



OTIMIZAÇÃO DE MÉTRICAS DE REDE DE OPERADORA DE
TELECOMUNICAÇÕES COM ROTEAMENTO POR SEGMENTOS E
ENGENHARIA DE TRÁFEGO

Antonio José Silvério

Tese de Doutorado apresentada ao Programa de Pós-graduação em Engenharia Elétrica, COPPE, da Universidade Federal do Rio de Janeiro, como parte dos requisitos necessários à obtenção do título de Doutor em Engenharia Elétrica.

Orientadores: Miguel Elias Mitre Campista
Luís Henrique Maciel Kosmalski
Costa

Rio de Janeiro
Setembro de 2019

OTIMIZAÇÃO DE MÉTRICAS DE REDE DE OPERADORA DE
TELECOMUNICAÇÕES COM ROTEAMENTO POR SEGMENTOS E
ENGENHARIA DE TRÁFEGO

Antonio José Silvério

TESE SUBMETIDA AO CORPO DOCENTE DO INSTITUTO ALBERTO LUIZ
COIMBRA DE PÓS-GRADUAÇÃO E PESQUISA DE ENGENHARIA (COPPE)
DA UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO DE JANEIRO COMO PARTE DOS
REQUISITOS NECESSÁRIOS PARA A OBTENÇÃO DO GRAU DE DOUTOR
EM CIÊNCIAS EM ENGENHARIA ELÉTRICA.

Examinada por:

Prof. Miguel Elias Mitre Campista, D.Sc.

Prof. Luís Henrique Maciel Kosmalski Costa, Dr.

Prof. Célio Vinicius Neves de Albuquerque, Ph.D.

Prof. Rodrigo de Souza Couto, D.Sc.

Prof. Igor Monteiro Moraes, D.Sc.

Prof. Flávio Luiz Seixas, D.Sc.

RIO DE JANEIRO, RJ – BRASIL
SETEMBRO DE 2019

Silvério, Antonio José

Otimização de Métricas de Rede de Operadora de Telecomunicações com Roteamento por Segmentos e Engenharia de Tráfego/Antonio José Silvério. – Rio de Janeiro: UFRJ/COPPE, 2019.

XIII, 112 p.: il.; 29, 7cm.

Orientadores: Miguel Elias Mitre Campista

Luís Henrique Maciel Kosmalski Costa

Tese (doutorado) – UFRJ/COPPE/Programa de Engenharia Elétrica, 2019.

Referências Bibliográficas: p. 101 – 112.

1. Protocolos de Roteamento. 2. Roteamento pela Origem. 3. MPLS - Multiprotocol Label Switching. 4. Engenharia de Tráfego. 5. Gerenciamento de Redes. 6. Roteamento por Segmentos. 7. Redes Definidas por Software. 8. Operadoras de Telecomunicações. I. Mitre Campista, Miguel Elias *et al.* II. Universidade Federal do Rio de Janeiro, COPPE, Programa de Engenharia Elétrica. III. Título.

*Ao meu anjinho José Pedro, à
minha esposa e aos meus
saudosos pais*

Agradecimentos

Ao arquiteto universal por ter me concedido esta oportunidade de desenvolvimento profissional e pessoal, em um país com tantas desigualdades.

A minha esposa Ana Lúcia e ao meu filho José Pedro, motivado pelo carinho que me confortou em sua sabedoria de criança, a conduzir meu trabalho de forma objetiva e lidar com as horas de ausência com a família.

Aos meus pais (*in memoriam*), que sempre me incentivaram nesta caminhada do saber, apoiados no próprio desejo de estudar, não concretizado pelas contingências de suas vidas.

Aos Professores orientadores Miguel Elias Mitre Campista e Luís Henrique Maciel Kosmowski Costa pela paciência na orientação e incentivo na conclusão desse trabalho, e em especial ao Professor Rodrigo de Souza Couto por toda ajuda no suporte ao CPLEX nos experimentos realizados e também ao Professor e amigo, Nelson Maculan no suporte ao entendimento de programação linear multicritério.

Agradeço aos professores Célio Vinicius Neves de Albuquerque, Igor Monteiro Moraes e Flávio Luiz Seixas, pela participação na banca examinadora desta tese.

Aos amigos da COPPE/PEE, funcionários, professores, em especial do GTA (Grupo de Teleinformática e Automação): Leon Valentim Porto Trindade, Bruno Peres, Dianne Scherly, Leopoldo Maurício, Pedro Cruz e João Batista Pinto Neto (*in memoriam*), pelo apoio e ajuda nesta trajetória acadêmica.

Ao corpo técnico da Embratel, em especial aos Gerentes Eduardo Ramalho, José Paula Silva e Luiz Fernando de Castro Bourdot que apoiaram e concederam a oportunidade para a minha dedicação parcial ao programa do Doutorado. Aos Engenheiros Márcia de Sousa Andrade e Alberto Sávio pela valorosa ajuda no entendimento da operação da rede IP/MPLS da Embratel e das ferramentas de planejamento, assim como pela disponibilização dos dados usados nos experimentos. Finalmente à Cisco do Brasil, representada pelos Engenheiros Carlos Campana e André Gustavo Albuquerque, que auxiliaram no entendimento e suporte de informações da tecnologia de roteamento por segmentos e de redes definidas por software, colaborando com esta pesquisa.

Resumo da Tese apresentada à COPPE/UFRJ como parte dos requisitos necessários para a obtenção do grau de Doutor em Ciências (D.Sc.)

OTIMIZAÇÃO DE MÉTRICAS DE REDE DE OPERADORA DE
TELECOMUNICAÇÕES COM ROTEAMENTO POR SEGMENTOS E
ENGENHARIA DE TRÁFEGO

Antonio José Silvério

Setembro/2019

Orientadores: Miguel Elias Mitre Campista

Luís Henrique Maciel Kosmowski Costa

Programa: Engenharia Elétrica

Atualmente, dentre os principais problemas das operadoras de telecomunicações estão a administração e a configuração de uma grande quantidade de túneis nos roteadores de borda e de núcleo de redes IP/MPLS. A quantidade de túneis resulta no aumento de estados por fluxo nos roteadores, na complexidade de manutenção de protocolos de controle e otimização dos recursos de rede, com diferentes métricas. Neste cenário, mudanças dinâmicas e falhas na rede exigem constante planejamento e reconfiguração manual de túneis, para controle do encaminhamento do tráfego de forma previsível. Nesse contexto, o roteamento por segmentos é uma tecnologia que permite a simplificação do roteamento e a configuração dessas redes. O roteamento por segmentos é realizado através da combinação de segmentos que compõe um caminho para atender demandas de tráfego, no entanto, segmentos podem ser reaproveitados, diminuindo a quantidade de estados na rede. Assim, nesta tese formula-se um problema de otimização em duas etapas, considerando uma rede de *backbone* com roteamento por segmentos e engenharia de tráfego. O modelo tem a finalidade de distribuir os fluxos considerando a carga nos enlaces e diferentes parâmetros de engenharia de tráfego estabelecidos pela operadora, minimizando a quantidade de estados ou segmentos por roteador. Resultados baseados em exemplos reais são apresentados, demonstrando-se os benefícios do modelo em relação ao estado da arte das propostas de modelagem de roteamento por segmentos, como o tratamento de múltiplas métricas de rede.

Abstract of Thesis presented to COPPE/UFRJ as a partial fulfillment of the requirements for the degree of Doctor of Science (D.Sc.)

TELECOMMUNICATION OPERATOR NETWORK METRICS
OPTIMIZATION WITH SEGMENT ROUTING AND TRAFFIC
ENGINEERING

Antonio José Silvério

September/2019

Advisors: Miguel Elias Mitre Campista

Luís Henrique Maciel Kosmowski Costa

Department: Electrical Engineering

Currently, telecommunication operators's main problems include managing and configuring a large number of tunnels in the IP/MPLS network edge and core routers, resulting an increasing of router flow states, and also a complexity of control protocol maintenance, and optimization of network resources with different metrics. In this scenario, dynamic changes and network failures requires constantly a manual tunnel planning and reconfiguration to a predictable controlled traffic routing. In this sense, segment routing is a technology that simplifies routing and the configuration of these networks. Segment routing is accomplished by combining segments that finds a path for traffic demands, however, segments can be reused, reducing the number of states in the network. Thus, this thesis formulates a two-step optimization problem, considering a backbone network with segment routing and traffic engineering. The model has the purpose of distributing traffic flows considering the link load and different traffic engineering parameters established by the telecommunications operator, minimizing the number of states or segments per router. Results based on real examples are presented, demonstrating the state-of-the-art model benefits of current segment routing modeling proposals, such as addressing multiple network metric objectives.

Sumário

Lista de Figuras	x
Lista de Tabelas	xiii
1 Introdução	1
1.1 Objetivos	6
1.2 Organização da Tese	6
2 Desafio das Operadoras de Telecomunicações	8
2.1 Estado Atual da Rede da Operadora	8
2.2 Arquitetura do MPLS	9
2.3 Engenharia de Tráfego com MPLS-TE	14
2.4 Configuração de Túneis MPLS	16
2.5 Integração da Camada Física e Lógica de Rede	19
3 Roteamento por Segmentos e Engenharia de Tráfego	22
3.1 Fundamentos do Roteamento por Segmentos	23
3.1.1 Operações do Roteamento por Segmentos	25
3.1.2 Prefixos e Numeração do Roteamento por Segmentos	27
3.2 Plano de Dados MPLS para Roteamento por Segmentos	29
3.3 Plano de dados IPv6 para Roteamento por Segmentos	32
3.4 Plano de controle MPLS para Roteamento por Segmentos	35
3.5 Plano de Controle BGP para Roteamento por Segmentos	40
3.5.1 Pareamento com Segmento de Nó	40
3.5.2 BGP-LS	41
3.5.3 Pareamento com Segmento de Adjacência	42
3.5.4 Pareamento com Associação de Nós	43
3.5.5 Extensões do BGP	43
3.6 Coexistência do Plano de Controle MPLS e de Roteamento por Segmentos	46
3.7 Interoperabilidade entre MPLS e Roteamento por Segmentos	48
3.8 Servidor de Mapeamento	49

3.9	Caso de Uso de Engenharia de Tráfego	50
3.10	Outros Casos de Uso de Roteamento por Segmentos	53
3.10.1	Monitoramento de Caminho	53
3.11	Automação de Pareamento de Sistemas Autônomos	53
3.11.1	Roteamento por Segmentos com BGP em Datacenters	54
3.11.2	Cadeia de Serviços de Funções Virtualizadas de Rede	54
3.12	Quantidade de Estados na Tecnologia MPLS e em Roteamento por Segmentos	55
4	Trabalhos Relacionados	59
5	Descrição do Problema e Modelo Proposto	64
5.1	Descrição do Problema	65
5.2	Metodologia Utilizada	69
5.2.1	Programação Linear Multi-Objetivo (PLMO)	69
5.2.2	Métodos Multi-Objetivos	72
5.2.3	Otimização combinatória inteira	74
5.3	Modelo Proposto	75
5.3.1	Dados do Problema	76
5.3.2	Variáveis	77
5.3.3	Primeira Etapa de Otimização	78
5.3.4	Segunda Etapa de Otimização	79
6	Experimentos e Resultados	81
6.1	Topologias Usadas nos Experimentos	81
6.2	Avaliação da Função Bi-Objetivo: Primeira Etapa de Otimização	83
6.2.1	Avaliação das Funções Harmonizadas na Abordagem Bi-objetivo	84
6.2.2	Avaliação das Funções na Abordagem Mono-Objetivo	87
6.3	Avaliação da Função Bi-objetivo: Segunda Etapa de Otimização	91
6.3.1	Número de Segmentos por Fluxo	92
6.3.2	Impacto do Número de Segmentos	95
7	Conclusões e Trabalhos Futuros	98
7.1	Trabalhos Futuros	99
	Referências Bibliográficas	101

Lista de Figuras

1.1	Diagrama de rede de fibras ópticas de uma operadora de telecomunicações.	3
1.2	Exemplo de ferramenta de planejamento Cisco WAE Design de túneis MPLS-TE.	5
2.1	Exemplo de topologia de túneis explícitos.	10
2.2	Complexidade da topologia de túneis explícitos - tráfego entre todos os nós de rede.	11
2.3	Encapsulamento MPLS.	11
2.4	Exemplos de diferentes aplicações para o empilhamento de rótulos MPLS.	12
2.5	Exemplo de tabelas de encaminhamento em uma rede MPLS.	13
2.6	Topologia MPLS-TE básica.	15
2.7	Exemplo de uma topologia MPLS-TE detalhada.	17
2.8	Exemplo de túnel MPLS-TE primário e de proteção.	18
2.9	Exemplos de túneis para balanceamento de carga.	19
2.10	Shared Risk Link Group (SLRG).	20
2.11	Desacoplamento entre as camadas de rede.	21
3.1	Segmento de nó.	24
3.2	Segmento de nó com ECMP.	25
3.3	Segmento de adjacência.	26
3.4	Segmento local.	27
3.5	Segmento de adjacência - grupo.	28
3.6	Combinação de Segmentos de Nó e Adjacências.	29
3.7	Operações com segmentos.	30
3.8	SRGB recomendada.	30
3.9	SRGB não recomendada.	31
3.10	Roteamento por segmentos - plano de dados MPLS.	32
3.11	Roteamento por segmentos - L3 VPN.	33
3.12	Cabeçalho de roteamento por segmentos SRH do IPv6.	34

3.13	Exemplo de encaminhamento de dados usando roteamento por segmentos no IPv6.	35
3.14	Extensões do OSPF para prefixos SID.	37
3.15	Prefixo SID <i>Anycast</i>	38
3.16	Propagação de prefixos SID e flags OSPF.	39
3.17	Segmento de Adjacências - Pseudo-nó.	40
3.18	Exemplo prefixo SID aprendido via BGP.	41
3.19	Exemplo prefixo SID Anycast aprendido via BGP.	42
3.20	BGP-LS.	43
3.21	Exemplo segmento de nó e adjacência - peer BGP.	44
3.22	Exemplo de inter-AS - BGP com roteamento por segmentos.	45
3.23	TLVs do BGP para roteamento por segmentos.	46
3.24	Coexistência MPLS e roteamento por segmentos.	47
3.25	Modelo 1 - LDP para roteamento por segmentos.	48
3.26	Modelo 2 - roteamento por segmentos para LDP.	49
3.27	Arquitetura cliente-servidor de mapeamento.	50
3.28	Roteamento por segmentos com decisão de caminho por SDN e PCE.	52
3.29	Aplicação SR-TE para orquestração de banda.	53
3.30	Aplicação SR-TE com túneis disjuntos por plano.	54
3.31	Acoplamentos de Redes IP/MPLS e de Transporte com SDN.	55
3.32	Aplicação OAM com roteamento por segmentos de adjacência.	56
3.33	Aplicação EPE - automação de “peering” da rede.	57
3.34	Cadeia de serviços com roteamento por segmentos.	57
3.35	Exemplo de rede com MPLS e roteamento por segmentos.	58
4.1	Roteamento ECMP considerado em [1].	60
4.2	Roteamento ECMP considerado em [2].	61
4.3	Rede híbrida IPv6 e roteamento por segmentos [3]	62
4.4	Modelo de partição em grafos para roteamento por segmentos em [4].	63
5.1	Topologia conceito em forma de “peixe”.	65
5.2	Topologia conceito com túneis MPLS e SR.	66
5.3	Topologia conceito com túneis MPLS-TE e SR-TE.	68
5.4	Conceito de soluções Pareto-Ótimo.	70
5.5	Região de dominância.	71
5.6	Fases da otimização multi-objetivo.	73
5.7	Modelo proposto de duas etapas.	77
6.1	Topologia de rede experimental de pesquisa RENATER - França. [5]	83
6.2	Topologia de rede experimental de pesquisa Géant - Pan-Europeia. [6]	84

6.3	Topologia de rede de operadora de telecomunicações US Domestic - Exemplo da ferramenta de planejamento Cisco WAE Design. [7]	85
6.4	Topologia de rede de operadora de telecomunicações Embratel Versão 2017 e 2019.	85
6.5	Detalhe do nó CTA com roteadores de núcleo e borda da topologia Embratel 2017.	86
6.6	Carga Máxima resultante da primeira etapa de otimização.	86
6.7	Custo TE - latência resultante da primeira etapa de otimização.	87
6.8	Carga Máxima resultante sem harmonização para a topologia da rede Renater.	88
6.9	Carga Máxima resultante sem harmonização para a topologia da rede Géant.	88
6.10	Carga Máxima resultante sem harmonização para a topologia da rede US Domestic.	89
6.11	Custo TE resultante sem harmonização para a topologia da rede Renater.	89
6.12	Custo TE resultante sem harmonização para a topologia da rede Géant.	89
6.13	Custo TE resultante sem harmonização para a topologia da rede US Domestic.	90
6.14	Número de segmentos/Túneis MPLS para a topologia US Domestic.	92
6.15	Número de segmentos/Túneis MPLS para a topologia da rede Renater.	92
6.16	Número de segmentos/Túneis MPLS para a topologia da rede Géant.	93
6.17	Número de segmentos/Túneis MPLS para a topologia da rede Renater considerando até 200 fluxos.	93
6.18	Número de segmentos/Túneis MPLS para a topologia Géant considerando até 200 fluxos.	94
6.19	Fração de fluxos com um determinado valor fixo de segmentos em um cenário com 90 fluxos.	94
6.20	Taxa de sucesso de quantidade de segmentos por fluxo-caminho do problema $f_3(x)$.	96
6.21	Distribuição de número de segmentos por fração caminho calculado no problema $f_3(x)$ para a rede Embratel 2017.	97
6.22	Distribuição de número de segmentos por fração caminho calculado no problema $f_3(x)$ para a rede Embratel 2019.	97
7.1	Topologia de teste com roteadores de núcleo físicos e virtuais com roteamento por segmentos.	100

Lista de Tabelas

1.1	SLA de operadora de telecomunicações.	2
2.1	FIB da arquitetura de rede MPLS da Figura 2.5.	13
2.2	LFIB da arquitetura MPLS da Figura 2.5.	13
3.1	Faixa de rótulos do MPLS e do roteamento por segmentos.	29
3.2	MPLS com roteamento por segmentos <i>vs.</i> MPLS tradicional.	31
3.3	Prefixos anycast propagados inter-área	39
3.4	LFIB - Coexistência MPLS com roteamento por segmentos	47
3.5	Número de entradas na tabela de fluxos da topologia da Figura 3.35	57
4.1	Comparativo entre os trabalhos relacionados e o modelo proposto	63
5.1	Tabela comparativa MPLS e roteamento por segmentos para a topologia da Figura 5.1.	66
5.2	Tabela comparativa MPLS e roteamento por segmentos Exemplo Figura 5.2.	67
5.3	Tabela comparativa MPLS-TE e SR-TE	68
5.4	Notações utilizadas na primeira etapa.	78
5.5	Notações utilizadas na Etapa 2.	79
6.1	Comparativo do resultado das funções na abordagem bi e mono-objetivo	90

Capítulo 1

Introdução

Atualmente, entre os principais desafios para as operadoras de telecomunicações (*Telcos*) estão a configuração e a operação dos recursos de rede; considerando mudanças dinâmicas nos padrões e demandas de tráfego, múltiplas métricas e topologias cada vez mais complexas. A configuração adotada e a posterior operação da rede devem assegurar os acordos de nível de serviço contratados (*Service Level Agreements* - SLAs) entre a operadora e seus clientes. Em outras palavras, a operadora deve garantir, por exemplo, requisitos de vazão, perda de pacotes e latência mínima, tendo como insumo a rede e todo o dinamismo relacionado aos recursos disponíveis. Os recursos correspondem à capacidade dos equipamentos utilizados tanto na rede física quanto na camada lógica MPLS (*MultiProtocol Label Switching*) [8].

A necessidade de configuração da rede para cada demanda de cliente, considerando a topologia, a carga oferecida, as possíveis mudanças de topologia, entre outros fatores, requerem soluções automatizadas. Cada demanda de cliente corresponde tipicamente à configuração de, pelo menos, um túnel MPLS na rede. No entanto, um grande desafio ainda é a limitação das tecnologias de rede ora implantadas nas redes de operadoras, que exigem um esforço considerável em configuração manual.

A Figura 1.1 ilustra um exemplo de rede *backbone* simplificada de uma operadora de telecomunicações, onde os nós correspondentes às localidades representam roteadores de borda e núcleo; os enlaces representam os meios de transmissão físicos, como por exemplo cabos de fibra óptica, com equipamentos ópticos ligados a estes roteadores. Os enlaces possuem uma capacidade instalada nos equipamentos de 10 a 100 GBit/s para encaminhar as demandas de tráfego e é necessária uma folga nesta capacidade para eventuais expansões e mudanças devido a falhas, acomodando o tráfego não previsto no planejamento da rede. Observa-se na Figura 1.1 a presença de enlaces extensos, com maior conectividade nas regiões sudeste, sul, interior de São Paulo e capital. A rede de cabos de fibras ópticas são implantadas em diferentes infraestruturas como leito de rodovias, ferrovias, em cabos pára-raios de redes de transmissão elétrica OPGW (*Optical Ground Wired*) e aéreo em postes. Cada

infraestrutura possui diferentes tempos médio entre falhas MTBF (*Medium Time Between Fails*) e tempos médios de reparo MTTR (*Medium Time to Repair*) usados no cálculo da disponibilidade do enlace. Por exemplo um cabo rodoviário no Brasil tem mais interrupções do que um cabo submarino, no entanto o tempo de reparo de um cabo submarino é muito maior que o reparo em um cabo rodoviário. Por exemplo um fluxo de tráfego proveniente de Manaus (MNS) até o Rio de Janeiro (RJO) atravessa vários tipos de cabo, e eventos de falhas simples ou múltiplas pode levar a cenários de topologia imprevisíveis, sendo necessário redes que tenham visão integrada e que possam segmentar o caminho em sub-caminhos a fim de flexibilizar as ações de reconfiguração.

As operadoras caracterizam a qualidade dos serviços de rede através de parâmetros de SLA (*Service Level Agreement*) que consta normalmente em contrato com o cliente. É importante o uso racional dos recursos da rede e previsibilidade no encaminhamento do tráfego para atendimento ao SLA [9] dos serviços prestados, como exemplificado na Tabela 1.1. Os parâmetros de SLA são diferenciados por distância, sendo os valores mais restritivos aplicados para distâncias menores.

Como verificado na tabela, a operadora considera como objetivo métricas de latência, perda de pacotes, jitter e disponibilidade, utilizadas na configuração dos caminhos da rede. O objetivo de múltiplas métricas, como por exemplo carga e latência, podem ter resultados conflitantes, sendo necessário portanto, a aplicação de modelos e algoritmos de otimização em redes. Para que isto possa ser implementado, são necessários mecanismos de roteamento eficientes e previsíveis, que atendam a engenharia de tráfego e as políticas de administração e operação da operadora de telecomunicações.

Parâmetro de SLA	Abrangência geográfica	Valor objetivo (bidirecional)
Latência	Circuitos locais (até 50 km)	10 ms
	Circuitos regionais (>50 km a 400 km)	30 ms
	Circuitos interurbanos (acima de 400 km)	100 ms
Perda de pacotes		<0,1 %
Disponibilidade		>99,3 %
Variação da latência (<i>jitter</i>)	Circuitos locais (até 50 km)	1 ms
	Circuitos regionais (>50 km a 400 km)	30 ms
	Circuitos interurbanos (acima de 400 km)	<80 ms

Tabela 1.1: SLA de operadora de telecomunicações.

As operadoras frequentemente utilizam a tecnologia MPLS [11] para encaminhamento de pacotes pelos roteadores de borda e núcleo para a camada de transmissão óptica ou camada física, composta por equipamentos e rede de fibras ópticas conforme ilustrado na Figura 1.1. O cabeçalho MPLS possui rótulos para endereçar um conjunto de prefixos de rotas IP. Assim, o MPLS fornece um circuito virtual denominado LSP (*Label Switched Path*) que corresponde ao melhor prefixo de rota IP para o destino da rota de pacotes [12], tendo como vantagem a comutação rápida através

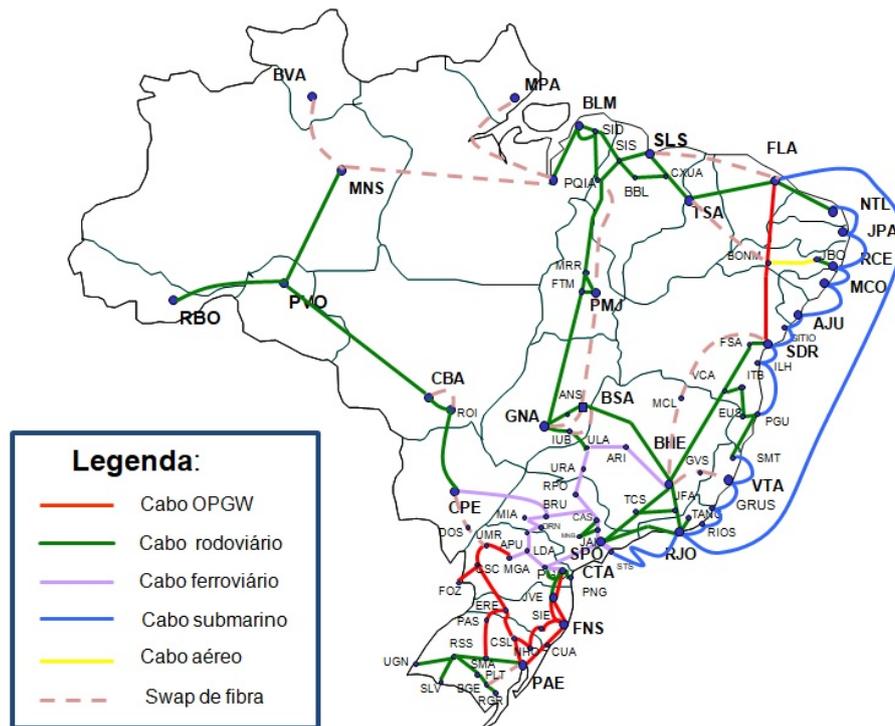


Figura 1.1: Diagrama de rede de fibras ópticas de uma operadora de telecomunicações. [10]

de rótulos e não de prefixos que acarretam longas tabelas de encaminhamento e processamento de pacotes, além se fixar rotas para o LSP.

A rede IP/MPLS tem planos de controle e de encaminhamento de dados implementados em cada um de seus nós. O plano de controle é mantido através de protocolos como o LDP (*Label Distribution Protocol*), para distribuição dos rótulos, e um protocolo IGP, como o OSPF (*Open Shortest Path First*), para descoberta dos caminhos mais curtos. No caso de falha da rede, o OSPF encontra um novo percurso, desviando assim o tráfego [12, 13]. No plano de dados, o pacote IP recebe um rótulo (*label*), que é processado pelo roteador.

O protocolo MPLS não é habilitado para encontrar caminhos de acordo com múltiplas métricas de rede ou em resposta a alterações de topologia física. O MPLS aborda parte dessa questão usando uma extensão de engenharia de tráfego, denominada MPLS-TE (*Multiprotocol Label Switching – Traffic Engineering*). Com o MPLS-TE, é possível fornecer qualidade de serviço (QoS – *Quality of Service*) [14] ou, também, calcular caminhos levando em consideração múltiplas métricas. A reserva de recursos para o caminho é sinalizada através do protocolo RSVP-TE (*Resource reSerVation Protocol - Traffic Engineering*). Assim, pode-se garantir QoS para cada fluxo de tráfego, ou túnel MPLS.

A maioria das operadoras de telecomunicações utiliza o MPLS-TE com túneis para proteção e balanceamento de carga para garantir os SLAs e, assim, direcionar as

demandas de tráfego da melhor forma possível. A ideia é evitar congestionamentos e perda de pacotes, em caso de falhas na camada física da rede.

Um aspecto importante para os túneis MPLS-TE é a manutenção de estados nos roteadores de núcleo intermediários. Cada túnel é configurado por uma sequência de rótulos MPLS, mantidos ao longo do caminho nas tabelas dos roteadores. A manutenção e troca de rótulos representa uma carga adicional em termos de processamento do roteador, consumo de energia e complexidade de configuração [15]. Consumo adicional de recursos também ocorre com as mudanças de topologia, que provocam redistribuições de rótulos e novas reservas de recursos. A consequência para a malha de túneis é o aumento do tempo de convergência da rede e sincronização dos protocolos envolvidos [16].

Os túneis podem ser configurados automaticamente usando o PCE (*Path Computation Element*) [17] e os recursos necessários são verificados e reservados pelo protocolo RSVP. No entanto, a operadora de telecomunicações utiliza a configuração manual suportada por ferramentas de planejamento *off-line* para pré-configuração de túneis em diversos cenários de rede, simulando situações de falha nos enlaces e alterações na matriz de demandas de tráfego, para então configurar a rede de forma otimizada. Estas tarefas manuais e encadeadas no tempo reduzem a flexibilidade da operadora para alterações da rede em um cenário de topologia em constante mudança.

A Figura 1.2 mostra o exemplo da ferramenta de planejamento Cisco WAE Design [18] de túneis MPLS-TE da rede de roteadores de borda e núcleo. Neste exemplo, a rede é composta por 334 nós representando os roteadores de borda e núcleo, 6571 fluxos de demandas de tráfego, 2116 enlaces entre os roteadores e 580 túneis explícitos ponto a ponto, ou seja, configurados de forma manual. A ferramenta auxilia na criação do túnel e a associação com caminhos, simulados pela ferramenta. A rede planejada não representa em muitos casos, a que está em operação, que possui alterações frequentes de topologias e interesses na matriz de demandas de tráfego, e portanto, não atende ao caráter dinâmico da rede.

Apesar do MPLS-TE ser uma tecnologia de rede comumente utilizada, o seu uso em um cenário dinâmico de rede da operadora de telecomunicações introduz alta complexidade. Essa complexidade vem do plano de controle distribuído do MPLS e dos protocolos para configurar e administrar a rede. Não existe um plano de controle centralizado que permita toda a análise de camadas de rede para uma ação em tempo real, além de não permitir a coordenação entre camadas de rede.

Uma proposta emergente para solução desses desafios é a tecnologia de roteamento por segmentos (ou SR – *Segment Routing*) [19]. O roteamento por segmentos vem sendo desenvolvido no âmbito do Grupo de Trabalho SPRING (*Source Packet Routing in Networking*) do IETF (*Internet Engineering Task Force*) [20]. O SR sim-

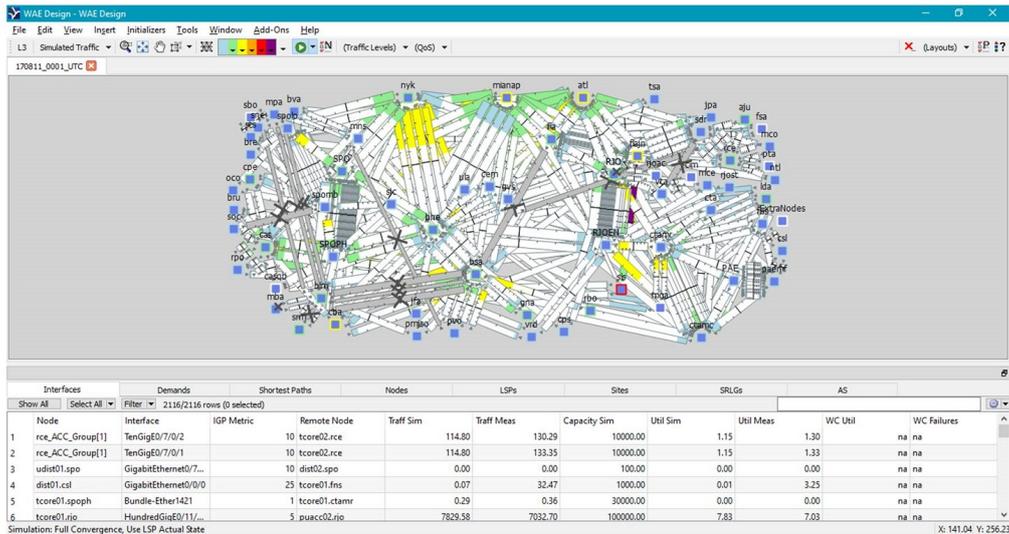


Figura 1.2: Exemplo de ferramenta de planejamento Cisco WAE Design de túneis MPLS-TE. [7]

plifica o roteamento e a configuração, reduzindo a quantidade de túneis e estados nos roteadores de núcleo, aplicando engenharia de tráfego através de programação de redes definidas por software (*Software Defined Network - SDN*) [21, 22]. Resumidamente, o roteamento por segmentos é uma técnica de roteamento pela origem [20], permitindo que os roteadores de borda direcionem o tráfego em uma rota formada por “segmentos”. Uma rota no SR equivale a um túnel MPLS, que é configurado através de um protocolo intra-redes (*Interior Gateway Protocol – IGP*) ou automaticamente por um controlador SDN [23], permitindo direcionar o tráfego segundo as métricas de engenharia de tráfego. Assim, o roteador de borda da rede possui uma lista ordenada de segmentos que definem o caminho da rede para o roteador de destino. Essa lista de segmentos ordenados, que representa o melhor caminho definido pelo IGP de forma nativa, ou alternativamente pode ser calculada e instalada pelo controlador SDN ou configurada de forma manual [24].

Em uma rede de *backbone* de operadora de telecomunicações, o roteamento por segmentos é implementado utilizando rótulos MPLS ou alternativamente com IPv6. O presente trabalho é focado no roteamento por segmentos utilizando rótulos MPLS, considerando a necessidade de interoperabilidade com a rede IP/MPLS legada, em uma futura introdução da tecnologia de roteamento por segmentos.

Cada segmento é representado por um rótulo, agrupado nos roteadores de borda com rótulos de outros segmentos utilizados que indicam o sub-caminho para onde será direcionado o tráfego (*traffic steering*). O sub-caminho é calculado pelo IGP e os segmentos são divulgados através das extensões do IGP. Assim, apenas os roteadores de borda contém informações de rótulos e não há necessidade de comutação de rótulos nos roteadores intermediários de núcleo. Esse recurso reduz a complexidade

do plano de controle dos roteadores de núcleo, reduzindo os estados em roteadores intermediários e, conseqüentemente, reduzindo o processamento, consumo de energia e complexidade de configuração [15]. Entretanto, para reduzir a quantidade de estados nos roteadores de borda e intermediários de núcleo, é necessário reduzir o número de segmentos utilizados na configuração dos sub-caminhos. O roteamento por segmentos soluciona nativamente a configuração em grande escala de túneis através do reuso de segmentos e pela sua flexibilidade de automação do SDN [25]. No entanto, nos roteadores de borda a configuração de muitos segmentos implica em bases de informação de encaminhamento extensas (*SR-FIB - Segment Routing FIB*), e empilhamento de muitos rótulos [3], comprometendo o desempenho destes roteadores e aumentando a unidade de transmissão (*MTU - Maximum Transmission Unit*). Assim, o ideal é minimizar a quantidade de segmentos necessários, sendo este problema abordado no modelo proposto desta tese descrito no Capítulo 5.

1.1 Objetivos

Neste trabalho formula-se um problema de otimização combinatória biobjetivo em duas etapas, aplicável a redes de roteadores de núcleo de operadoras de telecomunicações, em um cenário de introdução da tecnologia de roteamento por segmentos e engenharia de tráfego. O modelo tem a finalidade de distribuir os fluxos de tráfego considerando condições de gargalos de rede e métricas de engenharia de tráfego estabelecidas pela operadora, determinando o melhor caminho, otimizando assim a quantidade e tipo de segmentos de forma adequada. Resultados baseados em exemplos reais de rede de roteadores de núcleo são apresentados, demonstrando os benefícios do modelo e da tecnologia de roteamento por segmentos para atendimento das alterações do tráfego e parâmetros de forma dinâmica e eficaz para a rede da operadora de telecomunicações.

1.2 Organização da Tese

Esta tese está estruturada da seguinte forma: O Capítulo 2 descreve os desafios das operadoras de telecomunicações na configuração e operação de redes IP/MPLS, bem como suas limitações na quantidade de túneis MPLS e no número de estados mantidos nos roteadores da rede. Essa Seção também aborda a difícil solução para configuração de túneis MPLS, visando o problema de distribuição de tráfego e de roteamento baseado em métricas TE de forma dinâmica. O Capítulo 3 aborda a arquitetura da tecnologia de roteamento por segmentos, definições básicas, padrões e sua sinergia com redes definidas por software [22] e a aplicação de roteamento por segmentos focada neste trabalho: a engenharia de tráfego e funcionamento com

controladores SDN no contexto de roteamento por segmentos. O Capítulo 4 trata do estado da arte das propostas para otimização em problemas de roteamento por segmentos. O capítulo 5 descreve o problema de otimização de métricas TE, a quantificação de segmentos, a metodologia utilizada e, ainda, o modelo de otimização em duas etapas. Os resultados dos experimentos com topologias de redes acadêmicas de operadoras são apresentados no Capítulo 6. As considerações finais e trabalhos futuros encontram-se no Capítulo 7.

Capítulo 2

Desafio das Operadoras de Telecomunicações

A tecnologia MPLS [26] surgiu como uma proposta de evolução das redes públicas de comutação e encaminhamento de pacotes, motivada pela convergência da comunicação digital (voz, dados e vídeo) em uma infraestrutura comum. A ideia era integrar o MPLS com as redes IP e com outros tipos de redes legadas como o Ethernet, o Frame Relay e o ATM [8]. A tecnologia MPLS tornou-se padrão “de facto” para as operadoras, sendo introduzido em redes *backbone* e redes corporativas. No entanto, o crescimento do tráfego advindo de redes móveis, de vídeo e Internet pública banda larga impulsionaram novos protocolos e serviços com requisitos diferenciados e dinâmicos. Um exemplo atual dessa afirmativa são serviços de computação em nuvem cujas exigências de latência e dinamismo de rede ficam comprometidas em redes IP/MPLS [16]. Nessa direção, representam desafios atuais para a operadora em redes IP/MPLS:

- Configuração, administração e manutenção de túneis MPLS.
- Previsibilidade limitada em uma rede com mudança de topologias, demandas de tráfego e requisitos de SLA (*Service Level Agreement*).
- Grande quantidade de estados nos roteadores de núcleo.

2.1 Estado Atual da Rede da Operadora

Tipicamente, a operadora de telecomunicações utiliza mecanismos de engenharia de tráfego para calcular rotas alternativas, além da de menor custo calculada pelo protocolo de roteamento IGP (*Interior Gateway Protocol*). Este cálculo pode levar em consideração múltiplas métricas como latência, nível de congestionamento dos enlaces e perda de pacotes. Uma forma de implementação da engenharia de tráfego

é a utilização do protocolo RSVP (*Resource reSerVation Protocol*). O RSVP é um protocolo de sinalização, que em conjunto com o MPLS, permite a criação de túneis de forma dinâmica [13]. O problema é que, em caso de falhas, pode resultar em distribuição de cargas imprevisíveis nos enlaces e caminhos muitos longos que não atendam o SLA de rede contratado pelo cliente.

Uma alternativa comumente empregada pelas operadoras de serviços de telecomunicações é o uso de túneis MPLS e caminhos explícitos [14]. Nesse caso, tanto os próprios túneis quanto os respectivos caminhos são configurados manualmente de forma explícita informando por quais roteadores e enlaces o túnel deve passar. Para o tratamento de falhas ou balanceamento de tráfego, túneis adicionais de proteção podem ser configurados. O operador de redes normalmente utiliza ferramentas de planejamento onde os túneis e seu balanceamento são previamente simulados, tentando garantir previsibilidade em caso de falhas. No entanto, mudanças dinâmicas na rede ou mesmo falhas de um ou mais enlaces resultam em novo planejamento da rede e configuração manual de túneis, tornando ineficiente o processo. A Figura 2.1 mostra um exemplo de túneis explícitos para balanceamento de carga para a demanda de tráfego entre os roteadores de núcleo “INTL01.NYK” e “TCORE01.PAE”.

A proteção em caso de falha dos enlaces é feita através da utilização dos túneis restantes após o evento de interrupção. Os enlaces físicos estão representados pelas linhas hachuradas na cor cinza, e na cor vermelha os túneis MPLS. Os túneis MPLS no diagrama representam todas as possibilidades de túneis entre os dois nós, permitindo balanceamento do tráfego e prevenção no caso de falhas nos enlaces físicos. O exemplo da Figura 2.2 ilustra a complexidade da configuração, administração e manutenção dos túneis MPLS para a operadora de telecomunicações quando são configurados vários túneis para atendimento às demandas de tráfego entre diferentes nós de rede.

2.2 Arquitetura do MPLS

Em uma rede MPLS [27], o pacote IP recebe uma informação adicional denominada rótulo. O rótulo é um novo cabeçalho que está inserido entre o cabeçalho IP e o cabeçalho da camada 2 e por esta razão, é chamado de rótulo de enchimento (*shim header*). Um rótulo MPLS tem 32 bits, onde os primeiros 20 bits referenciam o rótulo, ou seja, há 2^{20} ou 1.048.576 rótulos diferentes, sendo que os rótulos de 0 a 16 são reservados [28]. Os 3 bits seguintes são experimentais (bits EXP) e utilizados para a marcação de classe de serviço (QoS), 1 bit “S” identificador de empilhamento do rótulo, sendo que o valor é 0 se o rótulo for a parte inferior da pilha de rótulos (*Bottom of Stack*) e 1 caso seja permitido o empilhamento de rótulos. A pilha pode consistir em um único rótulo, ou mais rótulos, sem uma limitação definida,

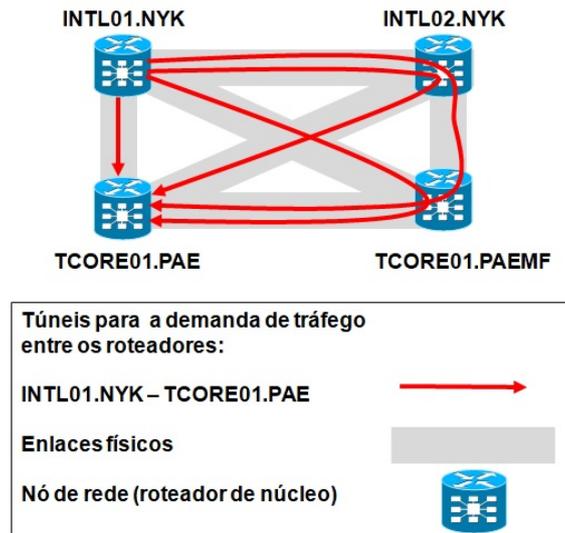


Figura 2.1: Exemplo de topologia de túneis explícitos.

resultando no aumento do tamanho da MTU (*Maximum Transmission Unit*) que pode limitar o trânsito de quadros MPLS por determinadas redes e protocolos de comunicação. Esta característica do MPLS também se verifica em roteamento por segmentos, e minimizar a quantidade de rótulos é um desafio para a operadora na configuração de túneis e serviços. Os últimos 8 bits são usados para o TTL (*Time to Live*), cuja função é semelhante ao campo TTL do cabeçalho IP, sendo decrementado a cada comutador MPLS. A Figura 2.3 ilustra a estrutura do rótulo MPLS e seu encapsulamento com um pacote IPv4 dentro do quadro de nível 2.

Os roteadores de núcleo MPLS são capazes de processar mais de um rótulo no pacote a ser encaminhado pela rede. Isto é conseguido empacotando-se rótulos em uma pilha onde o primeiro é denominado rótulo do topo da pilha (*Top Label*) ou externo (*Outer Label*) e o último rótulo da base da pilha (*Bottom Label*) ou interno (*Inner Label*). Algumas aplicações, como redes privadas virtuais VPN (*Virtual Private Networks*), linhas virtuais alugadas VLL (*Virtual Leased Lines*) e transmissão de outras tecnologias sobre MPLS, como AToM (*Any Transportation Over MPLS*) utilizam múltiplos rótulos.

Essa característica importante do MPLS é a base para a codificação de informação do roteamento por segmentos. A Figura 2.4 mostra alguns exemplos de empilhamento de rótulos. Em primeiro lugar, a figura mostra um serviço VPN [29] comum com 2 rótulos, onde o rótulo interno identifica a VPN e o externo identifica o caminho por comutação de rótulo ou LSP (*Label Switched Path*). O segundo exemplo mostra uma pilha de rótulos MPLS-TE (*Multiprotocol Label Switching - Traffic Engineering*) [30], onde o rótulo interno identifica o LSP e o externo identifica o rótulo do túnel. Finalmente, no terceiro exemplo, uma pilha AToM onde o rótulo interno representa o circuito virtual (VC - *Virtual Circuit*) e o rótulo externo



Figura 2.2: Complexidade da topologia de túneis explícitos - tráfego entre todos os nós de rede.

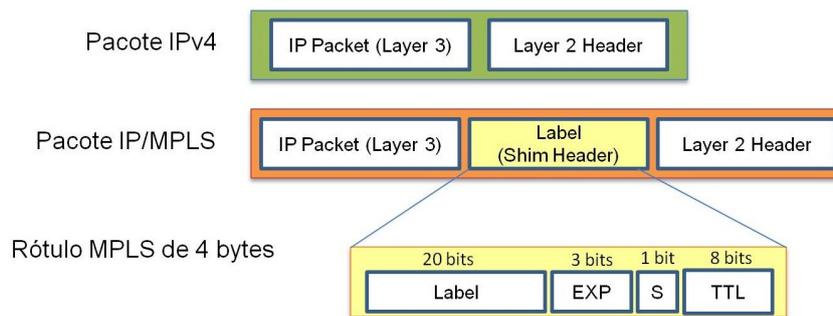


Figura 2.3: Encapsulamento MPLS.

representa o rótulo do túnel.

Não há limites para o empilhamento de rótulos, apenas por limitação do tamanho da MTU. Um exemplo com mais de 2 rótulos poderia ser a implementação de uma VPN combinada com MPLS-TE. O trânsito de quadros MPLS por determinadas redes e protocolos de comunicação pode ser limitado devido ao tamanho da MTU. Esta importante característica do MPLS também se verifica em roteamento por segmentos, e portanto, minimizar a quantidade de rótulos é um desafio para a operadora na configuração de túneis e serviços.

A arquitetura de rede MPLS (Figura 2.5) é composta por roteadores de borda que são nomeados como PE (*Provider Edge*) ou LER (*Label Edge Router*) que inserem (*push*) e removem rótulos (*pop*) do pacote MPLS. Os roteadores intermediários são chamados de P (Provider) ou LSR (*Label Switch Router*). Esses realizam a troca de rótulos, encaminhando assim os pacotes que chegam por um determinado enlace de saída. O roteador Cliente CE (*Customer Edge*) representa o roteador com base

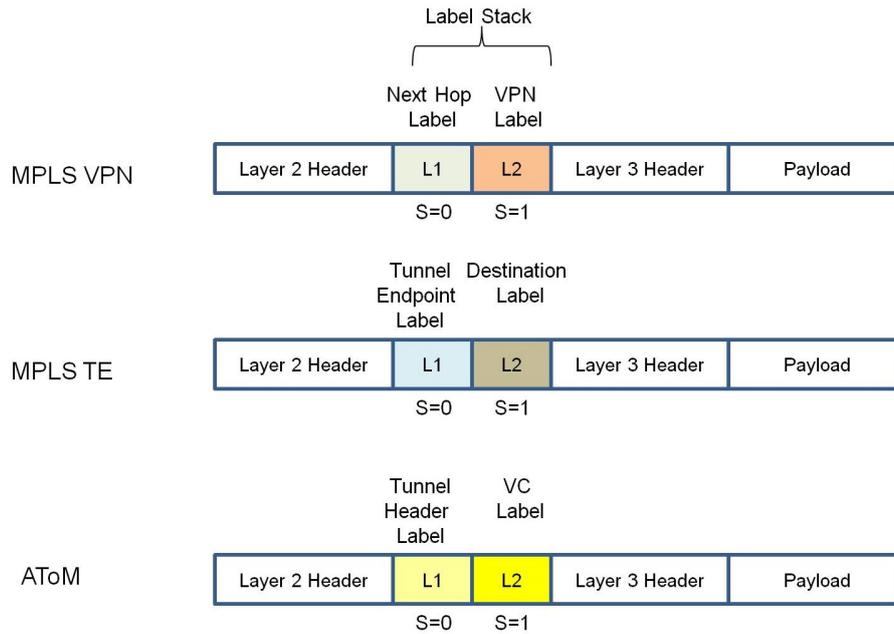


Figura 2.4: Exemplos de diferentes aplicações para o empilhamento de rótulos MPLS.

no protocolo IP, que pertence a um sistema autônomo particular. A sequência de rótulos que forma o circuito virtual é chamada de caminho por comutação de rótulos ou LSP, sendo o circuito unidirecional, como ilustrado na Figura 2.5.

A tecnologia MPLS trata separadamente o plano de controle do plano de dados, embora implementados no roteador de núcleo em *hardware* permitindo que o plano de dados seja preservado mesmo em caso de novas aplicações. Por exemplo, novos rótulos podem ser usados, caso a aplicação requeira engenharia de tráfego. Esta operação é chamada de imposição de rótulo (*Label Imposition*). A tabela Classe de Equivalência para Encaminhamento dos pacotes ou FEC (*Forward Equivalence Class*) associa o endereço IP de destino com o rótulo de entrada na rede MPLS. Os roteadores comutadores de rótulo de borda recebem pacotes IP do roteador de cliente de origem (CE), inserindo um rótulo adequado além do IP de destino.

Dentro da rede MPLS, o pacote é comutado pelos roteadores intermediários (LSRs) somente com base nas informações do rótulo. Essa operação é chamada de troca de rótulo ou comutação de rótulo [12]. Como os rótulos são trocados a cada salto, eles possuem significado local e não precisam ser únicos, como no caso do encaminhamento utilizando o endereço IP (que deve ser único). As informações necessárias à comutação MPLS estão contidas em uma base de instâncias de rótulos denominada LFIB (*Label Forwarding Information Base*). Semelhante à FIB de roteadores IP, há uma LFIB em cada um dos roteadores MPLS de núcleo intermediários.

Na outra extremidade, o roteador de borda (LER) executa a operação inversa,

removendo o rótulo (operação *pop*), entregando o pacote à rede para o roteador do cliente de destino. O processo de comutação por rótulos é ilustrado na Figura 2.5 e nas Tabelas 2.1 e 2.2, que representam respectivamente a FIB dos nós *A* e *E* e a LFIB dos nós *B*, *C* e *D*.

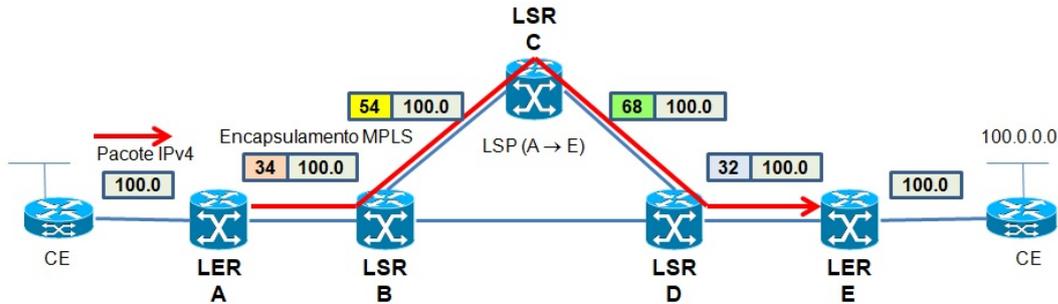


Figura 2.5: Exemplo de tabelas de encaminhamento em uma rede MPLS.

Roteador	Dest. IP	Next Hop	Label
A	100.0	B	34
E	100.0	Local	-

Tabela 2.1: FIB da arquitetura de rede MPLS da Figura 2.5.

Roteador	Dest. IP	Next Hop	Label In	Label Out
B	100.0	C	34	54
C	100.0	D	54	68
D	100.0	E	68	32

Tabela 2.2: LFIB da arquitetura MPLS da Figura 2.5.

Para cada entrada da tabela de roteamento (FIB), uma outra entrada é criada na FEC, associando ao prefixo IP um rótulo de entrada. Os roteadores de núcleo (LERs e LSRs) anunciam aos seus vizinhos um par FEC/rótulo de entrada através de uma operação chamada de distribuição de rótulos. Cada roteador de núcleo monta uma tabela completa com FEC/rótulo de entrada/rótulo de saída/porta para o próximo salto. Dessa forma, o roteamento é executado pela troca de rótulos baseado apenas em seus rótulos envolvendo as operações de troca (*swap*), inserção ou imposição (*impose*) e remoção (ou *pop*) de rótulos. No plano de controle, o protocolo LDP traduz as tabelas de rótulos para informação na tabela de roteamento. Também no plano de controle, o cálculo da rota na rede MPLS é feito por um IGP dos roteadores principais, a partir de interfaces “loopbacks” dos roteadores. Ainda no plano de controle, o cálculo de caminhos na rede MPLS é feito por um IGP, como

o OSPF (*Open Shortest Path First*) ou IS-IS (*Intermediate System to Intermediate System*).

O protocolo LDP é responsável pela distribuição de rótulos, trocando informações da FEC e rótulos associados entre os roteadores MPLS de borda e intermediários. Dessa forma, procura-se manter a coerência entre os LSPs formados e os prefixos IP dos pacotes encaminhados [11, 26]. O protocolo LDP identifica seus vizinhos através de mensagens *HELLO*. Para cada entrada da tabela de roteamento é criada uma entrada na FEC, associando um rótulo de entrada. Os roteadores de núcleo (LERs e LSRs) anunciam aos seus vizinhos o par FEC/rótulo de entrada (Tabela 2.1), sendo esta operação denominada distribuição de rótulos. Cada roteador de núcleo monta uma tabela completa com FEC/rótulo de entrada/rótulo de saída/porta, denominada LFIB (Tabela 2.2). Dessa forma, o plano de encaminhamento é responsável pela comutação dos pacotes baseado apenas nos rótulos envolvendo as operações de comutação, inserção e retirada de rótulos. No plano de controle, o protocolo LDP traduz as tabelas de rótulos em informações da tabela de roteamento. Ainda no plano de controle, o cálculo de caminhos na rede MPLS é feito por um IGP.

O MPLS também possui a funcionalidade PHP (*Penultimate Hop Popping*) onde o penúltimo LSR retira o rótulo mais externo antes de entregar o pacote ao LER conforme mostrado no exemplo da Tabela 2.1. Esse processo é útil em VPNs L3, pois reduz a carga de processamento do LER, eliminando um rótulo para ser processado. O LER anuncia o rótulo de valor 3 que significa a funcionalidade de PHP. Esse rótulo é chamado *implicit-null*, que quando usado leva à perda das informações de QoS dos bits experimentais. A solução é o uso de rótulos especiais denominados *explicit-null* (valor 0), que é lido pelo LER para fins de QoS, mas removido da FIB.

Os protocolos intra-domínio tradicionais como OSPF e IS-IS não são habilitados para encontrar caminhos de acordo com métricas de rede múltiplas ou alterações de topologia física. O MPLS aborda parte desta questão usando engenharia de tráfego, através do MPLS-TE [31], implantado para fornecer qualidade de serviço [14] ou mais especificamente, para resolver o problema de métricas diferentes do IGP. Para isso, o MPLS-TE cria um circuito sobreposto ao LSP, denominado túnel, empilhando rótulos MPLS [32].

2.3 Engenharia de Tráfego com MPLS-TE

O MPLS-TE (MPLS com engenharia de tráfego) é uma forma de fornecer qualidade de serviço e foi desenvolvido para resolver problemas de múltiplas métricas como congestionamento, latência, perda de pacotes e consumo de largura de banda dos enlaces. O MPLS-TE também foi concebido para minimizar o tempo de convergência global da rede após uma falha. O protocolo RSVP provisiona a capacidade

necessária para proteger o tráfego sem sobrecarregar a largura de banda de cada enlace, mediante a reserva desses recursos. A estratégia do MPLS-TE é o cálculo de caminhos baseados em restrições presentes na rede, e outras métricas como menores caminhos com restrições CSPF (*Constrained Shortest Path First*), sugerindo uma rota diferente do IGP, como o OSPF usado em redes IP/MPLS sem engenharia de tráfego. A reserva de recursos para o caminho é feita pelo RSVP, garantindo QoS para cada fluxo de dados [33]. O RSVP-TE é usado para estabelecer LSPs como mostrado na Figura 2.6 usando mensagens RSVP *Path* e *Resv*.

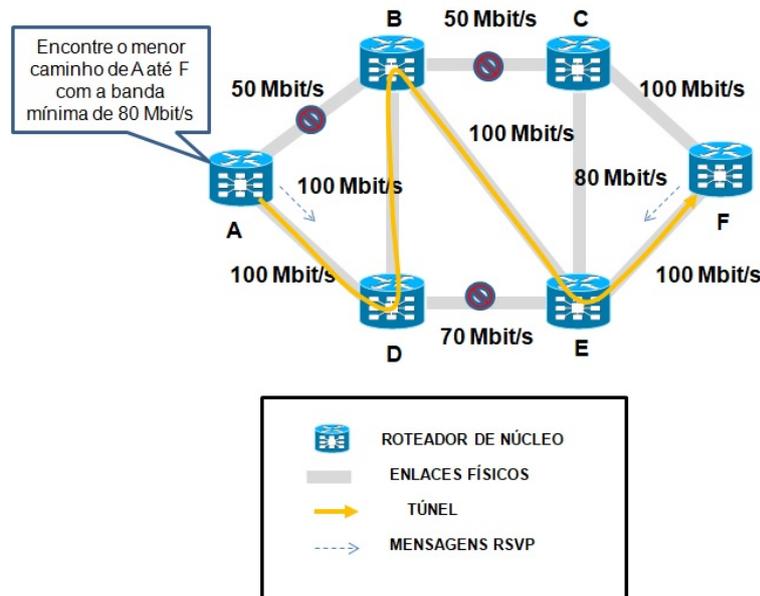


Figura 2.6: Topologia MPLS-TE básica.

O MPLS-TE considera enlaces com diferentes níveis de congestionamento, consumo de largura de banda, latência, perda de pacotes e outras métricas para cálculo dos caminhos [32] usando protocolos de sinalização como o RSVP e configurações complexas nos roteadores de núcleo IP/MPLS. O MPLS-TE sugere rotas diferentes do IGP tradicional usado em redes IP/MPLS sem engenharia de tráfego. O cálculo do caminho é feito pelo PCE (*Path Computation Element*) [17], papel desempenhado pelo plano de controle distribuído dos roteadores de núcleo atualmente. O MPLS-TE também foi concebido para minimizar o tempo de convergência da rede para a proteção do tráfego usando mecanismos de convergência rápida ou FRR (*Fast Re-Route*). Com este mecanismo, os recursos de largura de banda são reservados para um determinado tráfego a fim de garantir os requisitos de QoS [14].

Na Figura 2.6, um tráfego de 80 Mb/s precisa ser conduzido do roteador A para o roteador F. Para um caminho calculado pelo IGP considerando a contagem de saltos, uma alternativa de rota seria A-B-C-F ou A-D-E-F sem considerar a largura de banda necessária. Na abordagem de engenharia de tráfego, um mecanismo precisaria calcular o caminho considerando a restrição de largura de banda. Dessa

forma, o protocolo RSVP sinaliza onde esta largura de banda está disponível na rede usando mensagens de controle informando o plano de controle MPLS-TE sobre os recursos. O plano de controle MPLS-TE constrói um banco de dados de engenharia de tráfego TED (*Traffic Engineering Database*) [34] que é usado pelo Elemento de Computação do Caminho PCE para calcular o caminho mais curto de acordo com as restrições de largura de banda. Então, após esse processo, o túnel unidirecional é criado do roteador A até o F para direcionamento do tráfego. Cada roteador possui informações de rótulos para cada túnel, armazenando-os e processando-os ao longo do caminho.

A reserva de recursos para o caminho é feita pelo RSVP-TE, que é uma extensão do protocolo RSVP, para garantia de QoS para cada fluxo de dados. O RSVP-TE é usado para estabelecer LSPs. Os LSPs podem ser configurados manualmente de forma explícita (*Explicit LSP*) ou dinamicamente (*Dynamic LSP*) através do IGP com extensões para engenharia de tráfego, como o OSPF-TE (*Open Shortest Path First – Traffic Engineering*). O novo caminho calculado com este conceito de engenharia de tráfego é chamada de túnel, que é unidirecional, como descrito na Figura 2.6.

O túnel TE começa no roteador de núcleo de origem do túnel (*Headend LSR*) e termina no roteador de núcleo de destino do túnel (*Tailend LSR*), com a adição de um rótulo que representa o túnel visto como um LSP adicional ao LSP formado pelo Protocolo LDP. No exemplo anterior, todos os roteadores são LSR, onde o roteador “A” representa o roteador de núcleo de origem e o roteador “F” representa o roteador de núcleo de destino. A Figura 2.7 mostra o backbone IP/MPLS completo com o detalhe da pilha de rótulos do túnel e o banco de dados de rótulos e suas operações em cada roteador.

A maioria das operadoras de telecomunicações também usam túneis para proteção e balanceamento de carga, para garantir acordos de nível de serviço em caso de falhas na camada física. Uma das características da engenharia de tráfego é lidar com o rastreamento do tráfego em túneis com base em políticas administrativas. Uma configuração possível é configurar um túnel primário e um túnel de proteção entre o roteador “A” a “F”, que é pré-provisionado como mostrado na Figura 2.8, onde em caso de falha, o tráfego é roteado para o túnel de proteção em 50 ms, mecanismo denominado FRR. Neste exemplo, um túnel de proteção é configurado em um caminho físico disjunto.

2.4 Configuração de Túneis MPLS

O uso de túneis primários e de proteção podem ser complexos para administrar e configurar considerando falhas múltiplas em enlaces físicos da rede e gargalos de

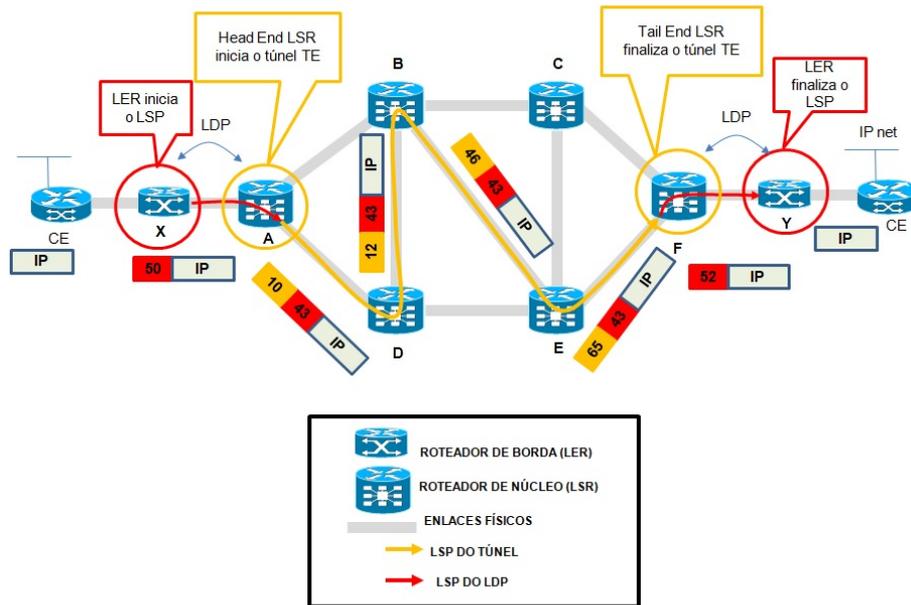


Figura 2.7: Exemplo de uma topologia MPLS-TE detalhada.

capacidade, o que sempre implica super provisionamento de capacidade nos enlaces físicos. Não existe previsibilidade para a melhor configuração de túneis considerando a intervenção manual e diferentes conjuntos de falhas: interrupções de nó e de enlace.

Outro tipo de configuração de túnel adotada é uma malha ou uma malha parcial de túneis com balanceamento de carga, o que parece mais eficiente para o uso da capacidade. A Figura 2.9 representa esta configuração. Os túneis podem ser configurados como uma topologia de malha completa para conectar todos os nós possíveis, considerando todas as possibilidades na matriz de demandas de tráfego. Esse tipo de configuração tem $V^2 - V$ túneis unidirecionais, onde V representa os nós (roteadores) na topologia e para cada demanda de tráfego entre dois nós é configurado dois túneis unidirecionais. Os enlaces físicos são desacoplados da topologia lógica dos túneis, sendo este um grande problema para a operadora de telecomunicações, inclusive quando os dois túneis unidirecionais entre dois nós atravessam diferentes caminhos.

Alguns túneis da topologia em malha podem passar pelo mesmo enlace físico e, em caso de falha, esses túneis podem ficar indisponíveis. Uma solução alternativa é configurar um balanceamento de carga para k túneis diferentes. A Figura 2.9 retrata um exemplo de uma demanda de tráfego de 80 Mb/s entre o roteador “A” e “D”, com uma carga balanceada de 33,3% do tráfego entre 3 túneis unidirecionais, sem falha na rede, representando $k(V^2 - V)$ túneis para uma rede de malha, onde k é o número de túneis para balanceamento de carga. Observa-se que esses túneis estão configurados em diferentes enlaces físicos, com alta disponibilidade. Essa

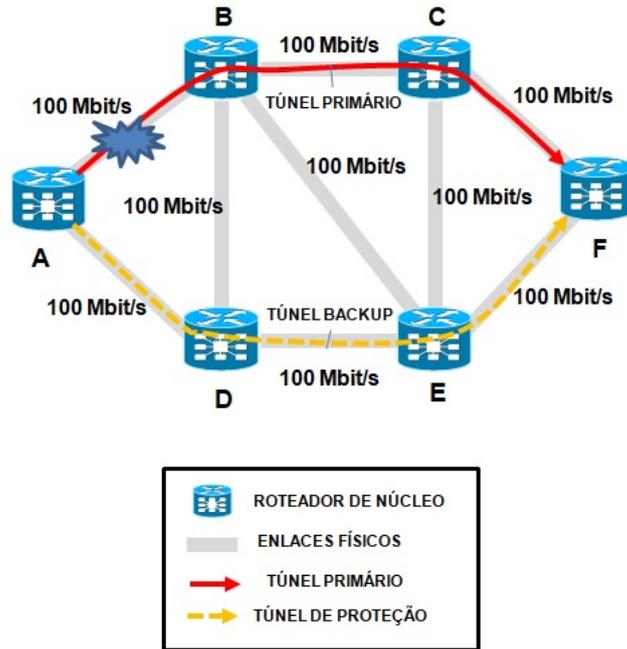


Figura 2.8: Exemplo de túnel MPLS-TE primário e de proteção.

configuração pode lidar com até duas falhas físicas simultâneas, mas o túnel deve ser configurado com uma largura de banda máxima de 80 Mb/s para lidar com várias falhas. Outras alternativas de proteção podem ser feitas em camadas físicas com alta disponibilidade, enquanto que os túneis de balanceamento de carga estão configurados sem provisionamento.

A operadora de telecomunicações usa a engenharia de tráfego para lidar com falhas nos “enlaces lógicos” da rede, representados pelos túneis MPLS-TE. Os túneis MPLS-TE usam MPLS sobre IP (Camada 3 do Modelo OSI) e, eventualmente, MPLS sobre Ethernet (Camada 2 do Modelo OSI) em túneis MPLS do tipo ponto a ponto (*point to point*) configurados de forma explícita.

Na topologia de túneis em malha para o balanceamento de tráfego ou com túneis primários e de proteção, são necessários caminhos físicos disjuntos para alcançar o Acordo de Nível de Serviço ou SLA requerido. Alguns túneis podem usar o mesmo recurso físico, por exemplo, o mesmo cabo de fibra óptica. O grupo de enlaces com risco compartilhado ou SRLG (*Shared Risk Link Group*) identifica grupos com enlaces físicos comuns. No exemplo da Figura 2.10, o SRLG do número 10 indica enlaces comuns no caminho de “B-D” e “B-C”. A informação SRLG é usada como um atributo adicional pelo IGP para evitar a configuração de túneis no mesmo enlace físico.

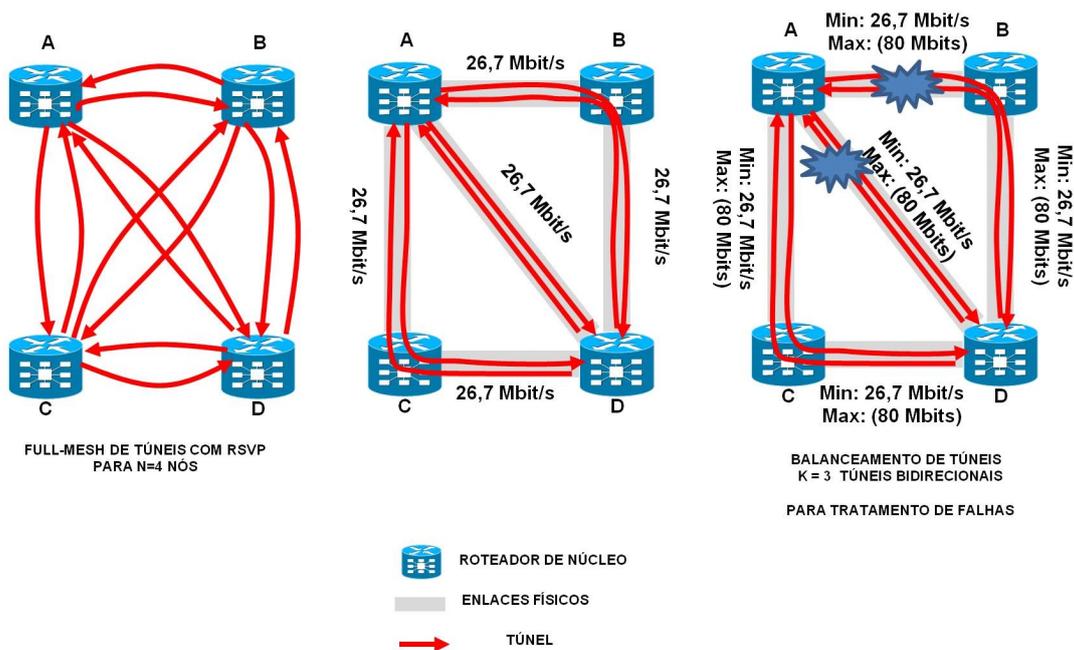


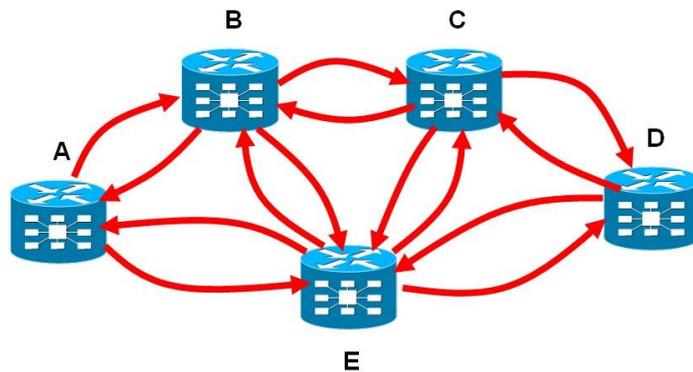
Figura 2.9: Exemplos de túneis para balanceamento de carga.

2.5 Integração da Camada Física e Lógica de Rede

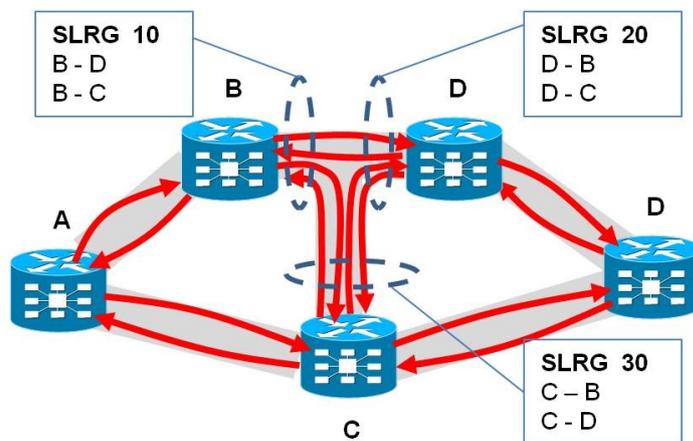
Um conceito muito utilizado na operadora de telecomunicações é de camada lógica representada pela rede IP/MPLS e de camada física representada pelos enlaces físicos de cabos de fibra óptica e equipamentos de transmissão no domínio elétrico e óptico. Em uma visão de rede de transmissão, a proteção significa uma contingência total do tráfego com convergência rápida, abaixo de 50 ms, com apenas uma única falha de enlace físico por tempo. A restauração utiliza uma proteção compartilhada na capacidade de enlaces físicos, tratando várias falhas de enlaces físicos por tempo. Para isso, a restauração é baseada em algoritmos complexos de otimização e, como consequência, o tempo de convergência é maior do que nos mecanismos de proteção, geralmente acima de 100 ms. O balanceamento de carga em túneis permite alcançar a convergência rápida ≤ 50 ms e com previsibilidade sobre as rotas por onde serão encaminhados os pacotes, sendo uma das opções manter a proteção apenas na camada IP/MPLS da rede.

O desacoplamento da rede lógica de túneis TE da rede de transmissão é um desafio enfrentado atualmente pelas operadoras de telecomunicações, o que significa que uma interrupção em um enlace de transmissão pode corresponder a uma interrupção de diversos túneis tais como túneis primários e de proteção ou túneis para balanceamento de carga.

A camada de transmissão é formada por uma extensa malha de cabos de fibras



Malha de túneis (Camada 3)



Malha de túneis (Camada 3 com topologia física)

Figura 2.10: Shared Risk Link Group (SLRG).

ópticas e equipamentos de transmissão óptica de longa distância e acesso. Esta camada é responsável por todo processamento óptico do tráfego, composta por equipamentos DWDM (*Dense Wavelength Division Multiplex*) e ROADM (*Reconfigurable Optical Add-Drop Multiplex*) e pelo processamento elétrico, composta por equipamentos comutadores OTN (*Optical Transport Network switches*). Esses equipamentos da rede física executam a multiplexação e a interface entre o domínio óptico e elétrico, adequando os sinais provenientes de camadas superiores IP/MPLS. A camada de transmissão executa a modulação e amplificação do sinal para transmissão no meio físico (fibras ópticas) e funções de regeneração, proteção e restauração física da rede. Os termos proteção e restauração referem-se aos mecanismos de contigência disponíveis nas camadas de rede.

Como a rede de transmissão é desacoplada dos roteadores de núcleo da camada IP/MPLS, a configuração e administração manual são necessárias para evitar que

túneis primários e de proteção curseem um mesmo enlace de transmissão. Isso também se aplica quando os túneis distintos utilizam o mesmo enlace de transmissão. É um cenário comum proteções e restaurações em ambas camadas de rede, resultando em desperdício de largura de banda conforme mostrado na Figura 2.11.

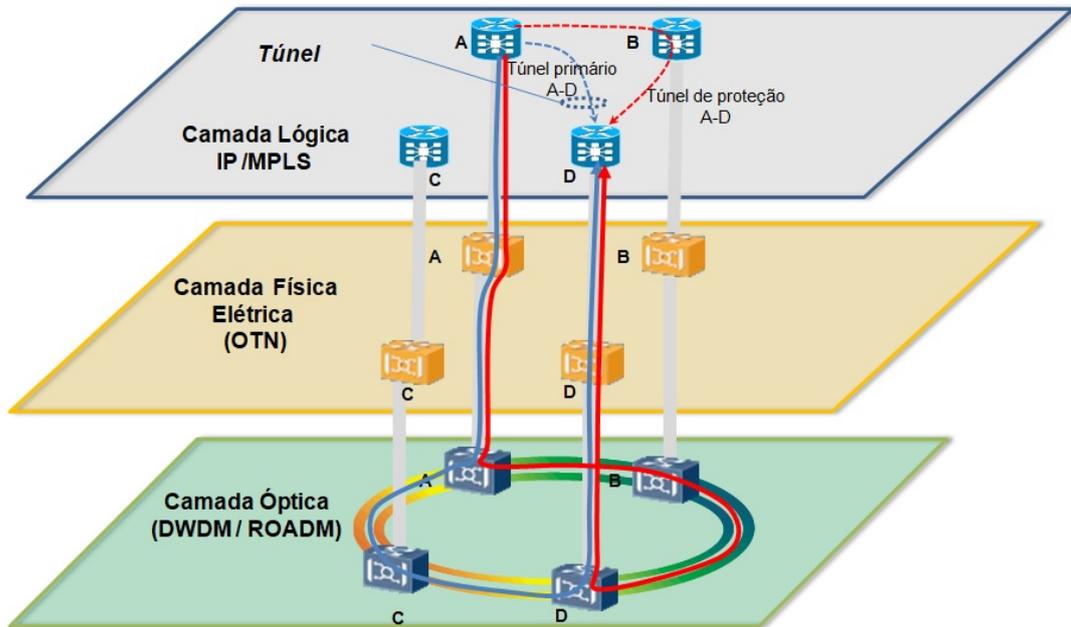


Figura 2.11: Desacoplamento entre as camadas de rede.

Capítulo 3

Roteamento por Segmentos e Engenharia de Tráfego

O roteamento por segmentos ou SR (*Segment Routing*) simplifica o encaminhamento de pacotes sem necessitar da manutenção de estados por fluxo dentro da rede de roteadores de núcleo, reduzindo a complexidade dos planos de controle e de dados. Em outras palavras, o roteamento por segmentos implanta o roteamento pela origem, permitindo que os nós de borda dirijam o tráfego em “segmentos”, que podem ser entendidos como sub-caminhos os quais compõem um túnel como na tecnologia MPLS-TE. Assim, o roteador de borda da rede possui uma lista ordenada de segmentos que definem os sub-caminhos (caminho SR) ou (*SR Path*) para o roteador de destino [35].

A engenharia de tráfego é um exemplo de caso de uso no contexto de roteamento por segmentos. O roteamento por segmentos permite a configuração, a modificação e a remoção de caminhos TE dentro de um domínio de rede, operando somente na borda da rede. O plano de controle de roteamento por segmentos pode ser mantido de forma centralizada ou distribuída. O roteamento por segmentos pode também ser entendido como um protocolo de roteamento suportado por aplicações de redes definidas por software para a definição de caminhos de forma eficiente e automatizada. Por exemplo, para configurar a lista ordenada de segmentos pode ser utilizado um elemento de computação de caminho PCE (*Path Computation Element*) ou uma aplicação SDN [36] que pode considerar os objetivos de engenharia de tráfego. Nesse caso, conforme a terminologia de roteamento por segmentos, tem-se o roteamento por segmentos com engenharia de tráfego (*SR-TE*) que dispensa o uso de protocolos de distribuição de rótulos, como o LDP; ou de reserva de recursos, como o RSVP. O roteamento por segmentos, portanto, pode reduzir a complexidade das redes MPLS atuais.

3.1 Fundamentos do Roteamento por Segmentos

O roteamento por segmentos define um protocolo de roteamento pela origem, ou seja, a origem do fluxo de dados escolhe e codifica no cabeçalho do pacote a lista de segmentos a serem percorridos pelos pacotes até o destino. O segmento é um identificador genérico para qualquer tipo de instrução [37]: um serviço, um contexto, uma localização ou um caminho com base na informação da rota IGP ou BGP [38].

Além disso, um segmento pode ser representado por um índice local ou global. Por exemplo, uma lista de segmentos para os roteadores de núcleo da rede IP/MPLS é representada por uma pilha de rótulos, enquanto que no IPv6 é representado por um endereço IPv6 listado no cabeçalho da extensão para encaminhamento [39]. O identificador de segmento é chamado de Identificador de roteamento de segmento (SID) e em redes MPLS, o SID é comumente representado como uma rótulo MPLS. A lista de SIDs é chamada de caminho de roteamento por segmentos ou simplesmente SR path (*Segment Routing Path*).

Os segmentos podem ser divididos em três tipos: segmentos de nó, segmentos de adjacência e local, como exemplificado nas Figuras 3.1 e 3.3. O segmento de nó é um identificador de como chegar até um determinado nó de rede, associado a um subcaminho indicado pelo IGP ou por um controlador SDN. O segmento de adjacência identifica a vizinhança entre nós, enquanto o segmento de serviço identifica um serviço, como por exemplo, uma função de rede virtual (*Virtual Network Function - VNF*).

A Figura 3.1 mostra um segmento para o nó 5 com o identificador SID 16005. Isso significa que todos os outros nós sabem como alcançar o nó 5 através desse segmento, ou seja, cada nó de origem recebe uma instrução para alcançar o nó 5, através do segmento 16005. Além disso, na Figura 3.2 existem dois caminhos de mesmo custo entre os nós 1 e 4, obtidos pelo IGP. A decisão de escolher de uma forma ou outra pode depender de outras restrições, como latência e largura de banda, feitas a partir de uma aplicação ou de um controlador SDN que tenha uma visão topológica mais ampla da rede.

A Figura 3.3 ilustra os segmentos de adjacências do nó 2 para os nós 1, 4 e 5 com SIDs 24021, 24024 e 24025, respectivamente, e representa uma identificação para cada enlace diretamente conectado ao nó. Nesse exemplo, a numeração escolhida para os segmentos de adjacência foi 240xy. Para cada segmento de adjacência foi utilizado o identificador xy, onde xy é uma adjacência que identifica o enlace entre os nós “x” e “y”, por convenção. A Figura 3.4 exemplifica um segmento local no nó 2 de SID 9002, indicando um serviço existente no nó 2. Em particular para o segmento local, nenhum outro nó pode configurar este SID na SR-FIB (*Segment Routing - Forwarding Information Base*) sob pena de conflito de SIDs. Os segmentos

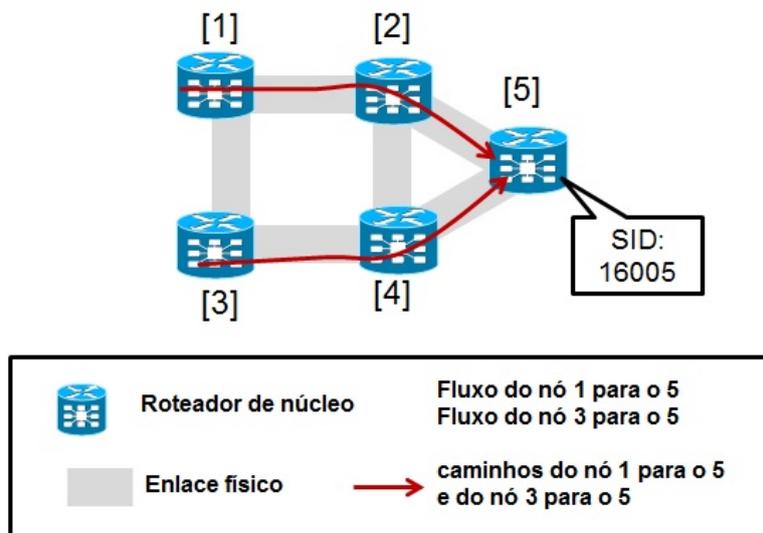


Figura 3.1: Segmento de nó.

locais são utilizados na cadeia de serviços (*Service Chaining*) em virtualização de funções de rede (*Network Function Virtualization - NFV*) [40, 41].

Outra facilidade do roteamento por segmentos é o agrupamento (*textitbundle*) através de segmentos de adjacência. Os segmentos de adjacência permitem agrupar múltiplos enlaces físicos, permitindo balanceamento de tráfego, ou seja, configurar o SID para um enlace específico da adjacência. Por exemplo, na Figura 3.5, os segmentos de adjacências 24045, 24145 são configurados em enlaces físicos distintos, na mesma adjacência, enquanto o SID 24245 representa um grupo (*bundle*) de enlaces físicos, permitindo balancear o tráfego de forma simples.

Os segmentos de nó e de adjacência podem ser combinados, direcionando o tráfego através de qualquer caminho na rede. Na Figura 3.6, a informação do segmento de nó 4 com SID de 16004 é anunciada aos demais roteadores pelo IGP, correlacionando o SID com a interface “loopback” do nó 4.

O caminho para um segmento, é especificado como uma lista de segmentos no cabeçalho do pacote através de um empilhamento de rótulos MPLS (Figura 3.6). Não existem estados por fluxo nos roteadores intermediários utilizando-se apenas o IGP, e conseqüentemente, dispensando o protocolo de distribuição de rótulos (LDP) de uma rede MPLS convencional.

Os estados por fluxo são mantidos apenas na origem, pois o roteador de origem conhece todos os SIDs para alcançar o destino. A quantidade de entradas na tabela SR-FIB em um determinado nó é da ordem de $N + A$, onde N é o número de segmentos de nó e A é o número de segmentos de adjacências, como observada na Figura 3.6. Nota-se neste exemplo que serão necessários 2 segmentos para direcionar o tráfego entre os roteadores 1 e 5, do roteador 1 ao 4 existem dois caminhos de

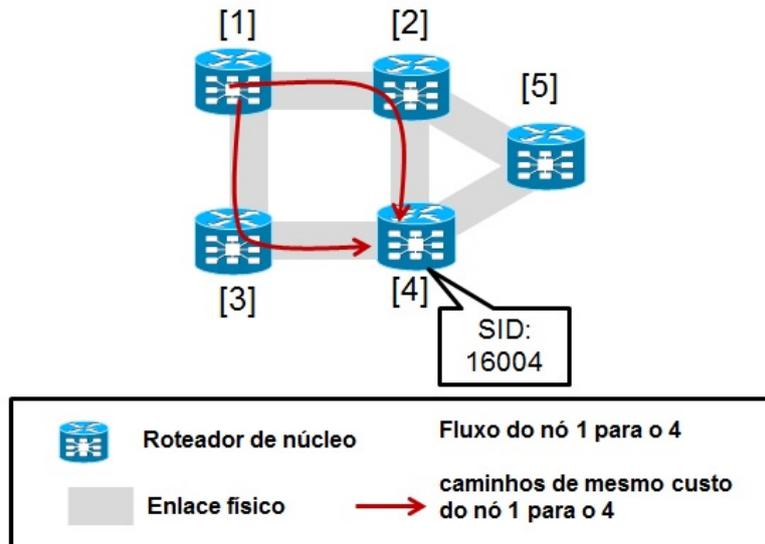


Figura 3.2: Segmento de nó com ECMP.

mesmo custo (ECMP) permitindo balancear o tráfego até este nó. Para este exemplo o IGP calculou o caminho de menor custo, neste caso a métrica foi a quantidade de saltos.

A combinação de segmentos é muito útil na definição do caminho com engenharia de tráfego. A indicação da lista de segmentos é feita por um controlador SDN, a partir de informações de uma aplicação ou algoritmo para direcionamento ótimo do tráfego com as métricas de engenharia de tráfego. No modelo proposto desta tese foi utilizada a combinação de segmentos que propicia uma grande flexibilidade na escolha dos caminhos.

3.1.1 Operações do Roteamento por Segmentos

O roteamento por segmentos possui operações similares às das redes IP/MPLS. O segmento ativo é definido como o segmento que vai aplicar a instrução corrente no pacote. Nas redes MPLS, o SID do segmento ativo é o rótulo mais externo; enquanto no IPv6, é um ponteiro para o SID. No exemplo da Figura 3.6, na interface de egresso do nó 1 em direção ao nó 2, o segmento ativo é o com SID 16004, que é o segmento de nó que vai encaminhar o pacote até o nó 4, compondo uma parte do caminho (sub-caminho). As operações que podem ser efetuadas em roteamento por segmentos são as seguintes:

- *PUSH*: Inserção em uma lista de segmentos. Para redes MPLS, significa inserção do rótulo na pilha; enquanto para o IPv6, significa inserir o SID na primeira posição e redirecionar o ponteiro o topo da lista.
- *NEXT*: Ativação do próximo segmento da lista, uma vez que o atual está

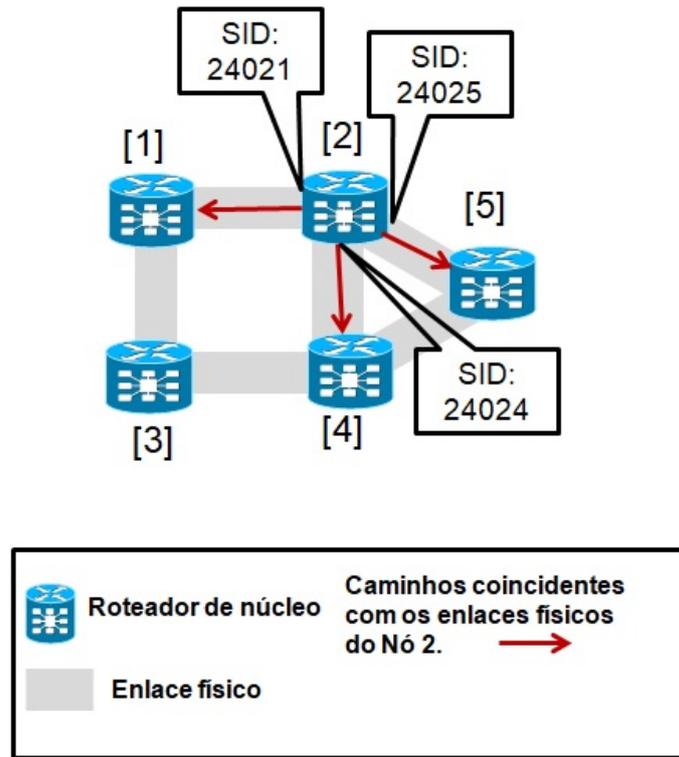


Figura 3.3: Segmento de adjacência.

completo. Na rede MPLS, significa remover o rótulo mais externo; enquanto para o IPv6 significa incrementar o ponteiro.

- *CONTINUE*: Continuação do atual segmento ativo, mesmo sem estar completo. Nas redes MPLS, corresponde ao processo de comutação de rótulos. Logo, se o próximo salto está no mesmo bloco de identificador de segmento, o valor do rótulo é mantido. No IPv6, significa não incrementar o ponteiro.

A Figura 3.7 mostra as operações *PUSH* (Insere), *NEXT* (Próximo) e *CONTINUE* (Continue) implementadas no roteamento por segmentos referente ao exemplo da Figura 3.7. O segmento ativo é aquele cujo SID corresponde ao rótulo mais externo, neste caso nos enlaces 1-2, 2-3 o SID ativo é do segmento de nó global 16004. Nota-se que no nó 2, o rótulo passa por um processo de comutação MPLS, sem no entanto, alterar o SID. No nó 4, o rótulo 16004 é removido e o segmento ativo passa a ser o segmento de adjacência com SID 24045. Finalmente, no nó 5 é feita a remoção do rótulo atual mais externo com SID 24045, entregando o pacote à rede de destino.

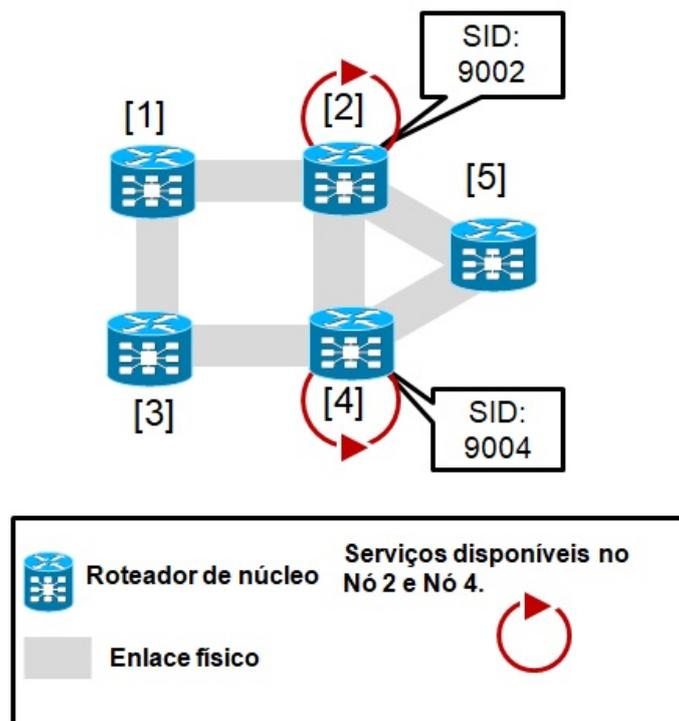


Figura 3.4: Segmento local.

3.1.2 Prefixos e Numeração do Roteamento por Segmentos

O segmento de nó tem uma numeração única e global denominada prefixo SID retirado do SRGB (*Segment Routing Global Block*) dentro do domínio do IGP, que também corresponde a um domínio do roteamento por segmentos. Os segmentos de nó estão contidos em uma numeração global de segmentos. A numeração global de segmentos, em redes MPLS, é formada por uma faixa de rótulos reservada, somada a um índice referente ao nó (prefixo), compondo a numeração do segmento de nó.

O prefixo SID é anunciado com um índice único em um domínio de roteamento por segmentos. O primeiro prefixo começa em zero, e o rótulo é formado pelo prefixo do SID somado à base do SRGB, representando o segmento do nó. Por exemplo, um roteador com interface “loopback” 1.1.1.65/32 tem o rótulo 16065 resultante da soma do índice 65 proveniente do último octeto do IP dessa interface, e 16000 do SRGB.

O segmento de adjacência tem significado local e está relacionado a uma ou mais adjacências do nó. Os segmentos de adjacência têm rótulo no formato 240xy para uma determinada adjacência xy, por convenção. Os rótulos de 90000 a 99999 são usados pelas extensões dos protocolos LDP, RSVP e BGP [38]. O segmento local corresponde ao segmento suportado apenas no nó que foi gerado. Assim, nenhum outro nó pode instalar este SID em sua FIB.

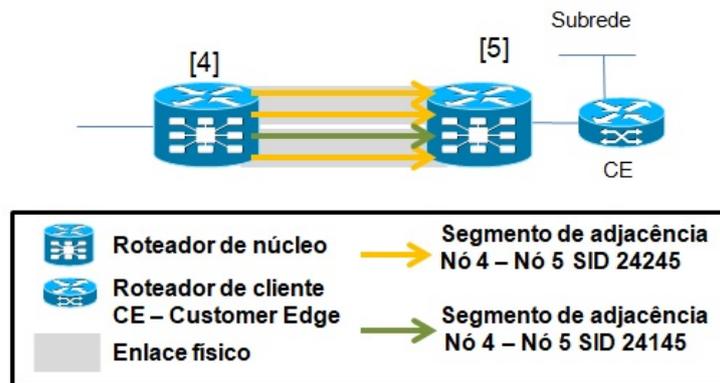


Figura 3.5: Segmento de adjacência - grupo.

Um domínio de roteamento por segmentos (*SR-Domain*) é um conjunto de nós conectados em uma infraestrutura física correspondente a uma rede de operadora de telecomunicações, e confinada dentro de uma instância do IGP, chamada SR-IGP (*Segment Routing IGP*). Por exemplo, uma rede típica de 500 enlaces (500 segmentos de adjacência) com 5000 segmentos de nó globais (pertencentes ao SRGB), para um determinado fluxo f , somente o nó de ingresso do tráfego detém os estados para f , ou seja no máximo 5500 entradas na SR-FIB. Mesmo que se tenha $n \times f$ fluxos, a quantidade de entradas na SR-FIB é a mesma, pois os segmentos podem ser reutilizados para vários fluxos.

Uma boa prática para a operadora de telecomunicações é alocar o mesmo SRGB em um domínio de roteamento por segmentos (*SR-Domain*), pois diferentes SRGBs podem complicar a solução de problemas na rede. O SRGB não padrão pode ser alocado com rótulos entre 16000 a 1048575 ou até onde o roteador permitir, sendo o tamanho máximo de 64 kBytes. A Figura 3.9 mostra uma possível alocação de SRGB não recomendada, com SRGBs diferentes. Os SRGBs diferentes podem ter conflito com rótulos distribuídos pelo LDP em uma rede mista com roteamento por segmentos e IP/MPLS legada. A Figura 3.8 mostra a alocação recomendada com o mesmo SRGB, o que simplifica a programação na rede SDN.

Os rótulos que representam os SIDs globais e locais são gerenciados por uma base de comutação de rótulos (*Label Switching Database - LSD*) que aloca dinamicamente rótulos para as aplicações do MPLS, tais como engenharia de tráfego, redes virtuais privadas de camada 2, protocolos LDP, RSVP, BGP e os segmentos de adjacência obtidos pelo IGP. O LSD preserva a faixa de rótulos do SRGB (de 16000 a 23999) e aloca dinamicamente os rótulos a partir de 24000 até 1048575. O LSD pode alocar rótulos dinamicamente do SRGB em situações de emergência, quando a faixa de rótulos dinâmicos foi consumida, ou se a faixa reservada para o SRGB não for usada.

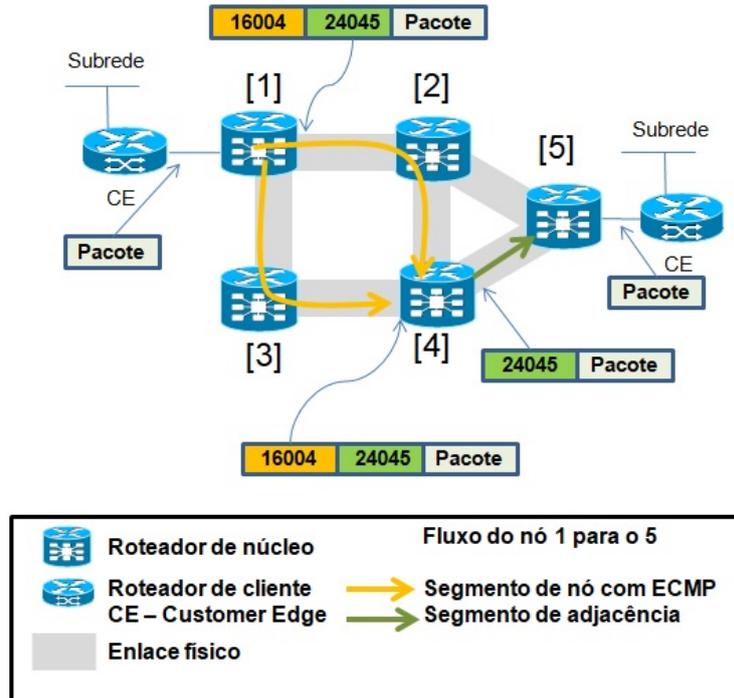


Figura 3.6: Combinação de Segmentos de Nó e Adjacências.

A LSD permite que futuras ativações de roteamento por segmentos em roteadores de núcleo não necessitem de um “reboot”, coexistindo com rótulos já alocados pela rede IP/MPLS legada. No primeiro momento da ativação da LSD, este aguarda que o IGP solicite o SRGB, assim a LSD aloca a faixa de rótulos do SRGB, e o IGP já pode usá-lo. A Tabela 3.1 mostra a alocação de rótulos para o MPLS e para o roteamento por segmentos. Um dos objetivos do presente trabalho é minimizar a quantidade de segmentos, que conseqüentemente otimiza o uso dos blocos de endereçamento de rótulos (SRGB) em um domínio de roteamento por segmentos.

Uso	Faixa de Rótulos
Reservada para uso especial	0 a 15
Reservada para rótulos MPLS estáticos	16 a 1599
Reservada para roteamento por segmentos	16000 a 23999
Reservada para roteamento dinâmico	24000 a 1048575

Tabela 3.1: Faixa de rótulos do MPLS e do roteamento por segmentos.

3.2 Plano de Dados MPLS para Roteamento por Segmentos

O roteamento por segmentos tem foco no plano de encaminhamento de dados MPLS e no plano de controle, ou seja, a inteligência da escolha do melhor caminho é

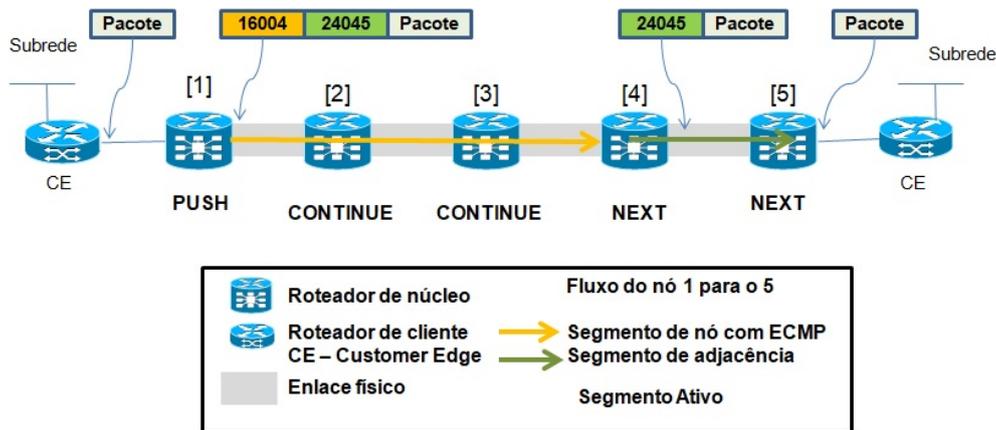


Figura 3.7: Operações com segmentos.

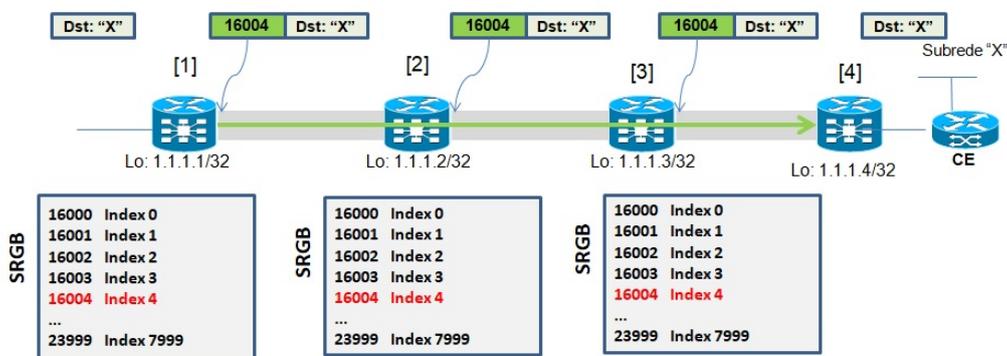


Figura 3.8: SRGB recomendada.

realizada pelo IGP, por rede definida por software (SDN) e opcionalmente de forma manual [24].

Em redes MPLS, o roteamento por segmentos utiliza o plano de encaminhamento de dados do MPLS, onde o segmento é representado por um rótulo [42]; e a lista de segmentos, é representado pelo empilhamento de rótulos. O roteamento por segmentos possui as funcionalidades de PHP (*Penultimate Hop Popping*) e rótulos *explicit-null*. A imposição do rótulo representa o prefixo do SID e tem preferência em casos do prefixo de destino não possuir um rótulo associado através do protocolo LDP.

Em relação ao MPLS, o roteamento por segmentos otimiza a distribuição de carga na rede, aproveitando melhor a infraestrutura existente e evitando a duplicação de túneis TE para proteção do tráfego, comutando em sub-50 ms, através de mecanismos de convergência rápida como o FRR (*Fast Reroute*) e TI-LFA (*Topology Independent Loop Free Alternate*). O uso do roteamento por segmentos em redes legadas IP/MPLS permite uma vasta gama de aplicações para operadoras de telecomunicações e operadoras OTT (*Over The Top*) através de redes de acesso banda

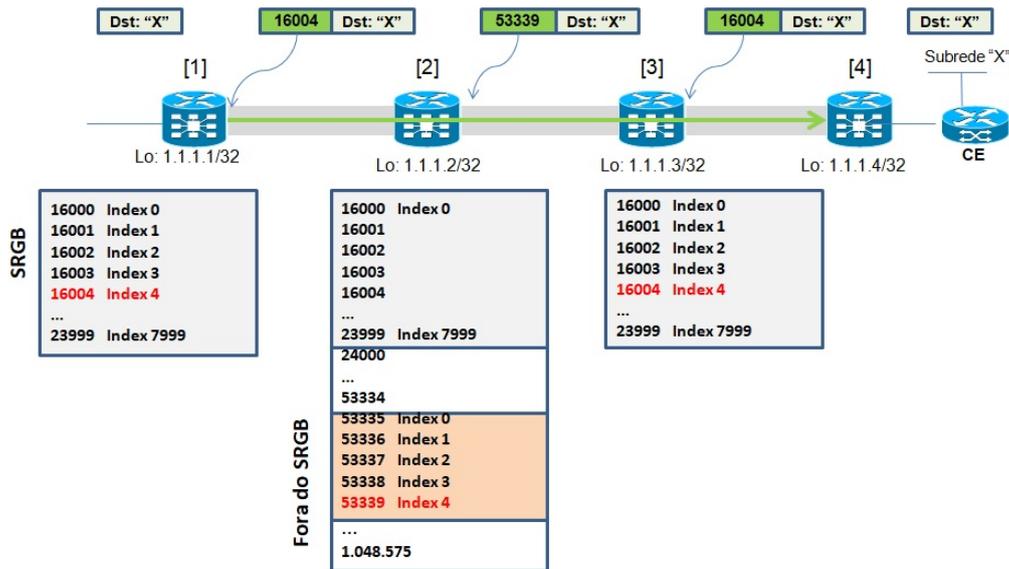


Figura 3.9: SRGB não recomendada.

larga e centro de dados (*Datacenters*). A Tabela 3.2 mostra as diferenças entre a arquitetura IP/MPLS e a arquitetura das redes que utilizam roteamento por segmentos (*SR-based MPLS*), destacando as vantagens da arquitetura.

Tabela 3.2: MPLS com roteamento por segmentos *vs.* MPLS tradicional.

Característica	Rede MPLS com SR	Rede MPLS tradicional
Transporte MPLS básico	IGP	IGP+LDP
Sincronismo entre o LDP/IGP	Não se aplica	Difícil de gerenciar
Comutação FRR em 50 ms	IGP	IGP+LDP
Túneis TE adicionais para suportar FRR	Não precisa	Precisa
Otimização de caminho de backup	Sim	Não
ECMP para criação de túneis TE	Sim	Não
Estados apenas no <i>head-end</i> do TE	Sim	Não, dependendo do número de nós (complexidade $O(n^2)$ nos pontos intermediários)
Interoperabilidade com a rede MPLS tradicional	Sim	Não se aplica
Projetado para SDN	Sim	Não

O encaminhamento do pacote e as operações de roteamento por segmentos são ilustrados na Figura 3.10. O nó 4 utiliza prefixo IPv4 de sua interface loop-back:1.1.1.4/32, com prefixo de SID associado 16004, assumindo que o protocolo LDP não esteja habilitado. O nó 4 requisita a funcionalidade PHP por padrão. Esse prefixo é uma entrada na FIB do roteador remoto 1 e a operação executada é a inserção do rótulo (*push*). O prefixo SID também é uma entrada da LFIB do

roteador 2, com a operação de comutação do rótulo (*continue*). No roteador 3, o prefixo SID é uma entrada remota de sua LFIB. Como o roteador 3 é o penúltimo salto (PHP), então a operação executada sob o rótulo é de remoção (*next*). No roteador 4, o pacote chega sem o rótulo baseado no endereço IP.

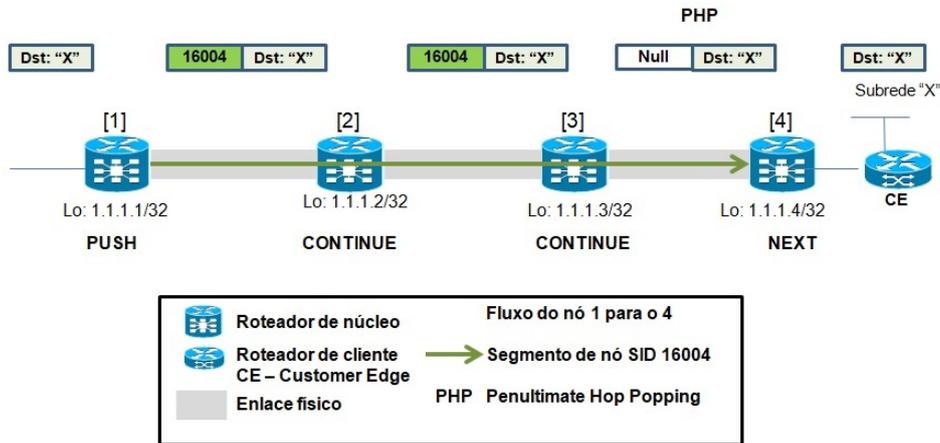


Figura 3.10: Roteamento por segmentos - plano de dados MPLS.

A opção de *explicit-null* é configurável para um prefixo SID, sendo que o vizinho do roteador de origem do SID comuta o prefixo SID mais externo com o rótulo *explicit-null*. Na Figura 3.10, a LIB do roteador 3, o rótulo de saída (*Label Out*) seria *explicit-null*, sendo útil para repassar os EXP bits do roteador 3 para o roteador 4.

O plano de dados MPLS em roteamento por segmentos é o mesmo das redes IP/MPLS legadas. Para serviços VPN L3, a rede MPLS se torna um serviço de transporte baseado nos prefixos de segmentos. A Figura 3.11 ilustra um serviço VPN L3 sobre uma rede implementada com roteamento por segmentos. Os prefixos SID correspondem aos segmentos de nó, que são SIDs globais. Nota-se que para os nós adjacentes ao nó 3, os SID globais são removidos. Para o nó 6 existem duas possibilidades de caminho de custo igual (ECMP) com mesmo SID global. Do nó 3 para seus vizinhos (nó 1 e 4) são configurados segmentos de adjacência com significado local, sendo removidos.

3.3 Plano de dados IPv6 para Roteamento por Segmentos

Além das redes MPLS, o roteamento por segmentos pode ser aplicado no plano de dados IPv6 [39, 43], onde a lista de segmentos está codificada na extensão do cabeçalho para roteamento pela fonte. A lista de segmentos pode ser baseada no

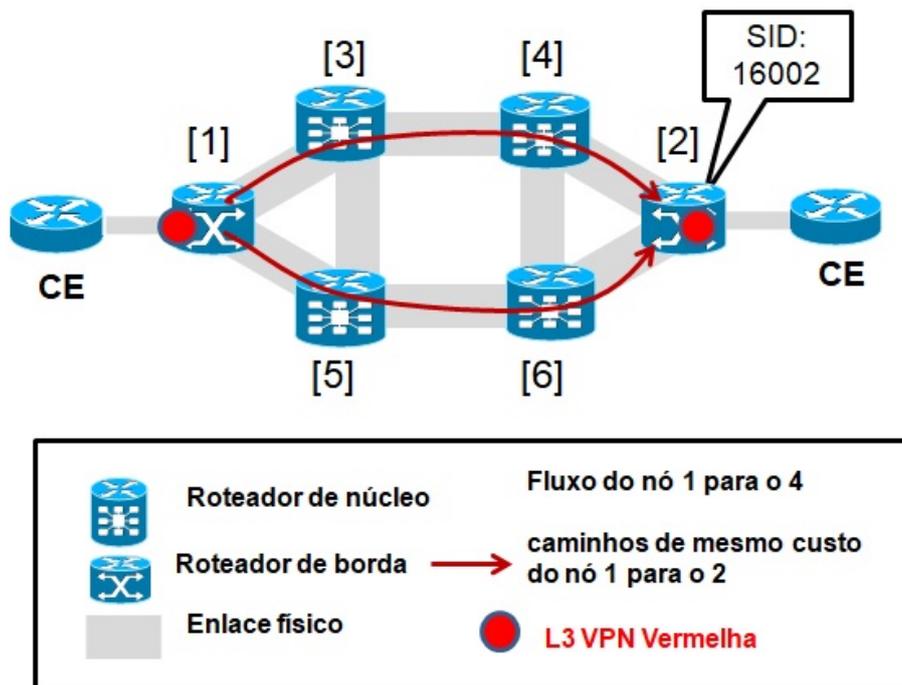


Figura 3.11: Roteamento por segmentos - L3 VPN.

IGP ou no BGP. A divulgação dos segmentos na rede com IPv6 é feita a partir de extensões dos protocolos IGP, BGP, BGP-LS e PCEP. O roteamento por segmentos em IPv6 não necessita de atualização de toda a rede, permitindo interoperar com e sem roteamento por segmentos. Essa característica possibilita a adoção gradual da tecnologia. O caminho é expresso de forma explícita, onde os nós representam roteadores, servidores, instâncias de aplicações, serviços, cadeias de serviços, etc. O roteamento por segmentos em IPv6 é um roteamento pela origem não-estrito. No capítulo 4 é mostrada uma proposta de modelo que trata de domínios habilitados ou não com roteamento por segmentos.

No cabeçalho do IPv6 (*Segment Routing Header - SRH*) visto na Figura 3.12, os campos de “Segment List”, descrevem o caminho do pacote. O segmento é representado por um endereço IPv6. A seguir são detalhados os campos do cabeçalho de roteamento por segmentos:

- *Next Header*: é um seletor de 8 bits que identifica o tipo de cabeçalho imediatamente seguido pelo SRH.
- *Hdr Ext Len*: define o tamanho do cabeçalho de SRH em octetos, descontando os primeiro oito octetos.
- *Routing Type*: ainda depende de definição pelo IANA (*Internet Assigned Numbers Authority*), com valor sugerido de 4.

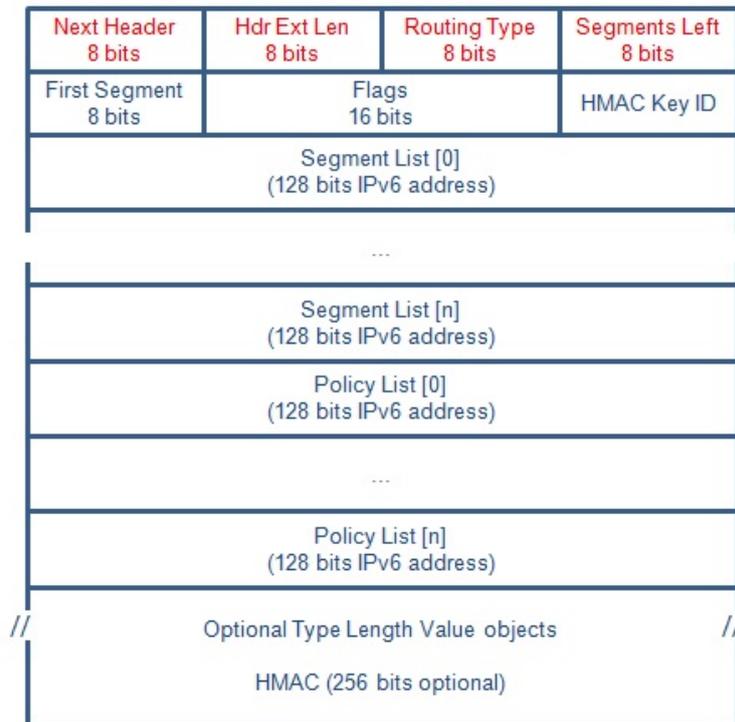


Figura 3.12: Cabeçalho de roteamento por segmentos SRH do IPv6.

- *Segments Left*: contém o índice da lista de segmentos, indicando o próximo a ser inspecionado. É decrementado a cada inspeção.
- *First Segment*: é um “offset” no SRH, não incluindo os 8 primeiros octetos. É expresso em múltiplos de 16 octetos apontando para o último elemento da lista de segmentos. Representa o primeiro segmento da lista.
- *Flags*: 16 bits para flags. Os bits de 4 a 15 definem o tipo de codificação dos endereços IPv6 na lista de políticas (Policy List).
- *Segment List[n]*: é o endereço IPv6 que representa cada segmento do caminho. A lista de segmentos é codificada de forma reversa, ou seja, o último segmento é o primeiro da lista.
- *Policy List[n]*: são endereços que representam nós específicos no SR-Path: “Ingress SR PE” (nó que insere o cabeçalho SRH) e “Egress SR PE” (endereço do nó de egresso do domínio de roteamento por segmentos).
- *HMAC*: autenticação SRH, ainda em versão “draft” pelo IETF.

O SRH é um novo tipo em um cabeçalho de roteamento existente no IPv6, idêntico ao RH0, que tornou-se obsoleto por questões de segurança. O SRH utiliza

o HMAC como solução de segurança usado no ingresso de um domínio de roteamento por segmentos segundo o “draft” do IETF *draft-ietf-6man-segment-routing-header* [43]. Dentro de um domínio controlado de roteamento por segmentos, o HMAC não é necessário. No roteamento por segmentos do IPv6, o segmento ativo é aquele que está designado como endereço MAC de destino no pacote. Em cada ponto final do segmento (*endpoint*), o endereço MAC de destino é atualizado com o próximo segmento ativo na lista de segmentos conforme a Figura 3.13. Na topologia apresentada na mesma figura, o nó A é chamado nó de roteamento por segmentos habilitado (*SR Capable*), capaz de criar a lista de segmentos ou recebê-la de um controlador SDN. Os nós intermediários do caminho são chamados de nós de trânsito (*Transit Nodes*), que podem não executar o roteamento por segmentos, nós com roteamento por segmentos intra-segmento (*Intra-Segment Nodes*) e nós finais (*Endpoint Nodes*). Os nós B e G são nós de trânsito sem roteamento por segmentos, fazendo o encaminhamento dos pacotes baseado no endereço IPv6 sem inspecionar o SRH. Se ocorresse a inspeção do SRH, esses nós seriam chamados de nós intra-segmentos. Os nós C, F e H são nós finais do roteamento por segmentos, pois inspecionam o SRH, e também são nós de roteamento por segmentos habilitados.

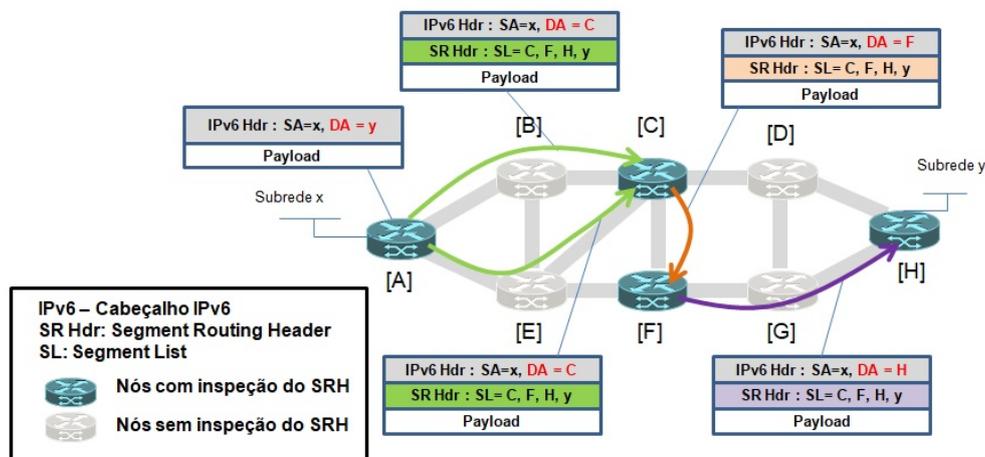


Figura 3.13: Exemplo de encaminhamento de dados usando roteamento por segmentos no IPv6.

3.4 Plano de controle MPLS para Roteamento por Segmentos

O plano de controle IGP é responsável pela configuração e distribuição dos segmentos, aplicando os segmentos em redes multi-área (Open Shortest Path First - OSPF) [44] e multinível (*Intermediate System to Intermediate System - IS-IS*) [45] e

verificando os anúncios de rotas, através de extensões desses protocolos. O IS-IS suporta o plano de controle IPv4 e IPv6, com roteamento considerando múltiplos níveis de rede (nível 1 e 2 do IS-IS). Ainda, o IS-IS utiliza o prefixo do SID para representar as interfaces “loopback” dos roteadores em IPv4 e IPv6 e utiliza os segmentos de adjacência para identificar as adjacências dos nós. O anúncio do prefixo para o SID é feito pelo servidor de mapeamento (*Mapping Server*). O roteamento por segmentos com IS-IS torna possível a introdução do suporte de sub-TLVs (*Type-length-value*) em extensões do protocolo IS-IS [46]. Os TLVs permitem codificar informações opcionais em um protocolo de comunicação, como o anúncio de prefixos SID. Para o OSPF, a versão que suporta as extensões para roteamento por segmentos é o OSPFv2, com multi-área, no qual o prefixo de SID representa as interfaces “loopback” dos roteadores em IPv4 e os segmentos de adjacência identificam as vizinhanças do nó conforme o “draft” do IETF *draft-ietf-ospf-segment-routing-extensions-27* [44]. As extensões do OSPF para roteamento por segmentos adicionam anúncios de estado de enlace opaco (*Opaque LSA – Link-state advertisement*), que permitem a transmissão de dados que o OSPF não necessariamente utilize. Os anúncios de estados de enlace opaco adicionados oferecem suporte ao roteamento por segmentos, permitindo o envio de informações como o algoritmo usado no roteamento e as faixas de rótulos (*Opaque LSA Type 4*), SID de segmentos de nó (*Opaque LSA Type 7*) e SID de segmentos de adjacência (*Opaque LSA Type 8*). O prefixo do SID do Segmento do Nó usa a informação do SRGB, que é anunciado pelos LSAs opacos. O SRGB pode ser o padrão que utiliza rótulos MPLS de 16000 a 23999 ou algum outro que utilize rótulos fora do padrão. O SRGB escolhido pode ser configurado em cada instância do IGP, sendo que, as diferentes instâncias podem usar SRGB iguais (*Overlapping SRGB*) ou diferentes (*Non-overlapping SRGBs*).

O prefixo do SID pode ser configurado como um valor absoluto ou índice, sendo que o índice representa um incremento na base do SRGB. Por exemplo, considerando um prefixo com índice igual a 1 e um SRGB igual a 16000, então o SID é $16000 + 1 = 16001$. Esse valor de SID representa o rótulo, tem valor global e é único em um SR-Domain. O Prefix SID é configurado manualmente equivale a atribuir um endereço a uma interface “loopback” do roteador de núcleo. Por exemplo, o roteador originador pode anunciar as seguintes faixas de rótulos fora do SGRB padrão: [100, 199], [1000, 1099] e [500, 599]. Nesse caso, os roteadores de destino que receberem essas faixas, as concatenam formando a seguinte SRGB: [100, 199], [500, 599] e [1000, 1099].

Dessa forma, os índices utilizam várias faixas, como por exemplo:

Índice 0 = Rótulo 100,

Índice 1 = Rótulo 101, ..., Índice 99 = Rótulo 199,

Índice 200 = Rótulo 500,

Índice 201 = Rótulo 501, ..., Índice 299 = Rótulo 599,
Índice 300 = Rótulo 1000,
Índice 301 = Rótulo 1001, ..., Índice 399 = Rótulo 1099.

O Segmento de Adjacência tem significado local e é automaticamente alocado para cada adjacência, sempre sendo um valor absoluto não indexado. As extensões do OSPF possuem TLVs e sub-TLVs com flags para o anúncio e propagação dos prefixos. A Figura 3.14 ilustra as extensões do OSPF e respectivos flags para suporte aos SIDs.

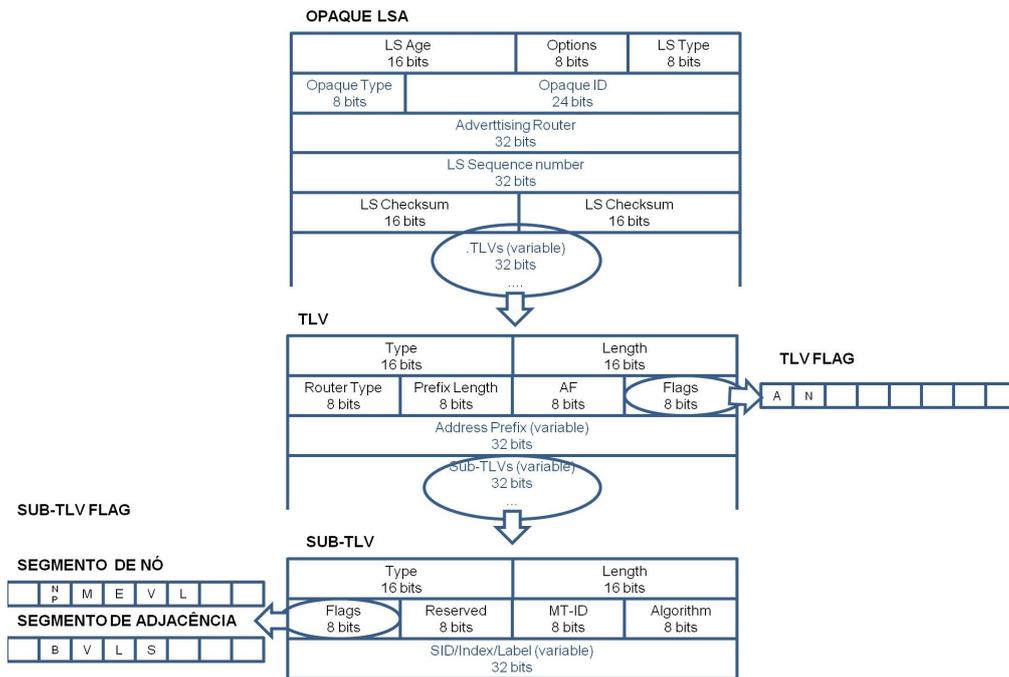


Figura 3.14: Extensões do OSPF para prefixos SID.

O campo de flags da TLV é composto por oito bits, onde os dois mais significativos possuem as seguintes funções, sendo que o bit A sinaliza o uso de uma extensão TLV para prefixo SID inter-área e o bit N indica que o prefixo identifica o nó. No campo de flags da sub-TLV, o bit NP configura o PHP, o que significa que o prefixo SID não pode ser removido depois do encaminhamento do pacote; o bit M indica se os SIDs são anunciados pelo servidor de mapeamento; o bit E indica que o penúltimo salto deve trocar o prefixo SID por um rótulo *explicit-null*, o bit V indica que o prefixo SID é um valor absoluto e, finalmente, o bit L indica quando o prefixo SID tem significado local, ou seja, é um índice, representado por exemplo pelo último octeto do IP da interface “loopback”.

Para o roteamento multi-área, existem prefixos SID denominados de *Anycast* por serem anunciados a múltiplos nós da rede. O tráfego é encaminhado pelo originador do prefixo SID *Anycast*, escolhendo a melhor rota baseada no IGP. Os nós que

anunciam o mesmo prefixo SID *Anycast* tem o mesmo SGRB. Esses prefixos são divulgados entre diferentes áreas através dos roteadores ASBR e ABR, (*Area Border Router*), responsáveis por distribuir rotas de outros roteadores de outras áreas e de outros sistemas autônomos.

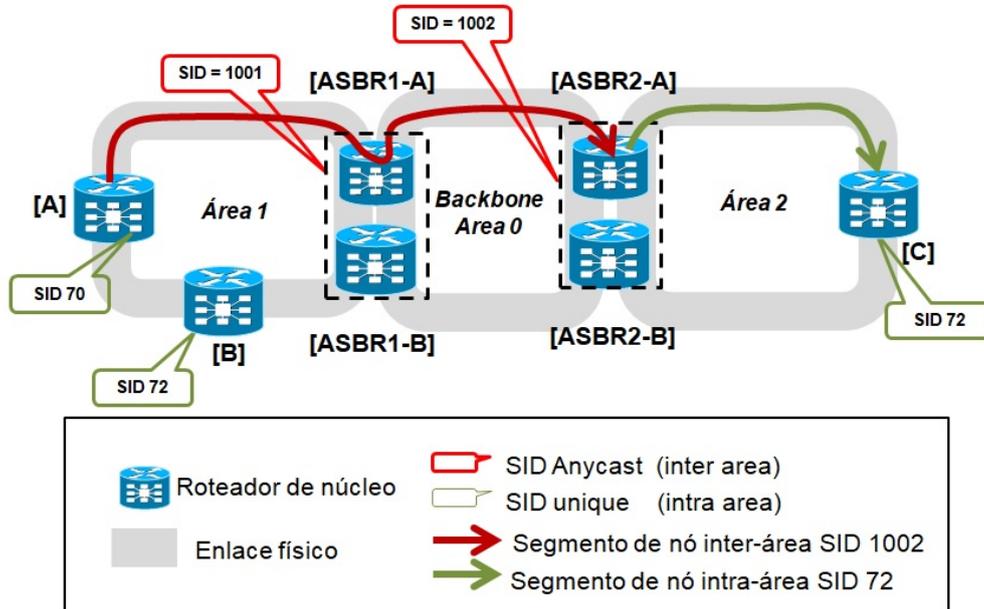


Figura 3.15: Prefixo SID *Anycast*.

A Figura 3.15 mostra um exemplo de aplicação de prefixo SID *Anycast*. Em redes multi-áreas, os SIDs dos ASBRs são *Anycast*, pois são únicos em todo domínio e são redistribuídos em cada região. Apesar dos SIDs serem únicos internamente nas áreas não-backbone, eles podem ser reutilizados em outras áreas. Por exemplo, o rótulo 72 encaminha o tráfego até C dentro da área 2 e B dentro da área 1, separadamente. Porém, os rótulos {1001,72} encaminham o tráfego até B de qualquer lugar, e {1002,72} até C de qualquer lugar. Os rótulos 1001 e 1002 são divulgados em todo o domínio SR, possuindo re-roteamento rápido nativo (*Fast Reroute - FRR*) quando ocorrer falha em algum dos ASBRs. No OSPF, quando um nó anuncia seu prefixo SID, ele inclui este prefixo nas *Opaque LSAs* que são enviadas a seus vizinhos. Ao propagar um prefixo, o OSPF anuncia um prefixo recebido ou originado de outra área.

No OSPF, os prefixos SID de segmento de nó são propagados entre áreas, enquanto os de adjacências não são. O OSPF não tem como identificar quais nós originaram ou propagaram este prefixo, sendo este papel realizado pelas flags. As flags também transportam informações do comportamento do nó originador do prefixo, como o *explicit-null*. Esse comportamento não deve ser aplicado aos nós propagadores do prefixo, mas apenas ao originador. Em multi-áreas OSPF, o ABR ou ASBR propaga o prefixo SID não-locais com o bit NP=0 (*No PHP*) e o bit E=0

Roteador	Interface Loopback	SID	Area	Flags OSPF na Área 0	Flags OSPF na Área 1
A	1.1.1.1/32	16001	0	NP=0, E=0	NP=1, E=0
B	1.1.1.2/32	16002	0	NP=0, E=0	NP=0, E=0
B	2.2.2.2/32	17002	1	NP=0, E=0	NP=0, E=0
C	1.1.1.1/32	16003	1	NP=1, E=0	NP=0, E=0

Tabela 3.3: Prefixos anycast propagados inter-área

(*no-explicit-null*). Já para prefixos locais, o prefixo SID é propagado com bit NP=1 e o bit E=0. A Figura 3.16 mostra um exemplo de multi-área OSPF com prefixos SID locais e não-locais que atravessam as áreas OSPF.

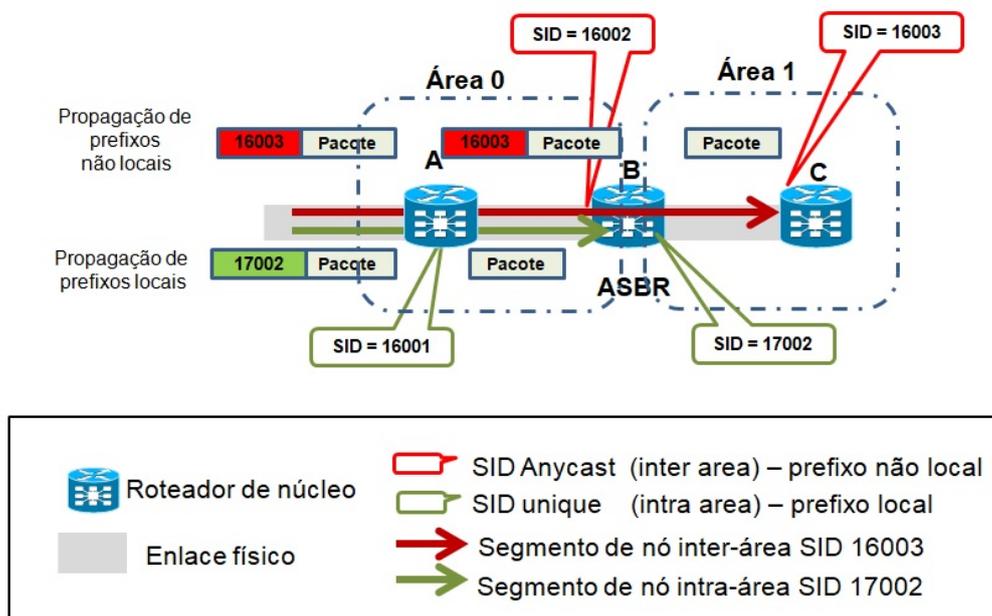


Figura 3.16: Propagação de prefixos SID e flags OSPF.

Os segmentos de adjacências tem significado local e são alocados dinamicamente a partir de um conjunto de rótulos. A alocação automática de rótulos pode ser feita por adjacência, como por exemplo uma adjacência com proteção e sem proteção conforme mostrado na Figura 3.5. No IS-IS, isso significa ter dois SIDs diferentes para adjacências L1 e L2 entre os mesmos vizinhos; no OSPF, o mesmo SID de adjacência é aplicado em todas as áreas de uma adjacência multi-área, o que representa múltiplas adjacências para cada área diferente, em uma mesma interface.

Os segmentos de adjacência têm persistência de rótulo, ou seja, o mesmo rótulo é alocado depois da recuperação de uma falha. No OSPF, os segmentos de adjacências são representados nas “flags” sub-TLVs do *Opaque LSA*, com os seguintes bits quando configurado com “1”: B é o bit de Backup, que indica uma adjacência protegida; o bit V significa que o SID de adjacência transporta um valor e não um índice; o bit L significa que o SID de adjacência tem significado local e o bit S quando

o SID de adjacência se refere a um conjunto de adjacências, usado para balanceamento de carga conforme mostrado na Figura 3.16. No roteamento por segmentos, os nós que estejam interligados através de uma rede local necessitam conduzir os fluxos de dados através desta rede. Para tal, os nós necessitam de segmentos de adjacência através da rede local. A solução é a criação de um "pseudo-nó" representando a rede LAN. Os segmentos de adjacência são associados aos nós ligados à LAN e ao pseudo-nó (Figura 3.17).

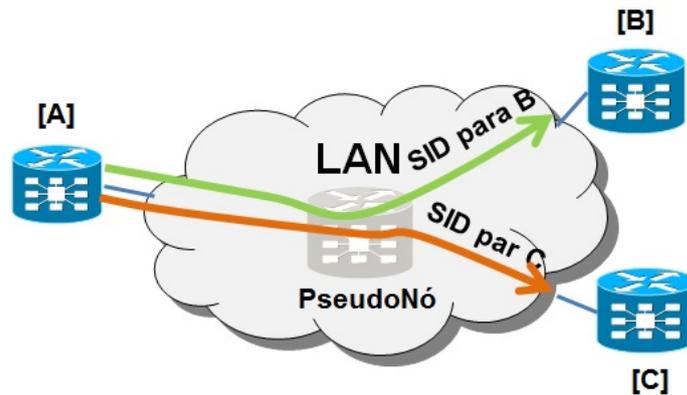


Figura 3.17: Segmento de Adjacências - Pseudo-nó.

3.5 Plano de Controle BGP para Roteamento por Segmentos

O BGP (*Border Gateway Protocol*) pode ser usado como plano de controle para distribuição de SIDs na rede [47]. Uma das aplicações é em data centers em escala massiva MSDC (*Massive Scale Data Centers*) [16, 48] que utilizam o BGP para simplificação da rede entre os nós raiz (*spine*) e folhas para simplificação da conectividade em L2 com os switches topo de bastidor ou ToR (*Top of Rack*), permitindo melhor escalabilidade, utilização de banda e controle em relação aos IGPs tradicionais [49].

3.5.1 Pareamento com Segmento de Nó

A RFC3107 [38] prevê o mecanismo de divulgação de rótulos MPLS para o BGP, comumente já utilizada pelas operadoras de telecomunicações. A Figura 3.18 mostra o detalhamento de uma rede interna de centro de dados (*Data Center*) com os nós raiz [1] e [2] e o nó [3] recebe o segmento de nó 16005 através do BGP multicaminhos (*BGP multipath*) recebido dos nós raiz, balanceando o tráfego entre os 2 caminhos.

O segmento de nó 16005 é o prefixo SID do nó [5]. O nó [3] encaminha os pacotes para o nó [5] através desse segmento.

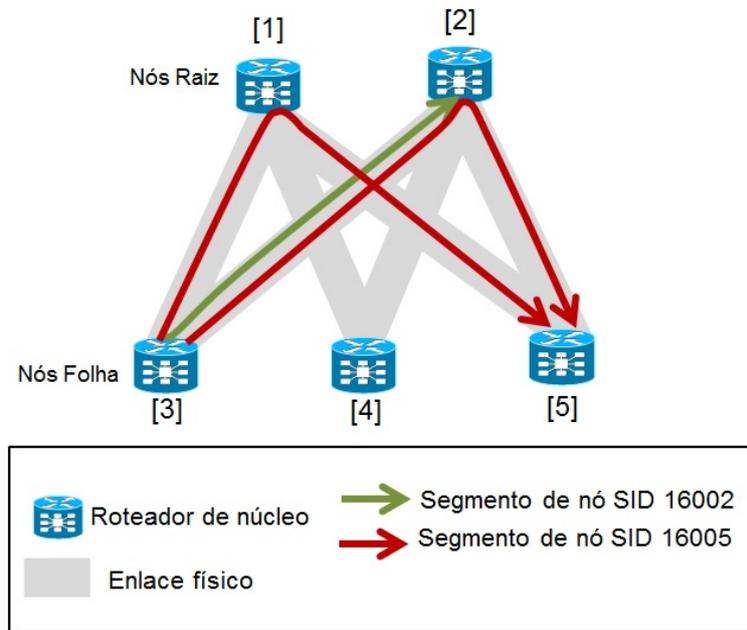


Figura 3.18: Exemplo prefixo SID aprendido via BGP.

Os prefixos “Anycast” também são manipulados pelo protocolo BGP, onde diferentes nós anunciam o mesmo prefixo BGP, tal qual no IGP. A Figura 3.19 mostra o comportamento de um pequeno Data Center de topologia de dois estágios, onde os nós [1] e [2] fazem parte de um conjunto “Anycast”, onde ambos anunciam o prefixo “Anycast” 17001, além dos próprios prefixos SID 16001 e 16002. Se o nó [4] deseja enviar tráfego para o nó [6] sem passar pelo nó raiz [1], então o nó [4] acrescenta os prefixos SID {17001,16006} “forçando” o tráfego pelo conjunto de nós “Anycast”, neste caso formado pelos nós [1] e [2].

3.5.2 BGP-LS

Existem duas formas básicas de obtenção de informações de topologia de rede: protocolos de gerenciamento e roteamento. Um protocolo de roteamento responsável por obter a informação da topologia da rede é o BGP-LS (*Border Gateway Protocol - Link State*), uma extensão do BGP [50] que permite carregar informações dos estados dos enlaces. Essa informação é usada pelo IGP, que normalmente utiliza outra base de informações de estados dos enlaces como a TED (*Traffic Engineering Database*) usada na engenharia de tráfego, sendo que ambas proveem o mesmo conjunto de informações. No caso do BGP-LS, as informações podem ser agregadas de múltiplas áreas e de diferentes sistemas autônomos, permitindo uma análise abrangente do

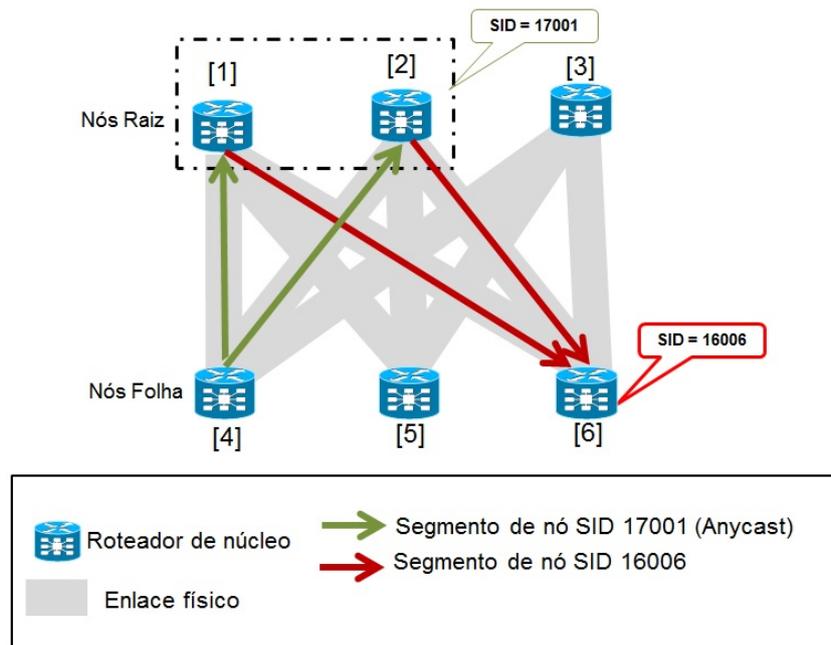


Figura 3.19: Exemplo prefixo SID Anycast aprendido via BGP.

estado de toda rede. O BGP-LS foi desenvolvido especificamente para melhorar a escalabilidade do BGP como o controle baseado em fluxos TCP e no uso estratégico de roteadores RR (*Router Reflectors*), que concentram as sessões de mensagens BGP. Em ambos os casos é necessário adquirir informações de topologia multi-área, o que é feito tradicionalmente por um elemento da rede de um sistema autônomo que reúne as informações dos demais elementos de outros sistemas autônomos através de meios manuais. Um controlador de engenharia de tráfego, por exemplo, uma aplicação de servidor PCS (*Path Computation Server*) implementa o BGP-LS para adquirir a topologia de rede a ser utilizada no roteamento da mesma [51]. O BGP-LS suporta também mecanismos de políticas que limitam o uso de certos nós e enlaces da rede, ou seções de topologia particionadas pelo operador da rede. A Figura 3.20 mostra um controlador SDN interagindo com dispositivos de rede de diferentes ASes, com um IGP tradicional e com o BGP-LS. Note como o BGP-LS tem visão multidomínio através do BGP-LS RR (*BGP-LS Router Reflector*) quando comparado à solução com IGP tradicional. A descoberta dos nós e enlaces de rede da ferramenta Cisco WAE Design [18] é realizada pelo BGP-LS.

3.5.3 Pareamento com Segmento de Adjacência

Os segmentos de adjacência para pareamento BGP (*BGP peers*) estão associados às sessões BGP entre vizinhos ou conjunto de vizinhos. Tipicamente são segmentos locais, na vizinhança, que são declaradas por um nó BGP (*BGP speaker*) através de

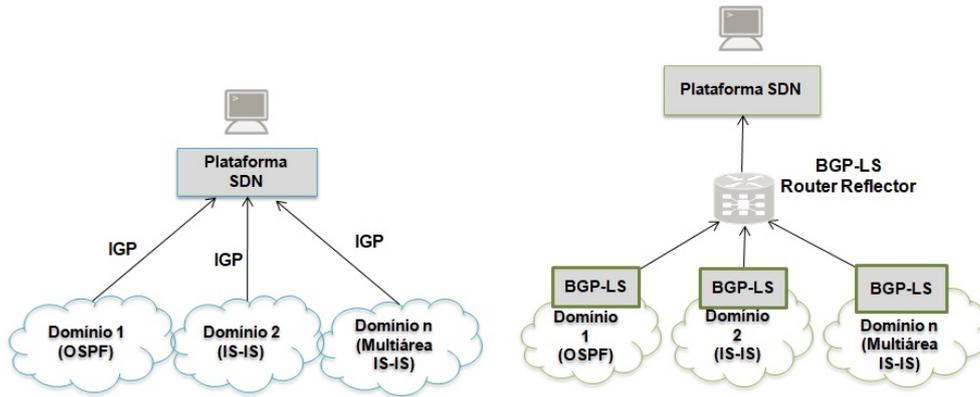


Figura 3.20: BGP-LS.

sessões BGP e sinalizadas pelo BGP-LS (*BGP Link State*) descrito na RFC7752 [52]. A Figura 3.21 mostra um pareamento BGP com segmentos de nó com uma sessão de pareamento com seu vizinho. A instrução do pareamento BGP com segmento de nó é direcionar o tráfego entre os nós pareados através de multi caminhos de mesmo custo (ECMP), conforme mostrado na Figura 3.21 o nó [3] do $AS - 1$ é pareado com os nós [4] do $AS - 2$ e [5] do $AS - 3$ respectivamente com os segmentos de nó 40304 e 40305. Estes segmentos são anunciados via BGP-LS. O pareamento entre nós de diferentes ASes pode também ser implementado com segmentos de adjacência também mostrado na Figura 3.21, entre os nós [2] do $AS - 1$ e [4] do $AS - 2$, com segmentos de adjacência 40214 e 40224, permitindo balancear entre os enlaces [2] – [4]. Utilizar segmentos de adjacência entre os pares de nós com BGP funciona de forma similar a conexão de 2 roteadores BGP que tem uma sessão external BGP entre si. O significado dessa instrução é direcionar o tráfego para um nó par BGP para a interface específica na direção desse nó par BGP.

3.5.4 Pareamento com Associação de Nós

Outra forma de pareamento é a associação de grupos de vizinhos, nos quais existe sessões de pareamento, sendo a instrução equivalente encaminhar o tráfego para os nós pares BGP que são membros de um determinado grupo. Na Figura 3.21 o grupo de nós 4, 5 é anunciado via BGP-LS com o prefixo SID 40345, significando que o nó [3] direciona tráfego de forma balanceada através do segmento 40345 respectivamente para os nós [4] e [5] que fazem parte do grupo.

3.5.5 Extensões do BGP

O roteamento por segmentos não está restrito apenas aos protocolos IGP como IS-IS e OSPF, mas o BGP pode ser utilizado para distribuir informação de segmentos.

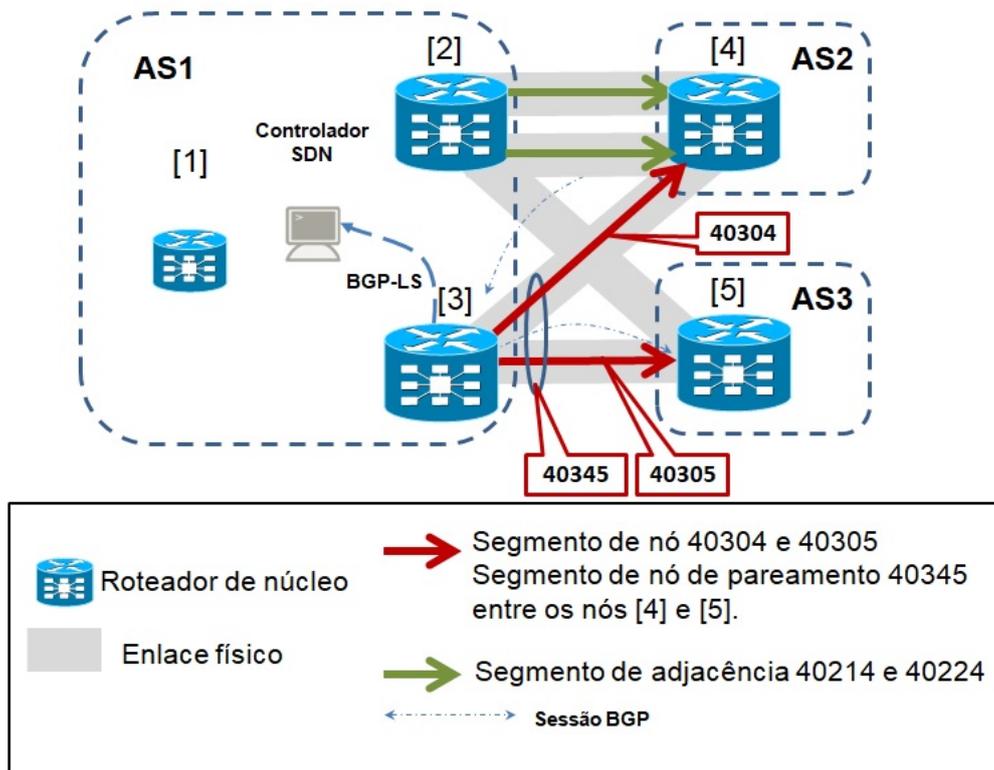


Figura 3.21: Exemplo segmento de nó e adjacência - peer BGP.

O BGP pode ser usado entre dois diferentes domínios de IGP de roteamento por segmentos (*SR Domains*). O BGP com roteamento por segmentos é aplicável não somente no desenho de rede de Data Centers mas também na conexão de diferentes ASes (*Autonomous Systems*) de operadoras de telecomunicações e Provedores de Serviço de Internet ISP (*Internet Service Providers*) [53].

O protocolo utilizado para transportar a informação dos segmentos é o BGP-LU (*BGP Labeled Unicast*) definido na RFC3107 [38] especifica que um ou mais rótulos podem ser transportados nas mensagens de atualização do BGP (*updates*) usando as extensões do MBGP (*Multiprotocol Extensions of BGP*) e comumente usada pelas operadoras de telecomunicações para transporte de sinalização sobre a rede MPLS.

O roteamento por segmentos usa o mesmo conceito base do IGP para implementação no plano de controle BGP. Os prefixo SID são globais e distribuídos como um índice único global do SRGB. Tal como no MPLS onde o BGP-LU distribui rótulos que indicam se uma rede é alcançável para interconexão de sistemas autônomos distintos, o roteamento por segmentos usa o BGP-LU para anunciar prefixos SID. A Figura 3.22 ilustra o plano de controle de roteamento por segmentos com BGP.

Nos ASBRs são configurados segmentos no SRGB que permite ao BGP alocar rótulos de prefixos SIDs quando estes são anunciados. O prefixo 1.1.1.5/32 é local

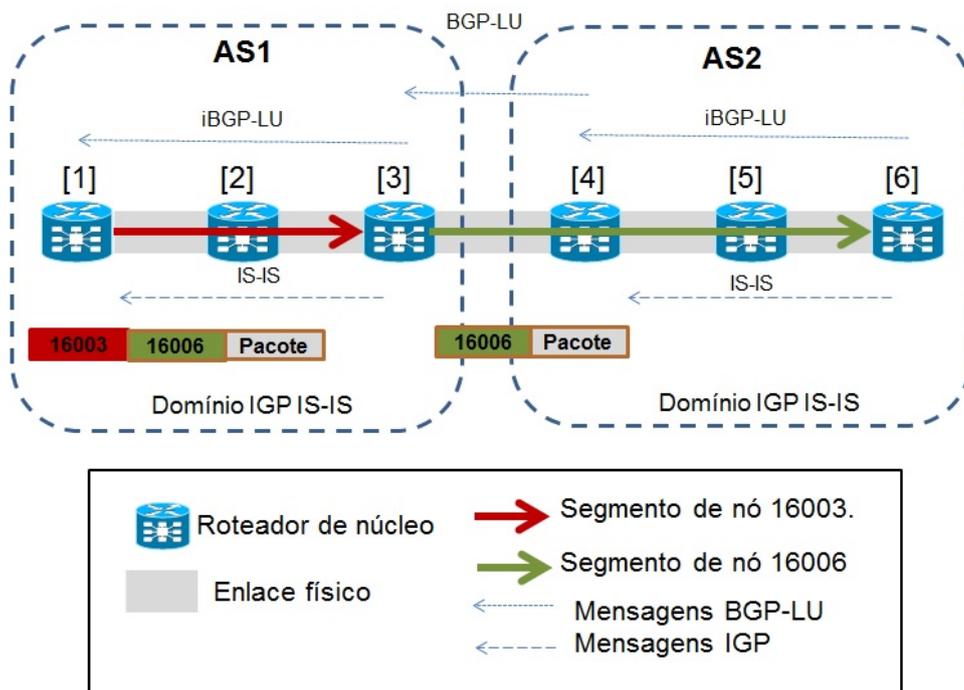


Figura 3.22: Exemplo de inter-AS - BGP com roteamento por segmentos.

no nó [5] e anuncia um rótulo de valor 3 (*implicit null*), que é um rótulo de valor reservado, utilizado no penúltimo salto da rede MPLS (PHP – (*Penultimate Hop Popping*)) para evitar a comutação desnecessária de rótulos. O nó 6 também adiciona o prefixo SID no atributo da mensagem de atualização do BGP. Este prefixo SID é recebido no nó [4] pelo iBGP (*internal BGP*) e este utiliza o índice (*index*) como referência para, dentro do SRGB, informar o prefixo-SID do nó [6]. Este procedimento é resultante da soma do início da faixa do SRGB configurado entre os ASBRs e o índice $16000 + 6 = 16006$. Este prefixo SID então é anunciado ao nó [3] pelo nó [4] através do eBGP-LU (*external BGP-LU*). O nó [3] efetua as mesmas operações do nó [4] e assim o nó [1] aprende o prefixo 1.1.1.6/32 com o rótulo 16006 e o prefixo SID índice 6. O nó [1] aprende que o nó [6] é alcançável via o próximo salto que é o nó [3] através do segmento de nó 16003. Como o nó [2] é o penúltimo nó antes do [3] o rótulo 16003 é removido, e o nó [3] comuta para o segmento ativo 16006 que direciona o tráfego ao nó [4] e este ao penúltimo nó, nó [5] que remove o rótulo antes de encaminhar o tráfego ao nó de destino [6].

Os prefixos SID são definidos no BGP no *draft-ietf-idr-bgp-prefix-sid* [53] e anunciados como um atributo transitivo e opcional do BGP, ou seja caso os pares (*peers*) não reconheçam este atributo este passa de forma transparente pela rede. O valor do tipo (*Type*) do atributo é 40 ainda preliminar. Os TLVs são aplicáveis somente ao plano de dados MPLS para o roteamento por segmentos. O campo índice do

rótulo (*Label Index*) é o prefixo SID e o campo *flags* ainda não foi definido. O campo SRGB consiste em uma base de 3 bytes e de uma faixa (*range*) também de 3 bytes e especifica as múltiplas faixas de SRGB conforme mostrada nas seções 3.4 e 3.1.2.

Type 8 bits	Length 16 bits	Reserved 8 bits
Flags 16 bits		Label Index 16 bits
Label Index 16 bits		

TLV para formato da informação do índice

Type 8 bits	Length 16 bits	Reserved 8 bits
Flags 8 bits		
SRGB Range 1 24 bits		

SRGB Base n 24 bits		SRGB Range n 8 bits
SRGB Range n 16 bits		

TLV para formato da informação do originador do SRGB

Figura 3.23: TLVs do BGP para roteamento por segmentos.

3.6 Coexistência do Plano de Controle MPLS e de Roteamento por Segmentos

A arquitetura de redes IP/MPLS permite a coexistência de múltiplos protocolos para distribuição de rótulos como o LDP, RSVP-TE e o roteamento por segmentos, sem interação entre si. Cada nó de rede reserva uma faixa de rótulos dentro do SRGB para o plano de controle do roteamento por segmentos e rótulos fora do SRGB para alocação dinâmica pelo plano de controle MPLS tradicional. As entradas dos rótulos provenientes do LDP e do roteamento por segmentos são indexadas na FIB e LFIB dos roteadores. A Figura 3.24 mostra o sentido de um pacote da rede MPLS para a IP com rótulos configurados pelo roteamento por segmentos (dentro da faixa do SRGB) e pelo LDP. As múltiplas entradas advindas do roteamento por segmentos ou pelo LDP podem ser programadas para o mesmo prefixo de destino conforme mostra a Tabela 3.4 para o nó B e C.

Roteador	A		B		C		D	
	Label in	Label out						
SR	16002	16002	16002	24023	24023	16005	16005	Pop
MPLS	24002	24001	32011	32011	32011	24003	24003	Pop

Tabela 3.4: LFIB - Coexistência MPLS com roteamento por segmentos

Para o sentido do pacote da rede IP para a MPLS com roteamento por segmentos e LDP coexistindo da Figura 3.24, o rótulo a ser imposto ao pacote só pode ser recebido de um dos protocolos, não de forma simultânea mostrado na tabela 3.4. Se existem vários caminhos para o destino, a entrada da tabela deve definir se o caminho selecionado pelo protocolo de roteamento por segmentos ou pelo LDP deve ser usado. Por padrão, a escolha da entrada é a do protocolo LDP, sendo necessário ativar a preferência pelo roteamento por segmentos. Uma proposta de migração do LDP para roteamento por segmentos em uma rede de roteadores de núcleo IP/MPLS é inicialmente manter em execução os dois planos de controle independentes. Os roteadores de núcleo então são atualizados para roteamento por segmentos, e os roteadores são configurados para preferencialmente utilizar a imposição dos rótulos através do roteamento por segmentos. O passo final é remover o LDP dos roteadores, simplificando assim rede. O IETF vem trabalhando na elaboração de normas para padronizar a interoperabilidade de redes IP/MPLS com roteamento por segmentos e o protocolo LDP [54, 55], permitindo a coexistência das redes legadas tradicionais IP/MPLS.

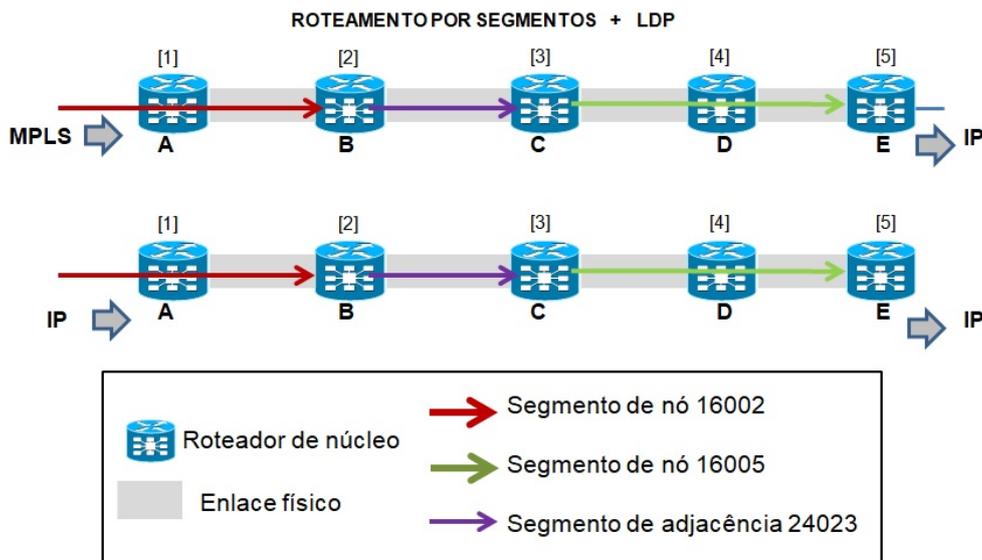


Figura 3.24: Coexistência MPLS e roteamento por segmentos.

3.7 Interoperabilidade entre MPLS e Roteamento por Segmentos

A operadora de telecomunicações possui uma vasta rede IP/MPLS legada, a introdução da tecnologia de roteamento por segmentos permite interoperar com o plano de dados MPLS, diferindo apenas do plano de controle. Esta vantagem técnica permite uma introdução gradual da tecnologia de roteamento por segmentos na rede da operadora, preservando investimentos realizados no legado. Existem alguns modelos propostos para interoperabilidade do roteamento por segmentos com o protocolo LDP: roteamento por segmentos para LDP, LDP para roteamento por segmentos, roteamento por segmentos sobre LDP e LDP sobre roteamento por segmentos.

- *Modelo 1 - LDP para roteamento por segmentos*: conecta um LSP criado pelo LDP com um prefixo SID, em qualquer nó na borda do domínio LDP para roteamento por segmentos através de uma entrada na LFIB, configurada de forma automática em cada um dos domínios. O rótulo de entrada do nó de borda é obtido pelo LDP e o rótulo de saída é o do segmento, copiado do que seria o rótulo de entrada para o trecho do segmento conforme mostrado na Figura 3.25.

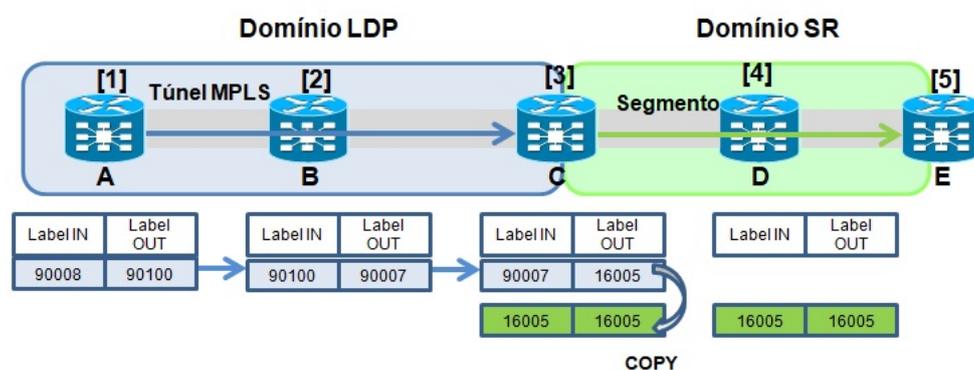


Figura 3.25: Modelo 1 - LDP para roteamento por segmentos.

- *Modelo 2 - roteamento por segmentos para LDP*: No roteamento por segmentos para LDP, como o destino é um domínio que não tem roteamento por segmentos habilitado (domínio LDP), é necessário anunciar no domínio LDP os prefixos SID na tabela LFIB destes roteadores. Isso é feito através do servidor de mapeamento, que informa o prefixo e a partir do prefixo IP é conhecido o rótulo para chegar ao destino conforme mostrado na Figura 3.26.

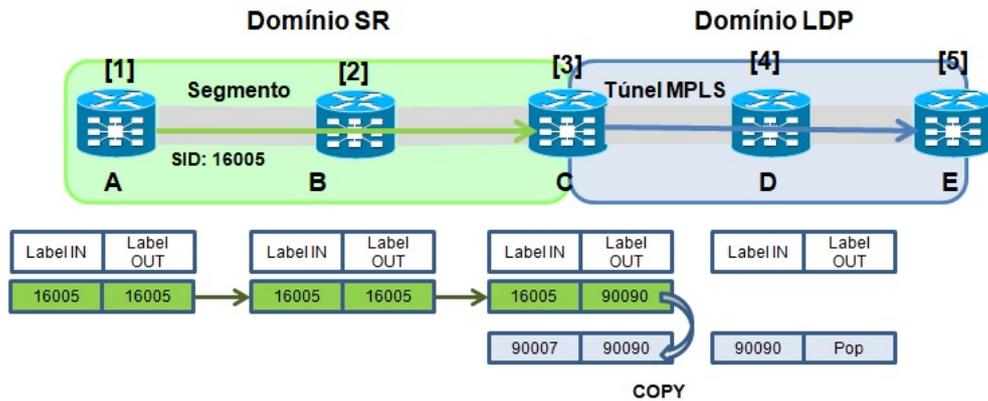


Figura 3.26: Modelo 2 - roteamento por segmentos para LDP.

- *Modelo 3 - roteamento por segmentos sobre LDP*: Já no roteamento por segmentos sobre LDP, a cada borda de rede que utilize o roteamento por Segmentos/LDP, o prefixo SID é mapeado em um LSP obtido do protocolo LDP. Na borda LDP/roteamento por segmentos o LSP é mapeado em um prefixo SID. Se o caminho terminar em um nó com domínio LDP, é necessário utilizar o servidor de mapeamento.
- *Modelo 4 - LDP sobre Roteamento por Segmentos*: no LDP sobre roteamento por segmentos, na fronteira LDP/roteamento por segmentos, o LSP criado pelo LDP é mapeado em um prefixo SID, sendo portanto, necessário o servidor de mapeamento.

3.8 Servidor de Mapeamento

O Servidor de Mapeamento (*Mapping Server*) é usado na interoperabilidade entre nós habilitados e não-habilitados ao roteamento por segmentos. O mapeamento dos prefixos de rede e SIDs são configurados no Servidor de Mapeamento, de forma similar ao Refletor de Rotas (*Router Reflector - RR*). Esse mapeamento é realizado no servidor de mapeamento e é necessário para interoperabilidade das redes MPLS tradicionais que usam o protocolo LDP com as redes implementadas com roteamento por segmentos. O servidor de mapeamento é um mecanismo de controle, não necessitando estar localizado no plano de dados, e deve ser redundante. O cliente do mapeamento recebe e analisa os mapeamentos de prefixos para SIDs do servidor, que usa as entradas aprendidas e configuradas localmente nas tabelas RIB (*Routing Information Base*) para construção de uma política válida e consistente de mapeamento de SIDs. A instância do IGP utiliza as políticas do mapeamento de SIDs para recalculando alguns ou todos prefixos SID. Uma regra de consenso é quando o

servidor de mapeamento for usado, todos os nós devem se comportar como clientes para recebimento do mapeamento de prefixos de tal forma que não recebam os LSAs através de nós que não são habilitados com roteamento por segmentos.

Os anúncios do servidor de mapeamento não são nem propagados entre áreas OSPF, nem tampouco entre áreas IS-IS. Os anúncios do servidor de mapeamento, tanto no IS-IS quanto no OSPF, são implementados nas extensões desses protocolos em TLVs específicas para este fim. É possível haver múltiplos servidores para anúncio de mapeamentos de prefixos para SIDs. Espera-se, porém, que o conjunto de mapeamentos seja igual para os servidores, a fim de se manter consistência. Caso não haja consistência, o cliente do servidor de mapeamento escolhe a entrada que não tenha sobreposição como política ativa. A arquitetura cliente-servidor de mapeamento é mostrada na Figura 3.27.

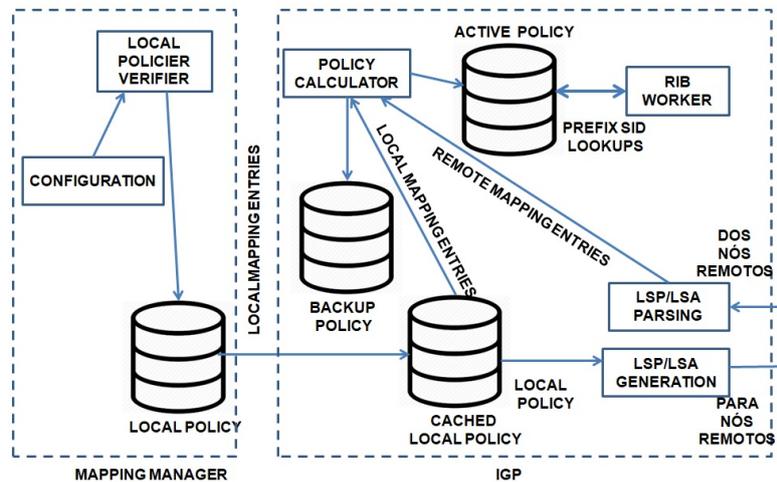


Figura 3.27: Arquitetura cliente-servidor de mapeamento.

3.9 Caso de Uso de Engenharia de Tráfego

A engenharia de tráfego é um exemplo de aplicação no contexto de roteamento por segmentos (*Segment Routing - Traffic Engineering - SR-TE*) utilizando os benefícios das redes definidas por software e do roteamento por segmentos [24]. O roteamento por segmentos permite a configuração, a modificação e a remoção de caminhos TE dentro de um domínio de rede [56], operando somente na borda da rede. O plano de controle do roteamento por segmentos pode ser mantido tanto de forma centralizada através de um controlador SDN [57], quanto de forma distribuída no plano de controle existente nos roteadores de núcleo habilitados com roteamento por segmentos. Neste último, os roteadores podem pertencer a uma rede composta somente por nós que executem o roteamento por segmentos ou em uma mista, que execute também o LDP conforme discutido na Seção 3.6.

Na engenharia de tráfego com roteamento por segmentos, o roteador de núcleo de origem (*Head End LSR*) é denominado roteador de núcleo de origem SRTE (*Segment Routing Traffic Engineering Head End*), onde os pacotes são classificados e onde são impostas as listas de segmentos. Todas as funcionalidades de engenharia de tráfego são influenciadas pelas decisões do roteamento por segmentos e pelo controlador SDN. Os roteadores intermediários (*Mid Point*), para efeito do roteamento por segmentos não existem em sua topologia lógica, não necessitando de estados adicionais (troca de rótulos e atualizações de tabelas LFIBs) e sinalizações (protocolo RSVP-TE).

A centralização da engenharia de tráfego permite melhorar o desempenho, a previsibilidade e a convergência da rede através de aplicações programáveis [58] por APIs “northbound” [52] e de mecanismos de programação da rede como o PCEP e APIs “southbound” [59].

O PCE e o BGP-LS possuem extensões para roteamento por segmentos. O BGP-LS é usado para anunciar o estado do enlace e a base de dados TE (*Traffic Engineering Database - TED*). A informação do estado do enlace é repassada em LSAs opacos, incluindo a informação dos estados do roteamento por segmentos distribuídos pelo IGP. O PCE (*Path Computation Element*) especifica uma lista de SIDs a partir de uma requisição de indicação de caminho proveniente da aplicação, e o PCC (*Path Computation Client*) encaminha o tráfego impondo a lista de segmentos nos pacotes conforme mostrado na Figura 3.28. Não existe sinalização RSVP-TE e os caminhos podem ser iniciados pelo PCE.

A centralização da inteligência da engenharia de tráfego com uma visão global da rede pode ser obtida através da tecnologia de roteamento por segmentos e redes definidas por software, onde o controlador expressa o caminho em uma lista de segmentos, e a rede mantém os segmentos e providencia o re-roteamento rápido FRR para o mesmo, coincidente com os caminhos de menor custo ECMP. A Figura 3.29 mostra um controlador SDN [60] fazendo a orquestração de engenharia de tráfego para descoberta de um caminho que atenda a demanda de banda de 2 Gbit/s para um túnel MPLS que vai de A a Z. As redes IP/MPLS legadas do RSVP-TE eram responsáveis pela obtenção dos recursos através de complexa sinalização. O controlador encontra o caminho a partir dos dados coletados (através do BGP-LS, por exemplo) usando estes dados na computação do caminho, que é uma lista de segmentos, configurados através uma “southbound interface” como NETCONF [61] ou CLI [62] conforme apresentado na Figura 3.29 .

Nesta mesma direção, com centralização das informações da engenharia de tráfego para o roteamento por segmentos, o controlador expressa o caminho em uma lista de segmentos, coincidente ou não com a obtida pelo IGP. A Figura 3.30 demonstra um cenário de aplicação de engenharia de tráfego para criação de túneis

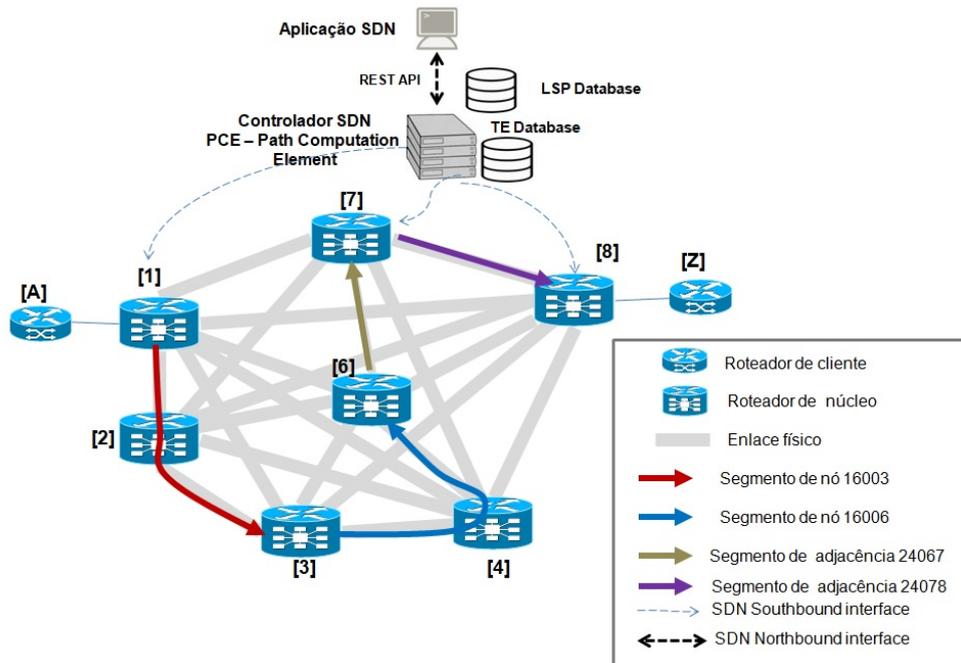


Figura 3.28: Roteamento por segmentos com decisão de caminho por SDN e PCE.

disjuntos, evitando caminhos por roteadores de planos diferentes (plano A e B) da figura.

Outra aplicação do SR-TE é a determinação do caminho baseado em classe de serviço (*CoS-Based TE*). Nesse caso, o tráfego de dados pode ser direcionado por segmentos onde os enlaces possuem maior capacidade e menor custo por bit, enquanto o tráfego de voz sobre IP pode ser direcionado por segmentos com enlaces de menor latência. Para redes extensas e multi-áreas são usados prefixos SID “anycast”.

O roteamento por segmentos é uma alternativa a ser aplicada também em redes de transmissão óptica com GMPLS (*Generalized MPLS*) [63] e Openflow [51, 64] promovendo a integração entre as camadas da rede de transporte óptico e roteadores de núcleo [65] fornecendo a integração dos circuitos lógicos e de transporte para o operadora de telecomunicações [66]. A Figura 3.31 mostra o cenário das camadas de rede coordenadas através de controladores SDN [22] e a configuração de segmentos entre as diversas camadas coordenadas de rede.

Entre os benefícios da coordenação de rede está a otimização da capacidade da rede, com proteção e restauração de acordo com SLA da operadora de telecomunicações, diferenciados para cada tipo de tráfego além de permitir a automação da rede entre as diversas camadas com o uso de controladores SDN [67, 68].

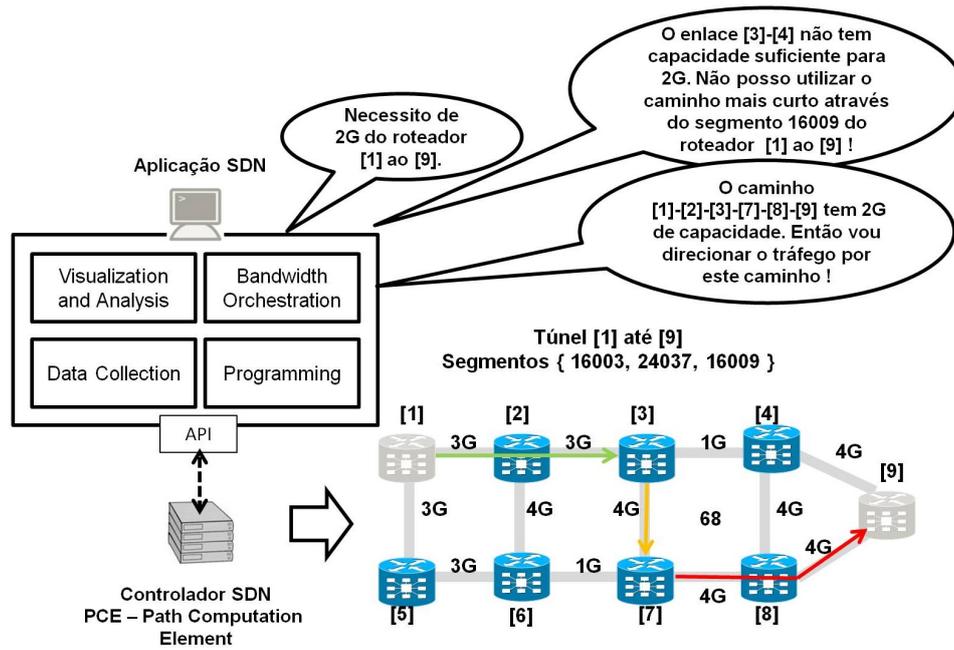


Figura 3.29: Aplicação SR-TE para orquestração de banda.

3.10 Outros Casos de Uso de Roteamento por Segmentos

3.10.1 Monitoramento de Caminho

Outra aplicação do SR-TE para fins operacionais e de recuperação de rede é o controle OAM (*Operations, Administration and Maintenance*). O uso dos segmentos de adjacência permite monitorar cada enlace da rede, sendo bastante útil em redes extensas e complexas como a rede de roteadores de núcleo das operadoras de telecomunicações. A Figura 3.32 demonstra esse tipo de aplicação. O monitoramento do caminho ABCFGDH é realizado por segmentos de adjacência, permitindo localizar a perda de pacotes em um enlace. Este tipo de aplicação é descrito na RFC8403 [69].

3.11 Automação de Pareamento de Sistemas Autônomos

O roteamento por segmentos automatiza o “peering” de roteadores de diferentes sistemas autônomos através da automação do BGP com alocação de SIDs, simplificando o “peering” da rede IP/MPLS legada. O controlador SDN aprende os SIDs dos “peers” e a topologia externa através do roteador de borda pelo BGP-LS EPE (*Egress Peering Engineering*), definidos nas extensões do BGP-LS. Esse tipo de

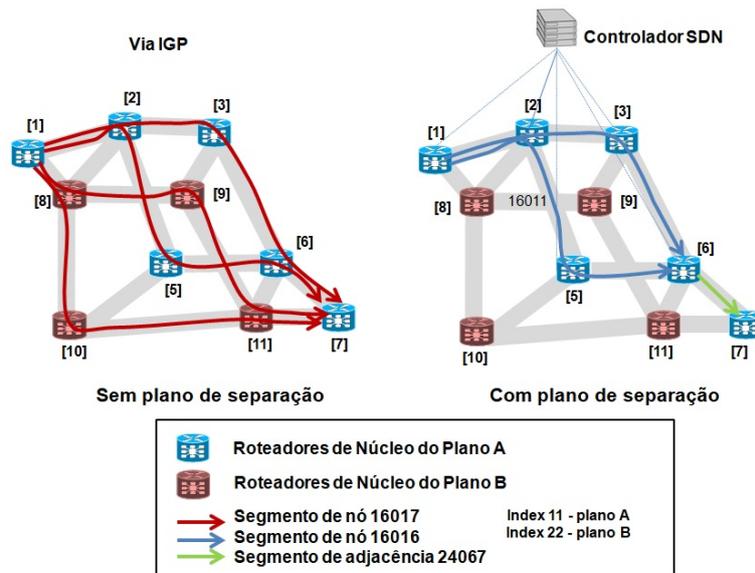


Figura 3.30: Aplicação SR-TE com túneis disjuntos por plano.

caso de uso, definido no “draft” *draft-ietf-spring-segment-routing-central-epe-10* [70], é ilustrado na Figura 3.33.

3.11.1 Roteamento por Segmentos com BGP em Datacenters

Das aplicações com roteamento por segmentos com BGP, se destacam casos de uso para data centers em escala massiva (*Massive Scale DC - MSDC*) onde os prefixos de segmentos são usados no BGP assim como no IGP, definido no documento do IETF “draft” *draft-ietf-spring-segment-routing-msdc-11* [71]. Qualquer nó dentro da topologia aloca o mesmo segmento BGP para o mesmo comutador ToR do data center, com os benefícios do re-roteamento rápido e engenharia de tráfego.

3.11.2 Cadeia de Serviços de Funções Virtualizadas de Rede

Uma aplicação com plano de encaminhamento de dados IPv6 e também MPLS é a cadeia de serviços baseada em roteamento por segmentos. O nó que conecta a instância do serviço origina um SID baseado no comportamento do serviço. O nó pode ser virtual ou físico, os SIDs são conhecidos no nó de ingresso, através de um controlador SDN com múltiplas APIs [72] como protocolos IGP e BGP, NETCONF [73], REST, OpenFlow [74], etc. Não existe sobrecarga da aplicação, nem manutenção de estados para cada cadeia, apenas um único estado por instância de serviço. Recentemente o IETF definiu uma proposta para transportar cadeias de serviço dentro de um cabeçalho NSH (*Network Service Header*) que identifica uma

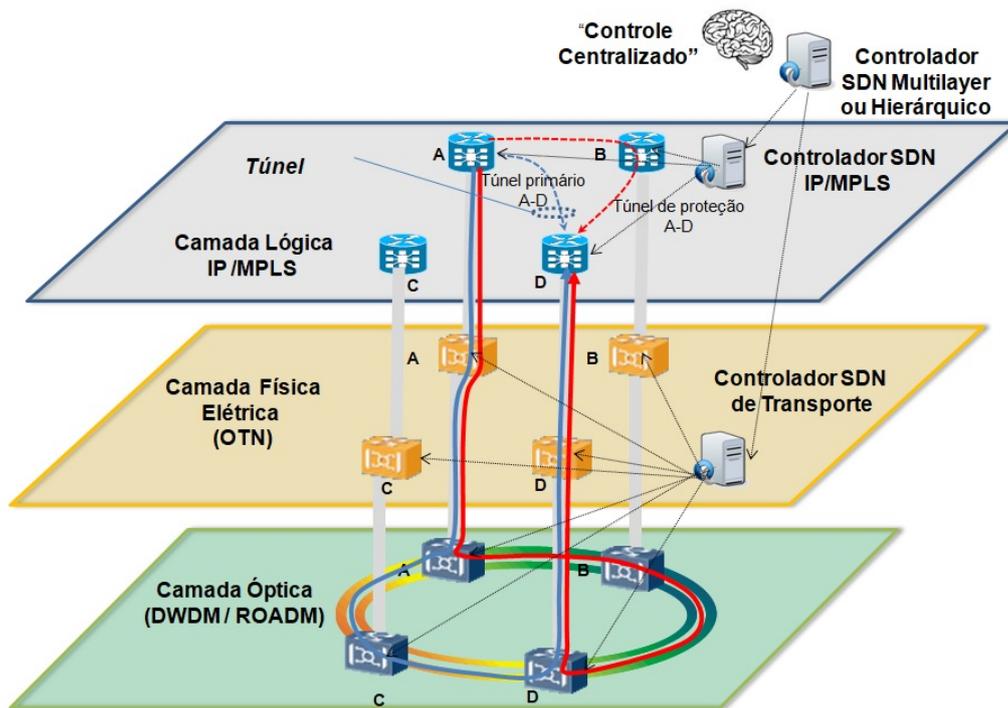
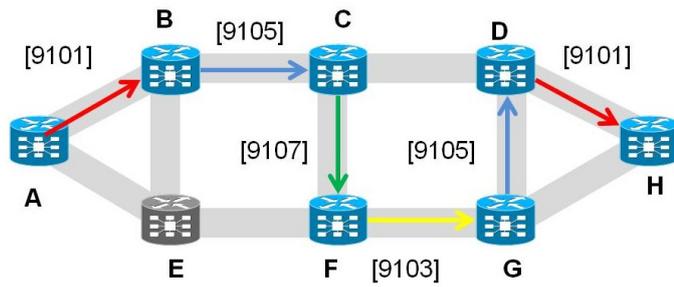


Figura 3.31: Acoplamentos de Redes IP/MPLS e de Transporte com SDN.

cadeia (*path id*) para transporte de meta-dados. O IETF está trabalhando para integrar o NSH com roteamento por segmentos como definido na RFC 8300 [75], que mapeia os segmentos dentro do *path id* como uma opção para redes de data center. A Figura 3.34 mostra um exemplo de cadeia de serviços com roteamento por segmentos, podendo ser aplicável em NFV (*Network Functions Virtualization*) [76]. O roteamento por segmentos com plano de encaminhamento de dados IPv6 apresenta os mesmos estudos de caso do com plano de encaminhamento de dados MPLS.

3.12 Quantidade de Estados na Tecnologia MPLS e em Roteamento por Segmentos

Um aspecto importante para os túneis MPLS-TE é a manutenção de estados nos roteadores de núcleo intermediários. Cada túnel possui rótulos que são mantidos nas tabelas LIB (*Label Information Base*) para troca de rótulos ao longo do caminho do túnel. Isso é realizado pelo plano de controle MPLS, especificamente pelo LDP, representando uma complexidade adicional em termos de processamento do roteador e consumo de energia. Para a perspectiva da operadora de telecomunicações, a configuração do túnel é feita principalmente de forma manual para ser mais preditiva



De A para H:

9101	9105	9107	9103	9105	9101	OAM PKT
------	------	------	------	------	------	---------

De F para H:

9103	9105	9101	OAM PKT
------	------	------	---------

Figura 3.32: Aplicação OAM com roteamento por segmentos de adjacência.

e é fortemente baseada em ferramentas de planejamento “off-line”. Tais ferramentas não representam a rede operacional com frequentes mudanças de demandas de tráfego e topologias.

A Figura 3.35 mostra um exemplo de rede genérica onde o fluxo da demanda de tráfego é direcionado por um conjunto de túneis MPLS e também por segmentos associados aos caminhos c_1 , c_2 e c_3 . Por exemplo, o fluxo do nó [2] para o nó [8] é direcionado pelo caminho c_1 que é constituído por duas instruções de encaminhamento (*policies*) no nó de origem [2]: encaminhar o tráfego até o nó [5] e deste para o nó [8], ou seja, o caminho é dividido em sub-caminhos, correspondentes a segmentos.

A Tabela 3.5 mostra a quantidade de entradas na tabela de fluxos (estados) mantidos respectivamente na tecnologia MPLS e com roteamento por segmentos para a topologia da Figura 3.35. Observa-se que no MPLS são mantidos estados por fluxo em cada nó intermediário, diferentemente do roteamento por segmentos que armazena os estados no roteador ingresso (de borda) da rede.

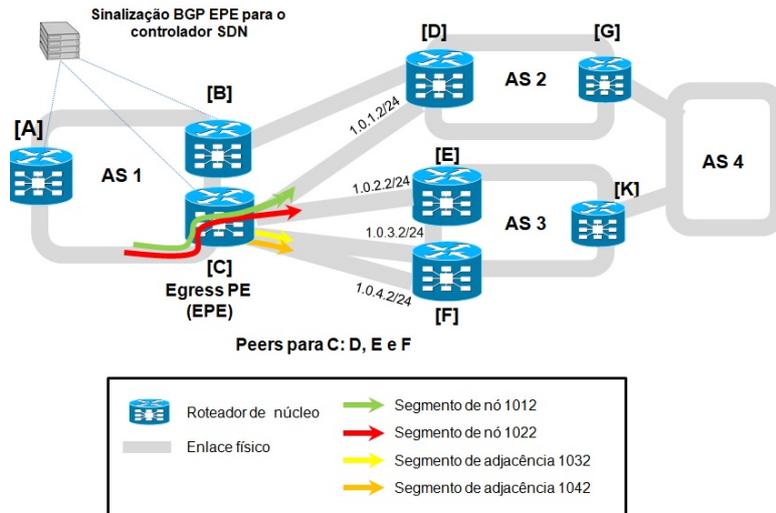


Figura 3.33: Aplicação EPE - automação de “peering” da rede.

Nó	com MPLS	com roteamento por segmentos
1	1	1
2	2	2
3	3	1
4	3	1
5	3	3
6	-	-
7	-	-
8	-	-

Tabela 3.5: Número de entradas na tabela de fluxos da topologia da Figura 3.35

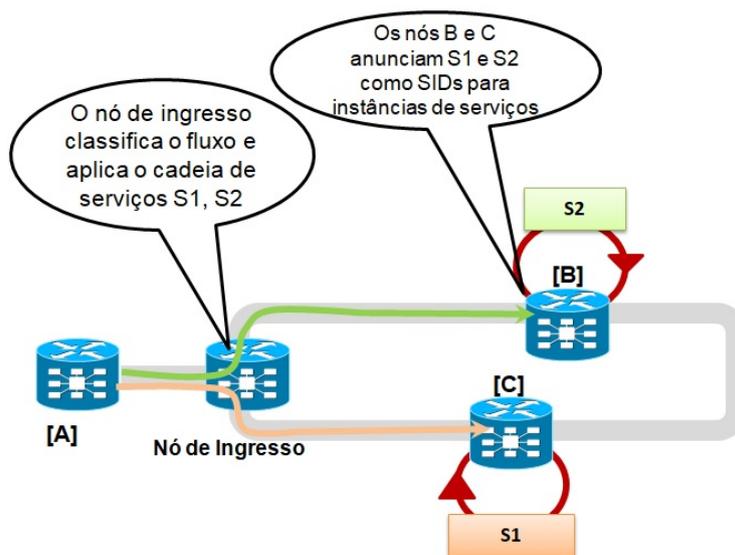


Figura 3.34: Cadeia de serviços com roteamento por segmentos.

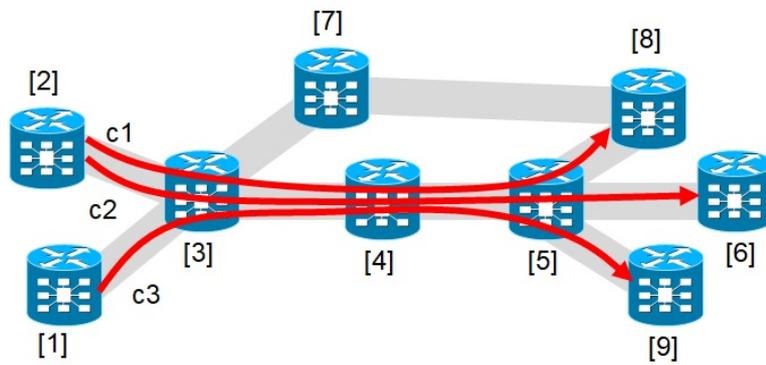


Figura 3.35: Exemplo de rede com roteamento por segmentos. O caminho c_1 para o fluxo $[2] - [8]$ com segmentos $([5], [8])$; o caminho c_2 para o fluxo $[2] - [6]$ com segmentos $([5], [6])$; e o caminho c_3 para o fluxo $[1] - [9]$ com segmentos $([5], [9])$.

Capítulo 4

Trabalhos Relacionados

Diferentes trabalhos relacionados à otimização do roteamento por segmentos propõem a utilização de uma quantidade arbitrária de segmentos para cada caminho (*k-segmentos*) [1, 2, 77] através da solução de um problema de fluxos com múltiplas “commodities” (*Multi-Commodity Flows*), de forma simplificada comparável ao problema de transporte de diferentes tipos de mercadorias. Os trabalhos relacionados utilizam variantes de um problema de fluxos com múltiplas “commodities” fixando-se um valor inteiro k , com caminhos que permitem balanceamento do tráfego ou não.

Bhatia *et al.* [1] abordam a otimização de roteamento por segmentos considerando casos “off-line” e “on-line”. Para o primeiro caso, é proposto um algoritmo de roteamento que utiliza uma heurística baseada na teoria dos jogos para derivar os parâmetros de roteamento por segmentos da matriz de fluxos de demanda de tráfego. Para o segundo caso, por outro lado, é utilizado um algoritmo denominado “competitivo”. O algoritmo competitivo é executado “on-line”: as solicitações de fluxos de demanda de tráfego chegam de uma só vez e os segmentos previamente calculados são escolhidos para manter a carga da rede balanceada. Este segundo algoritmo é projetado para executar em um controlador SDN centralizado [78] ou em um elemento de computação de caminho (*Path Computation Element - PCE*) [79], onde o estado da rede, isto é, cargas nos enlaces, é conhecido. O PCE, em seguida, calcula um caminho de roteamento por segmentos para cada fluxo. Bhatia *et al.* tentam utilizar rotas associando no máximo dois segmentos. No artigo também é considerada a divisão das demandas de tráfego usando o ECMP (*Equal Cost Multipath*), uma funcionalidade nativa de roteamento por segmentos, quando é utilizado o IGP (*Interior Gateway Protocol*) mostrado na Figura 4.1 onde o tráfego é balanceado através da fração dos fluxos em cada enlace, do nó de origem $[i]$ ao nó $[j]$.

A principal conclusão do artigo é que considerando um único objetivo de balancear a carga de rede (função mono-objetivo), usar o caminho de dois segmentos é uma boa aproximação em relação a caminhos calculados por um problema de fluxo

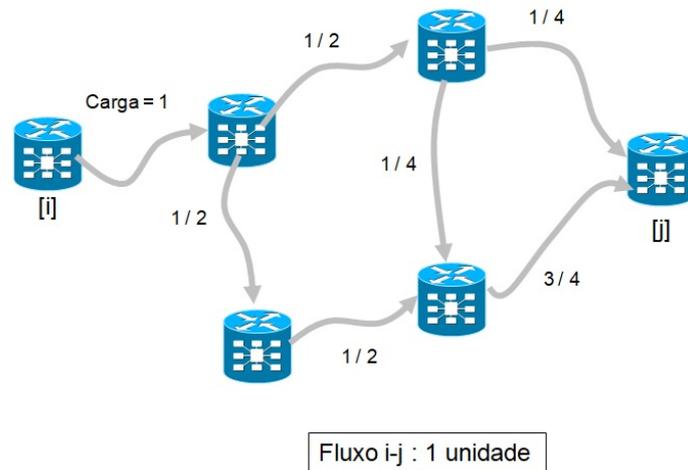


Figura 4.1: Roteamento ECMP considerado em [1].

“multi-commodities” com um número ilimitado de segmentos. Não foi considerada a opção de roteamento por segmentos com engenharia de tráfego somente utilizando o IGP com balanceamento ECMP nativo.

Schuller *et al.* [77] propõem um modelo de duas etapas para uma rede de backbone IP de operadora com topologias reais e demandas de tráfego. O objetivo da primeira etapa é distribuir a carga com um caminho de dois segmentos usando o mesmo modelo de Bhatia *et al.* [1], para um problema de fluxo “multi-commodities”. Na segunda etapa, esses resultados são usados como entrada em um modelo para minimizar a quantidade de túneis de roteamento por segmentos (*SR Tunnel*), para fins de engenharia de tráfego e desconsiderando a divisão das demandas, que é consequência do ECMP. Duas variantes da segunda etapa são definidas: um túnel por fluxo e múltiplos túneis por fluxo, o que permite a divisão do fluxo de tráfego. O método proposto foca apenas na otimização da utilização máxima do enlace e dos túneis SR usando a restrição de dois segmentos. Schuller *et al.* concluem que uma abordagem de dois segmentos pode ser usada de uma perspectiva de operadora de telecomunicações e engenharia de tráfego, embora a carga da rede aumente especialmente quando os fluxos são divididos em múltiplos enlaces. Uma questão em aberto do trabalho é se uma restrição para três ou quatro segmentos associados aos caminhos levaria a um número menor de túneis SR, sem penalizar a carga máxima do enlace.

Em Trimponias *et al.* [2], a proposta é associar segmentos a sub-caminhos até pontos intermediários (*Middlepoints*) escolhidos através de métricas de centralidade de grafos, como ilustrado na Figura 4.2. Nessa figura os roteadores [M1] e [M2] são selecionados para como pontos intermediários pelo conceito de centralidade de grafos, e são utilizados como pontos de início de sub-caminhos, ou seja, segmentos de nó e de adjacências. Essa estratégia aborda a engenharia de tráfego, no entanto, consi-

dera apenas caminhos mais curtos para solucionar um problema de maximização de fluxos com múltiplas “commodities” (*TE-MF Multi-commodity Flow*) e, de forma independente, outro problema para a minimização da utilização da capacidade dos enlaces (*TE-LU Link Utilization*). A escolha de pontos intermediários para cada fluxo não escala para redes com muitos nós e enlaces, como descrito no próprio artigo. Portanto, a opção encontrada foi limitar a quantidade de pontos, apresentados nos resultados, variando de um a oito pontos. Essa opção reduz a flexibilidade de se construir caminhos com mais segmentos. Uma questão apontada no artigo, atestada nos resultados, foi de não considerar o ECMP na abordagem de engenharia de tráfego, pois torna o problema inviável do ponto de vista computacional, mesmo para um único fluxo. A conclusão do artigo indica que aumentar o número de pontos intermediários melhora a distribuição de carga nos enlaces, o que também ocorre para o problema de fluxos “multi-commodities”.

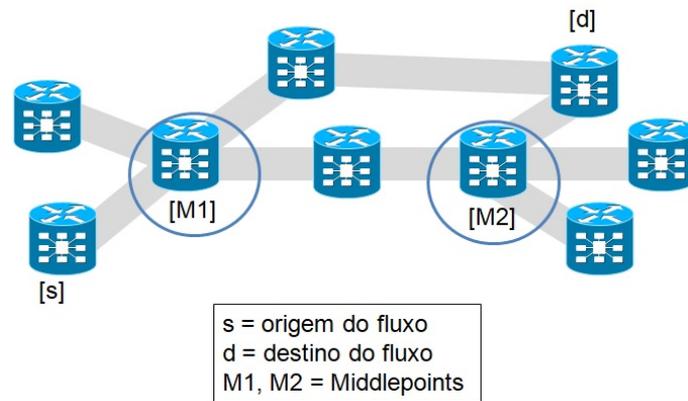


Figura 4.2: Roteamento ECMP considerado em [2].

Em Cianfrani *et al.* [3] é proposta uma rede mista visando um cenário de transição de uma rede baseada em IP para roteamento por segmentos. São definidos domínios com nós habilitados e não habilitados para o roteamento por segmentos, com plano de encaminhamento de dados IPv6, como mostrado na Figura 4.3. Nesse domínio com nós habilitados para roteamento por segmentos (*SRD - Segment Routing Domain*) é aplicada a engenharia de tráfego através de um modelo MILP (*Mixed Integer Linear Programming*) para minimizar a utilização dos enlaces. O modelo indica os melhores nós de rede elegíveis para fazer parte do domínio de roteamento por segmentos, considerando melhor o desempenho da rede em termos de utilização máxima do enlace e atraso fim a fim.

Os resultados das simulações demonstraram que a rede híbrida (IPv6 com roteamento por segmentos) permite oferecer engenharia de tráfego, tal qual uma rede totalmente baseada em roteamento por segmentos. Esta abordagem de introdução gradual da tecnologia de roteamento por segmentos com a rede legada permite a evolução da rede da operadora, coexistindo com dois planos de controle distintos.

Na formulação do modelo do presente trabalho, também foi considerada a possibilidade de convivência do legado MPLS com roteamento por segmentos.

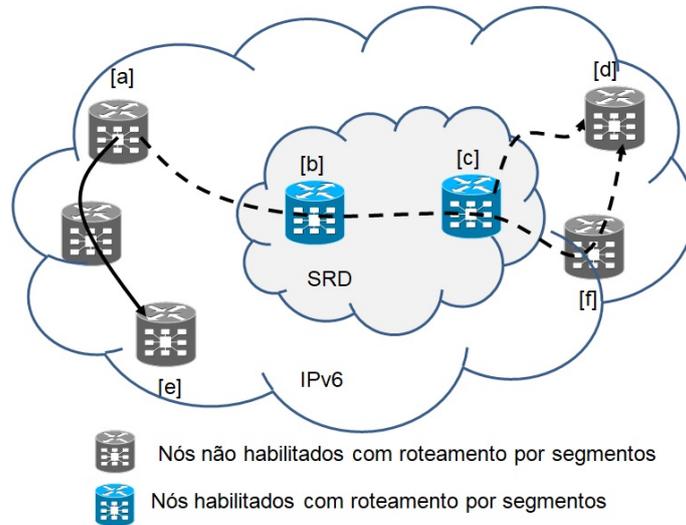


Figura 4.3: Rede híbrida IPv6 e roteamento por segmentos [3]

Já em Hartert *et al.* [4], é proposto um caminho de roteamento por segmentos para cada demanda que minimize a carga por enlace é calculado, utilizando o menor caminho, com a proposição de estrutura de dados de listas encadeadas que diminui a complexidade computacional do problema. O problema é conceitualmente modelado através de partição em grafos.

A Figura 4.4 apresenta três exemplos de partições possíveis para o exemplo de um túnel SR de uma origem s para um destino t . No primeiro exemplo um fluxo de nó $[s]$ para o nó $[t]$, utiliza o grafo de rede retirando-se os enlaces $[a - c]$ e $[b - d]$, formando uma partição. O modelo considera os caminhos de menor custo usando segmentos de nó com ECMP. No segundo exemplo é criada uma nova partição retirando-se os enlaces $[s - c]$, $[a - c]$, $[c - d]$ e $[b - d]$ com uma nova configuração de segmentos. Neste segundo exemplo nota-se um segmento de adjacência $[s - a]$ e o segmento de nó de $[a]$ até $[t]$ usando ECMP, passando nos nós intermediários $[b]$ e $[d]$ respectivamente, compondo o caminho $[s]-[a]-[t]$. Na terceira topologia a partição encontra um caminho $[s]-[d]-[b] - [t]$, configurando um segmento de nó $[s - d]$ e dois segmentos de adjacência $[d - b]$ e $[b - t]$.

Na conclusão do trabalho o modelo mostrou-se eficiente do ponto de vista computacional, para distribuição da carga dos enlaces e na indicação do caminho para o túnel SR, podendo ser implementado em uma aplicação para controle da rede através do SDN.

As abordagens da literatura citadas acima tratam apenas uma única função objetivo em um ou mais modelos independentes e sem integração, restringindo-se a uma determinada métrica de rede como carga ou um custo associado ao enlace. A

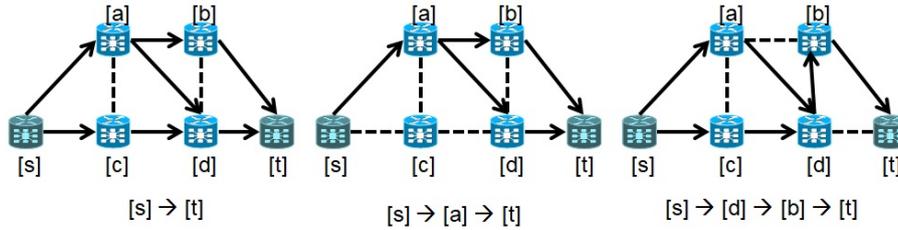


Figura 4.4: Modelo de partição em grafos para roteamento por segmentos em [4].

Trabalho relacionado	Bhatia et al.	Schuller et al.	Trimponias et al.	Cianfrani et al.	Hartert et al.	Modelo proposto
Objetivo de distribuição de carga	Sim	Sim	Sim	Sim	Sim	Sim
Objetivo de melhor caminho TE	Não. Somente menor caminho (IGP).	Não. Somente menor caminho (IGP).	Sim	Sim	Não. Somente menor caminho (IGP).	Sim
Múltiplos objetivos integrados	Não	Não	Não	Não	Não	Sim
Limitação da quantidade de segmentos	Sim. 1 a 2 segmentos.	Sim. 1 a 2 segmentos.	Sim. 1 a 8 segmentos.	Não aborda	Não	Não
Minimiza a quantidade de segmentos	Não. Valor fixo.	Não. Valor fixo.	Não. Valor fixo.	Não aborda	Sim	Sim
Minimiza a quantidade de túneis SR	Não.	Sim	Sim	Sim	Não	Sim
Engenharia de tráfego (TE)	Não	Sim	Sim	Sim	Não	Sim
ECMP	Sim.	Sim	Não	Não aborda	Sim	Não
Técnica de modelagem utilizada	Modelo de programação linear inteira mista. Algoritmo competitivo "on-line"	Modelo de 2 etapas mono-objetivo com programação linear inteira mista.	Centralidade em grafos.	Modelo de programação linear inteira mista.	Modelo de partição em grafos	Modelo de 2 etapas de programação linear inteira mista, com a etapa 1 multi-objetivo e a etapa 2 mono-objetivo.

Tabela 4.1: Comparativo entre os trabalhos relacionados e o modelo proposto

Tabela 4.1 compara resumidamente os diferentes trabalhos relacionados e o modelo proposto.

O presente trabalho, propõe um modelo de otimização integrado de duas etapas, onde na primeira etapa as funções objetivo relacionam as métricas de engenharia de tráfego que são harmonizadas em um problema de programação linear bi-objetivo e uma segunda etapa mono-objetivo para minimização da quantidade de segmentos.

Capítulo 5

Descrição do Problema e Modelo Proposto

Tipicamente, as operadoras de telecomunicações utilizam a tecnologia MPLS-TE configurando túneis em malha completa ou túneis explícitos ponto a ponto com e sem balanceamento de tráfego, ajustando periodicamente os pesos dos enlaces a fim de evitar congestionamentos. Isto resulta em tarefas manuais repetitivas. Assim, frequentemente são apoiadas em ferramentas de planejamento *off-line*. Isso acontece mesmo quando controladores SDN (*Software Defined Networks*) ou um PCE (*Path Computation Element*), que é um componente de sistema, aplicação ou roteador utilizados para automação da configuração dos caminhos da rede. Estes são utilizados após a otimização realizada pela ferramenta de planejamento. Assim, a escala de configuração e administração da rede cresce da ordem de V^2 no pior caso, onde V é a quantidade de nós da rede, ou seja, de roteadores de núcleo e borda conforme discutido no Capítulo 2. No melhor caso do MPLS-TE, túneis explícitos ponto a ponto são configurados para cada demanda de tráfego, da ordem de F fluxos provenientes da matriz de demandas, portanto neste caso há crescimento linear com a quantidade de fluxos [80]. Para a quantidade de túneis em roteamento por segmentos tem comportamento similar ao MPLS-TE ponto a ponto, crescendo linearmente. Para a quantidade de estados, o túnel MPLS-TE ponto a ponto manterá estados em todos os roteadores intermediários para cada túnel configurado por fluxo.

No roteamento por segmentos, a quantidade de estados está relacionada aos segmentos, que no pior caso é da ordem de $N + A$, onde N é a quantidade de segmentos de nó, que coincide com a quantidade de vértices V , e A a quantidade de segmentos de adjacência, que corresponde à quantidade de enlaces da rede.

Logo, o crescimento é também linear mas em função do número de nós e enlaces da rede. Isto significa para a operadora uma redução significativa da quantidade de estados, em especial para redes com uma grande quantidade de demandas de tráfego com características definidas segundo o tipo de serviço e SLA (*Service Level*

Agreement) contratado pelo cliente [81–83].

5.1 Descrição do Problema

A comparação de roteamento por segmentos com MPLS-TE vem sendo estudada em diversos aspectos como quantidade de estados nos roteadores, multicast, interoperabilidade com redes MPLS legadas [54], alocação de rótulos [84, 85] e segurança [86]. A Figura 5.1 ilustra a “topologia peixe” usada como exemplo no início da internet para demonstrar a utilização ineficiente de recursos do roteamento IP sem engenharia de tráfego. Esta topologia é utilizada pelas operadoras de telecomunicações como base conceitual de comparação entre as configurações de MPLS-TE e roteamento por segmentos.

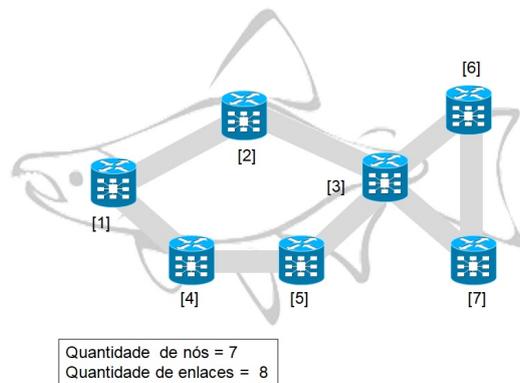


Figura 5.1: Topologia conceito em forma de “peixe”.

A Tabela 5.1 ilustra o comparativo para a topologia “peixe” a configuração MPLS em malha completa, explícito PP (Ponto-a-Ponto) e por roteamento por segmentos. Para a configuração MPLS em malha completa são configurados túneis automaticamente entre todos os pares de nós da rede, satisfazendo todas as possíveis combinações de fluxos de demanda de tráfego. No entanto, existe o armazenamento de mais estados nos roteadores além da administração de uma grande quantidade de túneis. Para a configuração MPLS explícito PP, a configuração é feita manualmente ou através de ferramentas de planejamento. É necessária uma quantidade menor de túneis e a quantidade de estados vai depender de quantos roteadores intermediários passa a rota. No roteamento por segmentos, o túnel é formado por um ou mais segmentos, permitindo a combinação de segmentos de nó e adjacência. Para o melhor caso da topologia da Figura 5.1 um túnel pode utilizar um único segmento, e este pode ser reutilizado para vários túneis, que estão associados aos fluxos da demanda de tráfego. O pior caso corresponde a quantidade total de segmentos de adjacência, sem formar ciclos.

Fluxos	Quantidade de túneis máxima			Quantidade mínima de segmentos	Quantidade máxima de segmentos	Quantidade de rótulos MPLS		Quantidade de SID SR	
	MPLS-TE Full-Mesh	MPLS-TE PP	SR			min	max	min	max
4	42	4	4	1	7	4	42	1	7
10	42	10	10	2	7	10	42	2	7
20	42	20	20	3	7	20	42	3	7
42	42	42	42	7	7	42	42	7	7

Tabela 5.1: Tabela comparativa MPLS e roteamento por segmentos para a topologia da Figura 5.1.

A Figura 5.2 ilustra quatro fluxos saindo dos nós [1], [2], [3] e [5] para o nó [6]. Estes quatro fluxos serão associados a 4 túneis MPLS explícitos PP. Por exemplo o túnel [1] – [6] armazena estado nos roteadores [1], [2] e [3], referentes aos rótulos MPLS trocados em cada roteador, para cada túnel, conforme mostrado na Tabela 5.2. O último roteador (nó [6]) tem o rótulo retirado, não necessitando armazená-lo. No roteamento por segmentos os fluxos [1] – [6], [2] – [6], [3] – [6] e [5] – [6] são associados a quatro túneis, onde cada túnel utiliza um único segmento de nó [6], que instrui os nós de origem qual caminho seguir. Nota-se na Tabela 5.2 que para este exemplo os roteadores intermediários armazenam apenas a informação do segmento de nó [6], utilizando a operação “continue” do plano de encaminhamento de roteamento por segmentos conforme discutido no Capítulo 3. Nos roteadores de borda (origem) também é armazenado apenas um estado.

Por exemplo, considerando-se dados de topologia da operadora Embratel, extraídos da ferramenta de planejamento “WAE Design”, com 334 nós de rede (roteadores de borda e núcleo), 2.116 enlaces unidirecionais, 6.571 demandas, são configurados 740 túneis explícitos MPLS PP, e para a configuração em malha completa, a quantidade de túneis é da ordem de V^2 ou seja 111.556 túneis. Com roteamento por segmentos a quantidade de túneis pode chegar a 334 túneis (segmentos de nó) [87]. O uso de redes de roteadores de núcleo com roteamento por segmentos permite escalar linearmente a quantidade de túneis [39] quando comparada aos túneis planejados na rede IP/MPLS.

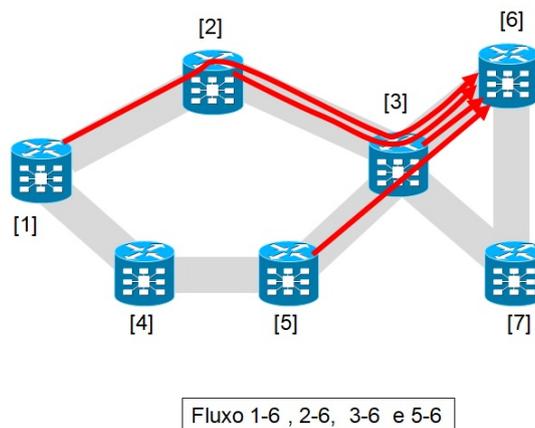


Figura 5.2: Topologia conceito com túneis MPLS e SR.

Nós	Fluxos	Túneis MPLS	Túneis SR	Quantidade de estados MPLS	Quantidade de estados SR
1	1	1	1	1	1
2	1	1	1	2	1
3	1	1	1	4	1
4	-	-	-	-	-
5	1	1	1	1	1
6	-	-	-	-	-
7	-	-	-	-	-
Total	4	4	4	8	4

Tabela 5.2: Tabela comparativa MPLS e roteamento por segmentos Exemplo Figura 5.2.

A ideia básica da aplicação de roteamento por segmentos é quebrar os caminhos em sub-caminhos para atender as premissas da engenharia de tráfego e melhorar a utilização da rede [88]. A escolha do caminho no roteamento por segmentos é realizada por padrão através de protocolos de roteamento intra-domínio como o OSPF (*Open Shortest Path First*) ou IS-IS (*Intermediate System to Intermediate System*) baseados em uma métrica específica de pesos nos enlaces entre os roteadores de núcleo. O uso desta tecnologia reduz consideravelmente a quantidade de túneis na rede, mesmo quando considera-se o cenário sem engenharia de tráfego.

A Figura 5.3 apresenta um cenário de engenharia de tráfego onde é calculada uma rota de menor latência. Com o MPLS-TE, esta rota é calculada em ferramentas de planejamento “off-line” e posteriormente configurada manualmente ou através do PCE ou do controlador SDN. Para o roteamento por segmentos esta configuração pode ser realizada “on-line” ou “off-line”, com grande flexibilidade na aplicação de algoritmos customizados pela operadora de telecomunicações segundo sua forma de administração e operação de rede. Nota-se que na configuração de roteamento de segmentos com engenharia de tráfego, foi calculada uma combinação de dois segmentos de nó (segmentos de nó [5] e [7]) e um segmento de adjacência [7 – 6], totalizando três segmentos para encaminhar o fluxo da demanda de tráfego do nó [1] até o nó [6].

A Tabela 5.3 ilustra a quantidade de estados para o MPLS-TE e de roteamento por segmentos com engenharia de tráfego para este exemplo da Figura 5.3. Observa-se que a combinação de três segmentos é suficiente para encaminhar os três fluxos das demandas de tráfego, pois os segmentos são reutilizados para três diferentes túneis SR: o túnel [1] – [5] utiliza o segmento de nó [5], o túnel [1] – [7], utiliza os segmentos de nó [5] e [7] e finalmente o túnel [1] – [6] utiliza os segmentos de nó [5] e [7] e o segmento de adjacência [7] – [6]. Para compor a lista de segmentos são necessários três rótulos empilhados adicionados ao pacote a partir do roteador de borda de ingresso (roteador [1]), e são adicionados estados para cada segmento da combinação calculada. Portanto, deseja-se minimizar a quantidade de segmentos

Nós	Fluxos	Túneis MPLS	Túneis SR	Quantidade de estados MPLS	Quantidade de estados SR
1	3	3	3	3	3
2	-	-	-	-	-
3	-	-	-	2	1
4	-	-	-	3	1
5	-	-	-	2	1
6	-	-	-	-	-
7	-	-	-	1	1
Total	3	3	3	11	7

Tabela 5.3: Tabela comparativa MPLS-TE e SR-TE

evitando-se longas pilhas de rótulos [89] e estados adicionais nos roteadores intermediários conforme mostrado na Tabela 5.3, sendo este um dos problemas tratados nesta tese.

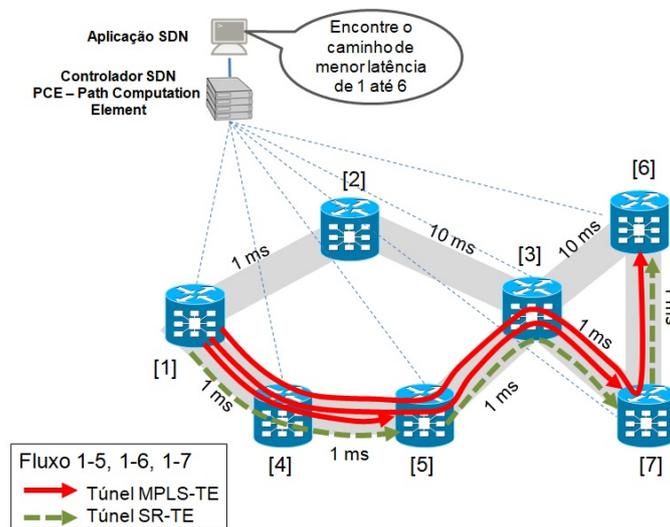


Figura 5.3: Topologia conceito com túneis MPLS-TE e SR-TE.

O cenário com TE assegura que o tráfego será distribuído e balanceado de forma que a capacidade da rede seja usada de maneira eficiente, do atendimento de métricas de rede como latência, jitter, congestionamento, perda de pacotes, SRLGs (*Shared Risk Link Group*) dentre outros. No MPLS-TE isto é realizado ajustando-se os pesos dos enlaces baseados nos padrões de demandas de tráfego, entretanto direcionado a uma única métrica ou um valor resultante de composição de métricas. Para o roteamento por segmentos, o caminho calculado pela engenharia de tráfego é implementado através de uma aplicação SDN ou PCE permitindo flexibilizar o controle do roteamento. O caminho é quebrado em sub-caminhos ou segmentos, cujas combinações permitem a melhor utilização a capacidade dos enlaces, e compondo rotas que atendem diferentes métricas de rede, sendo este cenário abordado no modelo proposto, minimizando a quantidade de segmentos.

Conforme mostrado no Capítulo 4 vários trabalhos propõem alternativas

onde se propõem uma quantidade arbitrária de segmentos para um caminho (*k*-*segmentos*) [1–3] através da solução de um problema de fluxos multi-commodities (*Multi Commodity Flows*). Outros trabalhos sugerem a minimização da quantidade de segmentos ou de túneis SR-TE (*Segment Routing - Traffic Engineering*), limitado ou não por demanda [77] através de uma modelagem de programação inteira mista (*MILP - Mixed Integer Linear Programming*). Estas abordagens não são adequadas para problemas de fluxos em redes com múltiplos objetivos, tais como distribuição balanceada de carga da rede dos enlaces, indicação de melhor caminho segundo as diferentes métricas da engenharia de tráfego, e minimização da quantidade de segmentos e túneis SR-TE. A solução para este problema aplicado à tecnologia de roteamento por segmentos constitui a principal contribuição desta tese.

5.2 Metodologia Utilizada

A maioria dos problemas práticos, como mercado financeiro, indústria, exploração de petróleo, energia [90] e telecomunicações [91] requerem a otimização simultânea de mais de um objetivo, em muitos caso conflitantes entre si.

No problema mono-objetivo, a solução ótima é mais facilmente definida, que no problema multiobjetivo. Ao considerar múltiplos objetivos, estes podem ser conflitantes e apresentar comprometimento entre as soluções, denominadas Pareto-ótimas. A solução faz parte de um conjunto de soluções factíveis, onde a solução eficiente é a melhor no atendimento aos objetivos de forma simultânea. No modelo proposto foi utilizado como metodologia a programação linear multiobjetivo para a primeira etapa de otimização e programação linear inteira mista na segunda etapa.

5.2.1 Programação Linear Multi-Objetivo (PLMO)

A metodologia utilizada na presente tese foi a otimização multi-objetivo ou multi-critério [92]. Na vida cotidiana é comum a existência de problemas de otimização que consideram mais de um objetivo. Estes problemas se tornam atrativos quando os objetivos são conflitantes [90]. Um exemplo é o problema do decorador que precisa posicionar a cama, para que se tenha a melhor vista para o mar e para a montanha. Contudo, no exemplo apresentado, existem posições da cama que superam outras posições. Estas soluções que superam outras são denominadas “não dominadas” enquanto que as soluções que são superadas (posição pior da cama) são denominadas “dominadas” [93]. Portanto uma solução para um problema multi-objetivo é uma solução que não seja dominada por qualquer outra solução.

O problema de otimização multi-objetivo consiste na obtenção de um vetor de variáveis de decisão $x = x_1, x_2, \dots, x_n \in X$ que satisfaça as restrições $g(x)$ e oti-

mize uma função constituída por várias funções objetivo $f_1(x), f_2(x), \dots, f_n(x)$. O problema pode ser definido como [94]:

$$\text{Minimizar (ou maximizar) } z = (f_1(x), f_2(x), \dots, f_n(x)) \quad (5.1)$$

Sujeito a $x \in X^*$

onde

X = espaço de decisões

$x = x_1, x_2, \dots, x_n \in X$ = vetor variáveis de decisão

Z = imagem de X ou espaço objetivo

$z = z_1, z_2, \dots, z_n \in Z$ = vetor de funções objetivos

$X^* = \{x \in X : g(x) \leq b\}$ = conjunto de soluções factíveis

$g(x)$ = restrições

$b \in \mathbb{R}$

A Figura 5.4 ilustra o espaço de variáveis de decisão e espaço objetivo factível para um problema de otimização bi-objetivo [90].

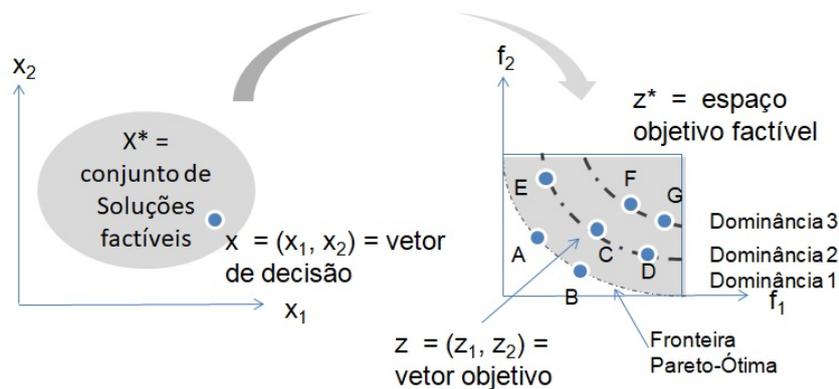


Figura 5.4: Conceito de soluções Pareto-Ótimo.

Em um problema de otimização multi-objetivo, se existem objetivos conflitantes, não existe uma única solução que seja ótima para todos os objetivos. Na Figura 5.4, os objetivos são minimizar $f_1(x)$ e $f_2(x)$: o ponto B oferece um valor menor para $f_2(x)$ mas um valor maior para $f_1(x)$. O ponto B representa uma das soluções factíveis, que são avaliadas segundo a dominância de Pareto. Se todas as funções são de minimização, pode-se descrever soluções Pareto-ótimas através das seguintes definições:

- **Definição 1:** *Dominância:* uma solução viável e factível x domina outra solução viável y se e somente se $f_i(x) \leq f_i(y)$ para $i = 1, \dots, n$ do vetor de variáveis de decisão, e $f_j(x) < f_j(y)$ para pelo menos uma função objetivo j . Na Figura 5.4 os pontos A e B dominam C, mas C domina os pontos F e G.

- **Definição 2:** *Solução Pareto-ótima, não dominada ou eficiente:* uma solução é dita Pareto-ótima se não for dominada por nenhuma outra solução no espaço z^* . Uma solução Pareto-ótima não pode ser melhorada com relação a qualquer objetivo sem que exista piora para ao menos algum outro objetivo. O conjunto de todas as soluções não dominadas em X é chamado conjunto eficiente ou Pareto-ótimo.

O problema portanto consiste em encontrar uma solução eficiente, ou seja um vetor $x \in X^*$ tal que:

$$\nexists y \in X \text{ tal que } f_i(y) \leq f_i(x^*) \text{ para todo } i = 1, \dots, n$$

$$f_j(y) \leq f_j(x^*) \text{ para algum } j = 1, \dots, n$$

Uma solução $x^* \in X^*$ é Pareto-ótima e não existir outra solução $x^* \in X^*$ tal que x domine x^* , e $z^* = f(x^*)$ é denominado ponto eficiente ou ponto Pareto-ótimo. A Figura 5.5 mostra as regiões de dominância onde os pontos A e B dominam C, os pontos E e F são dominados por C e os pontos D e G são indiferentes com relação a C.

O conjunto de todas as soluções eficientes é denominado conjunto eficiente ou conjunto Pareto-ótimo. A imagem em Z^* do conjunto Pareto-ótimo é denominado fronteira Pareto-ótima, ilustrada na Figura 5.4.

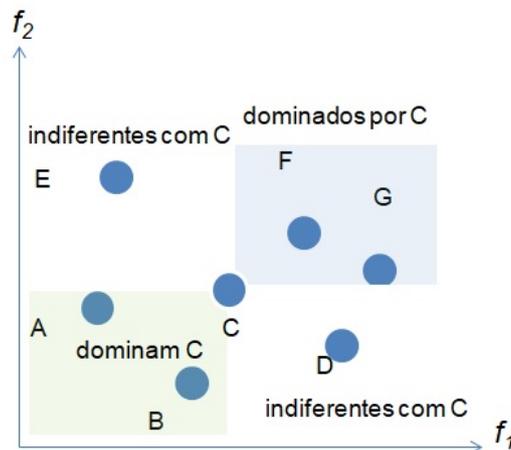


Figura 5.5: Região de dominância.

A solução dos problemas de otimização multi-objetivo se baseia em determinar no espaço objetivo factível, o conjunto de soluções próximas da fronteira Pareto-ótima. Na Figura 5.4 os pontos A, B, C, D, E e G fazem parte do vetor objetivo z cada um associado a um vetor de variáveis de decisão x . Deve-se definir um critério de busca, combinando-se os objetivos em um único objetivo através de uma determinação de

pesos ou preferência, e este problema mono-objetivo é resolvido de forma clássica. Outra forma é classificar os objetivos por ordem de prioridade, efetuando a busca da solução ótima em fases. Inicia-se a otimização do primeiro objetivo, sem considerar os demais e após inicia-se a otimização do segundo objetivo considerando o valor ótimo encontrado no primeiro objetivo, e assim sucessivamente. Outro conceito é denominado “ponto ideal” ou “ponto utópico”, que representaria o ponto ótimo da função multi-objetivo:

$$Z^0 = (z_1^0, \dots, z_n^0) \in \mathbb{Z} \text{ tal que, } z_j^0 = \min \{f_j(x) : x \in X^*\} \quad (j = 1, \dots, n) \quad (5.2)$$

O ponto ideal não é factível para grande parte dos problemas práticos, pois implica na coincidência dos pontos de ótimos de cada função.

5.2.2 Métodos Multi-Objetivos

O processo de otimização multi-objetivo é composto de duas fases: a obtenção das soluções e a tomada de decisão, conforme mostrado na Figura 5.6. A solução dos problemas de otimização multi-objetivo consiste em determinar no espaço objetivo factível, o conjunto ou subconjunto eficiente, ou ainda o conjunto de soluções próximas à fronteira Pareto-ótima, exigindo a intervenção de um tomador de decisão na busca da solução. A definição do critério de busca pode ocorrer *a priori* ou *a posteriori* [95].

Para encontrar as soluções Pareto-ótimas de problemas multi-objetivo existem diferentes métodos que podem ser assim classificados:

- **Método gerador:** geração de pontos Pareto-ótimos sem intervenção do tomador de decisão. Podem ser classificados em três tipos:
 - *Método sem preferência:* o ponto Pareto-ótimo (ponto ideal) é obtido como solução. Como discutido anteriormente não é factível em problemas práticos.
 - *A posteriori usando abordagem da escalarização:* o tomador de decisão escolhe o melhor ponto da fronteira Pareto-ótima. No método da escalarização os objetivos são transformados em uma única função objetivo, denominada função de escalarização [96].
 - *A posteriori usando abordagem multi-objetivo:* o tomador de decisão usa como base valores obtidos das funções objetivos isoladas para avaliação dos objetivos.

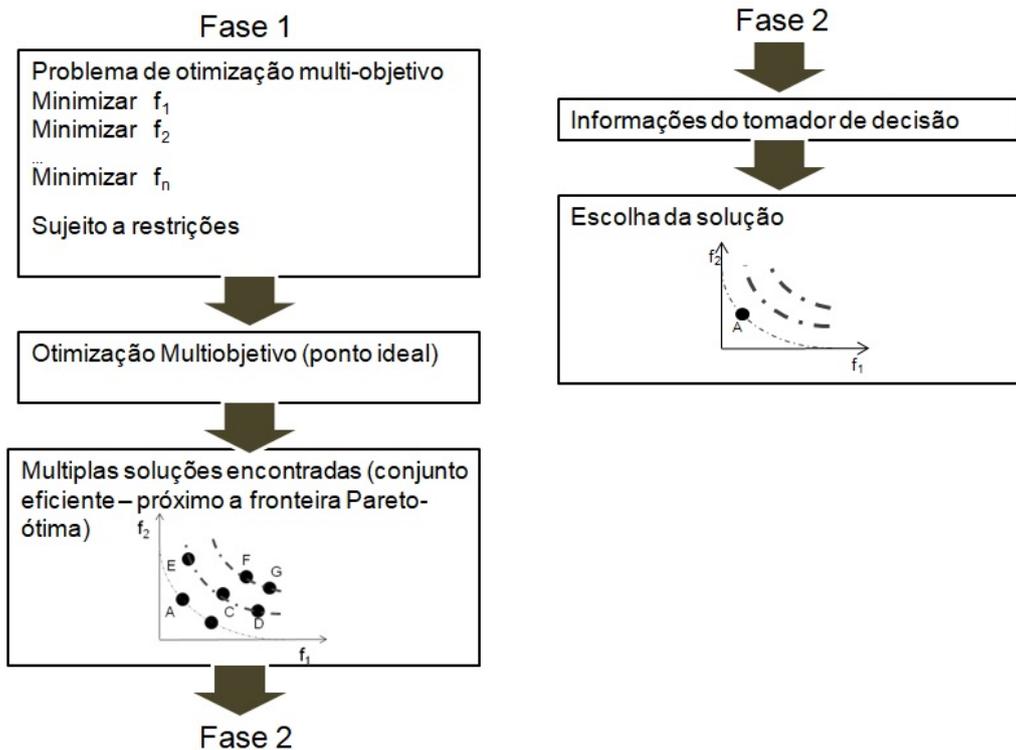


Figura 5.6: Fases da otimização multi-objetivo.

- **Método baseado em preferências:** soluções geradas com informações do tomador de decisão. Podem ser classificados em dois tipos:
 - *A priori:* usa as preferências antes da resolução do problema, classificando os objetivos em uma ordem de prioridade, sendo resolvidas as funções objetivo isoladamente e usando o resultado da função anterior na próxima segundo uma ordem.
 - *Métodos iterativos:* o tomador de decisão interage durante o processo de resolução através de resultados parciais.

Nesta tese foi utilizado o método gerador de pontos a posteriori, pois permite avaliar cada função objetivo isoladamente e seu ponto de ótimo. Os métodos clássicos para transformação do vetor de funções objetivo $z = z_1, z_2, \dots, z_n \in Z$ em uma função objetivo escalar são os métodos de *ponderação das funções objetivo* e do *critério global*. No método de ponderação das funções objetivo, o tomador de decisão atribui um peso a cada uma das funções, priorizando assim um objetivo. Para o método do critério global todas as funções objetivo tem o mesmo nível de importância.

- **Método da ponderação de funções objetivo:** as funções objetivo são substituídas por uma função mono-objetivo, que é a soma ponderada de vários objetivos. Dadas n funções objetivo, é criada uma função mono-objetivo g

dada por:

$$g(x) = \sum_{i=1}^n w_i f_i(x), \quad (5.3)$$

onde os coeficientes de ponderação $w_i \geq 0$, e

$$\sum_{i=1}^n w_i = 1. \quad (5.4)$$

A principal dificuldade ao se utilizar este método é encontrar pesos adequados para as funções objetivo.

- **Método do critério global:** neste método a solução ótima é um vetor de variáveis que minimiza algum critério global [97]. O tomador de decisão define o critério global que pode ser a solução mais próxima da ideal. A função de transformação escalar que descreve o critério global tem a seguinte forma:

$$g(x) = \sum_{i=1}^n \left(\frac{f_i(x) - f_i^0}{f_i^0} \right)^s \quad (5.5)$$

f_i^0 descreve o ótimo da função mono-objetivo $f_i(x)$. De acordo com [97] os valores mais utilizados para s são $s = 1$ e $s = 2$.

No presente trabalho o método clássico escolhido foi o de critério global, considerando-se $s = 1$ para a primeira etapa do modelo proposto (Seção 5.3).

5.2.3 Otimização combinatória inteira

A otimização combinatória inteira corresponde a solução de problemas de programação linear composta por uma função mono-objetivo e restrições, onde todas ou parte das variáveis podem assumir valores inteiros [98]. Um caso particular é o uso de variáveis binárias ou bivalentes, na qual as operações de soma, subtração e comparação são utilizadas. O problema de programação inteira (PPI) pode ser definido da seguinte forma geral:

$$(PPI) : \text{minimizar} \sum_{j=1}^n c_j x_j \quad (5.6)$$

sujeito a:

$$\sum_{j=1}^n a_{ij} x_j \leq b_i, i = 1, 2, \dots, m \quad (5.7)$$

$x_j \in 0, 1, j = 1, 2, \dots, n$ e $c_j, a_{ij}, b_i \in \mathbb{R}$

Onde c_j da Equação 5.6 representa um custo ou ponderação na função mono-objetivo, a_{ij} e b_i representam as variáveis das restrições do problema da desigualdade

da Equação 5.7.

Na presente tese foi formulado um problema de programação linear bivalente na etapa 2 do modelo proposto na Seção 5.3.

5.3 Modelo Proposto

Divide-se o modelo em duas etapas distintas. A primeira etapa é responsável por calcular os caminhos de cada fluxo. Esses caminhos são calculados de forma a minimizar a carga nos enlaces da rede e minimizar a métrica de engenharia de tráfego (TE) informada pela operadora de telecomunicações. No presente trabalho, a métrica TE escolhida é a latência, por ser importante na prestação de serviços críticos de telecomunicações [16]. A primeira etapa trata portanto de um problema de otimização multi-objetivo, encontrando o caminho que atende aos dois objetivos mencionados. Na segunda etapa, escolhem-se quais segmentos são utilizados nos caminhos calculados na etapa anterior, de forma a minimizar a quantidade de segmentos. Esta etapa é solucionada através de um modelo de programação linear inteira binária, escolhendo de um conjunto de combinações de segmentos, a combinação que atenda o caminho com a menor quantidade de segmentos.

Para a definição do modelo proposto consideram-se as seguintes premissas para a rede da operadora de telecomunicações:

- Objetivo do problema: minimizar a quantidade de segmentos para o melhor caminho definido pela métrica de engenharia de tráfego (função totalizadora), direcionando os fluxos das demandas de tráfego, de forma a minimizar a ocupação dos enlaces da rede (gargalo de rede) [93]. Neste trabalho, os sub-caminhos para os segmentos são definidos pelo IGP (*Interior Gateway Protocol*), ou seja, o menor caminho considerando o número de saltos.
- A rede é representada por um grafo direcionado $G = (V, E)$ com nós v representando os roteadores de núcleo e de borda da rede onde cada aresta e representa um enlace conectado a interface unidirecionais dos roteadores. A métrica de cada enlace considerada para o IGP é a quantidade de saltos. Assim, esta também é a métrica considerada na definição dos caminhos de segmento de nó. Os segmentos de adjacência correspondem aos próprios enlaces. Para simplificação de variáveis do modelo não foi feita distinção entre segmento de nó e de adjacência.
- Cada enlace tem uma capacidade instalada na interface no roteador de núcleo ou de borda da rede.

- As políticas de TE são representadas por um vetor de custo associado a um enlace (latência, perda de pacotes, congestionamento, SRLG). No vetor de custo da simulação foi considerada apenas a métrica de latência para simplificação do modelo.
- A demanda de tráfego corresponde a um interesse de tráfego do nó i para o nó j proveniente da matriz de interesses de tráfego. A operadora de telecomunicações considera interesses de tráfego bidirecionais, ou seja, de i para j e j para i .
- O fluxo de demanda de tráfego é indivisível considerando-se este fluxo representar um determinado serviço e deverá ser direcionado por um ou vários enlaces da rede de acordo com a políticas de engenharia de tráfego e da ocupação dos enlaces de rede.
- O fluxo de tráfego total em um enlace não deve ultrapassar a capacidade instalada nos enlaces da rede e deve garantir uma distribuição para que a capacidade residual nos enlaces seja equilibrada.

5.3.1 Dados do Problema

Seja o grafo orientado representativo da rede de roteadores de núcleo $G = (V, E)$ onde V representa o conjunto de nós e E o conjunto de arestas com $|V| = n$ e $|E| = m$. Cada aresta representa um enlace unidirecional para o tráfego onde $E \subset \{(i, j), (j, i) | i, j \in V\}$.

Para a Etapa 1 são considerados os seguintes dados de entrada. Considere $F = f_{ij}$, um conjunto de fluxos de demanda de tráfego a ser roteado no grafo orientado entre os nós i e j , onde $F \subset \{(i, j), (j, i) | i, j \in V\}$.

Cada fluxo de demanda de tráfego f_{ij} deve ser roteado pelo melhor caminho em G , indo da sua origem $s_f \in V$ ao seu destino $d_f \in V$ no grafo orientado representativo da rede da operadora.

C_{TE}^{mn} representa a métrica considerada para a engenharia de tráfego na aresta mn no grafo orientado representativo da rede G , sendo esta a latência de cada enlace da rede.

Seja CAP^{mn} a carga máxima permitida na aresta mn , ou seja, a capacidade instalada no enlace entre dois nós de rede.

Para a Etapa 2, são considerados os seguintes dados de entrada: considere C o conjunto de caminhos encontrados que são apropriados para um determinado fluxo f_{ij} .

Seja S o conjunto de segmentos instalados na rede após a configuração dos caminhos de cada segmento (*pathlets*) ou sub-caminhos. Cada sub-caminho utiliza a

métrica do IGP, neste caso a quantidade de saltos.

Seja B o conjunto de combinações dos diversos segmentos obtidos na topologia da rede da operadora B_{ij} é o dado binário que indica se combinação de segmentos j é aplicável $B_{ij} = 1$ ou não $B_{ij} = 0$ a um caminho $c_i \in C$.

5.3.2 Variáveis

Na Etapa 1 são consideradas as seguintes variáveis. A variável $x_{ij}^{mn} \in 0, 1$ indica se um determinado fluxo de demanda de tráfego f_{ij} passa na aresta mn ($x_{ij}^{mn} = 1$) ou não ($x_{ij}^{mn} = 0$).

A variável α_{max} representa a maior das cargas nos enlaces da rede, resultante da distribuição dos fluxos na rede.

Na Etapa 2 são consideradas as seguintes variáveis. A variável $z_{ij} \in 0, 1$ indica se um determinado caminho $c_i \in C$ usa ou não a combinação de segmentos B_j . A variável $H_{kj} \in 0, 1$ indica se um determinado segmento $k \in S$ pertence à sequência de segmentos B_j . A variável B_{ij} indica se a sequência de segmentos j atende o caminho i .

A quantidade máxima de segmentos de adjacência utilizados é $|E|$, que correspondem as arestas do grafo $G = (V, E)$ enquanto de segmentos de nós corresponde a $|V|$, ou seja, o número de caminhos mais curtos para todos os nós da rede.

A Figura 5.7 ilustra o modelo proposto em duas etapas com suas matrizes de entrada e saída:

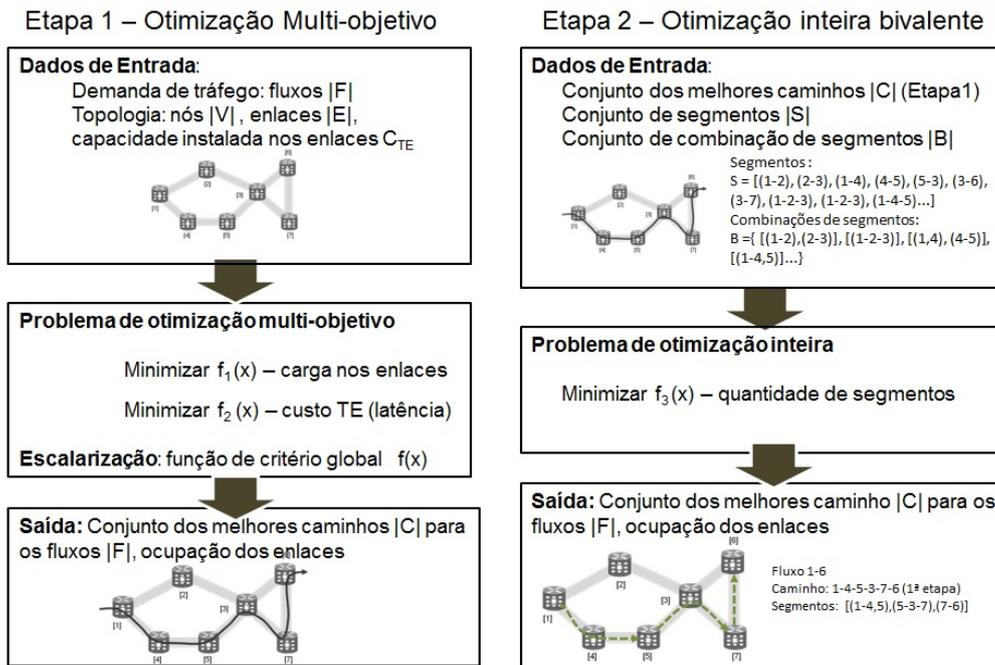


Figura 5.7: Modelo proposto de duas etapas.

5.3.3 Primeira Etapa de Otimização

O modelo da primeira etapa consiste em um modelo biobjetivo [93] que calcula os caminhos do fluxo na rede. As notações utilizadas nesta etapa são apresentadas na Tabela 5.4.

Tabela 5.4: Notações utilizadas na primeira etapa.

Notação	Descrição	Tipo
F	Fluxos	Conjunto
V	Nós	Conjunto
E	Enlaces	Conjunto
f_{ij}	Demanda do fluxo $(i, j) \in F$	Parâmetro
C_{TE}^{mn}	Custo de TE do enlace $(m, n) \in E$	Parâmetro
α_{max}	Carga máxima na rede	Variável
x_{ij}^{mn}	Tráfego no enlace $(m, n) \in E$ referente ao fluxo $(i, j) \in F$	Variável

O melhor caminho será determinado pela função mono-objetivo $f_1(x)$, que representa a carga na rede e busca minimizar os gargalos da rede roteando os fluxos nos enlaces com maior capacidade e a função mono-objetivo $f_2(x)$, função totalizadora que roteia os fluxos pelo caminho de menor latência, métrica usada pela engenharia de tráfego. Este método obtém um conjunto mínimo de soluções Pareto-ótimas. A função $f(x)$ formada pela aglutinação da função $f_1(x)$ e $f_2(x)$ fornece um critério global, cuja solução $f_1(x) \geq f_1^*$ e $f_2(x) \geq f_2^*$, onde f_1^* e f_2^* são as soluções ótimas das funções mono-objetivo $f_1(x)$ e $f_2(x)$. Assim, o modelo de programação linear multi-objetivo (*PLMO*) que formula-se para o problema de minimização de carga em cada enlace e de melhor caminho, considerando a métrica de engenharia de tráfego, pode ser descrito da seguinte forma:

$$f_1(x) \Rightarrow \text{minimizar } \alpha_{max} \quad (5.8)$$

$$f_2(x) \Rightarrow \text{minimizar } \sum_{(i,j) \in F} \sum_{(m,n) \in E} C_{TE}^{mn} x_{ij}^{mn} \quad (5.9)$$

$$\sum_{n \in V | m \neq n, (m,n) \in E} x_{ij}^{mn} - \sum_{n \in V | m \neq n, (m,n) \in E} x_{ij}^{nm} = \begin{cases} 0 & \text{se } i, j \neq m \\ 1 & \text{se } i = m \\ -1 & \text{se } j = m \end{cases} \quad \forall (i, j) \in F, m \in V \quad (5.10)$$

$$\alpha_{max} - \sum_{(i,j) \in F} \frac{f_{ij} x_{ij}^{mn}}{CAP^{mn}} \geq 0 \quad \forall (n, m) \in E \quad (5.11)$$

$$0 \leq \alpha_{max} \leq 1 \quad (5.12)$$

$$x_{ij}^{mn} \in \{0, 1\} \quad \forall (i, j) \in F, (n, m) \in E, \alpha_{max} \in \mathbb{R} \quad (5.13)$$

A Equação 5.8 representa a função gargalo, que procura distribuir os fluxos nos enlaces, maximizando a folga na rede. Já a Equação 5.9, totalizadora, busca encontrar o melhor caminho baseado no custo fornecido pela engenharia de tráfego. A restrição da Equação 5.10 garante a conservação de fluxos na rede, enquanto as Equações 5.11 e 5.12 são restrições que garantem que não serão alocados fluxos que excedam a capacidade do enlace, distribuindo-os a fim de maximizar a folga na rede.

A função $f(x)$ formada pela aglutinação da função $f_1(x)$ e $f_2(x)$ fornece uma solução de harmonização de critério global [97], cuja solução $f_1(x) \geq f_1^*$ e $f_2(x) \geq f_2^*$, onde f_1^* e f_2^* são as soluções ótimas das funções mono-objetivo $f_1(x)$ e $f_2(x)$. O método consiste em encontrar a solução ótima de cada função objetivo f_{1*} para $f_1(x)$, e f_{2*} para $f_2(x)$, harmonizando em uma nova função mono-objetivo $f(x)$:

$$f(x) = \frac{f_1(x) - f_1^*}{f_1^*} + \frac{f_2(x) - f_2^*}{f_2^*}. \quad (5.14)$$

5.3.4 Segunda Etapa de Otimização

Conhecido o caminho c_i baseado na solução multi-objetivo da Etapa 1 para um determinado fluxo f_{ij} , a Etapa 2 consiste em alocar a combinação de segmentos de nó e adjacência, minimizando sua quantidade para atender o caminho. O problema foi modelado como um problema de casamento ou *matching* [99] do caminho encontrado na Etapa 1 com o conjunto de sub-caminhos ou *pathlets* correspondentes aos segmentos de nó e de adjacência. As notações utilizadas nesta etapa são apresentadas na Tabela 5.5.

Tabela 5.5: Notações utilizadas na Etapa 2.

Notação	Descrição	Tipo
S	Possíveis segmentos	Conjunto
C	Caminhos calculados na primeira etapa	Conjunto
B	Sequências de segmento que atendem os caminhos da primeira etapa	Conjunto
B_{ij}	Indica se a sequência de segmentos $j \in B$ atende o caminho $i \in C$	Parâmetro
H_{kj}	Indica se a sequência de segmentos $j \in B$ contém o segmento $k \in S$	Parâmetro
z_{ij}	Indica se o caminho $i \in C$ utiliza a sequência de segmentos $j \in B$	Variável
y_k	Indica se o segmento $k \in S$ é utilizado por algum caminho da rede	Variável

Assim, o problema de programação linear *PPL*, denominado $f_3(x)$, pode ser assim descrito:

$$(PPL)f_3(x) \Rightarrow \text{minimizar } \sum_{k \in S} y_k \quad (5.15)$$

$$\sum_{j \in B | B_{ij}=1} z_{ij} = 1 \quad (5.16)$$

$$\sum_{i \in C} \sum_{j \in B | B_{ij}=1, H_{kj}=1} z_{ij} - y_k |C| \leq 0 \quad \forall k \in S \quad (5.17)$$

$$z_{ij} \in \{0, 1\} \quad \forall i \in C, j \in B, y_k \in \{0, 1\} \forall k \in S \quad (5.18)$$

A função objetivo na Equação 5.15 busca minimizar a quantidade de segmentos de nó e adjacência. A restrição da Equação 5.16 garante que uma combinação de segmentos será utilizada para o caminho c_i . A restrição da Eq. 5.17 calcula y_k para todos os conjuntos de combinações de segmento aos quais o segmento k pertence, onde o somatório de z_{ij} para cada h_{kj} representa o número de caminhos que usam o segmento k . $|C|$ representa apenas um número grande como quantidade de caminhos total calculados na Etapa 1.

Capítulo 6

Experimentos e Resultados

A avaliação do modelo descrito no Capítulo 5 foi realizada através da implementação das topologias experimentais e conceituais, respectivamente, no IBM ILOG CPLEX Optimizer [100] e no LINGO 18.4 [101]. A ideia é determinar a quantidade mínima de segmentos que reduzam ao mesmo tempo a carga e a latência dos enlaces (métricas de rede). O modelo é dividido em duas etapas, tendo a primeira como objetivo encontrar os melhores caminhos para cada fluxo da demanda de tráfego em termos de carga e latência; enquanto na segunda etapa, segmentos são associados aos caminhos encontrados na primeira etapa.

6.1 Topologias Usadas nos Experimentos

O modelo proposto foi implementado no IBM ILOG CPLEX Optimizer e no LINGO 18.4 topologias conceituais, o modelo está descrito no capítulo 5, determinando-se os melhores caminhos para cada fluxo de tráfego, minimizando a carga nos enlaces e latência (métricas de rede) encontrada na primeira etapa de otimização através de um modelo bi-objetivo [102], e na segunda etapa associando-se a este caminho a combinação de segmentos, minimizando-se assim a quantidade de segmentos. Como consequência da segunda etapa de otimização são determinados a quantidade de túneis de roteamento por segmentos (*SR-tunnels*).

Quatro topologias distintas de redes nacionais/regionais de ensino e pesquisa, e uma topologia de uma operadora de telecomunicações foram usadas:

- **Renater:** a Renater (*Réseau National de télécommunications pour la Technologie l'Enseignement et la Recherche*) é a rede nacional de ensino e pesquisa (*National Research and Education Network - NREN*) da França. A Renater possui 41 nós e 58 enlaces bidirecionais, como visto na Figura 6.1. Como a descrição dessa topologia não especifica seus fluxos, estes são gerados de forma sintética e escolhidos aleatoriamente como dado de entrada do modelo.

- **Géant**: a rede Géant possui 48 nós e 67 enlaces bidirecionais. A Géant é a rede que interconecta as redes nacionais de ensino e pesquisa (NRENs) da Europa, conforme mostrado na Figura 6.2.

Como a descrição dessa topologia também não especifica seus fluxos, estes são igualmente gerados aleatoriamente. As duas primeiras topologias são descritas em [103].

- **US Domestic**: a rede US Domestic (ilustrada na Figura 6.3), cujo conjunto de dados está disponível na ferramenta de planejamento Cisco WAE Design versão 7.1.3 [18], corresponde à topologia de uma operadora de telecomunicações doméstica nos EUA. Essa rede é composta por 11 roteadores e 34 enlaces bidirecionais. A ferramenta WAE Design também especifica 92 fluxos de demanda de tráfego empregados nessa rede.
- **Embratel 2017 e 2019**: essa topologia representa a rede reduzida de roteadores de núcleo IP/MPLS da operadora Embratel (Figura 6.4). Cada ponto de presença possui ao menos dois roteadores de núcleo e de borda, segundo uma hierarquia de acesso, distribuição e núcleo de rede.

Para fins acadêmicos, os dados da rede foram reduzidos e alterados para descharacterização da rede comercial. A rede reduzida Embratel 2017 é composta por 66 roteadores de núcleo, 394 enlaces bidirecionais e 1.130 fluxos de demanda de tráfego também bidirecionais, enquanto a rede reduzida Embratel 2019 é composta por 80 roteadores de núcleo, 509 enlaces bidirecionais e 2.036 fluxos de demanda de tráfego bidirecionais.

Na topologia Embratel 2017, a redução aplicada implica na aglutinação dos roteadores de núcleo e de borda em um único nó de rede. A Figura 6.5 mostra como exemplo o detalhamento do nó da localidade de Curitiba (CTA). Os roteadores de borda UACC01.CTA-MC, UACC02.CTA-MC, UACC03.CTA-MC, PUACC01.CTA-MC e PUACC02.CTA-MC são colapsados em um único nó de rede, simplificando a topologia original. Dessa forma, fluxos provenientes do UACC01.CTA para outro roteador são filiados ao TCORE.CTA-MC. A simplificação ocorre na região metropolitana das localidades, onde a rede é malhada e sem gargalos significativos. O foco é dado nos enlaces de longa distância onde gargalos de rede tem maior impacto na capacidade residual ou de folga nos enlaces, e a latência, afetando o caminho dos fluxos da demanda de tráfego. A simplificação dos nós, enlaces e dos fluxos de demandas de tráfego, permite a redução da topologia original de 238 nós, que representam os roteadores de borda e de núcleo, 3.440 enlaces bidirecionais e 9.358 fluxos de tráfego bidirecionais em uma rede com nós colapsados conforme mostrado na Figura 6.4.

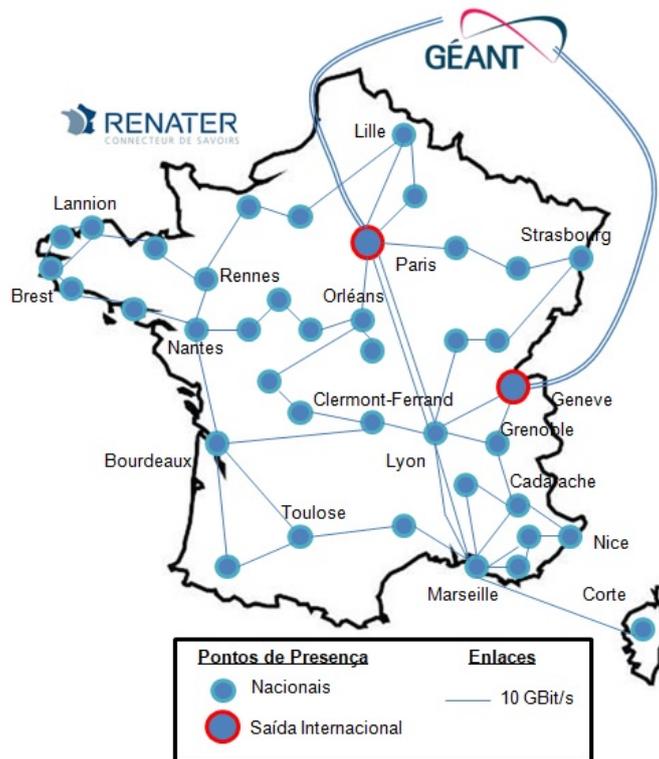


Figura 6.1: Topologia de rede experimental de pesquisa RENATER - França. [5]

6.2 Avaliação da Função Bi-Objetivo: Primeira Etapa de Otimização

Esta seção mostra os resultados alcançados com a função objetivo na primeira etapa do modelo proposto. Para realizar essa avaliação, o problema é executado para diferentes números de fluxos inseridos na rede. Para cada amostra da rede US Domestic, um dado número de fluxos é escolhido aleatoriamente dentre os 90 fluxos predefinidos com esta topologia na ferramenta WAE. No caso das redes de pesquisa Géant e Renater, para cada fluxo em uma amostra, escolhe-se aleatoriamente uma fonte e um destino e define-se uma demanda de 100 Mbit/s, calculando-se a carga máxima mostrada na Figura 6.6 e custo TE mostrado na Figura 6.7 de 10 em 10 fluxos até o limite de 90 fluxos. Para todas as redes, os resultados são apresentados com médias amostrais e um intervalo de confiança com um nível de 95%.

Para a primeira etapa de otimização a fim de verificar a eficácia do modelo para múltiplas métricas, foram propostos resultados parciais divididos da seguinte forma:

- Resultados das funções harmonizadas na abordagem de bi-objetivo: neste conjunto de resultados as funções referentes às Equações 5.8 da carga dos enlaces e 5.9 do custo TE (Capítulo 5) são analisados em uma abordagem harmonizada conforme a Equação 5.14.

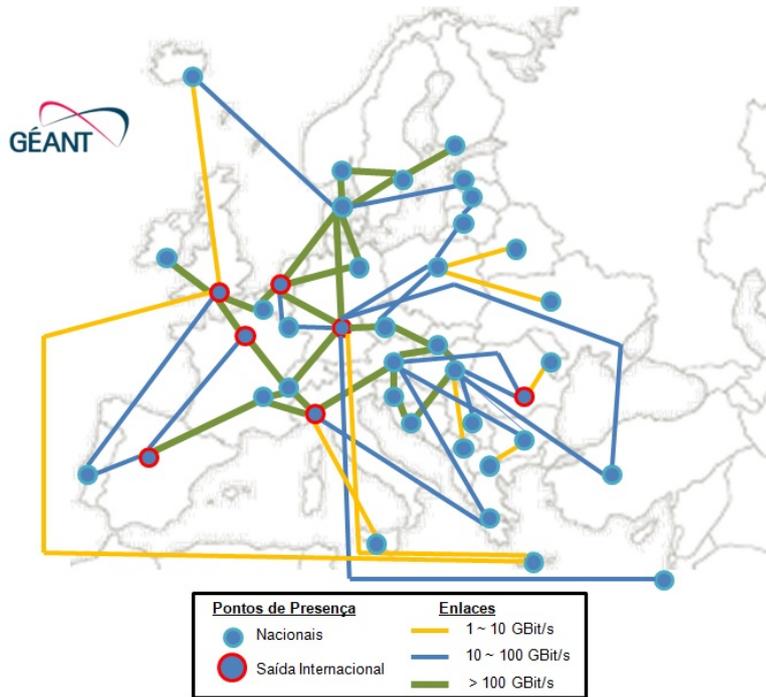


Figura 6.2: Topologia de rede experimental de pesquisa Géant - Pan-Europeia. [6]

- Resultados das funções na abordagem de mono-objetivo: neste conjunto de resultados as funções referentes às Equações 5.8 da carga dos enlaces e 5.9 do custo TE detalhados no Capítulo 5 são analisadas separadamente para cada uma das topologias.

6.2.1 Avaliação das Funções Harmonizadas na Abordagem Bi-objetivo

Na primeira etapa de otimização é implementado o modelo bi-objetivo, encontrando soluções Pareto-ótimas [102] que atendam a ambos os objetivos de métricas de TE: minimização da carga dos enlaces, aumentando a capacidade residual, e custo TE, sendo adotada a latência como métrica de custo TE.

O gráfico da Figura 6.6 ilustra a curva da carga máxima (eixo Y) pela quantidade de fluxos (eixo X) para as redes Renater, Géant e US Domestic. O objetivo é encontrar o melhor caminho que atenda a distribuição de cargas nos enlaces. A carga nos enlaces aumenta linearmente com a quantidade de fluxos obtendo-se respectivamente uma carga máxima cumulativa de 0.22, 0.35 e 0.45 para as redes US Domestic, Renater e Géant, considerando 90 fluxos. A carga máxima em cada uma das topologias de rede varia em função das capacidades disponíveis nos enlaces e da quantidade e volume de fluxos. É importante ressaltar que esta distribuição de fluxos leva em consideração a função objetivo do custo TE representada pela Equação 5.9, cujo resultado é ilustrado na Figura 6.7, ou seja, após a harmonização das funções

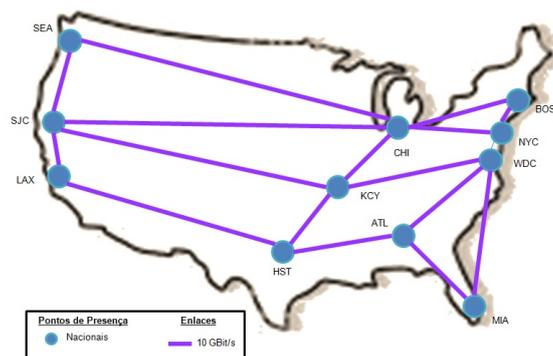


Figura 6.3: Topologia de rede de operadora de telecomunicações US Domestic - Exemplo da ferramenta de planejamento Cisco WAE Design. [7]

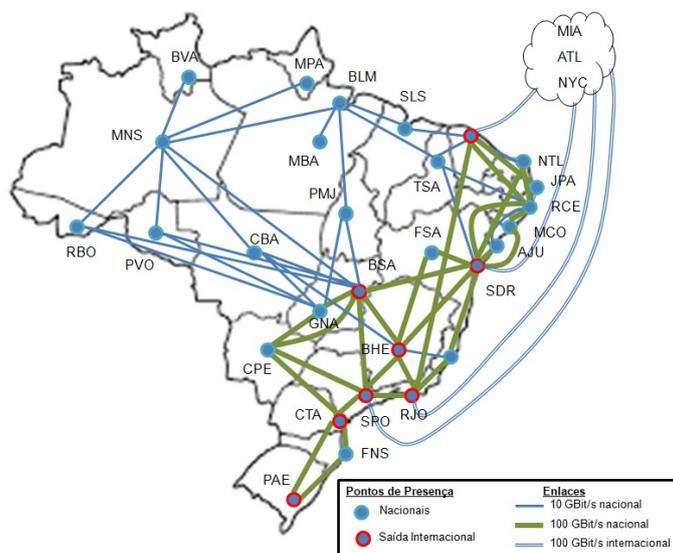


Figura 6.4: Topologia de rede de operadora de telecomunicações Embratel Versão 2017 e 2019.

conforme a Equação 5.14 do modelo proposto.

A resolução do segundo problema da primeira etapa é a determinação do caminho com melhor custo TE para cada fluxo. O gráfico da Figura 6.7 ilustra o custo TE (eixo Y) cumulativo, com latência em ms , variando em função da quantidade de fluxos. Os resultados encontrados revelam uma latência cumulativa de crescimento linear de 1900, 900 e 200 ms considerando 90 fluxos, para as redes US Domestic, Géant e Renater, respectivamente. Da latência cumulativa pode-se extrair o valor da latência média para cada fluxo de 21.1, 10 e 2.2 ms para as redes US Domestic, Géant e Renater, respectivamente. Este resultado é coerente com o extensão e abrangência da rede. No caso das redes US Domestic e Géant, estas têm abrangência continental, com enlaces mais longos e, conseqüentemente, maiores latências. Para a rede Renater, de abrangência nacional, os enlaces são mais curtos e, portanto, de menor latência.

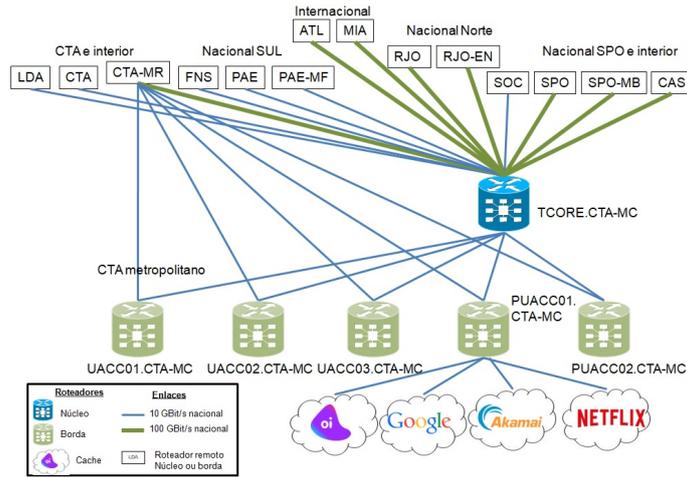


Figura 6.5: Detalhe do nó CTA com roteadores de núcleo e borda da topologia Embratel 2017.

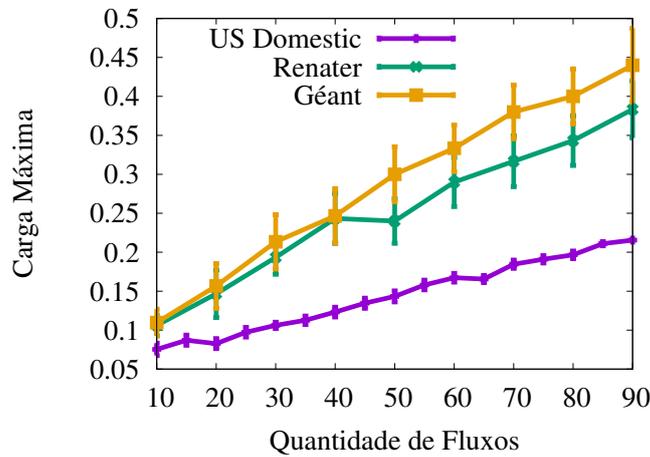


Figura 6.6: Carga Máxima resultante da primeira etapa de otimização.

Para as topologias Embratel 2017 e Embratel 2019, que possuem números de nós e enlaces muito superiores às topologias de NREN, os números de fluxos são também muito superiores (1.130 e 2.036 fluxos, respectivamente). Assim, optou-se por não realizar resoluções do problema variando-se a quantidade de fluxos, utilizando-se apenas a quantidade de fluxos total. Os resultados estão mostrados na Tabela 6.1.

Para a rede reduzida Embratel 2017 com 1.130 fluxos de tráfego, foi obtida uma distribuição de carga com ocupação de 0,666 ou aproximadamente 67% da capacidade dos enlaces e latência cumulativa de 62.741 ms, com aproximadamente 56 ms de latência por fluxo ou latência média. Estas métricas de engenharia de tráfego foram harmonizadas na função bi-objetivo, portanto os resultados encontrados levam em consideração a otimização dessas duas métricas. Para a rede reduzida Embratel 2019, a distribuição de carga teve uma ocupação de 0,463 ou aproximadamente 46%, valor inferior a 2017 em função da ampliação da capacidade da rede de transmissão

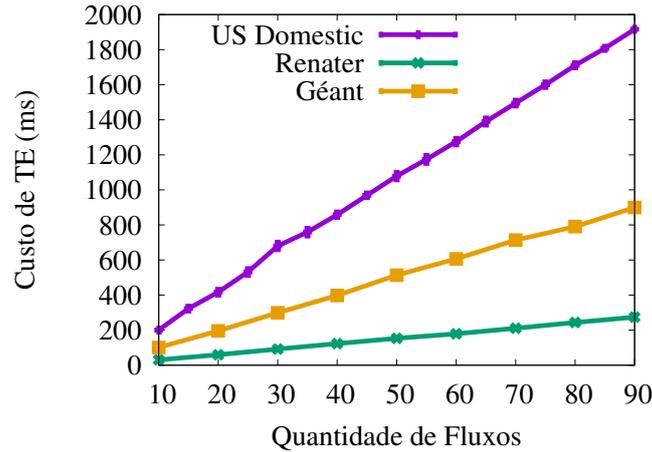


Figura 6.7: Custo TE - latência resultante da primeira etapa de otimização.

IP e óptica. Para a latência cumulativa no valor de 210.746 ms com aproximadamente 103,5 ms de latência por fluxo ou latência média, valor superior a 2017 em função de interrupções e alterações da topologia de rede no projeto de ampliação de transmissão IP e óptica.

Para a rede Embratel 2017 o resultado é inferior aos valores de SLA (*Service Level Agreement*) praticados como meta, que são de 75% de ocupação e 100 ms de latência, para a rede Embratel 2017, conforme apresentado no Capítulo 2 para essa topologia de rede. Com base no SLA, o modelo permite a determinação de caminhos que aumentam a capacidade residual da rede de 25% para 33%. Além disso, o modelo permite uma redução da latência média de 100 ms, referência da Tabela de SLA 1.1 para 56 ms, mesmo considerando enlaces terrestres em cabos de fibra óptica e via satélite cuja latência fica em torno de 800 ms.

6.2.2 Avaliação das Funções na Abordagem Mono-Objetivo

Esta seção analisa a opção de cada função (carga nos enlaces e custo TE) na abordagem mono-objetivo, comparando-se o resultado com a abordagem bi-objetivo. A interpretação da comparação é a seguinte: o caminho é calculado pelo modelo na abordagem mono-objetivo separadamente, comparando-se ao caminho calculado na abordagem bi-objetivo.

Nas Figuras 6.8, 6.9 e 6.10 são mostrados os gráficos de carga máxima (eixo Y) em função da quantidade de fluxos para as redes Renater, Géant e US Domestic, respectivamente.

Pode-se notar que para o caminho encontrado na abordagem mono-objetivo, a carga máxima coincide com o resultado da função bi-objetivo, ou seja, o ponto da solução Pareto-ótimo da abordagem bi-objetivo coincide com o ótimo da função da Equação 5.8 na abordagem mono-objetivo. Uma carga com valor 1 indica que todos

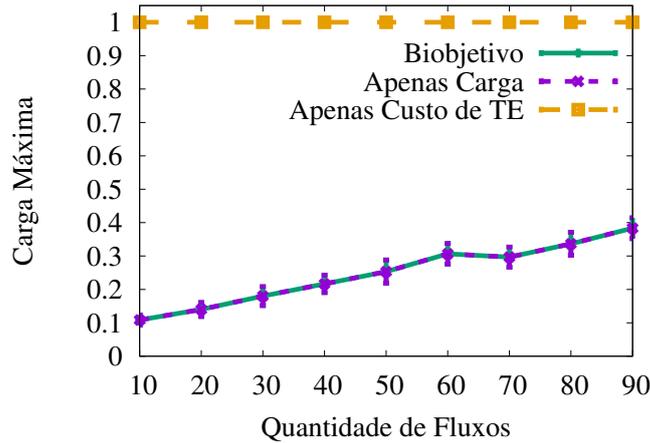


Figura 6.8: Carga Máxima resultante sem harmonização para a topologia da rede Renater.

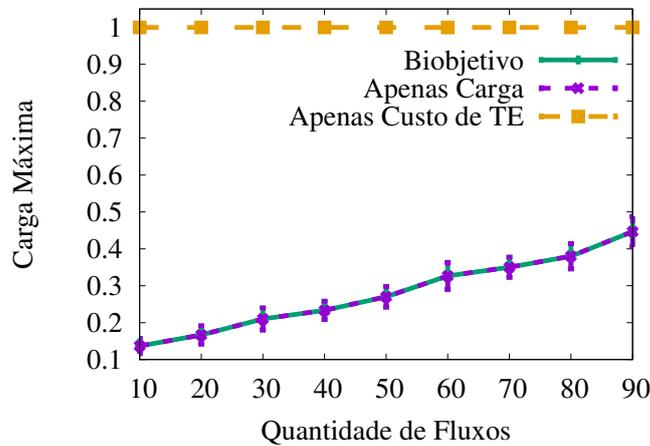


Figura 6.9: Carga Máxima resultante sem harmonização para a topologia da rede Géant.

os enlaces estão com ocupação de 100%, sem nenhuma capacidade residual.

No entanto, ao se considerar a função da Equação 5.9 referente ao custo TE do caminho, para este caminho a distribuição da carga máxima aumenta para uma ocupação de 1, ou seja, o caminho escolhido privilegiou apenas o custo TE. Isso demonstra que a abordagem bi-objetivo proposta é adequada para otimização de múltiplas métricas de rede, sendo este um requisito da operadora de telecomunicações para implementação da engenharia de tráfego.

Nas Figuras 6.11, 6.12 e 6.13 são mostrados os gráficos de custo TE (eixo y) (neste caso representado pela latência) em função da quantidade de fluxos para as redes Renater, Géant e US Domestic, respectivamente. Observa-se que o custo TE da função bi-objetivo coincide com o resultado da função mono-objetivo, ou seja, o ponto da solução Pareto-ótimo da abordagem bi-objetivo coincide com o ótimo da função da Equação 5.9 na abordagem mono-objetivo.

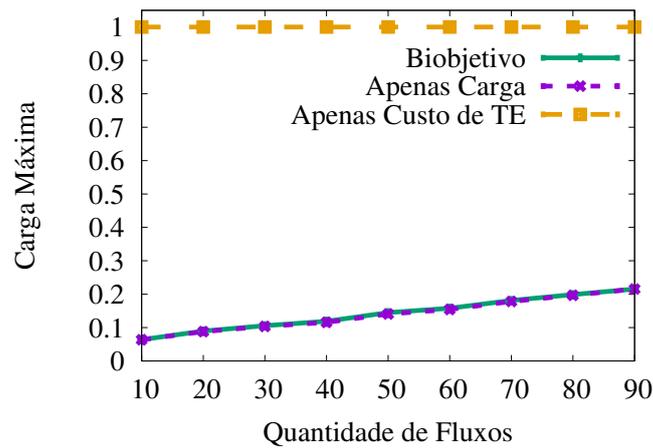


Figura 6.10: Carga Máxima resultante sem harmonização para a topologia da rede US Domestic.

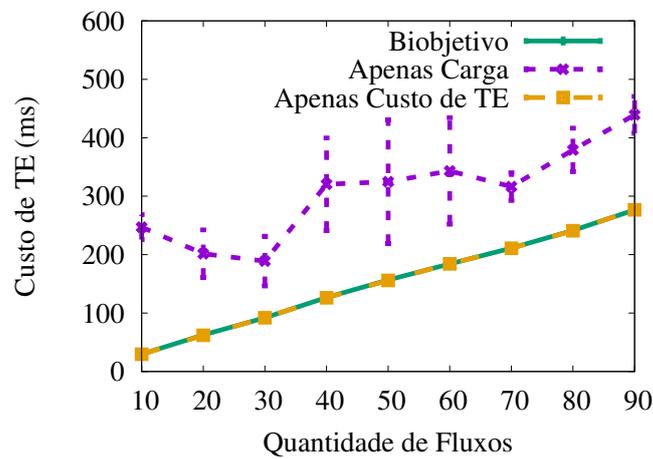


Figura 6.11: Custo TE resultante sem harmonização para a topologia da rede Renater.

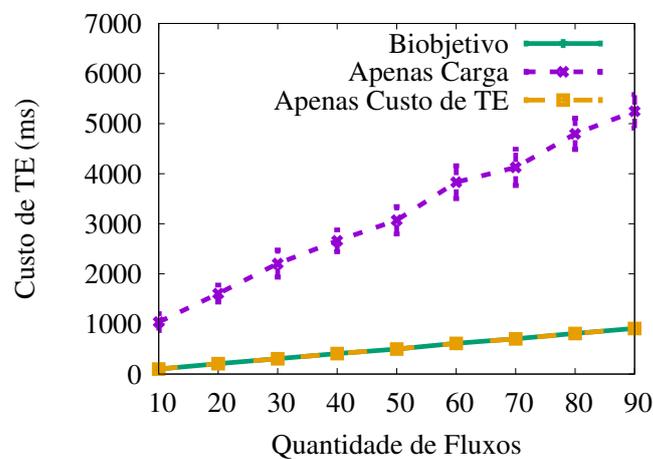


Figura 6.12: Custo TE resultante sem harmonização para a topologia da rede Géant.

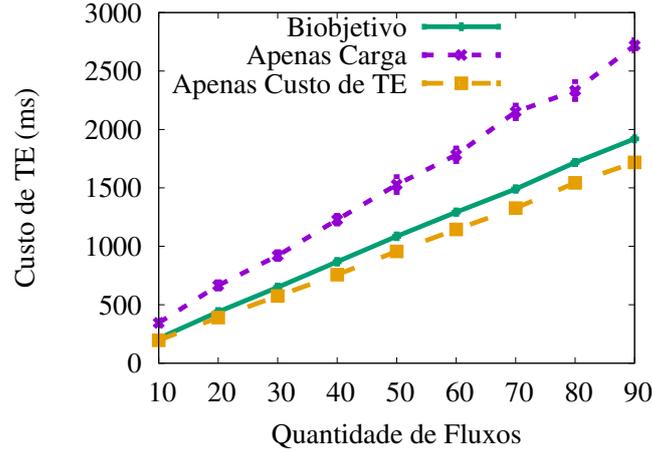


Figura 6.13: Custo TE resultante sem harmonização para a topologia da rede US Domestic.

Topologia	Abordagem Bi-Objetivo		Abordagem Mono-Objetivo			
	Carga Máxima	Custo TE (ms)	Carga Máxima		Custo TE (ms)	
			f1(x)	f2(x)	f1(x)	f2(x)
Renater	0.4	280	0.4	1	450	280
Géant	0.45	900	0.45	1	5000	900
US Domestic	0.22	1900	0.22	1	2700	1700
Embratel 2017	0.66	62741	0.66	1	1732643	62720
Embratel 2019	0.46	210746	0.46325	1	10773114	190494

Tabela 6.1: Comparativo do resultado das funções na abordagem bi e mono-objetivo

Pode-se notar na topologia US Domestic no gráfico da Figura 6.13 a fronteira das soluções Pareto-ótimas. Os caminhos calculados na abordagem de função mono-objetivo para o custo TE para os 90 fluxos tem latência cumulativa de 1.700 ms, representando o ótimo da função $f_2(x)$ (Equação 5.9) e limite inferior da solução Pareto-ótima. Agora, utilizando os caminhos calculados para otimizar a função mono-objetivo $f_1(x)$ (Equação 5.8), encontramos uma latência cumulativa de 2.700 ms para a métrica de custo TE (latência), representando o limite superior da solução Pareto-ótima. O valor harmonizado $f(x)$ (Equação 5.14) resulta em uma latência de 1.900 ms, que não representa o valor ótimo para latência para a função $f_2(x)$ (Equação 5.9) na abordagem mono-objetivo. O mesmo comportamento ocorreu para a rede Embratel 2017. O caminho encontrado na abordagem bi-objetivo calculou uma carga máxima de 0,66 e custo TE (latência) de 62.741 ms para 1.130 fluxos. Na abordagem mono-objetivo foi calculado um caminho de carga máxima de 0,66 e de custo TE de 62.720 ms muito próximo dos valores calculados na abordagem bi-objetivo.

A Tabela 6.1 ilustra o comparativo entre as abordagens bi-objetivo e mono-objetivo para cada uma das topologias: Renater, Géant, US Domestic e Embratel, 2017 e 2019. Verifica-se que na abordagem bi-objetivo encontra-se o ótimo ou próximo do ótimo de cada função mono-objetivo.

6.3 Avaliação da Função Bi-objetivo: Segunda Etapa de Otimização

Calculado o caminho na primeira etapa, a segunda etapa de otimização trata de um modelo de otimização que minimiza o número de segmentos associados aos caminhos calculados na primeira etapa, através de um processo de combinações *matching* [99]. Não são especificados os tipos de segmentos (nó e adjacência) para simplificação do modelo.

Os gráficos da Figuras 6.14, 6.15 e 6.16 mostram, respectivamente, os resultados da segunda etapa de otimização para as topologias US Domestic, Renater e Géant. Em cada figura, a curva SR mostra a quantidade de segmentos (eixo Y) escolhidos pela solução proposta de acordo com o número de fluxos de tráfego (eixo X). Além disso, para comparação, apresenta-se o número de túneis ponto-a-ponto explícitos que seriam necessários se o MPLS fosse empregado, em que um túnel é configurado para cada fluxo. Esse é o melhor caso para o MPLS, pois a outra opção utilizada pelas operadoras é configurar túneis MPLS em malha completa. Neste caso, as redes US Domestic, Renater e Géant seriam configuradas com, respectivamente, 110, 2.256 e 1.640 túneis, independentemente do número de fluxos transportados.

O gráfico da Figura 6.14 mostra que, para a topologia US Domestic, o número de segmentos cresce até 34 e permanece constante à medida que o número de fluxos aumenta. Isso ocorre porque, a partir de um determinado número de fluxos configurados, todos os novos fluxos compartilham, ou seja, reaproveitam segmentos de fluxos anteriormente alocados conforme discutido no Capítulo 5. Portanto, não há necessidade de utilizar mais segmentos. Assim, a utilização do roteamento por segmentos pode reduzir o estado da rede para um número crescente de fluxos, limitado à matriz completa de interesses de tráfego entre todos os pares de nós da rede.

Os resultados das Figuras 6.15 e 6.16 para Géant e Renater mostram que a redução de estados na rede não ocorre para o número considerado de fluxos (ou seja, até 90 fluxos). Isso significa que o número de fluxos ainda não é suficiente para permitir o reaproveitamento de segmentos entre os fluxos de rede. Para verificar a partir de qual número de fluxos as redes de pesquisa Géant e Renater necessitam um número constante de segmentos, plota-se as Figuras 6.17 e 6.18. Esses números consistem no mesmo experimento de antes, mas usando um número maior de fluxos (ou seja, até 200 fluxos). Esses resultados mostram que o benefício do modelo de otimização proposto depende do número de fluxos, a partir do qual serão reutilizados os segmentos, e da topologia da rede conforme discutido na Seção 5.1. Para a rede US Domestic esta quantidade para estabilização do número de segmentos é de 34 fluxos, para a Renater de 120 fluxos e para a Géant de 100 fluxos. Este comportamento está relacionado ao par origem/destino do tráfego. Demandas para um mesmo destino

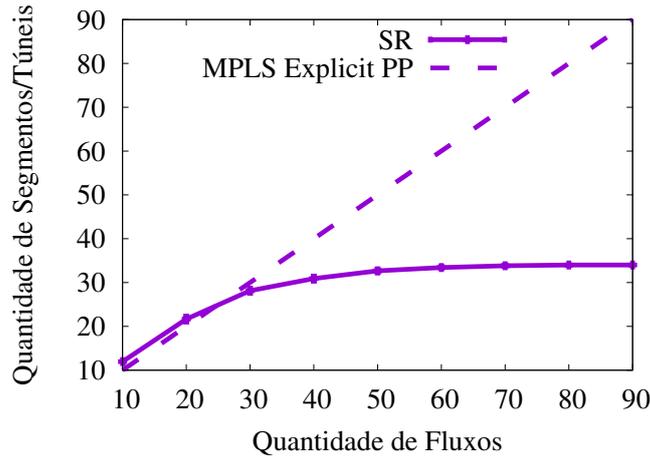


Figura 6.14: Número de segmentos/Túneis MPLS para a topologia US Domestic.

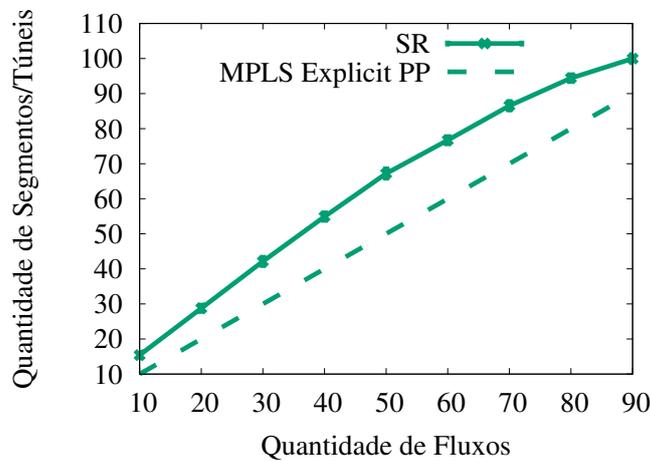


Figura 6.15: Número de segmentos/Túneis MPLS para a topologia da rede Renater.

compartilham um mesmo segmento.

6.3.1 Número de Segmentos por Fluxo

Nos experimentos, o caminho usado por cada fluxo é configurado a partir de um conjunto de segmentos. Para cada amostra do experimento, a fração de fluxos que empregam um determinado número de segmentos quando 90 fluxos são configurados é apresentada. O gráfico da Figura 6.19 mostra esses resultados, com os valores médios para todas as amostras e seus intervalos de confiança. No eixo Y é indicada a fração de fluxos que utiliza a quantidade de segmentos representada no eixo X. Essa figura mostra que, para todas as redes, mais de 50% dos caminhos usam até dois segmentos. Embora a literatura indique que dois segmentos por fluxo são suficientes para atender aos requisitos de engenharia de tráfego para a maioria dos fluxos [1, 77], observa-se que ainda há um número significativo de caminhos que utilizam mais de dois segmentos. Portanto, esses resultados sugerem que as operadoras de telecomu-

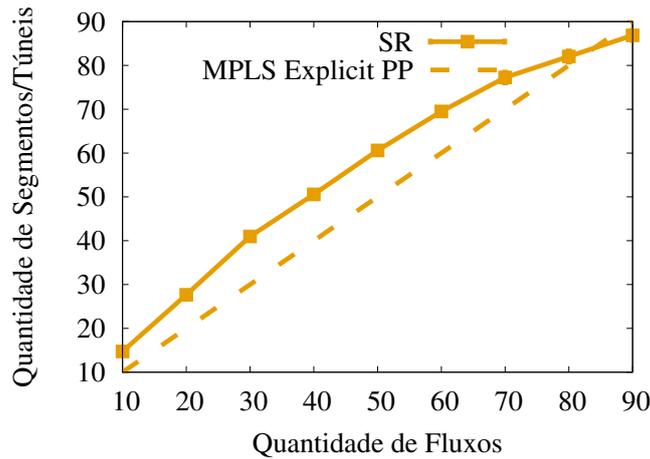


Figura 6.16: Número de segmentos/Túneis MPLS para a topologia da rede Géant.

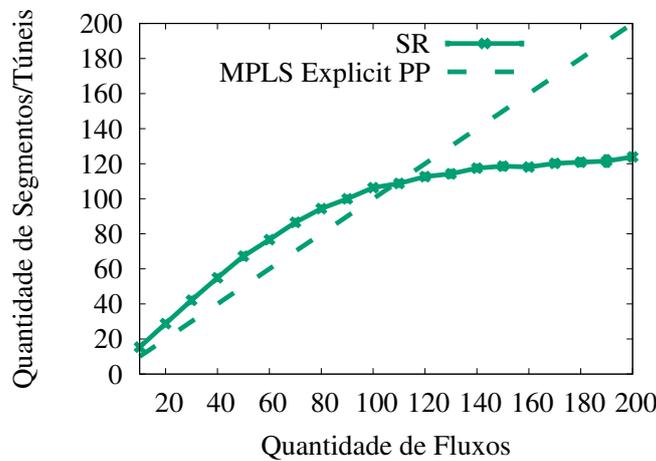


Figura 6.17: Número de segmentos/Túneis MPLS para a topologia da rede Renater considerando até 200 fluxos.

nicações devem considerar mais segmentos por caminho no túnel de roteamento por segmentos com engenharia de tráfego (*SR-TE Tunnel*). O número fixo de até dois segmentos por caminho não permite atender todas as demandas de tráfego.

A quantidade de segmentos no melhor caso para um determinado fluxo de tráfego seria apenas um segmento de nó que coincidissem com o caminho (*SR-TE tunnel*) definido na primeira etapa de otimização coincidente com o menor caminho.

A situação na qual todos os segmentos de adjacência são utilizados corresponde ao pior caso de combinação de segmentos da segunda etapa de otimização da Seção 6.3. Como nesse caso todos os enlaces correspondem a um segmento, pode ser configurado qualquer caminho na rede com qualquer sequência possível de segmentos de adjacência, atendendo a métricas de engenharia de tráfego e gargalos de capacidade da rede.

Considerando que a quantidade de segmentos fica constante a partir de uma

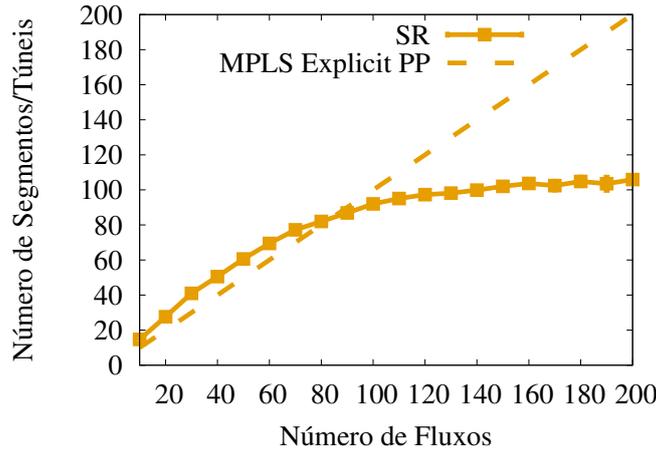


Figura 6.18: Número de segmentos/Túneis MPLS para a topologia Géant considerando até 200 fluxos.

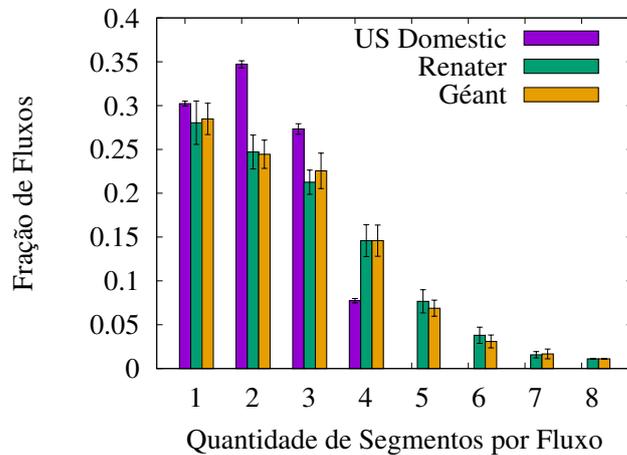


Figura 6.19: Fração de fluxos com um determinado valor fixo de segmentos em um cenário com 90 fluxos.

determinada quantidade de fluxos, isto depende da origem e destino da cada fluxo. Os segmentos passam a ser reutilizados conforme mostrado nos gráficos das Figuras 6.14, 6.17 e 6.18. No pior caso a quantidade máxima de segmentos para um fluxo corresponderia ao a quantidade de arestas do grafo, ou seja, A segmentos de adjacência.

Diferentemente dos trabalhos relacionados no Capítulo 4, que visam otimizar apenas uma métrica de engenharia de tráfego, como a carga do enlace, resumindo-se a um problema linear de fluxos multi-commodities [2, 3], associando a uma quantidade fixa de segmentos [1], o presente trabalho calcula o caminho através da abordagem bi-objetivo na primeira etapa de otimização e na segunda etapa relaciona a melhor sequência de segmentos.

O caminho calculado atende métricas da engenharia de tráfego da operadora de telecomunicações e conseqüentemente a classe de parâmetros de qualidade de

serviço (*QoS - Qualidade de Serviço*) e SLA, levando em consideração os gargalos e mudanças na rede.

6.3.2 Impacto do Número de Segmentos

Esta seção apresenta resultados para o mesmo experimento da Seção 6.2, porém modificando a segunda etapa do problema de otimização proposto para limitar o número máximo de segmentos por fluxo. O objetivo é complementar os resultados da Seção 6.3, medindo o impacto do número de segmentos por fluxo nas decisões de engenharia de tráfego da primeira etapa de otimização. Com foco nas topologias US Domestic, Embratel 2017 e Embratel 2019, que têm fluxos reais e não aleatórios como a Renater e a Géant, limita-se o número máximo de segmentos por fluxo de um a quatro para, posteriormente, realizar 30 amostras do experimento para cada número de fluxos. O limite no número de segmentos pode inviabilizar a segunda etapa de otimização, dado que alguns caminhos podem exigir mais segmentos. Assim, considerando todas as amostras para um dado número de fluxos e número máximo de segmentos, avalia-se a taxa de sucesso, ou seja, a fração de fluxos que é possível configurar com até o número determinado de segmentos. Essa métrica indica o número de amostras que tem uma solução viável dividida por 30, que é o número total de amostras. O número de amostras está relacionado número de vezes que o modelo $f_3(x)$ é processado a partir de uma quantidade fixa de número de segmentos. Esta quantidade de amostras mostrou ser efetiva para quantificar a taxa de sucesso com baixa incerteza.

A Figura 6.20 mostra os resultados obtidos. Cada curva corresponde a um número máximo de segmentos por fluxo imposto pelo problema. No eixo X é representada a quantidade de fluxos oferecida e no eixo Y a taxa de sucesso em associar o fluxo ao caminho com uma quantidade determinada de segmentos.

A Figura 6.20 mostra que poucas amostras retornam uma solução viável quando cada caminho tem no máximo um segmento. Esse é um comportamento esperado, pois com apenas um segmento por fluxo, o caminho precisa seguir exatamente os caminhos disponíveis de acordo com o IGP (caminhos que correspondem a um segmento de nó) ou precisa ser um caminho de um salto apenas para o vizinho (caminho de um salto, configurado com apenas um segmento de adjacência). Como os caminhos do IGP podem ser diferentes daqueles avaliados pela engenharia de tráfego, um número grande de amostras falha. A figura mostra também que limitar o número de segmentos a dois por caminho não tem um impacto severo para um pequeno número de fluxos, mas esse impacto tende a aumentar à medida que aumenta o número de fluxos. Finalmente, quando limita-se o número de segmentos a três, o impacto é baixo. Esse resultado está de acordo com o mostrado na Seção 6.3.1, já que um

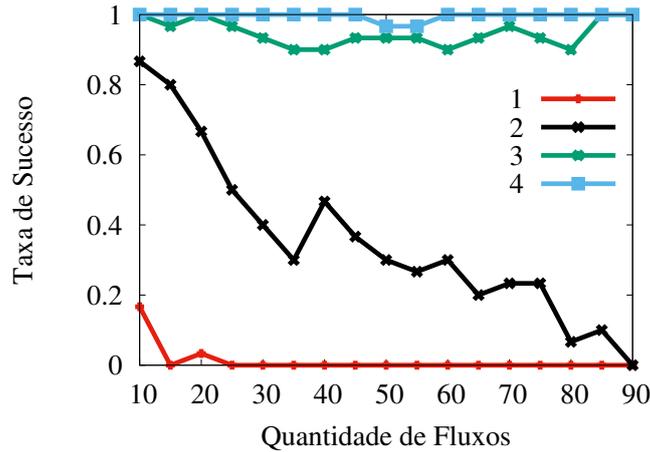


Figura 6.20: Taxa de sucesso de quantidade de segmentos por fluxo-caminho do problema $f_3(x)$.

grande número de fluxos emprega até 3 segmentos.

Na Figura 6.21 é possível observar a fração de caminhos que utilizam determinada quantidade de segmentos (de 1 a 5 segmentos) para a rede Embratel 2017 e 2019 (Figura 6.22) também com este padrão. A rede Embratel 2019 apresenta uma topologia com um número maior de nós, enlaces e demandas de tráfego, embora o grafo da rede seja o mesmo da rede Embratel 2017. Cada caminho forma um *SR-TE Tunnel* é composto de 1 a 5 segmentos para um fluxo de tráfego de demanda de uma localidade de origem i até uma localidade de destino j . Nota-se que 65 % dos caminhos utilizam até 2 segmentos por caminho conforme o trabalho relacionado em [1], no entanto 35 % dos caminhos necessitam de mais segmentos, em consequência da adequação do caminho para atender as métricas de rede, solucionado no problema pela função harmonizada $f(x)$, para as funções objetivo $f_1(x)$ e $f_2(x)$ do Capítulo 5 na subseção 5.3.3, fato observado também na rede US Domestic. No presente trabalho a métrica TE e distribuição de carga indicaram caminhos que associaram uma quantidade de segmentos superior da maioria dos trabalhos relacionados. Os trabalhos relacionados propõem valores fixos de segmentos conforme descrito no Capítulo 4 e otimização de apenas um objetivo seja carga ou métrica de rede. Com a modelagem e resultados do presente trabalho foi possível encontrar combinações de segmentos que otimizem carga e métricas de engenharia de tráfego de rede da operadora de telecomunicações de forma atendendo ao SLA contratado pelo cliente.

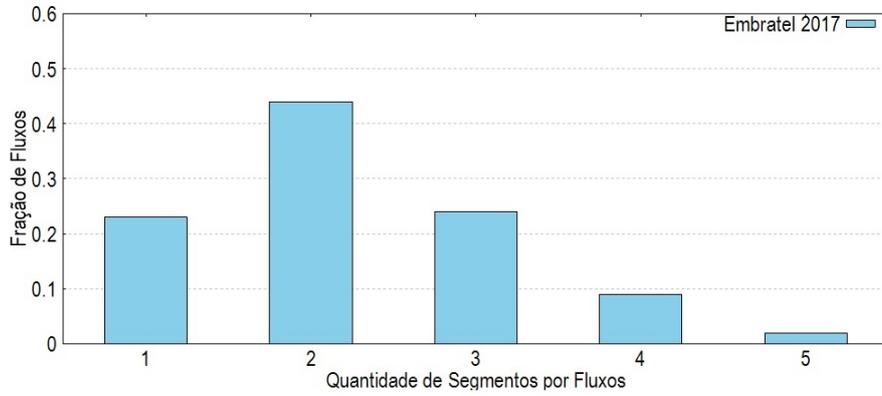


Figura 6.21: Distribuição de número de segmentos por fração caminho calculado no problema $f_3(x)$ para a rede Embratel 2017.

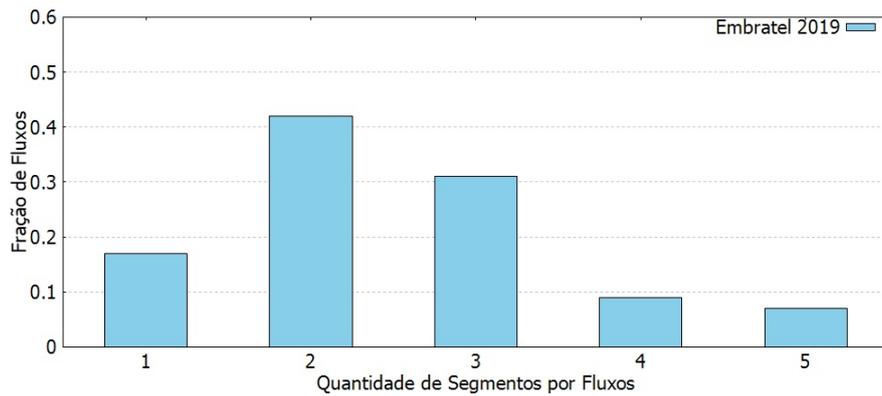


Figura 6.22: Distribuição de número de segmentos por fração caminho calculado no problema $f_3(x)$ para a rede Embratel 2019.

Capítulo 7

Conclusões e Trabalhos Futuros

Nesta tese, foi investigada a utilização da tecnologia de roteamento por segmentos, atualmente em padronização no IETF, na configuração automatizada de demandas de clientes em redes de operadoras de telecomunicações. A utilização do roteamento por segmentos permite o armazenamento de menos estados nos roteadores, comparado à solução tipicamente utilizada de MPLS-TE. Aliando o roteamento por segmentos com a tecnologia de redes definidas por software, consegue-se uma maior automação da configuração - muito importante dado que os números de túneis, atualmente configurados de forma semi-automática, são muito grandes.

Assim, nesta tese foi escolhido como foco o número de estados armazenados nos roteadores da rede da operadora. Foi proposto um modelo de otimização que considera métricas de engenharia de tráfego e a tecnologia de roteamento por segmentos para configuração de circuitos virtuais através dos roteadores de borda e de núcleo das redes de operadoras de telecomunicações. O modelo foi testado com base nos dados de topologias reais. Foram utilizadas redes nacionais/regionais de ensino e pesquisa (Renater da França e Géant, europeia), redes de operadoras de telecomunicações (roteadores de núcleo da Embratel, cenário 2017) e uma rede exemplo disponível na ferramenta de planejamento WAE Design da Cisco (topologia US Domestic). Nestes diferentes cenários de rede foi possível distribuir os fluxos de tráfego minimizando a carga nos enlaces, garantindo uma capacidade residual para expansões e falhas na rede, e considerando de forma simultânea a métrica de latência. No modelo proposto, harmonizam-se essas funções mono-objetivo em uma função bi-objetivo em uma primeira etapa de otimização, encontrando-se para cada fluxo de tráfego da matriz de demanda, o melhor caminho.

Os modelos apresentados por Bhatia *et al.* [1] e Shuller *et al.* [77] consideram um problema de otimização mono-objetivo, sem levar em conta múltiplas parametrizações de engenharia de tráfego operadora de telecomunicações no sentido de alcançar a previsibilidade e confiabilidade da rede. A modelagem multiobjetivo é uma ferramenta importante na avaliação da fronteira eficiente da parametrização de

engenharia de tráfego, enquanto a tecnologia de roteamento por segmentos prova ser robusta e flexível permitindo configurações otimizadas através da combinação de segmentos de nó e adjacência fornecendo *subpaths* um roteamento dinâmico e eficaz em detrimento da tecnologia MPLS com RSVP-TE limitada pela escala e sinalização para a configuração de túneis para atendimento da rede de roteadores de núcleo [34, 104].

Nos resultados computacionais obtidos neste trabalho verificaram-se para os problemas que compõe a função multiobjetivo, soluções Pareto-ótimas com comportamento harmonizado independente da quantidade de fluxos, o que atende o compromisso de previsibilidade na rede da operadora.

Para o problema de quantificação de segmentos, foram identificados caminhos com mais de 2 segmentos, no entanto, cerca de 70% foi roteada em 1 ou 2 segmentos para redes de operadora como a US Domestic, Embratel 2017 e 2019.

Esse é um indicativo de que gargalos maiores na rede podem “forçar” por caminhos que necessitem uma combinação maior de segmentos, o que auxilia a operadora na tomada de decisão para a parametrização de engenharia de tráfego mais crítica, em uma definição de fronteira eficiente [92] de parâmetros da engenharia de tráfego.

Com isso, pode-se assim resumir as contribuições desta tese:

- Identificação dos benefícios da introdução da tecnologia de roteamento por segmentos para rede de roteadores de núcleo IP/MPLS de Operadoras de Telecomunicações [87];
- Elaboração de um modelo de otimização de métricas de rede de Operadoras de Telecomunicações com roteamento por segmentos [105].

Além dos trabalhos mencionados, a partir desta tese foi submetido um artigo para a revista “Journal of Network and Systems Management” abrangendo as duas contribuições acima, principalmente a modelagem de uma rede de Operadora de Telecomunicações com gargalos de rede e métricas de engenharia de tráfego, analisando-se os resultados dos experimentos comparando-se com os de trabalhos relacionados [1–3, 77] apresentados no Capítulo 4.

7.1 Trabalhos Futuros

Como trabalhos futuros há a possibilidade de incluir mais funções objetivo no modelo [106], compondo um vetor de métricas adicionais de engenharia de tráfego como perda de pacotes e jitter. Para evolução do modelo, pode-se implementar algoritmos que gerem um conjunto mínimo completo de soluções Pareto-ótimas, em tempo polinomial tal qual um problema com uma única função objetivo [107]. Outro

rumo nesta direção de aprimoramento do modelo é a resolução dos problemas multi-objetivo através de outros métodos como o de critério de pesos global e lexicográfico, onde se articulam prioridades para cada uma das funções objetivo [97, 108].

Na direção do modelo proposto, além da inclusão de outras métricas de rede, a operadora necessita proteger o tráfego através caminhos disjuntos para balanceamento dos fluxos conforme mostrado no Capítulo 3 na Seção 3.9, estendendo o modelo bi-objetivo para um problema multi-objetivo [106, 108].

Ainda com adequações no modelo, o mesmo pode ser adaptado para multi-domínios com roteamento por segmentos incluindo a integração com o legado MPLS com LDP, redes IPv6 habilitada e não habilitada com roteamento por segmentos. A adaptação do modelo também é viável na coordenação de camadas IP e óptica através de roteamento por segmentos [63] e Openflow [51, 64], promovendo a integração entre as camadas da rede de transporte óptico e roteadores de núcleo [65] fornecendo a integração dos circuitos lógicos e de transporte para o Operadora de Telecomunicações [66].

Outra alternativa de trabalhos futuros em direção a uma implementação prática, seria através de algoritmos e heurísticas que permitam a implementação on-line do modelo. Isso visando uma aplicação SDN para uma emulação de uma rede de roteadores de núcleo virtual [109, 110], ou mista com roteadores físicos Esta rede experimental habilitada com roteamento por segmentos e engenharia de tráfego, permite direcionar os fluxos de tráfego via controlador SDN conforme mostrado na Figura 7.1.

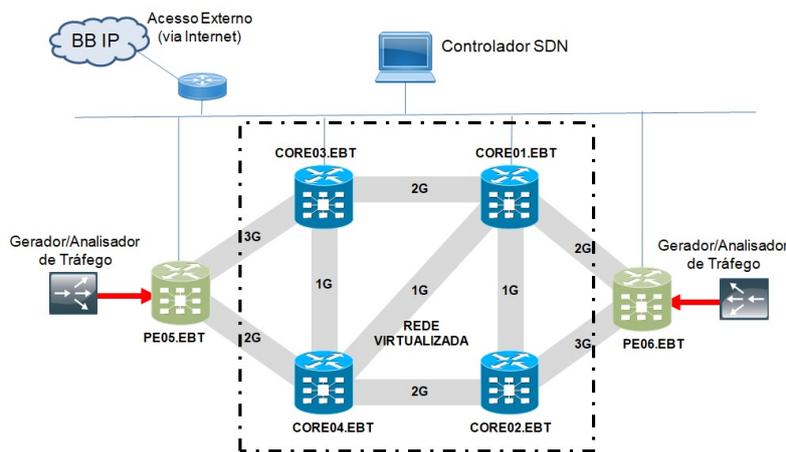


Figura 7.1: Topologia de teste com roteadores de núcleo físicos e virtuais com roteamento por segmentos.

Referências Bibliográficas

- [1] BHATIA, R., HAO, F., KODIALAM, M., et al. “Optimized Network Traffic Engineering using Segment Routing”. In: *IEEE Conference on Computer Communications (INFOCOM)*, pp. 657–665, abr. 2015.
- [2] TRIMPONIAS, G., XIAO, Y., XU, H., et al. “On traffic engineering with segment routing in SDN based WANs”, *arXiv preprint arXiv:1703.05907*, mar. 2017.
- [3] CIANFRANI, A., LISTANTI, M., POLVERINI, M. “Incremental deployment of segment routing into an ISP network: A traffic engineering perspective”, *IEEE/ACM Transactions on Networking*, v. 25, n. 5, pp. 3146–3160, 2017.
- [4] HARTERT, R., SCHAUS, P., VISSICCHIO, S., et al. “Solving segment routing problems with hybrid constraint programming techniques”. In: *International Conference on Principles and Practice of Constraint Programming*, pp. 592–608. Springer, 2015.
- [5] RENATER. “Topologia rede experimental RENATER”. https://pasillo.renater.fr/weathermap/weathermap_metropole.html, 2019.
- [6] GEANT. “Topologia rede experimental GÉANT”. https://www.geant.org/Resources/PublishingImages/GEANT_Topology_Map_December_2018.jpg, 2019.
- [7] CISCO. “WAE Main Screen Shot”. https://www.cisco.com/c/en/us/td/docs/net_mgmt/wae/7-1-3/user_guide/b_Cisco_WAE_User_Guide_713.html, 2019.
- [8] EL-SAYED, M., JAFFE, J. “A view of telecommunications network evolution”, *IEEE Communications Magazine*, v. 40, pp. 74–81, dez. 2002.
- [9] MEDEIROS, A. D. *SLA em Redes de Telecomunicações Aplicados a Multi-serviços em Redes IP*. MSc dissertation, Pontifícia Universidade Católica de Campinas, Campinas, São Paulo, Brasil, 2007.

- [10] EMBRATEL. “Mapa de Fibras Ópticas Embratel”. 2019.
- [11] ERIC C. ROSEN AND ARUN VISWANATHAN AND ROSS CALLON. *Multiprotocol Label Switching Architecture*. RFC 3031, RFC Editor, jan. 2001. Disponível em: <<http://www.rfc-editor.org/rfc/rfc3031.txt>>.
- [12] DE GHEIN, L. *MPLS Fundamentals - A Comprehensive Introduction to MPLS Theory and Practice*. 1 ed. San Francisco, Cisco Press, 2007.
- [13] SANTOS, C. B., FERNANDES, D. C., MARCHETTI, B. R. B. “Tutoriais TELECO MPLS: Re-roteamento Dinâmico em Redes IP Utilizando Network Simulator”. In: *Tutoriais TELECO MPLS*, pp. 1–3, dez. 2007.
- [14] MARZO, J. L., CALLE, E., SCOGLIO, C., et al. “QoS online routing and MPLS multilevel protection: a survey”, *IEEE Communications Magazine*, v. 41, pp. 126–132, out. 2003.
- [15] CARPA, R., GLÜCK, O., LEFEVRE, L. “Segment Routing based Traffic Engineering for Energy Efficient Backbone Networks”. In: *IEEE International Conference on Advanced Networks and Telecommunications Systems (ANTS)*, pp. 1–6, New Delhi, dez. 2014.
- [16] PATHAK, A., ZHANG, M., HU, Y. C., et al. “Latency Inflation with MPLS-based Traffic Engineering”. In: *ACM SIGCOMM Internet Measurement Conference (IMC)*, pp. 463–472, 2011.
- [17] PAOLUCCI, F., CUGINI, F., GIORGETTI, A., et al. “A Survey on the Path Computation Element (PCE) Architecture”, *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, v. 15, pp. 1819–1841, out. 2013.
- [18] CISCO. “Cisco WAE 7.1.3 User Guide”. https://www.cisco.com/c/en/us/td/docs/net_mgmt/wae/7-1-3/user_guide/b.Cisco_WAE_User_Guide_713.html, 2019.
- [19] FILSFILS, C., PREVIDI, S., GINSBERG, L., et al. “Segment Routing Architecture”. RFC 8402, jul. 2018. Disponível em: <<https://rfc-editor.org/rfc/rfc8402.txt>>.
- [20] SPRING. *Source Packet Routing in Networking (SPRING)*. Relatório técnico, Internet Engineering Task Force (IETF), set. 2019. Disponível em: <<https://datatracker.ietf.org/wg/spring/documents/>>.
- [21] GUDE, N., KOPONEN, T., PETTIT, J., et al. “NOX: Towards an Operating System for Networks”, *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, v. 38, n. 3, pp. 105–110, jul. 2008.

- [22] KREUTZ, D., RAMOS, F. M. V., VERÍSSIMO, P. E., et al. “Software-Defined Networking: A Comprehensive Survey”, *Proceedings of the IEEE*, v. 103, pp. 14–76, jan. 2015.
- [23] DAVOLI, L., VELTRI, L., VENTRE, P. L., et al. “Traffic Engineering with Segment Routing: SDN-based Architectural Design and Open Source Implementation”. In: *European Workshop on Software Defined Networks (EWSDN)*, pp. 111–112, set. 2015.
- [24] FILSFILS, C., NAINAR, N. K., PIGNATARO, C., et al. “The Segment Routing Architecture”. In: *IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM)*, pp. 1–6, dez. 2015.
- [25] SGAMBELLURI, A., PAOLUCCI, F., GIORGETTI, A., et al. “SDN and PCE Implementations for Segment Routing”. In: *European Conference on Networks and Optical Communications (NOC)*, pp. 1–4, jun. 2015.
- [26] ROSE, E. “BRKMPL-1101 - Understanding MPLS”. In: *MPLS IETF WG*, Acessado em fev/2019 https://www.ciscolive.com/online/connect/sessionDetail.wv?SESSION_ID=77795&backBtn=true, jan. 2014.
- [27] IETF MPLS DOCUMENTS. “MPLS IETF WG”. In: *MPLS IETF WG*, Acessado em mar/2019 <https://datatracker.ietf.org/wg/mpls/documents/>, jan. 2001.
- [28] CISCO SYSTEMS. *Implementing MPLS Traffic Engineering*. Relatório técnico, Cisco Systems, jan. 2001. Disponível em: <http://www.cisco.com/c/en/us/td/docs/routers/crs/software/crs_r3-/mpls/configuration/guide/gc39crs1book_chapter4.html>.
- [29] PEPELNJAK, I., GUICHARD, J. *MPLS and VPN Architectures*. 1 ed. San Francisco, Cisco Press, 2003.
- [30] ALVAREZ, S. “BRKMPL-2100 - Deploying MPLS Traffic Engineering”. In: *MPLS IETF WG*, jan. 2016.
- [31] OSBORNE, E., SIMHA, A. *Traffic Engineering with MPLS*. 2 ed. San Francisco, Cisco Press, 2002.
- [32] HODZIC, H., ZORIC, S. “Traffic engineering with constraint based routing in MPLS networks”. In: *International Symposium ELMAR*, pp. 269–272, set. 2008.

- [33] SADOK, D., KAMIENSKI, C. A. “Qualidade de Serviço na Internet”. In: *Minicursos do XVIII Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos*, pp. 4–44, maio 2000.
- [34] XIAO, X., HANNAN, A., BAILEY, B., et al. “Traffic Engineering with MPLS in the Internet”, *IEEE Network*, v. 14, pp. 28–33, mar. 2000.
- [35] FILSFILS, C., MICHELSEN, K., TALAULIKAR, K. *Segment Routing Part I*. 1 ed. San Francisco, Cisco Press, 2017.
- [36] XIA, W., WEN, Y., FOH, C., et al. “A Survey on Software-Defined Networking”, *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, v. 17, pp. 27–51, jan. 2015.
- [37] FILSFILS, C., SIVABALAN, S., DANIEL.VOYER@BELL.CA, et al. *Segment Routing Policy Architecture*. Internet-Draft draft-ietf-spring-segment-routing-policy-03, Internet Engineering Task Force, maio 2019. Disponível em: <<https://datatracker.ietf.org/doc/html/draft-ietf-spring-segment-routing-policy-03>>. Work in Progress.
- [38] REKHTER, Y., LI, T. *Carrying Label Information in BGP-4*. RFC 3107, RFC Editor, maio 2001. Disponível em: <<https://www.rfc-editor.org/rfc/rfc3107.txt>>.
- [39] PREVIDI, S., FILSFILS, C., FIELD, B., et al. *IPv6 Segment Routing Header (SRH)*. Relatório técnico, Internet Engineering Task Force (IETF), ago. 2019. Disponível em: <<https://www.ietf.org/archive/id/draft-ietf-6man-segment-routing-header-22.txt>>.
- [40] ABDELSALAM, A., CLAD, F., FILSFILS, C., et al. “Implementation of virtual network function chaining through segment routing in a linux-based nvf infrastructure”. In: *2017 IEEE Conference on Network Softwarization (NetSoft)*, pp. 1–5. IEEE, 2017.
- [41] PAOLUCCI, F. “Network service chaining using segment routing in multi-layer networks”, *IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking*, v. 10, n. 6, pp. 582–592, 2018.
- [42] BASHANDY, A., FILSFILS, C., PREVIDI, S., et al. *Segment Routing with MPLS data plane*. Internet-Draft draft-ietf-spring-segment-routing-mpls-22, Internet Engineering Task Force, maio 2019. Disponível em: <<https://datatracker.ietf.org/doc/html/draft-ietf-spring-segment-routing-mpls-22>>. Work in Progress.

- [43] FILSFILS, C., DUKES, D., PREVIDI, S., et al. *IPv6 Segment Routing Header (SRH)*. Internet-Draft draft-ietf-6man-segment-routing-header-22, Internet Engineering Task Force, ago. 2019. Disponível em: <<https://datatracker.ietf.org/doc/html/draft-ietf-6man-segment-routing-header-22>>. Work in Progress.
- [44] PSENAK, P., PREVIDI, S., FILSFILS, C., et al. *OSPF Extensions for Segment Routing*. Internet-Draft draft-ietf-ospf-segment-routing-extensions-27, Internet Engineering Task Force, dez. 2018. Disponível em: <<https://datatracker.ietf.org/doc/html/draft-ietf-ospf-segment-routing-extensions-27>>. Work in Progress.
- [45] PREVIDI, S., GINSBERG, L., FILSFILS, C., et al. *IS-IS Extensions for Segment Routing*. Internet-Draft draft-ietf-isis-segment-routing-extensions-25, Internet Engineering Task Force, maio 2019. Disponível em: <<https://datatracker.ietf.org/doc/html/draft-ietf-isis-segment-routing-extensions-25>>. Work in Progress.
- [46] PREVIDI, S., FILSFILS, C., BASHANDY, A., et al. *IS-IS Extensions for Segment Routing*. Relatório técnico, Internet Engineering Task Force (IETF), maio 2019. Disponível em: <<https://tools.ietf.org/html/draft-ietf-isis-segment-routing-extensions-25>>.
- [47] PREVIDI, S., TALAULIKAR, K., FILSFILS, C., et al. *BGP Link-State extensions for Segment Routing*. Internet-Draft draft-ietf-idr-bgp-ls-segment-routing-ext-16, Internet Engineering Task Force, jun. 2019. Disponível em: <<https://datatracker.ietf.org/doc/html/draft-ietf-idr-bgp-ls-segment-routing-ext-16>>. Work in Progress.
- [48] PANG, J., XU, G., FU, X. “SDN-based data center networking with collaboration of multipath TCP and segment routing”, *IEEE Access*, v. 5, pp. 9764–9773, 2017.
- [49] LAPUKHOV, P. “Building Scalable Data Centers: BGP is the Better IGP”. In: *North America Network Operators’ Group (NANOG55)*, pp. 237–253, jun. 2012.
- [50] ET AL, H. G. E. “RFC7752”. In: *North-Bound Distribution of Link-State and Traffic Engineering (TE) Information Using BGP*, pp. 1–48, Aces-

sado em set/2017 [https://https://www.rfc-editor.org/rfc/pdf/rfc7752.txt.pdf](https://www.rfc-editor.org/rfc/pdf/rfc7752.txt.pdf), mar. 2016.

- [51] CASELLAS, R., MUNOZ, R., MARTINEZ, R., et al. “SDN orchestration of OpenFlow and GMPLS flexi-grid networks with a stateful hierarchical PCE”, *IEEE Communications Magazine*, v. 7, pp. 106–117, jan. 2015.
- [52] GREDLER, H., MEDVED, J., PREVIDI, S., et al. *North-Bound Distribution of Link-State and Traffic Engineering (TE) Information Using BGP*. RFC 7752, RFC Editor, mar. 2016. Disponível em: <<https://tools.ietf.org/html/rfc7752>>.
- [53] PREVIDI, S., FILSFILS, C., LINDEM, A., et al. *Segment Routing Prefix SID extensions for BGP*. Relatório técnico, Internet Engineering Task Force (IETF), jun. 2018. Disponível em: <<https://tools.ietf.org/html/draft-ietf-idr-bgp-prefix-sid-27>>.
- [54] PREVIDI, S., FILSFILS, C., BASHANDY, A., et al. *Segment Routing Interoperability with LDP*. Relatório técnico, Internet Engineering Task Force (IETF), set. 2018. Disponível em: <<https://www.ietf.org/archive/id/draft-filsfils-spring-segment-routing-ldp-interop-15.txt>>.
- [55] BASHANDY, A., FILSFILS, C., PREVIDI, S., et al. *Segment Routing interworking with LDP*. Internet-Draft draft-ietf-spring-segment-routing-ldp-interop-15, Internet Engineering Task Force, set. 2018. Disponível em: <<https://datatracker.ietf.org/doc/html/draft-ietf-spring-segment-routing-ldp-interop-15>>. Work in Progress.
- [56] CAI, D., WIELOSZ, A., WEI, S. “Evolve Carrier Ethernet Architecture with SDN and Segment Routing”. In: *IEEE International Symposium on a World of Wireless, Mobile and Multimedia Networks (WoWMoM)*, pp. 1–6, jun. 2014.
- [57] JINGJING, Z., DI, C., WEIMING, W., et al. “The Deployment of Routing Protocols in Distributed Control Plane of SDN”, *The Scientific World Journal*, v. 44, pp. 1–8, ago. 2014.
- [58] CASADO, M., FOSTER, N., GUHA, A. “Abstractions for Software Defined Networks”, *Communications of the ACM*, v. 57, pp. 86–95, out. 2014.

- [59] BIDKAR, S., GUMASTE, A., GHODASARA, P., et al. “Field Trial of a Software Defined Network (SDN) using Carrier Ethernet and Segment Routing in a Tier-1 Provider”. In: *IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM)*, pp. 2166–2172, dez. 2014.
- [60] NUNES, B., ANTIPOLIS, S., MENDONCA, M., et al. “A Survey of Software-Defined Networking: Past, Present, and Future of Programmable Networks”, *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, v. 16, pp. 1617–1634, ago. 2014.
- [61] ENNS, R., BJORKLUND, M., SCHOENWAELDER, J., et al. *Network Configuration Protocol (NETCONF)*. RFC 6241, RFC Editor, jun. 2011. Disponível em: <<https://tools.ietf.org/html/rfc6241>>.
- [62] ISO/IEC 23271:2012. “Information technology – Common Language Infrastructure (CLI)”. In: *Information technology – Common Language Infrastructure (CLI)*, Acessado em mar/2019 http://www.iso.org/iso/home/store/catalogue_ics/catalogue_detail_ics.htm?csnumber=58046, fev. 2012.
- [63] J., K. “The GMPLS Controlled Optical Networks as Industry Communication Platform”, *IEEE Transactions on Industrial Informatics*, v. 7, pp. 671–678, set. 2011.
- [64] LARA, A., KOLASANI, A., RAMAMURTHY, B. “Network Innovation using OpenFlow: A Survey”, *IEEE Communications Survey & Tutorials*, v. 16, pp. 493–512, ago. 2014.
- [65] SGAMBELLURI, A., GIORGETTI, A., CUGINI, F., et al. “First Demonstration of SDN-based Segment Routing in Multi-layer Networks”. In: *Optical Fiber Communications Conference and Exhibition (OFC)*, pp. 1–3, mar. 2015.
- [66] DAVOLI, L., VELTRI, L., VENTRE, P. L., et al. “Traffic Engineering with Segment Routing: SDN-based Architectural Design and Open Source Implementation”. In: *European Workshop on Software Defined Networks (EWSN)*, pp. 111–112, Bilbao, set. 2015.
- [67] ROWSHANRAD, S., NAMVARASL, S., ABDI, V., et al. “A Survey on SDN, the Future of Networking”, *Journal of Advanced Computer Science & Technology*, v. 3, pp. 232–248, nov. 2014.

- [68] JE, B., LY, O. “Next-Generation Optical Network Architecture and Multi-domain Issues”, *Proceedings of the IEEE*, v. 100, pp. 1130–1139, maio 2012.
- [69] GEIB, R., FILSFILS, C., PIGNATARO, C., et al. “A Scalable and Topology-Aware MPLS Data-Plane Monitoring System”. RFC 8403, jul. 2018. Disponível em: <<https://rfc-editor.org/rfc/rfc8403.txt>>.
- [70] FILSFILS, C., PREVIDI, S., DAWRA, G., et al. *Segment Routing Centralized BGP Egress Peer Engineering*. Internet-Draft draft-ietf-spring-segment-routing-central-epe-10, Internet Engineering Task Force, dez. 2017. Disponível em: <<https://datatracker.ietf.org/doc/html/draft-ietf-spring-segment-routing-central-epe-10>>. Work in Progress.
- [71] FILSFILS, C., PREVIDI, S., DAWRA, G., et al. *BGP-Prefix Segment in large-scale data centers*. Internet-Draft draft-ietf-spring-segment-routing-msdc-11, Internet Engineering Task Force, nov. 2018. Disponível em: <<https://datatracker.ietf.org/doc/html/draft-ietf-spring-segment-routing-msdc-11>>. Work in Progress.
- [72] HU, F., HAO, Q., BAO, K. “A Survey on Software-Defined Network and OpenFlow: From Concept to Implementation”, *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, v. 16, pp. 2181–2206, maio 2014.
- [73] NWA, S., JU, L., MARTIN, R., et al. “Automating Network and Service Configuration Using NETCONF and YANG”, *IEEE Communications Magazine*, v. 48, pp. 166–173, set. 2010.
- [74] ROTHENBERG, C. E., NASCIMENTO, M. R., SALVADOR, M. R., et al. “OpenFlow e redes definidas por software: um novo paradigma de controle e inovação em redes de pacotes”, *Cad. CPqD Tecnologia*, v. 7, pp. 65–76, jun. 2011.
- [75] QUINN, P., ELZUR, U., PIGNATARO, C. “Network Service Header (NSH)”. RFC 8300, jan. 2018. Disponível em: <<https://rfc-editor.org/rfc/rfc8300.txt>>.
- [76] MATIAS, J., GARAY, J., TOLEDO, N., et al. “Toward an SDN-Enabled NFV Architecture”, *IEEE Communications Magazine*, v. 53, pp. 187–193, abr. 2015.

- [77] SCHULLER, T., ASCHENBRUCK, N., CHIMANI, M., et al. “Traffic Engineering using Segment Routing and Considering Requirements of a Carrier IP Network”. In: *IFIP Networking Conference*, pp. 1–9, jun. 2017.
- [78] SINGH, S., JHA, R. K. “A survey on software defined networking: Architecture for next generation network”, *Journal of Network and Systems Management*, v. 25, n. 2, pp. 321–374, 2017.
- [79] SATURIO, M. C., LÓPEZ, V., DE DIOS, Ó. G., et al. “Implementation and assessment of pre-reservation mechanism for PCE environments”, *Journal of Network and Systems Management*, v. 22, n. 3, pp. 488–508, 2014.
- [80] APPLGATE, D., THORUP, M. “Load optimal MPLS routing with N + M labels”. In: *IEEE Conference on Computer Communications (INFOCOM)*, v. 1, pp. 555–565, mar. 2003.
- [81] GUNNAR, A., JOHANSSON, M., TELKAMP, T. “Traffic Matrix Estimation on a Large IP Backbone – A Comparison on Real Data”. In: *ACM SIGCOMM Internet Measurement Conference (IMC)*, pp. 149–160, Taormina, out. 2004.
- [82] TELKAMP, T. “Best Practices for Determining the Traffic Matrix in IP Networks”. In: *North America Network Operator’s Group (NANOG34)*, Seattle, maio 2015.
- [83] SPRING, N., MAHAJAN, R., WETHERALL, D., et al. “Measuring ISP Topologies with Rocketfuel”, *IEEE/ACM Transactions on Networking*, v. 12, n. 1, pp. 2–16, fev. 2004. ISSN: 1063-6692.
- [84] LAZZERI, F., BRUNO, G., NIJHOF, J., et al. “Efficient label encoding in segment-routing enabled optical networks”. In: *2015 International Conference on Optical Network Design and Modeling (ONDM)*, pp. 34–38. IEEE, 2015.
- [85] GIORGETTI, A., CASTOLDI, P., CUGINI, F., et al. “Path encoding in segment routing”. In: *2015 IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM)*, pp. 1–6. IEEE, 2015.
- [86] LI, Z. *Comparison between Segment Routing and LDP/RSVP-TE*. Relatório técnico, Internet Engineering Task Force (IETF), mar. 2015. Disponível em: <https://tools.ietf.org/html/draft-li-spring-compare-sr-ldp-rsvpte-00>.

- [87] SILVÉRIO, A. J., CAMPISTA, M. E. M., COSTA, L. H. M. K. “Roteamento por Segmentos: Conceitos, Desafios e Aplicações Práticas”. In: *Minicursos do XXXIV Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos*, pp. 210–265, Salvador, maio 2016.
- [88] GODFREY, P. B., SHENKER, S., STOICA, I. “Pathlet Routing”. In: *ACM SIGCOMM*, pp. 111 – 122, ago. 2009.
- [89] GUPTA, A., KUMAR, A., RASTOGI, R. “Exploring the trade-off between label size and stack depth in MPLS routing”. In: *IEEE INFOCOM 2003. Twenty-second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (IEEE Cat. No. 03CH37428)*, v. 1, pp. 544–554. IEEE, 2003.
- [90] HASHIMOTO, K. *Técnicas de otimização combinatória multiobjetivo aplicadas na estimação do desempenho elétrico de redes de distribuição*. MSc dissertation, Escola Politécnica, Universidade de São Paulo, São Paulo, São Paulo, Brasil, 2004.
- [91] DE MELLO, M. O. M. C., BORGES, V. C. M., PINTO, L. L., et al. “Improving load balancing, path length, and stability in low-cost wireless backhuls”, *Ad Hoc Networks*, v. 48, pp. 16–28, set. 2016.
- [92] EHRGOTT, M., GANDIBLEUX, X. *Multi Objective Combinatorial Optimization*. Kluwer’s International Series in Operations Research and Management Science, 2002.
- [93] DE LIMA PINTO, L., FERNANDES, K. C. C. “Um Algoritmo Exato para um Problema de Programação Inteira Biobjetivo”. In: *Anais do XLVII Simpósio Brasileiro de Pesquisa Operacional*, pp. 484–494, Vitória, set. 2016.
- [94] PEREZ, M. A. F. *Um Método Heurístico para o problema de escalonamento multiobjetivo em vários ambientes de máquinas*. MSc dissertation, PONTIFÍCIA UNIVERSIDADE CATÓLICA DO RIO DE JANEIRO - PUC-RIO, Rio de Janeiro, Rio de Janeiro, Brasil, 2012.
- [95] DELINSKI, L. M. M., COLMENERO, J. C. “Otimização multiobjetivo: uma abordagem conceitual”. In: *Artigos Anais do VII Congresso Brasileiro de Engenharia de Produção*, Ponta Grossa, dez. 2017.
- [96] MIETTINEN, K., MÄKELÄ, M. M. “On scalarizing functions in multiobjective optimization”, *OR spectrum*, v. 24, n. 2, pp. 193–213, 2002.

- [97] MARLER, R. T., ARORA, J. S. “Survey of multi-objective optimization methods for engineering”, *Structural and multidisciplinary optimization*, v. 26, pp. 369–395, abr. 2004.
- [98] MACULAN, N., FAMPA, M. H. C. “Otimização linear”, *Editores UNB, 1a edição*, 2006.
- [99] GROTSCHTEL, M., HOLLAND, O. “Solving matching problems with linear programming”, *Mathematical Programming*, v. 33, pp. 243–259, abr. 1985.
- [100] IBM. “IBM ILOG CPLEX Optimization Studio Getting Started with CPLEX”. https://www.ibm.com/support/knowledgecenter/SSSA5P_12.8.0/ilog.odms.studio.help/pdf/gscplex.pdf, 2017. Acessado em Agosto 2019.
- [101] LINGO. “LINGO - The modelling language and optimizer”. <https://www.lindo.com/downloads/PDF/LINGO.pdf>, 2018. Acessado em Agosto 2019.
- [102] PINTO, L. L., FERNANDES, K. C. C., CARDOSO, K. V., et al. “An exact and polynomial approach for a bi-objective integer programming problem regarding network flow routing”, *Computers & Operations Research*, v. 106, pp. 28–35, jun. 2019.
- [103] COUTO, R. S., SECCI, S., CAMPISTA, M. E. M., et al. “Server placement with shared backups for disaster-resilient clouds”, *Computer Networks*, v. 93, pp. 423–434, 2015.
- [104] ASATI, R. “BRKIPM-2017 - Designing IP/MPLS VPN Networks”. In: *MPLS IETF WG*, jan. 2012.
- [105] SILVÉRIO, A. J., CAMPISTA, M. E. M., COSTA, L. H. M. K., et al. “Modelo de Otimização para um problema de Roteamento por Segmentos com Engenharia de Tráfego - SBRT2019”. In: *XXXVII Simpósio Brasileiro de Telecomunicações e Processamento de Sinais*, Petrópolis, set. 2019.
- [106] BORNSTEIN, CLÁUDIO T. ET AL. “Multiobjective combinatorial optimization problems with a cost and several bottleneck objective functions: an algorithm with reoptimization”, *Computers & Operations Research*, v. 39, pp. 1969–1976, set. 2012.
- [107] PINTO, L. L., PASCOAL, M. M. B. “On algorithms for the tricriteria shortest path problem with two bottleneck objective functions”, *Computers & Operations Research*, v. 37, pp. 1774–1779, out. 2010.

- [108] ANTUNES, C., ALVES, M. “Programação linear multiobjetivo - métodos interativos e software”. In: *Anais do Congresso Latino-Iberoamericano de Investigación Operativa*, pp. 4725–473, Rio de Janeiro, set. 2012.
- [109] OSHIL. “OSHI - Open Source Hybrid IP/SDN Tutorial”. Acessado em <http://netgroup.uniroma2.it/twiki/bin/view/Oshi>, 2015. Agosto 2019.
- [110] OSHI, MININET. “OSHI - Open Source Hybrid IP/SDN Networking and its Emulation on Mininet and on Distributed SDN testbeds”. Acessado em <http://netgroup.uniroma2.it/twiki/bin/view/Oshi/WebHome#AnchorSegRouting>, 2015. Agosto 2019.