI, A. et al. Novel node-arc model and multiiteration heuristics for static routing and spectrum assignment in elastic optical networks. *Journal of Lightwave Technology*, v. 31, n. 21, p. 3402–3413, 2013. ISSN 07338724.
- CHEN, D.; BATSON, R. G.; DANG, Y. *Applied Integer Programming*. [S.l.]: John Wiley & Sons, Inc., 2009. 334–358 p.
- CHRISTODOULOPOULOS, K.; SOUMLIS, P.; VARVARIGOS, E. Planning flexible optical networks under physical layer constraints. *Journal of Optical Communications and Networking*, The Optical Society, v. 5, n. 11, p. 1296, oct 2013. Disponível em: <https://doi.org/10.1364/jocn.5.001296>.
- CHRISTODOULOPOULOS, K.; TOMKOS, I.; VARVARIGOS, E. Spectrally/bitrate flexible optical network planning. In: IEEE. *Optical Communication (ECOC), 2010 36th European Conference and Exhibition on*. [S.l.], 2010. p. 1–3.
- CHRISTODOULOPOULOS, K.; TOMKOS, I.; VARVARIGOS, E. A. Routing and spectrum allocation in ofdm-based optical networks with elastic bandwidth allocation. In: *2010 IEEE Global Telecommunications Conference GLOBECOM 2010*. [S.l.: s.n.], 2010. p. 1–6. ISSN 1930-529X.
- CHRISTODOULOPOULOS, K.; TOMKOS, I.; VARVARIGOS, E. A. Elastic bandwidth allocation in flexible ofdm-based optical networks. *Journal of Lightwave Technology*, v. 29, n. 9, p. 1354–1366, May 2011. ISSN 0733-8724.

- DECUSATIS, C. *Handbook of Fiber Optic Data Communication: A Practical Guide to Optical Networking*. Elsevier Science, 2011. (Handbook of Fiber Optic Data Communication Series). ISBN 9780080565033. Disponível em: [⟨https://books.google.co.ve/books?id=ynvMx7mMgJAC⟩](https://books.google.co.ve/books?id=ynvMx7mMgJAC).
- DIJKSTRA, E. W. A note on two problems in connexion with graphs. *Numerische Mathematik*, v. 1, n. 1, p. 269–271, Dec 1959. ISSN 0945-3245. Disponível em: [⟨http://dx.doi.org/10.1007/BF01386390⟩](http://dx.doi.org/10.1007/BF01386390).
- GAREY, M. R.; JOHNSON, D. S. *Computers and Intractability: A Guide to the Theory of NP-Completeness (Series of Books in the Mathematical Sciences)*. [S.l.]: W. H. Freeman, 1979. ISBN 0716710455.
- GLOVER, F. Tabu search—part i. *ORSA Journal on Computing*, v. 1, n. 3, p. 190–206, 1989. Disponível em: [⟨https://doi.org/10.1287/ijoc.1.3.190⟩](https://doi.org/10.1287/ijoc.1.3.190).
- GOŚCIEŃ, R.; WALKOWIAK, K. Modeling and optimization of data center location and routing and spectrum allocation in survivable elastic optical networks. *Optical Switching and Networking*, Elsevier BV, v. 23, p. 129–143, jan 2017. Disponível em: [⟨https://doi.org/10.1016/j.osn.2016.06.004⟩](https://doi.org/10.1016/j.osn.2016.06.004).
- GOŚCIEŃ, R.; WALKOWIAK, K.; KLINKOWSKI, M. Joint anycast and unicast routing and spectrum allocation with dedicated path protection in elastic optical networks. In: IEEE. *Design of Reliable Communication Networks (DRCN), 2014 10th International Conference on the*. [S.l.], 2014. p. 1–8.
- GRAVEY, P.; HAI, D.; MORVAN, M. On the advantages of co-ofdm transponder in network-side protection. In: OPTICAL SOCIETY OF AMERICA. *Photonics in Switching*. [S.l.], 2014. p. PW1B–3.
- HAI, D. T. An Efficient Genetic Algorithm Approach for Solving Routing and Spectrum Assignment Problem. In: *International Conference on Recent Advances in Signal Processing, Telecommunications & Computing (SigTelCom)*. [S.l.: s.n.], 2017. p. 187–192. ISBN 9781509022915.
- HALL, M. et al. The WEKA data mining software: an update. *SIGKDD Explorations*, v. 11, n. 1, p. 10–18, 2009.
- JINNO, M. et al. Distance-adaptive spectrum resource allocation in spectrum-sliced elastic optical path network [topics in optical communications]. *IEEE Communications Magazine*, v. 48, n. 8, p. 138–145, August 2010. ISSN 0163-6804.
- JINNO, M.; TAKARA, H.; KOZICKI, B. Concept and enabling technologies of spectrum-sliced elastic optical path network (slice). In: *Asia Communications and Photonics Conference and Exhibition*. Optical Society of America, 2009. p. FO2. Disponível em: [⟨http://www.osapublishing.org/abstract.cfm?URI=ACP-2009-FO2⟩](http://www.osapublishing.org/abstract.cfm?URI=ACP-2009-FO2).
- JINNO, M.; TAKARA, H.; KOZICKI, B. Dynamic optical mesh networks: Drivers, challenges and solutions for the future. In: *35th European Conference on Optical Communication*. [S.l.: s.n.], 2009. p. 2–5. ISBN 978-1-4244-5096-1.

- JINNO, M. et al. Demonstration of novel spectrum-efficient elastic optical path network with per-channel variable capacity of 40 Gb/s to Over 400 Gb/s. *European Conference on Optical Communication, ECOC*, v. 7, n. September, p. 49–50, 2008.
- KLINKOWSKI, M. et al. Valid inequalities for the routing and spectrum allocation problem in elastic optical networks. In: IEEE. *Transparent Optical Networks (ICTON), 2014 16th International Conference on*. [S.l.], 2014. p. 1–5.
- KLINKOWSKI, M. et al. Spectrum allocation problem in elastic optical networks - a branch-and-price approach. In: *2015 17th International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON)*. IEEE, 2015. Disponível em: <https://doi.org/10.1109/icton.2015.7193482>.
- KLINKOWSKI, M. et al. Spectrum allocation problem in elastic optical networks-a branch-and-price approach. In: IEEE. *Transparent Optical Networks (ICTON), 2015 17th International Conference on*. [S.l.], 2015. p. 1–5.
- KLINKOWSKI, M.; WALKOWIAK, K. Routing and spectrum assignment in spectrum sliced elastic optical path network. *IEEE Communications Letters*, v. 15, n. 8, p. 884–886, August 2011. ISSN 1089-7798.
- KLINKOWSKI, M.; WALKOWIAK, K. A simulated annealing heuristic for a branch and price-based routing and spectrum allocation algorithm in elastic optical networks. In: *Intelligent Data Engineering and Automated Learning – IDEAL 2015*. Springer International Publishing, 2015. p. 290–299. Disponível em: https://doi.org/10.1007/978-3-319-24834-9_35.
- KNIGHT, S. et al. The internet topology zoo. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, v. 29, n. 9, p. 1765–1775, October 2011. ISSN 0733-8716.
- LEZAMA, F. et al. Routing and spectrum allocation in flexgrid optical networks using differential evolution optimization. In: IEEE. *Transparent Optical Networks (ICTON), 2014 16th International Conference on*. [S.l.], 2014. p. 1–4.
- LI, B.; KIM, Y. C. Efficient routing and spectrum allocation considering QoT in elastic optical networks. *2015 38th International Conference on Telecommunications and Signal Processing, TSP 2015*, n. 1, p. 109–112, 2015.
- MUKHERJEE, B. *Optical WDM networks*. [S.l.]: Springer Science & Business Media, 2006.
- PRZEWOŹNICZEK, M. et al. Towards solving practical problems of large solution space using a novel pattern searching hybrid evolutionary algorithm – an elastic optical network optimization case study. *Expert Systems with Applications*, Elsevier BV, v. 42, n. 21, p. 7781–7796, nov 2015. Disponível em: <https://doi.org/10.1016/j.eswa.2015.05.040>.
- RAMASWAMI, R.; SIVARAJAN, K.; SASAKI, G. *Optical Networks: A Practical Perspective, 3rd Edition*. 3rd. ed. San Francisco, CA, USA: Morgan Kaufmann Publishers Inc., 2009. ISBN 0123740924, 9780123740922.
- RNP. *Rede Ipê*. 2016. <https://www.rnp.br/servicos/conectividade/rede-ipe>. Acessado: 2017-04-12.

- RUIZ, M. et al. Column generation algorithm for RSA problems in flexgrid optical networks. *Photonic Network Communications*, Springer Nature, v. 26, n. 2-3, p. 53–64, aug 2013. Disponível em: [⟨https://doi.org/10.1007/s11107-013-0408-0⟩](https://doi.org/10.1007/s11107-013-0408-0).
- SANTOS, A. et al. Heuristics for routing in spectrum-sliced elastic optical path networks. In: *The 10th International Conference on Optical Internet (COIN 2012)*. [S.l.: s.n.], 2012.
- TALEBI, S. et al. Spectrum management techniques for elastic optical networks: A survey. *Optical Switching and Networking*, v. 13, p. 34 – 48, 2014. ISSN 1573-4277. Disponível em: [⟨http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S1573427714000253⟩](http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/S1573427714000253).
- TALEBI, S.; ROUSKAS, G. N.; KATIB, I. Offline Distance-Adaptive Routing and Spectrum Assignment in Mesh Elastic Optical Networks. n. 2, p. 1–6, 2016.
- VELASCO, L. et al. Modeling the routing and spectrum allocation problem for flexgrid optical networks. *Photonic Network Communications*, Springer Science + Business Media, v. 24, n. 3, p. 177–186, apr 2012. Disponível em: [⟨http://dx.doi.org/10.1007/s11107-012-0378-7⟩](http://dx.doi.org/10.1007/s11107-012-0378-7).
- VIZCAÍNO, J. L.; YE, Y.; MONROY, I. T. Energy efficiency in elastic-bandwidth optical networks. In: IEEE. *Network of the Future (NOF), 2011 International Conference on the*. [S.l.], 2011. p. 107–111.
- VNI, . C. *The Zettabyte Era: Trends and Analysis*. 2016. [⟨http://www.cisco.com/c/en/us/solutions/collateral/service-provider/visual-networking-index-vni/vni-hyperconnectivity-wp.html⟩](http://www.cisco.com/c/en/us/solutions/collateral/service-provider/visual-networking-index-vni/vni-hyperconnectivity-wp.html). Acessado: 2018-02-21.
- WALKOWIAK, K. et al. Routing and spectrum allocation algorithms for elastic optical networks with dedicated path protection. *Optical Switching and Networking*, v. 13, p. 63–75, 2014. ISSN 15734277.
- WALKOWIAK, K. et al. ILP modeling of flexgrid SDM optical networks. In: *2016 17th International Telecommunications Network Strategy and Planning Symposium (Networks)*. IEEE, 2016. Disponível em: [⟨https://doi.org/10.1109/netwks.2016.7751163⟩](https://doi.org/10.1109/netwks.2016.7751163).
- WANG, Y. et al. Towards elastic and fine-granular bandwidth allocation in spectrum-sliced optical networks. *Journal of Optical Communications and Networking*, The Optical Society, v. 4, n. 11, p. 906, oct 2012. Disponível em: [⟨https://doi.org/10.1364/jocn.4.000906⟩](https://doi.org/10.1364/jocn.4.000906).
- WANG, Y. et al. Towards elastic and fine-granular bandwidth allocation in spectrum-sliced optical networks. *IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking*, v. 4, n. 11, p. 906–917, Nov 2012. ISSN 1943-0620.
- WANG, Y.; CAO, X.; PAN, Y. A study of the routing and spectrum allocation in spectrum-sliced elastic optical path networks. In: *2011 Proceedings IEEE INFOCOM*. [S.l.: s.n.], 2011. p. 1503–1511. ISSN 0743-166X.
- WHITE, C. *Data Communications and Computer Networks: A Business User's Approach*. Cengage Learning, 2008. ISBN 9781423903031. Disponível em: [⟨https://books.google.com.br/books?id=k8hsmIDZT5wC⟩](https://books.google.com.br/books?id=k8hsmIDZT5wC).

- WINZER, P. J. *Scaling Optical Fiber Networks: Challenges and Solutions*. 2015. https://www.osa-opn.org/home/articles/volume_26/march_2015/features/scaling_optical_fiber_networks_challenges_and_solu/. Acessado: 2017-05-08.
- XUAN, H. et al. New bi-level programming model for routing and spectrum assignment in elastic optical network. *Optical and Quantum Electronics*, Springer Nature, v. 49, n. 5, apr 2017. Disponível em: <https://doi.org/10.1007/s11082-017-1022-7>.
- YANG, Q.; MA, Y.; SHIEH, W. 107 gb/s coherent optical ofdm reception using orthogonal band multiplexing. In: *Optical Fiber Communication Conference/National Fiber Optic Engineers Conference*. Optical Society of America, 2008. p. PDP7. Disponível em: <http://www.osapublishing.org/abstract.cfm?URI=OFC-2008-PDP7>.
- YEN, J. Y. Finding the k shortest loopless paths in a network. *Management Science*, Institute for Operations Research and the Management Sciences (INFORMS), v. 17, n. 11, p. 712–716, jul 1971. Disponível em: <http://dx.doi.org/10.1287/mnsc.17.11.712>.