

**UNIVERSIDADE TECNOLÓGICA FEDERAL DO PARANÁ
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM ENGENHARIA ELÉTRICA E
INFORMÁTICA INDUSTRIAL**

WAGNER CALDAS BRESSAM

**UTILIZANDO CHAVES ÓPTICAS PARA CONTROLE DE
QUALIDADE DE SERVIÇO EM REDES INTELIGENTES**

DISSERTAÇÃO

CURITIBA

2016

WAGNER CALDAS BRESSAM

**UTILIZANDO CHAVES ÓPTICAS PARA CONTROLE DE
QUALIDADE DE SERVIÇO EM REDES INTELIGENTES**

Dissertação apresentada ao Programa de Pós-graduação em Engenharia Elétrica e Informática Industrial da Universidade Tecnológica Federal do Paraná como requisito parcial para obtenção do grau de “Mestre em Ciências” – Área de Concentração: Informática Industrial.

Orientador: Mauro Sergio Pereira Fonseca

Co-orientadora: Anelise Munaretto Fonseca

CURITIBA

2016

Dados Internacionais de Catalogação na Publicação

- B843u Bressam, Wagner Caldas
2016 Utilizando chaves ópticas para controle de qualidade de serviço em redes inteligentes / Wagner Caldas Bressam.-- 2016. 57 f. : il. ; 30 cm
- Texto em português, com resumo em inglês
Disponível também via World Wide Web
Dissertação (Mestrado) - Universidade Tecnológica Federal do Paraná. Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica e Informática Industrial, Curitiba, 2016
Bibliografia: f. 56-57
1. Redes elétricas inteligentes. 2. Algoritmos heurísticos. 3. Redes elétricas – Automação. 4. Heurística. 5. Energia elétrica – Distribuição. 6. Energia elétrica – Transmissão. 7. Engenharia elétrica – Dissertações. I. Fonseca, Mauro Sérgio Pereira. II. Fonseca, Anelise Munaretto. III. Título.

CDD: Ed. 22 – 621.3

Biblioteca Central da UTFPR, Câmpus Curitiba

Título da Dissertação Nº. _____

Utilizando Chaves Ópticas para Controle de Qualidade de Serviço em Redes Inteligentes.

por

Wagner Caldas Bressam

Orientador: Prof. Dr. Mauro Sergio Pereira Fonseca (UTFPR)

Coorientador: Prof^a. Dr^a. Anelise Munaretto Fonseca (UTFPR)

Esta dissertação foi apresentada como requisito parcial à obtenção do grau de MESTRE EM CIÊNCIAS – Área de Concentração: **TELECOMUNICAÇÕES E REDES** do Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica e Informática Industrial – CPGEI – da Universidade Tecnológica Federal do Paraná – UTFPR, às **10:30h** do dia 30 de setembro 2016. O trabalho foi aprovado pela Banca Examinadora, composta pelos professores doutores:

Prof. Dr. Mauro Sergio Pereira Fonseca
(Presidente – UTFPR)

Prof. Dr. Marcelo Pellenz
(PUC-PR)

Prof. Dr. Richard Demo Souza
(UTFPR)

Visto da coordenação:

Prof. Jean Carlos Cardozo da Silva, Dr.
(Coordenador do CPGEI)

“A tarefa não é tanto ver o que ninguém viu ainda, mas pensar o que ninguém pensou sobre algo que todos veem.”

(Arthur Schopenhauer)

RESUMO

BRESSAM, Wagner Caldas. UTILIZANDO CHAVES ÓPTICAS PARA CONTROLE DE QUALIDADE DE SERVIÇO EM REDES INTELIGENTES. 57 f. Dissertação – Programa de Pós-graduação em Engenharia Elétrica e Informática Industrial, Universidade Tecnológica Federal do Paraná. Curitiba, 2016.

Redes inteligentes de distribuição de energia fornecem serviços com o potencial de aumentar a eficiência energética e a qualidade de vida da sociedade, mas possuem requisitos severos de tempo de resposta, confiabilidade, escalabilidade e *QoS*. As chaves ópticas são dispositivos comutadores de caminhos em fibras ópticas popularmente utilizados para trocas físicas de rotas. Neste trabalho sugere-se utilizar estes dispositivos para ativamente reorganizar uma rede com o objetivo de diminuir a latência de comunicação, visando atender aos requisitos de comunicações dos serviços de redes inteligentes. Foram estudadas as características de protocolos de roteamento conhecidos e aplicou-se o algoritmo de Dijkstra na criação de quatro heurísticas de otimização dos caminhos máximos em redes com chaves ópticas. Simulações realizadas mostram que as heurísticas propostas reduzem o número de saltos nos caminhos máximos, levando à redução de latência. É sugerida a continuação deste estudo aperfeiçoando as heurísticas propostas com outros mecanismos de otimização e diferentes métricas, como redução de congestionamento de tráfego e de consumo de energia na rede.

Palavras-chave: Redes inteligentes, Smart Grid, chave óptica, algoritmo de Dijkstra, roteamento, latência, qualidade de serviço, heurística, otimização

ABSTRACT

BRESSAM, Wagner Caldas. USING OPTICAL SWITCHES FOR QUALITY OF SERVICE CONTROL ON SMART GRID. 57 f. Dissertação – Programa de Pós-graduação em Engenharia Elétrica e Informática Industrial, Universidade Tecnológica Federal do Paraná. Curitiba, 2016.

Smart grid networks provide services with the potential to increase energy efficiency and the quality of life of society, but have strict requirements regarding response time, reliability, scalability and QoS. The optical switches are fiber optic switching devices commonly used for physical route changing. In this study, it is suggested to use these devices to actively rearrange a network in order to reduce the communication latency, to meet the communications requirements of smart grid services. The characteristics of known routing protocols have been studied and the Dijkstra algorithm has been applied at the creation of four heuristics that aim to optimize the maximum paths in networks with optical switches. The simulations show that the heuristics reduce the maximum number of hops in the paths, leading to reductions in latency. It is suggested the continuation of this study improving the heuristics with other optimization engines and different metrics, such as reducing traffic congestion and energy.

Keywords: Smart Grid, optical switch, Dijkstra algorithm, routing, latency, quality of service, heuristic, optimization

LISTA DE FIGURAS

FIGURA 1	– Descoberta de rotas no AODV através de <i>flooding</i> da rede.	15
FIGURA 2	– Após o <i>flooding</i> da rede, AODV escolhe e utiliza a rota com menor número de nós para trafegar dados entre os nós de origem e destino	16
FIGURA 3	– Quatro nós MPR do protocolo OLSR retransmitindo informações geradas pelo nó de origem, no centro da rede.	17
FIGURA 4	– Adição de endereços dos nós intermediários na mensagem RREQ do protocolo DSR.	18
FIGURA 5	– Rota selecionada pelo protocolo de roteamento.	21
FIGURA 6	– Rota recalculada pelo protocolo de roteamento, após o rompimento de uma fibra.	22
FIGURA 7	– Rota recalculada pelo protocolo de roteamento, após a falha de um nó. .	23
FIGURA 8	– Rota formada pela atuação do componente chave óptica, após a falha de um nó.	24
FIGURA 9	– Topologia de rede com múltiplos caminhos	28
FIGURA 10	– Número de saltos a partir de um nó raiz	29
FIGURA 11	– Número de saltos a partir do nó raiz, após otimização da topologia de rede com chaves ópticas	30
FIGURA 12	– Fluxograma de controle de QoS	31
FIGURA 13	– Fluxograma de otimização Largura-FD	32
FIGURA 14	– Fluxograma de otimização Profundidade-FD	34
FIGURA 15	– Fluxograma de otimização Larg-DF	35
FIGURA 16	– Fluxograma de otimização Profundidade-DF	36
FIGURA 17	– Fluxograma de avaliação	37
FIGURA 18	– Fluxograma de criação de topologias	40
FIGURA 19	– Fluxograma de otimização Guloso	42
FIGURA 20	– Três estados de ativação da chave óptica	43
FIGURA 21	– Primeiro conjunto de resultados	45
FIGURA 22	– Primeiro conjunto de resultados com IC 90%	46
FIGURA 23	– Diâmetro médio das redes utilizadas no segundo conjunto de resultados	47
FIGURA 24	– Segundo conjunto de resultados com IC 90%	48
FIGURA 25	– Diâmetro médio das redes utilizadas no terceiro conjunto de resultados .	49
FIGURA 26	– Diâmetro médio das redes utilizadas no quarto conjunto de resultados ..	50
FIGURA 27	– Terceiro conjunto de resultados com IC 90%	51
FIGURA 28	– Quarto conjunto de resultados com IC 90%	52

LISTA DE TABELAS

TABELA 1	– Comparativo entre redes tradicionais de energia e redes inteligentes ...	12
TABELA 2	– Tempos de resposta (latência) para serviços de <i>Smart Grid</i>	13
TABELA 3	– Comparativo entre protocolos AODV, OLSR e DSR.	19
TABELA 4	– Parâmetros Rad Min e Rad Max utilizados na criação das redes do primeiro conjunto de resultados	45
TABELA 5	– Parâmetros Rad Min e Rad max utilizados na criação das redes do segundo conjunto de resultados	47
TABELA 6	– Parâmetros Rad Min e Rad max utilizados na criação das redes do terceiro conjunto de resultados	49
TABELA 7	– Parâmetros Rad Min e Rad Max utilizados na criação das redes do quarto conjunto de resultados	49

SUMÁRIO

1 INTRODUÇÃO	9
1.1 MOTIVAÇÃO	10
1.2 OBJETIVOS	10
1.2.1 Objetivo Geral	10
1.2.2 Objetivos Específicos	10
2 FUNDAMENTAÇÃO TEÓRICA	11
2.1 REDES INTELIGENTES DE DISTRIBUIÇÃO DE ENERGIA	11
2.2 PROTOCOLOS DE ROTEAMENTO	12
2.2.1 AODV (Ad-hoc On-Demand Distance Vector)	13
2.2.2 OLSR (Optimized link state routing)	15
2.2.3 DSR (Dynamic Source Routing)	16
2.2.4 Comparativo de características	18
2.3 ALGORITMO DE DIJKSTRA	19
2.4 ROTEADORES EQUIPADOS COM CHAVES ÓPTICAS	20
2.5 CÁLCULO DA LATÊNCIA DE COMUNICAÇÃO	22
2.5.1 Características da rede	24
3 PROPOSTA	26
3.1 METODOLOGIA	26
3.2 LÓGICA	26
3.3 HEURÍSTICAS	29
3.3.1 Largura Fora-Dentro	31
3.3.2 Profundidade Fora-Dentro	33
3.3.3 Largura Dentro-Fora e Profundidade Dentro-Fora	33
3.3.4 Verificação da otimização	37
4 AVALIAÇÃO	39
4.1 SIMULAÇÃO	39
4.1.1 Criação de topologias de rede	39
4.1.2 Algoritmo Guloso	41
4.2 RESULTADOS	43
5 CONCLUSÃO	54
REFERÊNCIAS	56

1 INTRODUÇÃO

As redes *Smart Grid* potencializam diversos tipos de serviços que podem aumentar a eficiência energética e a qualidade de vida da sociedade. Porém, tais serviços necessitam de uma estrutura de comunicação robusta para garantir que se consiga usufruir de seus benefícios. Exemplos de aplicações que uma rede assim deve suportar são o DAS (Distribution Automation System), que é o monitoramento e controle remoto do sistema de distribuição de energia, e o AMI (Advanced Metering Infrastructure), que é a medição remota do consumo de energia de residências, comércio e indústrias (YAN et al., 2013). As aplicações citadas são parte de um conjunto maior de medidas e serviços que busca otimizar o funcionamento da rede de distribuição de energia elétrica, gerando benefícios para fornecedores, distribuidores e consumidores, chamado *Smart Grid*.

O presente trabalho expõe uma pesquisa no campo de protocolos de roteamento, com o objetivo de reduzir a latência de comunicações para algumas aplicações dos serviços de redes inteligentes. Os protocolos de roteamento contemplam a criação de rotas considerando topologia de rede dinâmica e grande variação na quantidade de nós. Diversos protocolos existem com o objetivo de atender a estas necessidades específicas, considerando ainda limitações de largura de banda e consumo de energia, sendo que neste trabalho serão apresentadas as principais características dos protocolos de roteamento AODV, OLSR e DSR. São ressaltadas qualitativamente as suas vantagens e desvantagens em termos de classificação, algoritmo de roteamento, tráfego de controle em redes dinâmicas ou estáticas e complexidade aparente do protocolo.

São apresentados também os resultados da simulação de quatro heurísticas propostas que ativam chaves ópticas em roteadores, buscando reduzir a latência pela redução do número de saltos nos caminhos mínimos encontrados entre os nós de rede.

O Capítulo 1 contém a motivação e objetivos deste trabalho. No Capítulo 2 encontra-se a fundamentação teórica que forneceu a base para a pesquisa, seguido pelo Capítulo 3 que descreve a metodologia empregada e as heurísticas propostas. Então, no Capítulo 4, são analisados os resultados obtidos em simulação. Por fim, as conclusões obtidas são expostas no Capítulo 5.

1.1 MOTIVAÇÃO

Existem diferentes demandas de uma rede de comunicações para atender aos requisitos dos serviços de *Smart Grid*, como será visto no Capítulo 2. Particularmente nos serviços de automação da rede de energia, exige-se uma baixa latência de comunicação entre os nós de rede e o operador do serviço.

Vislumbrou-se a possibilidade de utilizar dispositivos chamados chaves ópticas para alterar a topologia de uma rede e reduzir a latência em uma rede inteligente de múltiplos caminhos. Chaves ópticas não são usualmente empregadas com o objetivo de redução de latência, mas sua ativação em pontos corretos na rede levam à redução no número de saltos que uma comunicação deve fazer, evitando o atraso gerado pelo roteamento da informação por vários nós. Para isto, faz-se necessário criar mecanismos de escolha dos melhores nós em uma rede para ativação destes dispositivos e obtenção de redução na latência.

1.2 OBJETIVOS

1.2.1 OBJETIVO GERAL

Realizar um estudo sobre métodos de roteamento existentes e propor uma metodologia de roteamento para redução de latência em redes utilizando chaves ópticas.

1.2.2 OBJETIVOS ESPECÍFICOS

- Realizar um estudo teórico sobre protocolos de roteamento existentes.
- Comparar qualitativamente as diferentes formas de roteamento em relação ao funcionamento de cada protocolo.
- Elaborar proposta de roteamento para redução da latência de comunicação, otimizando o número de saltos em caminhos de rede pelo uso de chaves ópticas.

2 FUNDAMENTAÇÃO TEÓRICA

Esta seção apresenta os conceitos necessários para o bom entendimento do trabalho apresentado. Ela abrange cinco tópicos: redes *Smart Grid*, protocolos de roteamento, algoritmo de Dijkstra, chaves ópticas em roteadores e cálculo de latência.

2.1 REDES INTELIGENTES DE DISTRIBUIÇÃO DE ENERGIA

Os autores Yan et al. (2013) fizeram um bom resumo sobre o que é *Smart Grid* e seus requerimentos relacionados à infraestrutura de comunicações. Como fatores motivadores do *Smart Grid* estão a melhora da experiência do consumidor de energia elétrica e o uso mais eficiente da energia elétrica e dos recursos para operação da rede de distribuição, através de serviços como AMR (*Automatic Meter Reading* ou *Smart Metering*). Algumas aplicações avançadas a serem suportadas pela infraestrutura de comunicação de *Smart Grid*, além do *Smart Metering*, são a supervisão por vídeo, a comunicação de voz e dados entre subestações e o controle de elementos da rede de distribuição (como transformadores e chaves seccionadoras).

A Tabela 1 retrata as diferenças entre uma rede inteligente e uma rede de energia tradicional. Ma et al. (2013) relata diversos benefícios do uso de redes inteligentes para gerenciamento da energia, como diminuição do desperdício, melhor ajuste entre produção e demanda, monitoramento remoto da operação e rápida recuperação diante de falhas. Destaca-se ainda a redução da poluição causada pelo deslocamento de equipes de campo e uso ineficiente de recursos.

Também são citados os requisitos da rede de comunicação *Smart Grid* que viabilizam o funcionamento dos seus serviços. É ressaltada a importância do *QoS*, com baixa latência para serviços de proteção (12 a 20ms). A largura de banda pode também se tornar um fator crítico nas redes *Smart Grid*: para uma rede de *Smart Metering* servindo 100.000 residências, um estudo (YAN et al., 2013) sugeriu largura de banda de 100Mbps necessária para a coleta de informações de todos os consumidores. Os autores Yan et al. (2013) valorizam a escolha de uma rede baseada em IP para garantir a escalabilidade no *Smart Grid*.

Tabela 1: Comparativo entre redes tradicionais de energia e redes inteligentes

	Rede tradicional	Rede inteligente
Fluxo de informação	Unidirecional	Bidirecional
Geração de energia	Centralizada	Distribuída
Topologia	Radial	<i>Mesh</i>
Monitoramento	Normalmente inexistente	Auto-monitorada
Recuperação de falha	Manual	Auto-reconfigurável
Testes	Checagem manual	Checagem remota
Tipo de controle	Passivo	Ativo
Eficiência	Baixa	Alta
Poluição gerada	Alta	Baixa

Fonte: (MA et al., 2013)

Em Deshpande et al. (2011) existe a visão geral sobre os serviços em uma rede *Smart Grid* baseada em IP. Tais serviços exigem diferentes níveis de QoS e os autores ressaltam que a latência para estes serviços varia de 2s (intervalo entre medições de medidores de energia) a 8ms (para serviços de teleproteção entre subestações). Para atuação de chaves protetoras remotas, a latência permitida varia de 250ms a 1s. Para referência, o artigo citado oferece uma boa tabela com glossário de siglas usadas em *Smart Grid*, como AMI, DA, etc. A Tabela 2 apresenta os principais valores de latência para os serviços de rede inteligente. No presente estudo, busca-se a redução da latência com foco nos serviços de automação.

Os autores Deshpande et al. (2011) sugerem dar prioridade a serviços de teleproteção similar à dada para o VoIP nas aplicações comuns de *QoS*, se houver banda disponível (como no caso de utilização de fibra óptica), ou criar várias filas hierárquicas de prioridade. São citados outros serviços de *Smart Grid* com prioridade, como *Push To Talk* (VoIP), CCTV e AMI. O AMI, por exemplo, pode ter prioridade diferente dependendo das circunstâncias; baixa prioridade em medições periódicas e alta prioridade no caso de registro de medidores após um apagão energético. São levantados muitos requisitos sofisticados para os roteadores das subestações, porém tais requisitos saem do escopo planejado para a pesquisa deste trabalho.

2.2 PROTOCOLOS DE ROTEAMENTO

Parte deste trabalho é o entendimento sobre o funcionamento dos protocolos de roteamento. Protocolos de roteamento são aplicados em redes de múltiplos caminhos que são di-

Tabela 2: Tempos de resposta (latência) para serviços de *Smart Grid*

Latência permitida	Aplicação	Tipo de Serviço
< 10 ms	Proteção de alta velocidade (para 60Hz, 50Hz)	Proteção
10 ms a 20 ms	Proteção e controle de transformadores	Proteção
20 ms a 100ms	<i>Pooling</i> de dispositivos de automação SCADA	SCADA (automação)
100 ms a 250 ms	Comunicação de equipes de campo, CCTV	Intranet da empresa de energia, SCADA
250 ms a 1 s	Medições prioritárias	Medição de energia
> 1 s	Medições periódicas	Medição de energia

Fonte: (DESHPANDE et al., 2011)

namicamente auto-organizadas e auto-configuradas, nas quais os nós da rede automaticamente estabelecem e mantêm uma comunicação entre si.

Para realizar o roteamento em redes é necessário o uso de um protocolo que defina o formato e a ordem das mensagens trocadas entre todos os nós comunicantes. Tais protocolos são responsáveis também por estabelecer quais ações serão tomadas nos eventos de recebimento e transmissão de mensagens (KUROSE; ROSS, 2010). A seguir comentam-se as características de três protocolos que podem ser aplicados em redes de comunicação: AODV, OLSR e DSR.

2.2.1 AODV (AD-HOC ON-DEMAND DISTANCE VECTOR)

O protocolo de roteamento AODV (Ad hoc On-Demand Distance Vector) foi criado com o intuito de ser utilizado em uma rede *Ad hoc*, que pode ser entendida como uma rede cujos nós são móveis e comunicam-se entre si por meio de conexões sem fio. O AODV calcula rotas sob demanda, ou seja, o algoritmo de cálculo de rota é ativado somente no momento em que dois nós da rede desejam estabelecer uma comunicação. Isso acarreta no aumento da latência devido ao tempo necessário para cálculo da rota no instante da requisição. Em contrapartida, a informação sobre a rota descoberta é armazenada apenas localmente nos nós intermediários, o que leva à diminuição do tráfego de controle na rede.

O AODV também faz uso de números sequenciais para avaliar as rotas criadas na rede

e selecionar a que seja mais atual para um determinado destino; isso evita a criação de *loops* de comunicação. Outros destaques deste protocolo estão em sua baixa demanda por processamento e baixa utilização da rede durante o processo de descoberta de novas rotas (PERKINS et al., 2003). É possível dizer que a rota escolhida pelo AODV será aquela que apresenta menor latência, já que é usada a rota que tem a primeira resposta.

O AODV é um protocolo de roteamento reativo. Ele foi baseado no DSDV (*Destination Sequenced Distance Vector Routing*), protocolo que utiliza eficientemente números de sequência para evitar *loops* na rede e trabalha com informação distribuída globalmente por todos os nós. Isso resulta em baixa latência pois as rotas já estão disponíveis quando necessário, mas também em baixa escalabilidade pelo aumento de consumo de bateria em redes dinâmicas ou muito grandes. Nestes tipos de rede, o processo de compartilhamento de informações de controle pode consumir tempo e banda considerável quando comparado com o AODV.

O protocolo AODV apresenta também alta escalabilidade e menor consumo de bateria em redes dinâmicas, pois cada nó participante da rota armazena e processa apenas o próximo salto para chegar em determinado destino. Isso quer dizer que a informação completa sobre a rota está distribuída na rede e nunca armazenada por completo em um só nó. Em seu funcionamento, os nós AODV enviam mensagens periódicas de 1 salto (*Hello messages*) para descobrir quem são seus vizinhos. O uso dos números de sequência nos pacotes de controle enviados por *broadcast* durante diversos saltos são empregados na validação da novidade da informação. É deste modo que são evitados os *loops* de transmissão (PERKINS; ROYER, 1999; PERKINS et al., 2003; KLEIN-BERNDT, 2001).

Conforme descrito por Perkins e Royer (1999), a descoberta de rotas é feita utilizando pacotes de controle RREQ (requisição de rota) e RREP (resposta de rota). No início do processo de descoberta, é realizado o *flooding* da rede com pacotes de requisição de rota para determinado destino, até que tais pacotes atinjam o nó de destino ou um nó que tenha em sua tabela de vizinhos o nó de destino. O *flooding* da rede com os pacotes de requisição de rota pode ser visto na Figura 1.

É importante destacar que a rota com menor número de saltos é escolhida (representada na Figura 2) e que todos os nós que apresentarem um caminho para o destino produzirão RREP, o que pode aumentar o tráfego de controle. Além disso, o envio periódico de mensagens *Hello* pode gerar um consumo de banda desnecessário.

São usados números de sequência nos pacotes de controle enviados por *broadcast* durante os saltos como forma de validação da novidade da informação. Por meio do uso destes números de sequência, são evitados *loops* de transmissão (PERKINS et al., 2003; KLEIN-

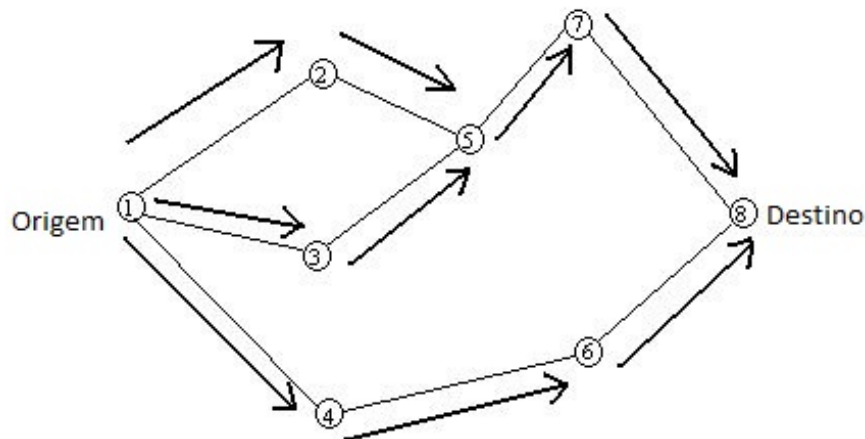


Figura 1: Descoberta de rotas no AODV através de *flooding* da rede.

Fonte: Autoria própria.

BERNDT, 2001). Os destaques deste protocolo são sua baixa demanda por processamento, simples implementação e baixa utilização da rede durante o processo de descoberta de novas rotas.

2.2.2 OLSR (OPTIMIZED LINK STATE ROUTING)

O protocolo de roteamento OLSR (Optimized Link State Routing Protocol) é outro protocolo de roteamento projetado para suprir necessidades particulares de redes do tipo *Ad hoc*. Ele baseia-se no uso de estações de retransmissão multiponto; tais estações de retransmissão são nós selecionados de uma rede que serão responsáveis por retransmitir os pacotes de roteamento aos demais nós. As informações de estado de rotas estão contidas apenas nas estações de retransmissão e cada estação pode escolher divulgar apenas parte dessa informação com seus vizinhos retransmissores, o que faz com que a informação do estado completo das rotas esteja distribuída pela rede. Devido à segmentação da rede em estações de retransmissão, o roteamento via OLSR é conveniente para uso em redes com uma grande quantidade de nós (CLAUSEN; JACQUET, 2003).

O OLSR é um protocolo de roteamento pró-ativo, baseado no protocolo de *Link-State* ou estado de enlace. Isso quer dizer que ele inclui mecanismos para realizar a distribuição da informação sobre topologia da rede para todos os nós, de forma que todos tenham conhecimento da topologia atual de toda a rede a todo momento. Com isto, é possível calcular previamente os melhores caminhos até qualquer destino da rede com algoritmos de otimização de grafo.

A descoberta pró-ativa de rotas traz como benefício a baixa latência, encurtando o

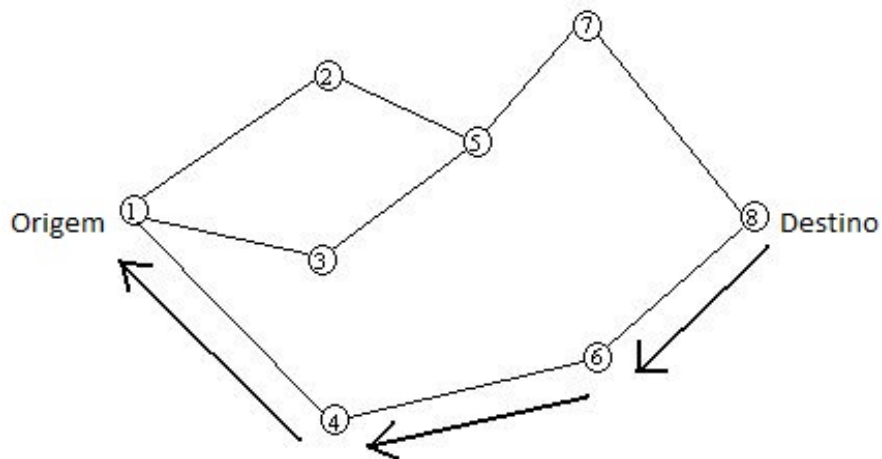


Figura 2: Após o *flooding* da rede, AODV escolhe e utiliza a rota com menor número de nós para trafegar dados entre os nós de origem e destino

Fonte: Autoria própria.

tempo para concretizar uma comunicação às custas de um aumento no tráfego de controle. O OLSR, porém, traz como novidade a divisão da rede em *clusters*, o que minimiza a circulação do tráfego de controle. São eleitos nós da rede chamados *Multipoint Relay* (MPR), que são responsáveis por reencaminhar todo o tráfego de *broadcast* enviado pela rede. Como critério para a eleição dos MPR, outros nós devem sempre estar a até 2 saltos de distância de um MPR.

Esta é uma otimização interessante para redes densas e com comunicação intensa entre nós, pois as mensagens de controle, topologia de rede e *broadcast* são retransmitidas apenas pelos MPRs. Os MPRs são também os únicos nós intermediários entre uma origem e um destino na rede OLSR (JACQUET et al., 2001; CLAUSEN; JACQUET, 2003). É possível visualizar uma rede OLSR com quatro nós MPR conectados ao nó de origem na Figura 3.

Há dois tipos de pacote de controle nesta rede: 1-*Hello*, que é enviado por *broadcast* de 1 salto apenas e é usado na construção da vizinhança dos nós, compartilhamento de estado do link e eleição de nós MPR, e 2- TC (Controle de Topologia): enviado por *broadcast* para todos os nós, contém a lista de MPRs da rede. O TC utiliza números de sequência para evitar a retransmissão infinita da informação, como o AODV.

2.2.3 DSR (DYNAMIC SOURCE ROUTING)

O *Dynamic Source Routing* (DSR) é, como o AODV, um protocolo de roteamento reativo. Ele realiza a descoberta de rotas por demanda, aplicando um algoritmo de roteamento denominado Roteamento por Fonte. Neste algoritmo, o nó de origem descobre e passa a co-

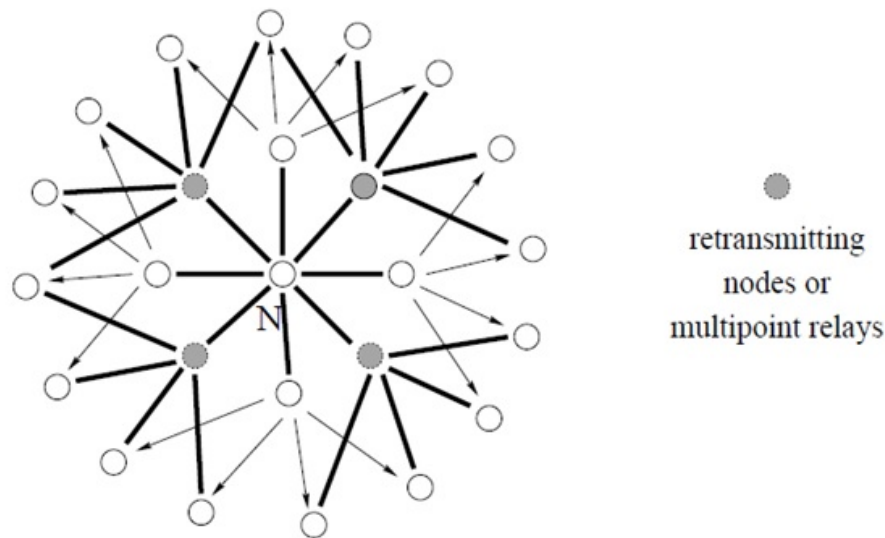


Figura 3: Quatro nós MPR do protocolo OLSR retransmitindo informações geradas pelo nó de origem, no centro da rede.

Fonte: (JACQUET et al., 2001)

nhecer todos os nós da rota até o destino. Outro ponto de destaque é que não há comunicações periódicas entre nós, como mensagens de *Hello*, não havendo manutenção dos links conhecidos por meio de mensagens de controle.

Para toda comunicação que necessite de uma nova rota é feito o *broadcast* de mensagens RREQ (similar à mensagem usada no AODV) para encontrar o destino. As mensagens RREQ são então reencaminhadas pelos nós intermediários até que chegue no destino ou em um nó com o caminho para o destino. Para uma rota nova, somente o destino responde com RREP, o que gera menor tráfego de RREP do que o AODV, em que vizinhos do destino também podem gerar RREP.

No DSR, os nós intermediários mantêm cache das rotas estabelecidas. Isso gera uma rápida adaptação a mudanças pequenas na rede, podendo-se dizer que pouca ou nenhuma informação de controle é necessária quando os nós se movimentam pouco ou quando a topologia sofre poucas alterações. Porém, destaca-se que um alto *overhead* é gerado em redes com longos caminhos (muitos nós) pelo fato dos endereços dos nós intermediários serem adicionados à mensagem de RREQ enquanto o destino não é encontrado. Por isso, é possível afirmar que o aumento na latência é diretamente proporcional ao tamanho da rede (JOHNSON; MALTZ, 1996; JOHNSON et al., 2007).

A descoberta de rota por demanda no DSR acontece de acordo com o mostrado na Figura 4, que demonstra o encaminhamento de RREQ com a adição de endereços dos nós

intermediários.

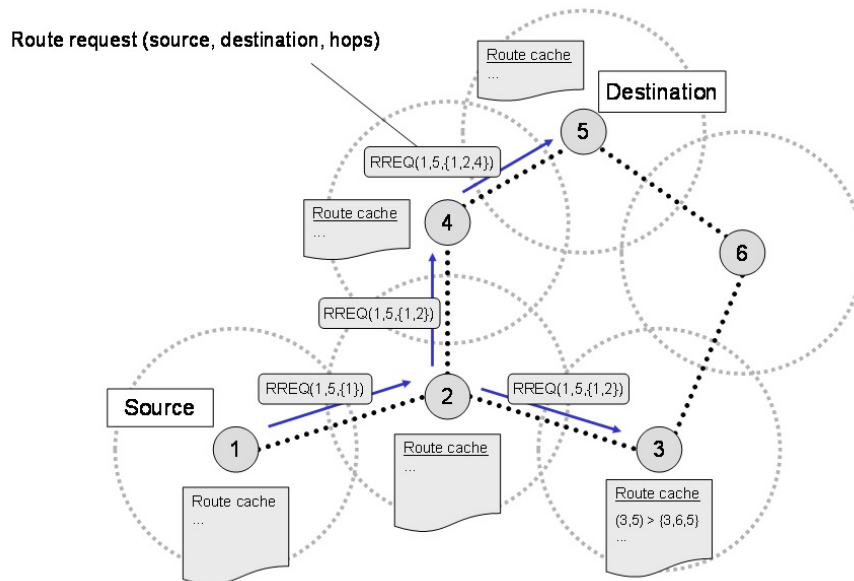


Figura 4: Adição de endereços dos nós intermediários na mensagem RREQ do protocolo DSR.

Fonte: (BAHR; FISCHER, 2002)

2.2.4 COMPARATIVO DE CARACTERÍSTICAS

Com o objetivo de sintetizar as principais características dos três protocolos abordados neste trabalho, criou-se uma visualização comparativa mostrada na Tabela 3. Nesta tabela é possível comparar os protocolos AODV, OLSR e DSR em termos de classificação, algoritmo de roteamento, uso de mensagens periódicas, inundação de rede (*flooding*), tráfego de controle em redes dinâmicas, estáticas ou com grande número de nós, latência em redes grandes (com muitos nós) e complexidade aparente do protocolo.

O protocolo AODV figura com características estáveis quanto ao tráfego de controle gerado em redes dinâmicas, estáticas ou de grande número de nós, quando comparado ao OLSR e DSR. Apesar de não ter a baixa latência do OLSR, um protocolo pró-ativo, as regras de roteamento do AODV não são tão complexas por não contarem com mecanismos de controle de *flooding* e eleição de MPRs como no OLSR.

Em redes estáticas, o DSR e OLSR podem apresentar menor tráfego de controle que o AODV. Isso se deve pelo DSR poder aproveitar as rotas completas descobertas e armazenadas em cada cache dos nós e pelo OLSR poder manter a topologia de rede já descoberta e divulgada para todos os nós, enquanto o AODV continuaria a descobrir as mesmas rotas periodicamente sob demanda.

Tabela 3: Comparativo entre protocolos AODV, OLSR e DSR.

	AODV	OLSR	DSR
Classificação	Reativo	Pró-ativo	Reativo
Roteamento	Distance-Vector	Link-State	Source Routing
Mensagens periódicas	Sim	Sim	Não
Uso de <i>flooding</i>	Sim	Não	Sim
Tráfego de controle: redes dinâmicas	Médio	Médio	Alto
Tráfego de controle: redes estáticas	Médio	Baixo	Baixo
Tráfego de controle: redes grandes	Médio	Baixo	Muito Alto
Latência	Média	Baixa	Alta
Complexidade	Média	Alta	Baixa

Fonte: Autoria própria.

Destaca-se o protocolo DSR como de menor complexidade entre os três por ser o único a não contemplar descoberta periódica de vizinhos (ausência de *hellos*) nem as políticas de reparo de rota que utilizariam a descoberta de vizinhos para operar. Porém, o DSR é também o protocolo que mais aumenta seu tráfego de controle e latência em redes de muitos nós, pela sua característica de inserir todos os endereços dos saltos de uma rota em RREQ e RREP, gerando grandes pacotes de controle.

Finalmente, destaca-se o protocolo OLSR como aquele, dentre os protocolos comparados, que fornece a latência mais baixa de comunicação. Esta afirmação deve-se ao fato do OLSR ser o único protocolo analisado que aplica o roteamento por estado de enlace (*Link-State*) e isto faz com que todas as rotas necessárias para a rede sejam preparadas antes que sejam demandadas por uma comunicação. Como consequência, no momento da demanda por comunicação, o intervalo de tempo somado à latência de comunicação proveniente da preparação de rotas é nulo. Este intervalo de tempo não é nulo no caso dos protocolos AODV e DSR, que preparam rotas apenas quando há demanda de comunicação, e pode se tornar gradativamente maior com o aumento do número de nós da rede.

2.3 ALGORITMO DE DIJKSTRA

Considerando o parâmetro de redução de latência, um dos objetivos deste trabalho, observou-se que o protocolo de roteamento OLSR se destacou dos demais protocolos estudados. Concentrou-se então o estudo nos protocolos de roteamento de estado de enlace, particu-

larmente no método que tais protocolos utilizam para preparação das rotas na rede. Verificou-se que o protocolo OLSR baseou-se no protocolo de estado de enlace chamado OSPF (*Open Shortest Path First*) e que este protocolo aplica o algoritmo de Dijkstra para a tarefa de preparação de rotas (CLAUSEN; JACQUET, 2003; MOY, 1998).

O protocolo de roteamento OSPF, assim como o OLSR, é um protocolo de estado de enlace que realiza o roteamento pró-ativo de uma rede. O OSPF foi originalmente projetado para encontrar caminhos em redes densas e pouco móveis, foi usado como base no desenvolvimento do protocolo OLSR para redes móveis e é hoje bastante utilizado em redes cabeadas. Ele conta com mecanismos que garantem alta confiabilidade e é capaz de reagir rapidamente a mudanças de topologia no sistema de comunicação (MOY, 1998).

Para seu funcionamento, o OSPF determina que cada roteador (nó) da rede mantenha uma base de dados descrevendo a topologia do sistema e o menor caminho existente entre cada um dos nós. Esta base de dados existe na forma de tabelas e é a mesma para todos os nós da rede, sendo atualizada quando cada roteador compartilha o estado atual de suas conexões com seus vizinhos. Quando diferentes rotas equivalentes existirem para um mesmo destino, uma delas pode ser escolhida como padrão enquanto as outras rotas são deixadas como reserva, ou o tráfego de dados pode ser distribuído igualmente entre elas.

Como mencionado, o algoritmo de Dijkstra é utilizado para o cálculo de rotas no protocolo OSPF (MOY, 1998). Este algoritmo transforma uma estrutura de grafo, com múltiplos caminhos, em uma estrutura de árvore, com apenas um caminho para cada nó de rede a partir de um nó determinado como nó raiz. O algoritmo de Dijkstra seleciona os caminhos menos custosos, ou seja, com menor número de saltos até a raiz, formando uma árvore mínima (DIJKSTRA, 1959).

2.4 ROTEADORES EQUIPADOS COM CHAVES ÓPTICAS

Um sistema de comunicações com topologia de múltiplos caminhos é exemplificado a seguir. Este sistema é composto por uma rede de comunicação com diversos nós roteadores interligados entre si. O meio físico de comunicação utilizado neste sistema é a fibra óptica e cada nó deste sistema tem capacidade para se conectar a até outros quatro nós por meio de quatro caminhos físicos distintos (enlaces). O enlace a ser utilizado em uma comunicação é determinado por um protocolo de roteamento, cuja métrica privilegia o uso de rotas com o menor número de saltos.

Como consequência do uso da fibra óptica como meio de comunicação, é possível

utilizar no nó um componente comumente encontrado no mercado chamado chave óptica, que cria uma conexão passiva automática entre as portas do roteador caso haja a falha de algum dos nós da rede. Quando ativada, a chave óptica efetivamente modifica o enlace existente na rede.

Quando este sistema deseja transmitir dados do ponto Alfa (α) para o ponto Beta (β), o protocolo de roteamento automaticamente cria a rota otimizada destacada na Figura 5. Se a fibra óptica é rompida no ponto X, a lógica de roteamento automaticamente cria uma nova rota otimizada para o estado atual da rede, como pode ser visto na Figura 6.

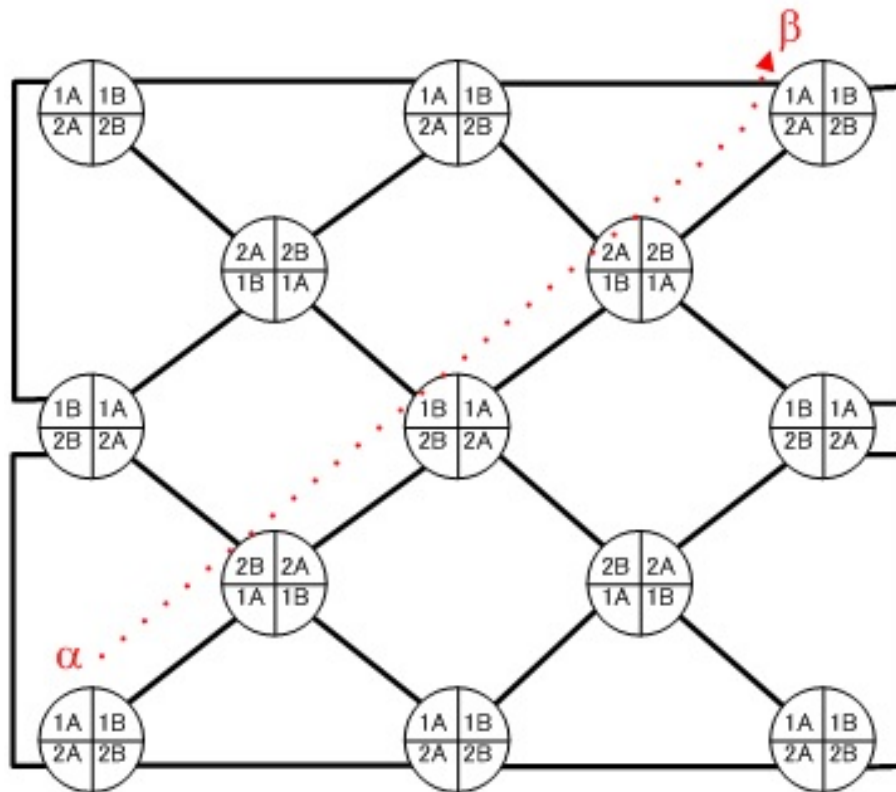


Figura 5: Rota selecionada pelo protocolo de roteamento.

Fonte: Autoria própria.

Para o caso de falha em um nó, como o nó Y da Figura 7, o sistema de roteamento também se adapta automaticamente criando uma nova rota ótima para as novas condições da rede. Finalmente, no evento de desligamento do nó Z devido a uma falha, é possível realizar a junção de duas rotas de fibra óptica pelo uso do componente chave óptica. Trata-se de uma capacidade opcional de *hardware* do nó de comunicação utilizado na rede de fibra óptica, não dependendo diretamente do protocolo de roteamento. Esta situação pode ser visualizada na Figura 8.

Neste trabalho, as chaves ópticas não são consideradas apenas como um dispositivo de

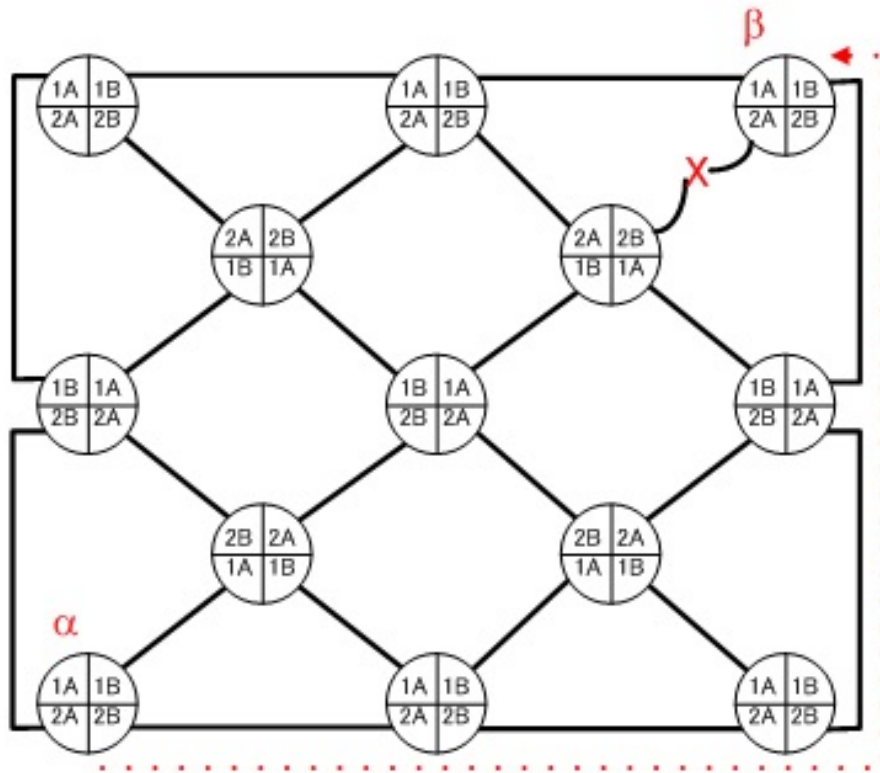


Figura 6: Rota recalculada pelo protocolo de roteamento, após o rompimento de uma fibra.

Fonte: Autoria própria.

segurança de rede, com uso emergencial em caso de falha de nós (Figura 8). É proposta uma metodologia de ativação das chaves ópticas de modo a modificar a topologia de uma rede para diminuir a latência de comunicação.

2.5 CÁLCULO DA LATÊNCIA DE COMUNICAÇÃO

Com o objetivo de aplicar as chaves ópticas no rearranjo da topologia de uma rede para redução dos saltos necessários em uma rota de comunicação, estudou-se como a redução no número de saltos acarreta na redução da latência. Segundo Kurose e Ross (2010), o caminho que um pacote de comunicação percorre começa em um sistema final chamado origem e termina em outro sistema final chamado destino. Entre os sistemas de origem e destino podem existir vários sistemas intermediários pelos quais o pacote será repassado diversas vezes até que seja repassado ao sistema de destino. Kurose e Ross (2010) destaca que diferentes tipos de atrasos são sofridos pelo pacote quando este é repassado por cada sistema existente no caminho.

Chama-se cada sistema de nó, de modo que o atraso sofrido pelo pacote ao atravessar um nó é dito atraso nodal. O atraso total sofrido pelo pacote desde o nó origem até o nó destino

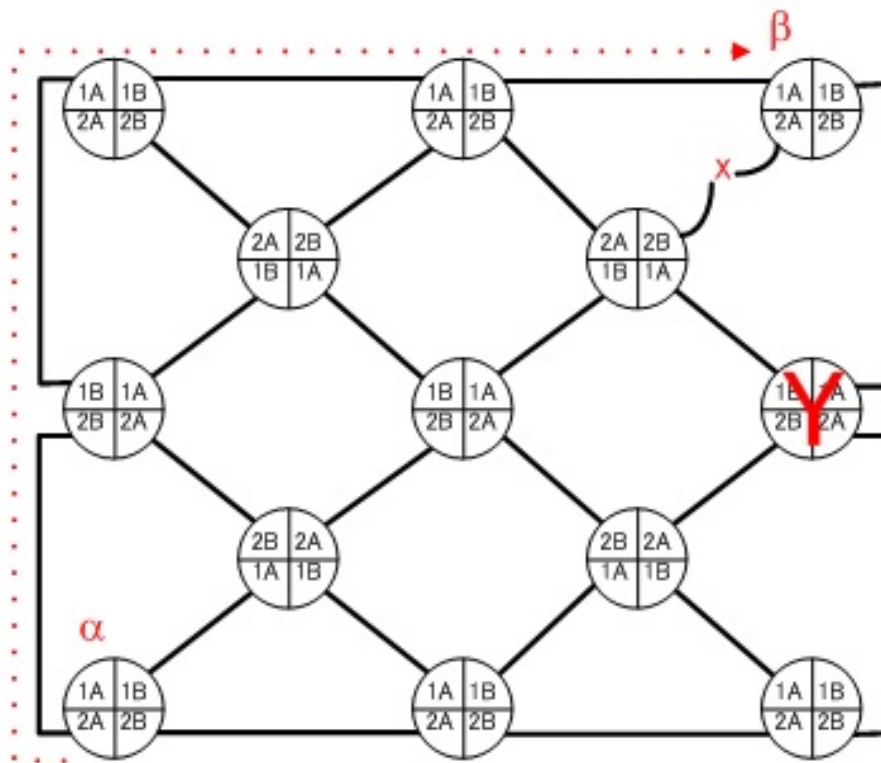


Figura 7: Rota recalculada pelo protocolo de roteamento, após a falha de um nó.

Fonte: Autoria própria.

é dito como atraso fim a fim ou latência. A latência de comunicação é, portanto, a soma dos atrasos nodais causados por cada um dos nós existentes no caminho.

O atraso nodal é composto de quatro elementos principais: atraso de processamento nodal, atraso de fila, atraso de transmissão e atraso de propagação (KUROSE; ROSS, 2010). Explica-se brevemente a seguir cada um deles.

O atraso de processamento é o tempo necessário para examinar o cabeçalho de um pacote, verificar erros de bits e decidir para onde direcioná-lo, sendo normalmente da ordem de microssegundos. Nota-se aqui a possibilidade de uso da chave óptica, que possui a capacidade de encaminhar a luz do meio físico diretamente de uma porta de entrada para uma porta de saída do nó ou roteador, sem a necessidade de processamento. Neste caso, o atraso de processamento é reduzido a zero.

O atraso de fila é o tempo de espera do pacote até que ele possa ser transmitido em um enlace. O atraso de fila é normalmente da ordem de micro a milissegundos quando há muito tráfego na rede porque pacotes devem aguardar na fila para serem transmitidos. Contudo, este atraso pode ser nulo caso a fila se encontre vazia, como acontece em redes que apresentam

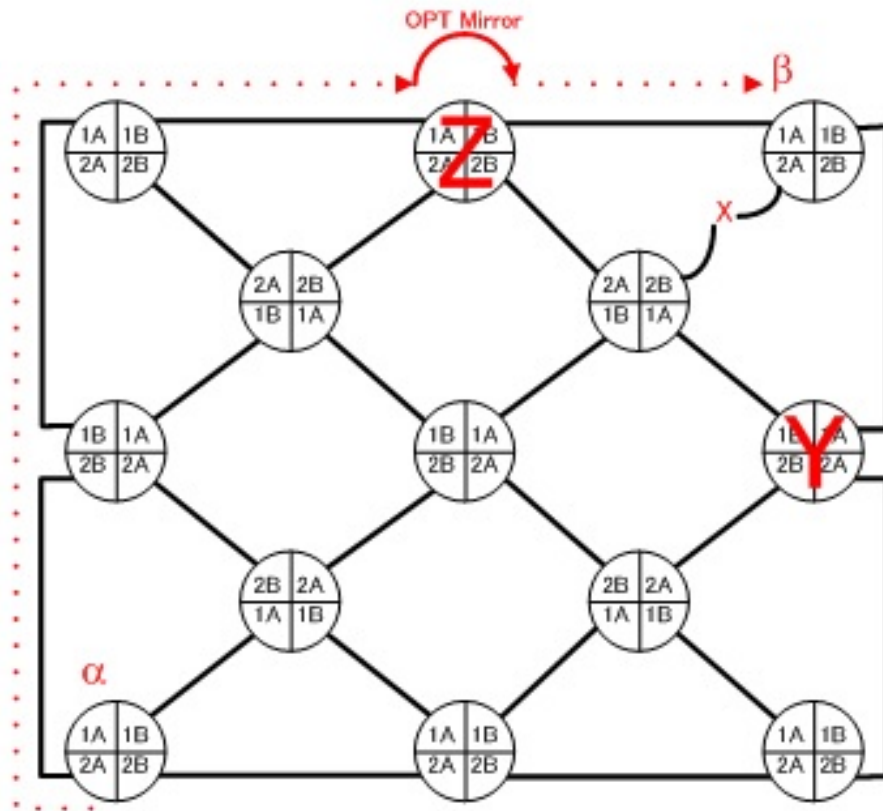


Figura 8: Rota formada pela atuação do componente chave óptica, após a falha de um nó.

Fonte: Autoria própria.

pouco tráfego de dados.

Outros dois elementos do atraso nodal são os atrasos de transmissão e de propagação. O atraso de transmissão depende do tamanho do pacote sendo transmitido e é o tempo necessário para acomodar todos os bits do pacote no enlace. Este atraso é comumente da ordem de micro a milissegundos. O atraso de propagação é o tempo que um bit, após ser colocado no enlace, leva para alcançar o próximo nó ou roteador. Ele depende do meio físico utilizado no enlace e da distância física entre os roteadores das pontas do enlace. Para redes WAN (*Wide Area Network*), atrasos de propagação estão na ordem de milissegundos (KUROSE; ROSS, 2010).

2.5.1 CARACTERÍSTICAS DA REDE

No presente trabalho são consideradas redes com as seguintes características:

- Operam sobre fibras ópticas;
- Enlaces com capacidade de transmissão de 100 Mbps;

- Distâncias entre nós de até 20 km;
- Utilizadas por serviços de automação da distribuição de energia elétrica (comunicações de controle com poucas informações nos pacotes);
- Uso e propriedade exclusiva das operadoras de energia (sem tráfegos concorrentes de outros serviços).

Com base nestas informações, estima-se a ordem de grandeza do atraso nodal esperado nas redes de comunicação inteligente. O atraso de processamento nodal de microssegundos dependerá do *hardware* empregado nos nós, mas pode ser reduzido a zero com o uso de chaves ópticas. O atraso de fila é considerado nulo devido à característica de baixo tráfego na rede. O atraso de transmissão é estimado considerando-se pacotes de comunicação pequenos, compatíveis com as características de serviços de controle (128 Bytes ou 1024 bits) e taxa de transmissão de 100 Mbps no enlace, o que leva a um atraso de transmissão da ordem de microssegundos (9,77 microssegundos com os dados considerados). Finalmente, considerando a velocidade de propagação no enlace como $3 * 10^8$ m/s, consegue-se um atraso de propagação para 20 km também da ordem de microssegundos (66,7 microssegundos com os dados considerados).

3 PROPOSTA

Esta seção concentra a pesquisa proposta. Ela está dividida em três partes: Metodologia, Lógica e Heurísticas.

3.1 METODOLOGIA

A metodologia empregada neste trabalho foi o estudo teórico sobre os protocolos de roteamento existentes para redes de comunicação. Isto inclui as diferentes formas de roteamento para redes em relação ao processo de análise de pacotes e lógica de descoberta de rotas empregada, bem como a análise e seleção das características mais relevantes do processo de roteamento, incluindo fatores que influenciam na latência da comunicação.

Foi elaborada uma proposta para melhorar a latência final independente do protocolo de roteamento. Esta proposta utiliza heurísticas de otimização de caminhos baseadas em características dos protocolos de roteamento estudados, priorizando a redução da latência de comunicação. Os processos decisórios das heurísticas foram elaborados com base nas características de equipamentos roteadores que utilizam fibras ópticas e que são equipados com dispositivos chaveadores ópticos. As regras de otimização de caminhos das heurísticas levaram em consideração as características dos serviços de *Smart Grid* que requerem baixa latência para operar.

Analisou-se o desempenho das heurísticas obtidas na pesquisa por meio de simulação. Topologias de rede de diferentes densidades e número de nós foram produzidas e otimizadas utilizando as heurísticas propostas. Ao final, comparou-se o número de saltos nos caminhos máximos antes e após as otimizações.

3.2 LÓGICA

A lógica que permeia esta pesquisa está em utilizar chaves ópticas para controle de *QoS* (Qualidade de Serviço). Pela ativação de chaves ópticas, como visto na seção 2.4, consegue-se

transmitir uma comunicação por um nó de rede sem que este nó precise atuar processando esta comunicação. Isto traz diversos benefícios potenciais, como a redução da latência por tempo de processamento, a redução do congestionamento naquele nó por evitar o processamento desta comunicação e até a redução do consumo de energia pela redução do uso de poder de processamento do nó.

A seguir comenta-se o funcionamento de uma metodologia de ativação das chaves ópticas buscando um destes benefícios, a redução de latência. Considera-se que existe uma rede cujos nós são interligados entre si e equipados com chaves ópticas. Em tempo de execução, esta rede trafega um serviço de automação de *Smart Grid* e executa um protocolo de roteamento cuja métrica prefere rotas com o menor número de saltos. Na lógica proposta, as rotas de comunicação existentes nesta rede são descobertas previamente utilizando o algoritmo de Dijkstra, comentado na seção 2.3. O cálculo de rotas é centralizado e feito com a visão de toda a topologia a partir do nó conectado ao servidor da aplicação de automação *Smart Grid*, chamado de nó origem ou raiz. Estas rotas encontradas pelo algoritmo de Dijkstra são as mesmas rotas que serão encontradas em tempo de execução pelo protocolo de roteamento da rede. Antes que as comunicações do serviço de automação e o protocolo de roteamento passem a ser executados, a lógica proposta neste trabalho utiliza as rotas calculadas com Dijkstra para selecionar aquelas com maior número de saltos afim de ativar chaves ópticas nos nós pertencentes a elas.

Uma análise das rotas encontradas busca determinar as melhores localizações para ativação das chaves ópticas, de modo a reduzir a latência máxima da rede. Como visto na seção 2.5, um dos elementos do tempo total de latência é o tempo de processamento em cada nó da rota, o qual é reduzido a zero com a ativação de uma chave óptica no nó. Uma forma de analisar as rotas é pelo uso de heurísticas que têm como entrada a topologia com os nós e suas conexões físicas e ao final do processamento produz um novo grafo com algumas conexões curto circuitadas reduzindo alguns caminhos em direção à raiz.

A análise de rotas para ativação de chaves ópticas se dá conforme o seguinte exemplo. A Figura 9 representa uma rede de múltiplos caminhos em que há um serviço de automação de rede inteligente operando. Neste serviço, um dos nós comunica-se com o servidor do serviço e os demais nós comunicam-se com dispositivos de automação que necessitam trocar informações rapidamente com o servidor, segundo os parâmetros de latência mencionados na seção 2.1. Todos os dispositivos de rede devem conseguir se comunicar com o servidor numa latência abaixo dos limites necessários para este serviço. Logo, o objetivo das regras de otimização é minimizar a maior latência encontrada na rede, assumindo que a maior latência encontra-se sempre no caminho de maior número de saltos até o nó raiz.

O algoritmo de Dijkstra é utilizado para encontrar os caminhos de maior número de saltos na rede. Na Figura 10 observa-se que dois caminhos de 3 saltos foram encontrados, que são os maiores caminhos mínimos na rede do exemplo proposto e definem a altura da árvore de caminhos criada a partir do nó origem. Escolhe-se, então, por meio do processo decisório implementado nas heurísticas, determinados nós em que serão ativadas chaves ópticas. Estas ativações de chaves produzirão mudanças na topologia de rede que causarão o rearranjo da árvore de caminhos mínimos até o nó servidor.

A consequência esperada é que tais alterações diminuam o número de saltos nos caminhos mais longos, como aconteceu na rede da Figura 11. Nesta rede otimizada foram criados novos caminhos físicos (rotas tracejadas) por meio da ativação de chaves ópticas nos nós circulos em azul, fazendo a quantidade máxima de saltos nos caminhos mínimos cair para 2. Em contrapartida, as conexões físicas marcadas com um “X” vermelho deixaram de existir.

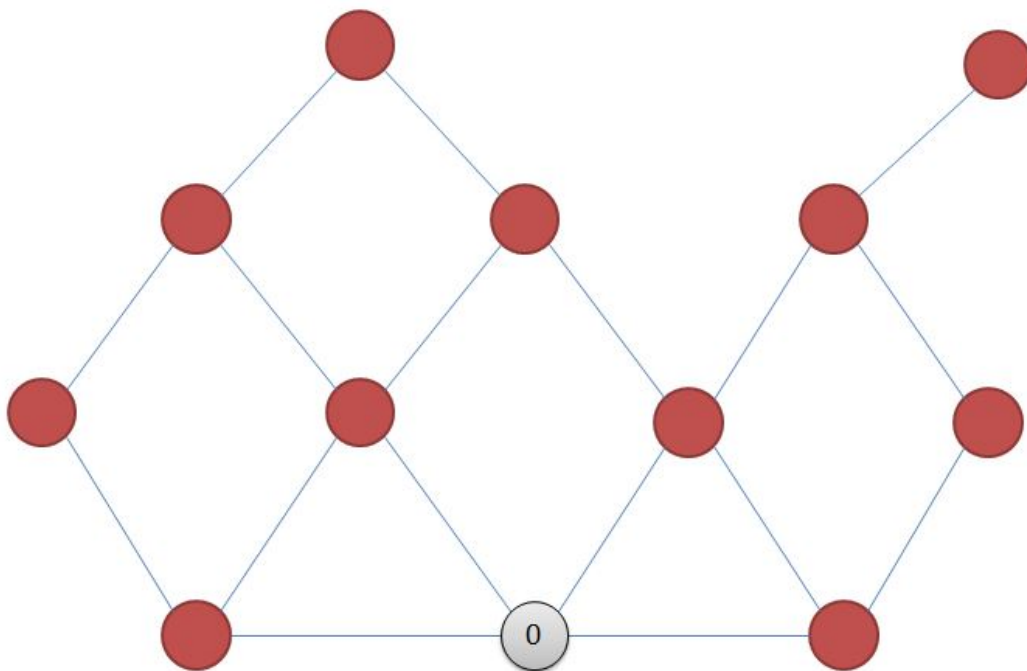


Figura 9: Topologia de rede com múltiplos caminhos.

Fonte: Autoria própria.

Como foi visto no exemplo, uma rede teve sua latência máxima reduzida através da ativação de chaves ópticas, as quais, pela sua ativação, reduziram a quantidade de nós necessários para processar as comunicações de caminhos com mais saltos. De maneira semelhante, o benefício de evitar o processamento de uma comunicação em um nó pela ativação da chave óptica poderia ser utilizado para redirecionar partes do tráfego de uma rede, evi-

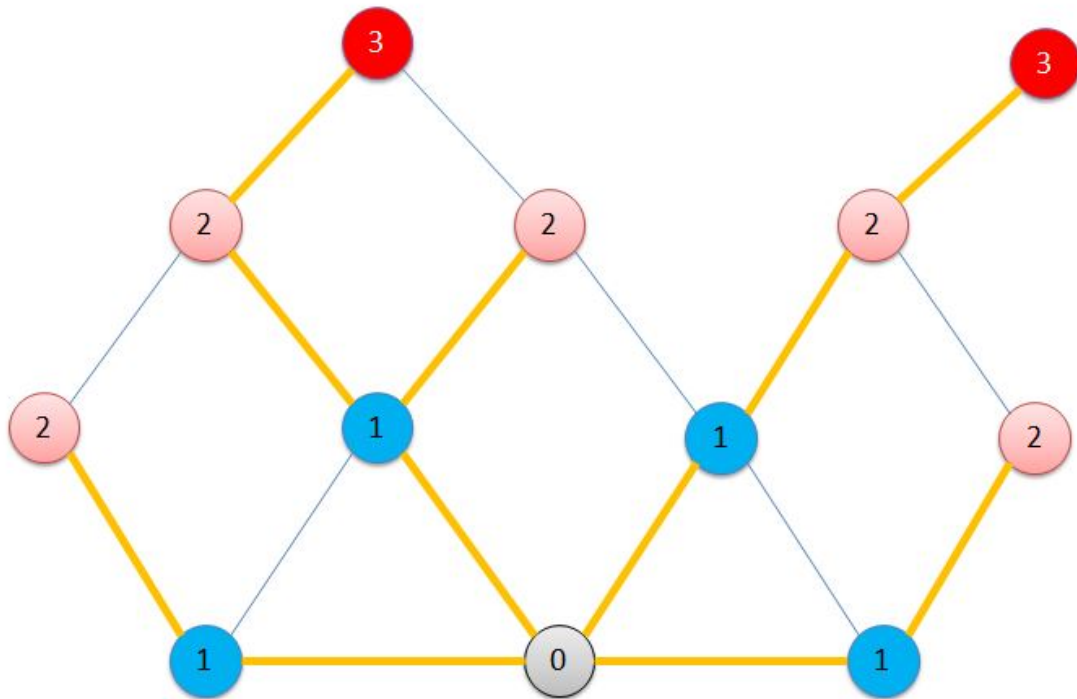


Figura 10: Altura da árvore da rede usada.

Fonte: Autoria própria.

tando encaminhar comunicações por nós congestionados. Conjuntos de nós de rede poderiam também ser desligados e ainda assim permanecer encaminhando comunicações por meio de chaves ópticas ativadas, economizando energia.

3.3 HEURÍSTICAS

Nesta seção é descrita a forma como as heurísticas de otimização de redes por chaves ópticas foram implementadas. Neste trabalho, a metodologia de acionamento das chaves proposta é um conjunto de regras chamado de heurística porque não há a garantia de que será obtida a melhor configuração de ativação de chaves ópticas.

Devido ao tempo limitado para desenvolvimento e teste, concentrou-se o objetivo das heurísticas propostas em obter a maior redução do número de saltos nos caminhos máximos das redes, de modo que a latência máxima da rede fosse reduzida pela diminuição a zero do tempo de processamento nodal nos nós onde a chave óptica é ativada. Isto vai ao encontro da necessidade das redes inteligentes que operam serviços de automação, que como mostrado no Capítulo 2 requerem valores de latência reduzidos.

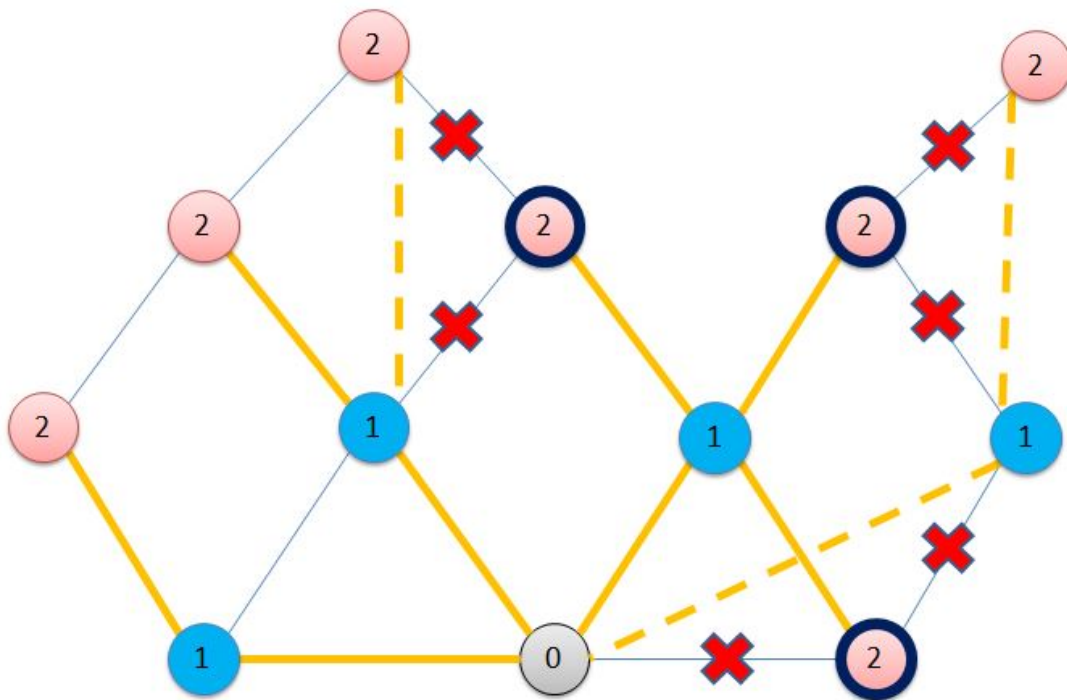


Figura 11: Redução da altura da árvore com a proposta.

Fonte: Autoria própria.

Contudo, outras heurísticas de ativação das chaves ópticas poderiam ser criadas considerando métricas de otimização diferentes, como a otimização do tráfego na rede para prevenção de congestionamentos ou a otimização de nós em funcionamento para redução de consumo de energia. Tais heurísticas poderiam ser obtidas pela vinculação destas métricas ao método de decisão para ativação das chaves ópticas. Um fluxograma do controle de *QoS* da heurística proposta pode ser visto na Figura 12, onde o fluxo representado é executado múltiplas vezes até que se tenha experimentado ativar todas as chaves ópticas disponíveis.

Para a construção das heurísticas, foi considerado que cada nó é um roteador com 4 portas que contém duas chaves ópticas, número 1 e número 2. Considerou-se que a chave óptica número 1, quando ativada, tem a capacidade de conectar as portas 1 e 2 do nó, enquanto a chave óptica número 2, quando ativada, tem a capacidade de conectar as portas 3 e 4 do mesmo nó. Ao conectar duas portas, a chave óptica efetivamente modifica a ligação física do nó e de seus vizinhos. O nó cuja chave óptica foi ativada perde conexão com os nós vizinhos conectados nas portas afetadas, enquanto os nós vizinhos passam a enxergar um ao outro diretamente.

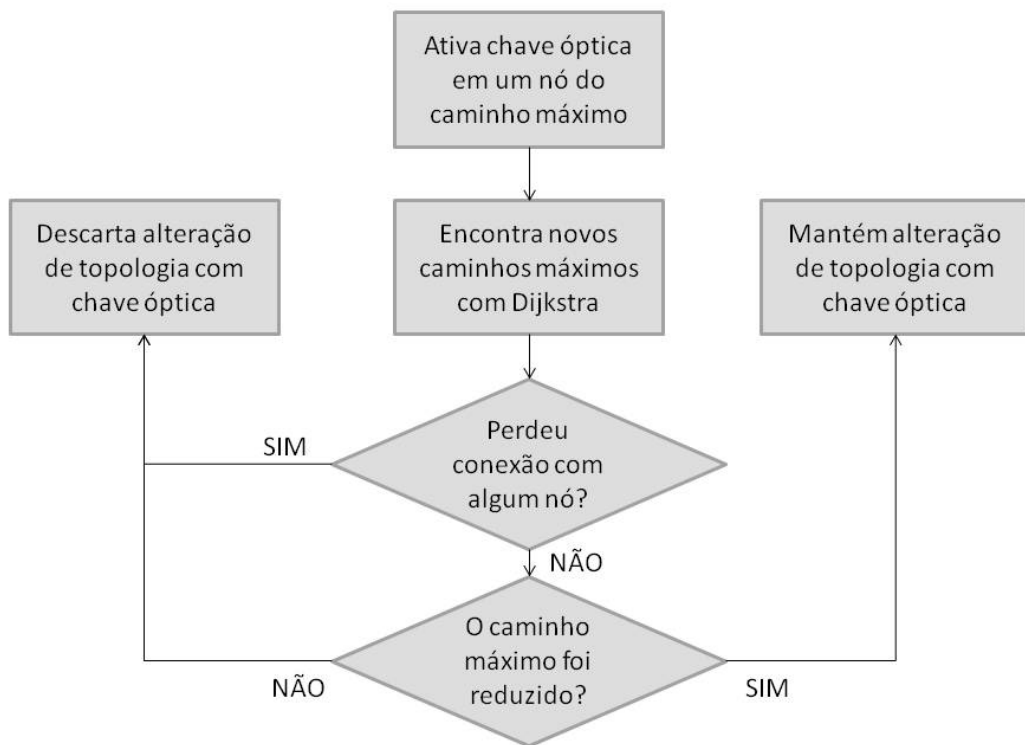


Figura 12: Fluxograma exemplificando heurística de controle de *QoS*.

Fonte: Autoria própria.

3.3.1 LARGURA FORA-DENTRO

A primeira heurística de otimização proposta foi denominada Largura Fora-Dentro (LFD). Seu funcionamento pode ser visualizado no fluxograma da Figura 13.

No início de cada rodada de LFD, o maior caminho mínimo é encontrado através do algoritmo de Dijkstra. Em seguida, partindo do vizinho do nó mais distante da raiz da rede, tenta-se ativar uma chave óptica.

A ativação da chave óptica só é permitida caso o nó possuidor da chave cumpra alguns requisitos. O primeiro deles é que o nó deve possuir 3 conexões ou mais. Isto se deve para que o nó permaneça com pelo menos uma conexão após a ativação da chave óptica. Além disso, os dois nós conectados às portas da chave óptica sendo ativada devem pertencer à rota que está sendo otimizada (rota do maior caminho mínimo). Isto ocorre para que a ativação da chave óptica efetivamente produza uma redução em saltos no maior caminho, ao invés de reduzir um salto entre nós que já utilizam um caminho menor para chegar até a origem.

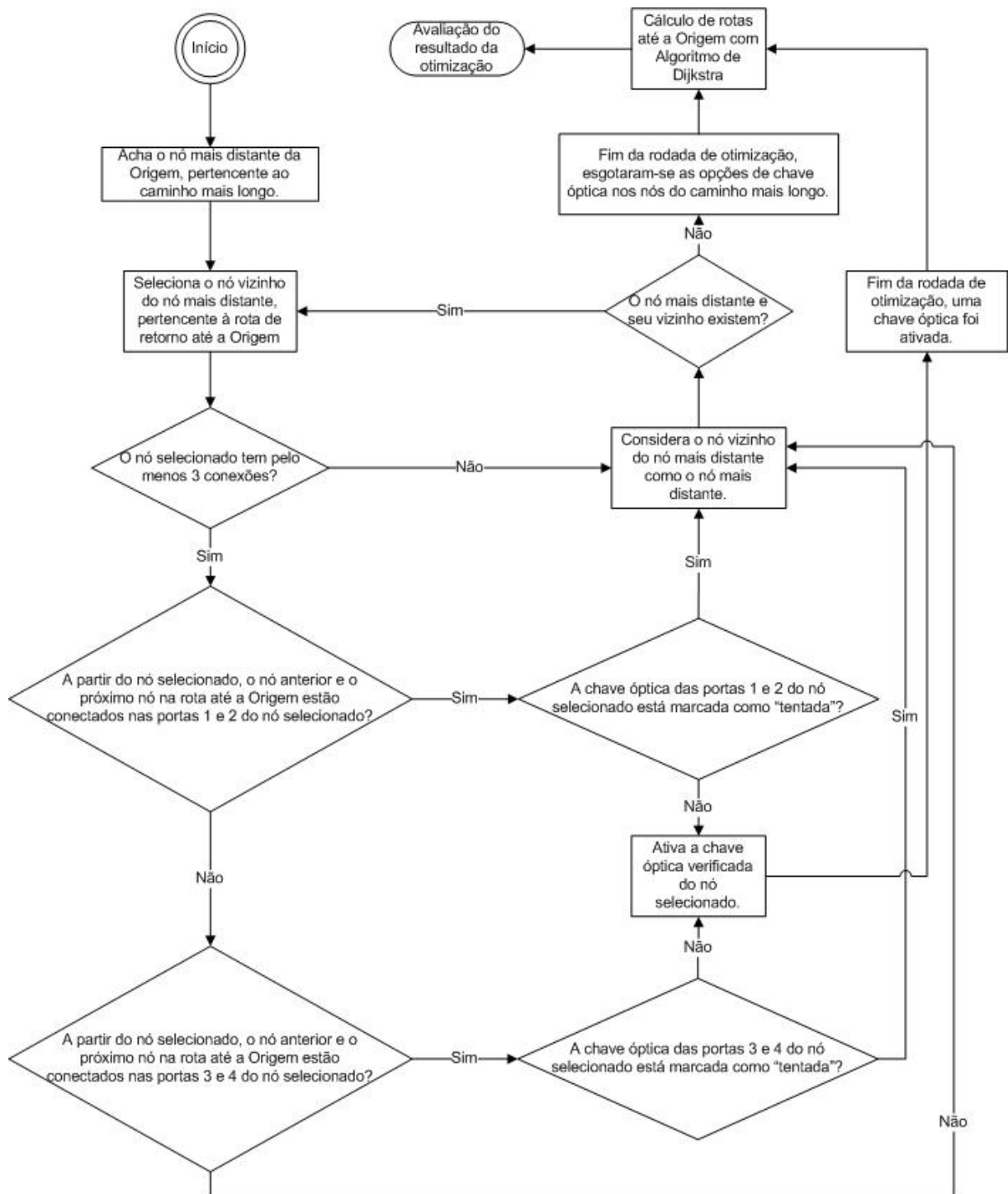


Figura 13: Fluxograma com a heurística proposta LFD.

Fonte: Autoria própria.

Por fim, caso aquela chave óptica não tenha sido ativada anteriormente sem sucesso (marcada anteriormente como “tentada”), a heurística sugere a sua ativação e manda a rede otimizada para uma rodada de verificação. Utilizando o algoritmo de Dijkstra, os novos caminhos máximos da rede otimizada são achados e a nova topologia é avaliada pela sequência de testes

descritos na seção 3.3.4.

3.3.2 PROFUNDIDADE FORA-DENTRO

A segunda heurística de otimização proposta foi chamada Profundidade Fora-Dentro (PFD). Seu funcionamento pode ser visualizado no fluxograma da Figura 14.

No início de cada rodada de PFD, verifica-se se a rodada de otimização atual é a primeira a ser executada no caminho máximo atual ou se é uma otimização que já está em processo. Realiza-se esta verificação pois o objetivo de PFD é ativar o maior número possível de chaves ópticas no maior caminho mínimo encontrado na rede pelo algoritmo de Dijkstra.

No caso de ser a primeira rodada de otimização, descobre-se o maior caminho mínimo com o algoritmo de Dijkstra, como mencionado. Para as demais rodadas, mantém-se as tentativas de ativação de chaves ópticas nos nós pertencentes a este caminho, partindo do vizinho do nó mais distante da raiz da rede.

A ativação da chave óptica, assim como na heurística LFD, só é permitida caso o nó possuidor da chave cumpra alguns requisitos. O nó deve possuir 3 conexões ou mais, e os dois nós conectados às portas da chave óptica sendo ativada devem pertencer à rota que está sendo otimizada (rota do maior caminho mínimo). Assim, a ativação da chave óptica atua para reduzir saltos apenas no maior caminho, sem reduzir saltos entre nós que já utilizam um caminho menor para chegar até a origem.

Ainda de maneira análoga a LFD, chaves ópticas ativadas anteriormente sem sucesso são evitadas. Caso a chave óptica ainda não tenha sido tentada, a heurística sugere a sua ativação e manda a rede otimizada para uma rodada de verificação. Utilizando o algoritmo de Dijkstra, os novos caminhos máximos da rede otimizada são achados e a nova topologia é avaliada pela sequência de testes descritos na seção 3.3.4.

3.3.3 LARGURA DENTRO-FORA E PROFUNDIDADE DENTRO-FORA

De maneira análoga aos dois algoritmos de otimização citados, foram propostos outros dois algoritmos executados em direção inversa, denominados Largura Dentro-Fora (LDF) e Profundidade Dentro-Fora (PDF). O funcionamento de ambos pode ser visualizado nas figuras 15 e 16, respectivamente.

A lógica de funcionamento de LDF e PDF segue inalterada de suas contrapartes Larg-FD e Prof-FD, respectivamente, com exceção do sentido de varredura dos caminhos máximos

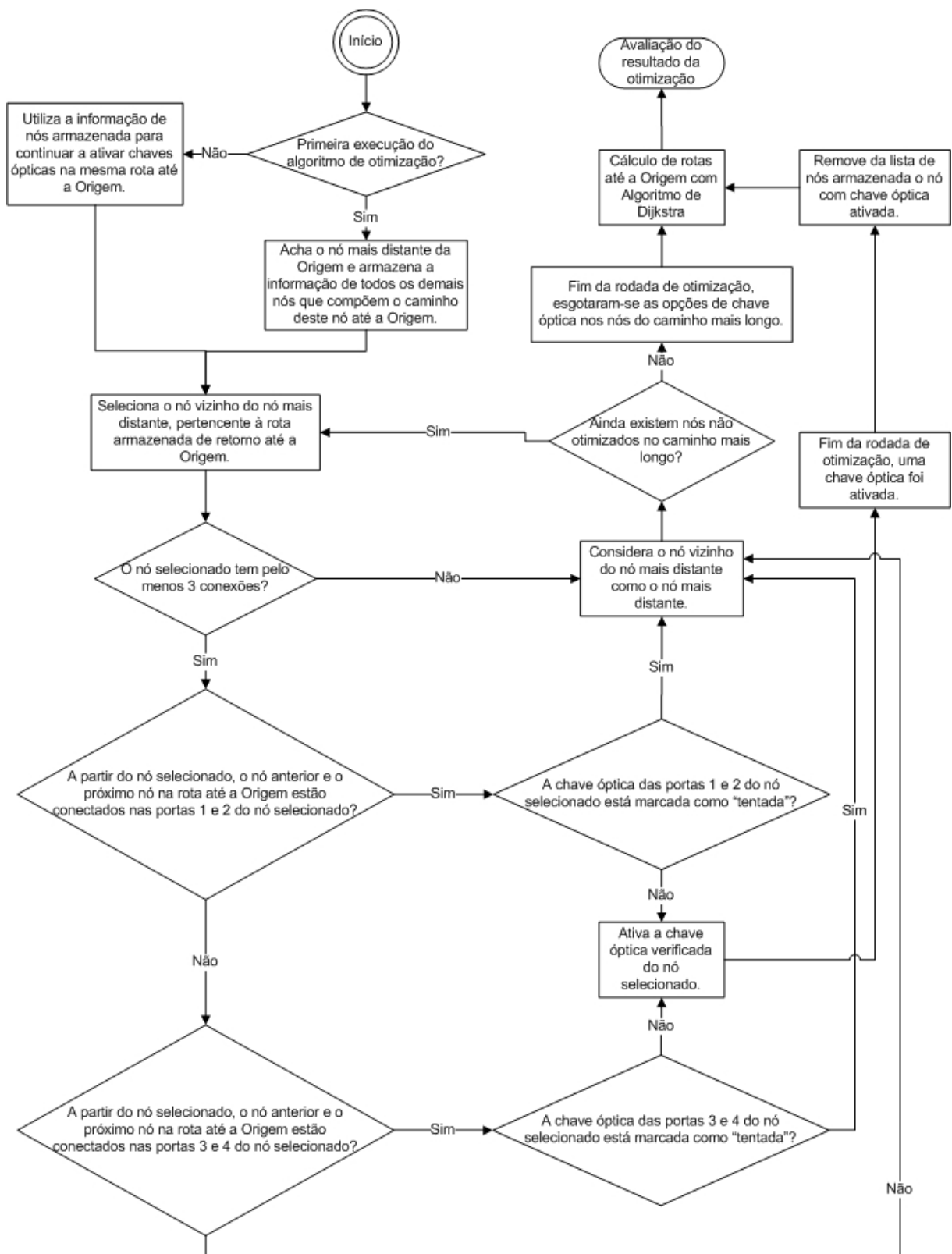


Figura 14: Fluxograma com a heurística proposta PFD.

Fonte: Autoria própria.

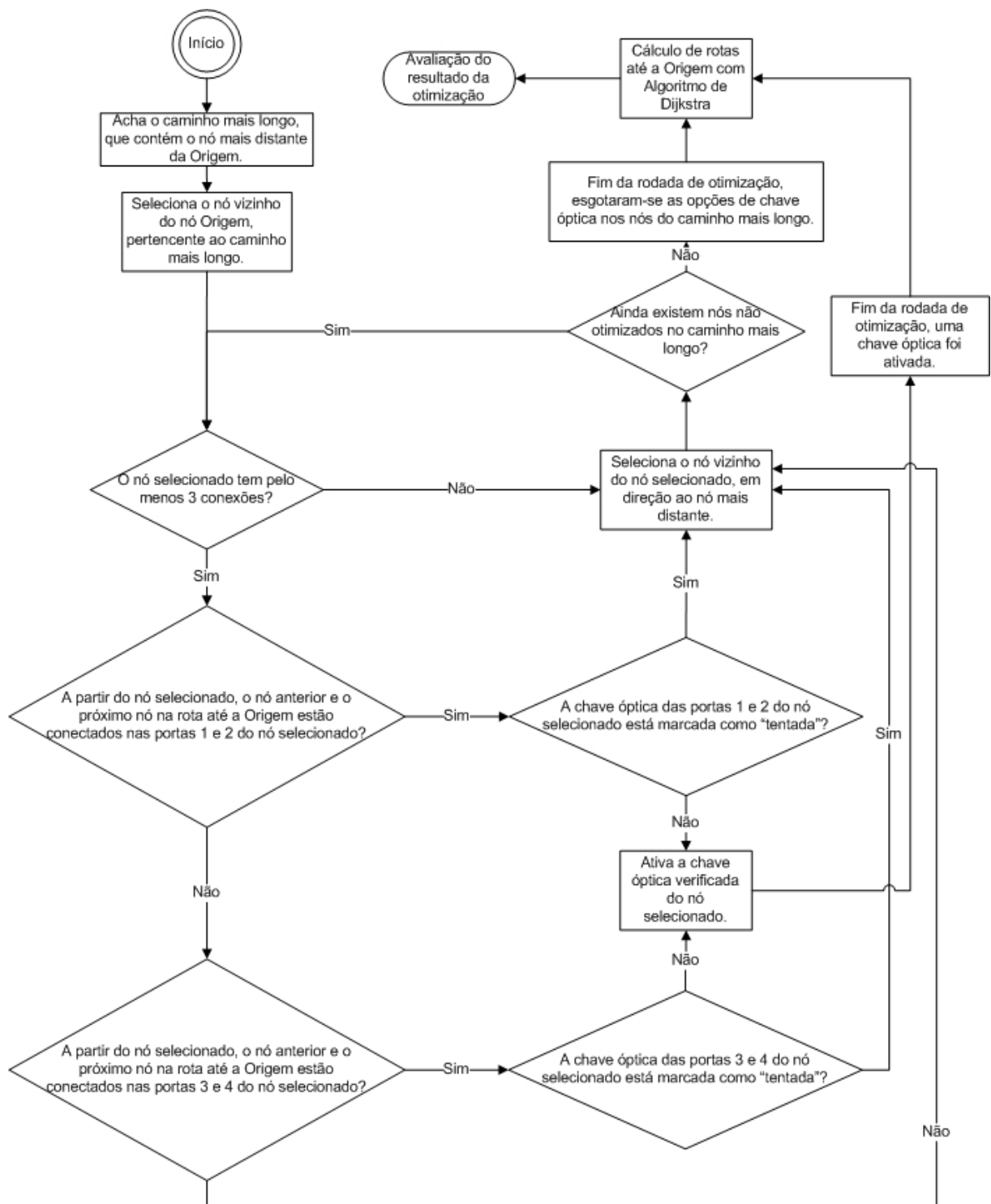


Figura 15: Fluxograma com a heurística proposta LDF.

Fonte: Autoria própria.

na rede. Nestas heurísticas, iniciam-se as tentativas de ativação de chaves ópticas nos nós mais próximos da raiz, movimentando as tentativas em direção ao nós na borda da rede.

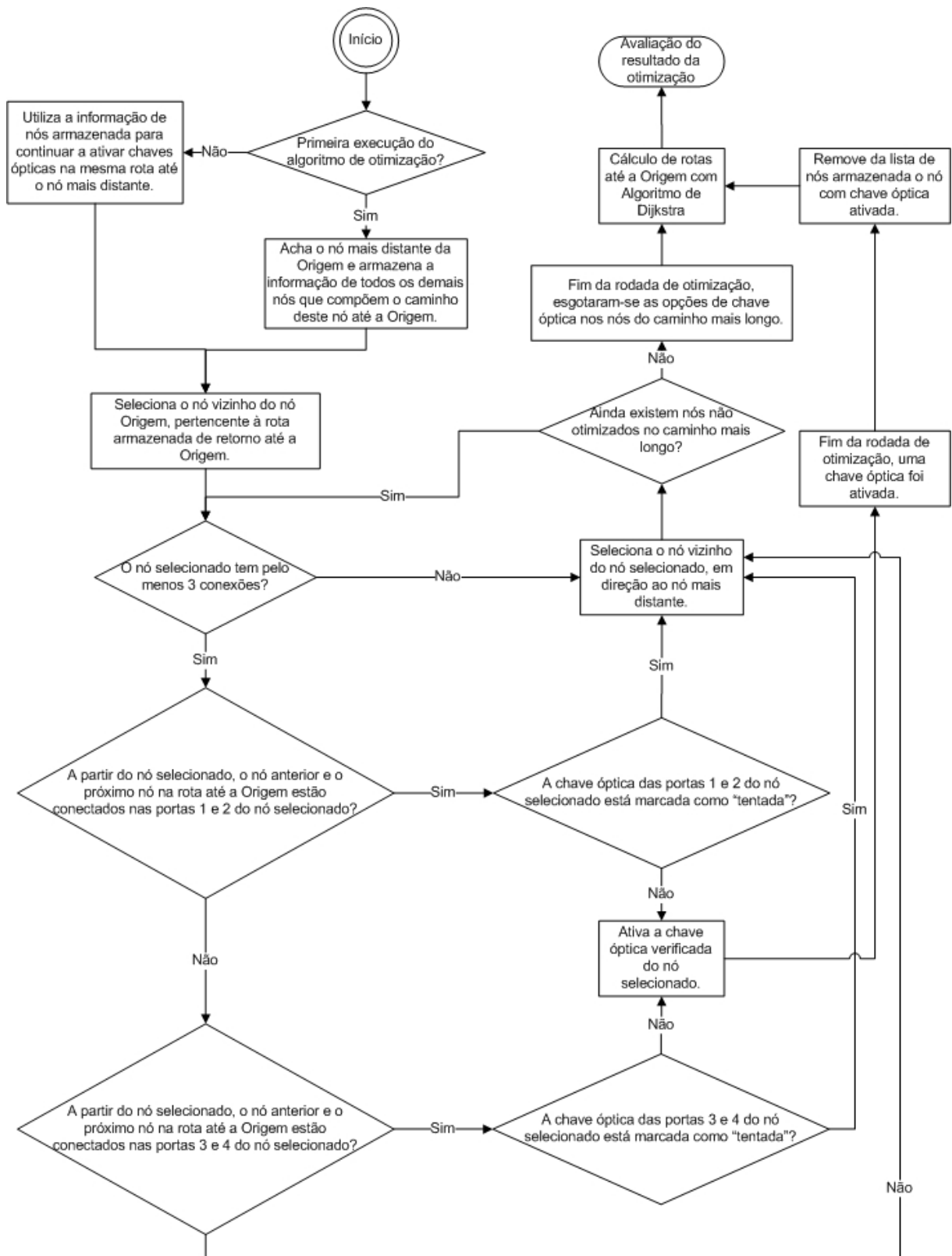


Figura 16: Fluxograma com a heurística proposta PDF.

Fonte: Autoria própria.

3.3.4 VERIFICAÇÃO DA OTIMIZAÇÃO

Entre cada rodada de otimização há uma fase de verificação da assertividade da rodada de otimização executada. A operação desta fase de avaliação pode ser vista na Figura 17.

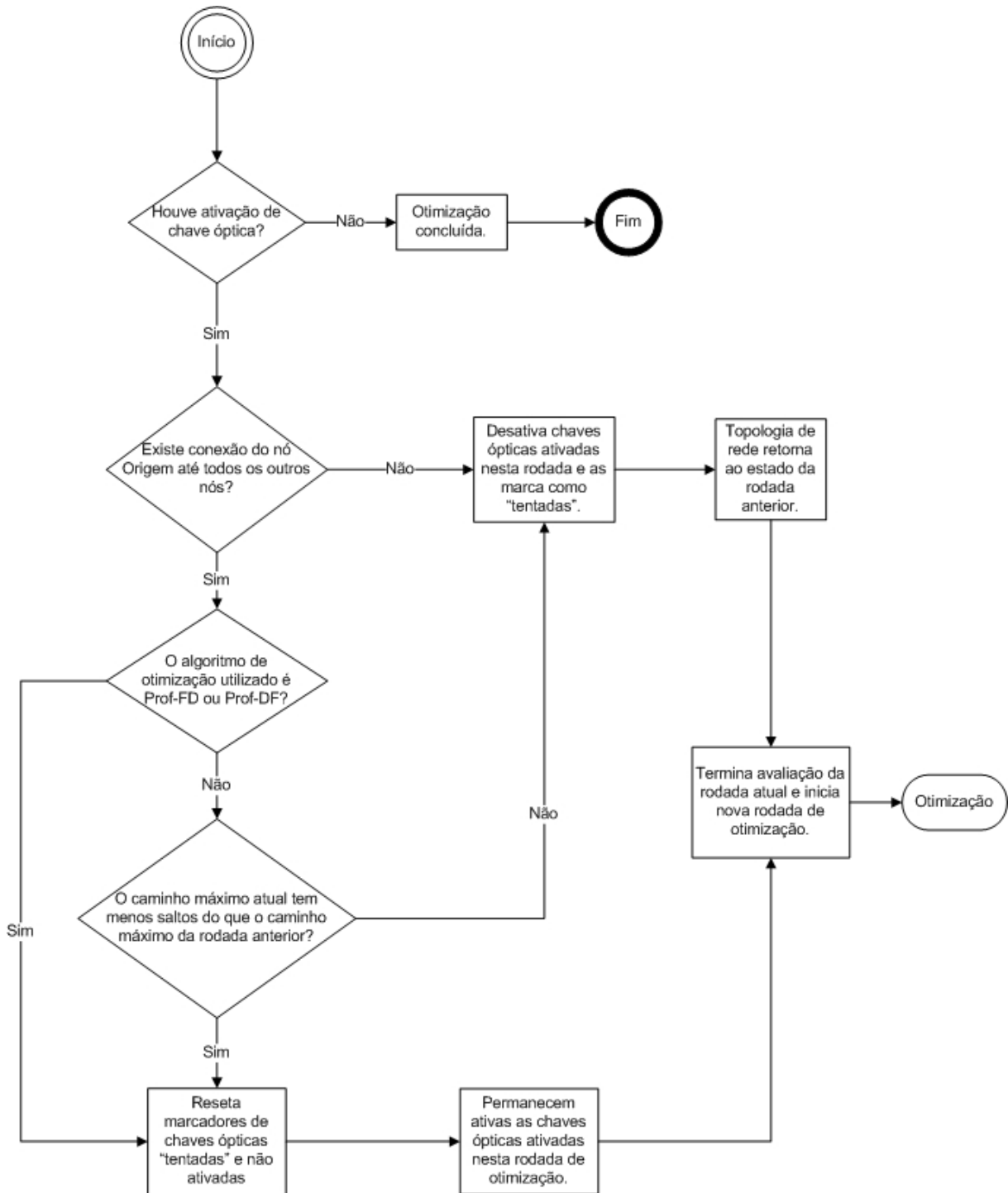


Figura 17: Fluxograma com a sequência de operações feitas pelo simulador para avaliar a assertividade de uma rodada de otimização.

Fonte: Autoria própria.

Se uma heurística liberou a rede sendo otimizada para uma fase de verificação sem ativar uma nova chave óptica, significa que as possibilidades de ativação de chave óptica foram esgotadas e a otimização termina. Contudo, caso a heurística tenha sugerido a ativação de uma nova chave óptica, uma sequência de testes é feita sobre a rede otimizada para aceitar ou rejeitar a ativação proposta pela heurística.

Primeiro é conferido se a rede otimizada mantém conexão para todos os nós. Caso isto seja verdade, confere-se se os caminhos máximos da rede tiveram seu número de saltos reduzido. Aqui há a diferença entre as heurísticas em Largura e Profundidade: a conferência de redução no caminho máximo é feita para cada chave óptica ativada em Largura, mas em Profundidade esta conferência não é feita. Na heurística em Profundidade, apenas confia-se que a ativação de chaves ópticas por toda a extensão do maior caminho mínimo levará à produção de uma rede otimizada. A consequência negativa de ignorar a conferência de redução no caminho máximo para Profundidade é a possibilidade de obter caminhos “otimizados” que são maiores (piores) do que os caminhos da topologia de rede original. Esta situação é vista para alguns tipos de rede na seção 4.2.

Passando em todos os testes, a ativação de chave óptica é aceita e incorporada à rede otimizada, que passa a ter sua topologia modificada. Caso a rede produzida pela heurística não conecte todos os nós, ou não tenha reduzido o caminho máximo no caso de Largura, a opção de chave óptica ativada nesta rodada de otimização é marcada como “tentada” e revertida ao estado original, de modo que a heurística não sugerirá ativá-la novamente. Caso as próximas tentativas de ativação das demais chaves ópticas tenham sucesso, a modificação de topologia causada por estas chaves pode viabilizar a ativação de chaves ópticas já tentadas. Por isso, a marcação de chaves “tentadas” é removida ao se ativar com sucesso uma nova chave óptica, liberando as chaves anteriormente bloqueadas para novas tentativas de ativação.

4 AVALIAÇÃO

Nesta seção comenta-se sobre a implementação das propostas de otimização em um *software* de simulação e os resultados obtidos. Ela está dividida em duas partes: Simulação e Resultados.

4.1 SIMULAÇÃO

As heurísticas propostas foram testadas por meio de simulação computacional. Foi utilizado o ambiente de desenvolvimento *Visual Studio 2010*, com linguagem de programação C# devido à facilidade de programação. Neste ambiente de desenvolvimento criou-se um *software* de simulação capaz de gerar topologias de rede com diferentes configurações de densidade e quantidade de nós e otimizá-las em termos de número máximo de saltos no caminho máximo utilizando as heurísticas propostas.

O *software* simulador desenvolvido implementa as quatro heurísticas descritas na seção 3.3. Foi implementado também um algoritmo de otimização contemplando todas as possibilidades de ativação de chaves ópticas em uma rede para comparação de desempenho com as heurísticas, nomeado Algoritmo Guloso.

4.1.1 CRIAÇÃO DE TOPOLOGIAS DE REDE

Foi necessário criar um gerador de topologias de redes que pudessem ser utilizadas como entradas nas simulações para teste da proposta. O método de criação das topologias de rede segue um padrão definido de regras que pode ser visualizado na forma de um fluxograma na Figura 18.

Para a criação de uma topologia devem ser informados três parâmetros: a quantidade de nós na rede, a distância mínima entre os nós (Rad Min) e a distância máxima permitida entre os nós para que uma conexão seja feita entre eles (Rad Max). Em seguida, coordenadas cartesianas são aleatoriamente geradas obedecendo ao parâmetro de distância mínima entre nós.

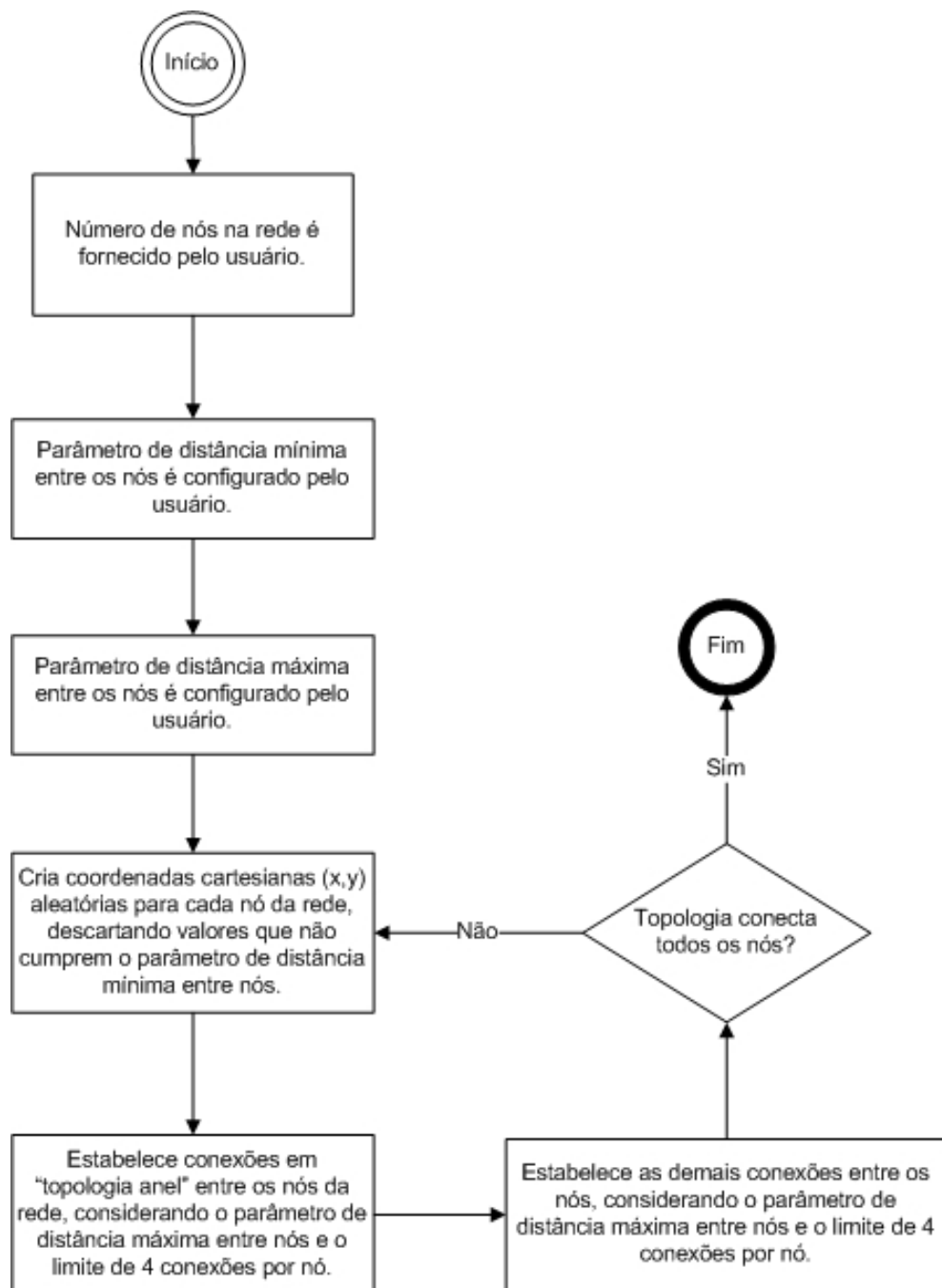


Figura 18: Fluxograma da proposta para criação da topologia.

Fonte: Autoria própria.

Caso seja sorteado um nó muito próximo a outro nó já sorteado, o nó em questão é descartado e outro nó é sorteado em seu lugar.

Após o fim do sorteio de coordenadas, inicia-se o estabelecimento de conexões entre os nós. Considerando o limite de 4 conexões em cada nó, estabelece-se o máximo de conexões possíveis entre os nós. A conexão entre dois nós é realizada caso haja portas livres em ambos e

caso a distância entre eles seja menor do que o parâmetro de distância máxima.

Com o objetivo de manter pelo menos um caminho existente na rede criada para qualquer par de nós, o estabelecimento de conexões prioriza a criação de um caminho que percorre todos os nós, formando uma topologia de rede estilo anel. Depois que este caminho é criado, são preenchidas as demais conexões possíveis entre os nós de rede. É importante destacar que a topologia criada deve obrigatoriamente conectar todos os nós da rede.

A alteração dos três parâmetros de criação de topologias leva à alteração da densidade da rede criada, bem como à alteração do diâmetro (maior caminho mínimo) encontrado nesta rede.

4.1.2 ALGORITMO GULOSO

Para efeito de comparação de desempenho com as heurísticas propostas, foi implementado um algoritmo de otimização que contempla todas as possibilidades de ativação de chaves ópticas em uma rede. Devido à sua tendência em consumir grandes quantidades de recursos computacionais durante sua execução, este algoritmo foi denominado Guloso.

O processo de otimização do algoritmo Guloso é menos complexo quando comparado às otimizações propostas e pode ser visualizado na Figura 19. A grande carga computacional gerada pela execução deste algoritmo vem do número de possibilidades de ativação de chaves ópticas em uma rede, que obedece a equação 1.

$$p = 3^n \quad (1)$$

A equação 1 traduz o número de possibilidades p de configuração das chaves ópticas em uma rede com n nós. Considera-se que cada nó de rede possui quatro portas de comunicação óptica e duas chaves ópticas, podendo se encontrar em um de três estados: sem chave óptica ativada, com a chave óptica número 1 ativada ou com a chave óptica número 2 ativada (Figura 20). O número de portas ópticas disponíveis para comunicação (numeradas de 1 a 4) diminui com a ativação de chaves ópticas. Não considera-se como válida a opção de um nó ter ambas as chaves ópticas ativadas porque isto implicaria em isolar este nó do resto da rede, o que não é desejável.

A Figura 19 descreve o funcionamento do algoritmo Guloso. Inicia-se calculando o número de possibilidades de ativação de chaves ópticas. Em seguida, testa-se cada possibilidade uma a uma. Para cada possibilidade de ativação de chave óptica são calculados os novos

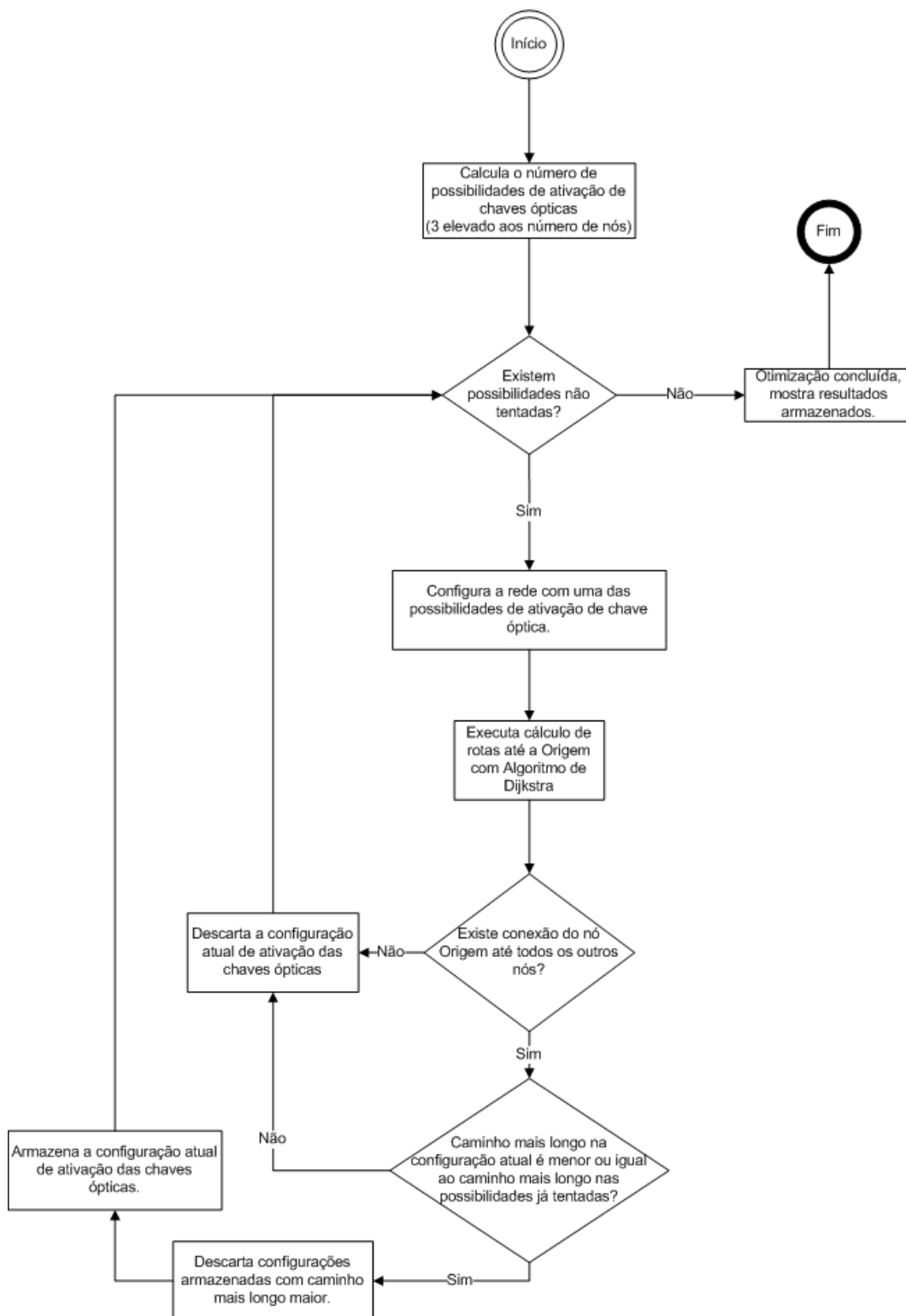


Figura 19: Fluxograma com a seqüência de operações do algoritmo de otimização Guloso.

Fonte: Autoria própria.

caminhos mínimos da rede usando o algoritmo de Dijkstra. Depois, duas conferências são realizadas: se a rede mantém conexão para todos os nós e se a possibilidade testada produziu uma

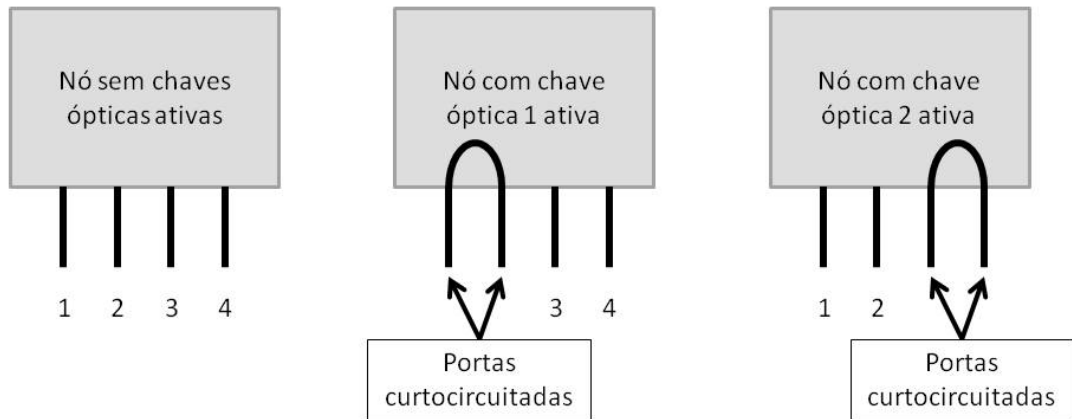


Figura 20: Representação dos três estados de ativação de chave óptica em que um nó pode se encontrar.

Fonte: Autoria própria.

rede com caminhos máximos menores do que as possibilidades anteriores. Caso a rede otimizada passe nestes testes, ela é salva como um possível resultado. Ao final do teste de todas as possibilidades, a configuração de rede armazenada é a melhor configuração possível de ativação de chaves ópticas na rede.

4.2 RESULTADOS

Esta seção descreve e discute os resultados obtidos com as heurísticas de otimização propostas. Os testes de otimização foram feitos sobre as topologias de rede geradas conforme parâmetros descritos na seção 4.1. Sobre estas topologias de rede foram aplicados conjuntos de regras personalizadas para ativação das chaves ópticas em cada nó de rede, descritas na seção 3.3.

São apresentados e discutidos quatro conjuntos de resultados onde foram aplicados separadamente as otimizações propostas Largura Fora-Dentro (Larg-FD), Profundidade Fora-

Dentro (Prof-FD), Largura Dentro-Fora (Larg-DF), Profundidade Dentro-Fora (Prof-DF) e Guloso. Os quatro conjuntos de resultados diferem entre si na configuração dos parâmetros de geração de topologias de rede “raio mínimo” (Rad Min) e “raio máximo” (Rad Max), detalhados na seção 4.1, e na quantidade de amostras de topologias de rede utilizadas.

Para obtenção do primeiro conjunto de resultados foram realizadas otimizações em redes de 20, 100 e 1.000 nós utilizando Larg-FD, Larg-DF, Prof-FD e Prof-DF. Para as redes de 20 nós foram realizados também testes utilizando o algoritmo Guloso. Neste primeiro conjunto de resultados, 5 topologias diferentes foram geradas para cada uma das 3 quantidade de nós desejadas. As topologias foram testadas individualmente com cada heurística de otimização, totalizando 65 simulações.

O algoritmo Guloso levou aproximadamente 5 dias para finalizar a otimização de uma topologia contendo 20 nós. Devido a este longo tempo de teste, a utilização deste algoritmo em redes de 100 e 1.000 nós não foi viável. Como descrito na seção 4.1, o número de vezes que o algoritmo Guloso executa o algoritmo de Dijkstra para encontrar novas rotas a cada alteração de chave óptica na rede cresce exponencialmente com o número de nós, segundo a equação 1. Isto significa triplicar o trabalho de processamento a cada nó acrescentado na rede, o que aumenta o tempo aproximadamente na mesma proporção. O autor considera que uma implementação do algoritmo Guloso fazendo uso de uma abordagem de processamento multi-tarefas poderia reduzir o tempo computacional gasto, mas esta alternativa foi deixada de lado por não haver tempo hábil de implementação e adaptação do código fonte do *software*. Para efeito de comparação, utilizando o mesmo *hardware* computacional, as otimizações com as heurísticas propostas gastaram em torno de alguns minutos otimizando redes de 1.000 nós, chegando a tempos de algumas horas para simulações com 10.000 nós.

A Figura 21 apresenta a redução no número de saltos do caminho máximo das redes testadas, após a execução de cada heurística de otimização. Os valores apresentado neste gráfico foram obtidos a partir da média do número de saltos máximo de 5 amostras de rede para cada quantidade de nós avaliada. O percentual de otimização é a razão entre o número de saltos que foi reduzido dos caminhos máximos nas topologias otimizadas e o número de saltos dos caminhos máximos nas topologias originais. Os valores dos parâmetros Rad Min e Rad Max (definidos em metros) para as amostras de rede criadas podem ser vistos na Tabela 4.

Observa-se que, para as 5 amostras de redes com 20 nós, o algoritmo Guloso apresentou melhor desempenho do que as otimizações propostas. Este resultado é esperado, pois o algoritmo Guloso testa, sem exceção, todas as possibilidades de ativação de chave óptica em uma rede. Com isto, garante-se que este algoritmo produz o melhor resultado possível de

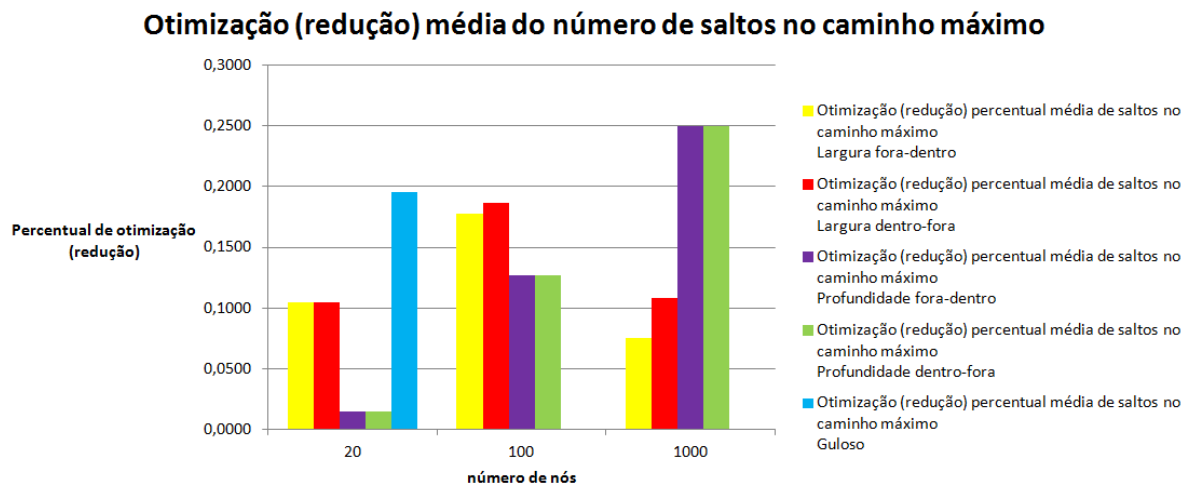


Figura 21: Primeiro conjunto de resultados com as otimizações propostas.

Fonte: Autoria própria.

Tabela 4: Valores de Rad Min e Rad Max empregados na criação das amostras de topologia de rede posteriormente utilizadas nas simulações do primeiro conjunto de resultados.

Número de nós	20	100	1000
Rad Min	30	30	3
Rad Max	200	80	40

Fonte: Autoria própria.

otimização, mas o autor avalia que seu tempo de execução pode inviabilizar o uso em aplicações reais. Além disso, o algoritmo Guloso não faz distinção entre portas do roteador efetivamente conectadas a outros roteadores e portas que não estão sendo utilizadas, desperdiçando novos cálculos de rotas com a ativação de chaves ópticas que não produzirão nenhum efeito sobre a topologia de rede.

Observa-se ainda a tendência de aumento do ganho em otimização de Prof-FD e Prof-DF com o aumento do número de nós na rede. Para melhor compreensão desta aparente tendência, foi realizada uma análise de confiança dos dados obtidos neste primeiro conjunto de simulações aplicando-se um intervalo de confiança de 90% com distribuição estatística t-student bi-caudal. Os resultados desta análise encontram-se na Figura 22, onde observa-se que os intervalos de confiança de todas as simulações, com exceção de Larg-FD-1000, Prof-FD-20 e Prof-DF-20 quando comparados a Prof-FD-1000 e Prof-DF-1000, se sobrepõem. Isto revela que o primeiro conjunto de simulações realizadas é insuficiente para distinguir com confiança o desempenho das diferentes otimizações propostas, fato devido principalmente ao baixo número de amostras de topologias de rede utilizado (5 amostras para cada quantidade de nós avaliada).

Isto motivou a execução do segundo conjunto de simulações com número de amostras superior para alcançar a confiança desejada nos resultados.

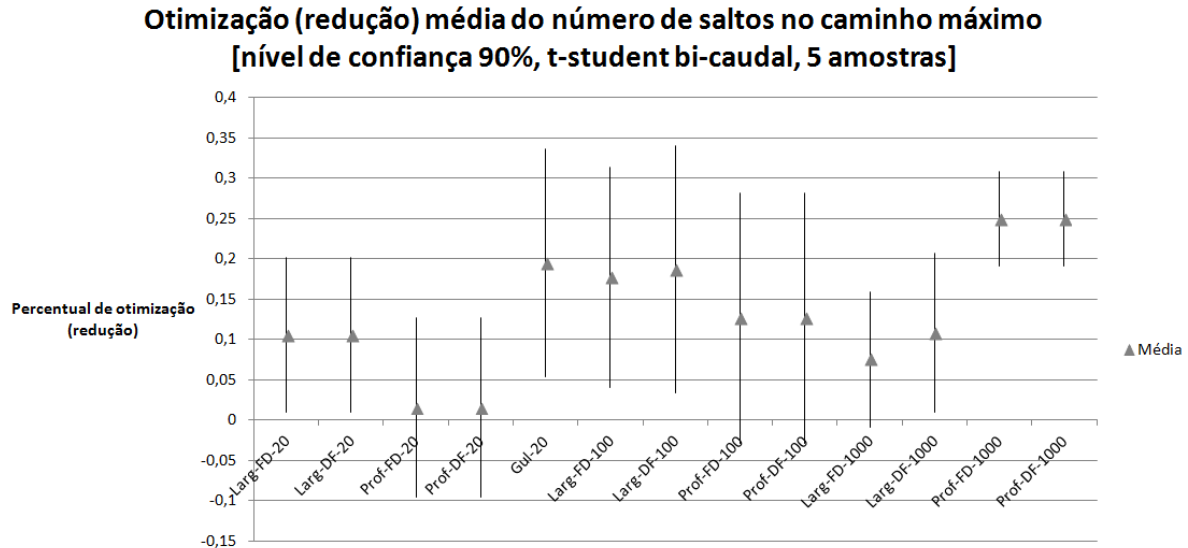


Figura 22: Primeiro conjunto de resultados com intervalo de confiança de 90%.

Fonte: Autoria própria.

Foi realizado um segundo conjunto de simulações com as heurísticas propostas. O número de amostras de topologias para cada quantidade de nós de rede foi aumentado para 121 com o objetivo de atingir um nível de confiança maior ou igual a 90%. O número de tipos de topologias com diferentes quantidades de nós também foi aumentado com o objetivo de visualizar o comportamento das heurísticas à medida que cresce o número de dispositivos na rede. Foram realizadas simulações para redes com 20, 100, 300, 500, 800, 1.000, 3.000, 5.000, 8.000 e 10.000 dispositivos, totalizando 4.840 simulações. Devido ao alto tempo computacional necessário para a execução do algoritmo Guloso, visto no primeiro conjunto de simulações, ele não foi considerado neste segundo conjunto de simulações nem nos conjuntos de simulações posteriores, limitando e concentrando a análise dos resultados nas otimizações propostas.

Com o aumento do número de tipos de topologias, foi necessário realizar ajustes nos parâmetros Rad Min e Rad Max durante a criação das redes. A Tabela 5 mostra os valores de Rad Min e Rad Max utilizados ao gerar estas topologias. O autor seguiu a premissa de que redes com mais dispositivos tornam-se mais densas e portanto cada dispositivo pode ser encontrado mais próximo um do outro, razão pela qual Rad Min teve seu valor diminuído com o aumento dos nós na rede. Outra premissa adotada é de que conexões são preferencialmente realizadas entre nós próximos ou vizinhos, sendo que quanto menor a distância entre vizinhos, menor a necessidade de Rad Max ter seu valor aumentado. Logo, Rad Max também teve seu valor

diminuído com o aumento dos nós na rede.

Tabela 5: Valores de Rad Min e Rad Max empregados na criação das amostras de rede utilizadas nas simulações do segundo conjunto de resultados.

Número de nós	20	100	300	500	800	1.000	3.000	5.000	8.000	10.000
Rad Min	30	30	6	6	6	3	3	3	3	2
Rad Max	200	80	60	60	60	40	20	20	20	12

Fonte: Autoria própria.

É uma preocupação analisar o impacto das alterações de Rad Min e Rad Max nas topologias de rede geradas e posteriormente nos resultados das otimizações. A maneira utilizada para visualizar este impacto nas topologias foi a análise do diâmetro da rede médio, resultante da média dos caminhos máximos encontrados em cada topologia criada. A Figura 23 mostra como o diâmetro das redes produzidas, em geral, aumentou conforme a quantidade de nós na rede foi alterada. Isto é esperado considerando que o número de conexões em cada nó é limitado a 4, o que faz com que a adição de mais nós leve obrigatoriamente à existência de caminhos máximos com maior número de saltos na rede.

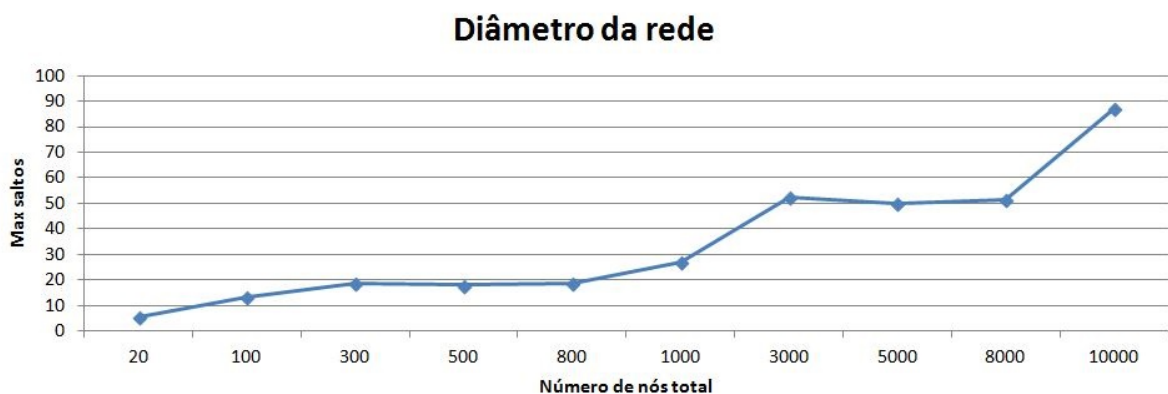


Figura 23: Diâmetro médio das redes utilizadas no segundo conjunto de resultados.

Fonte: Autoria própria.

Contudo, observa-se duas regiões no gráfico em que o aumento do número de nós produziu pouco ou nenhum aumento no diâmetro das redes, notadamente as redes entre 300 e 800 nós e as redes entre 3.000 e 8.000 nós. Comparando este resultado com os valores utilizados em Rad Min e Rad Max da Tabela 5, observa-se que as topologias onde os parâmetros foram mantidos constantes foram as mesmas que apresentaram constância no diâmetro de rede, mostrando que, além do número de nós total, os parâmetros Rad Min e Rad Max influenciam no tamanho dos caminhos máximos na rede.

Após a execução das heurísticas de otimização, foram obtidos os resultados descritos na Figura 24. Observa-se que Prof-FD e Prof-DF seguiram com a tendência de aumento do desempenho vista no primeiro conjunto de simulações, chegando a reduções do número de saltos no caminho máximo próximas de 30% nas redes com 10.000 nós. Observa-se ainda uma saturação no desempenho de Larg-FD e Larg-DF, com reduções do número de saltos no caminho máximo limitadas a 13% mesmo com o aumento no número de nós nas topologias.

Ainda na Figura 24, é possível visualizar uma descontinuidade em todas as otimizações nas regiões de topologias entre 300 e 800 nós e outra descontinuidade na região entre 3.000 e 8.000 nós. Avalia-se que isto seja consequência dos valores escolhidos para Rad Min e Rad Max durante a criação das topologias, o que influenciou o diâmetro das redes e afetou o desempenho das heurísticas nestas regiões.

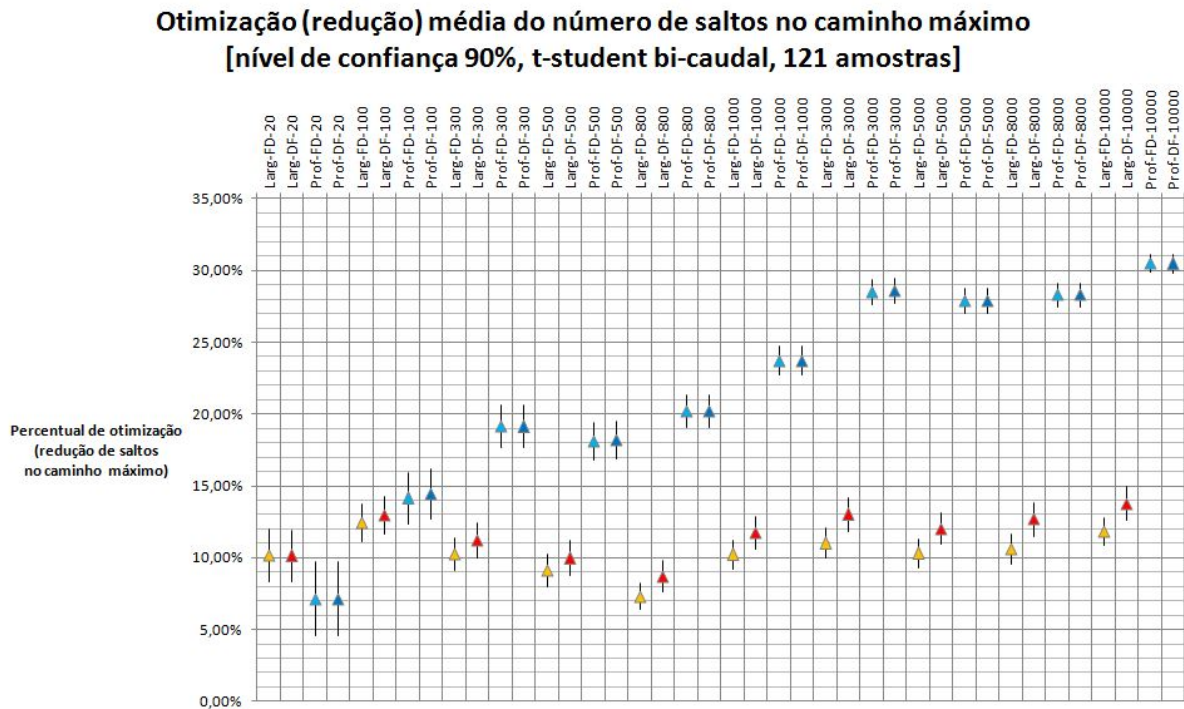


Figura 24: Segundo conjunto de resultados utilizando as otimizações propostas.

Fonte: Autoria própria.

Para melhor entender o comportamento das otimizações propostas com redes de diferentes diâmetros, foram realizados o terceiro e quarto conjuntos de simulações. As quantidades e tipos de simulações foram mantidas inalteradas do segundo conjunto, apenas modificou-se os parâmetros Rad Min e Rad Max durante a criação das topologias de rede. A Tabela 6 apresenta os valores utilizados no terceiro conjunto de simulações e a Tabela 7 apresenta os valores utilizados no quarto conjunto.

Tabela 6: Valores de Rad Min e Rad Max empregados na criação das amostras de rede utilizadas nas simulações do terceiro conjunto de resultados.

Número de nós	20	100	300	500	800	1.000	3.000	5.000	8.000	10.000
Rad Min	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1
Rad Max	200	200	200	200	200	200	200	200	200	200

Fonte: Autoria própria.

Tabela 7: Valores de Rad Min e Rad Max empregados na criação das amostras de rede utilizadas nas simulações do quarto conjunto de resultados.

Número de nós	20	100	300	500	800	1.000	3.000	5.000	8.000	10.000
Rad Min	2	2	2	2	2	2	2	2	2	2
Rad Max	12	12	12	12	12	12	12	12	12	12

Fonte: Autoria própria.

A alteração de Rad Min e Rad Max nos valores citados teve impacto no diâmetro das redes produzidas, conforme Figura 25. Valores de Rad Min muito pequenos e Rad Max muito grandes notadamente contribuíram para a diminuição do diâmetro das redes produzidas, o que gerou caminhos máximos com menos saltos nestas redes. Em contra-partida, a utilização de valores de Rad Min maiores e Rad Max menores produziu redes de grandes diâmetros, com caminhos máximos de dezenas de saltos (Figura 26). No quarto conjunto de simulações, utilizando os valores determinados para Rad Min e Rad Max na Tabela 7, o gerador de topologias de rede não conseguiu gerar topologias para todos os casos de quantidade de nós. Como resultado, obteve-se amostras de rede apenas para os casos de 8.000 e 10.000 nós com estes parâmetros.

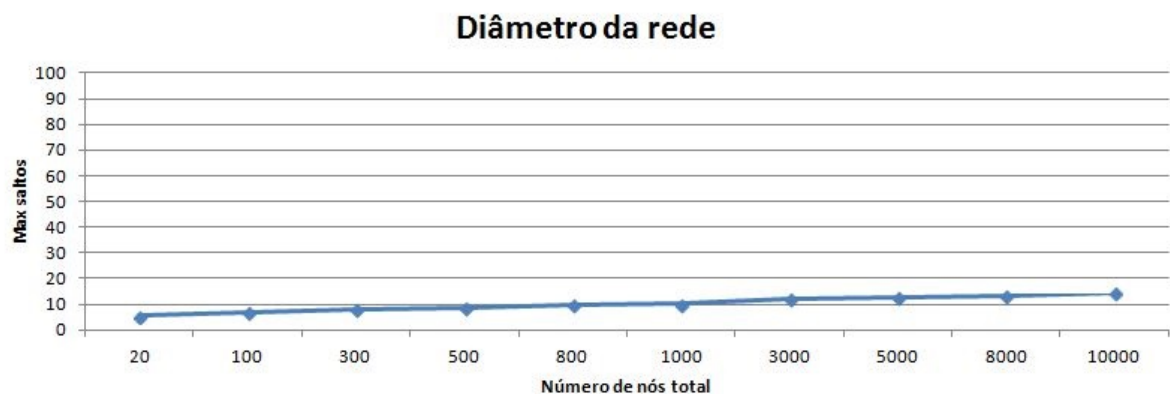


Figura 25: Diâmetro médio das redes utilizadas nas simulações do terceiro conjunto de resultados.

Fonte: Autoria própria.

A execução das otimizações propostas nas redes do terceiro e quarto conjunto de simulações demonstrou que algumas heurísticas podem não só ter seu desempenho limitado

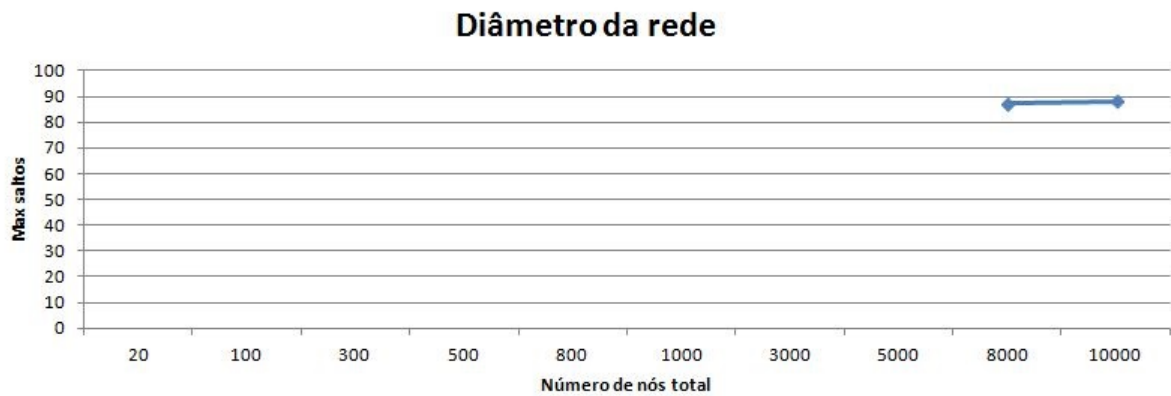


Figura 26: Diâmetro médio das redes utilizadas nas simulações do quarto conjunto de resultados.

Fonte: Autoria própria.

por redes de alto número de nós e pequeno diâmetro, como podem prejudicar a topologia original da rede oferecendo uma solução pior com a ativação das chaves ópticas, aumentando o número de saltos no caminho máximo ao invés de diminuí-lo. A Figura 27 mostra a queda no desempenho de Prof-FD e Prof-DF à medida que o número de nós na rede aumenta, chegando a valores negativos (soluções de otimização piores do que a topologia original) para redes com mais de 1.000 nós. Também é possível notar queda no desempenho de Larg-FD e Larg-DF quando comparado aos resultados da Figura 24, mas observa-se de novo constância dos resultados obtidos por estas heurísticas, mantendo-se na maior parte dos casos na faixa de ganho de 1% a 3%.

No quarto conjunto de simulações foram executadas heurísticas de otimização para os 2 casos em que se conseguiu gerar topologias com os parâmetros Rad Min e Rad Max determinados, as topologias de 8.000 e 10.000 nós. Pela Figura 28 é possível perceber ganhos expressivos de Prof-FD e Prof-DF, em torno de 30% para 8.000 e 10.000 nós, semelhante aos ganhos em 10.000 nós da Figura 24. É interessante destacar que as topologias utilizadas nos resultados de 10.000 nós das Figuras 24 e 28 foram geradas com os mesmos parâmetros de Rad Min e Rad Max, sendo que as Figuras 23 e 26 relatam valores semelhantes de quase 90 saltos nos caminhos máximos destas redes.

Logo, vê-se que o desempenho das otimizações propostas está diretamente e proporcionalmente ligado não tanto à quantidade de nós em uma rede, mas ao diâmetro que tal rede apresenta. Topologias de rede com diâmetros grandes têm caminhos máximos grandes e passíveis de sofrerem grandes otimizações pelos heurísticas. Já redes diametralmente pequenas oferecem poucas oportunidades para que as heurísticas propostas as otimizem, correndo o risco de

**Otimização (redução) média do número de saltos no caminho máximo
[nível de confiança 90%, t-student bi-caudal, 121 amostras]**

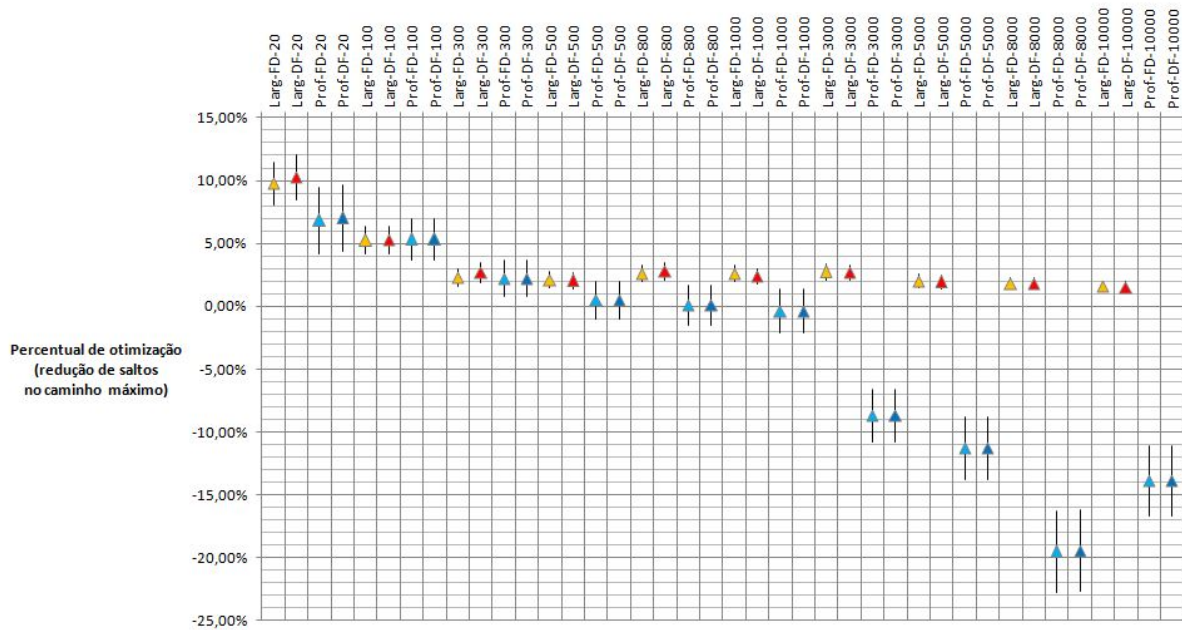


Figura 27: Terceiro conjunto de resultados utilizando as otimizações propostas.

Fonte: Autoria própria.

umentarem de diâmetro com a ativação de chaves ópticas que alteram sua topologia.

Há ainda a questão da análise das modalidades Dentro-Fora e Fora-Dentro. Não foi observado nos resultados grandes diferenças entre Larg-FD e Larg-DF, ou entre Prof-FD e Prof-DF. Observou-se, contudo, uma tendência de resultados melhores ao utilizar otimizações na modalidade Dentro-Fora em Largura para casos em que topologias diametralmente grandes foram otimizadas. Uma diferença em torno de 3 pontos percentuais pode ser percebida repetidamente nas Figuras 24 e 28 entre Larg-DF e Larg-FD.

Explica-se esta diferença pelo fato de que uma chave óptica ativada longe da origem da rede tem menor probabilidade de otimizar vários caminhos ao mesmo tempo do que uma chave óptica que é ativada próxima da origem da rede. Pela natureza das heurísticas Fora-Dentro, as tentativas de ativação de chave óptica iniciam-se do nó mais distante da origem da rede para o nó mais próximo da origem, enquanto heurísticas Dentro-Fora realizam o caminho inverso. Como consequência da limitação da quantidade de conexões para cada nó em até 4 conexões, há maior probabilidade de que vários dos caminhos mínimos de cada nó da rede até a origem contenham os mesmos nós a medida que se aproximam da origem, mas há menor probabilidade de que vários desses caminhos mínimos contenham os mesmos nós da borda da rede. Isto se torna mais evidente quando as redes têm diâmetros maiores, como foi no caso dos resultados

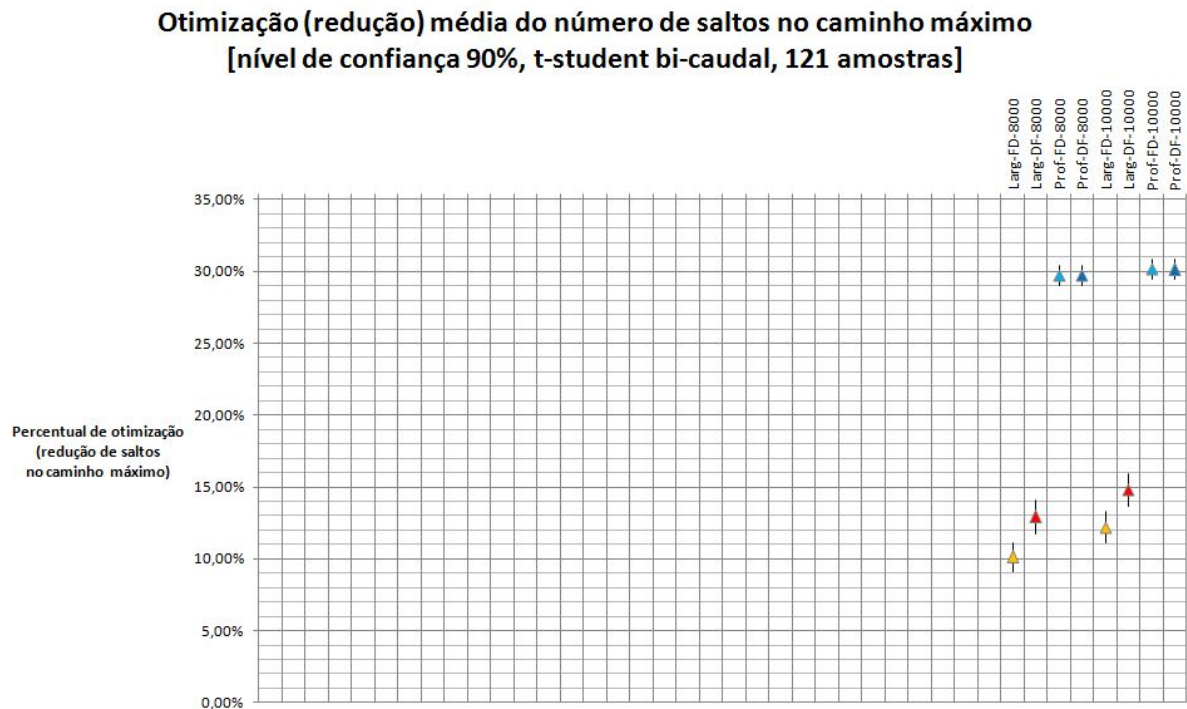


Figura 28: Quarto conjunto de resultados utilizando as otimizações propostas.

Fonte: A autoria própria.

apresentados.

Após ser evidenciada a influência que a topologia de rede tem sobre a efetividade das otimizações propostas através da mudança dos parâmetros de geração de topologias Rad Min e Rad Max, é desejo do autor testar estas heurísticas em topologias de redes reais. Para aplicações reais, recomenda-se executar ambos os cálculos de otimização (Prof-DF e Larg-DF) e utilizar o resultado daquele com a melhor solução pra a topologia da rede, pois o custo em tempo de execução de ambos foi bastante reduzido quando comparado ao custo em tempo de execução do algoritmo Guloso. Futuramente planeja-se realizar uma análise mais detalhada da solução de busca do algoritmo Guloso, de modo a melhor compreender a razão pela qual os métodos propostos não atingem o mesmo desempenho do algoritmo. Além disso, é preciso avaliar outros pontos em caso de implementação para aplicação real, como disponibilidade e qualidade do *hardware* utilizado.

Destaca-se que de forma nenhuma é possível dizer que as otimizações aqui propostas apresentam a solução mais rápida, eficiente ou custo-efetiva para otimizar os caminhos máximos de redes com chaves ópticas. Como continuação deste trabalho, espera-se avaliar diversas técnicas de otimização e heurística aplicando-as no contexto aqui abordado. Estender este estudo com outras técnicas de otimização seria o próximo passo desta pesquisa, mas que

não foi realizado no presente estudo por falta de tempo hábil.

5 CONCLUSÃO

Foi exposto um trabalho de pesquisa em protocolos de roteamento, visando entender seu funcionamento e características. Também estudou-se os serviços de rede inteligente de distribuição de energia e foi visto que alguns destes serviços possuem requisitos severos de latência de comunicação, especificamente serviços de proteção e automação.

Este trabalho apresentou as características dos protocolos de roteamento AODV, OLSR e DSR. Estes protocolos buscam a criação de rotas em redes com mobilidade variada, topologia dinâmica e grande variação na quantidade de nós. Foram feitas comparações qualitativas em termos de características do funcionamento de cada protocolo e quantidade de tráfego de controle gerado em diferentes condições da rede. Também foram comentadas as vantagens e desvantagens dos três protocolos entre si, obtendo-se ao final uma tabela comparativa do AODV, OLSR e DSR. Verificou-se que o protocolo OLSR possui funcionamento melhor compatível com o objetivo de redução de latência em uma rede, pela sua preparação pró-ativa de rotas.

Foi empregado o algoritmo de Dijkstra, usado pelo protocolo de estado de enlace OSPF no cálculo de rotas, como parte do funcionamento de quatro heurísticas para ativação de chaves ópticas em redes. As heurísticas propostas otimizam o número de saltos nos caminhos máximos da rede através da ativação de chaves ópticas em determinados nós. A diminuição da latência da comunicação final na rota se dá pela redução a zero do tempo de processamento dos nós com chave óptica ativada.

As heurísticas foram implementadas e comparadas entre si e contra o algoritmo de otimização Guloso, que testa todas as possibilidades de ativação de chave óptica em uma rede. As heurísticas propostas mostraram resultados de redução de saltos no caminho máximo abaixo do algoritmo Guloso, ou seja, não ótimos, mas com tempo de execução bastante reduzido. Futuramente deseja-se realizar uma análise detalhada da solução de busca exaustiva, de modo a entender melhor a razão pela qual os métodos propostos não atingem o mesmo desempenho e assim modificá-los.

Os resultados obtidos com as heurísticas mostraram reduções no número de saltos nos

caminhos máximos em até aproximadamente 30%. Viu-se que os resultados de redução de saltos dependem fortemente do diâmetro original da rede, apresentando reduções maiores em redes de diâmetros grandes. Destaca-se que, como as otimizações propostas servem para alterar a topologia da rede de forma pró-ativa antes da rede entrar em funcionamento, as mesmas são independentes do protocolo de roteamento usado na rede e a complexidade da topologia não se torna um fator tão crítico pois há tempo para calcular as mudanças de topologia antes de aplicá-las.

Por fim, é interessante ressaltar que a função objetivo utilizada nesta implementação focou-se em reduzir o número de saltos, mas a mesma poderia ser alterada para otimizar a distribuição de carga ou outros indicadores de *QoS*. Estas alterações devem também trazer bons resultados para implementações em trabalhos futuros.

REFERÊNCIAS

- BAHR, F.; FISCHER, S. Seminar verteilte systeme und netzwerkmanagement: Mobile ad hoc networking. In: INSTITUT FÜR BETRIEBSSYSTEME UND RECHNERVERBUND. Technische Universität Carolo-Wilhelmina Braunschweig, 2002. Disponível em: <<http://www.ibr.cs.tu-bs.de/courses/ws0102/svs/>>.
- CLAUSEN, T.; JACQUET, P. **Optimized Link State Routing Protocol (OLSR)**. October 2003. RFC 3626 (Experimental). Disponível em: <<http://www.ietf.org/rfc/rfc3626.txt>>.
- DESHPANDE, J. G.; KIM, E.; THOTTAN, M. Differentiated services qos in smart grid communication networks. **Bell Labs Technical Journal**, v. 16, n. 3, p. 61–81, 2011. Disponível em: <<http://dblp.uni-trier.de/db/journals/bell/bell16.html>>.
- DIJKSTRA, E. W. A note on two problems in connexion with graphs. **Numerische Mathematik**, v. 1, p. 269 – 271, 1959. Disponível em: <<http://www-m3.ma.tum.de/foswiki/pub/MN0506/WebHome/dijkstra.pdf>>.
- JACQUET, P. et al. Optimized link state routing protocol for ad hoc networks. In: **Multi Topic Conference, 2001. IEEE INMIC 2001. Technology for the 21st Century. Proceedings. IEEE International**. [S.l.: s.n.], 2001. p. 62–68.
- JOHNSON, D.; HU, Y.; MALTZ, D. **The Dynamic Source Routing Protocol (DSR) for Mobile Ad Hoc Networks for IPv4**. IETF, February 2007. RFC 4728 (Experimental). (Request for Comments, 4728). Disponível em: <<http://www.ietf.org/rfc/rfc4728.txt>>.
- JOHNSON, D. B.; MALTZ, D. A. Dynamic source routing in ad hoc wireless networks. **Mobile Computing**, p. 153–181, 1996. Disponível em: <<http://www.bibsonomy.org/bibtex/2d73cadf52b89c4d81892855b7589a585/prperold>>.
- KLEIN-BERNDT, L. A quick guide to aodv routing. **National Institute of Standards and Technology**, p. 7, 2001. Disponível em: <http://w3.antd.nist.gov/wctg/aodv_kernel/aodv_guide.pdf>.
- KUROSE, J.; ROSS, K. **Redes de computadores e a internet: uma abordagem top-down**. 5. ed. São Paulo: Pearson, 2010. 614 p. ISBN 9788588639973. Disponível em: <<http://books.google.com.br/books?id=raZtQwAACAAJ>>.
- MA, R. et al. Smart grid communication: Its challenges and opportunities. **Smart Grid, IEEE Transactions on**, v. 4, n. 1, p. 36–46, March 2013. ISSN 1949-3053.
- MOY, J. **OSPF Version 2**. April 1998. Internet RFC 2328. Disponível em: <<http://www.ietf.org/rfc/rfc2328.txt>>.
- PERKINS, C.; BELDING-ROYER, E.; DAS, S. **Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing**. July 2003. RFC 3561 (Experimental). Disponível em: <<http://www.ietf.org/rfc/rfc3561.txt>>.

PERKINS, C. E.; ROYER, E. M. Ad-hoc on-demand distance vector routing. In: **Proceedings of the Second IEEE Workshop on Mobile Computer Systems and Applications**. Washington, DC, USA: IEEE Computer Society, 1999. (WMCSA '99), p. 90–. ISBN 0-7695-0025-0. Disponível em: <<http://dl.acm.org/citation.cfm?id=520551.837511>>.

YAN, Y. et al. A survey on smart grid communication infrastructures: Motivations, requirements and challenges. **Communications Surveys Tutorials, IEEE**, v. 15, n. 1, p. 5–20, January 2013. ISSN 1553-877X.