



Universidade de Brasília

Instituto de Ciências Exatas
Departamento de Ciência da Computação

Transferências de Dados em Massa Sensíveis ao Consumo Energético em Redes Ópticas Elásticas

Maurílio Humberto Rodrigues Miranda

Dissertação apresentada como requisito parcial para
conclusão do Mestrado em Informática

Orientador
Prof. Dr. André Costa Drummond

Brasília
2019

Dedicatória

Aos meus pais e filhos.

Agradecimentos

Agradeço a Deus por ter me proporcionado as condições necessárias para a realização deste trabalho. Ao meu orientador, Prof. Dr. André Costa Drummond, por ter me orientado com paciência e compromisso. Aos colegas Lucas e Léia, grandes parceiros em vários momentos de dificuldades. Aos colegas do GET e do PPGI que tive convivência nos últimos dois anos e dois meses. Aos professores George Teodoro, Cláudia Nalon, Edson Yshikaua, Célia Ralha, Maurício Ayala, Genáina Rodrigues e Alba Alves. Não posso deixar de mencionar o Instituto Federal de Educação, Ciência e Tecnologia de Goiás (IFG) por me conceder o afastamento para realizar este mestrado. Ao meu colega de trabalho Prof. Alessandro Siqueira, que me indicou o edital de seleção do programa. À minha companheira Andreia, por toda motivação e paciência.

Resumo

O tráfego entre *Data Centers* (Centro de dados – CD) na Internet tem crescido de maneira relevante nas duas últimas décadas e a tendência é que essa demanda aumente ainda mais principalmente nas redes de núcleo em função de serviços que geram grande volume de tráfego tais como aplicações de vídeo, computação em nuvem, dentre outros. Para tal, estudos têm sido feitos para que haja um maior aproveitamento da largura de banda nas redes ópticas. Muitos destes estudos estão pautados no advento das Redes Ópticas Elásticas (*Elastic Optical Networks* – EONs); as quais possibilitam um maior aproveitamento espectral do meio de transmissão óptico. Diversas características das EONs precisam ser aperfeiçoadas, dentre elas a eficiência energética, haja vista que o consumo sustentável é necessário. Em meio a estas temáticas há, também, as Transferências de Dados em Massa (*Bulk Data Transfers* – BDT), operação frequente entre CDs com grandes volumes de dados, tolerantes a atraso e com alto consumo de energia. Há, então, uma necessidade de estudar e propor soluções para transações de grande fluxo de dados entre CDs cientes de eficiência energética considerando o paradigma das Redes Ópticas Elásticas. Portanto, este trabalho visa propor soluções para o transporte de BDTs entre CDs com eficiência energética em uma EON.

Palavras-chave: Redes Ópticas Elásticas, eficiência energética, transferência de dados em massa, *sleep mode*

Abstract

The inter Data Centers (IDC) traffic on the Internet has grown considerably over the last two decades, and the trend is that this demand will increase even more especially in core networks because of services that generate large volumes of traffic such as video applications, cloud computing, among others. To this new class of applications, studies have been done to better explore the available bandwidth in optical networks. Many of these studies are considering the advent of Elastic Optical Networks (EONs); which make possible a better spectral utilization of the optical transmission medium. Several characteristics of EONs need to be improved, including energy efficiency; given that sustainable consumption is necessary. Moreover there are Bulk Data Transfers (BDT), which are frequent IDC operations with large volumes of data, delay tolerance and with high energy consumption. There is, therefore, a need to study and propose feasible solutions for enabling energy-aware large data flow IDC transactions on top of an Elastic Optical Network infrastructure. Therefore, this work aims to propose solutions for the transport of IDC BDTs with energy-efficient in an EON.

Keywords: Elastic Optical Networks, energy efficiency, bulk data transfer, sleep mode

Sumário

1	Introdução	1
1.1	Motivação	4
1.2	Descrição do Problema	5
1.3	Objetivos	6
1.3.1	Geral	6
1.3.2	Objetivos Específicos	6
1.4	Organização do documento	6
2	Conceitos Básicos	7
2.1	Engenharia de Tráfego	7
2.1.1	Taxa de Bloqueio	8
2.1.2	Modelos de Tráfego Estático e Dinâmico	9
2.1.3	Reserva Imediata e Reserva Antecipada	9
2.2	Redes Ópticas Elásticas	9
2.2.1	Arquitetura	11
2.2.2	OFDM	12
2.2.3	Equipamentos	14
2.2.4	O problema do Roteamento e Alocação de Espectro	16
2.3	Transferência de Dados em Massa	18
2.3.1	Escalonamento de Requisições	19
2.3.2	Cross-Layer	20
2.3.3	Algoritmo AARSA	21
2.4	Eficiência energética com foco em EON	21
2.4.1	<i>Sleep Mode</i>	23
2.4.2	Modelo de Eficiência Energética EON	25
2.4.3	Abordagem BDT	27
2.5	Resumo Conclusivo	28

3	Revisão da Literatura	29
3.1	Transferência de Dados em Massa	29
3.2	Eficiência energética em EON	32
3.3	Trabalhos de Referência	36
3.4	Resumo Conclusivo	37
4	Algoritmos de Escalonamento de BDT	38
4.1	AARSAE	38
4.1.1	Complexidade do AARSAE	39
4.2	MR	40
4.2.1	Complexidade do MR	41
4.3	AARSAEW	41
4.3.1	Complexidade do AARSAEW	43
4.4	EEABE	44
4.4.1	Complexidade do EEABE	48
4.5	Detalhes de Implementação	48
4.6	Resumo Conclusivo	52
5	Simulações e Resultados	53
5.1	Metodologia de avaliação	53
5.1.1	Modelo da Rede, Cenário e Simulação	54
5.2	Análise dos Resultados	55
5.2.1	NSFNet	56
5.2.2	PANEuro	57
5.3	Resumo Conclusivo	59
6	Conclusões e Trabalhos Futuros	60
6.1	Trabalhos Futuros	61
	Referências	63

Lista de Figuras

1.1	Crescimento de tráfego na Internet.	1
1.2	Evolução do consumo de energia da Internet.	5
2.1	Reserva imediata (a) e antecipada (b).	10
2.2	Comparação entre grade fixa e grade flexível.	11
2.3	Comparação entre FDM e OFDM.	12
2.4	Categorias O-OFDM.	13
2.5	Subportadoras geradas pelo modo óptico (a) e modo elétrico (b).	14
2.6	Arquitetura EON e seus principais equipamentos.	15
2.7	Geração de uma superportadora através do BVT.	15
2.8	Exemplo de um cenário EON com duas demandas (A e B) a serem atendidas.	17
2.9	Problema do roteamento e alocação de espectro (RSA): Requisições A e B solicitando uma rota na rede (à esquerda) e recursos de espectro (à direita).	17
2.10	Visão geral de um roteamento e alocação de espectro em uma rede EON com quatro nós.	18
2.11	Distribuição geográfica de CDs da Amazon na rede US26.	19
2.12	Fluxograma do algoritmo AARSA.	22
2.13	Diagrama de estados com as transições possíveis de um nó com <i>sleep mode</i>	25
4.1	Exemplo de funcionamento do <i>sleep mode</i> , estágio inicial.	45
4.2	<i>Status</i> dos nós quando r_1 é atendida.	45
4.3	Configuração dos nós para o atendimento de r_2	46
4.4	Estado da rede após o EEABE atender r_1 e r_2	46
4.5	<i>Status</i> dos nós após atendimento de r_1 e r_2 na rede sem <i>sleep mode</i>	46
5.1	NSFNet (esquerda) e PanEuro (direita): topologias utilizadas nas simulações.	55
5.2	Taxa de Bloqueio de Requisições na rede NSFNET	56
5.3	Eficiência Energética na rede NSFNET	57
5.4	Taxa de Bloqueio de Requisições na rede PANEuro	58
5.5	Eficiência Energética na rede PANEuro	58

Lista de Tabelas

4.1 Funções dos Algoritmos de Escalonamento	51
4.2 Características dos Algoritmos de Escalonamento	52

Lista de Abreviaturas e Siglas

AARSA *Application-Aware Routing and Spectrum Allocation.*

AARSAE *Application-Aware Routing and Spectrum Allocation Extended.*

AARSAEW *Application-Aware Routing and Spectrum Allocation Extended with Window.*

AnSERMLSA *Allowing n fragments SERMLSA.*

ASM *Adaptive Sleep Mode.*

BDT *Bulk Data Transfer.*

BV-WXC *Bandwidth Variable Optical Cross-Connects.*

BVT *Bandwidth-Variable Transponder.*

CD *Centro de Dados.*

CO-OFDM *Coherent Orthogonal Frequency-Division Multiplexing.*

CSP *Cloud Service Providers.*

DDO-OFDM *Direct Detection Optical OFDM.*

DWDM *Dense Wavelength Division Multiplexing.*

EDF *Earliest Deadline First.*

EDFA *Erbium Doped Fiber Amplifier.*

EEABE *Energy Efficient Aware-BDT in EON.*

EON *Elastic Optical Network.*

FDM *Frequency Division Multiplexing.*

FFT *Fast Fourier Transform.*

FIFO *First-In-First-Out.*

FS *Frequency Slot.*

GI *Guard Interval.*

ICD *Inter Centro de Dados.*

IEEE *Institute of Electrical and Electronics Engineers.*

IFFT *Inverse Fast Fourier Transform.*

ILP *Integer Linear Program.*

IP *Internet Protocol.*

ISP *Internet Service Providers.*

ITU-T *International Telecommunication Union Telecommunication Standardization Sector.*

KSP *K-Shortest Paths.*

MBDT *Multiple Bulk Data Transfer.*

MILP *Mixed Integer Linear Program.*

MLR *Mixed Line Rates.*

MR *Máximo de Ressincronizações.*

O-OFDM *Optical-Orthogonal Frequency-Division Multiplexing.*

OFDM *Orthogonal Frequency-Division Multiplexing.*

ONS *Optical Network Simulator - WDM/EON.*

OXC *Optical Cross-Connects.*

PAPR *Peak-to-Average-Power Ratio.*

QoS *Quality of Service.*

QoT *Quality of Transmission.*

QPSK *Quadrature Phase Shift Keying.*

RMLSA *Routing and Modulation Level, Spectrum Allocation.*

RMSA *Routing Modulation and Spectrum Assignment.*

RPO *Re-Provisioning Optimization.*

RSA *Routing and Spectrum Allocation.*

RWA *Routing and Wavelength Assignment.*

SA *Spectrum Allocation.*

SBVT *Sliceable Bandwidth-Variable Transponder.*

SERMLSA *Spectrum Efficient RMLSA.*

SJF *Shortest Job First.*

SLICE *Spectrum-Sliced Elastic Optical Path Network.*

SLR *Single Line Rates.*

SM *Sleep Mode Signaling.*

TB *Traffic-load Balancing.*

TIC *Tecnologias de Informação e Comunicação.*

TP *Transponder.*

WDM *Wavelength Division Multiplexing.*

Capítulo 1

Introdução

O tráfego na Internet vem aumentando nos últimos anos de maneira abrupta quando comparado aos primeiros anos de expansão e popularização da mesma. Demandas de vídeo, aplicações em tempo real, computação em nuvem, dentre outras, estão se tornando cada vez mais exigentes. A previsão para os próximos anos não é diferente. O tráfego global da Internet (Figura 1.1) em 2021 será, aproximadamente, três vezes maior que em 2016.

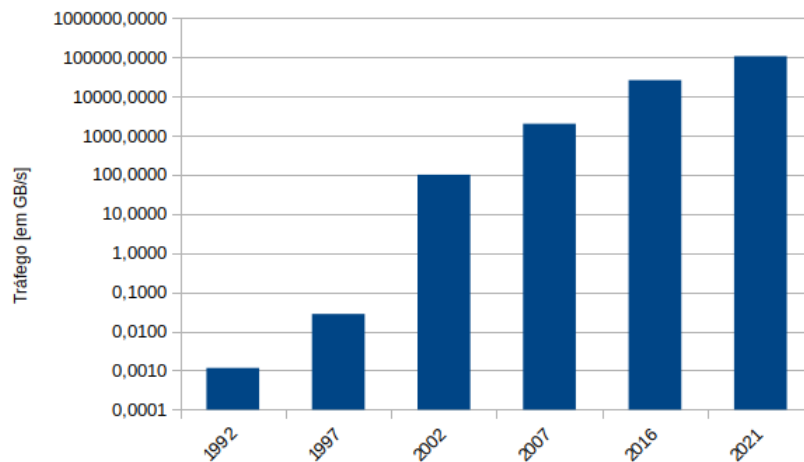


Figura 1.1: Crescimento de tráfego na Internet (Fonte: [1]).

Outras demandas frequentes são as *Bulk Data Transfer* (BDT), ou também denominadas transferências de dados em massa [2, 3]. Nestes casos, grandes Centros de Dados (CDs), do inglês *Data Centers*, fazem operações frequentes de *backups*, atualizações de servidores, replicação de informação e tarefas diversas que demandam densas taxas de largura de banda e robustas infraestruturas. Grandes empresas tais como Google, Microsoft, Amazon, dentre outras, necessitam que todos os seus CDs estejam sempre atualizados e prontos para atender as solicitações.

Um problema que vários estudos [3, 4, 5] têm dado ênfase refere-se ao comportamento de uma BDT Inter Centro de Dados (ICD), posto que o agendamento e alocação do espectro de frequência deve acontecer dentro do prazo previsto. Uma técnica para lidar com essa abordagem é escalonar a demanda em horários com baixo fluxo de tráfego, tais como no período noturno. Portanto, o escalonamento de requisições tem sido uma técnica útil para reduzir taxas de bloqueio do tráfego ICD [3].

Para atender as demandas de tráfego, a infraestrutura de transporte ICD utiliza redes ópticas que, com potencial para transportar dados em Tb/s, são promissoras principalmente frente às demandas cada vez mais exigentes. As limitadas larguras de banda nas diversas tecnologias de redes atuais, que não passam de dezenas de Gb/s por canal, precisarão de uma infraestrutura robusta e escalável nos próximos anos. Não é por acaso que as operadoras têm planejado implantar redes ópticas não só nos *backbones* mas também o mais próximo possível dos clientes, na infraestrutura de acesso [6].

Estas mesmas redes ópticas que utilizam atualmente uma tecnologia de transmissão denominada *Wavelength Division Multiplexing* (WDM), chegarão em breve ao seu limite e várias novas possibilidades vêm sendo estudadas pela academia. A solução mais promissora trata-se das *Elastic Optical Network* (EON), um paradigma com o potencial de maximizar o aproveitamento espectral da transmissão óptica, provendo larguras de banda bem mais generosas que a tecnologia WDM [7]. Nesta, o espectro de frequência na transmissão é dividido em espaços de tamanho fixo (geralmente 50 GHz) denominados *slots*, conforme detalhado no Capítulo 2. Este fator acarreta em grande desperdício espectral limitando um canal a uma capacidade de 100 Gb/s [8].

Uma EON, por sua vez, trabalha com janelas de transmissão (também denominadas *slots*) alocadas de acordo com a demanda do tráfego. Assim o espectro ficará com espaços disponíveis e flexíveis para novas requisições e a largura de banda disponível, consequentemente, aumentará. Trabalhos [9, 10] demonstraram que uma EON pode chegar a taxas entre 400 Gb/s e 1 Tb/s por canal. Portanto, vários estudos [3, 11, 12, 13, 14] sobre o novo paradigma estão sendo realizados pela comunidade científica.

O cerne das redes ópticas elásticas está na técnica de multiplexação das portadoras e no algoritmo para alocar recursos. O aproveitamento do espectro de frequência é possível pelo uso da tecnologia *Orthogonal Frequency-Division Multiplexing* (OFDM), que trabalha com sobreposição de subportadoras e bandas de guarda, também denominadas *Guard Interval* (GI), para minimizar interferências [7, 15, 16]. Já o algoritmo utilizado para alocação de um canal óptico é o *Routing and Spectrum Allocation* (RSA), algoritmo de roteamento e alocação de espectro, substituto do *Routing and Wavelength Assignment* (RWA) utilizado nas tradicionais redes WDM.

Dentre todas as vertentes estudadas a respeito de uma EON, este trabalho enfatizará

eficiência energética aplicada em BDT. Eficiência energética tem sido um assunto explorado de forma enfática nos últimos anos, pois as redes de comunicação estão dentre os maiores consumidores de energia, [17, 18]. Toda a questão ambiental envolvida, o consumo e o desperdício de energia tem feito a academia, inclusive no âmbito das telecomunicações e redes de dados, esforçar-se para propor soluções focadas na redução do consumo energético sem abdicar da garantia, disponibilidade e qualidade dos serviços, como demonstrado em [19, 20, 21].

Tais estudos resultam em um dos principais conceitos de eficiência energética no contexto das redes de comunicações, segundo [13]: diminuir a diferença entre capacidade de utilização que uma rede pode oferecer e sua utilização real. A técnica adotada para a implementação de eficiência energética será o *sleep mode*, definida por [13] como uma das principais metodologias para um ambiente ciente de eficiência energética que atua no sentido do equipamento entrar em modo de espera enquanto não houver demanda.

Os novos e mais modernos elementos comutadores são totalmente transparentes e a adoção de formatos para modular os sinais ópticos de dados reduzem a utilização de equipamentos que regeneram sinais ao longo dos caminhos ópticos [13]. Entretanto, na engenharia de tráfego é possível adotar o *sleep mode*, por meio da qual as soluções RSA são definidas de maneira mais eficiente, desabilitando temporariamente equipamentos ociosos, ou ainda, estabelecendo caminhos ópticos que aproveitem os equipamentos que já estão em uso.

O *sleep mode*, utilizado em rede ópticas tanto convencionais como elásticas, funciona da seguinte maneira: os equipamentos identificados como ociosos são desligados ou colocados em modo de espera para economizar energia [13]. Trata-se de uma técnica similar ao conceito de *stand-by* dos equipamentos eletrônicos convencionais que se encontram em estado de economia, porém, se houver demanda, o equipamento volta a ficar ativo (modo *wake*); caso contrário, mantêm-se inativos (modo *sleep*). Com essa técnica, [22] e [23] registraram aproximadamente 50% na redução do consumo energético em ambientes de redes ópticas com a implementação do *sleep mode*.

Com base nos conceitos elencados até aqui, este trabalho propõe o algoritmo *Energy Efficient Aware-BDT in EON* (EEABE), focando especificamente em EON, BDT e eficiência energética. O objetivo central do EEABE é diminuir o consumo energético exigido para o atendimento de requisições do tipo BDT em um ambiente de EON utilizando a técnica de *sleep mode* sem aumentar a taxa de bloqueio das requisições. Para isso, duas estratégias foram estabelecidas:

- Definir uma janela de escalonamento utilizada para armazenar requisições de BDT com prazo suficiente para atendimento.

- Gerar rotas que ativem o menor número de nós e deixando desligados nós sem demanda.

A principal contribuição deste trabalho é a proposta de solução que garante uma melhor taxa de aceitação para uma classe de tráfego específica, ao mesmo tempo que melhora a eficiência de energia na rede em comparação com outras soluções para BDT. Além disso, um extensivo levantamento da literatura é apresentado para situar os tópicos de redução do consumo energético e tecnologias verdes nas próximas gerações de redes ópticas. Os principais resultados alcançados foram de aumento na eficiência energética, especialmente em cenários com baixa e média carga de tráfego, sem elevar a taxa de bloqueio.

1.1 Motivação

O paradigma EON é uma oportunidade para tirar proveito de suas vantagens e oferecer maior eficiência energética especialmente em comunicações ICD, alvo deste trabalho. O aproveitamento espectral, a grade flexível, dentre outros aspectos, fazem com que as redes elásticas propiciem maior quantidade de tráfego. Contudo, uma energia considerável é consumida para tais benefícios [24]. Em função da complexidade de funcionamento, equipamentos da arquitetura EON consomem mais energia quando comparados aos convencionais equipamentos WDM [25]. Diferentes tecnologias possuem consumos distintos; a detecção coerente das redes elásticas, por exemplo, consome mais energia para garantir melhor desempenho [13].

De acordo com [24], um *Bandwidth-Variable Transponder* (BVT) consome mais energia quando comparado aos equipamentos utilizados nas redes WDM e, conseqüentemente, torna a EON em grande consumidora de energia. Além disso, BDTs representam 45% do tráfego total ICD [26] e 20% da energia consumida em um CD [27, 28, 29]. Estudos [30, 31] também afirmam que o gasto energético anual de um CD pode ultrapassar o custo do próprio equipamento deste mesmo CD e que as redes de comunicações são um dos maiores consumidores de energia, conforme Figura 1.2, da área de Tecnologias de Informação e Comunicação (TIC). Esta área, por sua vez, tem previsão de ser responsável por 15% das emissões de CO_2 em 2020, tornando-se uma das áreas com maior consumo de energia elétrica, segundo [17, 18]. Assim, projetar redes com eficiência energética tem sido uma das prioridades dos *Internet Service Providers* (ISPs) [32].

Portanto, há necessidade de se propor soluções eficientes energeticamente em todos os contextos inclusive, neste trabalho, no que diz respeito às BDTs no sentido de reduzir o consumo extra dos equipamentos pertencentes à abordagem EON.

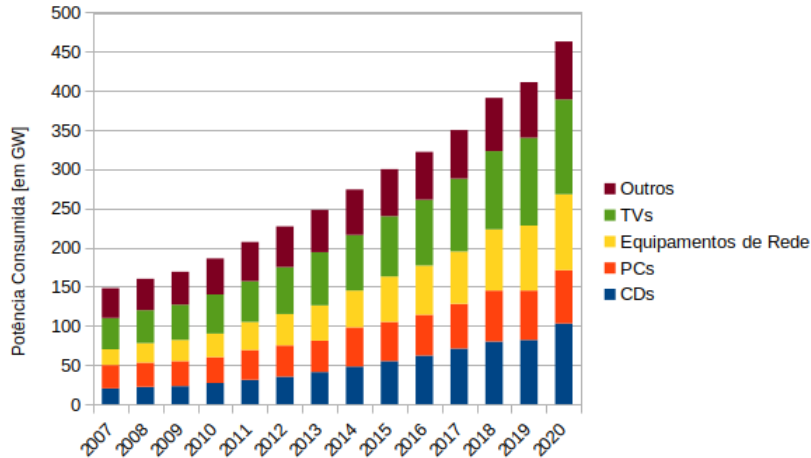


Figura 1.2: Evolução do consumo de energia da Internet (Fonte: [33]).

1.2 Descrição do Problema

O potencial das redes flexíveis já é reconhecido pela academia, mas existem pontos a serem explorados no sentido de contribuir ainda mais com a solidificação do novo paradigma e o consumo de energia sobre transferências de dados em massa é um destes pontos.

Embora consiga maior índice de desempenho [34] quando comparada a uma rede WDM, a EON precisa melhorar seus índices energéticos e BDT é uma das principais operações ICD, tanto na quantidade de tráfego gerado quanto no consumo de energia. Há, então, um problema a ser solucionado: uma tecnologia promissora (EON) em conjunto com uma operação ICD realizada constantemente (BDT) e que gera alto consumo [35]. A primeira hipótese, portanto, é que o resultado da união EON/BDT acarretará em alto consumo energético, mesmo com todos os benefícios da nova arquitetura.

Partindo do princípio que os equipamentos atualmente consomem energia independentemente do tráfego, estudos [13, 32, 36, 37] têm mostrado a relevância de utilizar *sleep mode* para reduzir o consumo energético: alguns equipamentos com carga máxima de trabalho e outros em espera. É, a princípio, uma técnica relevante no sentido de usufruir a capacidade da rede e reduzir a quantidade de dispositivos subutilizados. Isso remete a outra metodologia de eficiência energética: *Energy-proportional*, que atua na relação consumo energético, capacidade e carga de tráfego. A ideia principal é diminuir a diferença entre utilização e capacidade da rede. Nesse contexto, portanto, uma segunda hipótese é levantada: a utilização de *sleep mode* como possibilidade para redução do consumo energético de requisições BDT aplicadas ao paradigma EON.

1.3 Objetivos

Esta pesquisa almeja desenvolver uma proposta de algoritmo heurístico RSA para prover BDTs em EON ciente de eficiência energética baseada na técnica de *sleep mode*.

1.3.1 Geral

Assim, este trabalho tem como objetivo geral propor uma solução RSA sensível à eficiência energética para BDTs ICD em uma arquitetura EON.

1.3.2 Objetivos Específicos

E, como detalhamento do objetivo geral, os objetivos específicos são:

- Avaliar modelos de eficiência energética e valores de potência usados como parâmetros de entrada para avaliação da abordagem EON;
- Desenvolver um algoritmo heurístico RSA baseado em modelo de eficiência energética apto a agendar e alocar espectro de frequência para demandas BDT com *deadline* suficiente e a técnica de *sleep mode* implementada;
- Realizar simulações para demonstrar o consumo energético de demandas BDT em uma EON ciente e não ciente do consumo energético;
- Analisar e comparar resultados do algoritmo proposto (ciente de eficiência energética) e algoritmos tradicionais da literatura.

1.4 Organização do documento

Este trabalho está organizado em quatro capítulos. O Capítulo 2 contextualiza todos os conceitos básicos envolvidos. Pelo fato deste trabalho focar em três assuntos, o capítulo tem tópicos focados em EON, BDT e eficiência energética.

Já o Capítulo 3 registra as principais referências que deram o embasamento teórico para a proposta. Assim como o Capítulo 2, esse capítulo está pautado nas três vertentes de EON, BDT e eficiência energética. O Capítulo 4 apresenta o algoritmo EEABE, além de detalhar seus antecessores, bem como suas diferenças.

O capítulo 5 apresenta os experimentos realizados através de simulações entre os algoritmos utilizados para, no final, fazer os comparativos necessários.

E, por fim, o Capítulo 6, apresenta as conclusões deste trabalho bem como as contribuições e propostas de trabalhos futuros.

Capítulo 2

Conceitos Básicos

Este capítulo descreve os principais conceitos envolvidos neste trabalho divididos nas seguintes Seções: Engenharia de Tráfego, Redes Ópticas Elásticas, Transferência de Dados em Massa e Eficiência Energética com foco em EON. Primeiramente, tópicos da Engenharia de Tráfego são pertinentes para a compreensão do significado de carga de tráfego, taxa de bloqueio, tipos de tráfego e reserva de tráfego. Na Seção seguinte, as EONs serão detalhadas nas suas abordagens referentes à arquitetura, modulação, agregação, tecnologias e equipamentos necessários; além do problema de roteamento e alocação de espectro. Em seguida, as BDTs serão descritas com suas principais características e importância no cenário EON. Por fim, o tópico de Eficiência Energética com foco em EON enfatizará *(i)* técnicas que vêm sendo utilizadas para reduzir o consumo energético e *(ii)* um modelo de eficiência energética, ambos em virtude das redes ópticas flexíveis. Estes tópicos são utilizados no decorrer de todo este trabalho especialmente no Capítulo 4, para explicar os conceitos nos quais os algoritmos foram baseados, e Capítulo 5 no qual se dá o embasamento das simulações experimentadas.

2.1 Engenharia de Tráfego

Com o objetivo de projetar redes que atendam as demandas dos usuários por um custo acessível, a Engenharia de Tráfego está embasada no dimensionamento de um ambiente através de cálculos que mostram o número de meios de transmissão necessários para que um certo tráfego oferecido, considerando um limite de perda [38].

Já para [39], Engenharia de Tráfego é a configuração do tráfego para se adaptar à rede. Não se trata de uma tarefa simples, haja vista que eventos inesperados sempre acontecem. Quando um *link* é rompido, por exemplo, a demanda da rede será reprimida caso não haja outras opções de rotas para o remanejamento deste tráfego. A capacidade

de efetivar este remanejamento diminuirá o congestionamento e representará o quanto a engenharia de tráfego realizada foi positiva.

Assim, [38] explica que a implantação de um serviço (se houver) deve definir qual demanda a ser atendida, o tráfego que será oferecido e atendido, tratar os congestionamentos para diminuir as perdas. Um tráfego é oferecido com base na demanda existente. À medida que esta demanda cresce, um congestionamento se forma até que as perdas sejam registradas.

O tráfego neste trabalho será, portanto, tratado como uma chamada, também denominada requisição ou solicitação, representada por cada momento da utilização em algum equipamento de comutação ou em algum *link* e a intensidade de tráfego será medida pela unidade de *Erlang* (*Erl*), uma unidade adimensional que representa o número médio de chamadas realizadas no mesmo instante [40]. Nas Subseções a seguir serão explicados os tópicos da Engenharia de Tráfego relevantes para este trabalho.

2.1.1 Taxa de Bloqueio

O tráfego excedente não atendido nas previsões e implementações da Engenharia de Tráfego são probabilidade de acesso das chamadas, que possuem características predominantemente aleatórias, ou seja, com origem ao acaso, independentes umas das outras e com durações distintas [38]. No caso das redes ópticas de transporte, a comutação é baseada no estabelecimento de circuitos, ocorrendo o processo de controle na admissão das conexões para garantir a banda passante alocada aos circuitos.

Denominada também como probabilidade de bloqueio ou congestionamento, a taxa de bloqueio é tratada como uma das principais métricas da Engenharia de Tráfego [38, 40]. Aferida em porcentagem, ela mostra a relação da quantidade de requisições solicitadas e atendidas (na Equação 2.1 representadas por *TotalSolicitado* e *TotalAceito*, respectivamente). Assim, a taxa de bloqueio tende aumentar à medida que aumenta a carga de tráfego e evidencia quantitativamente se as requisições foram atendidas.

$$TxBloq = \left(1 - \frac{TotalAceito}{TotalSolicitado} \right) * 100 \quad (2.1)$$

Se de 1000 chamadas 850 forem atendidas em determinado ambiente, então a taxa de bloqueio neste cenário será de 15%. Quantidade inadequada para os padrões da Engenharia de Tráfego, nos quais determinam que taxas superiores a 1% são consideradas altas, sendo aceitáveis quando menores que 1% e desejáveis se inferiores a 0,1% [41].

2.1.2 Modelos de Tráfego Estático e Dinâmico

Os algoritmos desenvolvidos pela academia propostos a solucionar as problemáticas da Engenharia de Tráfego propõem ambientes mais próximos às situações reais. Assim, um tráfego pode ser classificado como estático ou dinâmico.

Tráfego Estático é definido como o fornecimento antecipado de todas as demandas. Uma matriz de tráfego é criada para localizar um algoritmo de roteamento e alocação de espectro (ou comprimento de onda) para atender as demandas e minimizar os custos diminuindo, por exemplo, a quantidade de receptores e transmissores [42, 43]. Nesta matriz, todos os destinos de todas as origens serão mapeados explicitando que uma origem pode ter vários destinos e vice-versa. A partir desta matriz o algoritmo tentará realizar as alocações com o menor custo possível.

Já no tráfego dinâmico, as requisições chegam uma por vez e liberadas em um tempo finito, como em um processo estocástico [44]. Neste tipo de tráfego, a chegada da requisição informa de imediato sua origem e destino, objetivando menores taxas de bloqueio.

2.1.3 Reserva Imediata e Reserva Antecipada

De acordo com [45], qualquer solicitação que já tenha sido completamente alocada, não deve ser interrompida por nenhum tipo de provisionamento ou reprovisionamento. Essa peculiaridade acarreta na necessidade de reservar recursos da rede, sendo classificada em imediata ou antecipada.

Na reserva imediata a transmissão começa imediatamente após a chegada da requisição e durante tempo desconhecido para o tráfego dinâmico e infinito para tráfego estático [44]. A reserva antecipada por sua vez, especifica o começo, duração e até quando vai a transmissão. É, também, denominada como agendamento de demandas [44].

Assumindo que os recursos solicitados estão disponíveis, a Figura 2.1 mostra a diferença entre reserva imediata e antecipada. À esquerda, a alocação de recursos é realizada assim que a conexão é solicitada, e seu tempo de atendimento é indefinido. À direita, os recursos são, primeiramente, reservados enquanto outras solicitações podem ser atendidas. O tempo para alocar o recurso e a duração é definido pela solicitação, podendo resultar em maior aproveitamento dos recursos [44].

2.2 Redes Ópticas Elásticas

Como já contextualizado no Capítulo 1, a atual técnica de transmissão das redes ópticas, WDM, está a ponto de chegar em seu limite, principalmente quando dados [1] apontam com veemência o grande aumento do tráfego na Internet nos próximos anos.

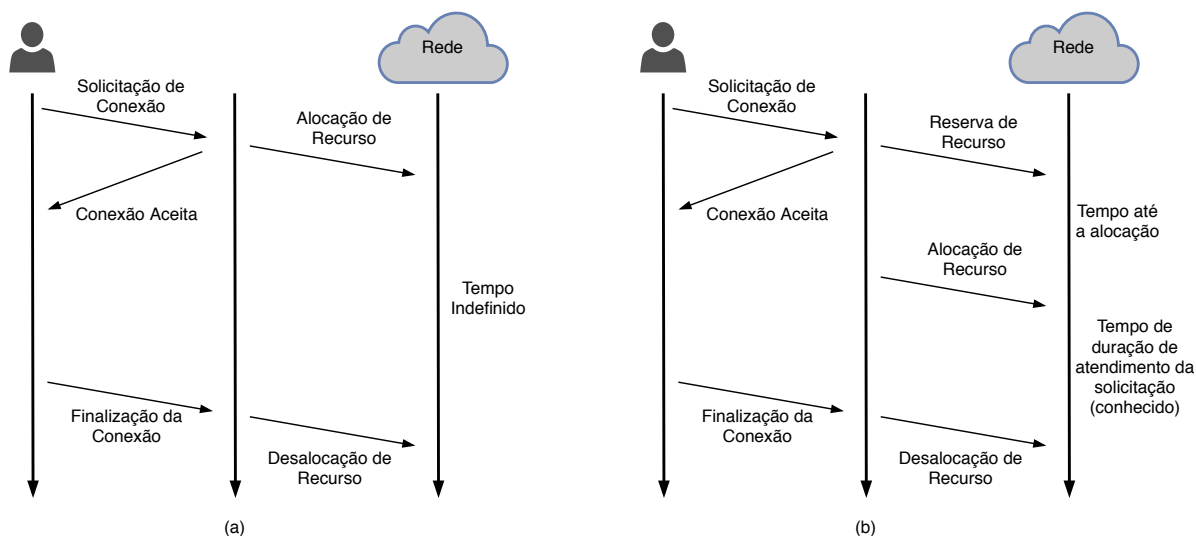


Figura 2.1: Reserva imediata (a) e antecipada (b) (Fonte: [44]).

As limitações da WDM ocorrem em detrimento da sua grade fixa de espectro de frequência, que gera bastante desperdício de banda. A granularidade com 50 GHz de comprimento de onda, padronizada pela *International Telecommunication Union Telecommunication Standardization Sector* (ITU-T), faz com que parte espectral fique ociosa principalmente quando há uma demanda pequena de, por exemplo, 10 Gb/s. Devido a esta limitação, a capacidade dos canais de uma rede óptica convencional (que utiliza WDM) é fixa em 10 Gb/s, 40 Gb/s ou, no máximo, 100 Gb/s [7, 14].

Em torno das limitações da tecnologia WDM, [46] foi um dos primeiros trabalhos vislumbrando os novos horizontes para as redes ópticas: as Redes Ópticas Elásticas, também chamadas de Redes Ópticas Flexíveis, *Spectrum-Sliced Elastic Optical Path Network* (SLICE) ou, simplesmente, EON. A proposta central deste novo paradigma é a utilização de grades flexíveis (*flex grid*) que possam adaptar-se no espectro de frequência conforme a demanda. Como ilustrado na Figura 2.2, o aproveitamento de espectro em uma EON (grade flexível) é maior perante uma rede óptica convencional (grade fixa), bem como uma outra característica pertinente: a utilização de grades menores com tamanho de 12,5 GHz (enquanto as redes convencionais adotam 50 GHz). Esta é a característica que permite a alocação de maiores demandas com desperdício de espectro reduzido.

Recomendada por G.694.1 [47] e G.872 [48] da ITU-T, a grade flexível – também denominada *slot* de frequência ou *Frequency Slot* (FS) – permite acomodar mais requisições de tráfego, em uma divisão proveitosa do espectro óptico. Um *slot*, portanto, é um intervalo de frequência no qual a largura mínima é de 12,5 GHz [14]. A flexibilidade vem do fato de que conjuntos de *slots* podem ser agrupados para atender diferentes demandas.

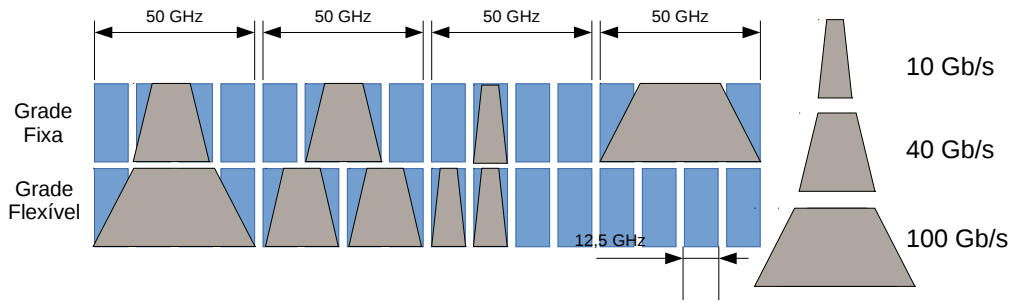


Figura 2.2: Comparação entre grade fixa e grade flexível (Fonte: [14]).

Portanto, um caminho óptico é alocado com larguras de bandas adequadas conforme o tráfego. Caso uma demanda exceda o tamanho de um *slot* então ela será dividida em dois ou mais *slots*. Essa abordagem faz com que uma EON atinja larguras de banda potencialmente elevadas quando comparadas às tradicionais redes ópticas WDM. Diversas pesquisas, dentre elas [7, 9, 10, 49], têm mostrado que as taxas de transmissão podem ir além dos Tb/s.

Nas subseções a seguir serão descritos os principais tópicos para o entendimento do paradigma EON: arquitetura, tecnologia OFDM, equipamentos de largura de banda variável, agregação óptica de tráfego e roteamento e alocação de espectro.

2.2.1 Arquitetura

A principal técnica utilizada na arquitetura EON é a SLICE. Sua eficiência chega a ser 170% maior [46] que outras abordagens como, por exemplo, a *Dense Wavelength Division Multiplexing* (DWDM) – uma vertente WDM – dependendo da carga de tráfego. O problema da DWDM é que ela também utiliza grade fixa, tornando-a ineficiente para transmitir em 400 Gb/s ou capacidades superiores [8].

A SLICE é, assim, uma técnica que aloca largura de banda com tamanho adequado para determinado tráfego de maneira eficiente e escalável, permitindo que sejam criadas larguras de bandas personalizáveis e aglutinando o espectro de forma contígua e aleatória de acordo com as solicitações [46].

Todas essas características da SLICE são possíveis pela utilização da tecnologia OFDM como padrão de multiplexação dos recursos espectrais [11] e base para a arquitetura EON como um todo, além dos essenciais equipamentos com largura de banda variável (Subseção 2.2.3) e esquemas de roteamento e alocação de espectro (Subseção 2.2.4).

2.2.2 OFDM

Depois de, aproximadamente, três décadas utilizando modulações com única portadora, a comunidade acadêmica deu início a experimentos com modulações de múltiplas portadoras em redes ópticas [6]. Criada inicialmente para redes sem fio, a tecnologia OFDM é, na verdade, uma evolução da *Frequency Division Multiplexing* (FDM) e tem a sobreposição espectral das subportadoras como principal característica. A Figura 2.3 mostra um esquema sucinto da OFDM.

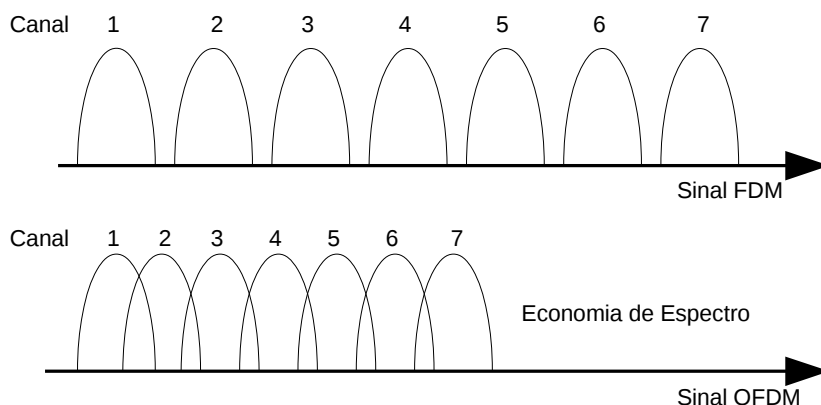


Figura 2.3: Comparação entre FDM e OFDM (Fonte: [11]).

Apesar das modulações de portadora única (WDM) terem algumas vantagens perante as modulações de múltiplas portadoras, tais como a eficiência computacional da *Fast Fourier Transform* (FFT), a OFDM tem duas vantagens de destaque [42]: (i) divisão de espectro em subportadoras proporcional a uma demanda; que acarreta em maior aproveitamento da capacidade e menor desperdício do espectro; e (ii) adaptação das subportadoras aos dados com alcances diferentes e flexíveis para diversas abordagens de transmissão de dados.

Em contrapartida, as desvantagens de um esquema OFDM são, de acordo com [11]: (i) alto grau de distorção no sinal transmitido, (ii) complexo processo de equalização e (iii) sensibilidade a ruídos do canal de transmissão. A fim de evitar estas intercorrências, no contexto das redes ópticas flexíveis, a banda de guarda é a técnica mais utilizada pois ela torna-se útil para garantir o princípio da não sobreposição de demanda.

Optical-OFDM

O êxito da OFDM nas redes sem fio, como descrito em [6], motivou testes iniciais desta técnica em redes ópticas. Assim, origina-se a *Optical-Orthogonal Frequency-Division Multiplexing* (O-OFDM), com suas vertentes ilustradas na Figura 2.4, uma técnica flexível

e substancialmente superior a qualquer transmissão de portadora única, porém não a torna isenta de problemas tais como alta *Peak-to-Average-Power Ratio* (PAPR) e sensibilidade a ruídos [50]. Para mitigar tais problemas, é utilizada a banda de guarda.

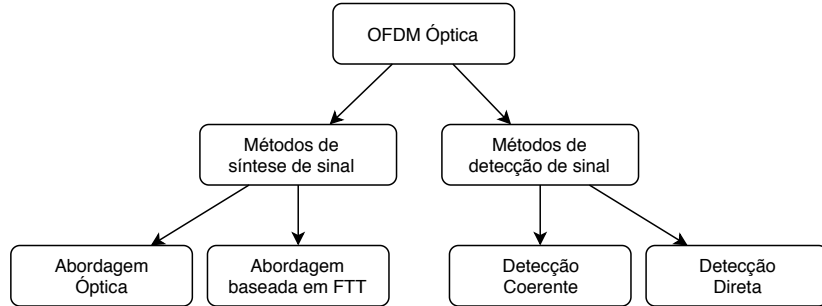


Figura 2.4: Categorias O-OFDM (Fonte: [11]).

Coherent-OFDM

Com taxas de transmissão óptica superiores a 100 Gb/s, a *Coherent Orthogonal Frequency-Division Multiplexing* (CO-OFDM) é uma extensão OFDM com grandes possibilidades para ser a principal técnica de modulação tanto das redes Ethernet nas próximas gerações [6] como em redes de longa distância [11]. Com o objetivo principal de obter eficiência espectral originada a partir da sobreposições de múltiplas subportadoras, a CO-OFDM é uma das possíveis técnicas que podem almejar taxas na faixa de Tb/s [14]. A geração do sinal óptico através da técnica CO-OFDM pode ser realizada de dois modos: elétrico e óptico.

Modo Óptico: não utiliza *Inverse Fast Fourier Transform* (IFFT). A modulação é feita diretamente com as subportadoras ópticas. Tem a vantagem de usar menos dispositivos eletrônicos, atingindo taxas mais elevadas. Em contrapartida, ela não consegue gerar um grande número de subportadoras, diminuindo a flexibilidade [16, 51].

Modo Elétrico: utiliza IFFT. Torna-se mais flexível em função da maior quantidade de subportadoras geradas. Entretanto, a largura de banda é limitada [15].

Como observável, a Figura 2.5 ilustra três subcanais distintos (vermelho, verde e azul) em função da frequência f , com diferentes quantidades de subportadoras entre o modo óptico (a) e elétrico (b). O primeiro, possui 4 subportadoras (pequenos picos na parte superior do espectro) e o segundo, 256 subportadoras (imperceptíveis a olho nu). Portanto, o aumento de subportadoras acarretam em melhor eficiência espectral, tornando o modo

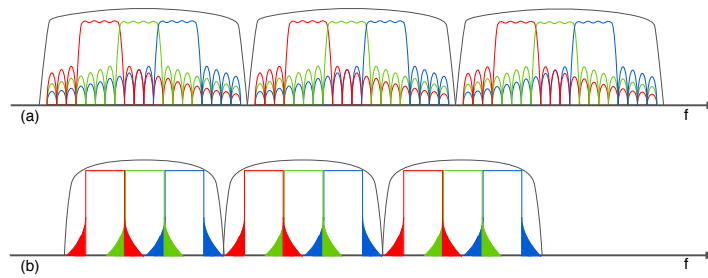


Figura 2.5: Subportadoras geradas pelo modo óptico (a) e modo elétrico (b) (Fonte: [14]).

elétrico de gerar sinais CO-OFDM nitidamente vantajoso perante o modo óptico. Isto se deve ao fato de que este último requer maior banda de guarda para evitar interferências.

Uma outra opção dos métodos de detecção de sinal é a Detecção Direta, também denominada *Direct Detection Optical OFDM* (DDO-OFDM), e tem a vantagem de possuir menor custo de implementação, porém é aplicável apenas em redes locais. Como este trabalho é aplicado a transferências ICD em redes de longa distância, a Detecção Direta não será utilizada.

2.2.3 Equipamentos

No que tange à arquitetura EON, seus equipamentos de transmissão, também substituídos das redes ópticas tradicionais, são: BVT, *Bandwidth Variable Optical Cross-Connects* (BV-WXC) e *Erbium Doped Fiber Amplifier* (EDFA). O primeiro tem como principal função realizar conversão óptica-eletróptica, o segundo faz comutações ópticas, ou seja, estabelece o caminho fim-a-fim propriamente dito e ambos têm capacidade de atuar com bandas variáveis. Já o EDFA é um amplificador óptico que possibilita restaurar o sinal, aumentando a distância de determinado enlace [52] sendo, assim, utilizado frequentemente em *links* ICD, que torna relevante considerá-lo para fins de consumo energético, conforme Subseção 2.4.2. A Figura 2.6 ilustra um exemplo de arquitetura EON com cada um dos equipamentos aqui elencados.

BVT

Além de sua função principal descrita anteriormente, este equipamento com largura de banda variável possui a função de alocar espectros para demandas solicitadas com suporte a múltiplas taxas de dados originadas e destinadas às subportadoras. Dessa forma, os recursos espectrais serão maximizados, ou seja, serão consumidos apenas recursos necessários [49].

Para atingir suas funcionalidades, o BVT mantém uma estrita relação com a OFDM. Esta gera e ajusta o número de portadoras e subportadoras necessárias para a transmissão

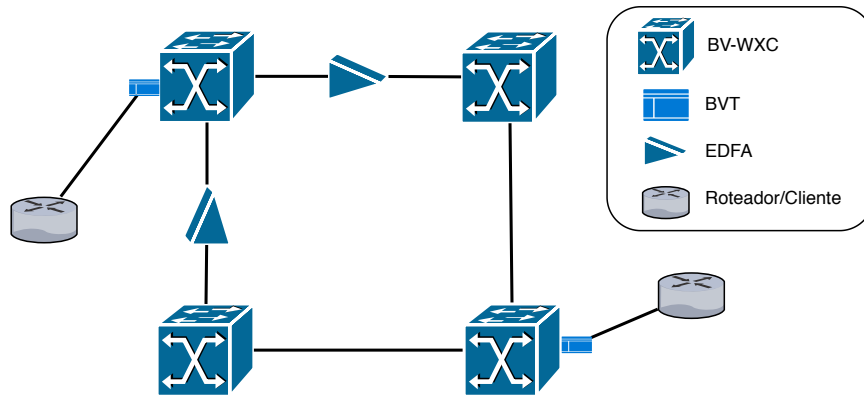


Figura 2.6: Arquitetura EON e seus principais equipamentos (Fonte: [11]).

das demandas. Aquele ajusta a luz com frequências diferentes controlando o número de subportadoras. Esse mecanismo, demonstrado na Figura 2.7, gera uma espécie de superportadora (um conjunto de todas subportadoras) de acordo com a capacidade máxima de subportadoras suportadas pelo BVT.

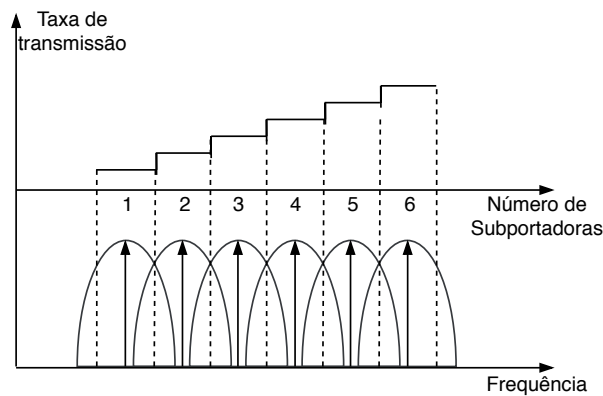


Figura 2.7: Geração de uma superportadora através do BVT (Fonte: [53]).

BV-WXC

Também denominados de *Optical Cross-Connects* (OXC), os comutadores ópticos estabelecem, de fato, o caminho óptico – também denominado rota – alocado de acordo com a largura de banda de espectro solicitada pelo BVT. Para que tal função seja realizada, é configurada uma janela de comutação correspondente ao sinal recebido. Um BV-WXC, então, deve ser capaz de incluir e excluir do canal todo e qualquer comprimento de onda para qualquer direção.

Para suportar um caminho óptico elástico de ponta-a-ponta, todo caminho deve alocar uma conexão cruzada de tamanho apropriado com a largura de banda do espectro correspondente. Portanto, o BV-WXC precisa configurar sua janela de comutação com flexibilidade de acordo com a largura espectral do sinal óptico de entrada e para tal, uma chave seletora de comprimento de onda é acoplada ao comutador óptico para agrupar granularidades que estão próximas umas das outras e acomodar larguras de bandas de maneira flexível.

2.2.4 O problema do Roteamento e Alocação de Espectro

Para que as demandas de tráfego sejam efetivamente atendidas na arquitetura EON algum mecanismo deve ser aplicado à rede para que tais solicitações sejam encaminhadas. Cada demanda que surge deve ter seu percurso (caminho óptico) estabelecido; a esta atividade dá-se o nome de roteamento. Além disso, uma parte do espectro de frequência, com tamanho suficiente para atender a solicitação deve estar disponível. Mas a demanda será bloqueada caso rotas e espectro não estejam disponíveis [42], originando o problema do roteamento e alocação de espectro.

O principal mecanismo desenvolvido para tentar resolver o problema acima relatado denomina-se algoritmo de roteamento e alocação de espectro (RSA). Tal algoritmo tem o objetivo básico de disponibilizar ao máximo o espectro de frequência para as demandas da rede e definir o percurso. Para que o RSA seja considerado satisfatório, é preciso que ele cumpra algumas condições (ilustradas nas Figuras 2.8 e 2.9), também chamados restrições [11]. São elas:

- 1) **Continuidade de espectro:** durante todo seu percurso, o tráfego deve usar a mesma faixa de espectro.
- 2) **Contiguidade de espectro:** uma requisição deve ser alocada em *slots* adjacentes caso a mesma ocupe mais que um *slot* de frequência.
- 3) **Não sobreposição do espectro:** um espectro não pode sobrepor outro, ou seja, deve haver disponibilidade de espectro para as solicitações.
- 4) **Banda de guarda:** visa atender uma necessidade dos sistemas OFDM, pelo menos duas bandas de guarda devem ser alocadas para cada demanda; no início e no final da faixa do espectro alocado. Elas aumentam a subutilização do meio, mas evitam interferências.

No caso da Figura 2.8 é ilustrado um exemplo de uma rede com quatro nós (à esquerda) e sua representação de sete *slots* para cada enlace (à direita). Duas solicitações A e B

(ambas na parte inferior da figura) serão submetidas a este cenário, sendo a primeira com origem no nó 1; destino o 4 e demanda de 3 *slots*. E a segunda solicitação tem origem no nó 2; destino o 3 e demanda de 2 *slots*.

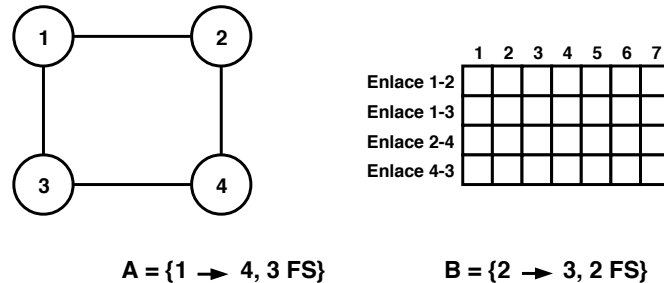


Figura 2.8: Exemplo de um cenário EON com duas demandas (A e B) a serem atendidas (Fonte: [54]).

Já a Figura 2.9 exibe uma tentativa de alocar espectro para as demandas A e B. A primeira foi alocada no Enlace 1-2 entre os *slots* 1 e 5, sendo o 2, 3 e 4 para a demanda (atendendo à restrição 2) e 1 e 5 destinados para banda de guarda (atendendo à restrição 4). Como o destino da demanda A é o nó 4, também houve a necessidade de reservar o Enlace 2-4, com os mesmos *slots* do Enlace 1-2 (atendendo à restrição 1). É importante observar que todos os *slots* alocados estavam disponíveis (atendendo à restrição 3).

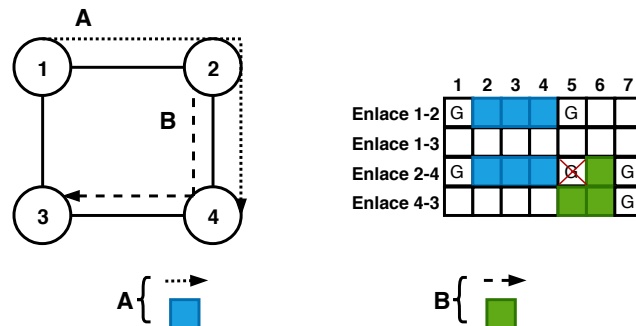


Figura 2.9: Problema do roteamento e alocação de espectro (RSA): Requisições A e B solicitando uma rota na rede (à esquerda) e recursos de espectro (à direita) (Fonte: [54]).

Assim, a solicitação B será bloqueada. Não há *slots* o suficiente para tal demanda. Qualquer tentativa de alocar espectro neste cenário ferirá algum dos princípios do algoritmo. Mesmo sendo necessário apenas dois *slots* de frequência, que poderiam ser alocados nos *slots* 6 e 7, a banda de guarda exigida impossibilita qualquer acomodação. A única forma, então, é esperar que a primeira demanda (A) seja concluída.

Um esquema mais abrangente é ilustrado na Figura 2.10. Nele é possível observar a garantia dos princípios do RSA. Todas as demandas permaneceram contínuas e contíguas em todos os *links* pelos quais elas passaram. Pelo fato de atender duas demandas, a banda de guarda foi necessária nos *links* N_1-N_2 e N_2-N_4 . Já o *link* N_2-N_3 , a demanda 3 (azul) teve que esperar a demanda 2 (verde) ser atendida para não ocorrer sobreposição de espectro.

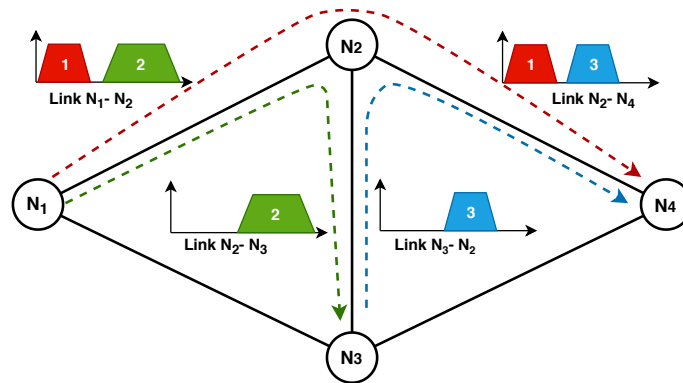


Figura 2.10: Visão geral de um roteamento e alocação de espectro em uma rede EON com quatro nós (Fonte: [53]).

2.3 Transferência de Dados em Massa

Os tradicionais prédios abrigadores dos grandes bancos de dados digitais, também denominados *Datacenters*, geralmente integram uma rede geograficamente distribuída (Figura 2.11) com proporções até continentais. Várias são as operações de comunicação realizadas, das quais duas se destacam: intra-CD e inter-CD (ICD). A primeira é caracterizada internamente ao respectivo CD, já a segunda é efetivada entre dois ou mais CDs. Esta é mais pertinente para este trabalho, pois nela encontram-se as BDTs.

Transferências de dados em massa são volumosas quantidades de informações trafegadas, normalmente, entre CDs de uma rede geograficamente distribuída. Apesar da simples definição, uma BDT ocorre frequentemente de um CD para outro e, a esta operação, é denominada BDT inter-CD.

Exemplos de aplicações que geram BDTs são *backups*, atualizações de softwares e/ou sistemas operacionais, clones de máquinas virtuais e servidores de rede; tornando-se extremamente úteis quando um CD, em função de alguma falha (ou até mesmo desastre), possui informações desatualizadas. Neste caso haverá a necessidade de se fazer uma res-sincronização deste CD, e um conjunto de CDs sincronizados e atualizados farão BDT inter-CD tendo como destino o CD dessincronizado.



Figura 2.11: Distribuição geográfica de CDs da Amazon na rede US26 (Fonte: [55]).

Por se tratar, na maioria das vezes, de aplicações em *background*, uma das principais características de uma BDT é a tolerância ao atraso [56, 57], ou seja, não há restrição de velocidade. Essa peculiaridade permite uma flexibilidade das BDTs em relação ao tempo, sendo necessário apenas um prazo (*deadline*) pré-determinado que define o tempo máximo para a conclusão da transferência demandada. Neste intervalo, a requisição pode: ser paralisada – em detrimento do escalonamento – e reinicializada quantas vezes forem necessárias, ter início a qualquer momento dentro do prazo estipulado e, dependendo deste, levar semanas para ser finalizada. O importante, portanto, é que uma BDT seja concluída dentro do prazo preconizado pelo cliente da rede.

2.3.1 Escalonamento de Requisições

Um dos grandes problemas que a literatura [3, 58, 59, 45] tem dado ênfase refere-se à efetividade de uma BDT inter-CD, ou seja, o agendamento e alocação do espectro de frequência deve acontecer dentro do prazo previsto. Uma das propostas é realizar esta atividade em horários de baixo fluxo de tráfego, tais como no período noturno.

O fato de se tratar como grandes volumes de dados, mesmo com tolerância ao atraso, o escalonamento de requisições pode contribuir para a redução da taxa de bloqueio e aumento das chances de atendimento da BDT [3, 45, 59]. São várias as opções para algoritmos de escalonamento, alguns mais eficientes, outros menos; dependendo das prioridades adotadas. Dentre as opções mais tradicionais, destacam-se:

- *Earliest Deadline First (EDF)*: as solicitações com prazo mais próximo são atendidas primeiramente, ou seja, aquelas que têm menos tempo para serem finalizadas.

- *Shortest Job First* (SJF): neste caso a prioridade são as requisições com menor quantidade de dados.
- *First-In-First-Out* (FIFO): primeira demanda solicitada será atendida primeiro, ou seja, ordem de chegada. Torna-se mais justa quando o prazo é o mesmo para todas requisições.

Definir o melhor escalonamento de requisições, portanto, não é tarefa trivial. Ao priorizar algumas demandas outras, certamente, não serão atendidas. Assim, a taxa de bloqueio descrita na Equação 2.1, torna-se uma métrica relevante para comparar técnicas de escalonamento: quanto menor for a taxa de bloqueio, mais requisições serão atendidas, tornando mais efetivo o algoritmo de escalonamento.

Quando há políticas de *Quality of Service* (QoS) envolvidas ou ambientes com recursos escassos, um escalonamento com políticas de prioridades pré-definidas é uma alternativa viável através de técnicas que analisam a rede e previsões de tráfego. Assim, haverá provimento de reserva desses recursos e menores taxas de bloqueio. Já nos casos em que a QoS está sendo implementada com técnicas de reserva imediata, os resultados tornam-se suscetíveis a altas taxas de bloqueio, inviabilizando esta abordagem [44].

2.3.2 Cross-Layer

Se as redes de comunicação chegaram ao patamar atual de interconexão, muito se deve aos modelos de camadas (ou modelos de referência). Tais modelos foram criados com o objetivo de padronizar tudo que fosse referente às redes: meios de transmissão, equipamentos, roteamento, comunicação fim-a-fim e aplicações [60]. Antes dessa padronização, implantar uma rede de dados era tarefa complexa e cara pois cada fabricante produzia seus equipamentos com padrões próprios. Uma rede, então, era projetada utilizando equipamentos de um fabricante apenas. Após os modelos de referência, cada elemento da rede passou a ter funções preconizadas e todos os fabricantes tiveram que passar a cumpri-las, sendo definidas principalmente pelo *Institute of Electrical and Electronics Engineers* (IEEE). Portanto, cada camada em um modelo de referência tem uma função (ou conjunto de funções) bem definida e independente das outras camadas.

Atualmente, entretanto, este modelo tem se mostrado inflexível. O fato de cada camada ter uma função, faz com que ela se torne, de certa forma, isolada das outras; o que, de fato, era o objetivo inicial [60]. O aspecto desse isolamento tem sido estudado com ênfase pela academia [61, 62, 63] e os resultados têm mostrado que, quando uma camada obtém informações de outra(s), determinado problema pode ser tratado com mais facilidade. Esta técnica desenvolvida para que uma camada tenha ciência de alguns atributos das outras camadas, adjacentes ou não, dá-se o nome de *Cross-Layer*.

A camada de rede tem sido um dos principais alvos destes estudos e pode melhorar esquemas de roteamento caso saiba as limitações em um meio de transmissão (camada física) [61] ou também pode dedicar-se melhor para aplicações com maior prioridade possibilitando melhores taxas de *Quality of Transmission* (QoT) e menores taxas de bloqueio [3, 62]. Uma webconferência entre gestores de uma reputada instituição, por exemplo, dificilmente é menos importante que um filme ou jogo *online*. As redes sem fio também foram explicitamente beneficiadas com o conceito de *Cross-Layer* [63, 64], já que o meio de transmissão é mais propenso a instabilidades.

A metodologia do *Cross-layer* é, então, fundamental para o tema a seguir pois ela realiza otimização entre as diversas camadas viabilizando maior flexibilidade das mesmas considerando as limitações, por exemplo, do meio físico [65].

2.3.3 Algoritmo AARSA

Como descrito na Subseção 2.2.4, o RSA tem sua importância para as EON no sentido de acomodar demandas da melhor maneira possível em *slots* de frequência em um sistema distribuído de CDs. Entretanto, estudos [2, 3, 54] vêm mostrando que soluções aperfeiçoadas do algoritmo são viáveis. O *Application-Aware Routing and Spectrum Allocation* (AARSA) foi, então, desenvolvido com o objetivo de melhorar o atendimento de aplicações, aprimorando a ideia central do RSA e permitindo que a camada de rede tenha ciência da aplicação utilizada, diferenciando umas das outras. Dessa forma a taxa de bloqueio das demandas BDT tende a reduzir [3].

Após receber um lote de requisições, o primeiro passo do AARSA (Figura 2.12) é combinar todos os grupos possíveis de três CDs. Esta quantidade é estimada como ideal para ressincronização de CDs identificados com alguma falha [2]. Os k menores caminhos são obtidos a partir destes subconjuntos e, em seguida, é necessário identificar como estes caminhos serão ocupados averiguando a largura de banda necessária para os mesmos. Duas condições são impostas: para que as capacidades máximas do BVT e dos caminhos não sejam ultrapassadas. Em seguida são verificadas as demais restrições do RSA e a demanda é aceita caso haja recursos e bloqueada caso contrário.

2.4 Eficiência energética com foco em EON

De acordo com [13], existem dois grandes grupos de trabalhos para propor soluções energéticas nas redes de núcleo: *Energy-Proportional*, no qual um equipamento consome energia de maneira proporcional a sua utilização de carga e/ou velocidade [19], e *sleep mode*, onde o equipamento tende a ser desligado quando não é utilizado [36].

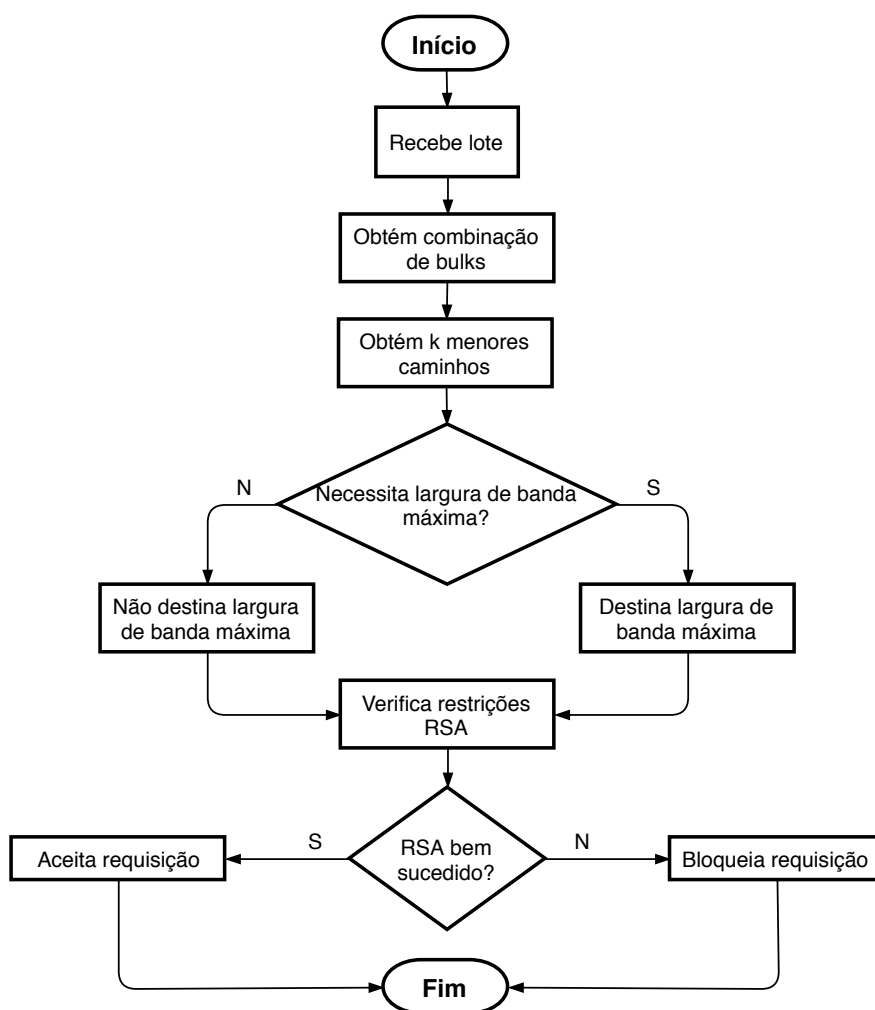


Figura 2.12: Fluxograma do algoritmo AARSA (Fonte: [54]).

Ainda com base em [13], o alto consumo energético está presente nos principais componentes da rede óptica tais como transmissores, receptores, comutadores e amplificadores. Outras pesquisas encontradas na literatura [22, 23] demonstraram que a utilização do *sleep mode* tem sido uma boa alternativa que provê a redução do consumo energético dos equipamentos da rede mantendo as taxas de transmissão, ou seja, um aumento da eficiência energética; fazendo com que esta técnica seja a base deste trabalho no que tange eficiência energética. Contudo, é importante ressaltar a diferença de alguns termos específicos tais como a própria eficiência energética, custo, consumo e economia de energia.

Eficiência energética é a forma com que desempenhamos um serviço usando a menor quantidade de energia possível, ou seja, a relação entre quantidade de energia empregada e disponibilizada [66]; sendo efetivada, portanto, quando são adotadas técnicas para utilizar o equipamento em sua plenitude consumindo menos energia. Uma ação simples é a aquisi-

ção de equipamentos que consumam pouca energia e realizam suas respectivas atribuições com qualidade. Esta abordagem vai de encontro ao conceito de *energy-proportional*, descrito anteriormente, ou seja; à medida que a utilização deste equipamento aumenta (ou diminui), sua energia gasta também aumentará (ou diminuirá). Assim, mesmo sendo categorizados por [13] como metodologias de eficiência energética distintas nas redes de núcleo, tanto *Energy-proportional* quanto *sleep mode* são conceitos que se complementam.

O custo de energia nada mais é que o preço da eletricidade, o valor monetário cobrado pela concessionária de energia [35], que varia de acordo com o local e a quantidade consumida; e o consumo, por sua vez, é a quantidade de energia necessária para que o equipamento funcione adequadamente [66]. Assim, economia de energia ocorre quando os equipamentos consomem menos e tornando, conseqüentemente, o custo menor, caracterizando uma relação direta entre estes os dois conceitos: para ter baixo custo é necessário economizar energia. Mas, economia não acarreta, necessariamente, em eficiência energética. Se um equipamento ficar desligado em período integral haverá baixo (ou nenhum) consumo de energia. Isso gera economia e baixo custo, entretanto não há eficiência energética neste caso pois o equipamento desligado não executará suas atribuições.

Em relação às unidades de medida pertinentes a este trabalho, a potência de um equipamento, medida em *Watt* (W), multiplicada pela quantidade de tempo (em horas), dá origem à unidade de medida do consumo energético: o *Watt-hora* (Wh), equivalente a 3600 Joules^1 (J) [67], unidade esta adotada para este trabalho, percorrida majoritariamente no modelo de eficiência energética definido na Subseção 2.4.2. Portanto, a potência de um equipamento tem influência na medição do consumo energético que, por sua vez, é medido em kWh pelas concessionárias e o custo (tarifa) é cobrado baseado nesse consumo, expresso na mesma unidade [35, 67].

2.4.1 *Sleep Mode*

De acordo com [32], um servidor *Dell Power Edge R720* consome $112 W$ de potência em estado ocioso e $365 W$ quando está em atividade. Esta técnica, denominada *sleep mode*, pode ser considerada de maneira análoga aos equipamentos das redes ópticas. O foco da eficiência energética está nos equipamentos ociosos, desligando ou colocando em modo de espera os dispositivos que não estão sendo utilizado no momento para economizar energia [13]. Por convenção vamos considerar modo de espera e *sleep mode* como sinônimos.

Para efetivar, então, a técnica de *sleep mode*, pode ser necessário o redirecionamento de tráfego dos equipamentos a serem desligados para aqueles que serão utilizados [68, 69]. Estes certamente irão atuar em suas capacidades máximas ou próximas disto. Assim,

¹ J corresponde à energia total consumida por um equipamento de $1 W$ durante segundo.

a decisão de quais equipamentos serão utilizados requer um gerenciamento coordenado e pode não ser tarefa simples. Mecanismos centralizadores, com conhecimento da rede que implementem sinalização no aumento ou redução do tráfego são pertinentes para que hajam taxas de bloqueio reduzidas.

Um algoritmo capaz, então, de gerenciar o modo de energia dos equipamentos é necessário [13] e ele deve considerar custos de reconfiguração, pois alterações frequentes dos equipamentos ativos diminui a confiabilidade e dificulta o alcance das possíveis metas de QoS. Porém, quando um nó entra no modo de espera, ele não aceita tráfego na mudança de estado, mas ainda é capaz de lidar com o tráfego associado a percursos ópticos ativos já estabelecidos [36].

Mecanismos de controle para a realização do *sleep mode* são ainda pouco estudados mas há registro em [36] de duas abordagens, a saber:

Sleep Mode Signaling (SM): o nó avisa seus vizinhos que entrará em modo de suspensão. Esta tentativa pode ser frustrada caso algum vizinho já esteja em *sleep mode* ou se algum vizinho tiver apenas um outro vizinho em modo ativo.

Adaptive Sleep Mode (ASM): faz com que os limites de entrada e saída do modo de suspensão variem conforme o desempenho da rede pois, quando fixos o consumo energético diminui porém tende a aumentar a taxa de bloqueio.

Portanto, o *sleep mode* aumenta o grau de complexidade da rede e a tendência é que proporcione resultados expressivos em topologias com mais enlaces [19] pelo simples fato de haver mais possibilidades de canais para receber tráfego em maior densidade.

Transições de Estado

Existe também a necessidade de considerar as transições de estado (modo *sleep* para *wake* e vice-versa). De acordo com [68], as transições consomem tempo e energia devendo, portanto, serem consideradas e transições desnecessárias tendem a desperdiçar energia e diminuir o tempo de vida do equipamento. A Figura 2.13 mostra um diagrama de estados baseado em [70] e adaptado para a atuação na solução proposta neste estudo. Nela, verificam-se os estados *off*, *wake* e *sleep*, além das transições possíveis entre eles, associados respectivamente ao tempo que levam para ocorrer.

Em algumas transições de estado, o consumo de energia é suficientemente pequeno e, por isso, é considerado como desprezível [70]. O tempo gasto na transição que é levado em consideração neste trabalho, diz respeito à transição entre os estados *off-wake*, equivalente a $125\mu s$, que ocorre quando o comutador óptico é ativado para obter o máximo do seu consumo, e por isso leva mais tempo do que o caso da transição *sleep-wake*, que ocorre em $0,760\mu s$.

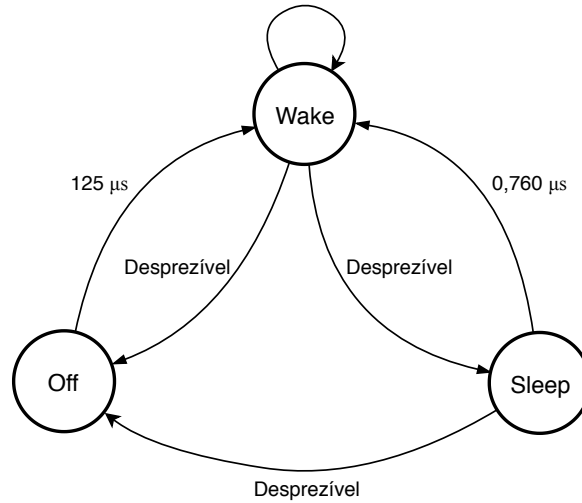


Figura 2.13: Diagrama de estados com as transições possíveis de um nó com *sleep mode*.

2.4.2 Modelo de Eficiência Energética EON

Para mensurar o consumo energético de uma EON, é necessário ter noção do consumo de seus principais componentes incluindo suas funções auxiliares no processo é necessária [13]. Dentre os componentes temos transmissores e receptores (BVTs), amplificadores (EDFAs) e comutadores (BV-WXCs). Cada um deles têm suas funções auxiliares – também chamadas de contribuições indiretas – para controlar o gerenciamento e temperatura dos mesmos; sendo, portanto, relevantes para os cálculos.

Outras nuances também devem ser consideradas. Estimativas [71] mostram que o consumo energético dos dispositivos pode mudar com o tempo e, portanto, a mensuração exata torna-se mais complexa. Além disso, os fabricantes geralmente fornecem consumo típico ou de pico. Esses fatores tornam as projeções mais imprecisas perante a constatação de que equipamentos EON ainda não são fabricados comercialmente, contribuindo para a alta complexidade de se determinar o modelo de eficiência energética ideal.

Entretanto, propostas para as redes elásticas vêm sendo realizadas pela academia [32, 34, 36, 37, 72] com tendências convergentes para cálculos principalmente de somatório da energia consumida pelos BVTs, BV-WXCs e EDFAs; com adoção, inclusive, de parâmetros mais coerentes para medição de eficiência energética tais como *bits/J*, demonstrado mais adiante na Equação 2.7.

Potência do BVT (P_{BVT}): para representar o BVT, os cálculos foram baseados em um *transponder* CO-OFDM.

$$P_{BVT} = 1,683 * TR + 91,333 \quad (2.2)$$

Onde TR representa a taxa de transmissão, em Gb/s ; 1,683 representa um fator de sobrecarga, além de 91,333 W que é adicionado quando o *transponder* estiver ocioso. A unidade de medida para P_{BVT} é em W .

Potência do OXC (P_{OXC}): é calculada em função do grau de conexão do nó e a quantidade de canais.

$$P_{OXC} = N * 85 + \varepsilon * 100 \quad (2.3)$$

Onde N representa o número de fibras conectadas ao equipamento, sendo 85 a potência de cada conexão em W ; ε , a quantidade de canais, sendo 100 a potência por canal, em W . A unidade de medida para P_{OXC} é dada em W .

A partir da Equação 2.2 (e com base em [34, 37]) dá-se origem ao consumo energético do(a): caminho óptico (Equação 2.4), requisição de tráfego (Equação 2.5), total da rede (Equação 2.6) e, conseqüentemente, eficiência energética desta rede (Equação 2.7).

Potência total de um *lighpath* (P_{LP}): obtido por meio do somatório da potência dos *transponders* (BVTs), comutadores (BV-WXCs) em operação e amplificadores (EDFAs), geralmente instalados a cada 80 km do *link*.

$$P_{LP} = P_{BVT} + \sum_{i=1}^C P_{OXC} + \sum_{j=1}^A P_{EDFA_j} \quad (2.4)$$

Onde C representa o conjunto de comutadores ópticos e A , o de amplificadores. Cada um destes possui uma potência (P_{EDFA}) padrão de 100 W . A unidade de medida para P_{LP} é dada em W .

Consumo de uma requisição de tráfego (C_{req}): é o somatório da potência de todos os *lighpaths* multiplicada pelo *holding time* (h) da requisição i .

$$C_{req} = \left(\sum_{i=1}^L P_{LP_i} \right) * h_i \quad (2.5)$$

Onde L representa o conjunto dos caminhos ópticos utilizados pela requisição i . A unidade de medida para C_{req} é dada em J .

Consumo total da rede (C_{total}): é, então, o somatório consumido para todas requisições de tráfego.

$$C_{total} = \sum_{i=1}^R C_{req_i} \quad (2.6)$$

Onde R representa o número das requisições de tráfego atendidas e a unidade de medida para C_{total} é dada em J .

Eficiência Energética da rede (*EnEff*): e, por fim, a eficiência energética é o quociente entre os dados transmitidos (em *bits*) e o consumo total da rede (Equação 2.6). Assim, a unidade de medida para *EnEff* é dada em *bits/J*.

$$EnEff = \frac{TotalDeDadosTransmitidos}{C_{total}} \quad (2.7)$$

E o total de dados transmitidos (numerador da 2.7) é simplesmente o quociente entre a largura de banda do canal (em *bits/s*) e o *holding time* (em segundos) da requisição.

É importante ressaltar que, no contexto de *sleep mode*, o modelo aqui descrito considera o pleno funcionamento dos equipamentos, ou seja, não estão em modo de espera. A aplicação do *sleep mode* nesta modelagem ocorre na Equação 2.4. Nela é adicionada um fator β_i para ponderar a energia na potência dos comutadores, conforme Equação 2.8. No trabalho de [36], este fator foi padronizado como 0,3, ou seja, no modo de espera o comutador atua a 30% de sua capacidade máxima. Na ausência do *sleep mode*, $\beta_i = 1$.

$$P_{LP} = P_{BVT} + \sum_{i=1}^C \beta_i P_{OXC}^{op} + \sum_{j=1}^A P_{EDFA_j} \quad (2.8)$$

Há, também, outros registros na literatura para o valor estipulado de β_i , variando entre 10% [69] e 25% [68], todos definidos na etapa de experimentação das pesquisas.

2.4.3 Abordagem BDT

A taxa de bloqueio pode aumentar quando se dá preferência para requisições com grandes demandas, como é o caso das BDTs. De acordo com [35], as operadoras de serviços em nuvem concentram esforços de eficiência energética nos CDs e não na infraestrutura da rede. Devido a restrições de hardware, pode ser difícil calcular o consumo energético de um servidor mesmo quando a energia gasta é proporcional à carga de trabalho do mesmo e a utilização de técnicas para virtualização contribuem com menores custos energéticos. Mas pelo fato de se poder controlar os nós de uma rede (ativos ou não), é possível obter boas proximidades nos cálculos do gasto energético [35].

Entretanto, poucos estudos têm se dedicado à temática eficiência energética de uma BDT e suas características peculiares tais como alto consumo de energia, representação de boa parte das demandas ICD e tolerância a atrasos tornam este tipo de transação passível de maiores investigações.

2.5 Resumo Conclusivo

Dividido em quatro tópicos principais; Engenharia de Tráfego (Seção 2.1 Redes Ópticas Elásticas (Seção 2.2), Transferências de Dados em Massa (Seção 2.3) e Eficiência energética com foco em EON (Seção 2.4), este capítulo elencou cada conceito pertinente ao desenvolvimento deste trabalho. A organização dos subtópicos manteve-se coerente à proposta.

Dentre os conceitos sobre Engenharia de Tráfego relevantes para este trabalho foram destacados: unidade de dimensionamento da intensidade de tráfego, taxa de bloqueio, além de tipos e reservas de tráfego.

A seção das Redes Ópticas elásticas discorreu acerca dos princípios da arquitetura, equipamentos, agregação de tráfego e o problema RSA.

Já na seção referente às Transferências de Dados em Massa, foram pautados conceitos de CD, Replicação, Escalonamento de Requisições, Tipos de Falhas, *Cross-Layer* e, principalmente, o Algoritmo AARSA, que será fundamental para estruturar proposta descrita no Capítulo 4.

E, por fim, o tópico sobre Eficiência Energética com foco em EON relatou as principais técnicas para melhorar a relação consumo de energia e capacidade do meio. Atenção proposital foi dada ao *sleep mode* e ao modelo de eficiência energética que também irão compor a proposta para atingir os objetivos deste trabalho.

Capítulo 3

Revisão da Literatura

Este capítulo faz um levantamento bibliográfico das referências e trabalhos relacionados identificados na literatura em busca do estado da arte no que tange as transferências de dados em massa cientes de eficiência energética em EON. Para tal, a temática foi subdividida nas seguintes seções: Transferências de dados em massa e Eficiência energética em EON.

Há de ressaltar que, por se tratar de assuntos com questões diversas a serem estudadas e aprimoradas, foram registradas literaturas diversificadas focadas, especialmente, nos temas: eficiência energética em EON, eficiência energética em BDT ou BDT em EON; pois não encontrou-se na literatura estudo sobre a alocação energeticamente eficiente de BDTs em EON.

3.1 Transferência de Dados em Massa

Diversos são os trabalhos que tratam de BDTs, inclusive nos cenários EON, transferências ICD e custo (*i*) da largura de banda com objetivos de redução da taxa de bloqueio e (*ii*) energético.

O foco de [35] é minimizar o custo da energia das BDTs inter CDs distribuídos geograficamente. Nele, os autores contextualizam o quanto as BDTs consomem energia nas transações em *Cloud Service Providers* (CSP) e que o fato de haver tolerância ao atraso pode viabilizar a eficiência energética. O trabalho, portanto, considera: características operacionais dos CDs, a grande tolerância ao atraso de uma BDT e o preço da eletricidade local. Assim, é proposta a formulação de um problema na minimização do custo, desenvolvida uma proposta em duas etapas na qual a primeira busca uma divisão ideal da demanda, para cada BDT, ao longo dos *slots* de tempo e a segunda etapa calcula a rota ideal e uma previsão para cada demanda. Avaliações com preço de eletricidade e

rede mostraram que o método pode oferecer reduções significativas nos custos de energia relacionados às BDTs inter-CD, além de alta eficiência em computação.

É importante ressaltar que [35] objetiva custo energético e não o consumo. Além disso, possui um modelo energético questionável que prioriza estritamente os custos das transferências, com medição monetária da energia conforme o horário do consumo. Portanto, tem objetivos diferentes deste trabalho.

Os autores de [56] tentam resolver o problema de consumo na largura de banda e custo de transmissão ICD empregando *Integer Linear Program* (ILP) em um algoritmo de agendamento da BDT tirando proveito da característica de tolerância a atraso das mesmas, utilizando largura de banda dinamicamente para obter êxito nas transferências. Técnica de tempo expandido é utilizada para transformar o problema de rede dinâmica em múltiplos fluxos de uma rede estática paralelamente à alocação e roteamento da largura de banda. Simulações em um CD real demonstraram melhora na utilização de recursos e diminuição do tempo de BDT.

Já em [57], os autores apresentam uma solução de otimização para minimizar custos operacionais do tráfego ICD com armazenamento em nós intermediários. Para tal, a transmissão foi restringida em um modelo com intervalo de tempo no intuito de viabilizar um modelo expandido no tempo. Como resultado foram mostradas vantagens e desvantagens do método de armazenamento e encaminhamento com finalidade de minimizar os custos de tráfego ICD.

Em [55] os autores analisam custo e desempenho de uma rede EON inter-CD composta por vários tipos de CDs com base no problema de provisionamento das requisições em serviços de nuvem; onde os custos foram baseados em dados oferecidos pela *Amazon Web Services*. As simulações foram realizadas de tal forma que a operadora utilizasse rede própria e CDs em nuvem. Os resultados mostraram que os custos podem ser minimizados e a eficiência maximizada caso sejam utilizadas políticas de alocação adequadas, além de mostrar os tipos de CDs mais adequados para serviços em nuvem diversos.

A ideia de custos reduzidos continua em evidência com [58], que propõe BDT entre ISPs comerciais aproveitando largura de banda paga fora do horário de carga máxima, aproveitando baixo tráfego e custo reduzido. Se beneficiando de pequenas diferenças no fuso horário, já que a rede simulada se encontra presente em três continentes, os autores demonstraram grandes possibilidades de aproveitamento da capacidade na largura de banda. Foi observado que com maiores diferenças de fuso horário há a necessidade de armazenamento e encaminhamento de nós intermediários. Assim, os resultados se mostraram bastante promissores, já que a técnica possibilita grandes transferências com custo adicional quase nulo.

Com o foco, agora, em replicação de dados, [73] propõe um esquema de migração

eficiente para armazenamento em sistemas distribuídos, que complementa algoritmos gerenciáveis de replicação para redes geograficamente distribuídas. A intenção é minimizar o tempo de cópia, evitar congestionamento e aumentar a disponibilidade dos dados. Os resultados mostraram que, comparado a propostas similares, a proposta dos autores reduz o tempo na criação de réplica em 30% e o tráfego da rede em 25%.

Em [4], são propostos algoritmos de otimização de roteamento estático e atribuição de espectro para solicitações de transferência de dados em massa com prazo determinado em redes ópticas. Assim, os autores propõem duas vertentes: ILP e algoritmos heurísticos combinando estratégias de agendamento e algoritmos RSA. Neste caso, os resultados mostraram que os algoritmos baseados em uso de recursos com menor espectro tiveram o mesmo desempenho que a ILP, porém consumindo menos tempo computacional.

Roteamento ciente da aplicação também tem sua importância, conforme [2, 3]. No primeiro, é proposta uma solução RSA ciente de aplicação, AARSA; com simulações em uma rede ICD e comparação de desempenho do roteamento com e sem ciência da aplicação, utilizando *Multiple Bulk Data Transfer* (MBDT). Em complemento, no segundo, os resultados demonstraram que o roteamento ciente de aplicação proporciona 70% na eficiência em relação ao seu oposto e, o mais importante, sem aumentar a taxa de bloqueio; sendo a referida eficiência considerada como o número de ressincronizações realizadas com sucesso. Para tal, foram apresentadas três soluções de roteamento e atribuição de espectro ciente de aplicação. Esta proposta proporcionou, também, um maior aproveitamento de espectro de BVTs.

Em [74] é elaborada uma estrutura de controle para que EONs suportem serviços sem necessidade de reserva imediata e um algoritmo *Re-Provisioning Optimization* (RPO). Nas simulações, foi constatado que estas técnicas são necessárias pois os resultados demonstraram que o RPO pode reduzir o atraso inicial e a taxa de bloqueio das aplicações com reserva imediata.

Já [75] investigou BDTs com prazos definidos para restituir fragmentos do espectro em uma EON. Assim, formulou-se um modelo de *Mixed Integer Linear Program* (MILP) para otimização *off-line* com dois objetivos: maximizar a porcentagem média de transferências e minimizar transferências incompletas. Para cada um destes, foram propostos dois algoritmos de provisionamento dinâmico, cada qual com a intenção de atingir esses objetivos. Os resultados das simulações mostraram que os algoritmos podem otimizar as transferências, acarretando na efetiva revitalização dos fragmentos e melhor utilização do espectro.

Em [76] os autores fazem um estudo do problema de roteamento, modulação e atribuição do espectro de BDT em EON. Para isso um modelo de transferência dos recursos foi projetado contendo informações do estado dos recursos como, por exemplo, espectro e

tempo. Um algoritmo heurístico *Routing Modulation and Spectrum Assignment* (RMSA) dinâmico com utilização máxima de recursos foi proposto no intuito de transferir fluxo dos dados atendendo restrições de prazo. Para aumentar a utilização do espectro, os autores forneceram uma estratégia de proteção que libera recursos de maneira gradativa. Os resultados mostraram redução da probabilidade de bloqueio com alta utilização de espectro e baixa fragmentação.

A respeito do tráfego BDT, [59] propõe um *framework* para agendar requisições com desempenho superior às estratégias de algoritmos preemptivos e não preemptivos em redes ópticas, considerando a interferência do atraso de reconfiguração e tempo de ativação dos dispositivos na metodologia desenvolvida. Por outro lado, janelas flexíveis (com tamanhos variados) são exploradas em [45] para impedir que qualquer requisição já alocada completamente seja interrompida por solicitação de provisionamento ou reprovisionamento. Assim, quanto maior a janela, menor é a taxa de bloqueio, embora haja registro no aumento do atraso para atendimento, não sendo recomendável janelas maiores com tráfego sensível ao atraso.

Já em [44] a ciência do tempo de espera da requisição contribui para melhores decisões e aumentar a alocação de recursos e, conseqüentemente, aprimoram a QoS. O tráfego é tratado como estático e dinâmico. São feitas reservas imediata e antecipada no sentido de estipular recomendações para transferir grandes quantidades de tráfego com janela flexível, configurando-se a duração da demanda e opções para definição (ou não) do tempo inicial das solicitações.

3.2 Eficiência energética em EON

Com um modelo de eficiência energética em EONs, [32] propõe duas abordagens: uma considerando apenas CDs e outra mesclando CDs e *Transponder* (TP). Ambos foram submetidos a um algoritmo de *Traffic-load Balancing* (TB). O esquema proposto (*DC and TP energy aware* – DC&TP-EA) obteve alto grau de eficiência energética em relação aos comparados. Ainda neste trabalho, os autores constataam que eliminando (i) o consumo de energia ociosa em um CD e (ii) o consumo de energia indireta dos TPs, ajudará muito no projeto de uma EON eficiente em energia e faz, também, uma demonstração de consumo da energia baseada no tráfego.

Já em [77], é identificada a alta ineficiência energética dos BVTs tradicionais, principalmente em momentos de ociosidade e propõe um novo BVT, denominado *Sliceable Bandwidth-Variable Transponder* (SBVT) para minimizar tal problemática, corroborando com os resultados de [32]. Portanto, [32] torna-se relevante em detrimento da proposta de

algoritmo apresentada, no qual obtém eficiência energética com ganho de 30% em média mesmo com o aumento da carga de tráfego.

Assim como [77], [78] identifica a ineficiência energética dos BVTs e faz um estudo de agregação de tráfego com eficiência energética em SBVT e EON ciente de *Internet Protocol* (IP). Para tal, propõe-se três modelos de SBVTs. Para cada um deles, foi desenvolvido um ILP para agregação de tráfego com minimização de energia e seus respectivos algoritmos heurísticos. Foi observado que (i) os SBVTs conseguem economizar energia de maneira significativa, (ii) a economia de energia não tem um crescimento proporcional ao aumento de *slices* do *transponder* e (iii) para que haja redução no consumo de energia, a agregação da camada elétrica deve trabalhar juntamente à agregação da camada óptica quando se trata de IP sobre *acrshortEON*. Entretanto, bandas de guarda também são consumidas pelo *transponder*, aumentando o consumo de energia dos amplificadores.

Dando continuidade à problemática de [78], [79] propõe um algoritmo desenvolvido em grafos para endereçar agregação da camada eletro-óptica em um cenário dinâmico. Os autores propuseram, também, um modelo de reserva espectral tornando a utilização do *transponder* mais eficiente. Assim, compararam-se algumas políticas para agregação de tráfego em dois modelos de reserva espectral com topologias distintas e diferentes provisões de recursos. Simulações mostraram que a eficiência das políticas depende dos parâmetros e demandas da rede. A comparação entre os esquemas de reserva para (i) cada *lightpath* e (ii) para cada par de nó, evidenciou que o (i) obteve êxito perante o (ii) tanto no que tange o uso do espectro quanto no uso do *transponder*.

Agregação óptica e elétrica operando em conjunto a solicitações *multicast* podem resultar em economia significativa de espectro e energia através da redução do consumo de BVTs e BV-WXCs [80]. Neste trabalho, os autores relatam valores específicos nos gastos energéticos de equipamentos relevantes, tais como o EDFA [52].

Os resultados de [81] mostraram que a modulação adaptativa pode proporcionar uma eficiência energética de 34% quando comparada a outros trabalhos. Neste trabalho, com análise prévia em [12], demonstrou-se que o roteamento e alocação de espectro baseado em modulação adaptativa pode gerar resultados positivos no que tange à eficiência energética.

Em [24] são introduzidos valores de consumo energético tanto de redes ópticas convencionais (WDM) como baseadas em OFDM. Para tal, os autores incluem valores do consumo energético dos elementos da rede e algoritmos heurísticos foram propostos para resolver tanto o problema do *Routing and Modulation Level, Spectrum Allocation* (RMLSA) quanto o RWA. Os resultados mostraram que as redes OFDM flexíveis são mais eficientes para redes de proporções continentais com alto tráfego, tanto em taxa de bloqueio quanto em eficiência energética, quando comparada às tradicionais WDM.

Apresentando um melhoramento de [24], [34] faz uma proposta semelhante, entretanto em cenário dinâmico, no qual as requisições e conexões acontecem aleatoriamente, demonstrando um ambiente mais realístico. Foram utilizados dois cenários com diâmetros de 800 km (*DT Network*) e 7000 km (*GÉANT2 Network*). Na *DT Network* a eficiência energética da melhor opção em WDM se manteve equivalente à proposta elástica praticamente o tempo todo, embora esta última obteve taxas de bloqueios menores. Na *GÉANT2 Network*, por sua vez, a opção elástica se mostrou mais eficiente tanto em termos de energia quanto em taxa de bloqueio.

Já [82] elabora uma proposta para resolver o problema RMLSA com ênfase em eficiência energética, considerando o consumo de energia dos roteadores. O algoritmo proposto tem eficiência energética de 34% e uma bloqueio cerca de 100 vezes menor comparado à proposta de [34]. É pertinente ressaltar que essa taxa de bloqueio foi registrada para cargas de tráfego com, até, 100 Erl. Com 150 Erl, o bloqueio da proposta apresentou-se 10 vezes menor, aproximadamente. As taxas de bloqueio se apresentaram equivalentes com carga de tráfego de 300 Erlangs ou mais.

Em [25] os autores criaram uma modulação adaptativa com garantia de desempenho da transmissão em EONs verdes. Os resultados da simulação demonstraram que a modulação adaptativa multinível desempenha um papel maior na economia do espectro em comparação com a melhoria da eficiência energética para o desenvolvimento de EONs verdes.

Em [72] é proposto um modelo de consumo energético para redes ópticas elásticas. Foram analisadas as proteções de *paths* dedicados e compartilhados, utilizando 6 tipos de modulação com tráfego estático. Além do RMLSA, os autores propuseram dois algoritmos: *Spectrum Efficient RMLSA* (SERMLSA) e *Allowing n fragments SERMLSA* (AnSERMLSA). Enquanto o primeiro é pautado na premissa de que não sejam criados fragmentos desnecessários, o segundo considera produzir fragmentos limitados no intuito de economizar energia. Os resultados provaram que o SERMLSA: consome, aproximadamente, 31% de energia a menos que o RSA; não gera fragmentação extra ao alocar recursos, quando comparado aos outros propostos; entretanto, o RMLSA sobressai em termos de eficiência energética. O AnSERMLSA demonstrou consumo de energia em detrimento de fragmentos desnecessários e a proteção de *paths* compartilhados e, em comparação aos *paths* dedicados, obteve pouca eficiência energética e de espectro.

Em [52] é proposto um cenário de solicitação para uma transferência de dados em massa no sistema de transmissão óptico OFDM e; manipulando alguns parâmetros do transmissor, tais como subportadoras alocadas, potência do sinal no BVT e nível de modulação; com o objetivo de minimizar o custo operacional de uma solicitação BDT. Assim, foi demonstrado que a produção de um custo mínimo é viável com benefícios de

eficiência energética.

Já [50], que tem sua fundamentação em [52], propõe uma estratégia de transmissão adaptativa pra sistemas ópticos elásticos CO-OFDM, almejando otimizar operações pertinentes ao consumo do espectro e de energia para a transmissão de demandas a uma taxa de dados requerida. Assim, desenvolveu-se (i) um método com baixa complexidade de computação e pouca dependência do canal e (ii) simulações que consideraram um cenário com BDT em EON. Assim os autores demonstraram que o modelo proposto pode determinar com precisão o desempenho de uma transmissão em sistemas ópticos elásticos CO-OFDM caso escolha-se de forma ajustável: a potência de transmissão, a largura do espectro e o esquema de modulação. Dessa forma, obteve-se um bom desempenho se comparado a outros modelos.

Baseado em [50], [21] formula um problema de otimização para alocar um conjunto de *lightpaths* de acordo com diversas características da rede que são combinadas para determinar o consumo mínimo de energia. Dentre estas características, destacam-se: nível de modulação, largura de banda, percurso e potência de transmissão óptica em cada *lightpath*. Para reduzir a complexidade computacional (NP-completo), os autores propuseram um método que consome menos iterações de busca, obtendo melhor desempenho e economia de energia.

Em [83] foi avaliado o impacto do tráfego em função da variação de horário a fim de reduzir a energia consumida nos momentos que acontecem *backups*, adaptando a taxa necessária à largura de banda exigida. Os testes foram realizados nos paradigmas *Single Line Rates* (SLR), *Mixed Line Rates* (MLR) e EON. Os resultados evidenciaram que o último, principalmente em condições de tráfego elevado, obteve maior eficiência energética, em torno de 27%.

O crescente número de soluções propostas na literatura para lidar com o desafio da eficiência energética exploram principalmente a aplicação da técnica de *sleep mode* [36, 69, 68] e grafo auxiliar [37]. Em [36] é definido o limite de consumo em 30%, aproximadamente, quando um nó está no modo de espera. O consumo em cada nó da rede ajusta-se conforme a demanda para alterar o seu estado, isto é, quando o tráfego aumenta, diminui-se o limite de consumo; caso contrário, aumenta-se esse limite. Os autores também propõem uma média de tráfego recente para definir se muda de estado ou não.

Já [69] considerou o limite de 10% do consumo total, bem como o consumo durante as transições do estado *wake* para *sleep*. Houve também definição para o tempo de transição (0,45 ms adotados pelos autores) que, se for maior do que o tempo no qual o nó ficará em modo de espera, então o modo *sleep* gerará desperdício de energia, já que a transição é também consumidora. A ideia é acumular o tráfego para que não entre no modo *sleep*

por pouco tempo.

Com ideia semelhante, [68] propõem manter um nó em modo *sleep* por mais tempo. Dispositivos que são ligados e desligados várias vezes podem falhar, segundo esses autores. Assim foi realizada uma análise de vida útil e confiabilidade nos equipamentos que ficam em *sleep mode*. O fator de aceleração do tempo de vida útil é, então, calculado baseado em variações da temperatura do equipamento em *wake* e *sleep mode*. Em teste de simulação, um EDFA foi utilizado a 25% de sua eficiência máxima em estado de *sleep mode*. Os outros equipamentos foram testados na capacidade máxima de energia.

A abordagem de [37] mostra uma redução em 54% da taxa de bloqueio e 10% a menos no consumo energético com uma proposta de grafo auxiliar composto de técnicas com agregação elétrica e óptica para reduzir a utilização dos dispositivos (*transponders* e comutadores) presentes na topologia. Outros resultados relevantes, tais como [23] e [22] mostram que a eficiência energética pode ser melhorada entre 40% a 60% usando os princípios do *sleep mode* em Redes Ópticas Passivas: colocar o nó em modo de suspensão quando não houver tráfego de entrada ou saída do comutador.

3.3 Trabalhos de Referência

Nesta revisão de literatura observou-se que nenhum dos trabalhos que lidam com eficiência energética tratam diretamente do tráfego BDT. Dessa forma, neste trabalho há três focos principais a fim de atingir os objetivos propostos: (i) Redes Ópticas Elásticas, (ii) Transferência de Dados em Massa e (iii) Eficiência Energética. Como (i) já é considerado um tema consolidado, deu-se preferência para considerá-lo apenas nos conceitos básicos no Capítulo 2. Assim, a consolidação dos objetivos propostos na Seção 1.3 vinculou (ii) e (iii) com, respectivamente, as seguintes referências:

- [2, 3]: apresenta os algoritmos AARSA, *Application-Aware Routing and Spectrum Allocation Extended* (AARSAE) e Máximo de Ressincronizações (MR) que viabilizam requisições BDT em um ambiente EON [2] e com escalonamento [3]. Foram estas referências que deram origem à proposta do *Application-Aware Routing and Spectrum Allocation Extended with Window* (AARSAEW) e EEABE, detalhados no próximo capítulo.
- [13]: é referência em eficiência energética para redes de núcleo tanto WDM quanto EON, explica com propriedade acerca de conceitos fundamentais para este trabalho, dentre eles *sleep mode* e *energy-proportional*.
- [35]: apesar de não apresentar um modelo de eficiência energética, torna-se interessante a partir do momento que os autores propõem amenizar custo energético

utilizando BDT. Pode ser complementado para focar eficiência energética ao invés do custo.

- [36, 37, 68, 69]: se caracterizaram como os estudos mais detalhados referentes ao *sleep mode*, técnica de eficiência energética implementada no EEABE.
- [44, 45, 59]: os conceitos e aplicações demonstrados nestes trabalhos referentes a janelas flexíveis, agendamento e reserva de recursos e provisionamento de tráfego, foram trabalhos determinantes para a concepção e implementação da janela de escalonamento.

3.4 Resumo Conclusivo

Este capítulo mostrou de maneira quantitativa e qualitativa a abrangência dos estudos que foram e continuam sendo feitos para aprimorar técnicas de BDT e eficiência energética. Foram aqui elencados quinze trabalhos relativos a Transferência de Dados em Massa (Seção 3.1) e vinte e dois relativos à Eficiência Energética em EON (Seção 3.2), pautando diversos cenários e modelos de rede, fator este que corrobora com a concretude deste trabalho. E, os trabalhos selecionados como literatura de referência da Seção 3.3, certamente contribuirão na integralidade dos objetivos propostos.

Capítulo 4

Algoritmos de Escalonamento de BDT

Este Capítulo descreve uma evolução dos algoritmos para escalonar transferências de dados em massa pertinentes para este trabalho, detalhando o funcionamento dos algoritmos AARSAE [2], MR [3], AARSAEW e EEABE, respectivamente. Na Seção 4.5, são demonstradas todas as funcionalidades dos algoritmos que deram origem ao EEABE, facilitando a percepção das finalidades de cada um até a técnica de *sleep mode* para permitir que uma BDT também possa ser efetivada com eficiência energética. Na Seção 4.6 será apresentada uma tabela resumindo as principais diferenças entre os algoritmos aqui apresentados.

Todos os algoritmos detalhados neste Capítulo utilizam grafos, uma abstração útil para modelar redes, sendo considerada grande facilitadora das diversas redes de comunicação modernas [65], inclusive na construção dos modelos de tráfego das redes ópticas e na resolução do problema RSA [37].

4.1 AARSAE

O AARSAE é um algoritmo relativamente simples, baseado no AARSA [2], com possibilidade de atender tanto BDT quanto MBDT, ao contrário do seu antecessor que só prevê atendimento para MBDT. Apesar de não realizar escalonamento (não é implementado com a janela de requisições) o AARSAE é a base para seus sucessores.

Demonstrado no pseudocódigo do Algoritmo 1, o AARSAE tem como entrada um grafo $G(V, E)$ que representa a topologia da rede (sendo V o conjunto de nós e E , os enlaces), um conjunto de requisições $R = \{r_1, r_2, \dots, r_m\}$ e K , referente ao número dos menores caminhos entre dois nós quaisquer, providos pelo algoritmo de roteamento *K-Shortest Paths* (KSP) [84]. Cada requisição r_i , com $i \in \{1, 2, \dots, m\}$ tem o formato (s, d, Dl, C) ,

onde s é a origem, d é o destino, Dl representa o *deadline* e C é a quantidade de dados a ser transferida.

A linha 1 identifica o KSP como uma operação *offline*. Em seguida, na linha 2, um laço de repetição que busca todas as requisições que chegam para serem atendidas. A requisição r é submetida ao algoritmo de roteamento KSP na linha 3, com a função de mapear os K menores caminhos para esta requisição. A linha 5, através da função *Spectrum Allocation* (SA), testa se r tem espectro de frequência disponível para ser alocado com destinação de banda máxima ou mínima, isto é, a capacidade máxima ou mínima do BVT. Em caso positivo, r é aceita (linha 6), caso contrário, é bloqueada (linha 9).

Algoritmo 1 AARSAE(G, R, K)

```

1:  $KSP$ : gera todos os  $k$  menores caminhos (offline)
2: para cada  $r$  faça
3:    $P \leftarrow KSP(r, K)$ 
4:   para cada  $p \in P$  faça
5:     se  $SA(r, p, MAX)$  ou  $SA(r, p, MIN)$  então
6:        $Aceita(r)$ 
7:        $Break()$ 
8:     senão
9:        $Bloqueia(r)$ 
10:    fim se
11:  fim para
12: fim para

```

4.1.1 Complexidade do AARSAE

Para apresentar o cálculo da complexidade dos algoritmos apresentados neste trabalho, foi adotada a mesma metodologia de apresentação dos pseudocódigos: a apresentação de cada um foi incrementando o que já estava contido no anterior, com adaptações quando necessário.

A execução *offline* do KSP faz com que sua complexidade seja $O(k)$, onde k é o número dos menores caminhos formados. A verificação de disponibilidade dos recursos do espectro na linha 6, respeitando-se as restrições do RSA, leva $O(|E||S|)$, sendo $|E|$ o tamanho do conjunto de enlaces e $|S|$ o número máximo de *slots* em cada enlace. Essa complexidade se justifica porque cada caminho $|E|$ é varrido para detectar e interseccionar os $|S|$ *slots* de espectro. As operações $Aceita(r)$ e $Bloqueia(r)$ levam tempo constante para ser realizada.

Assim, a complexidade do AARSAE é $O(k * |E||S|)$, ou seja, o $O(k)$ da linha 4 multiplicado por cada repetição do enlace da linha 5, que vale $O(|E||S|)$.

4.2 MR

O roteamento e alocação de espectro ciente da aplicação descrito na Subseção 2.3.3 demonstrou melhorias perante o RSA convencional. Para melhorar o atendimento das demandas da rede, [3] propôs soluções baseadas no AARSA com o diferencial de propiciar novos atendimentos às requisições inicialmente bloqueadas, aumentando as chances de atendimento em momentos posteriores. Os resultados mostraram que 25% de solicitações propensas ao bloqueio foram atendidas, o que possibilitou redução do tráfego.

O princípio do escalonamento é baseado em uma janela de requisições que não puderam ser atendidas em determinado momento [45]. Em seguida, o prazo restante desta solicitação é verificado e caso esteja próximo do fim, uma banda suficiente para tal atendimento é alocada. A cada chegada ou saída de requisição ou a cada tempo de solicitação que atinge o limite, deve-se fazer uma reconfiguração da janela.

Dentre os algoritmos propostos por [3], o MR – com seu pseudocódigo descrito no Algoritmo 2 – obteve melhores resultados, tornando-se uma proposta mais condizente para este trabalho. Capaz de atender tanto BDT quanto MBDT este algoritmo preza pelas solicitações de maiores taxas no instante (β_{max}^r). Assim, um grande número de requisições pode ser assumido, liberando os recursos mais rapidamente.

Algoritmo 2 MR(G, r, R)

```

1: Verifica W
2: enquanto  $i \leq (\sum(R) + \sum(r))$  faça
3:   se  $i = r$  então
4:      $ServeBDT(r, \beta_{max}^r)$ 
5:   senão
6:      $ServeMBDT(R, \beta_{max}^R)$ 
7:     se  $AtendimentodeR = 0$  então
8:        $ServeMBDTinW(R, \beta_{max}^R)$ 
9:     fim se
10:  fim se
11: fim enquanto

```

Tendo G (grafo representando a rede), r (demanda BDT) e R (demanda MBDT) como parâmetros de entrada, a primeira ação do MR é fazer uma verificação na janela W (linha 1). Em seguida, ele entra em um laço de repetição (linhas 2 à 11) que será executado

até que todas as requisições sejam verificadas. Neste laço há três possibilidades: (I) a demanda ser uma BDT (linha 4), (II) a demanda ser uma MBDT e ser atendida (linha 6) ou (III) a demanda ser uma MBDT e não ser atendida (linha 8). No caso (I), é executada a função *ServeBDT*. Já no caso (II), é executada a função *ServeMBDT*. E, por fim, no caso (III) é executada a função *ServeMBDTinW*. Logo, o MR não realiza escalonamento de BDT, ele escalona apenas MBDT, através da função *ServeMBDTinW*.

- *ServeBDT*: semelhante à implementação do AARSAE, porém atende apenas BDTs e tem a taxa da demanda passada como parâmetro, além da própria demanda.
- *ServeMBDT*: semelhante à implementação de um AARSA, com a diferença de que a taxa também é passada como parâmetro e não há comparações da taxa com o diâmetro da rede. O tratamento da taxa vai depender do algoritmo no qual chamou o *ServeMBDT*.
- *ServeMBDTinW*: coloca as requisições em uma fila conforme o prazo. Em seguida, calcula e verifica se a taxa solicitada de cada requisição é máxima ou mínima. Com essa taxa solicitada (máxima ou mínima), o *ServeMBDT* é chamado.

Como pode ser observado, o escalonamento de uma MBDT depende, basicamente, da taxa de transmissão requerida, que pode ser alterada de acordo com a aplicação modificando, conseqüentemente, as funções *ServeBDT*, *ServeMBDT* e *ServeMBDTinW*, conforme relatado na Subseção 2.3.1.

4.2.1 Complexidade do MR

O MR trata tanto BDT quanto MBDT representados pelo *ServeBDT* e *ServeMBDT*, que possuem complexidade de $O(K^3V^3)$ e $O(\left(\frac{n!}{b!(n!-b!)}\right) * V^3)$, respectivamente. Esta é em função da combinação de *bulks* das MBDTs.

A função *ServeMBDTinW* escalona requisições realizando, conseqüentemente, novas configurações após o escalonamento. As operações da janela de requisições exigem complexidade de tempo linear. A atualização da janela é que pode, no pior do caso, ser para todas as requisições. Assim a complexidade de *ServeMBDTinW* é $O(\left(\frac{n!}{b!(n!-b!)}\right) * V^3)$.

Portanto, a complexidade de tempo do MR é de $O(K^3V^3 + \left(\frac{n!}{b!(n!-b!)}\right) * V^3)^2$.

4.3 AARSAEW

Mesmo com todo melhoramento proposto pelo MR no que tange às taxas de bloqueio das requisições, ele possui limitação em relação ao escalonamento: conforme detalhado na

Seção 4.2, o MR escalona MBDT apenas. Portanto, essa peculiaridade exigiu o desenvolvimento do AARSAEW que, como já mencionado, é resultado da junção AARSAE/MR, com a implementação da janela para escalonar requisições BDT.

Antes de prosseguir é pertinente descrever o funcionamento do escalonamento de BDT. A ideia central é baseada em uma janela de requisições (ou, também, chamada janela de escalonamento) que não puderam ser atendidas (independentemente do motivo) no momento em que chegaram [45]. Posteriormente, o prazo restante desta solicitação é verificado e, caso esteja próximo do fim, uma banda suficiente para tal atendimento é alocada. A cada chegada/saída de requisição, ou a cada tempo de solicitação que atinja o limite, uma atualização é realizada para excluir (e, conseqüentemente, bloquear) as chamadas com tempo insuficiente de atendimento e reordenar a janela, implementada no AARSAEW e EEABE.

Na linha 1 do Algoritmo 3 é inicializada a janela W em *offline* para a qual são encaminhadas todas as requisições que chegam (linha 4), organizando-as junto às antigas, isto é, que já tentaram atendimento em momentos anteriores. Posteriormente, a função *RemoveAtrasados* (linha 5) é executada para (i) remover da janela todas as chamadas que não serão atendidas devido ao prazo encerrado e (ii) colocar as restantes em ordem crescente de *deadline* (linha 6).

Para cada requisição da janela W é executado o laço compreendido no intervalo das linhas 7-17, que atua da seguinte maneira: na linha 8 é formado um conjunto P com os K menores caminhos computados com o algoritmo KSP. O laço das linhas 9-16 garante que todos os K caminhos sejam testados. Na linha 10 é verificado se algum destes caminhos atende as restrições de continuidade do enlace, contiguidade de espectro, banda de guarda e disponibilidade da largura de banda para atender a requisição com taxa máxima ou mínima (função SA). Em caso positivo, a requisição é aceita na linha 10. Caso contrário, a requisição não é bloqueada como acontece no AARSAE. Nesse ponto do AARSAEW (linha 14), a única ação é a liberação do *lightpath* criado para o caminho p .

Como nas primeiras etapas, a próxima requisição é inserida em W (linha 4), todas as requisições com *deadline* insuficiente são removidas e bloqueadas (linha 5). As requisições restantes são reordenadas utilizando também o procedimento da linha 6. As requisições presentes na janela sempre estarão prontas para serem submetidas ao RSA enquanto o seu *deadline* não tiver encerrado. Portanto, a função da janela W é auxiliar o escalonamento de requisições, cuja prioridade será para aquelas com o menor *deadline*, além de proporcionar chances adicionais às requisições não atendidas pelo RSA na primeira tentativa.

Existe a possibilidade de nenhum dos K caminhos do conjunto P atenderem os requisitos de atribuição do espectro para a requisição r' (aceitação da condicional na linha

10) principalmente quando houver grande quantidade de tráfego na rede. Nesse caso r' continua na janela W ao invés de ser bloqueada. Quando o laço da linha 7 chega ao fim (ou seja, a janela foi totalmente percorrida), o laço mais externo do algoritmo (linha 3) verificará se há novas requisições e fará novo processo de escalonamento (linhas 4 a 6).

Algoritmo 3 AARSAEW(G, R, K)

```

1:  $W \leftarrow \emptyset$  (offline)
2:  $KSP$ : gera todos os  $k$  menores caminhos (offline)
3: para cada  $r$  faça
4:    $W \leftarrow r$ 
5:    $RemoveAtrasados(W)$ 
6:    $Ordena(W)$ 
7:   para cada  $r' \in W$  faça
8:      $P \leftarrow KSP(r', K)$ 
9:     para cada  $p \in P$  faça
10:      se  $SA(r', p, MAX)$  ou  $SA(r', p, MIN)$  então
11:         $Aceita(r')$ 
12:         $Break()$ 
13:      senão
14:         $Remove(p)$ 
15:      fim se
16:    fim para
17:  fim para
18: fim para

```

Esse procedimento explicita a principal vantagem do AARSAEW perante seus antecessores: a janela de escalonamento BDT, na qual uma requisição não é bloqueada quando não for possível alocar espectro, mas sim apenas quando o prazo da mesma (*deadline*) se esgotar.

4.3.1 Complexidade do AARSAEW

A janela W inicializada na linha 1 tem tempo constante. A operação $RemoveAtrasados(W)$ da linha 5 requer que toda a janela seja percorrida para que seja possível remover uma requisição da fila de prioridade, tomando, para isso, $O(|n|)$, uma vez que não é suficiente apenas verificar se seu *deadline* é o menor. Aqui n representa o número máximo de requisições que a janela pode ter, caracterizando n repetições que o laço da linha 7 exige. A ordenação da linha 6 exige $O(\log(|n|))$.

Entretanto, a maior complexidade está nas operações herdadas do AARSAE, com complexidade de $O(k * |E||S|)$, conforme Subseção 4.1.1. Como essa operação está intrínseca à janela, então a complexidade do AARSAEW vale $O((k * |E||S|) * n)$.

4.4 EEABE

O modelo de eficiência energética descrito na Subseção 2.4.2 se faz necessário para mensurar o consumo de uma EON considerando a existência de diversos estudos realizados pela academia, citados na Seção 3.3, os quais ressaltam que os principais consumidores de energia são equipamentos como, por exemplo, *transponders*, comutadores e amplificadores (EDFA).

Quando uma requisição é originada em um nó qualquer, o EEABE a insere na janela de escalonamento. Juntamente às demandas que já estavam na fila, todas são ordenadas do menor para o maior *deadline* e aquelas com prazo insuficiente para atendimento são bloqueadas. Em seguida, para a requisição no início da fila (com menor *deadline*) será feito um roteamento dos menores caminhos até o destino. O menor destes caminhos é, então, submetido à tentativa de alocação de espectro que, em caso positivo, o algoritmo modifica o estado dos nós em trânsito de *wake* para *sleep mode*.

Em EON – e, conseqüentemente, no EEABE – são os comutadores ópticos que terão os seus consumos reduzidos e atuarão em um modo denominado *by-passing* [36], isto é, o equipamento manterá a sua capacidade de comutação configurada enquanto estiver em *sleep mode*. Um nó passará para *wake mode* quando (i) se tornar origem ou destino de alguma requisição ou (ii) tiver que ser configurado para realizar transição de estado. Portanto, no estado de *wake mode*, o nó estará consumindo 100% de sua energia.

Para que haja eficiência energética em uma rede óptica, o consumo do nó de comutação é reduzido ao entrar em *sleep mode*, conforme Equação 2.8, para valores que oscilam entre 10% [69] e 30% [36] da capacidade total. No caso do EEABE, essa porcentagem de atuação do *sleep mode* terá um valor de 10%.

As Figuras 4.1 a 4.4 ilustram o funcionamento do *sleep mode* no EEABE para atender duas requisições r_1 e r_2 . Em uma topologia hipotética, a Figura 4.1 representa uma rede com a demanda r_1 , origem em A e destino o nó H , com um *deadline* com 10 unidades de tempo para ser transmitida e capacidade de 100. Com várias possibilidades de caminhos, o EEABE configura o menor caminho (A-D-F-H) para r_1 .

É válido explicitar que o consumo é baseado nos nós que estão realizando a transmissão, neste caso, A-D-F-H; os demais só entram nos cálculos caso passem a exercer atribuição como origem, destino ou *by-passing* de requisição que venha a ser solicitada em momento

posterior. O quadro no lado direito da Figura 4.1 indica os estados (ou, também, *status*) possíveis dos nós: *wake mode* (verde), configuração (azul) e *sleep mode* (vermelho).

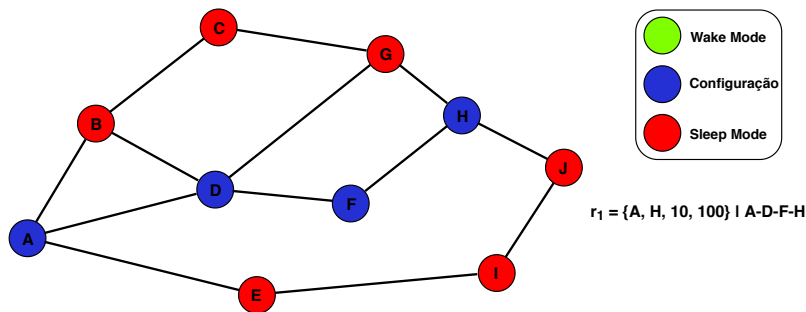


Figura 4.1: Exemplo de funcionamento do *sleep mode*, estágio inicial.

Após a configuração, na Figura 4.2, r_1 é atendida e os nós definidos como rota são definidos da seguinte forma: aqueles que não sejam origem nem destino entram em *sleep mode* (*by-passing*) e os nós de origem e destino têm o *status* de configuração para *wake mode*. Ressaltando que nestes dois *status* (configuração e *wake*), os nós atuam em operação com consumo pleno de energia.

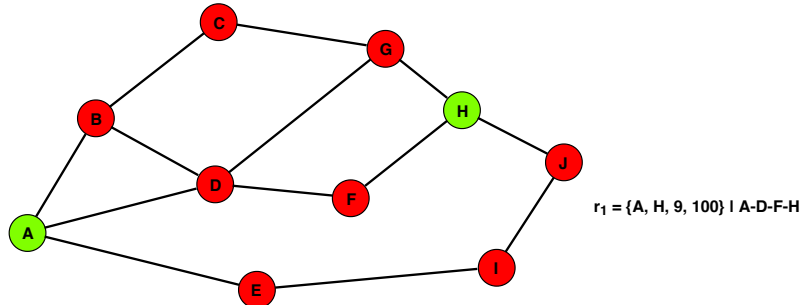


Figura 4.2: *Status* dos nós quando r_1 é atendida.

No instante seguinte, chega mais uma requisição (r_2) para ser atendida, ilustrada na Figura 4.3. O menor caminho é o B-C-G, mas o caminho B-D-F-H-G ativa menor número de nós. Este caminho, portanto, é definido pelo EEABE para atender r_2 . Em seguida, na Figura 4.4, é demonstrada a configuração final da rede após o EEABE atender as duas requisições.

No caso dos algoritmos sem a implementação de eficiência energética (*sleep mode*), depois do atendimento de r_1 e r_2 , a rede ficaria com os nós dos percursos definidos no estado *wake*, como ilustrado na Figura 4.5. No caso de r_1 , a rota A-D-F-H e para r_2 , B-C-G.

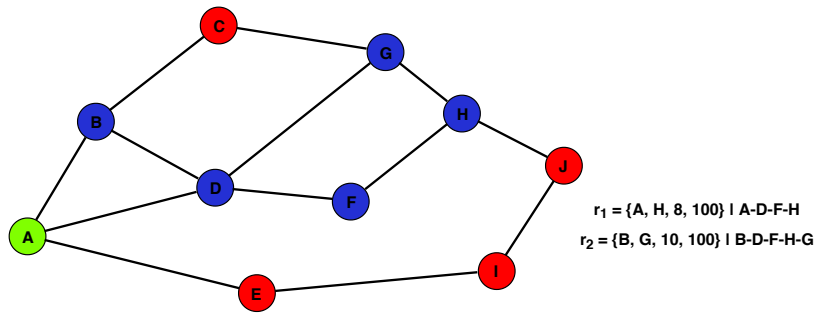


Figura 4.3: Configuração dos nós para o atendimento de r_2 .

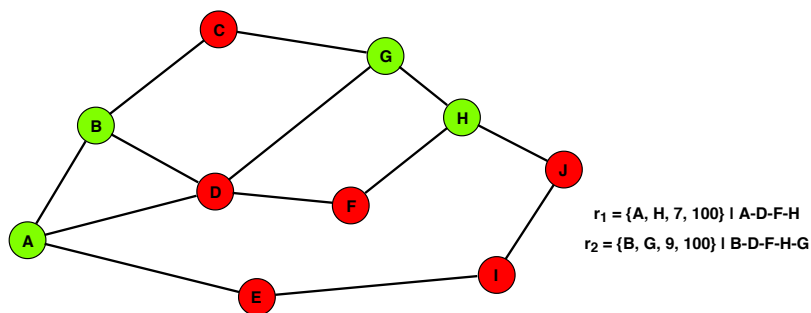


Figura 4.4: Estado da rede após o EEABE atender r_1 e r_2 .

À medida que sucessivas requisições vão chegando neste cenário, o procedimento adotado pelo EEABE é o mesmo: procurar caminhos que ativem os menores números de nós, manter os nós intermediários em *by-passing*, que finda por ser a real finalidade do *sleep mode*, um nó consumidor de energia apenas pro que for necessário.

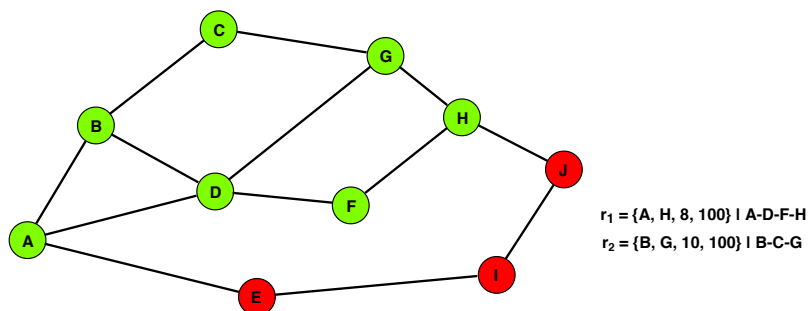


Figura 4.5: *Status* dos nós após atendimento de r_1 e r_2 na rede sem *sleep mode*.

Baseado em [3, 36, 68, 69] o EEABE foi, então, desenvolvido para realizar roteamento e alocação de espectro para transferências de dados em massa baseado na técnica de *sleep*

mode, com utilização de BVT como *transponder* padrão e o OXC como o equipamento com redução de energia. Para definir quais BDTs serão acomodadas, técnicas de escalonamento das demandas foram adotadas com base em [3] no sentido de possibilitar um maior quantitativo de solicitações atendidas. E, para a implementação da técnica de *sleep mode*, o algoritmo teve como base as propostas de [36, 68, 69].

Seguindo os passos dos seus antecessores, o pseudocódigo do EEABE adiciona a função *WakeMin* (linha 9 do Algoritmo 4). Apesar de ser apenas uma linha a mais perante o pseudocódigo do AARSAEW, a função *WakeMin* desempenha o diferencial do EEABE ordenando os P caminhos (caso haja mais que um) de maneira crescente pelo número de nós que já estão em atividade, com o objetivo de selecionar o caminho que ativará menos equipamentos. Se não for possível alocar espectro em nenhum destes caminhos (função SA do pseudocódigo), a requisição continua na janela.

Algoritmo 4 EEABE(G, R, K)

```

1:  $W \leftarrow \emptyset$  (offline)
2: KSP: gera todos os  $k$  menores caminhos (offline)
3: para cada  $r$  faça
4:    $W \leftarrow r$ 
5:   RemoveAtrasados( $W$ )
6:   Ordena( $W$ )
7:   para cada  $r' \in W$  faça
8:      $P \leftarrow \text{KSP}(r', K)$ 
9:     WakeMin( $P$ )
10:    para cada  $p \in P$  faça
11:      se  $SA(r', p, MAX)$  ou  $SA(r', p, MIN)$  então
12:        Aceita( $r'$ )
13:        Break()
14:      senão
15:        Remove( $p$ )
16:      fim se
17:    fim para
18:  fim para
19: fim para

```

Como explicado anteriormente, o nó só é colocado em *wake mode* se ele for origem ou destino da requisição e permanecerá em *sleep mode* caso seja um nó intermediário, configurando dessa maneira um *bypass óptico*.

Inserindo o pseudocódigo do EEABE (Algoritmo 4) no contexto das Figuras 4.1 e 4.2, a requisição r_1 já foi escalonada e o caminho já foi definido. O mesmo raciocínio pode ser utilizado para r_2 nas Figuras 4.3 e 4.4. Na Figura 4.1, A-D-F-H é um $p \in P$ que (i) foi identificado como o caminho que ativa o menor número de nós, (ii) teve os estados ajustados conforme Figura 4.2, (iii) submetido ao SA da linha 11 e (iv) capaz de atender às exigências de r_1 , isto é, foi aceito na linha 12. Tanto (i) quanto (ii) são desempenhados por $WakeMin(P)$. Caso (iv) não tenha êxito (linha 14), A-D-F-H é removido de P na linha 15 e um outro $p \in P$ será testado em SA na sequência do laço; A-D-G-H (no caso de r_1), que, apesar de conter o mesmo número de nós que serão ativados do caminho anterior, também faz parte de P .

4.4.1 Complexidade do EEABE

A função $Wakemin(P)$ da linha 9 consome $O(k * |V| * \log(k))$, uma vez que recebe uma lista com $|k|$ caminhos que são, então, varridos e ordenados em ordem crescente do número de nós com dispositivos comutáveis que requerem ativação.

Desta maneira, como (i) em todas as requisições é feita a busca dos P menores caminhos, (ii) para estes é realizada a operação $WakeMin(P)$ e a busca de recursos do espectro e (iii) a complexidade intrínseca do AARSAEW vale $O((k * |E||S|) * n)$, temos que a complexidade total do EEABE é de $O((k * |E||S| + k * |V| * \log(k)) * n)$.

4.5 Detalhes de Implementação

Na Seção 2.3.3 foi demonstrado o AARSA, proposto por [2], e suas características: um algoritmo de roteamento e alocação de espectro ciente da aplicação entretanto, sem escalonamento.

Os estudos de [3] demonstraram os benefícios de introduzir o escalonamento de requisições BDT, dando origem ao AARSAE e MR. Como descrito na Seção 4.1, o primeiro destes dois também não faz escalonamento de requisições, mas contém melhorias perante ao AARSA que culminaram no segundo. O AARSAEW é, por sua vez, resultado da junção AARSAE/MR, tendo sua implementação focada em realizar experimentos comparativos com o EEABE, focado em eficiência energética e *sleep mode*.

Todas as mudanças implementadas são funções e procedimentos que foram sendo acrescentados no simulador *Optical Network Simulator - WDM/EON* (ONS¹) [85] ao longo do tempo de maneira contínua e progressiva. São essas funções os principais diferenciais em cada um dos algoritmos aqui relatados. Portanto, a seguir, são explicadas cada uma des-

¹<https://gitlab.com/get-unb/ons>

as funções de maneira a compreender integralmente as implementações de escalonamento e eficiência energética. Na sequência, a Tabela 4.1 mostra as funções presentes em cada algoritmo. É válido ressaltar que estas funções podem ter mudanças na implementação de um algoritmo pra outro mas a funcionalidade básica é a mesma. Além disso, o simulador foi necessário realizar modificações no simulador para que ele pudesse contabilizar tempo e, conseqüentemente, eficiência energética.

batchArrival: chama a função *createLightPath*, na tentativa de criar *lightpaths* para *batches* de MBDT. Caso não haja sucesso neste procedimento, os *lightpaths* são liberados e, nos algoritmos com janela de escalonamento, a função *tryAllocationWindow* é chamada.

batchArrivalWindow: realiza acomodação de *batches* na janela de requisições. Composto por MBDTs, ou seja, um conjunto de BDTs, um *batch* deve ser desmembrado para que as requisições entrem na janela.

batchDeparture: registra o momento em que um *batch* deixa a rede. Antes que isso ocorra, mais uma tentativa de atendimento é feita chamando a função *tryAllocationWindow*.

bulkArrival: chama a função *createLightPath*, na tentativa de criar *lightpaths* para uma BDT. Caso não haja sucesso neste procedimento, os *lightpaths* são liberados e, nos algoritmos com janela de escalonamento, a função *tryAllocationWindow* é chamada.

bulkDeparture: registra o momento em que uma BDT deixa a rede. Antes que isso ocorra, mais uma tentativa de atendimento é feita chamando a função *tryAllocationWindow*.

cleanWindow: atualiza a janela de escalonamento verificando, em cada requisição, se ainda há prazo para atendimento. Requisições sem prazo suficiente são removidas da janela e bloqueadas. Em algoritmos com escalonamento de BDT, é o único momento que uma requisição pode ser bloqueada. Equivale às funções *RemoveAtrasados* e *Ordena* nos pseudocódigos dos Algoritmos 3 e 4.

createLightPath: é uma das funções mais importantes em todos os algoritmos de roteamento e alocação de espectro, sendo base do RSA detalhado na Subseção 2.2.4, faz verificação da taxa solicitada pela requisição: caso haja necessidade, os *lightpaths* serão criados de acordo com a taxa solicitada. Além disso, juntamente com a função *route*, cria os *lightpaths* das requisições. Equivale às linhas de 3 à 11, 8 à 17 e 8 à 18 nos pseudocódigos dos Algoritmos 1, 3 e 4, respectivamente; contendo, inclusive, a função SA dos pseudocódigos.

request: define uma requisição e seus parâmetros. Neste trabalho, o parâmetro definido foi o prazo (*deadline*) de atendimento da requisição.

requestSort: faz o ordenamento das requisições para serem inseridas na janela, de acordo com o parâmetro definido em *request*.

route: integra a função *createLightPath* para criar os *lightpaths* das requisições. Com os *paths* criados em *createLightPath*, retorna um *path* completo da requisição.

simulationEnd: registra o tempo final do ambiente/simulação sob supervisão do plano de controle e chama a função *cleanWindow*.

simulationInterface: define os principais parâmetros do ambiente/simulação: o plano de controle, a topologia da rede, modulação adotada e janela de requisições.

sortSleepMode: coloca, em ordem crescente, os caminhos dos nós em *sleep mode* com o auxílio da função *wakeNode*, verificando caminhos com nós já em uso para evitar que nós sejam ativados desnecessariamente. Na *createLihtPath* do EEABE, ela é chamada para criar os menores caminhos com nós em *sleep mode*. No pseudocódigo do Algoritmo 4, equivale à função *WakeMin*.

tryAllocationWindow: é a função que percorre a janela em busca de requisições passíveis de atendimento, basta que a *createLihtPath* consiga acomodar tal requisição. Caso contrário, a requisição não é bloqueada e continua na janela. Mas a *cleanWindow* sempre é chamada para fazer a verificação de requisições sem prazo. Neste caso uma requisição pode sim ser bloqueada.

wakeNode: auxilia a *sortSleepMode* fazendo contabilidade dos nós que estão em *sleep mode* no *lightpath* a ser criado.

As funções *batchArrivalAlert*, *batchArrivalFromWindow*, *checkWindow* e *departure*, exclusivas do MR, são similares às funções *batchArrival*, *batchArrivalWindow*, *cleanWindow* e *batchDeparture* (e, conseqüentemente, *bulkDeparture*), respectivamente. As outras funções estão presentes em todos os algoritmos e, portanto, omitidas nos pseudocódigos.

Todas as funções (elencadas na Tabela 4.1) e algoritmos aqui relatados são supervisionados por um plano de controle no simulador ONS, não se restringindo apenas nessas funções; há todo um aparato que os tornam independentes e aplicáveis em diversos cenários e ambientes. O plano de controle, portanto, mapeia e gerencia todos os recursos de conexão da rede em questão, coordena as topologias física e virtual, realiza estatísticas,

Função	Algoritmo			
	AARSAE	MR	AARSAEW	EEABE
batchArrival	x	x	x	x
batchArrivalWindow			x	x
batchDeparture	x		x	x
bulkArrival	x	x	x	x
bulkDeparture	x		x	x
cleanWindow			x	x
createLightPath	x	x	x	x
request			x	x
requestSort			x	x
route	x	x	x	x
simulationEnd	x		x	x
simulationInterface	x	x	x	x
sortSleepMode				x
tryAllocationWindow			x	x
wakeNode				x
batchArrivalAlert		x		
batchArrivalFromWindow		x		
checkWindow		x		
departure		x		

Tabela 4.1: Funções dos Algoritmos de Escalonamento

dentre outras funções. Nos pseudocódigos dos Algoritmos 1, 3 e 4, por exemplo, o laço mais externo (que recebe as requisições) é sob responsabilidade do plano de controle.

Os algoritmos AARSAE, MR, AARSAEW e EEABE não são os únicos na categoria de possuírem ciência da aplicação e/ou escalonamento de requisições BDT. Vários estudos, dentre eles aqueles elencados na Seção 3.3, fizeram propostas semelhantes, entretanto com focos distintos deste trabalho, ora priorizando reserva de tráfego, ora com implementações de tráfego estático, ora abordando apenas eficiência energética. Assim, a tríade AARSAE, MR e AARSAEW provê todo um ambiente adequado para o desenvolvimento do EEABE.

Uma ponderação deve ser explicitada em relação às funções que tratam as MBDTs. Todos os algoritmos aqui relatados são compatíveis com as múltiplas BDTs, entretanto não são utilizadas pois não são o foco deste trabalho. É por isso que, para fins de simplificação e de objetivos deste trabalho, os pseudocódigos deste capítulo (exceto do algoritmo MR, pois objetiva justamente escalonar MBDT) omitiram as rotinas relativas às múltiplas transferências de dados em massa.

4.6 Resumo Conclusivo

Este capítulo apresentou as diferenças básicas dos algoritmos tratados neste trabalho. Com o assunto inicializado na Seção 2.3.3 através do AARSA, pôde-se observar os melhoramentos que foram sendo incrementados em cada um dos sucessores. A Tabela 4.2 demonstra essa evolução. No AARSAE foi adicionado atendimento de BDT, enquanto o MR acrescentou escalonamento de MBDT. Posteriormente, foi desenvolvido o AARSAEW incluindo escalonamento de BDT. E, por fim, o EEABE incrementou eficiência energética através da técnica de *sleep mode*.

Funcionalidade	AARSA	AARSAE	MR	AARSAEW	EEABE
Ciente de aplicação	x	x	x	x	x
Atende MBDT	x	x	x	x	x
Atende BDT		x	x	x	x
Escalonamento de MBDT			x	x	x
Escalonamento de BDT				x	x
Eficiência energética					x

Tabela 4.2: Características dos Algoritmos de Escalonamento

A limitação do MR de não realizar escalonamento de BDT justificou a proposta do AARSAEW. E, para que houvesse um parâmetro dentro do escopo da nossa proposta, o AARSAE foi incluído por não realizar escalonamento. Assim foram definidos os três algoritmos para os experimentos detalhados no Capítulo 5: AARSAE, AARSAEW e EEABE.

Capítulo 5

Simulações e Resultados

Este capítulo apresenta os procedimentos e configurações das simulações realizadas para averiguar a eficiência energética do EEABE. Experimentos foram realizados comparando-o com AARSAE [2] e AARSAEW, ambos sem eficiência energética e o segundo com janela de escalonamento. Como cenário foram utilizadas duas topologias físicas distintas (NSFNet e PANEuro) e as métricas adotadas foram taxa de bloqueio (medida em porcentagem) e eficiência energética (medida em *bits/Joule*).

5.1 Metodologia de avaliação

Tendo o empirismo como método científico mais utilizado na maioria das pesquisas em computação [86], este trabalho não foi diferente. Os algoritmos foram testados em ambiente de simulação do ONS no sentido de aferir as hipóteses discorridas na Seção 1.2 utilizando o método de replicações independentes, sendo 5 no total, gerando intervalos de confiança com confiabilidade de 95% e o processo de chegada das requisições seguiu a distribuição de *Poisson*, tornando os experimentos mais realísticos com características do tráfego dinâmico, descrito na Subseção 2.1.2.

Como não encontrou-se na literatura registros de algoritmos que realizam BDTs sobre um RSA ciente de eficiência energética, nossa proposta foi comparada a algoritmos que propõem objetivos similares: com tratamento de BDT mas sem eficiência energética (no caso do AARSAE e AARSAEW). Apesar de não representarem a comparação ideal, são as opções que mais se aproximaram à proposta deste trabalho. Abordagens cientes de eficiência energética foram amplamente descritas na Seção 3.2 mas todas considerando apenas fluxo de tráfego, o que torna comparações com roteamento de BDTs inviáveis. Conforme detalhamento no Capítulo 4, os resultados das simulações foram comparados entre algoritmos capazes de atender BDT, a saber:

AARSAE: sem escalonamento de requisições.

AARSAEW: com escalonamento de requisições.

EEABE: com escalonamento de requisições e ciente do consumo energético (*sleep mode*).

De tal forma que: AARSAEW e AARSAE [3] são utilizados como referência no nosso estudo, uma vez que lidam com o tráfego de BDT; e EEABE utilizado para escalonar de requisições BDT e usufruir dos benefícios do *sleep mode*.

As métricas levadas em consideração nas simulações foram: taxa de bloqueio das requisições e eficiência energética. A taxa de bloqueio, medida em porcentagem (%), é a razão entre o número de requisições bloqueadas e o número total de requisições que chegaram na rede, conforme Equação 2.1. Já a eficiência energética – mensurada em $bits/J$ – é o somatório do consumo energético de todos os equipamentos na rede (EDFAs, BVTs e OXCs), conforme Equação 2.7. Tanto a taxa de bloqueio como a eficiência energética foram geradas em função da carga de tráfego (em Erlangs) injetada na rede.

Em relação ao consumo energético, a Equação 2.8 é implementada para o EEABE e a Equação 2.4 para seus antecessores, embora esta Equação seja equivalente à utilização da Equação 2.8 considerando $\beta_i = 1$.

5.1.1 Modelo da Rede, Cenário e Simulação

O EEABE foi desenvolvido baseado em grafos, conforme descrito no Capítulo 4. Assim, um grafo $G=\{V,E\}$ representa uma rede, onde V é o conjunto de nós e E , os enlaces. Os nós são caracterizados pelo conjunto de um OXC e, opcionalmente, BVTs e CDs, semelhante à Figura 2.6. Já um enlace E , simboliza o *link* que interliga dois nós e tem B como a largura de banda do canal.

Os cenários foram baseados nas redes NSFNet e PANEUro, visando contribuir com a validação dos resultados. Mas tal abordagem só pode ser considerada significativa caso sejam ambientes realmente diferentes. E este é o caso das redes escolhidas. Com quantidade diferente de nós (14 e 28, respectivamente), enlaces (44 e 82, respectivamente) e a distância entre esses nós, tais redes são ideais para os experimentos não só por suas características básicas, mas também por se tratar de ambientes realísticos e com conectividade distintas, corroborando para resultados mais confiáveis.

A Figura 5.1 mostra com mais detalhes as diferenças entre os dois cenários. O número em cada enlace representa a distância em quilômetros do *link* entre cada nó. Além disso, foi definido um conjunto de CDs baseados nas localizações reais da rede de *data centers* do Google¹, que serão utilizados como origem e destino das requisições BDTs. Na NSFNet os centros de dados estão localizados nos nós 0, 7, 11, 12 e 13. Já na PANEUro, estão localizados nos nós 0, 1, 8, 20 e 23.

¹<https://www.google.com/about/datacenters/inside/locations/index.html>

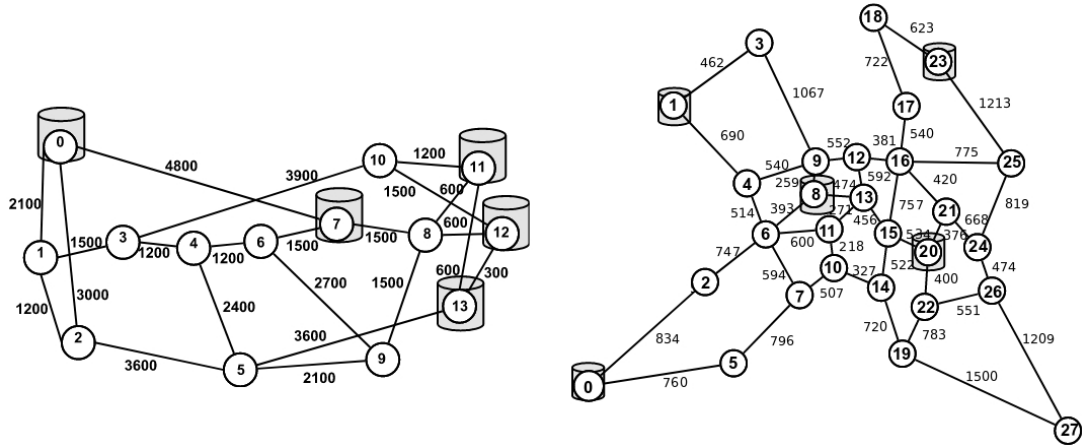


Figura 5.1: NSFNet (esquerda) e PanEuro (direita): topologias utilizadas nas simulações (Fonte: [37]).

No cenário é assumido que cada nó possui 32 BVTs, sendo cada um destes equipamentos com capacidade para 20 *slots*. A largura de banda para cada enlace é dividida em 320 *slots*, sendo cada *slot* equivalente a 12.5 GHz. E a modulação utilizada foi a *Quadrature Phase Shift Keying* (QPSK).

Nas simulações foram configuradas 100.000 chamadas dinâmicas e um valor de carga no intervalo de 5 a 125 Erl, com passos de 5. Para as requisições BDTs, definiram-se quantidades de 100, 500, 1000 e 5000 GB para serem transferidas, com *deadlines* em 5, 10, 15 e 20 horas, respectivamente. O tamanho da janela de requisições é normalmente definido pelo operador da rede, assim não houve restrições nos experimentos.

5.2 Análise dos Resultados

Alguns comportamentos gerais foram observados nos resultados de ambas topologias tais como as taxas de bloqueios praticamente idênticas entre AARSAEW e EEABE, que explica-se pelo fato de que ambos algoritmos utilizam a mesma técnica de escalonamento: a janela de requisições, armazenando aquelas que não puderam ser atendidas em determinado instante, como detalhado na Seção 4.3.

A eficiência energética do EEABE cair rapidamente mesmo com a baixa (ou nula) taxa de bloqueio também é um fato relevante pois, aparentemente, deveria ser o contrário: a eficiência energética reduzir à medida que o bloqueio aumenta. Essa afirmação, entretanto, torna-se incorreta devido ao fato de que as requisições passam pelos caminhos selecionados através do algoritmo KSP e quando as opções de percurso se esgotam – isto é, quando não é possível alocar espectro – as requisições são encaminhadas para a janela de escalonamento.

Assim, a taxa de bloqueio não aumenta, mas a requisição não é transmitida, diminuindo a eficiência energética.

Durante o tempo todo, independente da taxa de bloqueio, a eficiência energética é decrescente (mesmo que de maneira sutil) e este fato demonstra que a eficiência energética diminui à medida que a carga de tráfego aumenta até o momento em que o bloqueio inicia registros crescentes. Neste instante a eficiência energética torna-se relativamente estável (ou pelo menos a queda não é tão brusca), justamente pelo fato de que o bloqueio de uma requisição pode implicar no atendimento de outra que está na janela.

Para facilitar as análises dos resultados e as conclusões esta seção foi dividida por topologia analisada: NSFNet e PANEURO.

5.2.1 NSFNet

O gráfico da Figura 5.2 ilustra a taxa de bloqueio das requisições para cada nível de carga na rede, mostrando que EEABE e AARSAEW obtiveram taxas de bloqueio bem menores em comparação ao AARSAE. Este começou a ter bloqueio com cargas de 20 Erl e taxas aceitáveis – 1% de acordo com [41], conforme Subseção 2.1.1 – até 40 Erl.

Já seus sucessores, utilizando o benefício da janela de escalonamento, registraram o início do bloqueio na carga de 90 Erl e taxas aceitáveis no mesmo patamar. Com 95 Erl o bloqueio já foi registrado acima do 1% aceitável. A taxa de bloqueio do AARSAE se eleva demasiadamente em cargas a partir de 50 Erl, entretanto essa mesma elevação linear só ocorre com seus sucessores nas cargas superiores a 90 Erl.

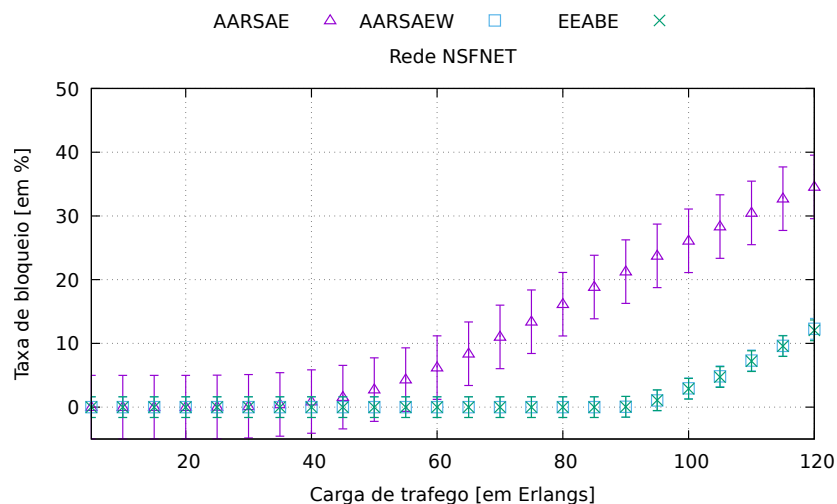


Figura 5.2: Taxa de Bloqueio de Requisições na rede NSFNET

Por outro lado, o gráfico da Figura 5.3 mostra que, mesmo bloqueando na mesma intensidade, a eficiência energética do EEABE é, em média, 8% maior com cargas de, até,

60 Erl; tanto em relação ao AARSAE quanto ao AARSAEW. Quando a carga da rede aumenta, essa diferença é reduzida mas ainda assim o EEABE se mostra superior aos seus antecessores até a carga de 65 Erl.

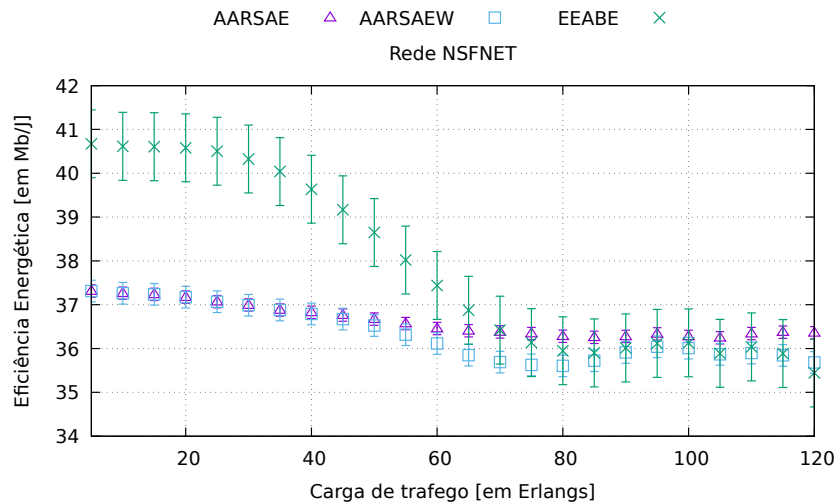


Figura 5.3: Eficiência Energética na rede NSFNET

Outros números interessantes do EEABE na NSFNet são: eficiência energética 5% superior, em média, com cargas de, até, 95 Erl e 3% superior, em média, com cargas de, até, 120 Erl quando comparado a seus antecessores. Esses resultados são particularmente interessantes pois, considerando que o tráfego BDT ocorre nos horários de menor pico de tráfego na rede, o EEABE é um contribuidor para manter a eficiência energética.

Com o aumento da carga de tráfego, a rede inicia um processo de congestionamento e é natural que a quantidade de bits transmitidos diminua (e, conseqüentemente, a eficiência energética) afinal, são menores as possibilidades de se formar novos caminhos. Isso justifica a queda brusca da eficiência do EEABE à medida que aumenta a carga de tráfego da rede e a manutenção do seu baixo rendimento a partir dos 60 Erl.

5.2.2 PANEuro

Com menor grau de conectividade, a PANEuro apresentou resultados (principalmente de eficiência energética) bem mais modestos perante a NSFNet. Ao comparar, por exemplo, as Figuras 5.3 e 5.5, percebe-se eficiência energética em torno de 16% superior na rede estadunidense.

Em relação aos algoritmos, o AARSAE atingiu bloqueio de 1% com pouco menos de 25 Erl aproximadamente, como mostra a Figura 5.4. Já seus sucessores, chegaram ao limite dos princípios da Engenharia de Tráfego somente aos 75 Erl, evidenciando os benefícios da implementação do escalonamento através da janela de requisições.

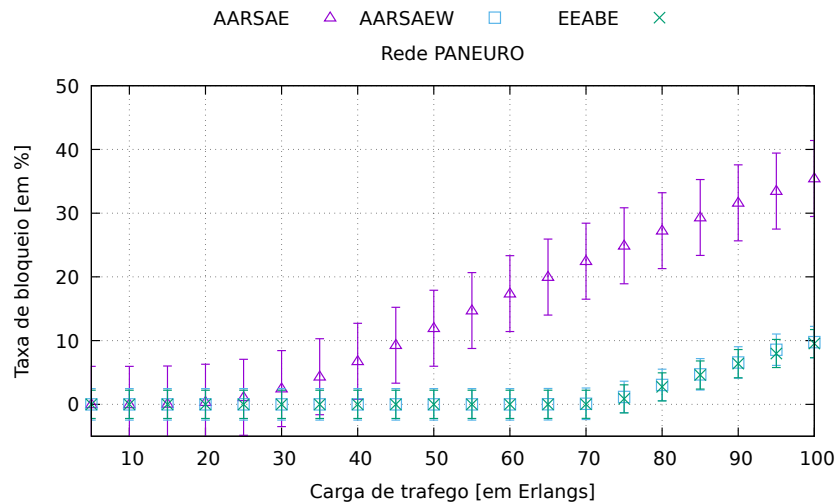


Figura 5.4: Taxa de Bloqueio de Requisições na rede PANEuro

Já no quesito de eficiência energética, para a topologia PANEuro, ilustrado na Figura 5.5, o EEABE obteve, em média, 3% de melhora perante seus antecessores somente com cargas de, até, 45 Erl.

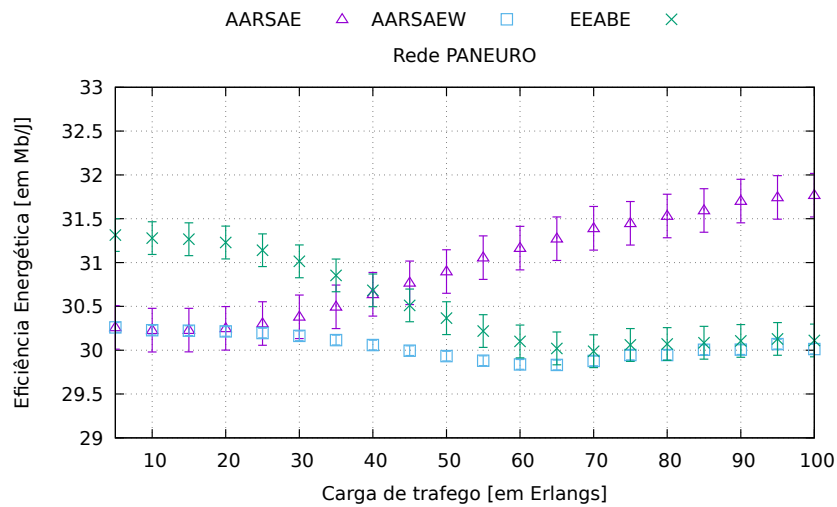


Figura 5.5: Eficiência Energética na rede PANEuro

O AARSAE mostrar-se superior em eficiência energética a seus sucessores, principalmente na PANEuro, com cargas a partir de 40 Erl, é um fato evidente em função da alta taxa de bloqueio. Entretanto, uma grande ressalva deve ser feita em relação a esta métrica nesse algoritmo. Com 50 Erl, por exemplo, a taxa de bloqueio do AARSAE está em, praticamente, 12%. Isso mostra que é ineficaz o algoritmo transmitir mais bits por *Joule* caso a taxa de bloqueio esteja, também, alta. É coerente, porém inviável, a crescente relação *Mb/J* do AARSAE: com grandes taxas de bloqueio, ou seja, a alta negação

para as solicitações causa, também, a liberação do espectro de frequência, possibilitando a alocação para requisições subsequentes.

É importante destacar aqui que, como mostra a Figura 5.1, os nós definidos como CDs podem assumir o papel de origem, destino ou *bypass*, enquanto que os demais nós são utilizados sempre como *bypass* (conforme Seção 4.4) em ambas topologias. Essa característica ocorre porque, enquanto várias requisições submetidas são bloqueadas, outras que estavam ativas são finalizadas, desocupando banda nos enlaces da rede. Assim, esse recurso escasso recém desocupado é utilizado pra servir alguma requisição, provocando uma mudança no período da curva.

5.3 Resumo Conclusivo

O EEABE se mostrou mais eficiente (*i*) na rede com menos conectividade e CDs mais próximos, a NSFNet e (*ii*) com cargas relativamente baixas apesar de, aproximadamente, 5% de eficiência energética maior com cargas de, até, 90 Erl. O escalonamento utilizando janela de requisições foi satisfatório nas duas topologias, se apresentando cerca de 40% superior perante à proposta sem escalonamento, o AARSAE. Este, com uma falsa impressão de eficiência energética, apresentou elevadas taxas de bloqueio em cargas de tráfego não muito altas.

Capítulo 6

Conclusões e Trabalhos Futuros

Com o foco em relacionar redes ópticas elásticas, transferências de dados em massa e eficiência energética, este trabalho propôs a solução EEABE, um algoritmo que transfere grandes volumes de dados ICD utilizando o *sleep mode* como técnica de eficiência energética e janela de escalonamento para melhorar o atendimento das requisições BDTs e desenvolvido com base no algoritmo RSA.

Sob um cenário mundial no qual as transferências de dados em massa representam 45% do tráfego ICD e 20% do gasto de energia em um CD [35], o modelo de eficiência energética mais aceitável atualmente pela academia, demonstrado na Sub-seção 2.4.2 foi estudado e aplicado ao EEABE, experimentado em paralelo com um algoritmo sem janela de escalonamento e sem *sleep mode* (AARSAE) e um algoritmo com janela de escalonamento e sem *sleep mode* (AARSAEW), além de simulações realizadas em duas topologias de redes distintas: NSFNet e PANEuro.

No caso da NSFNet, os resultados mostraram que o EEABE consegue transferir, em média, 8% mais de Mb/J em cargas de até 60 Erl; 5% em cargas de até 95 Erl e 3% em cargas de até 120 Erl quando comparado aos seus antecessores. Em relação ao bloqueio, os algoritmos com janela de escalonamento (EEABE e AARSAEW) obtiveram taxas cerca de 40% mais satisfatórias quando comparado com o AARSAE. Porém, com altas cargas de tráfego, a eficiência energética (relação Mb/J) diminuiu em detrimento do inevitável sobrecarregamento da rede.

Já a rede PANEuro, apresentou-se como um cenário totalmente distinto. Embora a taxa de bloqueio apresentou-se com resultados expressivos nos algoritmos com janela de escalonamento, o mesmo não se pôde relatar da eficiência energética, com um ganho muito baixo apenas em cenários com baixo tráfego: aproximadamente com 3% a mais de Mb/J em cargas de, até, 45 Erl.

A principal contribuição deste trabalho foi a junção de Redes Ópticas Elásticas/BDT/eficiência energética. Grandes desempenhos foram registrados em função da

fila de requisições (janela de escalonamento) nos dois cenários experimentados. Nos algoritmos com esta técnica implementada, as taxas de bloqueio se demonstraram bastante generosas quando comparadas ao modelo sem janela AARSAE.

6.1 Trabalhos Futuros

As principais propostas de trabalhos futuros seriam, de maneira geral, o aperfeiçoamento do *sleep mode* implementado para que aumente a eficiência energética com maiores cargas de tráfego, principalmente em redes com grandes níveis de conectividade, tais como a PANEuro. Em termos mais específicos, pesquisas podem ser desenvolvidas com as seguintes vertentes:

- Elaboração de solução energética para MBDT em EON, já que o EEABE atua apenas com BDT: na verdade não se trata de um trabalho complexo, haja vista que os algoritmos aqui experimentados são capazes de escalonar MBDT. Bastaria realizar novas simulações com modificações no cenário inserindo requisições do tipo MBDT. É, assim, a proposta de trabalho mais curto prazo, com possibilidade de realização imediata.
- Inclusão do consumo dos CDs na modelagem energética: estudos com maior foco em Computação Verde (*Green Computing*) [32, 35, 87] demonstram que os Centros de Dados são grandes consumidores de energia quando se fala em redes de longa distância. Assim, propostas nesse sentido e em fusão aos algoritmos aplicados neste trabalho, podem gerar resultados expressivos de eficiência energética nos CDs com equipamentos utilizados nos cálculos (EDFAs, BVTs e OXCs).
- Desenvolver mesma solução com níveis de modulação adaptativos: alguns trabalhos [49, 12, 72] têm tido resultados positivos adotando essa metodologia que pode, também, gerar expressivos resultados em conjunto com *sleep mode* e janela de escalonamento.
- Desenvolvimento de outros algoritmos com técnicas mais sofisticadas e os mesmos objetivos do EEABE: a função *KSP* na linha 7 do Algoritmo 4, por exemplo, pode ser substituída adotando outros critérios para definir rotas. Ativar os nós do menor caminho não implica necessariamente em nós com menor consumo energético, ou seja, o menor caminho traçado pelo *KSP* pode não ter a maior eficiência energética. Em [88] os autores propuseram uma solução com essas características, superando o *KSP* em 20%. Outra possibilidade é a definição de rotas baseada nos recursos disponíveis na rede.

O EEABE é uma solução plenamente viável e passível de melhorias no intuito de prover eficiência energética com baixas taxas de bloqueio em topologias com menores números de nós e enlaces. Isso não significa redes de pequeno porte. Grandes distâncias não se mostraram como empecilho na proposta deste trabalho, já que os melhores resultados foram obtidos justamente na rede (NSFNet) com maiores enlaces predominantes.

Mesmo com sua simplicidade, o EEABE foi desenvolvido para atuar em um ambiente realístico como tráfego dinâmico e ciente da aplicação; quesitos raramente encontrados na literatura, principalmente em conjunto. Portanto, seus resultados são mais condizentes com cenários reais e, assim, ele se habilita como uma solução que contribui de maneira energeticamente eficiente nos períodos em que a carga de tráfego da rede se mantiver baixa, o que ocorre comumente em períodos noturnos de tráfego.

Referências

- [1] Cisco: *The Zettabyte Era: Trends and Analysis*. Cisco Visual Networking Index™, June 2017. 1, 9
- [2] Sousa, L. S.; Oliveira, F. R.; Alchieri, E. A. P. e Drummond, A. C.: *Roteamento e Alocação de Espectro Ciente da Aplicação em Redes Ópticas Elásticas*. SBRC 2016, 34, Juny 2016. 1, 21, 31, 36, 38, 48, 53
- [3] Sousa, L. S. e Drummond, A. C.: *Provendo Múltiplas Transfências de Dados em Massa com Roteamento e Alocação de Espectro Ciente da Aplicação em Redes Ópticas Elásticas*. SBRC 2017, 35(1/2017), May 2017. 1, 2, 19, 21, 31, 36, 38, 40, 46, 47, 48, 54
- [4] Chen, H.; Zhao, Y.; Zhang, J.; Wang, W. e Zhu, R.: *Static routing and spectrum assignment for deadline-driven bulk-data transfer in elastic optical networks*. IEEE Access, 5:13645–13653, July 2017. 2, 31
- [5] Ji, S.; Liu, S. e Li, B.: *Deadline-Aware Scheduling and Routing for Inter-Datacenter Multicast Transfers*. Em *2018 IEEE International Conference on Cloud Engineering (IC2E)*, páginas 124–133, April 2018. 2
- [6] Shieh, W. e Djordjevic, I.: *Orthogonal Frequency Division Multiplexing for Optical Communication*. Elsevier, Amsterdam, The Netherlands, 2010, ISBN 978-0123748799. 2, 12, 13
- [7] Gerstel, O.; Jinno, M.; Lord, A. e Yoo, S. J. B.: *Elastic optical networking: a new dawn for the optical layer?* IEEE Communications Magazine, 50(2):s12–s20, February 2012, ISSN 0163-6804. 2, 10, 11
- [8] Hasegawa, H.; Subramaniam, S. e Sato, K. I.: *Flexible waveband routing optical networks*. Em *2015 IEEE International Conference on Communications (ICC)*, páginas 5198–5203, June 2015. 2, 11
- [9] Kozicki, B.; Takara, H.; Tsukishima, Y.; Yoshimatsu, T.; Kobayashi, T.; Yonenaga, K. e Jinno, M.: *Optical Path Aggregation for 1-Tb/s Transmission in Spectrum-Sliced Elastic Optical Path Network*. IEEE Photonics Technology Letters, 22(17):1315–1317, September 2010, ISSN 1041-1135. 2, 11
- [10] Dischler, R. e Buchali, F.: *Transmission of 1.2 Tb/s continuous waveband PDM-OFDM-FDM signal with spectral efficiency of 3.3 bit/s/Hz over 400 km of SSMF*. Em *2009 Conference on Optical Fiber Communication - includes post deadline papers*, páginas 1–3, March 2009. 2, 11

- [11] Zhang, G.; De Leenheer, M.; Morea A. e Mukherjee B.: *A Survey on OFDM-Based Elastic Core Optical Networking*. IEEE Communications Surveys Tutorials, 15(1):65–87, February 2013, ISSN 1553-877X. 2, 11, 12, 13, 15, 16
- [12] Costa, L. R. e Drummond, A. C.: *New Distance-Adaptive Modulation Scheme for Elastic Optical Networks*. IEEE Communications Letters, 21(2):282–285, February 2017, ISSN 1089-7798. 2, 33, 61
- [13] Idzikowski, F.; Chiaraviglio, L.; Cianfrani A.; Vizcaíno J. L.; Polverini M. e Ye Y.: *A Survey on Energy-Aware Design and Operation of Core Networks*. IEEE Communications Surveys Tutorials, 18(2):1453–1499, December 2016, ISSN 1553-877X. 2, 3, 4, 5, 21, 22, 23, 24, 25, 36
- [14] Imran M.; Anandarajah, P. M.; Kaszubowska-Anandarajah, A.; Sambo N. e Potí L.: *A Survey of Optical Carrier Generation Techniques for Terabit Capacity Elastic Optical Networks*. IEEE Communications Surveys Tutorials, 20(1):211–263, November 2018. 2, 10, 11, 13, 14
- [15] Schmogrow, R.; Bouziane, R.; Meyer, M.; Milder, P. A.; Schindler, P. C.; Bayvel, P.; Killey, R. I.; Freude, W. e Leuthold, J.: *Real-time digital Nyquist-WDM and OFDM signal generation: Spectral efficiency versus DSP complexity*. Em *2012 38th European Conference and Exhibition on Optical Communications*, páginas 1–3, September 2012. 2, 13
- [16] Chandrasekhar, S. e Liu, X.: *OFDM Based Superchannel Transmission Technology*. Journal of Lightwave Technology, 30(24):3816–3823, December 2012, ISSN 0733-8724. 2, 13
- [17] Neves, L.: *The Climate Group - SMART 2020: Enabling the low carbon economy in the information age*. Technical report, GeSI - Global e-Sustainability Initiative, 2008. 3, 4
- [18] Leisching, P. e Pickavet, P.: *Energy footprint of icts: Forecasts and network solutions*. Em *Proc. of OFC/NFOEC, Workshop on Energy Footprint of ICT: Forecast and Network Solutions*, San Diego, USA, March 2009. 3, 4
- [19] Heddeghem, W. V.; Idzikowski, F.; Musumeci, F.; Pattavina, A.; Lannoo, B.; Colle D. e Pickavet, M.: *A power consumption sensitivity analysis of circuit-switched versus packet-switched backbone networks*. Computer Networks, 78:42 – 56, 2015, ISSN 1389-1286. Special Issue: Green Communications. 3, 21, 24
- [20] Shuja, J.; Bilal, K.; Madani, S. A.; Othman, M.; Ranjan, R.; Balaji, P. e Khan, S. U.: *Survey of Techniques and Architectures for Designing Energy-Efficient Data Centers*. IEEE Systems Journal, 10(2):507–519, June 2016, ISSN 1932-8184. 3
- [21] Wang, B. e P. H. Ho: *Energy-efficient routing and bandwidth allocation in OFDM-based optical networks*. IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking, 8(2):71–84, February 2016, ISSN 1943-0620. 3, 35

- [22] Wong, S.; Valcarenghi, L.; Yen, S.; Campelo, D. R.; Yamashita, S. e Kazovsky, L.: *Sleep Mode for Energy Saving PONs: Advantages and Drawbacks*. Em *2009 IEEE Globecom Workshops*, páginas 1–6, November 2009. 3, 22, 36
- [23] Bokhari, M.; Sohail, M.; Kasi, J. K. e Kasi, A. K.: *Performance analysis of passive optical networks with energy saving through the integrated sleep mode*. *Optical Switching and Networking*, 21:16 – 30, 2016, ISSN 1573-4277. 3, 22, 36
- [24] Vizcaíno, J. L.; Ye, Y. e Monroy, I. T.: *Energy efficiency in elastic-bandwidth optical networks*. Em *International Conference on the Network of the Future*, páginas 107–111, November 2011. 4, 33, 34
- [25] Guo, P.; Hou W.; Wu, J. e Sun, Z.: *Modulation adaptive grooming in green elastic optical networks*. Em *2015 14th International Conference on Optical Communications and Networks (ICOON)*, páginas 1–3, July 2015. 4, 34
- [26] Chen, Y.; Jain, S.; Adhikari, V. K.; Zhang, Z. L. e Xu, K.: *A first look at inter-data center traffic characteristics via Yahoo! datasets*. Em *2011 Proceedings IEEE INFOCOM*, páginas 1620–1628, April 2011. 4
- [27] Alan, I. e Kosar, T.: *Energy-Aware HTTP Data Transfers*. Em *2016 IEEE 36th International Conference on Distributed Computing Systems Workshops (ICDCSW)*, páginas 37–42, June 2016. 4
- [28] Abts, D.; Marty, M. R.; Wells, P. M.; Klausler, P. e Liu, H.: *Energy Proportional Datacenter Networks*. *SIGARCH Comput. Archit. News*, 38(3):338–347, June 2010, ISSN 0163-5964. 4
- [29] Shang, Y.; Li, D. e Xu, M.: *Energy-aware Routing in Data Center Network*. Em *Proceedings of the First ACM SIGCOMM Workshop on Green Networking*, Green Networking '10, páginas 1–8, New York, NY, USA, 2010. ACM, ISBN 978-1-4503-0196-1. 4
- [30] Andrae, A. e Corcoran, P. M.: *Emerging trends in electricity consumption for consumer ICT*. Technical report, ARAN - Access to Research at NUI Galway, June 2013. 4
- [31] *Report to Congress on Server and Data Center Energy Efficiency Public Law 109-431*. U.S. Environmental Protection Agency ENERGY STAR Program, August 2007. 4
- [32] Zhu, M.; Gao, P.; Zhang, J.; Zeng, X. e Zhang, S.: *Energy Efficient Dynamic Virtual Optical Network Embedding in Sliceable-Transponder-Equipped EONs*. Em *GLOBECOM 2017 - 2017 IEEE Global Communications Conference*, páginas 1–6, December 2017. 4, 5, 23, 25, 32, 61
- [33] Vereecken, W.; Colle, D.; Vermeulen B.; Pickavet M.; Dhoedt B. e Demeester P.: *Estimating and mitigating the energy footprint of ICTs*. Em *Vakgroep Informatietechnologie – IBCN*, Gante, Bélgica, September 2008. 5

- [34] Vizcaíno, J. L.; Ye, Y. e Monroy, I. T.: *Energy efficiency analysis for dynamic routing in optical transport networks*. Em *IEEE International Conference on Communications (ICC)*, páginas 3009–3014, June 2012. 5, 25, 26, 34
- [35] Lu, X.; Kong, F.; Liu, X.; Yin, J.; Xiang, Q. e Yu, H.: *Bulk Savings for Bulk Transfers: Minimizing the Energy-Cost for Geo-Distributed Data Centers*. *IEEE Transactions on Cloud Computing*, PP(99):1–1, August 2017. 5, 23, 27, 29, 30, 36, 60, 61
- [36] Tafani, D.; Kantarci, B.; Mouftah, H. T.; McArdle, C. e Barry, L. P.: *Distributed management of energy-efficient lightpaths for computational grids*. Em *2012 IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM)*, páginas 2924–2929, December 2012. 5, 21, 24, 25, 27, 35, 37, 44, 46, 47
- [37] Costa, L. R. e Drummond, A. C.: *Eficiência Energética com Modelo de Grafo Auxiliar para Redes ópticas Elásticas*. Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores (SBRC), 36, 2018. 5, 25, 26, 35, 36, 37, 38, 55
- [38] Gomes, S. M. C.: *Tráfego: Teoria e Aplicações*. McGraw-Hill, São Paulo, 1991, ISBN 0074605909. 7, 8
- [39] Osborne, E. e Simha, A.: *Traffic Engineering with MPLS*. Cisco Press, Indianapolis, USA, 2005, ISBN 1587050315. 7
- [40] Faria, P. M. B.: *Teoria do trafego telefonico: tabelas e graficos - tradução da 2ª edição alemã*. Edgar Blucher: Siemens S. A., São Paulo, 1975. 8
- [41] Medhi, D. e Ramasamy, K.: *Chapter 20 - Traffic Engineering for Circuit-Switched Networks*. Em Medhi, Deep e Karthik Ramasamy (editores): *Network Routing (Second Edition)*, The Morgan Kaufmann Series in Networking, páginas 674 – 706. Morgan Kaufmann, Boston, second edition edição, 2018, ISBN 978-0-12-800737-2. 8, 56
- [42] Christodoulopoulos, K., I. Tomkos e E. A. Varvarigos: *Elastic Bandwidth Allocation in Flexible OFDM-Based Optical Networks*. *Journal of Lightwave Technology*, 29(9):1354–1366, May 2011, ISSN 0733-8724. 9, 12, 16
- [43] Klinkowski, M. e Walkowiak, K.: *Routing and Spectrum Assignment in Spectrum Sliced Elastic Optical Path Network*. *IEEE Communications Letters*, 15(8):884–886, August 2011, ISSN 1089-7798. 9
- [44] Charbonneau, N. e Vokkarane, V. M.: *A Survey of Advance Reservation Routing and Wavelength Assignment in Wavelength-Routed WDM Networks*. *IEEE Communications Surveys Tutorials*, 14(4):1037–1064, November 2012, ISSN 1553-877X. 9, 10, 20, 32, 37
- [45] Afsharlar, P.; Deylamsalehi, A.; Plante, J. M.; Zhao, J. e Vokkarane, V. M.: *Routing and spectrum assignment with delayed allocation in elastic optical networks*. *IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking*, 9(3):B101–B111, March 2017, ISSN 1943-0620. 9, 19, 32, 37, 40, 42

- [46] Jinno, M.; Takara, H.; Kozicki, B.; Tsukishima, Y.; Sone, Y. e Matsuoka, S.: *Spectrum-efficient and scalable elastic optical path network: architecture, benefits, and enabling technologies*. IEEE Communications Magazine, 47(11):66–73, November 2009, ISSN 0163-6804. 10, 11
- [47] *Spectral grids for wdm applications: Dwdm frequency grid*. Int. Telecommun. Union, Geneva, Switzerland, Recommendation G.694.1, February 2012. 10
- [48] *Architecture of optical transport networks*. Int. Telecommun. Union, Geneva, Switzerland, Recommendation G.872, October 2012. 10
- [49] Costa, L. R.; Ramos, G. N. e Drummond, A. C.: *Leveraging adaptive modulation with multi-hop routing in elastic optical networks*. Computer Networks, 105:124 – 137, August 2016, ISSN 1389-1286. 11, 14, 61
- [50] Wang, B.; Ho, P. H. e Lin, C. H.: *A Novel Energy-Efficient Transmission Scheme in CO-OFDM Elastic Optical Networks*. Journal of Lightwave Technology, 32(21):3982–3990, November 2014, ISSN 0733-8724. 13, 35
- [51] Omomukuyo, O.; Chang, D.; Zhu, J.; Dobre, O.; Venkatesan, R.; Ngatched, T. e Rumbolt, C.: *Joint timing and frequency synchronization based on weighted CAZAC sequences for reduced-guard-interval CO-OFDM systems*. Opt. Express, 23(5):5777–5788, March 2015. 13
- [52] Wang, B. e Ho, P. H.: *An optimization framework for energy-efficient elastic optical transmission systems*. Em *2013 21st International Conference on Software, Telecommunications and Computer Networks - (SoftCOM 2013)*, páginas 1–5, September 2013. 14, 33, 34, 35
- [53] Christodoulopoulos, K., I. Tomkos e E. A. Varvarigos: *Routing and Spectrum Allocation in OFDM-Based Optical Networks with Elastic Bandwidth Allocation*. Em *2010 IEEE Global Telecommunications Conference GLOBECOM 2010*, páginas 1–6, December 2010. 15, 18
- [54] Sousa, L. S.: *Provendo Múltiplas Transferências de Dados em Massa em Redes Ópticas Elásticas*. Tese de Mestrado, Universidade de Brasília, Julho 2016. 17, 21, 22
- [55] Aibin, M. e Walkowiak, K.: *Analysis of inter-data center elastic optical network*. Em *2017 19th International Conference on Transparent Optical Networks (ICTON)*, páginas 1–4, July 2017. 19, 30
- [56] Wang, Y.; Su, S.; Jiang, S.; Zhang, Z. e Shuang, K.: *Optimal routing and bandwidth allocation for multiple inter-datacenter bulk data transfers*. Em *2012 IEEE International Conference on Communications (ICC)*, páginas 5538–5542, June 2012. 19, 30
- [57] Feng, Y.; Li, B. e Li, B.: *Postcard: Minimizing Costs on Inter-Datacenter Traffic with Store-and-Forward*. Em *2012 32nd International Conference on Distributed Computing Systems Workshops*, páginas 43–50, June 2012. 19, 30

- [58] Laoutaris, N.; Smarchagdakis, G.; Stanojevic, R.; Rodriguez, P. e Sundaram, R.: *Delay-Tolerant Bulk Data Transfers on the Internet*. IEEE/ACM Transactions on Networking, 21(6):1852–1865, December 2013, ISSN 1063-6692. 19, 30
- [59] Van, D. P.; Fiorani, M.; Wosinska, L. e Chen, J.: *Adaptive Open-Shop Scheduling for Optical Interconnection Networks*. Journal of Lightwave Technology, 35(13):2503–2513, July 2017. 19, 32, 37
- [60] Manpreet e Malhotra, J.: *A survey on cross layer routing protocols for manet*. Em *2014 International Conference on Advances in Engineering Technology Research (ICAETR - 2014)*, páginas 1–3, August 2014. 20
- [61] Lai, C. P. e Bergman, K.: *Cross-layer communications for high-bandwidth optical networks*. Em *2010 12th International Conference on Transparent Optical Networks*, páginas 1–4, June 2010. 20, 21
- [62] Sartzetakis, I.; Christodoulopoulos, K. e Varvarigos, E.: *Cross-layer adaptive elastic optical networks*. IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking, 10(2):A154–A164, February 2018, ISSN 1943-0620. 20, 21
- [63] Sedaghati-Mokhtari, N.; Bojnordi, M. N. e Yazdani, N.: *Cross-Layer Design: A New Paradigm*. Em *2006 International Symposium on Communications and Information Technologies*, páginas 183–188, October 2006. 20, 21
- [64] Raman, B.; Bhagwat, P. e Seshan, S.: *Arguments for cross-layer optimizations in Bluetooth scatternets*. Em *Proceedings 2001 Symposium on Applications and the Internet*, páginas 176–184, January 2001. 21
- [65] Koster, A. e Muñoz, X.: *Graphs and Algorithms in Communication Networks*. Springer, Amsterdam, The Netherlands, 2010, ISBN 9783642022500. 21, 38
- [66] Tang, Y.; He, G.; Liu, K.; Yan, H.; Nie, Y.; Chen, L. e Tao, W.: *Study on method of comprehensive energy efficiency evaluation for distributed energy system*. Em *2017 IEEE Conference on Energy Internet and Energy System Integration (EI2)*, páginas 1–5, November 2017. 22, 23
- [67] Alexander, C. K. e Sadiku, M. N. O.: *Fundamentos de Circuitos Elétricos*. AMGH, Porto Alegre, 2013, ISBN 9788580551723. 23
- [68] Khumalo P. e Nleya, B.: *Sleep-Mode/Traffic Grooming Versus Device Reliability Overview*. Em *2018 International Conference on Advances in Big Data, Computing and Data Communication Systems (icABCD)*, páginas 1–5, August 2018. 23, 24, 27, 35, 36, 37, 46, 47
- [69] Kang, D.; Yang, W.; Jung J. e Kim Y.: *Wake Transition Decision algorithm for energy saving in OBS network with LPI*. Em *2012 International Conference on Computing, Networking and Communications (ICNC)*, páginas 527–531, January 2012. 23, 27, 35, 37, 44, 46, 47

- [70] Li, C.; Guo, W.; Hu W. e Xia M.: *Energy-efficient Dynamic Bandwidth Allocation for EPON networks with sleep mode ONUs*. Optical Switching and Networking, 15:121 – 133, January 2015, ISSN 1573-4277. 24
- [71] Tucker, R. S.: *Green Optical Communications 2014;Part II: Energy Limitations in Networks*. IEEE Journal of Selected Topics in Quantum Electronics, 17(2):261–274, March 2011, ISSN 1077-260X. 25
- [72] Ren, R.; Hou, W.; Guo, L.; Liu, Y.; Wu, J. e Yang, Y.: *Spectrum and energy-efficient survivable routing algorithm in elastic optical network*. Optik - International Journal for Light and Electron Optics, 127(20):8795 – 8806, October 2016, ISSN 0030-4026. 25, 34, 61
- [73] Mseddi, A.; Salahuddin, M. A.; Zhani, M. F.; Elbiaze, H. e Glitho, R. H.: *On optimizing replica migration in distributed cloud storage systems*. Em *2015 IEEE 4th International Conference on Cloud Networking (CloudNet)*, páginas 191–197, October 2015. 30
- [74] Wang, W.; Zhao, Y.; Chen, H.; Zhang, J.; Zheng, H.; Lin, Y. e Lee, Y.: *Re-Provisioning of Advance Reservation Applications in Elastic Optical Networks*. IEEE Access, 5:10959–10967, May 2017. 31
- [75] Lu, W.; Zhu, Z. e Mukherjee, B.: *Optimizing deadline-driven bulk-data transfer to revitalize spectrum fragments in EONs [Invited]*. IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking, 7(12):B173–B183, December 2015, ISSN 1943-0620. 31
- [76] Wang, N.; Jue, J. P. e Zhu, R.: *Survivable Bulk Data-Flow Transfer Strategies in Elastic Optical Inter-Datacenter Networks*. Em *2016 IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM)*, páginas 1–6, December 2016. 31
- [77] Jinno, M.; Takara, H.; Sone, Y.; Yonenaga, K. e Hirano, A.: *Multiflow optical transponder for efficient multilayer optical networking*. IEEE Communications Magazine, 50(5):56–65, May 2012, ISSN 0163-6804. 32, 33
- [78] Zhang, J.; Zhao, Y.; Yu, X.; Zhang J.; Song, M.; Ji, Y. e Mukherjee, B.: *Energy-efficient traffic grooming in sliceable-transponder-equipped IP-over-elastic optical networks [invited]*. IEEE/OSA Journal of Optical Communications and Networking, 7(1):A142–A152, January 2015, ISSN 1943-0620. 33
- [79] Zhang, J.; Ji, Y.; Song, M.; Zhao, Y.; Yu, X.; Zhang, J. e Mukherjee, B.: *Dynamic Traffic Grooming in Sliceable Bandwidth-Variable Transponder-Enabled Elastic Optical Networks*. Journal of Lightwave Technology, 33(1):183–191, January 2015, ISSN 0733-8724. 33
- [80] Liu, H.; Yin, Y. e Chen, Y.: *Energy-efficient multicast traffic grooming strategy based on light-tree splitting for elastic optical networks*. Optical Fiber Technology, 36:374 – 381, July 2017, ISSN 1068-5200. 33
- [81] Costa, L. R. e Drummond, A. C.: *Novo Esquema para Provisão de Modulação Adaptativa em Redes Ópticas Elásticas*. SBRC 2017, 35(1/2017), May 2017. 33

- [82] Moura, P. M.; Scaraficci, R. A. e Fonseca, N. L. S.: *Algorithm for energy efficient routing, modulation and Spectrum Assignment*. Em *IEEE International Conference on Communications (ICC)*, páginas 5961–5966, June 2015. 34
- [83] López, J.; Ye, Y.; López, V.; Jimenez, F.; Duque, R.; Krummrich, P. M.; Musumeci, F.; Tornatore, M. e Pattavina, A.: *Traffic and power-aware protection scheme in elastic optical networks*. Em *15th International Telecommunications Network Strategy and Planning Symposium (NETWORKS)*, páginas 1–6, October 2012. 35
- [84] Yen, J. Y.: *Finding the k shortest loopless paths in a network*. *Management Science*, 17(11):712–716, November 1971, ISSN 2166-0077. 38
- [85] Costa, L. R.; Sousa, L. S.; Oliveira, F. R.; Silva, K. A.; Júnior, P. J. S. e Drummond, A. C.: *ONS: Simulador de Eventos Discretos para Redes Ópticas WDM/EON*. Em *XXXIV Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos (SBRC 2016)*, páginas 1195–1202, May 2016. 48
- [86] Wazlawick, R. S.: *Metodologia de Pesquisa para Ciência da Computação*. Elsevier, Rio de Janeiro, 2014, ISBN 978-85-352-7782-1. 53
- [87] Tschudi, B. e Martinez, D.: *Energy Efficient HPC Data Centers*. Em *2012 SC Companion: High Performance Computing, Networking Storage and Analysis*, páginas 848–897, November 2012. 61
- [88] Raichandani, J.; Mamoori, S. A. e Jaekel A.: *Energy aware resource allocation for optical grid networks*. Em *2017 IEEE 30th Canadian Conference on Electrical and Computer Engineering (CCECE)*, páginas 1–4, April 2017. 61