

Qualidade de Serviço em Redes *Mesh* Sem Fio Baseada em Roteamento Oportunístico e Códigos de Rede

Ivo Augusto Andrade Rocha Calado

Tese de Doutorado apresentada à Coordenação do Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica da Universidade Federal de Campina Grande - Campus de Campina Grande como parte dos requisitos necessários para a obtenção do grau de Doutor em Ciências no Domínio da Engenharia Elétrica.

Área de Concentração: Processamento da Informação

Angelo Perkusich
Orientador

Campina Grande, Paraíba, Brasil
©Ivo Augusto Andrade Rocha Calado, Abril de 2015

FICHA CATALOGRÁFICA ELABORADA PELA BIBLIOTECA CENTRAL DA UFCG

C141q Calado, Ivo Augusto Andrade Rocha.
Qualidade de serviço em *Redes Mesh* sem fio baseada em roteamento oportunístico e códigos de rede / Ivo Augusto Andrade Rocha Calado. – Campina Grande, 2015.
193 f. : il. color.

Tese (Doutorado em Engenharia Elétrica) - Universidade Federal de Campina Grande, Centro de Engenharia Elétrica e Informática, 2015.

"Orientação: Prof. Dr. Angelo Perkusich".
Referências.

1. Redes de Computadores. 2. Redes Mesh. 3. Qualidade de Serviço. I. Perkusich, Angelo. II. Título.

CDU 621:004.7(043)

**"QUALIDADE DE SERVIÇO EM REDES MESH SEM FIO BASEADO EM ROTEAMENTO
OPORTUNÍSTICO E CÓDIGOS DE REDE"**

IVO AUGUSTO ANDRADE ROCHA CALADO

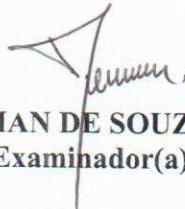
TESE APROVADA EM 17/04/2015



ANGELO PERKUSICH, D.Sc., UFCG
Orientador(a)

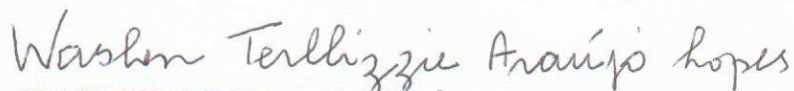


HYGGO OLIVEIRA DE ALMEIDA, D.Sc., UFCG
Examinador(a)



JOSÉ NEUMAN DE SOUZA, Dr., UFC
Examinador(a)

LISANDRO ZAMBENEDETTI GRANVILLE, Dr., UFRGS
Examinador(a)



WASLON TERLLIZZIE ARAÚJO LOPES, D.Sc., UFCG
Examinador(a)

CAMPINA GRANDE - PB

*À minha amada esposa Karol,
por seu incomensurável apoio e
por ser minha parceira
nessa longa jornada da vida.*

Agradecimentos

Em primeiro lugar, agradeço a Deus a conclusão desta fase da minha vida, pois se consegui chegar até esse ponto e obter tantos frutos foi unicamente porque Ele esteve ao meu lado.

Agradeço em especial a minha amada esposa Lílian Karolline por todo o seu apoio em cada passo do desenvolvimento deste trabalho. Seu amor, carinho, incentivo, colaboração, paciência nos meus estresses, disposição para virar a noite comigo quando eu precisava, paciência para me aturar quando eu me destinava unicamente a abusá-la, foram fundamentais para que eu conseguisse atingir tal objetivo de maneira sã (ou quase!). Não tenho palavras para descrever o quanto sou agradecido.

Agradeço à minha família (Ivo, Bernadete, Erika e Ícaro) por me mostrar que a verdadeira sabedoria está muito além do ensinado no ambiente acadêmico. A cada dia que passo longe de vocês percebo o quão foi valiosa a convivência que vocês me proporcionaram. Agradeço em especial aos meus pais, Ivo e Bernadete, por todo o incentivo que me deram na minha educação. Sem o incentivo deles na minha educação desde a mais tenra idade, certamente eu não teria chegado tão longe.

Agradeço e dedico este trabalho ao meu tio e padrinho Zé de Tita (*in memoriam*), por ter me apoiado e ajudado em tudo que precisei. Se estivesse vivo hoje, sem dúvidas estaria comemorando ao meu lado.

Agradeço a família da minha esposa (dona Lila, seu Bigode, José e Mariana) por todo o apoio, incentivo e risadas em todos esses anos de convívio.

Agradeço aos docentes, discentes e técnicos administrativos do Instituto Federal de Alagoas, local que há 5 anos se tornou a minha segunda casa. Agradeço em especial aos professores da coordenação de Informática do Campus Palmeira dos Índios, pelo apoio, incentivo, amizade e compreensão nas minhas eventuais ausências.

Agradeço a todos os meus amigos. Seria impossível construir uma lista exaustiva de todos aqueles que de algum modo fizeram ou fazem parte da minha vida e que me auxiliaram a crescer pessoal ou profissionalmente. Sendo assim, listo apenas alguns poucos nomes que a minha memória me permite: Alan Pedro, Glauber, Leandro Sales, Marcel, Michel, Romeryto, Thiago Araújo e Thiago Sales.

Agradeço ao meu orientador, professor Angelo Perkusich por me auxiliar neste trabalho, por oferecer valiosas orientações sobre o desenvolvimento do mesmo, por recorrentemente me corrigir nos pontos onde eu recorrentemente errava e por me dar a oportunidade de trabalhar em um ambiente como o laboratório Embedded. Juntamente com ele, agradeço ao professor Hyggo Almeida, que me ajudou durante todo o desenvolvimento deste trabalho, através de conselhos e discussões.

Por fim, agradeço à CAPES pelo apoio financeiro.

Resumo

Dentre as diversas especializações de redes sem fio existentes, as redes *Mesh* são caracterizadas pela descentralização do processo de comunicação, onde não há a figura do ponto de acesso, que concentra todo o tráfego de dados. Além disso, propriedades como a auto-organização, auto-descoberta, auto-cura e a auto-configuração possibilitam disponibilizar topologias de rede de maneira simplificada e ágil. No entanto, o desenvolvimento de novas soluções para prover níveis mínimos de Qualidade de Serviço é uma tarefa desafiadora em virtude da natureza da transmissão sem fio. Problemas como a alta interferência no canal de transmissão, baixa disponibilidade de largura de banda, alta variabilidade nas condições da rede e a falta de uma infraestrutura centralizadora tornam o seu desenvolvimento muito mais complexo comparado às soluções voltadas para as redes cabeadas.

Uma das grandes limitações das soluções atualmente disponíveis na literatura reside no fato das redes *Mesh* serem alicerçadas em protocolos de roteamento tradicionais. Tais protocolos, em geral, não levam em conta, durante o processo de roteamento, a natureza de transmissão por difusão, propriedade intrínseca do meio de transmissão sem fio. Neste trabalho propõe-se um protocolo de roteamento em redes *Mesh* sem fio com suporte a QoS denominado *Multi-User Diversity Protocol with Quality of Service – MuDP-QoS*. O MuDP-QoS faz uso de duas formas de diversidade multi-usuário que são o roteamento oportunístico e a codificação de rede durante o processo de transmissão em uma abordagem híbrida. Ademais, para realização da reserva dos recursos na rede utilizou-se uma abordagem de QoS adaptativo na qual a aplicação não define um limite único para a largura de banda a ser reservada, mas sim um intervalo de aceitação de modo que torna-se possível maximizar o valor a ser reservado levando em consideração as restrições da rede.

Abstract

Among the different specializations of current wireless networks, Wireless Mesh Networks are characterized by the decentralization of the communication process, where access points are not available. Moreover, properties such as self-organization, self-discovery, self-healing and self-configuration allow the deployment of network topologies in a simplified and agile way. However, the development of new solutions to provide Quality of Service is a challenging task due to characteristics of the wireless channel. Problems such as high interference in the transmission channel, low availability of bandwidth, high variation in the network conditions make its development much more complex than solutions for wired networks.

One of the major restrictions of currently available solutions in the literature lies in the fact that mesh networks rely on traditional protocols. Such protocols do not take into account, during the routing process, the broadcast transmission nature of wireless networks. In this work, we propose a routing protocol for Wireless Mesh Networks with QoS support, named *Multi-User Diversity Protocol with Quality of Service – MuDP-QoS*. The MuDP-QoS uses two approaches for transmission based on the multi-user diversity concept (opportunistic routing and network coding) in a hybrid manner. Also, in order to perform the resource reservation, we use an adaptive QoS approach which allows the application defining a range for QoS parameters. Based on this, it is possible to perform an optimization in the resource reservation process according to the network restrictions.

Sumário

1	Introdução	1
1.1	Descrição do Problema	5
1.2	Hipóteses de Pesquisa	11
1.3	Objetivos da Tese	11
1.3.1	Objetivo Principal	11
1.3.2	Objetivos Específicos	11
1.4	Relevância do Tema e da Tese	12
1.5	Estrutura do Documento	13
2	Estado da Arte	14
2.1	Qualidade de Serviço Baseada em Roteamento	14
2.1.1	Métricas de Qualidade de Serviço	15
2.1.2	Classificação dos Mecanismos de Qualidade de Serviço	16
2.1.3	Níveis de Qualidade de Serviço Fixo e Dinâmicos	17
2.2	Roteamento em redes <i>Mesh</i> Sem Fio	18
2.3	Soluções de QoS Baseadas em Roteamento para Redes Ad Hoc Sem Fio	20
2.4	Codificação de Rede	22
2.4.1	Classificação dos Sistemas de Codificação de Rede de Acordo com as Abordagens Utilizadas para Seleção de Pacotes para Codificação	26
2.4.2	Classificação dos Sistemas de Codificação de Rede de Acordo com a Abordagem de Definição de Códigos	28
2.5	Roteamento Oportunístico	31
2.6	Sumário do Capítulo	33
3	MuDP-QoS: Visão Geral e Componentes Básicos	34
3.1	Terminologias Adotadas e Tipos de Pacotes	35
3.1.1	Terminologias Adotadas	35
3.1.2	Tipos de Pacotes	37
3.2	Métrica de Roteamento	38

3.3	Mecanismo de Avaliação da Vazão de Transmissão	45
3.4	Sumário do Capítulo	51
4	MuDP-QoS: O Mecanismo de Controle de Admissão	52
4.1	Contextualização	52
4.2	Controle de Admissão em Protocolos Baseados em Roteamento Oportunístico	54
4.3	Controle de Admissão no Contexto de Aplicações Adaptativas	55
4.4	Processo de Reserva de Recursos	56
4.4.1	Fase 1: Reserva Temporária de Recursos	57
4.4.2	Fase 2: Confirmação da Requisição e Consolidação da Reserva dos Recursos	62
4.4.3	Modelo de Reserva de Recurso	64
4.4.4	Esgotamento dos Temporizadores de Fluxo e de <i>Tickets</i>	70
4.5	Mecanismo de Prevenção do Crescimento Exponencial do Número de Pa- cotes Transmitidos	72
4.6	Manutenção da Reserva	74
4.7	Sumário do Capítulo	74
5	Avaliação Experimental do Mecanismo de Controle de Admissão	76
5.1	Sobre o Desenvolvimento do Protótipo	77
5.2	Metodologia de Avaliação Empregada nos Experimentos	77
5.2.1	Avaliação 1: Mecanismo de Controle de Admissão Proposto ver- sus Mecanismo Controle de Admissão Baseado em Roteamento por Múltiplos Caminhos	77
5.2.2	Avaliação 2: Mecanismo de Controle de Admissão Proposto ver- sus Mecanismo Controle de Admissão Baseado em Roteamento por Caminho Único	82
5.2.3	Avaliação 3: Comportamento da Taxa de Sucesso de Reserva em Relação à Modificações no Tamanho e Densidade da Rede	84
5.2.4	Avaliação 4: Efeitos do Limiar Suave no Processo de Controle de Admissão	84
5.3	Análise dos Resultados	85
5.3.1	Avaliação 1: Mecanismo de Controle de Admissão Proposto ver- sus Mecanismo Controle de Admissão Baseado em Roteamento por Múltiplos Caminhos	85
5.3.2	Avaliação 2: Mecanismo de Controle de Admissão Proposto ver- sus Mecanismo Controle de Admissão Baseado em Roteamento por Caminho Único	90

5.3.3	Percentuais de Taxa de Sucesso dos Mecanismos Estudados	96
5.3.4	Avaliação 3: Comportamento da Taxa de Sucesso de Reserva em Relação à Modificações no Tamanho e Densidade da Rede	97
5.3.5	Avaliação 4: Efeitos do Limiar Suave no Processo de Controle de Admissão	100
5.4	Sumário do Capítulo	101
6	MuDP-QoS: Mecanismo de Transmissão	103
6.1	Visão Geral	103
6.2	Estruturas Básicas do Mecanismo de Transmissão	106
6.3	Processo de Codificação, Transmissão e Confirmação de Pacotes Recebidos	108
6.3.1	Construção do Vetor de Confirmação (<i>Ack Coding</i>)	112
6.3.2	Recepção do Vetor de Confirmação nos Nós Ascendentes	112
6.3.3	Recepção do Pacote Codificado nos Nós Descendentes	114
6.4	Transmissão Sequencial de Gerações (<i>Pipelined</i>)	115
6.4.1	Comportamento do Nó Transmissor	117
6.4.2	Comportamento do Nó <i>Relay</i>	118
6.4.3	Comportamento do Nó Receptor	118
6.4.4	Resincronização da Janela de Transmissão de Gerações	119
6.4.5	Mecanismo de Controle da Janela de Transmissão	124
6.5	Controle da Taxa de Transmissão de Fluxos	126
6.6	Monitoramento dos Níveis de QoS dos Fluxos	129
6.6.1	Recepção do Pacote <i>QoS Report</i> no Transmissor	131
6.6.2	Periodicidade do Envio dos Pacotes <i>QoS Report</i>	133
6.7	Sumário do Capítulo	133
7	Avaliação Experimental do Mecanismo de Transmissão	134
7.1	Sobre os Mecanismos Avaliados	134
7.1.1	Baseados em Roteamento Tradicional	135
7.1.2	Baseados em Roteamento Oportunístico e Codificação de Rede . . .	138
7.2	Experimento 1: Avaliação do Mecanismo Proposto em Relação a Protocolos de Roteamento Tradicionais	139
7.3	Avaliação do <i>Pipelined-CCACK</i> em Relação a Protocolos de Roteamento Baseados em Roteamento Oportunístico e Codificação de Rede	142
7.3.1	Experimento 2: Recepção de Pacotes Inovativos por Tempo	143
7.3.2	Experimento 3: Ganho de Vazão do Mecanismo Proposto	145
7.4	Sumário do Capítulo	146

8	Conclusões e Trabalhos Futuros	149
8.1	Trabalhos Futuros	151
	Referências Bibliográficas	153
A	Resultado dos Testes de Normalidade e Hipótese	169

Lista de Símbolos e Abreviaturas

MANET - *Mobile Ad Hoc Networks*

VANET - *Vehicular Ad Hoc Networks*

WSN - *Wireless Sensors Networks*

WBAN - *Wireless Body Area Networks*

WMN - *Wireless Mesh Networks*

IGW - *Internet Gateway*

VoIP - *Voz sobre IP*

IPTV - *TV sobre IP*

QoS - *Qualidade de Serviço*

ETX - *Expected Transmission Count*

EWMA - *Exponentially Weighted Moving Average*

RTS - *Request to Send*

CTS - *Clear to Send*

ACK - *Acknowledgment*

RTT - *Round Trip Time*

CE - *Conjunto de Encaminhadores*

GTO - *Generation Timeout*

SGTT - *Smoothed Generation Transmission Time*

GTTV - *Generation Transmission Time Variation*

Lista de Tabelas

3.1	Tipos de pacotes do <i>MuDP-QoS</i>	39
5.1	Variáveis utilizadas nos experimentos	78
5.2	Topologias estudadas nos experimentos	80
5.3	Níveis para os fatores relacionados ao valor médio da vazão de transmissão disponível entre os nós	81
5.4	Cenários utilizados como base para discussão dos resultados	85
5.5	Testes de Normalidade dos cenários analisados para o mecanismo de controle de admissão proposto (OR)	86
5.6	Testes de Normalidade dos cenários analisados para o mecanismo de controle de admissão baseado em múltiplos caminhos (TK)	87
5.7	Resultados da aplicação do teste de inferência estatística	88
5.8	Testes de Normalidade dos cenários analisados para o mecanismo de controle de admissão por caminho único	90
5.9	Resultados da aplicação do teste de inferência estatística	95
5.10	Percentuais de sucesso e falha dos mecanismos de controle de admissão estudados.	96
7.1	Protocolos de roteamento considerados na avaliação.	135
7.2	Parâmetros de configuração do ambiente físico adotados no experimento 1.	140
7.3	Vazão média mensurada em Mbps.	141
7.4	Parâmetros de configuração adotados nos experimentos 2 e 3.	144
A.1	Identificação dos cenários estudados	170
A.2	Testes de Normalidade para o mecanismo de controle de admissão proposto nos cenários estudados	174
A.3	Testes de Normalidade para o mecanismo de controle de admissão TK nos cenários estudados	178
A.4	Testes de Normalidade para o mecanismo de controle de admissão por caminho único nos cenários estudados	182

A.5	Resultados da aplicação do teste de inferência estatística	186
A.6	Resultados da aplicação do teste de inferência estatística	190

Lista de Figuras

1.1	Organização de uma rede <i>Mesh</i> sem fio	2
1.2	Ilustrações da transmissão em ambiente sem fio bem-sucedida e com perdas.	6
1.3	Exemplo dos benefícios do roteamento oportunístico.	7
2.1	Classificação dos mecanismos de controle QoS.	18
2.2	Roteamento de pacotes na Internet.	22
2.3	Esquema de armazenamento e repasse de pacotes.	23
2.4	Ilustração do roteamento <i>multicast</i> com duas fontes.	25
2.5	Topologia Borboleta representa o cenário básico de aplicação da codificação de rede.	26
2.6	Ilustração do processo de transmissão em uma rede habilitada com codificação de rede intersessão.	27
2.7	Ilustração de uma topologia de rede com alta probabilidade de perda de pacotes.	32
3.1	Cenário ilustrativo dos nós descendentes do nó R1.	36
3.2	Conjunto de nós ascendentes para o nó R4.	37
3.3	Estrutura de um pacote no protocolo <i>MuDP-QoS</i>	38
3.4	Cabeçalho Genérico de um Pacote no Protocolo <i>MuDP-QoS</i>	38
3.5	Ilustração de uma topologia com assimetria na qualidade do canal de transmissão.	41
3.6	Estrutura do pacote <i>ETX Probe</i>	42
3.7	Exemplo de tabela de roteamento mantida por um nó n_i	43
3.8	Estrutura do pacote <i>ETX Report</i>	45
3.9	Sequência de transmissão de um pacote em um enlace MAC 802.11	48
4.1	Ilustração do modelo de reserva de recursos no <i>MuDP-QoS</i>	55
4.2	Cenário ilustrativo sobre a divisão da requisição em <i>tickets</i>	59
4.3	Cenários de reserva de recursos em diferentes topologias.	60
4.4	Estrutura do pacote <i>Reservation Request</i>	61

4.5	Estrutura do pacote <i>Ticket Ack</i>	63
4.6	Cenário ilustrativo em que um nó poderia vir a receber mais do que um <i>Ticket Ack</i> para uma mesma requisição.	64
4.7	Exemplo de como uma requisição é propagada na rede em relação ao modelo de reserva de recursos.	69
4.8	Exemplo de como uma requisição é propagada na rede em relação ao modelo de reserva de recursos.	71
4.9	Cenário que ilustra o crescimento exponencial no número de pacotes transmitidos.	72
4.10	Cenário que ilustra o efeito da utilização do mecanismo de <i>backoff</i>	74
5.1	Plotagem dos gráficos de Densidade e Quantil-Quantil para o cenário 50 quando executado o mecanismo de controle de admissão proposto.	91
5.2	Plotagem dos gráficos de Densidade e Quantil-Quantil para o cenário 50 quando executado o mecanismo de controle de admissão por caminho único.	92
5.3	Plotagem dos gráficos de Densidade e Quantil-Quantil para o cenário 63 quando executado o mecanismo de controle de admissão proposto.	93
5.4	Plotagem dos gráficos de Densidade e Quantil-Quantil para o cenário 63 quando executado o mecanismo de controle de admissão por caminho único.	94
5.5	Comportamento da taxa de sucesso do mecanismo de controle de admissão proposto para requisições de 400 kbps em função do número de nós da rede para o cenário cuja média de vazão de transmissão disponível nos enlaces é 300 kbps e com 100 kbps de desvio padrão. As redes de 10 à 50 nós foram dispersas numa área de 0,25 km ² enquanto que as redes de 60 à 100 foram dispersas numa área de 1 km ²	97
5.6	Comportamento da taxa de sucesso do mecanismo de controle de admissão baseado em roteamento via múltiplos caminhos (TK) para requisições de 400 kbps em função do número de nós da rede para o cenário cuja de média de vazão de transmissão disponível nos enlaces é 300 kbps e com 100 kbps de desvio padrão. As redes de 10 à 50 nós foram dispersas numa área de 0,25 km ² enquanto que as redes de 60 à 100 foram dispersas numa área de 1 km ²	98
5.7	Comportamento da taxa de sucesso do mecanismo de controle de admissão baseado em roteamento via caminho único (UP) para requisições de 400 kbps em função do número de nós da rede para o cenário cuja de média de vazão de transmissão disponível nos enlaces é 300 kbps e com 100 kbps de desvio padrão. As redes de 10 à 50 nós foram dispersas numa área de 0,25 km ² enquanto que as redes de 60 à 100 foram dispersas numa área de 1 km ²	98

5.8	Comportamento da taxa de sucesso para uma rede de 60 nós sob diferentes áreas de dispersão.	99
5.9	Comportamento da taxa de sucesso para uma rede de 70 nós sob diferentes áreas de dispersão.	99
5.10	Variação do valor de vazão de transmissão efetivamente reservada para requisições com limite estrito de 400 kbps e suave de 1 Mbps em função do número de nós na rede para o cenário cuja média de vazão de transmissão disponível nos enlaces é de 400 kbps e com 100 kbps de desvio padrão. A área de dispersão dos nós é de 0,25 km ²	100
5.11	Variação do valor de vazão de transmissão efetivamente reservada para requisições com limite estrito de 400 kbps e suave de 1 Mbps em função do número de nós na rede para o cenário cuja média de vazão de transmissão disponível nos enlaces é de 500 kbps e com 200 kbps de desvio padrão. A área de dispersão dos nós é de 1 km ²	101
6.1	Cenário ilustrativo da transmissão de pacotes codificados em uma rede não confiável.	104
6.2	Estrutura do pacote <i>Coded-DataAck</i>	109
6.3	Estrutura do pacote <i>Coded-Ack</i>	111
6.4	Cenário ilustrativo que demonstra como um nó ascendente pode receber uma confirmação de uma geração ainda não registrada. Os valores entre os parênteses indicam a sequência de passos da transmissão.	114
6.5	Transmissão de uma geração no CCACK.	116
6.6	Transmissão sequencial de gerações.	117
6.7	Controle sobre a janela de transmissão a partir das variáveis <i>LB</i> e <i>WS</i> . . .	117
6.8	Janela de transmissão com lacunas em um dado nó <i>relay</i>	118
6.9	Ilustração do controle da janela de transmissão realizada no receptor. . . .	119
6.10	Estrutura do pacote E-ACK.	119
6.11	Conjunto de cenários ilustrativos do efeito da saída de um nó da rede durante a transmissão.	121
6.12	Estrutura do pacote <i>Sync</i> utilizado para sincronização da janela de gerações.	123
6.13	Cenário ilustrativo do processo de reserva.	130
6.14	Estrutura do pacote <i>QoS Report</i>	130
7.1	Disseminação de pacotes do tipo RREQ durante o processo de descoberta de rotas no protocolo AODV.	136
7.2	Confirmação da criação de uma rota de transmissão para o protocolo AODV através do envio do pacote RREP.	136

7.3	Topologia empregada no experimento 1.	140
7.4	Gráfico comparativo da vazão obtida entre os protocolos de roteamento tradicionais e o <i>Pipelined-CCACK</i>	142
7.5	Topologia empregada nos experimentos 2 e 3. As marcações em vermelho indicam os nós 9 e 44 explicitados no experimento 2.	143
7.6	Topologia empregada nos experimentos realizados por Lin <i>et a.</i> [1]. As marcações em vermelho indicam os nós selecionados pelos autores para a análise da entrega de pacotes inovativos. Figura adaptada de Lin <i>et al.</i> [1].	144
7.7	Número de pacotes inovativos recebidos no destino em relação ao tempo para os protocolos MORE e CodeOR	145
7.8	Número de pacotes inovativos recebidos no destino em relação ao tempo para o <i>Pipelined-CCACK</i>	146
7.9	Função de distribuição acumulada da vazão de transmissão para protocolos MORE e CodeOR (imagem adaptada de Lin <i>et al.</i> [1])	147
7.10	Função de distribuição acumulada da vazão de transmissão para o <i>Pipelined-CCACK</i>	148

Capítulo 1

Introdução

Entre as diversas tecnologias de comunicação existentes, as redes sem fio vêm rapidamente recebendo grande destaque tanto da comunidade científica quanto da indústria. Uma evidência para tal situação é o crescimento da comunicação móvel celular. Neste contexto, entre os anos de 2001 e 2011 o número de telefones móveis cresceu de aproximadamente 960 milhões para quase 6 bilhões em todo o mundo [2]. Todavia, tal crescimento não se ateve apenas à rede de telefonia móvel celular. As redes de comunicação de dados sem fio têm acompanhado este crescimento, estando cada vez mais presentes nos mais diversos nichos da sociedade, como por exemplo em departamentos de empresas ou campi de universidades. Assim, tem-se tornado comum tanto a existência de uma infraestrutura de comunicação cabeada quanto uma infraestrutura de comunicação sem fio.

Em relação à forma de organização, as redes sem fio podem ser classificadas em dois grupos: as redes de Infraestrutura e as redes *Ad Hoc*. O primeiro grupo, mais tradicional, é caracterizado pela existência de uma ou mais estações-base, que têm por finalidade gerenciar o processo de comunicação entre os diversos nós na rede. Para tanto, as estações-base servem como ponto de interconexão tanto intra-rede, a partir do meio sem fio, quanto inter-redes, possivelmente a partir de uma infraestrutura cabeada.

No segundo grupo, por sua vez, não há um componente centralizador responsável pelo processo de comunicação entre os diversos nós na rede. Desse modo, os próprios nós atuam tanto como elementos geradores e consumidores de fluxos quanto como nós intermediários, responsáveis pelo encaminhamento dos pacotes [3], seja em comunicações de único salto (*single-hop*) ou de múltiplos saltos (*multi-hop*). Dentre as principais características do modelo *Ad hoc* destacam-se a auto-organização (*self-organization*), auto-descoberta (*self-discovering*), auto-cura (*self-healing*) e a auto-configuração (*self-configuration*) [4].

De modo geral, *Rede Ad Hoc sem Fio* é considerado um termo genérico de uma rede cujo principal meio de comunicação é o ar e que não apresenta uma infraestrutura de comunicação pré-definida. No entanto, em vista da grande heterogeneidade, tanto dos

dispositivos que podem compor este tipo de rede quanto do propósito da rede, é comum na literatura haver uma especialização desse tipo de rede em cinco subtipos, que são as Redes Móveis *Ad Hoc* (MANET) [5], Redes Veiculares *Ad Hoc* (VANET) [6], Redes de Sensores sem Fio (WSN) [7], as *Wireless Body Area Networks* [8]¹ e, por fim, as Redes *Mesh* sem Fio [4].

Em linhas gerais, uma rede *Mesh* apresenta uma estrutura semelhante à ilustrada na Figura 1.1. Como pode ser visto, a estrutura é hierarquizada, onde na base da topologia estão dispostos os clientes. Essa classe de nós apresenta uma importância relativamente menor aos dos roteadores, visto que eles não participam do processo de roteamento dos demais nós. Em geral, os clientes são móveis e sujeitos às restrições de processamento e consumo de energia.

Os roteadores, por sua vez, encaminham pacotes no interior da rede formando um tronco de comunicação entre todos os dispositivos, denominado *Wireless Backbone*. Neste sentido, os roteadores se dividem em roteadores de núcleo, que possuem função de roteamento puramente interno, e *Internet Gateway* (IGW), que além de possuir a função de roteador serve como ponto de interconexão entre a rede *Mesh* e a Internet.

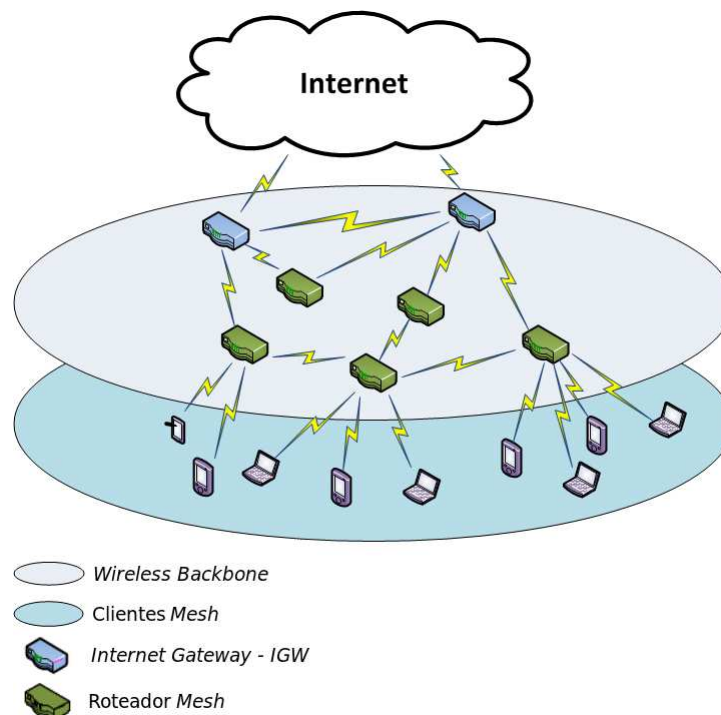


Figura 1.1: Organização de uma rede *Mesh* sem fio (Figura adaptada de Misra et al. [3]).

A partir do exposto, torna-se factível a disponibilização de redes *Mesh* capazes de interconectar áreas relativamente amplas e, deste modo, tornar possível diversos cenários

¹Não foi encontrada na literatura em português um termo específico para este tipo de rede. Uma tradução aproximada para este termo seria “rede de área corporal sem fio”.

de aplicação bastante relevantes, tais como redes locais de alta velocidade, redes comunitárias e de vizinhança e as redes metropolitanas [3, 4]. No entanto, o desenvolvimento de novas tecnologias tendo como foco o paradigma de redes *Mesh* mostra-se uma tarefa desafiadora em virtude da natureza de transmissão sem fio. Diferentemente das redes cabeadas, onde o enlace de comunicação é considerado relativamente estável, tanto em termos de topologia quanto de alterações na qualidade do sinal, as redes de comunicação sem fio apresentam diversos fatores relacionados à transmissão que tornam o seu desenvolvimento muito mais desafiador. Entre os diversos desafios que devem ser tratados durante o processo de proposição de um novo mecanismo que possibilite a comunicação em uma rede *Mesh*, destacam-se [9–12]:

- *alta interferência*: uma característica natural de todo processo de transmissão é a ocorrência de interferência no canal de comunicação. No entanto, diferentemente das redes cabeadas, onde o grau de interferência é muito baixo (muitas vezes desprezível), nas redes de comunicação sem fio a interferência representa um importante fator que deve ser levado em consideração no processo de desenvolvimento de soluções para este meio. A transmissão do sinal que é feita, naturalmente, por meio de difusão faz com que os sinais transmitidos pelos nós potencialmente interfiram nos demais;
- *baixa disponibilidade de largura de banda*: em geral a largura de banda disponível para transmissão em redes sem fio é bastante limitada quando comparada à encontrada nas redes cabeadas. Entre as razões que influenciam tal característica encontram-se a limitação natural do canal de transmissão e o compartilhamento do canal de transmissão entre diversos transmissores;
- *alta variabilidade nas condições da rede*: o processo de transmissão em redes sem fio está sujeito a uma alta variabilidade nas condições da rede. Os principais fatores que acarretam tal variação são a interferência do sinal (mencionado acima), a mobilidade dos nós, a presença de obstáculos entre o transmissor e o receptor e a atenuação do sinal [13].

Além dos pontos supracitados, que são comuns a todas as redes de comunicação sem fio, existem algumas características adicionais que são específicas das redes *Ad Hoc*, classe na qual as redes *Mesh* estão inseridas, como por exemplo [9, 14, 15]:

- falta de uma infraestrutura centralizadora;
- roteamento de múltiplos saltos;
- restrições no consumo de energia.

Em virtude dos vários desafios associados ao processo de transmissão em redes sem fio, a pesquisa no campo de protocolos e algoritmos de roteamento em redes sem fio tem se destacado ao longo dos anos como um dos campos mais ativos na área de redes sem fio. Para se ter uma ideia da importância desta área, em um *survey* recentemente publicado [16], os autores elencam mais de 90 propostas distintas para roteamento em redes *Ad Hoc*.

Um outro ponto bastante importante no contexto da comunicação sem fio diz respeito ao crescimento contínuo das aplicações. Ao longo dos anos novas classes de aplicações foram sendo introduzidas, com destaque para as aplicações multimídia, tais como videoconferência, Voz Sobre IP (VoIP), TV sobre IP (IPTV), vídeo e áudio sob demanda e jogos *online*. Tais aplicações apresentam como característica fundamental a necessidade de atendimento de requisitos mínimos de transmissão [17], o que vai em contraponto ao serviço de comunicação de melhor esforço, comumente disponibilizado pelas redes *Mesh*. Deste modo, faz-se necessário o desenvolvimento de mecanismos para prover níveis mínimos de *Qualidade de Serviço* em redes *Mesh* de modo que a disponibilização de algumas classes de aplicações, tais como as supracitadas, possa ser bem-sucedida.

Qualidade de Serviço (QoS) pode ser entendido como um conjunto de requisitos de transmissão a serem atendidos pela rede para a transmissão de um fluxo de dados [18]. Neste sentido, um dos principais objetivos da utilização de soluções de QoS é tornar o comportamento da rede mais preditível a partir de um melhor balanceamento entre os recursos de rede disponíveis e as necessidades de transmissão das aplicações. Os parâmetros de QoS, também chamados de métricas de QoS, variam de acordo com o serviço que está sendo provido e com a granularidade dos requisitos especificados. Ao se tratar de um cenário onde o cliente do serviço são as aplicações e o provedor do serviço é a infraestrutura de rede, as principais métricas trabalhadas são os parâmetros da conexão, tais como largura de banda mínima, atraso máximo, variabilidade do atraso (*jitter*) e taxa de perda de pacotes.

Diante do apresentado, a pesquisa na área de QoS tem atraído grande atenção da comunidade acadêmica nos últimos anos e, embora várias soluções tenham sido propostas, inclusive modelos bastante difundidos como IntServ [19] e DiffServ [20], ainda há vários desafios, mesmo no caso de redes cabeadas, onde informações sobre a disponibilidade de recursos são relativamente previsíveis.

Em face do contexto discutido, diversos autores têm apresentado soluções tendo como ambiente-alvo as redes *Mesh*, e redes *Ad Hoc* de modo geral [21, 22]. Tais soluções são focadas nas mais diversas camadas da pilha TCP/IP, desde a camada física até a camada de aplicação [23]. Todavia, é notável a grande importância dos mecanismos de QoS baseados em roteamento [24].

É neste contexto de provimento de QoS, usando técnicas de roteamento em redes *Mesh* sem fio que está inserida esta tese.

1.1 Descrição do Problema

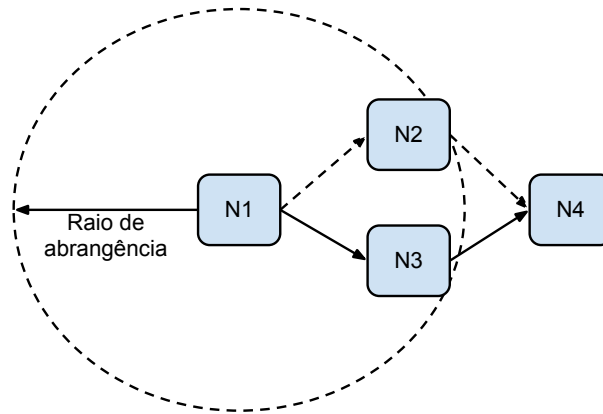
Os mecanismos para provimento de QoS em redes *Mesh* no âmbito da camada de rede são, em geral, baseados em protocolos de roteamento preexistentes, seja por caminho único ou múltiplos caminhos². Tais protocolos, aqui denominados protocolos tradicionais, possuem uma característica em comum que é a forma como o processo de comunicação é realizado em relação aos enlaces de comunicação. De maneira específica, protocolos tradicionais tendem a tratar o enlace entre dois nós da rede sem fio da mesma maneira que um algoritmo de roteamento de uma rede cabeada trataria dois nós na rede cabeada, isto é, como se o enlace de comunicação entre dois nós adjacentes fosse representado por um canal dedicado direto.

Apesar de tal modelo de roteamento ser caracterizado pela relativa facilidade de implementação e por apresentar resultados satisfatórios nas redes cabeadas, ele não é a melhor solução para as redes sem fio [25–27], notadamente devido à baixa confiabilidade do canal de transmissão e por sua natureza intrinsecamente de difusão. Por exemplo, considere o cenário apresentado na Figura 1.2(a). Para este cenário, tem-se um ambiente composto por quatro nós, cuja transmissão é realizada a partir de meio sem fio. Cada nó possui um determinado raio de abrangência, conforme ilustrado para o nó N1. O raio de abrangência indica a distância até onde o sinal de rádio transmitido por um determinado nó pode ser corretamente decodificado pelos seus nós vizinhos. Desse modo, para este cenário, os nós N2 e N3 recebem uma transmissão direta provinda de N1 enquanto que o nó N4 não. Ademais, considerando que a utilização de um algoritmo de roteamento baseado no paradigma de caminho único³, para o qual seja selecionado um determinado caminho k para uma transmissão cuja origem seja N1 e o destino N4 (por exemplo $N1 \rightarrow N3 \rightarrow N4$). Em um cenário como o discutido, cada pacote transmitido terá N3 como próximo salto do nó N1. Caso ocorra algum erro de recepção durante o processo de roteamento de pacotes de N1 para N3, mesmo que N2 tenha captado corretamente a transmissão de N1, ela será considerada perdida, conforme apresentado na Figura 1.2(b).

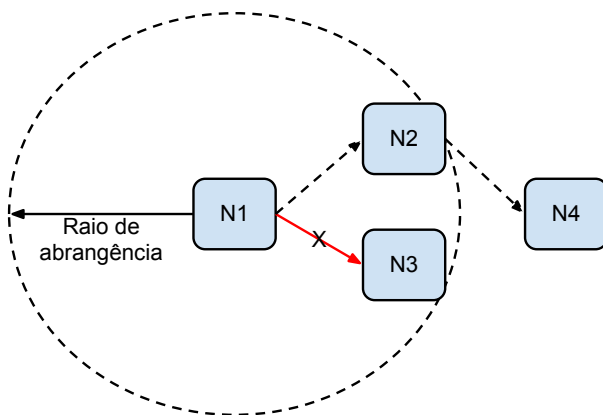
Ao deixar de considerar a transmissão por difusão como característica intrínseca do meio de transmissão sem fio, os protocolos de roteamento tradicionais deixam de obter diversos benefícios em termos de desempenho e aumento da confiabilidade do canal de

²Roteamentos *unipath* e *multipath*, respectivamente.

³Foi adotado este exemplo apenas para simplificação. Um cenário análogo poderia ser descrito para um protocolo de roteamento por múltiplos caminhos.



(a) Transmissão em ambiente sem fio bem-sucedida.



(b) Transmissão em ambiente sem fio com perdas.

Figura 1.2: Ilustrações da transmissão em ambiente sem fio bem-sucedida e com perdas.

transmissão. Em virtude de tal problemática, recentemente novas pesquisas têm sido realizadas tendo como o objetivo a proposição de novos protocolos que explorem justamente a possibilidade de que mais de um nó seja capaz de ler um pacote transmitido por um nó transmissor, aumentando, portanto, a probabilidade de que uma transmissão possa ser bem-sucedida [28]. A possibilidade de que mais de um usuário capte e dê significado a uma determinada transmissão é chamada de *Diversidade Multi-Usuário* [29,30].

Com base no exposto, diversas abordagens de roteamento têm sido propostas com o intuito de fazer uso da diversidade multi-usuário no meio de transmissão sem fio. Entre elas, duas abordagens têm apresentado grande destaque. São elas o Roteamento Oportunístico [27] e a codificação de rede [31].

O roteamento oportunístico refere-se a uma forma de diversidade multi-usuário na qual o processo de escolha do próximo salto em uma transmissão é realizado apenas após o recebimento do pacote. De maneira específica, os nós ao transmitirem um pacote por difusão não definem um nó específico como sendo o “próximo salto” mas sim um conjunto de possíveis nós encaminhadores. Os nós pertencentes ao conjunto de encaminhadores

capazes de ler corretamente o pacote transmitido devem entrar em acordo, a partir de algum mecanismo de eleição, para definir qual deve ser o próximo salto na transmissão. De modo a tornar mais claro o entendimento dos benefícios do roteamento oportunístico, considere o cenário apresentado na Figura 1.3. Esse cenário, bastante semelhante ao apresentado na Figura 1.2(b), ilustra um ambiente onde tem-se um nó transmissor (N1) que deseja estabelecer uma comunicação com o nó receptor (N4), utilizando para tal, os nós N2 e N3 como repetidores (*relays*) da transmissão. Conforme discutido, em um cenário de roteamento de caminho único ou múltiplos caminhos, caso um nó *relay* não seja, por alguma razão, capaz de realizar a leitura correta do pacote transmitido, tal transmissão será considerada inútil e deverá ser repetida. Por outro lado, ao considerarmos o roteamento oportunístico, mesmo que o nó não seja capaz de ler mas algum outro nó o seja (no exemplo específico N3 não foi capaz de ler corretamente o pacote transmitido enquanto que N2 foi) o processo de roteamento pode ser realizado com sucesso sendo a transmissão do pacote considerada, portanto, bem-sucedida.

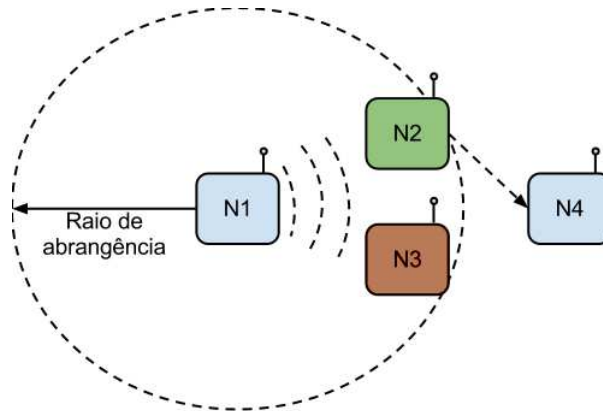


Figura 1.3: Exemplo dos benefícios do roteamento oportunístico.

Como dito anteriormente, a segunda abordagem de diversidade multi-usuário é a codificação de rede⁴, originária da área de Teoria da Informação [32]. Neste caso, ao invés dos nós intermediários apenas repassarem os pacotes recebidos, seguindo o modelo de armazenamento e repasse [13], eles podem realizar combinações lineares entre os pacotes recebidos tendo como consequência o aumento na vazão e a resiliência à perda (maiores detalhes serão apresentados no Capítulo 2).

Tanto o roteamento oportunístico como a codificação de rede introduzem diversos benefícios, entre os quais citam-se: a melhoria na vazão de transmissão, a redução no atraso de transmissão e a maior resiliência a perda de pacotes. Além disso, o roteamento oportunístico e a codificação de rede podem ser utilizados em conjunto por se tratarem de abordagens complementares [28]. Neste sentido, percebe-se que a utilização de novos

⁴Termo originado do inglês *Network Coding*.

paradigmas de roteamento, tais como os supracitados, representam um novo caminho nas pesquisas na área de redes *Mesh* sem fio. No entanto, tal mudança de paradigma torna necessário o desenvolvimento de novos mecanismos para provimento de QoS em redes *Mesh*. Tal necessidade deve-se ao fato de que os protocolos de roteamento tradicionais com suporte a QoS baseiam-se fortemente na definição prévia da rota de transmissão dos pacotes seja no roteamento por caminho único ou múltiplos caminhos.

Em face da discussão apresentada, alguns autores têm apresentado mecanismos para provimento de QoS com foco no roteamento oportunístico e na codificação de rede. Embora tais abordagens de comunicação possam ser utilizadas em conjunto, obtendo melhorias significantes no processo de transmissão [28] (como a simplificação do processo de coordenação da transmissão entre os nós participantes da sessão), não foi encontrado na literatura nenhum trabalho, para provimento de QoS, cuja proposta apresente um modelo híbrido, envolvendo o roteamento oportunístico e codificação de rede. Em geral, as propostas existentes na literatura têm apresentado enfoque na utilização dos paradigmas de maneira isolada. Nesse sentido, as abordagens baseadas em roteamento oportunístico são em geral de caráter bastante prático, levando em consideração as diversas restrições do ambiente de transmissão, enquanto que as propostas focadas em codificação de rede são, em geral, de cunho mais teórico, fortemente baseadas em formalismos matemáticos.

Cheng *et al* [33] abordam o problema de como explorar o roteamento oportunístico para prover QoS em redes de sensores sem fio. Foi desenvolvido um mecanismo baseado em roteamento oportunístico geográfico, que é uma especialização do roteamento oportunístico onde a localização física dos nós é levada em consideração, visando possibilitar o atendimento dos requisitos de atraso máximo e nível de perda máximo do enlace de comunicação. Ademais, os autores levaram em consideração o ambiente-alvo (redes de sensores sem fio) realizando uma otimização do consumo geral de energia gasto nos nós para roteamento.

Apesar da abordagem proposta por Cheng *et al* [33], apresentar resultados satisfatórios em termos de consumo de energia dos nós durante o processo de roteamento, o problema de como realizar reserva de banda de transmissão não é abordada. Deste modo, embora a proposta tenha como foco a redução no atraso de transmissão, pela não contenção da transmissão, os níveis de QoS tendem a não ser atingidos com a saturação da rede.

Zhao *et al.* [34] propõem uma métrica para priorização do conjunto de encaminhadores e um mecanismo de controle de admissão baseado em roteamento oportunístico. Especificamente, a métrica proposta, denominada BCR⁵, possibilita ao protocolo de roteamento selecionar o conjunto de encaminhadores tendo como base a vazão de transmissão disponível. Após a definição do conjunto de encaminhadores, um mecanismo de controle de

⁵Acrônimo de *Bandwidth-cost Ratio*.

admissão é empregado com o intuito de realizar a reserva de recursos na rota primária de transmissão. A principal desvantagem da solução proposta reside no fato de que apenas uma única rota é considerada no processo de reserva. Como consequência, a vazão máxima de transmissão que pode ser reservada para qualquer fluxo não pode exceder a vazão de transmissão da rota primária ainda que a soma da vazão disponível para transmissão no conjunto de nós encaminhadores atenda ao requisito de QoS da aplicação.

Outras soluções para suporte à QoS via roteamento oportunístico incluem a otimização de mecanismos de escalonamento de transmissão [35], a definição de novas estratégias de alocação para a melhoria da capacidade de transmissão dos canais de comunicação [36], a proposição de soluções para otimização do consumo de energia [37] e redução da latência de transmissão [38].

No contexto de soluções baseadas em codificação de rede, Salavati *et al.* [39] apresentaram um algoritmo distribuído para computar o subgrafo de custo mínimo em uma rede *multicast* baseada em códigos de rede, onde a definição do subgrafo leva em consideração os requisitos de QoS do usuário. Trata-se de um mecanismo de controle de admissão, onde cada fluxo é categorizado segundo um determinado grau de prioridade e os nós intermediários são responsáveis por codificar fluxos de mesma classe. Na abordagem discutida, não são consideradas as particularidades existentes no meio de transmissão sem fio. Ademais, partindo da premissa que apenas fluxos de uma mesma classe podem ser codificados conjuntamente, em um cenário com N fluxos pertencentes às diferentes classes não haverá codificação de rede e, portanto, nenhum ganho seria obtido.

Um outro trabalho para provimento de QoS utilizando codificação de rede foi proposto por Mahmino *et al.* [40, 41]. Os autores desenvolveram um mecanismo para transmissão, baseado em codificação de rede, que garante atraso máximo na entrega de pacotes. Na abordagem proposta é utilizado um arcabouço matemático denominado *Network Calculus* [42] para derivar um modelo que represente os limiares de atraso máximo em uma transmissão. De modo sucinto, *Network Calculus* permite calcular limites determinísticos para diversas variáveis relacionadas a QoS tais como atraso e *jitter*, entre outras. A principal desvantagem da solução proposta é que ela se destina a um cenário bastante restrito onde a topologia de rede é estática e os códigos necessários para codificação e decodificação dos pacotes são conhecidos *a priori*.

Pu *et al.* [43] apresentaram uma abordagem para controle dos parâmetros de QoS utilizando codificação de rede em uma rede sem fio. Os autores desenvolveram uma abordagem que possibilita a escolha do melhor esquema de codificação de modo que os parâmetros de QoS sejam atingidos em uma rede de infraestrutura. O processo de codificação utilizado é o de codificação intra-sessão, isto é, que apenas pacotes pertencentes ao mesmo fluxo podem ser codificados conjuntamente, sendo codificados na estação base. Para obter tais

resultados foi utilizada uma abordagem baseada no princípio *Large Deviation* [44] para estabelecer uma relação entre a taxa de envio, as condições do enlace, os requisitos de QoS e o processo de codificação de rede.

Apesar da solução proposta por Pu *et al.* [43] apresentar bons resultados nas simulações realizadas pelos autores ela não pode ser aplicada diretamente no contexto de redes *Mesh* por dois motivos. Primeiro, o processo de tomada de decisão na abordagem apresentada é centralizada (embora os transmissores sejam distribuídos) em virtude de haver um ponto central de controle (a estação base), o que não é possível em uma rede *Mesh*. Segundo, o processo de encaminhamento dos pacotes na abordagem apresentada é realizado a partir do roteamento de caminho único, isto é, sem levar em consideração a diversidade multi-usuário existente no meio de transmissão sem fio.

Xuan e Lea [45] desenvolveram uma arquitetura de transmissão com suporte a QoS em transmissões *multicast*, baseado no paradigma de codificação de rede. Nesta, os roteadores na rede são divididos em dois tipos distintos, representados pelos roteadores de borda e de núcleo da rede. A partir de tal diferenciação os autores propõem que o controle de admissão da rede seja localizado unicamente nos roteadores de borda, de modo que os roteadores intermediários fiquem aliviados do processo de contenção de fluxos. Ademais, de modo a otimizar o processo de roteamento *multicast* no interior da rede, são empregados códigos de rede para definir uma rota ótima para transmissão.

Um benefício advindo desta proposta é que torna-se desnecessária a reserva de recursos nos nós intermediários. Isso se deve ao fato de que como o uso da largura de banda é controlado nos roteadores de borda, os nós intermediários não ficam sobrecarregados. Todavia esta proposta não pode ser aplicada diretamente ao domínio de redes *Mesh* visto que no cenário pretendido não existe a noção rígida do papel desempenhado por um determinado roteador *Mesh*. Em uma dada transmissão um roteador poderia ser considerado como roteador de borda (se for considerado como borda os nós exatamente posterior e anterior aos nós de origem e destino, respectivamente), enquanto que em outro fluxo ele seria considerado núcleo.

Em face da problemática apresentada e das soluções atualmente propostas na literatura, pode-se chegar às seguintes conclusões:

1. Os paradigmas de roteamento oportunístico e codificação de rede representam novas vertentes a serem trabalhadas na área de roteamento em redes *Mesh* em virtude dos inúmeros benefícios que podem ser alcançados a partir da sua utilização.
2. As soluções para QoS neste contexto ainda são incipientes, não contemplando plenamente o processo de controle de admissão e reserva de largura de banda em transmissões em redes *Mesh*.

Diante do exposto, pretende-se responder a seguinte pergunta de pesquisa: *como prover Qualidade de Serviço em redes Mesh sem fio com suporte a controle de admissão, tendo como base os paradigmas de roteamento oportunístico e codificação de rede, visando possibilitar ganhos de desempenho e robustez comparados aos protocolos de roteamento tradicionais?*

1.2 Hipóteses de Pesquisa

Em vista da pergunta de pesquisa apresentada, enuncia-se as seguintes hipóteses de pesquisa:

- H_1 - O emprego do controle de admissão em múltiplos vizinhos de acordo com a importância para o processo de repasse de pacotes aliado à utilização de limiares nos parâmetros de QoS proporciona uma maior taxa de sucesso no processo de reserva de recursos mesmo em topologias de rede em que os recursos para transmissão são escassos;
- H_2 - A utilização do roteamento oportunístico combinado com a codificação de rede, tendo em vista a transmissão simultânea de múltiplas gerações e a confirmação cumulativa do espaço de conhecimento dos nós, possibilita ganhos de vazão de transmissão em comparação a protocolos de roteamento tradicionais.

1.3 Objetivos da Tese

Nesta seção são apresentados o objetivo principal e os objetivos específicos desta tese.

1.3.1 Objetivo Principal

Nesta tese, tem-se como objetivo principal a concepção e o desenvolvimento de um protocolo de roteamento para redes *Mesh* sem fio com suporte a QoS, via controle de admissão, considerando o conceito de diversidade multi-usuário, utilizando o roteamento oportunístico e a codificação de rede. De maneira específica, almeja-se fazer uso de uma abordagem de roteamento híbrida para provimento de QoS de modo que os benefícios resultantes reflitam-se na melhoria do atendimento dos requisitos de QoS das aplicações ao mesmo tempo em que possibilita a otimização no processo de transmissão dos pacotes.

1.3.2 Objetivos Específicos

De modo a alcançar o objetivo principal, os seguintes objetivos específicos são definidos:

- definir uma métrica de roteamento que leve em consideração o ambiente de transmissão pretendido, a qualidade do canal de transmissão entre os nós e o nível de ocupação do canal de modo a servir como base para o protocolo de roteamento a ser desenvolvido;
- definir um modelo de controle de admissão com o intuito de possibilitar a reserva de recursos, levando em consideração os paradigmas de roteamento oportunístico e codificação de rede;
- definir um modelo de transmissão que leve em consideração os paradigmas de roteamento oportunístico de codificação de rede e que atenda aos requisitos de QoS definidos pelas aplicações;
- implementar os diversos modelos supracitados e avaliá-los com base em simulações para avaliar o protocolo desenvolvido e validá-lo em relação ao objetivo proposto.

1.4 Relevância do Tema e da Tese

As redes sem fio se consolidaram ao longo dos anos como uma importante forma de interconectar dispositivos no campo das redes de computadores. Nota-se a ampla disseminação de uma abordagem de organização específica, denominada rede *Mesh* sem fio, onde a comunicação no interior da rede se dá totalmente através de meio sem fio, incluindo, portanto, a comunicação entre os roteadores. Com base nesta premissa, torna-se possível a rápida disponibilização de infraestruturas de comunicação sem fio de diferentes dimensões, seja pequeno (uma empresa), médio (campus) ou grande porte (metropolitano). Em face do exposto, o desenvolvimento de técnicas que ajudem a otimizar o processo de transmissão têm recebido grande atenção da comunidade acadêmica e da indústria em virtude de sua grande aplicabilidade prática.

No caso do tema específico desta tese, o provimento de níveis mínimos de QoS tem se mostrado uma tarefa bastante relevante devido à diversidade dos requisitos de transmissão das aplicações e da heterogeneidade das condições da rede. Por outro lado, em decorrência das características do meio de transmissão sem fio, a proposição de soluções para provimento de QoS neste ambiente apresenta inúmeros desafios.

Com relação ao trabalho desenvolvido, o mesmo mostra-se relevante para a área de rede de computadores e, em especial, para a área de redes sem fio, uma vez que introduz-se uma nova forma de prover Qualidade de Serviço, levando em consideração a Diversidade Multi-Usuário, característica intrínseca deste ambiente de transmissão.

1.5 Estrutura do Documento

O restante deste documento apresenta a seguinte estrutura e organização:

- No Capítulo 2 são apresentados os conceitos relacionados ao trabalho e considerados necessários para o entendimento do mesmo;
- O Capítulo 3 traz uma visão geral do protocolo proposto bem como os componentes básicos da solução;
- O Capítulo 4 expande a discussão apresentada no capítulo anterior ao dar destaque aos detalhes do mecanismo de controle de admissão proposto no contexto deste trabalho.
- No Capítulo 5 são apresentados os resultados e análise dos experimentos conduzidos para a avaliação do mecanismo de controle de admissão proposto.
- No Capítulo 6 são abordados os detalhes referentes ao mecanismo de transmissão empregado.
- No Capítulo 7 são apresentados os resultados e análise dos experimentos conduzidos para a avaliação do mecanismo de transmissão.
- No Capítulo 8 são apresentadas as considerações finais deste trabalho e as perspectivas de pesquisas futuras a partir do trabalho em tela.

Capítulo 2

Estado da Arte

Este capítulo tem por objetivo apresentar o embasamento teórico e o estado da arte necessário ao entendimento dos diversos conceitos que permeiam este trabalho. Na Seção 2.1 será abordada Qualidade de Serviço e como ela é incorporada à área de Redes *Mesh* sem fio. Na Seção 2.2 será apresentada uma visão geral acerca das características gerais do roteamento em redes *Mesh* sem fio. Por sua vez, nas Seções 2.4 e 2.5 serão apresentados os principais conceitos relacionados à codificação de rede e ao roteamento oportunístico, respectivamente. Por fim, na Seção 2.6 serão apresentadas as considerações finais deste capítulo.

2.1 Qualidade de Serviço Baseada em Roteamento

Conforme discutido previamente, Qualidade de Serviço (QoS) pode ser entendido como um conjunto de requisitos de transmissão (tais como latência, *jitter* e taxa de perda) a serem atendidos pela rede para a transmissão de um fluxo de dados [18]. Neste sentido, um dos principais objetivos da utilização de soluções de QoS é tornar o comportamento da rede mais preditível a partir de um melhor balanceamento entre os recursos de rede disponíveis e as necessidades de transmissão das aplicações.

Tendo como base o exposto, o desenvolvimento de soluções de QoS se dividem em duas abordagens distintas, que são o *QoS Estrito*¹ e *QoS Suave*². O primeiro termo, refere-se ao provimento de Qualidade de Serviço no qual os parâmetros de QoS devem ser rigidamente atendidos. Embora tal condição seja bastante interessante do ponto de vista da aplicação, ela possui como restrição a necessidade de que as condições de rede possam ser totalmente previsíveis. Neste sentido, o emprego de tal abordagem é factível em sua totalidade em ambientes de rede cabeada ou de maneira restrita em ambientes sem fio

¹Termo correspondente na língua portuguesa para *Hard QoS*.

²Termo correspondente na língua portuguesa para *Soft QoS*.

cuja camada de enlace não apresente contenção, como é o caso das redes TDMA (também conhecido como *QoS pseudo-estrito*)³ [24]. *QoS Suave*, por sua vez, é definido como uma abordagem para provimento de QoS na qual torna-se aceitável o não atendimento dos limites mínimos em curtos intervalos de tempo. Para esta abordagem, pode ser definido o nível de satisfação do serviço fornecido sendo mensurado a partir da proporção existente entre o tempo em que os níveis mínimos são atingidos e o que tempo em que isso não ocorre [22]. Tendo como base as propriedades das redes *Mesh*, grande parte das soluções existentes na literatura possuem como enfoque o *QoS Suave*.

Em face das características naturais do meio de transmissão sem fio, o desenvolvimento de soluções para provimento de Qualidade de Serviço mostra-se uma tarefa desafiadora. Problemas como a variação nas condições do canal de transmissão, a falta de precisão no processo de obtenção das condições da rede, entre outros, tornam a implantação de tais soluções bem mais complexa que nas redes cabeadas.

Além dos problemas mencionados, decorrentes das propriedades intrínsecas do meio de transmissão sem fio, a possibilidade dos nós se moverem na rede alterando continuamente a topologia da mesma é tido como um obstáculo, ou até mesmo, dependendo do nível de mobilidade, uma barreira para que soluções de QoS baseadas em roteamento possam funcionar apropriadamente. Para que seja possível a implementação de mecanismos de QoS, baseados em roteamento, faz-se necessário que a taxa de modificação na topologia da rede seja inferior a velocidade de atualização das rotas de transmissão. Neste caso diz-se que a rede é *combinatoriamente estável* [46]. No caso das redes de comunicação *Mesh* o risco da rede ser combinatoriamente instável é baixo, comparado a outras redes como a VANET, visto que os nós roteadores apresentam, em geral, baixa mobilidade.

2.1.1 Métricas de Qualidade de Serviço

Toda solução de Qualidade de Serviço deve levar em consideração um conjunto de métricas de QoS. As métricas de QoS, no contexto de transmissões em rede, estão relacionadas aos parâmetros de transmissão comumente empregados pelas aplicações, como vazão mínima, atraso máximo, *jitter* máximo e máxima taxa de perda de pacotes [21]. Tais métricas são aplicadas aos enlaces isoladamente, onde a composição das métricas, para todos os enlaces de uma rota, pode ser classificada em três tipos, discutidas a seguir [47]:

- *Métricas Aditivas* - Referem às métricas cujo valor total da métrica do caminho é definido a partir do somatório dos enlaces tomados isoladamente. As principais métricas pertencentes a esta classe são o atraso máximo e o *jitter* máximo.

³Do inglês *pseudo-hard QoS*.

- *Métricas Côncavas* - Estão relacionadas a parâmetros cujo valor da rota completa será definido a partir do menor valor encontrado no caminho. Neste caso, o enlace que apresenta o menor valor de todos é chamado de “gargalo” visto que ele será o limitador do canal de transmissão. A vazão de transmissão mínima é considerada uma métrica do tipo côncava visto que em uma transmissão o nó transmissor poderá transmitir com uma taxa de transmissão limitada superiormente pelo valor do caminho com menor largura de banda disponível para transmissão.
- *Métricas Multiplicativas* - Neste tipo de métrica, o valor total do enlace é obtido a partir do produto dos valores dos enlaces. O principal parâmetro pertencente a esta classe é a taxa de perda de pacotes.

É importante salientar que a otimização da transmissão com base em múltiplas métricas caracteriza-se por ser um problema do tipo NP-Completo [21], não sendo possível, portanto, a definição de um algoritmo que ofereça uma solução ótima para este problema. Todavia, em se tratando de métricas de transmissão de rede, tende a haver uma inter-relação entre as métricas. Por exemplo, o atraso observado em uma transmissão possui como um dos principais fatores o grau de congestionamento existentes nos roteadores. Neste sentido, ao se implantar uma solução de QoS com enfoque no controle da vazão de transmissão tem-se como consequência um maior controle sobre o volume de tráfego que atravessa a rede e, portanto, o atraso mensurado tende a ser reduzido.

2.1.2 Classificação dos Mecanismos de Qualidade de Serviço

As soluções existentes para garantia de níveis mínimos de QoS levam em consideração duas dimensões distintas, que são a granularidade adotada para o tratamento dos fluxos e o suporte ao controle de admissão dos fluxos na rede.

A primeira dimensão discutida diz respeito a granularidade adotada para o tratamento dos fluxos com suporte a QoS. Para tal, duas abordagens são comumente empregadas, que são a priorização por classes e a priorização por fluxos. As soluções que realizam priorização por classes efetuam um controle sobre os fluxos com uma granularidade relativamente baixa. Nesta abordagem, os fluxos que trafegam na rede devem ser organizados em classes, onde cada classe possui seu próprio nível de prioridade. Os roteadores no interior da rede, por sua vez, fazem uso dos níveis de prioridades de cada uma das classes para definir como o processo de roteamento será realizado, seja pelo controle da taxa de transmissão dos fluxos de cada classe ou pela escolha de diferentes caminhos para o encaminhamento dos pacotes. O principal benefício desta abordagem encontra-se na escalabilidade oferecida, visto que um roteador não necessita manter informações de estado sobre os fluxos que o atravessa.

A outra abordagem possível, dentro do contexto discutido, consiste na realização da priorização por fluxos. Esta abordagem é caracterizada por apresentar uma granularidade muito maior no atendimento dos requisitos de QoS. Para tal, para cada fluxo é definido um conjunto de requisitos de QoS, necessários para a transmissão. Tais requisitos são repassados para os roteadores que compõem a rota de transmissão de modo que esses possam realizar a devida priorização dos fluxos.

É importante ressaltar que embora as abordagens de priorização de fluxos e priorização de classes sejam importantes formas de fornecer QoS às aplicações, a utilização de tais abordagens de maneira isolada não garante que as métricas de QoS sejam plenamente respeitadas. Por exemplo, considere um cenário de uma rede onde em um determinado momento grande parte dos fluxos pertençam a uma dada classe. Mesmo que esta classe apresente uma alta prioridade de transmissão, caso o volume de tráfego seja maior do que a capacidade da rede os limites de QoS tendem a não ser respeitados. Tal situação se enquadra em um problema conhecido como *Tragédia dos Comuns* [48] no qual o uso compartilhado de um recurso de tamanho fixo por um grupo de usuários tende a tornar escassa a disponibilidade de tal recurso conforme o número de usuários aumente.

Com base no exposto, é usual o emprego de mecanismos de controle de admissão de novos fluxos na rede. O controle de admissão visa determinar quais fluxos podem entrar na rede e quais não são permitidos. Este processo de tomada de decisão é realizado durante a entrada do fluxo na rede no qual o nó transmissor informa à rede os requisitos de QoS do fluxo ou então a classe à qual o fluxo pertence. A partir disso, a rede, seja de maneira centralizada ou distribuída, irá analisar se os recursos computacionais disponíveis para transmissão são suficientes para atender a demanda pretendida.

Vale salientar que as dimensões supracitadas são ortogonais entre si, no sentido de que é factível a existência de soluções que considerem propriedades de ambas. Na Figura 2.1 é apresentado um diagrama que ilustra a relação existente entre as dimensões discutidas, bem como os benefícios que podem ser obtidos a partir da união das duas dimensões. Em face do exposto, a solução apresentada nesta tese, que será detalhada nos Capítulos 3, 4 e 6, realiza priorização de fluxos com controle de admissão.

2.1.3 Níveis de Qualidade de Serviço Fixo e Dinâmicos

A definição dos requisitos da aplicação é considerado um dos componentes-chave do processo de reserva de recurso, de modo a poder prover níveis mínimos de QoS. Para definição de tais requisitos, duas são as formas possíveis. Na primeira delas, os requisitos de QoS podem ser definidos como valores fixos dentro de um espaço de valores possíveis. Neste sentido, o processo de controle de admissão consiste de uma avaliação binária na qual verifica-se a disponibilidade ou não dos recursos disponíveis na rede para o atendimento à

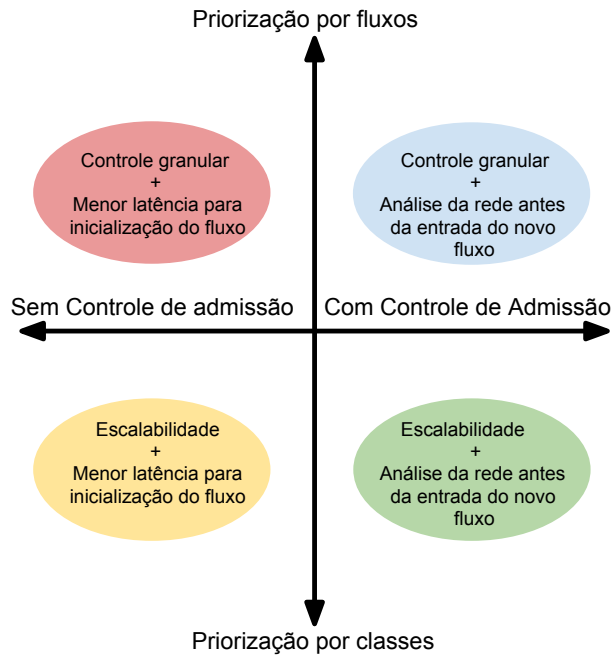


Figura 2.1: Classificação dos mecanismos de controle QoS.

requisição. Tal mecanismo tende a apresentar uma implementação relativamente simples, sendo empregado em alguns trabalhos presentes na literatura, tais como os apresentados por Kone *et al.* [49], Liao *et al.* [50], Chen *et al.* [51] e Wu *et al.* [52].

A segunda forma de definição dos requisitos de QoS consiste na especificação de intervalos para cada um dos requisitos de aplicação. Em tal abordagem, conhecida na literatura como *Qualidade de Serviço Dinâmico* ou *Qualidade de Serviço Adaptativo*, a aplicação deve definir níveis mínimos e máximos requeridos para transmissão, sendo, por outro lado, de atribuição da infraestrutura de rede a realização da correta alocação dos recursos visando maximizar o número de fluxos na rede levando em consideração o atendimento às restrições de QoS. Esse modelo de definição tende a ser mais adequado a ambientes que apresentam uma grande heterogeneidade nas condições de transmissão, sendo empregado em diversos trabalhos na literatura, como por exemplo as soluções propostas por Venkatasubramanian e Gopalan [53], Lee *et al.* [54], Mirhakkak *et al.* [55] e He *et al.* [56].

2.2 Roteamento em redes *Mesh* Sem Fio

O roteamento de pacotes é considerado uma das peças fundamentais de qualquer rede de computador. A partir dele, torna-se possível o correto encaminhamento dos pacotes desde a origem até o destino, atravessando diversos nós intermediários [57]. Para que tal processo possa ser bem sucedido, algoritmos de roteamento são empregados nos nós intermediários, denominados roteadores, de modo que a tomada de decisão seja realizada

de maneira distribuída, isto é, sem a presença de um agente centralizador. De maneira geral, o processo de roteamento consiste em modelar os nós e enlaces da rede em uma estrutura de grafo. Neste modelo, os nós são representados pelos vértices enquanto que os enlaces são representados pelas arestas e cada pacote transmitido possui apenas um único próximo salto. Este paradigma, bastante popularizado, possibilita aos algoritmos de roteamento o conhecimento sobre qual é o caminho que um determinado pacote deve percorrer até alcançar o nó destinatário e, além disso, permite a utilização de diversas técnicas da Teoria dos Grafos no processo de roteamento de pacotes.

Em face do apresentado, algoritmos de roteamento dinâmicos tais como os algoritmos de Vetor Distância (*Distance-Vector*) [13] e Estado de Enlace (*Link State*) [13], representados respectivamente pelo *Routing Information Protocol* (RIP) [58] e pelo *Open Shortest Path First* (OSPF) [59], se tornaram ao longo dos anos importantes blocos de construção no campo do roteamento de pacotes no âmbito de redes cabeadas, influenciando diversas outras soluções na área. Entretanto, embora as soluções atualmente empregadas no domínio das redes cabeadas consigam apresentar, em geral, um bom compromisso entre capacidade de roteamento e sobrecarga de mensagens de controle, elas não podem ser diretamente aplicadas ao domínio das redes sem fio. Isto ocorre em função da alta variabilidade na topologia de uma rede sem fio, aliada a heterogeneidade existente nas condições dos canais de transmissão, tornando o emprego de soluções tradicionais do meio cabeado inviáveis em decorrência do aumento do número de mensagens de controle e também da geração de ciclos e inconsistências no roteamento [10].

Dentre as diversas abordagens possíveis para roteamento, as abordagens de roteamento proativo e roteamento reativo têm se destacado como as mais tradicionais formas de roteamento em redes *Mesh*. Os algoritmos de roteamento proativos [16], também conhecidos como *orientados à tabelas*, têm como base de funcionamento a manutenção de tabelas de roteamento atualizadas. Neste sentido, nós em uma rede habilitados com protocolos de roteamento pertencentes a essa classe efetuam um contínuo processo de comunicação com seus vizinhos no qual são anunciadas rotas para todos os nós da rede. Deste modo, o processo de estabelecimento de sessões é rápido porque nenhum nó terá de aguardar a definição da rota de comunicação. Por outro lado, o constante processo de troca de mensagens para atualização de tabelas de roteamento tende a consumir uma fatia considerável da largura de banda disponível para transmissão. Ademais, o contínuo processo de troca de mensagens, mesmo em nós que não estejam transmitindo ou participando do processo de roteamento, é um fator crítico, sobretudo em nós com restrições no consumo de energia. Os protocolos de roteamento *Destination Sequence Distance Vector* (DSDV) [60] e o *Optimized Link State Routing Protocol* (OLSR) [61] são exemplos bastante conhecidos de protocolos proativos.

Por sua vez, os algoritmos de roteamento reativos [16] têm como principal característica o fato de que os nós solicitam o estabelecimento de rotas para os demais nós apenas se houver a necessidade de criação de uma nova sessão. Desse modo, diz-se uma rota é criada a partir da demanda de uma nova sessão. Entre os principais benefícios desta abordagem destaca-se a redução no número de mensagens de controle trocadas no decorrer do funcionamento dos nós e uma otimização na energia gasta pelos nós, visto que apenas os nós envolvidos no processo de roteamento se mantêm ativos durante o processo de transmissão. Como pontos negativos desta abordagem destacam-se o atraso inicial no estabelecimento da seção, visto que durante o período inicial os nós gastam um tempo adicional na troca de mensagens para definição da rota origem-destino, e a ocorrência de *flooding* de pacotes transmitidos durante a etapa de estabelecimento da rota [24].

Apesar das categorias supracitadas serem consideradas as mais tradicionais no campo do roteamento em redes *Mesh*, diversas outras abordagens foram propostas com o intuito de explorar lacunas ou deficiências das soluções existentes. Entre os quais, destaca-se o roteamento geográfico [62–64], roteamento de múltiplos caminhos (*multipath*) [65, 66], roteamento hierárquico [67, 68], orientado a fluxos [69, 70], *multicast* [71, 72] e os protocolos de roteamento híbrido envolvendo as abordagens proativa e reativa [73, 74].

2.3 Soluções de QoS Baseadas em Roteamento para Redes Ad Hoc Sem Fio

Nos últimos anos, a pesquisa na área de QoS aplicado ao domínio das redes Ad Hoc sem fio tem apresentado grande atividade. Especificamente, diversas soluções têm sido propostas tendo como base diferentes aspectos relacionados ao processo de roteamento. Há pesquisas com foco na estimação da largura de banda disponível em uma rede com suporte a QoS [75–77]. Uma outra linha trabalhada refere-se a protocolos de roteamento cientes de interferência [78, 79]. Em Gupta *et al.* [78] é proposto um protocolo de roteamento ciente de interferência denominado IQRouting. Neste protocolo diversos possíveis caminhos para transmissão são analisados a partir do envio de pacotes *probes*, determinando quais caminhos melhor satisfazem os requisitos de QoS. Um outro protocolo na mesma linha é apresentado em Jia *et al.* [79]. Nesse trabalho, os autores atacam o problema conhecido como *Ad hoc Shortest Widest Path*, que consiste na determinação da vazão máxima de dados que uma dada rota, entre um transmissor e um receptor, é capaz de transmitir.

Algumas abordagens propostas referem-se ao suporte a QoS a partir do roteamento geográfico [80–83]. Em Sun *et al.* [80] é proposto um protocolo denominado *Geographical Vehicular Grid* (GVGrid). Este protocolo possui como elementos básicos o roteamento sob demanda e o roteamento geográfico, utilizando o tempo de vida das rotas de transmissão e

a taxa de entrega de pacotes como parâmetros de QoS. De maneira semelhante, em Shah *et al.* [82] é proposto um protocolo que oferece suporte a QoS a partir das informações de localização, porém dando enfoque ao atraso de transmissão. Para tal, é proposto um esquema de previsão do atraso de transmissão dada as posições geográficas do nó transmissor e do receptor.

No contexto de abordagens que propõem a construção de *backbones* na topologia de rede para oferecer suporte a QoS destacam-se os trabalhos propostos por Sivakumar *et al.* [67] e Ivascu *et al.* [84]. Em Sivakumar *et al.* [67] é proposto o protocolo *Core-Extraction Distributed Ad Hoc Routing* (CEDAR). Esse protocolo tem como objetivo oferecer suporte a QoS para aplicações que requerem níveis mínimos de largura de banda disponível. Para alcançar tal intento, a execução do protocolo consiste de três etapas que são a construção do *backbone*, a propagação da topologia da rede e, por fim, o cálculo da rota de transmissão. Em Ivascu *et al.* [84] é proposta uma extensão do protocolo AODV [85] para oferecer suporte a QoS. Para tal, é construído um *backbone*, formado pelos nós que possuem a maior quantidade de recursos disponíveis, cujo objetivo é servir como infraestrutura central de repasse dos pacotes na rede.

Além do roteamento por caminho único, diversos autores têm apresentado propostas tendo como foco o roteamento via múltiplos caminhos (*multipath*) [50, 86–89]. Em Liao *et al.* [50] é proposto um protocolo de roteamento *multipath* sob demanda com suporte a QoS. Neste protocolo, o processo de reserva é realizado a partir da busca do conjunto mínimo de rotas que satisfazem os requisitos de QoS. Para tal, ao iniciar o processo de controle de admissão, o transmissor envia uma requisição de reserva até o destino. Toda vez que a requisição chega até um nó repassador (*relay*) que não possui nenhum vizinho cuja largura de banda disponível atenda ao requisito de QoS, a requisição é dividida em subrequisições. O receptor, por sua vez, coleta todas as requisições, agregando a largura de banda reservada até atingir o valor da requisição original. Lee *et al.* [87] propõem um mecanismo de roteamento sob demanda, denominado *Split Multipath Routing* (SMR), que utiliza múltiplas rotas para minimizar o efeito de falhas de rotas durante o processo de roteamento. Diferentemente da abordagem anterior, nenhum mecanismo de controle de admissão é empregado no SMR. Outras abordagens para provimento de QoS com base em roteamento incluem o suporte a QoS em redes *multicast* [90–92] e o desenvolvimento de mecanismos com foco na otimização do processo de reserva em face de múltiplas restrições [93–95].

2.4 Codificação de Rede

Desde seus primórdios, as redes de computadores tiveram como um dos principais paradigmas de comunicação a comutação de pacotes [96]. Na comutação de pacotes, as mensagens trocadas entre hospedeiros na rede são segmentadas em pedaços menores chamados pacotes e estes, então, são encaminhados (*roteados*) através de diversos nós intermediários – denominados roteadores ou *relays* – até o destino final, conforme visto na Figura 2.2. No exemplo apresentado, para que os hospedeiros (Host 3 e Host 5) possam se comunicar faz-se necessário que os pacotes transmitidos sejam roteados a partir dos roteadores (R4, R5, R2, R6 e R7).

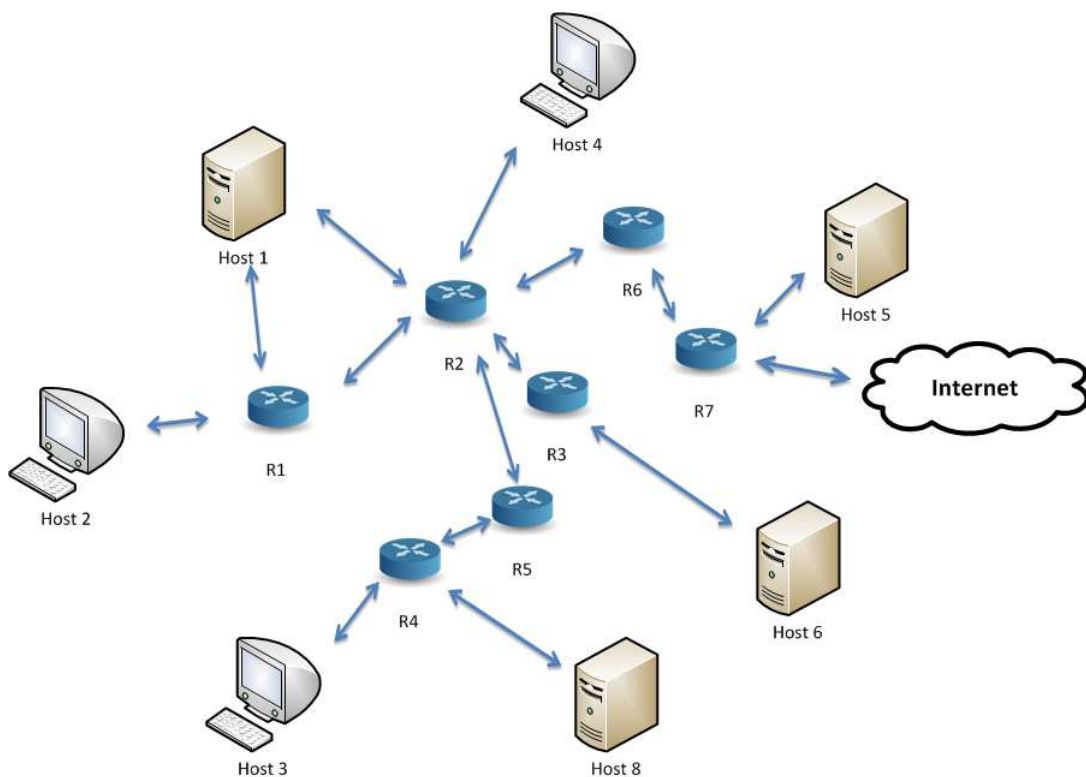


Figura 2.2: Roteamento de pacotes na Internet.

No roteamento de pacotes, nós intermediários são responsáveis por ler os pacotes que chegam em suas interfaces de entrada. Para tal, o roteador irá aguardar até que todos os bits sejam lidos, definir o melhor caminho (ou melhores, para o caso de transmissão *multicast*) entre as suas interfaces de saída e, por fim, efetuar a escrita na interface de saída escolhida. O procedimento descrito é conhecido como “*armazenamento e repasse*”⁴. Por exemplo, considere o exemplo apresentado na Figura 2.3, onde são dispostos dois hospedeiros (Fonte e Destino) interligados a partir de dois roteadores (R1 e R2). Ademais, considere a passagem do tempo (seguindo um dado intervalo de tempo), representado pelo

⁴Do inglês *store and forward*.

eixo das ordenadas. Neste exemplo, cada pacote gasta um tempo t para ser processado em cada nó ⁵ e os roteadores devem aguardar o total recebimento de cada pacote para promover o devido encaminhamento.

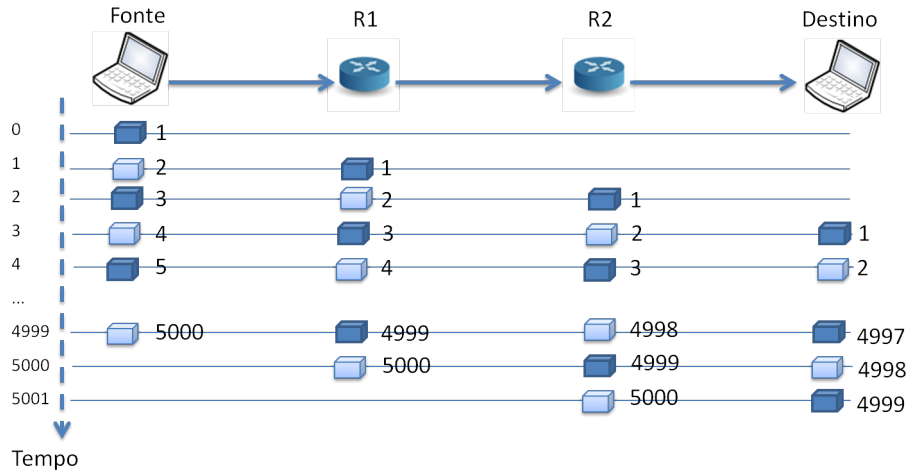


Figura 2.3: Esquema de armazenamento e repasse de pacotes.

O processo discutido é comumente comparável à dinâmica de carros em uma estrada [97,98], visto que cada pacote é tratado de maneira atômica não sendo modificado no decorrer do percurso da transmissão, assim como ocorre com veículos. Além disso, quando dois pacotes chegam a um dado roteador eles devem ser enfileirados para que possam ser enviados sequencialmente.

Apesar do modelo de *armazenamento e repasse* descrito representar uma abordagem com grandes benefícios e aplicações práticas, o que pode ser constatado pelo amplo sucesso das redes baseadas em roteamento de pacotes, ele não pode ser considerada uma solução ótima sob o ponto de vista de utilização máxima do canal de transmissão. A demonstração de tal proposição foi apresentada inicialmente por Ahlswede [31] no ano de 2000 em um artigo seminal chamado *Network Information Flow*. Neste artigo, o autor propôs um novo paradigma de transmissão de dados denominado *Codificação de Rede*⁶. Este paradigma é derivado da área de Teoria da Informação [32] e estabelece que os nós intermediários ao invés de simplesmente repassarem os pacotes das interfaces de entrada para as interfaces de saída, devem aplicar funções sobre os pacotes de entrada de modo a gerar novos pacotes para, então, transmitir esses novos pacotes adiante [99].

De modo a exemplificar o funcionamento da codificação de rede, considere a topologia de rede apresentada na Figura 2.4(a) (conhecida como topologia *borboleta*). Nesta topologia, dois nós S1 e S2 desejam estabelecer duas seções *multicast* tendo como destinatários os

⁵No exemplo discutido, considerou-se um ambiente ideal onde cada pacote irá gastar um tempo fixo em cada um dos nós.

⁶Do inglês *Network Coding*.

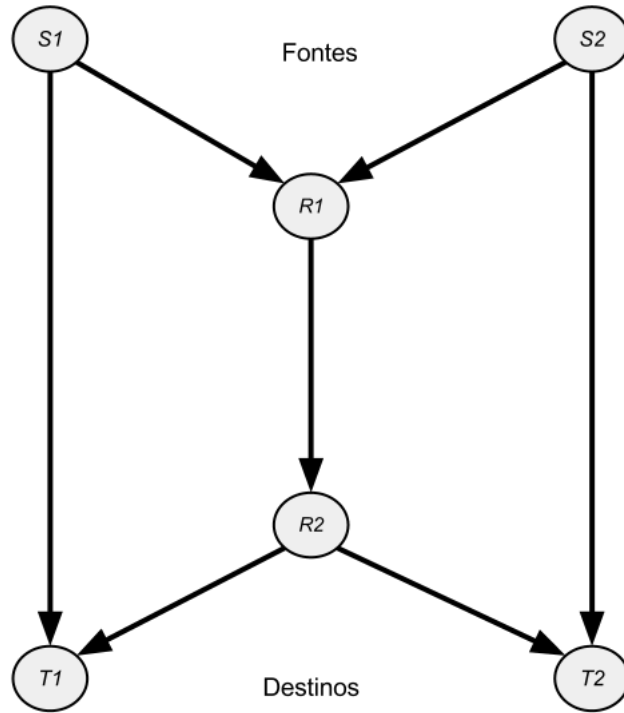
nós T1 e T2, podendo comunicar-se tanto diretamente quanto através de dois nós intermediários R1 e R2. De modo a simplificar o entendimento, admita que os nós transmissores são perfeitamente sincronizados e os tempos de propagações dos pacotes são desprezíveis. Diante do cenário apresentado, ao se transmitir dois pacotes A e B, provenientes de S1 e S2, respectivamente, em um ambiente de roteamento *multicast* é necessário duas unidades de tempo para transmissão. Na primeira unidade de tempo (Figura 2.4(b)), o pacote A irá atingir o nó T1, que encontra-se diretamente conectado a S1, e o pacote B irá atingir o nó T2. Por sua vez, ambos os pacotes (A e B) irão atingir ao mesmo tempo o nó intermediário R1. Supondo que o nó R1 escolha (segundo um critério qualquer) o pacote A para ser o primeiro a ser transmitido, ao final do primeiro intervalo de tempo o nó T2 terá recebido os dois pacotes transmitidos. Por sua vez, o nó T1 receberá o pacote B apenas na segunda unidade de tempo, quando o nó intermediário R1 transmitir o pacote B.

Em um segundo cenário, considere seja empregada a codificação de rede na topologia discutida e que como função de codificação seja utilizada a função XOR. Neste cenário, ao invés do nó R1 transmitir apenas um pacote por vez, ele irá aplicar a operação binária XOR nos pacotes A e B gerando um terceiro pacote $A \oplus B$ que será encaminhado para os nós T1 e T2 através de R2, como pode ser visto na Figura 2.5. Quando o nó T1 receber o pacote $A \oplus B$ ele poderá recuperar o pacote B realizando a seguinte operação $B = (A \oplus B) \oplus A$. De maneira semelhante, o nó T2 poderá recuperar o pacote A aplicando a seguinte função $A = (A \oplus B) \oplus B$. Deste modo, pode-se observar que há um aumento na capacidade de informação que pode ser entregue a cada intervalo de tempo.

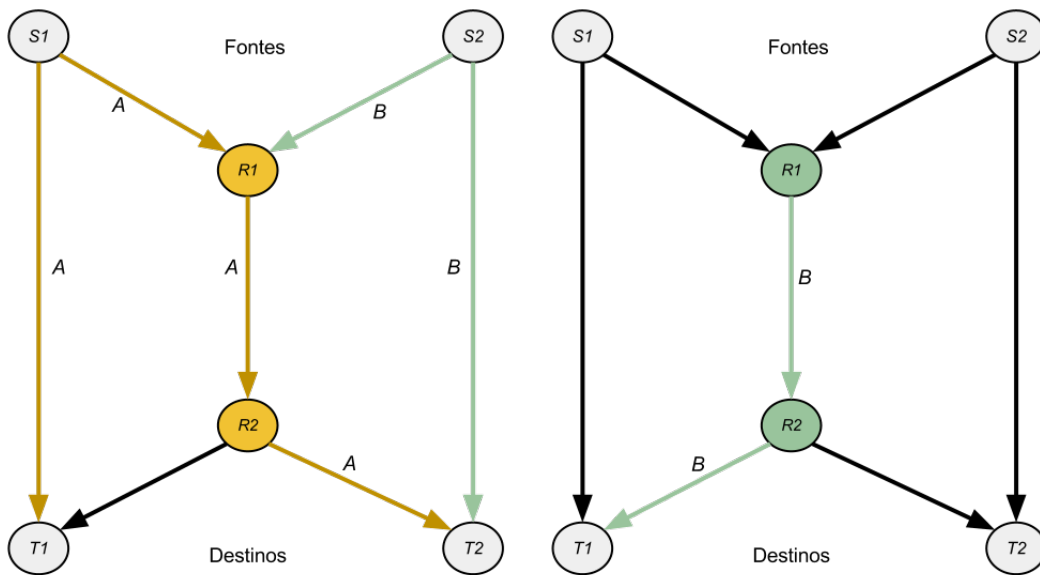
Uma característica básica do processo de codificação e decodificação é que para que sejam decodificados n pacotes é necessário a presença de pelo menos n pacotes codificados inovativos (um pacote inovativo é um pacote codificado cujos dados não podem ser gerados pelo conjunto de pacotes codificados já existentes no nó). Esta premissa pode ser representada matematicamente a partir do conceito de equações lineares, em que para que se consiga resolver um sistema com k variáveis faz-se necessário a existência de pelo menos k equações linearmente independentes.

Com base no que foi discutido, diversos benefícios práticos podem ser obtidos a partir do emprego de códigos de rede, tais como o aumento na vazão de transmissão [100], diminuição do atraso da transmissão [101], aumento na robustez e adaptabilidade [98], minimização da energia gasta por pacote transmitido [102] e diminuição na complexidade dos mecanismos de roteamento *multicast* [103].

Os sistemas de codificação de rede podem ser classificados sob dois aspectos distintos que são a forma como os pacotes são codificados durante uma transmissão e o mecanismo utilizado para definição dos códigos de rede [98]. A seguir, será apresentada uma breve discussão a respeito dos diferentes tipos de sistemas de codificação de rede sob a óptica



(a) Topologia de rede **borboleta**: dois transmissores e dois receptores.



(b) Roteamento no tempo t_1 .

(c) Roteamento no tempo t_2 .

Figura 2.4: Ilustração do roteamento *multicast* com duas fontes.

das classificações apresentadas.

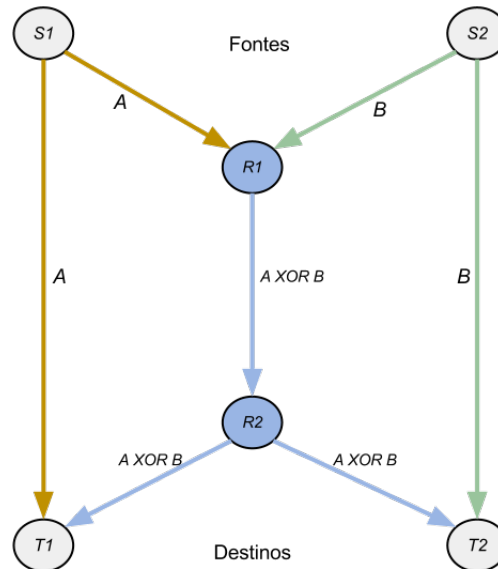


Figura 2.5: Topologia Borboleta representa o cenário básico de aplicação da codificação de rede.

2.4.1 Classificação dos Sistemas de Codificação de Rede de Acordo com as Abordagens Utilizadas para Seleção de Pacotes para Codificação

Em relação a forma como os pacotes são codificados, os sistemas baseados em codificação de rede podem ser divididos em *Sistemas de Codificação Intersessão* e *Sistemas de Codificação Intrassessão* [98]. No mecanismo de codificação intersessão os pacotes pertencentes a diferentes fluxos são codificados conjuntamente. A ideia desta abordagem é que quando dois pacotes precisarem percorrer o mesmo caminho de um canal eles possam ser codificados conjuntamente. Deste modo, o processo de codificação e decodificação dos pacotes é realizado tanto pelos nós transmissores/receptores quanto nos nós intermediários.

De modo a tornar mais claro o entendimento, considere, como exemplo, a topologia de rede apresentada na Figura 2.6. Neste exemplo a topologia de rede é composta por três nós transmissores S1, S2 e S3, três nós receptores T1, T2 e T3 e, por fim, três nós roteadores R1, R2 e R3. Ademais, considere que todos os nós estão habilitados a realizarem codificação intersessão nos pacotes recebidos e que seja realizado o estabelecimento de três sessões de transmissão, provenientes de S1, S2 e S3 e destinadas à T1, T2 e T3, respectivamente. Em face do cenário exposto, o nó R1 deverá realizar a codificação dos pacotes originários de todos os transmissores, visto que o canal de transmissão pelo qual todos os fluxos deverão atravessar é compartilhado. Por sua vez, o nó R2 deverá realizar um processo de decodificação de modo a dividir os pacotes codificados em dois fluxos distintos com o intuito de evitar que em cada enlace atravessasse apenas dados em que haja

um destinatário. Por fim, o mesmo processo desempenhado por R2 deverá ser executado por R3 com o objetivo de decodificar os pacotes a serem enviados à T1 e T2.

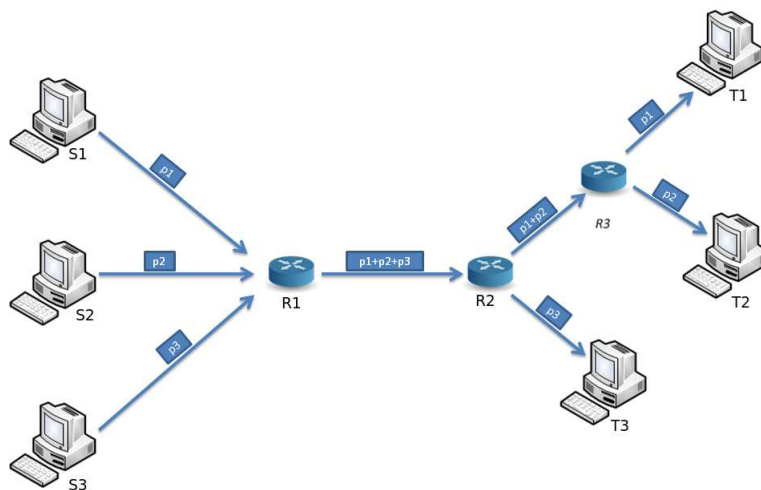


Figura 2.6: Ilustração do processo de transmissão em uma rede habilitada com codificação de rede intersessão.

A abordagem de codificação intersessão pode ser considerada a mais completa no sentido de possibilitar que seja atingida a vazão máxima do canal de transmissão. Por outro lado, esta abordagem exige uma maior complexidade no processo de codificação, visto que os nós intermediários devem manter uma sincronia a respeito das informações que cada nó possui. Deste modo, o problema de definição de um mecanismo para codificação intersessão é considerado um problema NP-difícil [104, 105], sendo explorado em diversos trabalhos presentes na literatura [106–111].

A abordagem de codificação de rede intrasessão tem por objetivo possibilitar a codificação de pacotes pertencentes ao mesmo fluxo. Nesta abordagem, os nós intermediários realizam apenas o processo de codificação, ficando ao encargo do nó final realizar a decodificação. Para que os nós intermediários possam identificar quais pacotes pertencem a um determinado fluxo, cada pacote deve conter um identificador do fluxo pretendido. Entre os benefícios da utilização da codificação de rede intrasessão encontram-se o aumento da vazão de transmissão dos fluxos e a maior resiliência do fluxo em relação a baixa confiabilidade do canal de transmissão sem fio.

Embora a codificação de rede intrasessão seja considerada menos eficiente que a codificação de rede intersessão ela é consideravelmente mais simples de se empregar comparada a codificação Intersessão, sendo, portanto, utilizada em uma gama maior de trabalhos [1, 26, 112–117].

2.4.2 Classificação dos Sistemas de Codificação de Rede de Acordo com a Abordagem de Definição de Códigos

A segunda forma de classificação dos sistemas de codificação de rede se refere a abordagem utilizada para definição dos códigos a serem empregados durante o processo de codificação e decodificação dos pacotes. Existem basicamente três abordagens utilizadas para codificação que são a definição prévia dos códigos, a utilização de uma abordagem baseada na operação binária XOR e a codificação baseada em coeficientes aleatórios lineares.

Na primeira abordagem apresentada, há uma definição estática da função que cada nó na rede deve utilizar para codificar os pacotes que passam por ela. Neste sentido, a topologia da rede deve apresentar uma estrutura fixa que não seja modificada no decorrer do tempo. Em virtude de tal restrição, a utilização desta abordagem é limitada a trabalhos com viés mais teóricos [31, 41, 118, 119] no qual o cenário de aplicação é totalmente preditível não sendo, portanto, adotada em uma rede real.

A segunda abordagem disponível para codificação de pacotes tem como base a aplicação da operação binária XOR. A operação XOR, representada pelo operador \oplus , é definida como a soma binária (sem o incremento), e é caracterizada por ser reversível ao reaplicar a mesma operação com alguns dos componentes. Por exemplo, o processo de decodificação de um pacote codificado $A \oplus B$ se dá a partir da aplicação da mesma operação binária, XOR com um dos elementos, conforme apresentado na Equação 2.1. No exemplo discutido, obtém-se o pacote A como resultado da aplicação da operação XOR entre B e $A \oplus B$. De modo semelhante, é possível realizar a decodificação parcial, conforme ilustrado na Equação 2.2, tornando viável, portanto, um cenário como o apresentado na Figura 2.6.

$$((A \oplus B) \oplus B) = B \quad (2.1)$$

$$(((A \oplus B) \oplus C)) \oplus (B \oplus C) = A \quad (2.2)$$

Um dos grandes atrativos desta abordagem é a baixa complexidade envolvida tanto no processo de codificação quanto de decodificação. Todavia, este mecanismo possui como restrição a necessidade de que os nós tenham ciência de quais pacotes seus vizinhos já receberam de modo a poder fazer a escolha apropriada sobre quais pacotes devem ser codificados conjuntamente.

Por fim, a última abordagem de definição de códigos empregada na literatura é a utilização de coeficientes aleatórios lineares. Esta abordagem, introduzida inicialmente em Ho *et al.* [120], propõe que cada nó codificador, que pode ser tanto a fonte quanto um nó intermediário, gere combinações lineares dos pacotes a serem enviados. Ademais,

os coeficientes das combinações lineares devem pertencer a um Campo Finito⁷ \mathbb{F}_{2^n} , em que $n \in \mathbb{N}^*$, e serem escolhidos de maneira aleatória. Com base no exposto, a abordagem de codificação baseada na operação XOR pode ser considerada um caso específico desta abordagem, onde o Campo Finito possui apenas dois elementos (\mathbb{F}_2).

De modo a tornar mais claro o entendimento do conceito apresentado, considere um cenário de uma transmissão onde um determinado nó S pretenda enviar um conjunto de pacotes $F = \{p_1, p_2, p_3, \dots, p_{n-1}, p_n\}$, chamados pacotes nativos, até o receptor T . S irá gerar combinações lineares dos elementos de F formando um segundo conjunto $F' = \{p'_1, p'_2, p'_3, \dots, p'_{n-1}, p'_n\}$, contendo pacotes codificados. Cada pacote codificado é definido como uma combinação linear de todos os pacotes pertencentes ao conjunto F . Como consequência do exposto, F' pode ser representado como um conjunto de equações lineares, conforme ilustrado na Equação 2.3.

$$F' = \begin{cases} p'_1 = c_{(1,1)}p_1 + c_{(1,2)}p_2 + c_{(1,3)}p_3 + \dots + c_{(1,n)}p_n \\ p'_2 = c_{(2,1)}p_1 + c_{(2,2)}p_2 + c_{(2,3)}p_3 + \dots + c_{(2,n)}p_n \\ p'_3 = c_{(3,1)}p_1 + c_{(3,2)}p_2 + c_{(3,3)}p_3 + \dots + c_{(3,n)}p_n \\ \vdots \\ p'_n = c_{(n,1)}p_1 + c_{(n,2)}p_2 + c_{(n,3)}p_3 + \dots + c_{(n,n)}p_n \end{cases} \quad (2.3)$$

Após ser realizado o processo de codificação, o nó S deverá realizar a transmissão dos pacotes codificados. Ademais, para que o receptor T seja capaz de decodificar os pacotes, o nó emissor irá enviar, juntamente com o pacote codificado, os coeficientes utilizados para a codificação, como um campo do cabeçalho do pacote. O conjunto de coeficientes utilizados para codificação de um determinado pacote é denominado *vetor de codificação* [98].

O nó receptor T , por sua vez, irá receber todos os pacotes codificados e armazená-los para decodificação. O processo de decodificação, consiste em resolver um sistema de equações lineares (os pacotes codificados recebidos), onde para tal, T irá organizar todos os coeficientes utilizados para codificação e os pacotes codificados em uma *matriz de decodificação*, conforme ilustrado na Equação 2.4, tornando possível a recuperação dos pacotes nativos.

⁷Um Campo Finito [121] (também conhecido como Corpo Finito) refere-se a todo conjunto numérico finito \mathbb{K} que atende a seguinte restrição $\forall x \in \mathbb{K} \setminus \{0\} \exists y \in \mathbb{K} : x \cdot y = 1$. Em outras palavras, um conjunto numérico é considerado um Campo Finito se ele for finito e se para cada elemento u não-nulo pertencente a este conjunto, haverá outro elemento w , também pertencente ao conjunto \mathbb{K} , em que $u * w = 1$.

$$\begin{bmatrix} p_1 \\ p_2 \\ p_3 \\ \vdots \\ p_n \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} c_{(1,1)} & c_{(1,2)} & c_{(1,3)} & \cdots & c_{(1,n)} \\ c_{(2,1)} & c_{(2,2)} & c_{(2,3)} & \cdots & c_{(2,n)} \\ c_{(3,1)} & c_{(3,2)} & c_{(3,3)} & \cdots & c_{(3,n)} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ c_{(n,1)} & c_{(n,2)} & c_{(n,3)} & \cdots & c_{(n,n)} \end{bmatrix}^{-1} \begin{bmatrix} p'_1 \\ p'_2 \\ p'_3 \\ \vdots \\ p'_n \end{bmatrix} \quad (2.4)$$

Durante o processo de desenvolvimento de um mecanismo de codificação que faça uso de coeficiente aleatórios lineares, alguns aspectos práticos devem ser levados em consideração. São eles:

- *Tamanho do Campo Finito:* para que possa ser possível a obtenção de k pacotes nativos o receptor deve receber pelo menos k pacotes cujos coeficientes são linearmente independentes uns dos outros. Em termos matemáticos, é equivalente a necessidade da existência de k equações linearmente independentes para resolução de um sistema com k variáveis. Neste sentido, de modo a diminuir a possibilidade de ocorrência de pacotes não inovativos, isto é, que são linearmente dependentes de algum pacote já existente, deve ser escolhido cuidadosamente o tamanho do Campo Finito que determinará, em consequência, o valor máximo que os coeficientes poderão assumir. Quanto menor for o tamanho do Campo Finito maior a possibilidade de existir pacotes não inovativos [122]. Por outro lado, um valor elevado para o Campo Finito eleva a complexidade envolvida no processo de codificação e decodificação. Em geral, a utilização de Campos Finitos com tamanhos de 2^8 (\mathbb{F}_{2^8}) ou 2^{16} ($\mathbb{F}_{2^{16}}$) apresenta um bom compromisso entre complexidade computacional requerida e a probabilidade de ocorrência de pacotes não inovativos. Com tais valores, é possível obter uma probabilidade de mais de 99% de que será gerado um pacote codificado inovativo [103].
- *Mecanismo utilizado para passagem dos coeficientes do transmissor para o receptor:* conforme discutido, durante o processo de decodificação o nó receptor necessita tanto dos pacotes codificados quanto dos coeficientes utilizados durante o processo de codificação. Deste modo, tais coeficientes devem ser enviados juntamente com os pacotes codificados, como uma opção no cabeçalho do pacote.
- *Número de pacotes que serão codificados conjuntamente:* o último aspecto a ser considerado é o número de pacotes que serão codificados conjuntamente. Em princípio, o transmissor deveria realizar o processo de codificação envolvendo todos os pacotes a serem enviados. Todavia, ao se utilizar tal abordagem há um aumento no tempo que o receptor deverá esperar até realizar a decodificação. Ademais, quanto maior

o número de pacotes a serem codificados/decodificados maior será a complexidade computacional para realização de tais procedimentos.

De modo a mitigar tais efeitos, duas soluções encontram-se atualmente estabelecidas na literatura: *i*) agrupamento dos pacotes em grupos chamados gerações (também conhecidos como *batches* ou segmentos)⁸, onde apenas pacotes pertencentes ao mesmo grupo podem ser codificados conjuntamente [1, 26, 115] e *ii*) utilização de uma abordagem de janela deslizante em que apenas pacotes pertencentes a mesma janela podem ser codificados [113, 116].

2.5 Roteamento Oportunístico

O roteamento oportunístico apresenta-se como uma nova maneira de efetuar a transmissão de pacotes em uma rede sem fio. Esta abordagem tem como princípio básico a transmissão por difusão, característica natural do meio sem fio, para realização do processo de roteamento. Tal propriedade vai em contraponto aos protocolos tradicionais onde a possibilidade de que um sinal eletromagnético transmitido por um nó atinja outro nó não pretendido *a priori* é, na maioria das vezes, completamente ignorada. Entre os benefícios que podem ser obtidos a partir do emprego do roteamento oportunístico destacam-se o aumento da vazão de transmissão e a melhoria na confiabilidade da entrega dos pacotes.

De modo a exemplificar os benefícios da utilização do roteamento oportunístico, considere a topologia de rede ilustrada na Figura 2.7. A referida topologia é formada por 7 nós (2 nós finais e 5 roteadores) dispostos em um ambiente em que as transmissões de pacotes entre os nós estão sujeitas a diferentes probabilidades de entrega de pacotes, conforme apresentado. Levando em consideração o ambiente descrito, um protocolo de roteamento tradicional faria a escolha do caminho com maior probabilidade de entrega, isto é, $F \Rightarrow R3 \Rightarrow D$, obtendo uma probabilidade de entrega de cerca de 40% dos pacotes enviados. Ao se considerar um cenário onde seja empregado roteamento oportunístico e que todos os nós R_i sejam utilizados durante o processo de roteamento, a probabilidade de entrega dos pacotes transmitidos por F será de $P = 1 - ((1 - 0,4) * (1 - 0,2)^2 * (1 - 0,3)^2) \approx 0,81$. Ou seja, a taxa de sucesso na entrega dos pacotes será dobrada, atingindo aproximadamente 81% dos pacotes transmitidos.

O exemplo apresentado mostra como o roteamento oportunístico pode ser utilizado para aumentar a confiabilidade do canal de transmissão, visto que durante a transmissão do fluxo de pacotes realizada pelo nó F o próximo salto não é definido *a priori* (isto é, no momento da transmissão do pacote por F), mas sim apenas após a recepção por um dos

⁸Esta abordagem é muitas vezes descrita como *Codificação de Rede Segmentada* (do inglês *Segmented Network Coding*).

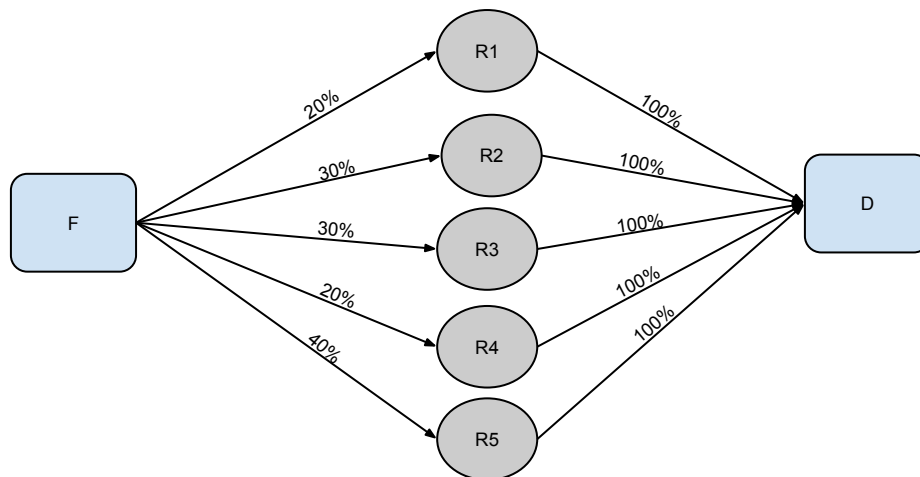


Figura 2.7: Ilustração de uma topologia de rede com alta probabilidade de perda de pacotes.

roteadores.

Com base nas características do roteamento oportunístico dois desafios se apresentam durante o desenvolvimento de um novo protocolo que faça uso desta forma de roteamento. São eles [123]:

- *Como definir quais nós devem participar do processo de roteamento?*
- *Como evitar transmissões duplicadas?*

O primeiro desafio refere-se a definição da lista de nós que devem participar do processo de encaminhamento. Em um cenário ideal, todos os nós da rede deveriam ser considerados potenciais encaminhadores de pacotes. Entretanto, a complexidade envolvida no processo de encaminhamento e coordenação do processo de transmissão está diretamente relacionada ao número de possíveis nós transmissores [28]. Deste modo, faz-se necessária a definição de um subconjunto de nós aptos a participarem do processo de encaminhamento.

De modo a otimizar o processo de transmissão (escolhendo os caminho de melhor qualidade e diminuindo o número de transmissões duplicadas), o conjunto de nós encaminhadores deve ser ordenado seguindo alguma métrica de roteamento que indique quais nós apresentam maiores chances de transmissão com sucesso. Para tal, diferentes métricas de roteamento encontram-se atualmente definidas, incluindo métricas cujo valor é utilizado de maneira absoluta tais como contagem do número de saltos, distância geográfica e métricas baseadas em funções tais como *Expected Transmission Count* (ETX) [124], *Expected Transmission Time* (ETT) e *Expected Any-path Transmission* (EAX) [125].

O segundo ponto a ser tratado durante o desenvolvimento é como evitar o problema de transmissões duplicadas. Tal problema decorre do fato de que durante uma transmissão,

mais do que um nó pertencente à lista de encaminhadores seja capaz de recuperar o pacote transmitido. Neste caso, faz-se necessário a implementação de algum mecanismo que efetue o controle e a correta sincronização entre os nós retransmissores de modo a evitar transmissões duplicadas. De modo a tratar tal problema, diversas soluções têm sido propostas, entre as quais destacam-se a definição de mecanismos de escalonamento, como o empregado no protocolo ExOR [27] e a utilização de abordagens baseadas em temporizadores como o trabalhado no protocolo SOAR [126].

Apesar das soluções supracitadas serem capazes de obter ganhos em relação a não utilização do roteamento oportunístico, tais soluções apresentam algumas deficiências que tornam o seu emprego uma tarefa relativamente complexa e ineficiente, sobretudo em redes mais complexas [26]. Neste sentido, uma abordagem que vem sendo empregada na literatura é a utilização do roteamento oportunístico em união a codificação de rede. Tal abordagem traz diversos benefícios entre os quais pode-se apontar a simplificação do processo de transmissão, visto que os nós não precisam manter sincronia sobre quais pacotes o seu vizinho transmitiu. Ao utilizar codificação de rede, cada nó será responsável por fornecer uma “parte da informação” que será complementada a partir da união com os pacotes transmitidos pelos seus vizinhos.

2.6 Sumário do Capítulo

Neste capítulo foi apresentada a fundamentação teórica necessária ao entendimento dos diversos conceitos discutidos na solução apresentada no Capítulo 3. Inicialmente, foram introduzidos os principais conceitos a respeito do provimento de Qualidade de Serviço. Foram discutidos os diversos conceitos envolvidos como as definições de diferentes sistemas de QoS, métricas de Qualidade de Serviço e abordagens de QoS fixos e dinâmicos. Em seguida, foi apresentada uma discussão a respeito de como o roteamento é empregado em redes sem fio do tipo *Mesh*. A seguir, foram apresentadas as principais características da codificação de rede. Foi visto que a codificação de rede representa uma nova forma de transmissão de pacotes na qual os roteadores empregam funções de codificação de modo a codificar vários pacotes em um único pacote codificado, obtendo a partir disso, diversos benefícios, onde os principais são o aumento na vazão de transmissão e o aumento na confiabilidade da transmissão. Em sequência, mostrou-se como o funcionamento do roteamento oportunístico e como esta nova abordagem de roteamento pode vir a oferecer melhorias em termos de vazão de transmissão e confiabilidade do canal. Por fim, foi apresentada uma discussão sobre como o roteamento oportunístico pode ser utilizado em conjunção com a codificação de rede de modo a possibilitar o desenvolvimento de protocolos robustos e simples.

Capítulo 3

MuDP-QoS: Visão Geral e Componentes Básicos

Com base nos objetivos traçados no Capítulo 1, neste capítulo é apresentado o protocolo de roteamento denominado *Multi-User Diversity Protocol with QoS* (MuDP-QoS). O *MuDP-QoS* permite dois modos de transmissão que são o modo de transmissão por melhor esforço e o segundo com suporte a QoS. Na primeira modalidade disponível, a transmissão é realizada sem qualquer garantia sobre a qualidade do canal de transmissão, isto é, sem que a rede realize qualquer tipo de reserva de recurso e/ou priorização de fluxos. Por outro lado, na segunda modalidade é fornecido o suporte a QoS, a partir do emprego de um mecanismo de controle de admissão.

O mecanismo de controle de admissão proposto se caracteriza por ao invés de considerar os parâmetros de QoS como pontos fixos (por exemplo, “a vazão necessária é X kbps”) fazer uso de uma abordagem onde os parâmetros são definidos como intervalos, possuindo, portanto, limiares mínimos e máximos. Tais limiares, denominados neste trabalho de limites *QoS Suave* e *QoS Estrito*, mostram-se como artifícios a serem utilizados por aplicações que, embora necessitem de um determinado nível de serviço para funcionar idealmente, são capazes de adaptar o fluxo transmitido de modo a diminuir a quantidade de recursos computacionais e de rede necessários para a transmissão. Um exemplo de tal classe de aplicações que se encaixa neste perfil seriam as aplicações multimídia, as quais são capazes de realizar adaptações nos fluxos transmitidos.

Um outro ponto de destaque do *MuDP-QoS* é a abordagem utilizada para a transmissão dos pacotes. Diferentemente da abordagem de roteamento comumente empregada na literatura, conhecida como armazenamento e repasse, no *MuDP-QoS* são utilizados dois mecanismos que fazem uso da diversidade Multi-Usuário durante o processo de transmissão. No primeiro deles, o roteamento oportunístico, o algoritmo de roteamento não define o próximo salto de roteamento, mas sim um conjunto de possíveis nós capazes de prosse-

guir com o roteamento, aumentando portanto as chances de entrega de cada pacote. No segundo mecanismo empregado, a codificação de rede, os dados não são transmitidos diretamente, mas sim codificados em diversos pacotes distintos, de modo que cada pedaço de informação é espalhado entre diversos pacotes transmitidos, em um tipo de *espalhamento de informação*¹ [98].

Em linhas gerais, do ponto de vista da aplicação, o protocolo desenvolvido comporta-se como um protocolo tradicional de roteamento no sentido de que a aplicação deve informar apenas o destinatário do fluxo a ser transmitido (para o caso dos fluxos transmitidos no modo melhor esforço) ou o destinatário e os requisitos de QoS para o caso de uma transmissão com suporte a QoS.

O objetivo deste capítulo é apresentar uma visão geral sobre o protocolo proposto, além de discutir os detalhes sobre dois componentes básicos do protocolo: a métrica de roteamento e o mecanismo de estimação da largura de banda disponível nos enlaces. Tais componentes servem como suporte aos mecanismos de controle de admissão e de transmissão, abordados em detalhes nos Capítulos 4 e 6, respectivamente.

Na Seção 3.1 são discutidas as principais terminologias adotadas no decorrer deste capítulo bem como será apresentada uma descrição sobre os diferentes tipos de pacotes empregados no *MuDP-QoS*. As Seções 3.2 e 3.3 tem por objetivo a apresentação dos detalhes sobre a métrica de roteamento e sobre o mecanismo de estimação da largura de banda disponível nos enlaces de comunicação. Por fim, na Seção 3.4 são apresentadas as considerações finais deste capítulo.

3.1 Terminologias Adotadas e Tipos de Pacotes

O objetivo desta seção é apresentar tanto as terminologias adotadas durante a discussão sobre o protocolo quanto as definições sobre as estruturas dos diferentes pacotes de dados que fazem parte da especificação do protocolo proposto.

3.1.1 Terminologias Adotadas

De modo a facilitar o entendimento da solução proposta faz-se necessário definir algumas terminologias que serão adotadas no decorrer do texto. Segue uma breve descrição dos conceitos trabalhados:

- *Nó descendente e ascendente*: os termos nó descendente e nó ascendente, no contexto da solução, referem-se ao relacionamento existente entre os nós de uma topologia durante uma transmissão. O primeiro dos termos (*nó descendente*) está relacionado

¹Do inglês *Information Spreading*.

ao conjunto de nós vizinhos diretos de um determinado nó que é capaz de entregar dados em um determinado destino e que encontra-se mais próximo do destino, segundo alguma dada métrica de roteamento, que o nó atual.

De modo a exemplificar tal conceituação, considere o cenário ilustrado na Figura 3.1. Em tal cenário são apresentados os nós descendentes do nó R1 quando em uma transmissão destinada ao nó D. No exemplo ilustrado considera-se os nós R3 e R4 como nós descendentes de R1. Embora R2 esteja diretamente ligado à R1 ele não atende a segunda condição discutida. Um outro termo equivalente e que é utilizado indistintamente para conjunto de nós descendentes seria o *Conjunto de Encaminhadores*.

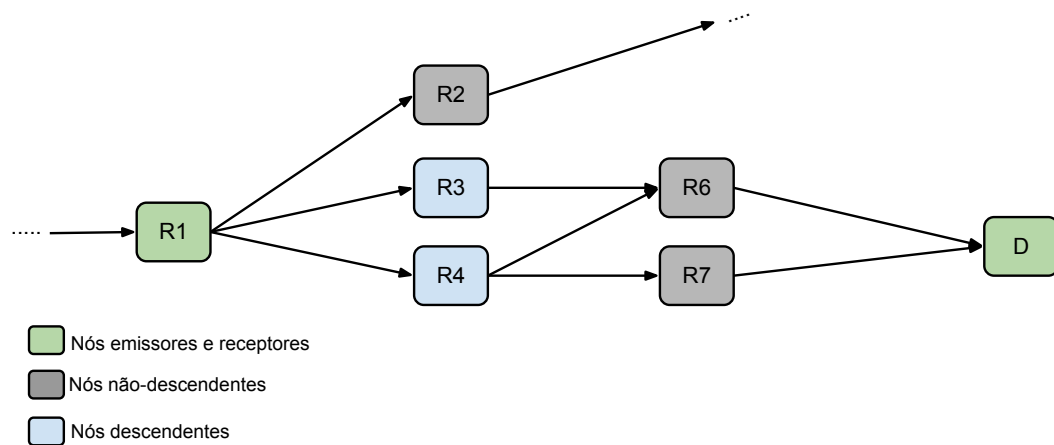


Figura 3.1: Cenário ilustrativo dos nós descendentes do nó R1.

Nós ascendentes, por sua vez, representam o inverso dos nós descendentes. Isto é, o conjunto de nós ascendentes é definido como o conjunto de nós diretamente ligados ao nó corrente que foram responsáveis por gerar dados de um determinado fluxo. Na Figura 3.2 é apresentada uma ilustração do referido cenário.

Vale ressaltar que o conceito de nós descendentes e ascendentes está diretamente relacionado ao par origem-destino que compõem um dado fluxo. Ou seja, considerando dois nós A e B , pode haver uma relação de ascendência de A para B para um dado fluxo, enquanto que para outro fluxo tal relação pode não se estabelecer.

- *Pacotes nativos e pacotes codificados*: a definição de pacotes nativos e codificados segue neste trabalho a mesma definição apresentada em Bruno *et al.* [28], onde um pacote nativo é definido como sendo o bloco de dados não codificado gerado pelo nó transmissor. A princípio, um pacote nativo só encontra-se disponível na origem e no destino após a correta decodificação.

Um pacote codificado, por sua vez, representa uma combinação de pacotes nativos. Tal combinação é gerada no nó transmissor e transmitida pela rede. Além disso, nós

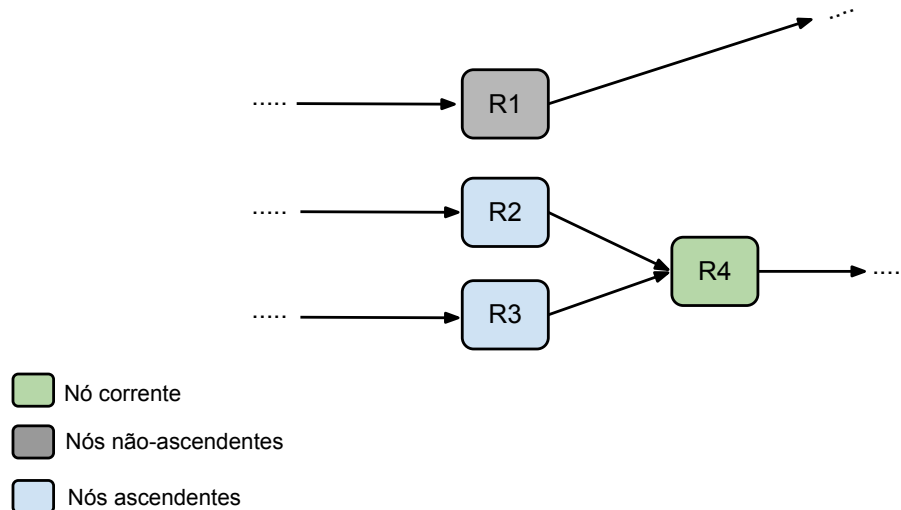


Figura 3.2: Conjunto de nós ascendentes para o nó R4.

intermediários são capazes de gerar novos pacotes codificados a partir da combinação de pacotes codificados recebidos do mesmo fluxo.

- *Vetor de codificação*: o vetor de codificação representa os coeficientes utilizados para realizar a geração de um pacote codificado. Na solução proposta os vetores de codificação são transmitidos juntamente com os pacotes codificados de modo que os receptores possam realizar o processo de decodificação.

Um outro ponto importante a ser considerado diz respeito ao tamanho do vetor de codificação. Um vetor de codificação necessariamente possui o tamanho equivalente ao tamanho da geração, de modo que cada pacote nativo da geração utilizado para codificação tenha o seu respectivo coeficiente de codificação.

3.1.2 Tipos de Pacotes

O protocolo *MuDP-QoS* faz uso de diferentes tipos de pacotes de acordo com a ação a ser desempenhada. Cada pacote *MuDP-QoS* é composto por três seções que são um *Cabeçalho Genérico*, uma seção de campos adicionais e o campo de carga útil, conforme ilustrado na Figura 3.3. A abordagem utilizada para estruturação dos pacotes é inspirada na abordagem análoga empregada no protocolo *Datagram Congestion Control Protocol* (DCCP) [127] e tem como principais benefícios a organização e a prevenção de transmissão de informações desnecessárias².

A primeira seção, denominada *Cabeçalho Genérico*, especifica as informações comuns a

²Um exemplo de protocolo onde tal estrutura não é observada seria o protocolo TCP. Neste protocolo, todos os pacotes possuem, em geral, o mesmo tamanho de cabeçalho, fazendo com que, para alguns pacotes transmitidos, haja informação desnecessária sendo transmitida.

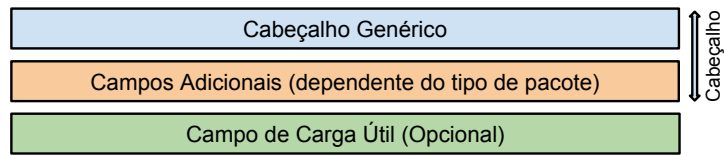


Figura 3.3: Estrutura de um pacote no protocolo *MuDP-QoS*.

todos os tipos de pacotes do protocolo. Na Figura 3.4 é ilustrada a estrutura do cabeçalho genérico, sendo seus campos descritos abaixo:

- *Endereços da Fonte e Destino*: especificam os nós transmissores e receptores, respectivamente. Dependendo do tipo do nó, o endereço de destino pode ser tanto um nó específico ou o endereço *Broadcast* da rede.
- *Número de sequência*: campo utilizado para determinar a ordem dos pacotes gerados por um determinado nó.
- *Tipo*: especifica o tipo do pacote transmitido. Na Tabela 3.1 é apresentada a lista dos diferentes tipos de pacotes empregados no *MuDP-QoS*.

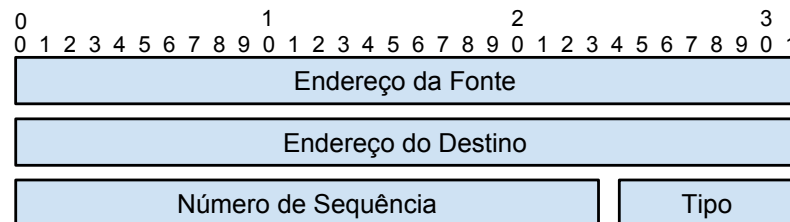


Figura 3.4: Cabeçalho Genérico de um Pacote no Protocolo *MuDP-QoS*.

A seguir, durante a descrição dos componentes da solução, serão apresentados mais detalhes a respeito dos pacotes *ETX Probe* e *ETX Report* apresentados na Tabela 3.1. Os demais pacotes (*Reservation Request*, *Ticket Ack*, *Coded-DataAck*, *Coded-Ack*, *E-Ack*, *Sync* e *QoS Report*) serão abordados em detalhe nos Capítulos 4 e 6.

3.2 Métrica de Roteamento

Métrica de roteamento é basicamente um valor atribuído a uma rota ou caminho específico e utilizado pelo algoritmo de roteamento para selecionar um conjunto de rotas possíveis a serem utilizadas pelo protocolo de roteamento para transmissão dos dados. Tais valores refletem o custo de utilizar um determinado caminho sob com a perspectiva de otimizar

Tabela 3.1: Tipos de pacotes do *MuDP-QoS*.

Identificador	Nome do pacote	Descrição
1	<i>ETX Probe</i>	O pacote <i>ETX Probe</i> é utilizado pela métrica de roteamento para estimar o número de pacotes <i>probes</i> que podem ser entregues em um dado período.
2	<i>ETX Report</i>	Este pacote é utilizado para o envio de relatórios da métrica de roteamento de um nó para seus vizinhos.
3	<i>Reservation Request</i>	O pacote <i>Reservation Request</i> é utilizado durante o processo de controle de admissão. É nele que estão contidas as informações sobre os requisitos de transmissão da aplicação
4	<i>Ticket Ack</i>	O pacote <i>Ticket Ack</i> é utilizado para a confirmação de reservas realizadas durante o processo de controle de admissão.
5	<i>Coded-DataAck</i>	Pacotes do tipo <i>Coded-DataAck</i> são utilizados para a transmissão de dados codificados. Ademais, neste tipo de pacote são adicionadas informações sobre a confirmação de pacotes anteriormente enviados.
6	<i>Coded-Ack</i>	Possui a semântica semelhante ao anterior. Todavia, seu objetivo é a transmissão unicamente da confirmação.
7	<i>E-Ack</i>	O pacote <i>E-Ack</i> tem por objetivo a confirmação fim-a-fim do recebimento de gerações de dados
8	<i>Sync</i>	O pacote <i>Sync</i> tem por objetivo possibilitar a resincronização da janela de gerações (conceito discutido em detalhes no Capítulo 6) após a saída de um nó da rede
9	<i>QoS Report</i>	O pacote <i>QoS Report</i> é enviado periodicamente do nó receptor para o nó transmissor e tem por objetivo apresentar um relatório sobre o estado atual do fluxo transmitido com suporte à QoS

algum objetivo (ex.: minimizar o atraso, reduzir a probabilidade de perda de pacotes, maximizar a vazão no canal de transmissão).

Em face do exposto, diversas métricas de roteamento têm sido propostas, tendo diferentes objetivos de otimização. Dentre as métricas de roteamento atualmente disponíveis na literatura, a métrica ETX [124] tem se destacado grandemente, tornando-se uma referência [128].

A métrica ETX, acrônimo de *Expected Transmission Count*, proposta inicialmente no ano de 2003, é uma métrica de roteamento que tem como objetivo estimar o número de transmissões (incluindo retransmissões) necessárias para que um determinado pacote de dados possa ser entregue entre dois hospedeiros distintos com sucesso. Para que tal estimativa possa ser computada, a métrica ETX faz uso de pacotes *probes* trocados entre os vizinhos na rede.

Entre os benefícios que podem ser obtidos a partir da utilização da métrica ETX em relação às outras métricas como a contagem de saltos, encontram-se:

- aumento na vazão de transmissão: por ter como base o número de transmissões necessárias para a entrega de um dado, a métrica ETX possibilita ao protocolo de roteamento que fizer uso dela uma diminuição no número de retransmissões realizadas e, portanto, o aumento na vazão disponível para novas transmissões;
- otimização no consumo de energia: uma vez que o protocolo de roteamento realiza o repasse de pacotes tendo como meta a redução no número de transmissões/retransmissões, há uma redução no consumo geral de energia. Tal benefício ocorre sobretudo em redes onde a potência do sinal de transmissão é fixo, independentemente da distância entre o nó transmissor e receptor, que é o caso das redes baseadas no padrão IEEE 802.11.
- assimetria na qualidade dos canais de transmissão: uma característica comum das redes de transmissão sem fio é a assimetria na qualidade dos canais de transmissão que ligam dois nós em ambos os sentidos.

A possibilidade de ocorrência de interferência na transmissão faz com que nós que possuem um maior número de vizinhos sofram um maior grau de contenção na transmissão em relação aqueles que possuem poucos vizinhos. Por exemplo, nas Figuras 3.5(a) e 3.5(b) são ilustrados dois cenários de transmissão onde os nós A e B estão dispersos em um espaço onde o nó A possui como único vizinho B, enquanto que B é rodeado pelos nós C, D, E e F (além do próprio nó A). Num cenário como o apresentado, em virtude dos diferentes níveis de interferência enfrentado pelos nós A e B há diferenças nas probabilidades de entrega nos sentidos $A \Rightarrow B$ e $B \Rightarrow A$.

Em face do exposto, a métrica ETX é capaz de detectar tais assimetrias através da troca de pacotes *probe* em ambas as direções.

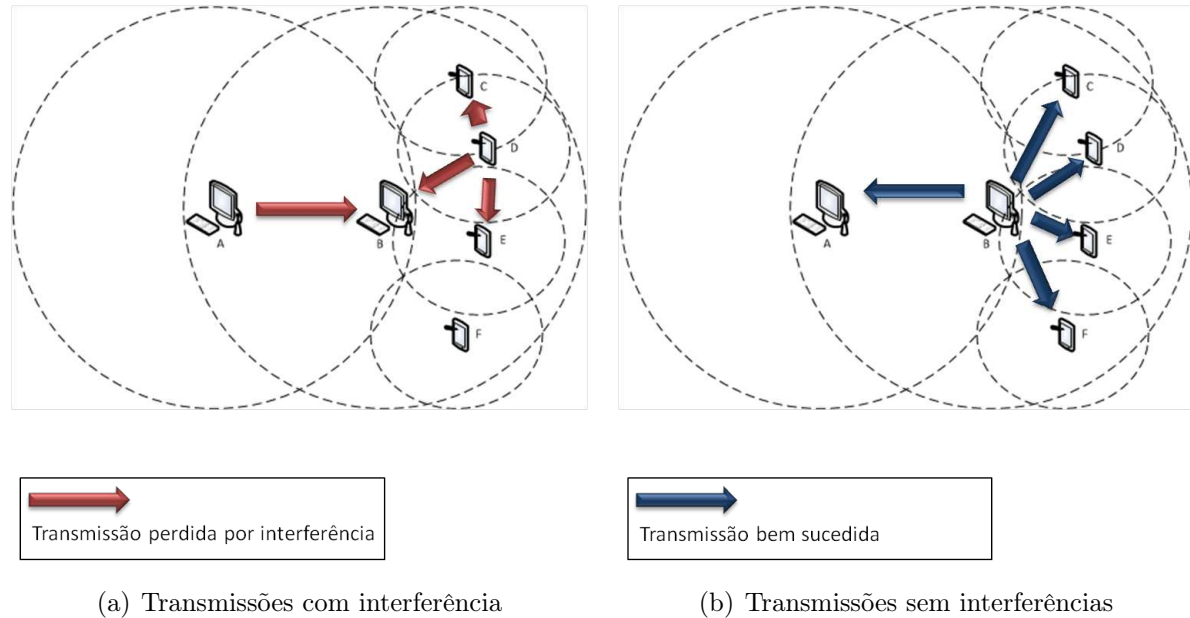


Figura 3.5: Ilustração de uma topologia com assimetria na qualidade do canal de transmissão.

A partir das características discutidas, considerou-se a utilização da métrica ETX no *MuDP-QoS*. Todavia, diferentemente do que acontece nos protocolos de roteamento tradicionais, onde a métrica ETX serve para determinar o próximo salto de roteamento, no *MuDP-QoS*, a métrica é utilizada para que se possa definir o conjunto de encaminhadores a serem utilizados durante a transmissão.

Conforme discutido previamente, na métrica ETX, a qualidade do canal de transmissão entre dois nós é estimada a partir da troca de pacotes *probes*. O envio de cada pacote *probe* tem dois objetivos básicos que são *i*) alertar os nós vizinhos de que o nó transmissor permanece ativo e *ii*) apresentar aos nós vizinhos uma estatística dos pacotes *probes* recebidos recentemente de todos os vizinhos.

Na Figura 3.6 é ilustrada a estrutura do pacote *ETX Probe*. O cabeçalho do referido pacote é composto por todos os campos do cabeçalho genérico (o campo *Tipo* é marcado com o valor 1) e por três campos adicionais, sendo um campo de tamanho fixo e dois de tamanho variável. O primeiro dos campos adicionais, denominado *Número de Probes*, é utilizado para determinar o número de *probes* transmitidos no pacote. Os dois campos restantes especificam o endereço e o valor de *probes* detectados para o vizinho. Tal pacote é enviado pela rede, endereçado para o endereço *broadcast*, de modo que todos os vizinhos imediatos recebam o pacote, sem, no entanto, serem repassados para o restante da rede.

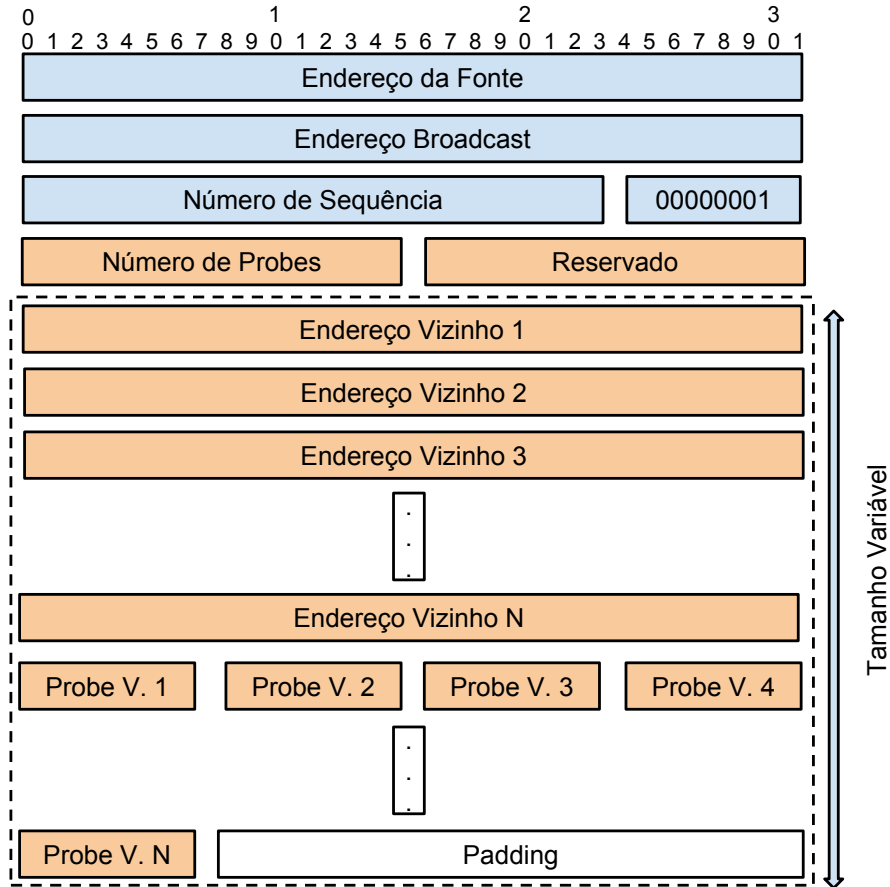


Figura 3.6: Estrutura do pacote *ETX Probe*.

A partir da troca dos pacotes *probe*, os nós se tornam aptos a realizar a estimativa do valor da métrica ETX para cada vizinho. De maneira específica, o valor estimado da métrica ETX é dado pelo inverso do produto das taxas de entrega de pacotes, conforme apresentado na Equação 3.1.

$$ETX_{(a \leftrightarrow b)} = \frac{1}{d_f * d_r} \tag{3.1}$$

em que,

- a e b representam os nós da rede;
- d_f representa a taxa de entrega de pacotes no sentido $a \Rightarrow b$ e;
- d_r representa a taxa de entrega de pacotes no sentido inverso, isto é, $b \Rightarrow a$.

Os valores d_f e d_r , por sua vez, são definidos a partir das Equações 3.2 e 3.3.

$$d_f = \frac{X}{W} \tag{3.2}$$

$$d_r = \frac{Y}{W} \quad (3.3)$$

em que,

- X representa o número de pacotes enviados pelo nó a e recebidos pelo nó b ;
- Y representa o número de pacotes enviados pelo nó b e recebidos pelo nó a ;
- W representa a janela de tempo observada³.

A obtenção dos valores X e Y em cada nó é realizada segundo o Algoritmo 3.1, onde torna-se possível o cálculo do valor ETX para todos os vizinhos imediatos de um determinado nó.

Além do exposto, de modo que os nós tomem conhecimento dos demais nós na rede (isto é, que não se encontram no mesmo raio de transmissão), faz-se necessário que cada nó informe periodicamente a seus vizinhos os valores ETX calculados, seguindo o procedimento enumerado a seguir:

1. Cada nó mantém uma *tabela de roteamento* cujo propósito é armazenar o conjunto de encaminhadores de cada nó que pode ser atingido de maneira indireta. Cada entrada da referida tabela contém o identificador do destino e uma lista ordenada de vizinhos imediatos capazes de atingir o destino (seja de maneira direta ou indireta) e seus respectivos valores ETX. Na Figura 3.7 é ilustrada a estrutura de dados mantida por cada nó. No exemplo apresentado, o nó n_i possui uma entrada para um vizinho indireto n_j que pode ser atingido através dos vizinhos imediatos $n_1, n_2, n_3, \dots, n_k$. A lista presente em cada entrada é ordenada a partir dos valores da métrica ETX dos vizinhos de modo que $m_1 \leq m_2 \leq m_3 \leq \dots \leq m_k$;

Figura 3.7: Exemplo de tabela de roteamento mantida por um nó n_i .

Destino	Conjunto de Encaminhadores
n_j	$\{(n_1, m_1), (n_2, m_2), (n_3, m_3), \dots, (n_k, m_k)\}$

2. Periodicamente⁴, o nó constrói um pacote de relatório (cuja estrutura é ilustrada na Figura 3.8), contendo pares (*destino, métrica*), originários da lista de vizinhos

³O tamanho da janela, assim como definido em De Couto *et al.* [124], foi especificado como $W = 10$ segundos.

⁴Foi definido como valor padrão para $t=1$ segundo. Tal valor é razoável no sentido que o próprio envio de pacotes *probes* da métrica ETX segue este mesmo valor. Sendo assim, a escolha de um valor muito menor acarretaria num aumento desnecessário na sobrecarga de pacotes de controle na rede. Por outro lado, a escolha de um valor muito grande faz com que as tabelas de roteamento possam ficar muito tempo sem serem atualizadas adequadamente.

Algoritmo 3.1: Algoritmo para obtenção dos valores X e Y na métrica ETX.

```

1 Function inicialização():
2 begin
3     /* Cada nó mantém duas tabelas, a primeira ligando o vizinho ao
4     relatório com valores X recebidos e a segunda contendo todos os
5     tempos de recebimento de probes dos vizinhos */
6     listaX ← inicializa_lista(vizinho,medicao_x_recebida);
7     listaY ← inicializa_lista(vizinho,lista_tempos_probes);
8     /* Definição das variáveis iniciais em segundos */
9     W ← 10 ;
10    K ← 1 ;
11 end
12 Function atualizaListaY():
13 begin
14     for i em listaY do
15         for j em lista_tempos_probe(i) do
16             if (tempo_atual - j > W) then
17                 remove j
18             end
19         end
20     end
21 A cada K segundos;;
22 begin
23     atualiza_lista_Y()
24     /* Cria um pacote contendo pares (vizinho, número de medições) na
25     lista Y */
26     pck ← criar_pacote_probe();
27     /* Envia o pacote por difusao */
28     enviar_pacote_broadcast(pck);
29 end
30 Em eventos de recebimento de pacotes probe:
31 begin
32     end ← recupera_endereco_do_transmissor();
33     /* Adiciona uma nova entrada à listaY */
34     registra_probe(end,tempo_atual);
35     /* Recupera os relatórios e atribui a lista X */
36     recupera_relatorios();
37 end

```

imediatos e também da tabela de roteamento supracitada. Para o caso das entradas provenientes da tabela de roteamento, atribui-se como valor do campo *métrica* do pacote *ETX Report*, o menor valor obtido da lista de encaminhadores.

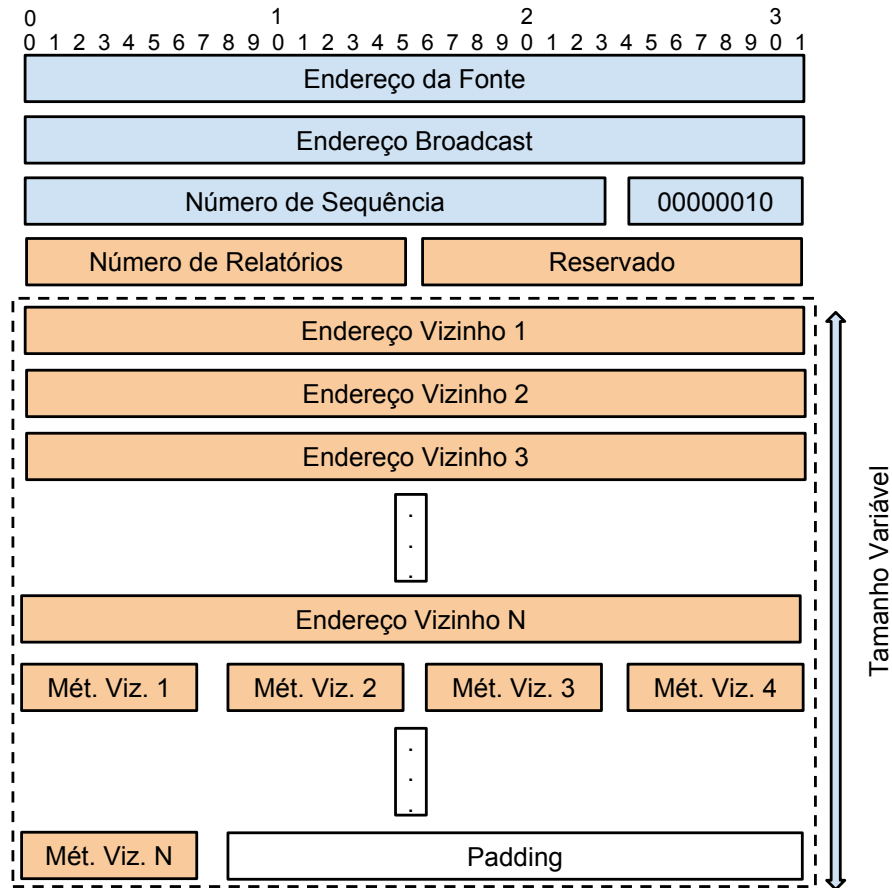


Figura 3.8: Estrutura do pacote *ETX Report*.

3. Ao receber um pacote de relatório, o nó contrói a tupla (*destino, métrica*) e aplica a heurística apresentada no Algoritmo 3.2, onde são dados como entrada o conjunto de encaminhadores atual, o identificador do vizinho e a tupla (*destino, métrica*) e produz como saída o conjunto de encaminhadores atualizado.

3.3 Mecanismo de Avaliação da Vazão de Transmissão

Conforme discutido anteriormente, métricas de roteamento representam um importante componente em um protocolo de roteamento. Todavia, ao levar em consideração um protocolo com suporte a QoS via controle de admissão, um segundo componente deve ser considerado, que é o mecanismo de estimação da vazão de transmissão disponível na rede. A partir da utilização de tal mecanismo, o protocolo de roteamento passa a ser capaz de mensurar a capacidade de transmissão de dados seja dos vizinhos imediatos do nó ou

Algoritmo 3.2: Heurística utilizada para decidir se um nó deve ser considerado parte do Conjunto de Encaminhadores para um dado destino.

Input: $vizinho, C\{(n_1, m_1), (n_2, m_2), (n_3, m_3), \dots, (n_k, m_k)\}, t(\text{destino}, \text{metrica})$

Result: C

```

1 begin
2   adicionar = True;
3   i = 1 ;
   /* Verifica se existe pelo menos um encaminhador cujo custo
   completo para o destino (custo do nó atual para o vizinho
   somado ao custo do vizinho para o destino) é menor que o novo
   custo informado. Caso haja, entende-se que o nó vizinho está
   mais distante do destino que o nó atual. */
4   for i ≤ k do
5     custo_total = custo_etx(C(i,1)) + C(i,2);
6     if t(2) ≥ custo_total then
7       adicionar = False;
8     i = i + 1;
9   if adicionar = True then
   /* Adiciona o novo nó vizinho como encaminhador */
10  adicionar(C, cria_tupla(vizinho, t))
11 end

```

até mesmo de um caminho inteiro de transmissão e, por conseguinte, ter o ferramental necessário para realização do processo de controle de admissão, através da busca por rotas que atendam aos requisitos da transmissão.

Com base no exposto, duas abordagens distintas foram consideradas, que são a estimativa da vazão de transmissão fim-a-fim e a estimativa ponto-a-ponto. A primeira abordagem realiza a estimação da vazão de transmissão de um caminho inteiro de transmissão. Em outras palavras, abordagens enquadradas nesta categoria são capazes de detectar o gargalo da rota, mensurando a vazão máxima de transmissão em um dado caminho.

Embora a abordagem supracitada represente uma importante forma de estimar a vazão de transmissão, tendo inclusive diversas propostas bem estabelecidas na literatura [129–131], ela não pode ser diretamente aplicada no contexto do roteamento oportunístico. A justificativa para tal afirmação se deve ao fato de que no roteamento oportunístico, não se estabelece um caminho fixo para transmissão de um fluxo dado que cada pacote pode vir a ser transmitido por um caminho diferente a depender da definição do melhor nó receptor em um dado momento.

A segunda abordagem para estimação tem por objetivo mensurar a largura de banda disponível nos nós imediatamente vizinhos ao nó corrente. Considerando uma rede onde o enlace de comunicação é compartilhado, como em uma rede IEEE 802.11, o mecanismo de estimação deve levar em consideração a contenção existente durante todo o processo de transmissão de modo a determinar a capacidade do canal [132–134].

Em face do exposto, optou-se, no *MuDP-QoS*, por uma abordagem de estimação ponto-a-ponto. O mecanismo empregado foi inspirado no mecanismo proposto em Shah *et al.* [133] e, em linhas gerais, torna possível a determinação da capacidade de transmissão de um nó *A* para todos os seus vizinhos mediados através da troca periódica de pacotes *probes*. Neste sentido, o tempo de transmissão do pacote torna-se um importante valor de entrada para o mecanismo utilizado. Ademais, de modo a evitar flutuações bruscas na medição da capacidade do canal, foi empregada a técnica conhecida como *Médias Móveis Exponencialmente Ponderadas*⁵ (EWMA). Tal técnica leva em consideração as últimas medições de entrada, dando um maior peso às últimas medições, de modo a estimar o valor de saída.

O ponto inicial para a determinação da vazão de transmissão é a medição do tempo efetivo necessário para que um pacote possa ser transferido entre dois nós. Na Figura 3.9 é ilustrada a sequência de transmissão de um pacote de dados em um enlace IEEE 802.11.

Toda vez que a camada de rede realiza o envio de dados para a camada de enlace, tais pacotes são adicionados à fila de saída de dados da camada de enlace. O protocolo da

⁵Do inglês *Exponentially Weighted Moving Average*.

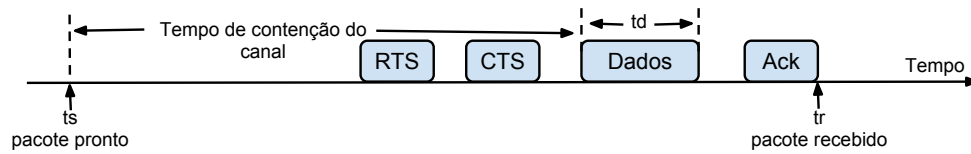


Figura 3.9: Sequência de transmissão de um pacote em um enlace IEEE 802.11 (adaptada de Shah et al. [133]).

camada de enlace, por sua vez, inicia o processo de transmissão do pacote monitorando se o canal de transmissão encontra-se ocupado. Caso ele detecte que algum outro nó encontra-se transmitindo ele recua durante algum tempo para, só então, tentar realizar uma nova tentativa de transmissão. Caso o protocolo detecte a ociosidade do canal, ele envia inicialmente um pacote do tipo RTS (*Request to Send*). Todos os nós na vizinhança irão ler o pacote mas apenas o pacote destinatário irá responder com um pacote CTS (*Clear to Send*) (esta troca inicial de pacotes é utilizada sobretudo para evitar o problema do terminal oculto [13]). Após isso, o transmissor realiza a transmissão efetiva dos dados e fica no aguardo pelo pacote de confirmação. A última etapa do processo de transmissão, consiste no recebimento, por parte do destino, do pacote enviado e o envio do pacote de confirmação (Ack) de modo que, só então, o transmissor considera o pacote devidamente entregue.

Ainda em relação à Figura 3.9, define-se T como o tempo total de transmissão a partir da Equação 3.4.

$$T = t_r - t_s \quad (3.4)$$

em que,

- t_s é definido pelo momento no qual o pacote é recebido pela camada de enlace e adicionado na fila de envio e;
- t_r é definido pelo momento no qual o transmissor recebe o pacote de confirmação da transmissão.

Com base na medição do tempo de entrega de um pacote e no tamanho do pacote transmitido (S), pode-se determinar a vazão (V) resultante, conforme especificado na Equação 3.5.

$$V = \frac{S}{T} \text{ bit/s} \quad (3.5)$$

O valor obtido a partir da Equação 3.5 define a quantidade de dados que pode ser entregue em um intervalo. Deste modo, é levado em consideração tanto a contenção

imposta pelo canal de transmissão quanto o tempo necessário para retransmissão de algum pacote perdido (RTS, CTS, DADOS ou ACK), visto que o valor de T é sensível a tais flutuações.

Um outro ponto que precisa ser levado em consideração é a influência do tamanho do pacote transmitido em relação ao valor de V obtido através da Equação 3.5. Quanto maior for o tamanho do pacote, maior será o valor da vazão obtida. Deste modo, faz-se necessária a realização de uma normalização de modo a determinar a vazão de transmissão para fluxos cujo tamanho dos pacotes seja diferente do pacote utilizado para medição. Para tal, tendo-se como premissa que a taxa de transmissão dos pacotes (Br) é a mesma, independentemente do tamanho do pacote, considera-se que o único fator que impacta na diferença nos tempos de entrega é o tamanho do pacote, de modo que a relação ilustrada na Equação 3.6 possa ser satisfeita.

$$T_1 - td_1 = T_2 - td_2 \quad (3.6)$$

na qual,

- T_1 e T_2 representam as medições de tempo (T) de entrega para dois pacotes $p1$ e $p2$;
- S_1 e S_2 representam o tamanho dos pacotes (S) em bits para dois pacotes $p1$ e $p2$;
- td_1 e td_2 representam as medições de tempo da transmissão efetiva dos dados da interface de rede para a rede para os pacotes $p1$ e $p2$.

A partir das Equações 3.5 e 3.6 pode-se realizar operações algébricas (Equações 3.7, 3.8, 3.9) obtendo o valor normalizado da vazão apresentado na Equação 3.10.

$$\frac{S_1}{V_1} - td_1 = T_2 - td_2 \quad (3.7)$$

$$V_1 = \left(\frac{S_1}{T_2 - td_2 + td_1} \right) \quad (3.8)$$

$$V_1 = \left(\frac{S_1}{T_2 - \frac{S_2}{Br} + \frac{S_1}{Br}} \right) \quad (3.9)$$

$$V_1 = \left(\frac{S_1}{T_2 + \left(\frac{S_1 - S_2}{Br} \right)} \right) \quad (3.10)$$

Conforme apresentado, o valor da vazão de transmissão em um canal de transmissão para fluxos com pacotes cujo tamanho é S pode ser obtido a partir da medição efetuada

no envio de pacotes de tamanhos diversos. De modo a obter tais medições, o mecanismo de estimação faz uso de pacotes *probes* a partir dos passos apresentados abaixo.

1. O nó transmissor periodicamente faz uma busca em sua tabela ETX por todos os vizinhos diretos registrados.
2. Para cada vizinho imediato, constrói um pacote *probe*. Este pacote é composto unicamente pelos endereços de origem e destino, pelo número de sequência e pelo tipo do pacote (seguindo as definições de um pacote genérico apresentadas na Figura 3.4). Além disso, é adicionada uma carga útil de 512 *bytes* de modo que o pacote *probe* transmitido tenha um tamanho padronizado. Considerando a Equação 3.10, o tamanho do pacote *probe* pode ser escolhido como um valor diferente do tamanho do pacote de dados. Neste sentido, a única restrição imposta a escolha do tamanho do pacote *probe* é que tanto o pacote *probe* quanto um pacote de dados convencional estejam sob a mesma regra de transmissão, no que concerne ao envio ou não dos pacotes RTS/CTS.
3. Inicia-se um temporizador e, em seguida, é realizado o repasse do pacote para a camada de enlace.
4. De modo a monitorar o recebimento de pacotes de confirmação ou até que a interface de rede declare o pacote como perdido⁶, a interface de rede é configurada em modo promiscuo processando todos os pacotes enviados pelos nós vizinhos.

Com base nos passos discutidos, é obtido o valor instantâneo da largura de banda disponível entre o nó corrente e seus vizinhos. Todavia, em virtude da alta variação nas condições do canal faz-se necessária a proposição de um mecanismo que suavize as medições para cada um dos vizinhos. Para tal, foi empregada a técnica EWMA que considera o histórico de medições para definir o valor de saída. A escolha pelo EWMA deve-se a sua ampla adoção nos mais diversos mecanismos com propósitos semelhantes, como por exemplo, a medição do RTT em protocolos como o TCP e DCCP.

Por fim, vale salientar uma limitação presente na solução atual. No presente mecanismo há uma restrição de que todos os fluxos compartilhem o mesmo tamanho de pacote (embora tal valor possa ser diferente do tamanho do pacote *probe*). Tal restrição deve-se ao fato de que o valor normalizado da largura de banda disponível leva em consideração um tamanho de pacote único.

⁶Após as 3 tentativas de retransmissão, seguindo a especificação do padrão IEEE 802.11 [135].

3.4 Sumário do Capítulo

Neste capítulo foi apresentada uma visão geral do protocolo *MuDP-QoS*, um protocolo de roteamento com suporte a QoS projetado para redes em malha sem fio. Diferentemente de diversos protocolos tradicionais, o *MuDP-QoS* faz uso de duas abordagens de Diversidade Multi-usuário, que são o roteamento oportunístico e a Codificação de rede. A primeira das abordagens tem como objetivo básico possibilitar que a escolha do nó responsável pelo encaminhamento seja realizada após a recepção dos pacotes nos nós *relays*. Por outro lado, a segunda abordagem permite a combinação de pacotes a partir da realização de operações algébricas.

Além do exposto, foram discutido os dois componentes básicos da solução que são a métrica de roteamento e o mecanismo para avaliação da largura de banda disponível. O primeiro deles possibilita que cada nó construa uma tabela contendo o custo necessário para transmissão de um pacote de si mesmo para os outros nós da rede. O mecanismo de avaliação de largura de banda, por sua vez, possibilita que seja realizada uma estimativa da capacidade de transmissão dos enlaces na rede.

Nos Capítulos 4 e 6 serão discutidos os detalhes relacionados aos mecanismos de controle de admissão e de transmissão do protocolo *MuDP-QoS*.

Capítulo 4

MuDP-QoS: O Mecanismo de Controle de Admissão

O objetivo deste capítulo é apresentar os detalhes referentes ao mecanismo de controle de admissão proposto. Na Seção 4.1 é apresentada uma discussão a respeito dos mecanismos de reserva de recursos utilizados em abordagem de suporte a QoS. Nas Seções 4.2 e 4.3 discute-se como mecanismo de controle de admissão do MuDP-QoS oferece suporte à reserva de recurso em redes com roteamento oportunístico e às aplicações adaptativas. Na Seção 4.4 são discutidos os detalhes do processo de reserva de recurso do mecanismo de controle de admissão proposto. As Seções 4.5 e 4.6, por sua vez, abordam o mecanismo utilizado para prevenção do crescimento exponencial do número de pacotes transmitidos durante o processo de controle de admissão e reserva de recursos e o mecanismo empregado para manutenção da reserva do recurso nos nós. Por fim, a Seção 4.7 tem por objetivo apresentar as considerações finais deste capítulo.

4.1 Contextualização

Em protocolos de rede com suporte a QoS um ponto bastante importante que deve ser levado em consideração durante seu projeto é a abordagem utilizada para que os requisitos de QoS sejam atendidos. Para este ponto, as duas principais abordagens a serem consideradas são a priorização de fluxos e o controle de admissão.

A primeira das abordagens, a priorização de fluxos, tem por objetivo a realização de um controle menos granular em relação ao controle de admissão. Neste, não há nenhum mecanismo que impeça a entrada de um determinado fluxo na rede, havendo, no entanto, um processo de categorização, onde cada fluxo é classificado em uma categoria distinta. Com base em tais categorias, os roteadores no interior da rede realizam um processo de priorização de alguns fluxos em detrimento de outros, durante o processo de roteamento.

Além disso, o processo de priorização é baseado em uma política de priorização de fluxos, onde as categorias são hierarquizadas e na definição dos critérios de transmissão que os roteadores devem seguir.

O mecanismo de controle de admissão, por sua vez, possibilita a realização de um controle mais granular, a nível de fluxos. Nesta abordagem, antes que qualquer transmissão tenha início é realizada uma avaliação se a rede é capaz de comportar os requisitos de QoS do novo fluxo. Em caso positivo, é realizada uma reserva do recurso necessário para que os requisitos de QoS do fluxo sejam satisfeitos e, só então, a transmissão do fluxo é liberada. Por outro lado, caso o mecanismo de controle de admissão detecte que não será possível honrar os requisitos de QoS da aplicação a requisição será negada e os dados da aplicação não poderão ser transmitidos.

Ambas as abordagens apresentadas possuem suas próprias vantagens e desvantagens, já amplamente discutidas na literatura. Enquanto a priorização de pacotes possibilita um controle mais simplificado, visto que não é necessária a manutenção, nos roteadores, de nenhuma informação sobre um fluxo em particular, ela não é capaz de garantir que os requisitos de QoS sejam atendidos, sobretudo em situações onde grande parte dos fluxos pertencem à mesma classe. Por outro lado, o controle de admissão permite um controle mais granular para os requisitos de QoS de cada fluxo, tendo, no entanto, como desvantagem a necessidade de manutenção de estado em cada nó pelo qual um fluxo atravessa.

Em face da discussão exposta, optou-se, durante o desenvolvimento do *MuDP-QoS*, por uma abordagem baseada em controle de admissão por esta oferecer um controle mais granular sobre os requisitos de QoS das transmissões. Neste sentido, dois importantes questionamentos foram levantados:

1. *Quais as consequências da utilização do roteamento oportunístico em protocolos com suporte a QoS baseados em controle de admissão?*
2. *Qual a abordagem mais apropriada a ser empregada no controle de admissão ao se levar em consideração a existência de aplicações capazes de realizar adaptações no fluxo transmitido?*

A seguir, serão discutidas as características básicas de cada um dos pontos e como eles foram explorados no contexto deste trabalho.

4.2 Controle de Admissão em Protocolos Baseados em Roteamento Oportunístico

O primeiro ponto a ser considerado para a proposição do mecanismo de controle de admissão é como adequá-lo ao contexto de roteamento oportunístico. Tal desafio decorre do fato de que no roteamento oportunístico, conforme discutido anteriormente, o nó não possui um próximo salto predefinido mas sim um conjunto de nós aptos a receberem o pacote transmitido. Deste modo, não é factível a realização de reserva de recurso de transmissão em uma única rota de maneira semelhante ao que acontece no roteamento de caminho único, visto que dado um cenário onde seja realizada a reserva em apenas uma rota e que haja um alto nível de utilização de rede, mesmo que esteja sendo empregado o roteamento oportunístico, os nós tenderão a dar prioridade aos fluxos reservados fazendo com que a transmissão passe a ser enviada por apenas uma rota, visto que os nós vizinhos estariam “ocupados” com a transmissão de outros fluxos também reservados.

De modo a tratar a problemática apresentada, considerou-se a utilização de uma abordagem de reserva de recurso semelhante à encontrada no roteamento de múltiplos caminhos (*multipath*), onde a reserva de recursos é realizada em mais de um vizinho imediato. De maneira específica, cada nó ao receber uma requisição para reserva de recurso divide a requisição original em sub-requisições onde cada sub-requisição é destinada a um vizinho *descendente*. O valor de cada sub-requisição é dependente da proporção de largura de banda disponível para reserva em comparação ao somatório das larguras de banda disponíveis em todo o conjunto de vizinhos descendentes. De modo a tornar mais claro o entendimento, considere a topologia de rede ilustrada na Figura 4.1. Tal topologia de rede é formada por um transmissor e um receptor (nós F e D, respectivamente) e por um conjunto de nós intermediários. Ademais, considere o arco entre dois nós como sendo a existência de um canal viável de comunicação entre os nós enquanto que os rótulos nos arcos como sendo a participação da largura de banda disponível do nó em relação à largura de banda total disponível.

Em um cenário como o exposto¹, uma requisição originada de F é subdividida em sub-requisições ao atingir nós que possuam mais do que um nó descendente (ex.: o nó R1 irá dividir a requisição em três sub-requisições). Por sua vez, o nó D recolhe todas as sub-requisições até que seja possível reagrupar a requisição original.

A abordagem proposta é inspirada no trabalho apresentado em Liao *et. al* [50]. To-

¹De modo a simplificar o entendimento, na topologia ilustrada considerou-se um cenário de uma rede sincronizada, onde o tempo de transmissão entre os diferentes níveis da topologia é exatamente o mesmo. Em uma rede real, tal simplificação não pode ser considerada, sendo necessária a implementação de mecanismos que levem em conta tal assincronia.

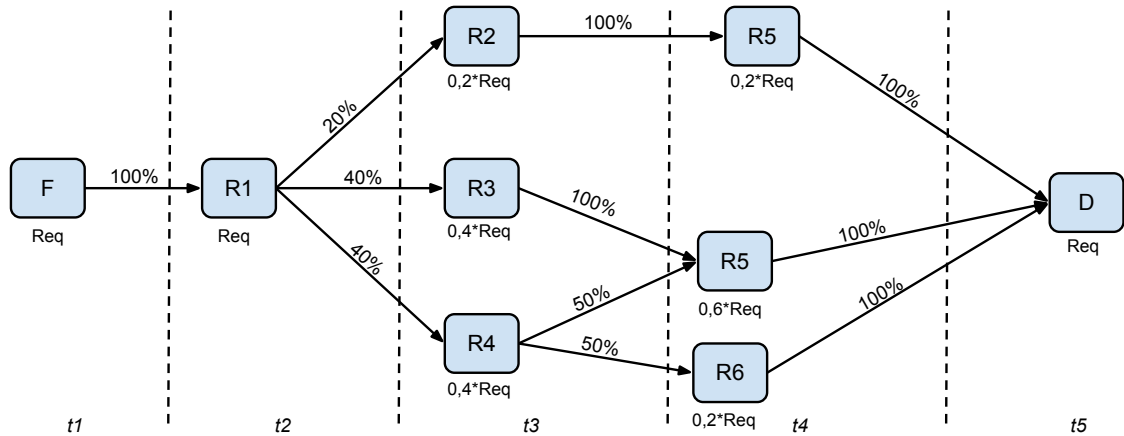


Figura 4.1: Ilustração do modelo de reserva de recursos no *MuDP-QoS*.

davia, por se tratar de uma proposta com foco em roteamento *multipath*, o protocolo proposto foi projetado de modo a restringir o número de rotas ao mínimo necessário. Isto é, o nó divide as requisições em sub-requisições apenas quando não há uma única rota que atende a demanda solicitada. Tal abordagem não se adequa ao roteamento oportunístico visto que paradigma todos os nós vizinhos tornam-se aptos a receber e encaminhar pacotes.

4.3 Controle de Admissão no Contexto de Aplicações Adaptativas

No contexto de protocolos com suporte a QoS em redes ad hoc, uma abordagem usualmente empregada é a definição dos parâmetros de QoS como valores fixos [67, 83, 89, 136–141]. Em abordagens deste tipo, considera-se que as aplicações efetuam transmissões, em geral, em taxas fixas e que não são capazes de realizar quaisquer adaptações no fluxo transmitido. Deste modo, os mecanismos de controle de admissão tendem a funcionar como mecanismos binários, no sentido de que a entrada de um novo fluxo é totalmente aceita ou é negada. Tal abordagem possui duas desvantagens básicas:

1. Perde-se a flexibilidade obtida pelas aplicações que oferecem suporte à adaptação de fluxos.
2. A rede torna-se inapta a realizar otimizações em tempo real nos fluxos atualmente reservados em relação às reservas realizadas para cada fluxo. Em outras palavras, após a rede aceitar a entrada de um novo fluxo a partir do controle de admissão, ela não pode alterar as condições do contrato de QoS (quantidade de recurso reservado) de modo a otimizar a rede segundo alguma política, como, por exemplo, tentar maximizar o número de fluxos na rede.

Em consequência da discussão apresentada, o mecanismo de controle de admissão presente no *MuDP-QoS* segue uma vertente conhecida como *QoS Dinâmico* (também conhecido como *QoS Adaptativo*) [55] ao possibilitar que aplicações definam os requisitos de QoS como intervalos. Isto é, torna-se possível para a aplicação a definição de valores mínimos (limite estrito) e os desejados (limite suave). O primeiro dos valores é utilizado para determinar qual o valor mínimo necessário para a execução da transmissão. Este valor seria análogo ao parâmetro de QoS tradicional para as abordagens cujos parâmetros são representados como apenas um valor. O valor de limite suave, por sua vez, visa possibilitar a aplicação determinar qual o valor desejável para execução a ser utilizado em situações onde a rede possui disponibilidade de recursos.

A partir da utilização de um intervalo para a especificação da largura de banda requerida pela aplicação, o protocolo de roteamento passa a ter uma maior liberdade para realizar alterações nos fluxos já criados.

A seguir, serão apresentados os detalhes técnicos a respeito do mecanismo de controle de admissão proposto no *MuDP-QoS*.

4.4 Processo de Reserva de Recursos

O protocolo de controle de admissão proposto no *MuDP-QoS* é dividido em duas fases. A primeira fase consiste na etapa de reserva temporária dos recursos. Esta fase tem início no nó transmissor, onde a aplicação² que deseja solicitar uma transmissão com restrições de QoS envia uma requisição para estabelecimento de uma transmissão com suporte a QoS à camada de rede. Com base em tal requisição, a camada de rede constrói o pacote contendo a especificação do fluxo e a lista de sub-requisições. Cada sub-requisição é denominada, no contexto deste trabalho, de *ticket*. O pacote é então enviado à rede a partir da qual será possível a realização de uma reserva temporária de recursos.

A segunda fase, por sua vez, tem por objetivo possibilitar a confirmação da reserva previamente realizada. Tal etapa tem início com a chegada dos *tickets* de requisição no receptor e com o envio, no sentido inverso, de pacotes de confirmação do destino até origem.

Os passos do protocolo de controle de admissão proposto são descritos a seguir.

²De modo a simplificar a explanação, será considerada como aplicação o conjunto formado pelas camadas superiores à camada de rede. Neste sentido, quando diz-se que a aplicação faz o envio de dados para a camada de rede subentende-se que os dados foram, possivelmente, encapsulados por protocolos de camada de transporte.

4.4.1 Fase 1: Reserva Temporária de Recursos

Após a recepção da mensagem de requisição da aplicação, o protocolo *MuDP-QoS* identifica a especificação do fluxo a ser criado (limiars estrito e suave, o endereço de destino do fluxo, etc;) e constrói o pacote de requisição. Para tal, as seguintes etapas são realizadas:

Passo 1: o nó recupera os limiars estrito e suave da requisição;

Passo 2: o nó recupera o Conjunto de Encaminhadores (CE) para o destino desejado.

Este conjunto é formado por todos os nós que são vizinhos imediatos do nó corrente e que possuem um valor para a métrica ETX menor;

Passo 3: é realizada a soma das larguras de banda disponíveis para reserva no conjunto de nós presentes em CE;

Passo 4: se a largura de banda total for menor que o limiar estrito da especificação do fluxo é um indicativo de que não há largura de banda suficiente para a aplicação. Neste caso, uma mensagem de erro deve ser informada à aplicação e o processo de reserva é cancelado;

Passo 5: para cada vizinho n_i pertencente ao conjunto CE e que possua largura de banda disponível diferente de zero, obtêm-se os limiars estrito (H_i) e suave (S_i) de reserva a partir das Equações 4.1 e 4.2, respectivamente.

$$H_i = \frac{l_i}{L} * H \quad (4.1)$$

$$S_i = \min \left\{ \frac{l_i}{L} * S, l_i \right\} \quad (4.2)$$

em que,

- H_i especifica o limite estrito a ser utilizado no *ticket* destinado ao vizinho n_i ;
- l_i especifica a largura de banda disponível do nó corrente até o vizinho n_i ;
- L indica a largura de banda total disponível acumulada em CE;
- H indica o limite estrito da especificação do fluxo;
- S_i especifica o limite suave a ser utilizado no *ticket* destinado ao vizinho n_i ;
- S indica o limite suave da especificação do fluxo;

Passo 6: reserva-se temporariamente todos os valores S_i para cada um dos vizinhos;

Passo 7: realiza-se a inicialização de temporizadores para o fluxo criado. Os temporizadores são utilizados para definir o período que o nó irá aguardar até ter uma confirmação da reserva (Fase 2). Caso o nó não receba a confirmação dentro desse intervalo ele deverá realizar a liberação dos recursos reservados. Neste sentido, dois tipos de temporizadores são definidos. O primeiro temporizador é definido por fluxo. Ou seja, para cada fluxo atravessando um nó que esteja no aguardo pela confirmação haverá um temporizador ativo. O segundo temporizador, por sua vez, é definido por cada *ticket* ativo na requisição. Deste modo, caso a requisição em um determinado nó gere 3 *tickets* distintos deverão ser iniciados 3 (três) temporizadores.

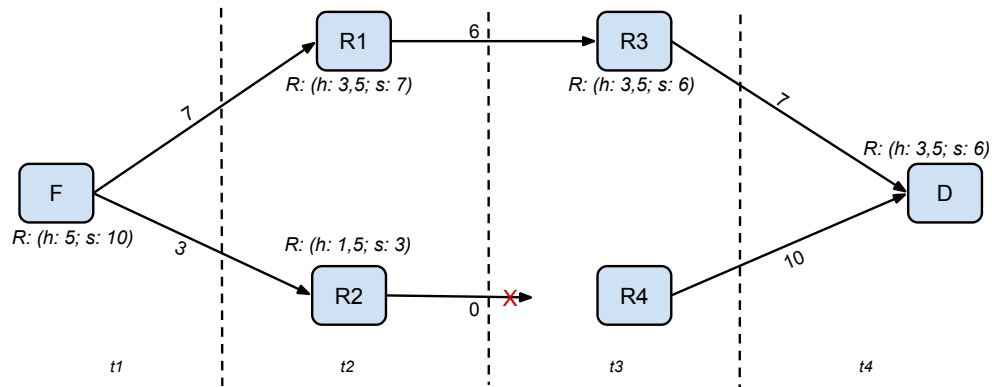
A necessidade de haver temporizadores por *tickets* (e não apenas por fluxo) deve-se ao fato de que um único *ticket* poderia vir a atingir a restrição mínima de um fluxo, cancelando, portanto, o temporizador do fluxo. De modo a tornar mais claro o entendimento, considere o cenário apresentado na Figura 4.2. Neste exemplo tem-se uma topologia de rede onde os pesos dos arcos indicam valores de largura de banda disponível e foram definidos de maneira aleatória enquanto que os rótulos nos nós indicam a especificação do fluxo recebido via *tickets* do nó ascendente (ou aplicação no caso do nó F).

Como pode ser visto no cenário exposto, o nó F irá criar dois *tickets*, com largura de banda reservadas proporcionais à largura de banda disponível. Neste sentido, após o processo de confirmação (que será melhor detalhado mais a frente) o nó F possuirá o valor 6 (seis) como largura de banda reservado em R1 enquanto que não possuirá nenhum valor reservado em R2, visto que não foi possível a realização de reserva em todo o caminho. Em vista das condições apresentadas, o fluxo está apto a ser iniciado (visto que foi atingido o valor mínimo necessário da requisição original, isto é, 5 (cinco)), cancelando portanto o temporizador do fluxo. Por outro lado, o temporizador do *ticket* direcionado à R2 será esgotado, visto que não foi possível haver a confirmação para tal *ticket*, sendo, portanto, liberado o recurso reservado.

Passo 8: cria-se uma entrada na lista de fluxos registrados no nó marcando-o como estado de espera.

Nas Figuras 4.3(a) e 4.3(b) são apresentados dois exemplos de topologias e como o processo de reserva temporária é realizado. No primeiro cenário (Figura 4.3(a)), o nó corrente (R1) possui 4 (quatro) vizinhos, dos quais três participam do conjunto CE. Todavia, visto que não há largura de banda disponível para o nó R5, não é gerado nenhum *ticket* de reserva para este nó.

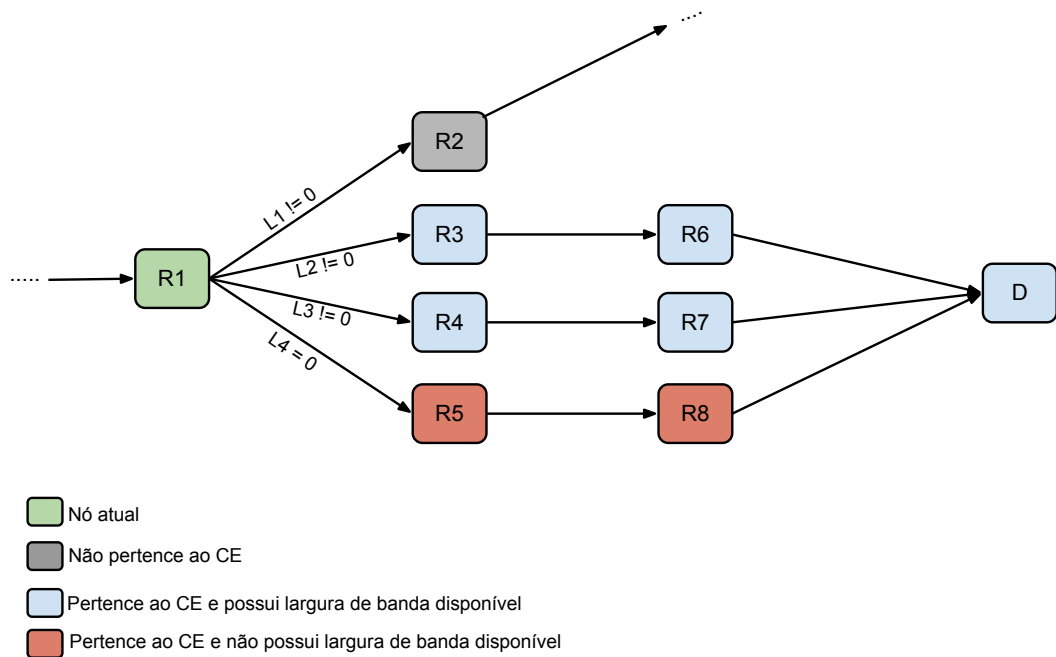
O segundo exemplo (Figura 4.3(b)), por outro lado, apresenta uma topologia bastante semelhante, diferindo no fato de que o nó R6 encontra-se no mesmo raio de transmissão


 Figura 4.2: Cenário ilustrativo sobre a divisão da requisição em *tickets*.

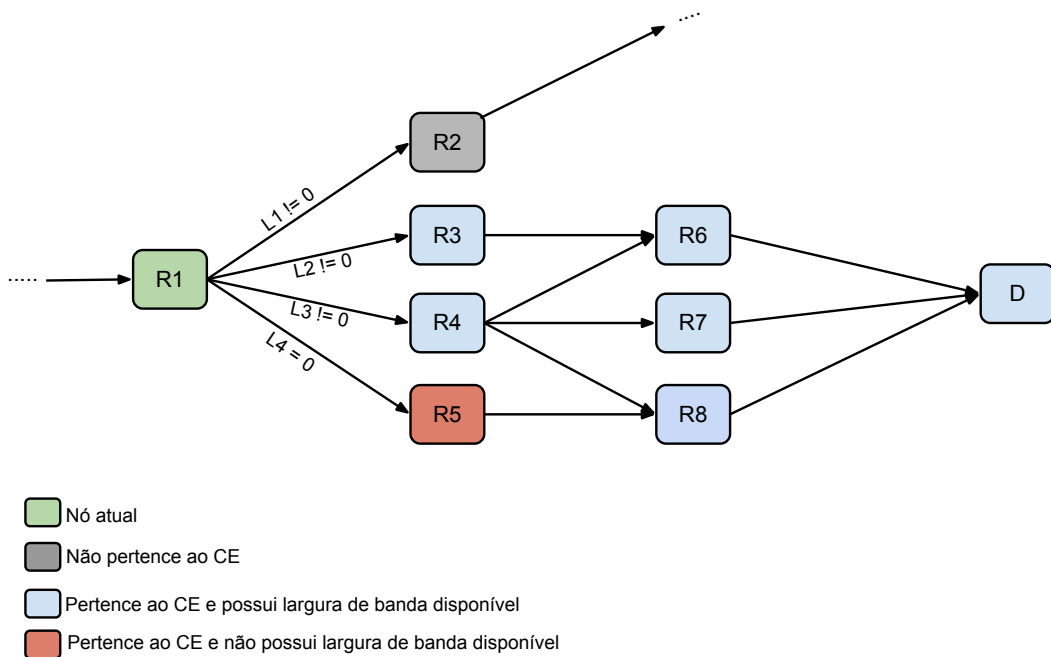
dos nós R3 e R4. Para um cenário como este, o referido nó irá receber *tickets* de reserva de ambos os nós ascendentes e deverá realizar duas reservas distintas (na Seção 4.5 será discutido um mecanismo utilizado para evitar o crescimento exponencial no número de *tickets* transmitidos).

De posse dos valores H_i e S_i a serem enviados a cada um dos vizinhos imediatos, o mecanismo de controle de admissão constrói pacotes de requisição a serem enviados aos vizinhos. Estes pacotes são do tipo *Reservation Request* e contêm as informações sobre todos os *tickets* a serem enviados, bem como a especificação original do fluxo. Na Figura 4.4 é ilustrada a estrutura do pacote *Reservation Request*. Tal pacote possui, além dos campos básicos de um pacote genérico, duas seções distintas. A primeira seção possui um tamanho fixo e tem por objetivo possibilitar a descrição do fluxo que está sendo requisitado, não sofrendo, portanto, alterações em seus valores durante todo o trajeto de transmissão da requisição. Neste sentido, os seguintes campos são definidos:

- Endereço da Origem - O endereço de origem é utilizado para identificar o nó que gerou a requisição para o fluxo;
- Endereço do Destino - Endereço do destino é utilizado para identificar o nó destinatário. Todo nó ao receber um pacote de requisição verifica se é o destino do fluxo. Caso não seja, significa que o nó é considerado mais um *relay* do processo de roteamento;
- Requisito de Largura de Banda Estrito - Este parâmetro especifica o limite mínimo de largura de banda necessário para execução do fluxo;
- Requisito de Largura de Banda Suave - De maneira semelhante ao limite estrito, este parâmetro define o limite suave de largura de banda a ser utilizado;
- *Threshold* - É utilizado para especificar o limite de aceitabilidade para os limites de QoS. Conforme discutido na Seção 2.1, uma das abordagens utilizadas para



(a) Topologia com rotas distintas.



(b) Topologia com intersecção entre rotas.

Figura 4.3: Cenários de reserva de recursos em diferentes topologias.

provimento de QoS em redes sem fio é o chamado QoS Suave. Nesta abordagem, torna-se aceitável o não atendimento dos limites mínimos em pequenos intervalos de tempo. Deste modo, o parâmetro *Threshold* especifica a porcentagem do tempo

em que se espera o cumprimento dos requisitos de QoS.

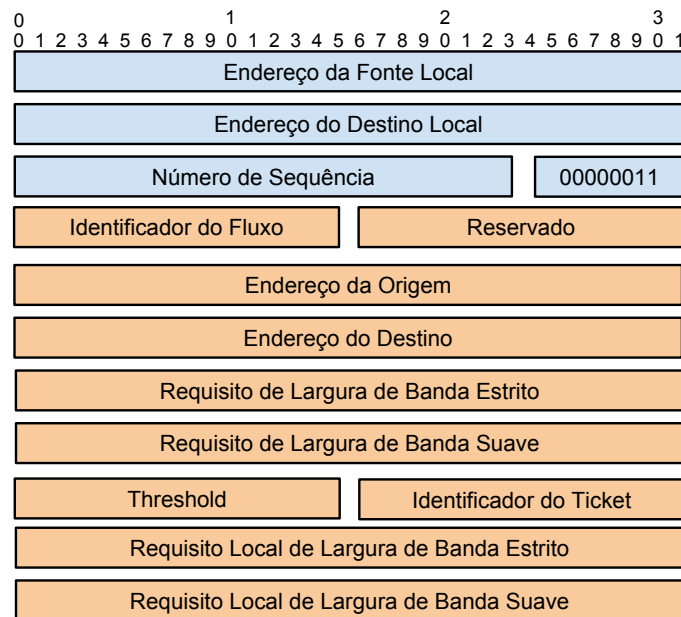


Figura 4.4: Estrutura do pacote *Reservation Request*.

Além da seção de descrição do fluxo, cada pacote *Reservation Request* possui uma seção onde é descrito o *ticket*. Neste sentido, os seguintes campos são especificados:

- Identificador do *Ticket* - Este campo serve para identificar unicamente o *ticket* no fluxo;
- Requisito Local de Largura de Banda Estrito - Especifica o limite estrito a ser reservado no vizinho imediato. Este valor representa uma fração do limiar correspondente da especificação da requisição original;
- Requisito Local de Largura de Banda Suave - Especifica o limite suave a ser reservado no vizinho imediato. Este valor representa uma fração do limiar correspondente da especificação da requisição original.

Conforme discutido, de modo a prosseguir com o processo de reserva de recurso, o nó corrente (seja o transmissor no início da transmissão ou um *relay*) irá construir pacotes do tipo *Reservation Request*, onde o número de pacotes é determinado pelo número de *tickets* a serem enviados. Embora a princípio fosse possível a construção de um único pacote, contendo todos os *tickets* a serem enviados de maneira *broadcast*, a alta variabilidade nas condições do canal de transmissão entre os vizinhos e a possibilidade de ocorrência de problemas de terminal exposto e oculto, faz-se necessário que os pacotes sejam enviados de maneira individual, fazendo uso dos mecanismos RTS/CTS e de confiabilidade parcial

do padrão IEEE 802.11 (três retransmissões), de modo a elevar a probabilidade de entrega dos pacotes de reserva.

Ao receber o pacote, o nó descendente deverá recuperar as informações do *ticket* e da especificação do fluxo e repetir o processo realizado pelo transmissor com as seguintes diferenças:

- Os limiares estrito (H) e suave (S) a serem utilizados como base para a reserva são os valores obtidos no *ticket* recebido. Por exemplo, considerando o cenário da Figura 4.2, o nó R1 irá utilizar os valores 3,5 e 7, para H e S , respectivamente (Passo 1);
- Caso o nó não possua em seus nós descendentes largura de banda suficiente para atender ao limite estrito do *ticket*, o nó simplesmente ignora a requisição. A partir de tal ação os nós ascendentes irão eventualmente detectar o problema ocorrido em virtude do esgotamento dos temporizadores (Passo 4);
- A criação do temporizador por fluxo é realizada apenas no caso do *ticket* ser o primeiro deste fluxo a ser recebido no nó. Para cenários onde um nó recebe mais de um *ticket* do mesmo fluxo (a Figura 4.3(b) ilustra um cenário como este) não é inicializado um segundo temporizador (Passo 7).

4.4.2 Fase 2: Confirmação da Requisição e Consolidação da Reserva dos Recursos

A segunda fase do processo de controle de admissão consiste do processo de confirmação da reserva de recurso realizada. Tal etapa é iniciada assim que o nó destino recebe um número de *tickets* suficientes para atender a especificação do fluxo. A seguir, são apresentados os passos realizados pelo nó destino a cada recebimento de um *ticket*.

1. O nó destino recupera o *ticket* e verifica se já há alguma entrada para aquele fluxo armazenada na tabela de fluxos. Se não houver, o nó cria uma entrada e inicia um temporizador por fluxo;
2. O nó adiciona o novo *ticket* à lista de *tickets* pendentes do fluxo e realiza a soma de todos os valores máximos reservados pelos *tickets* (limites suave). Caso seja constatado que o limite estrito da requisição foi atingido (isto é, já foi coletado um número mínimo de *tickets*), confirma-se todos os *tickets* recebidos, através do envio de pacotes do tipo *TicketAck* via comunicação *unicast*, alterando o estado do fluxo para ativo e cancelando o temporizador do fluxo.

O pacote *TicketAck* tem por objetivo realizar a confirmação da largura de banda reservada. O valor confirmado encontra-se sempre no intervalo entre limite estrito e limite suave, inclusive. Na Figura 4.5 é apresentada a estrutura do pacote *TicketAck*, sendo descritos a seguir seus principais atributos:

- Identificador de Fluxo - Este campo identifica o fluxo que o pacote *TicketAck* pretende confirmar.
- Identificador do *Ticket* - Este campo identifica o *ticket* que deve ser confirmado.
- Largura de Banda Reservada - Especifica a largura de banda de fato reservada através da requisição.

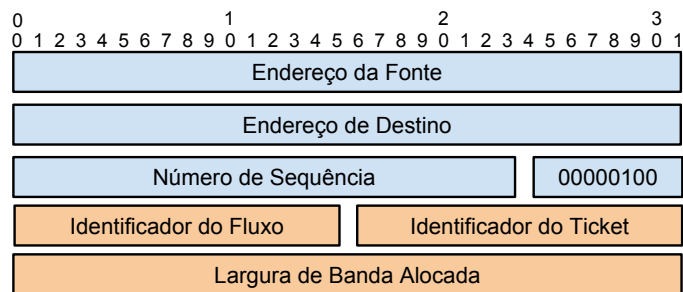


Figura 4.5: Estrutura do pacote *Ticket Ack*.

Conforme o nó destinatário confirme os *tickets* recebidos, os nós intermediários realizam um processo semelhante para confirmação da reserva a seu nó ascendente. O nó *relay* irá coletar as confirmações dos *tickets* enviados até que o valor total seja equivalente a pelo menos o valor do limite estrito da requisição. Neste caso, o protocolo altera o estado do fluxo para ativo, consolida as reservas de larguras de bandas já confirmadas e envia um pacote *TicketAck* para seu nó ascendente. No caso dos *tickets* em que o valor confirmado seja igual ao limite suave, o *ticket* é removido e o seu temporizador é, conseqüentemente, cancelado.

Caso o *relay* receba dois pacotes *TicketAck* referentes ao mesmo *ticket*, ele deve retransmitir o valor atualizado para o nó ascendente através do envio de um novo pacote *TicketAck*. Um cenário onde tal evento poderia vir a ocorrer é apresentado na Figura 4.6. Assumindo que em um dado momento o nó E tenha solicitado a reserva de recurso e os nós R1, R2, R3 e R4 encontrem-se em estágio de espera para este fluxo, o nó R2 poderia em um dado momento receber um pacote *Ticket Ack* de R3. Dependendo do valor confirmado, o limiar estrito da requisição seria atingido o que dispararia o evento de um pacote *TicketAck* para o nó ascendente (no caso R1).

Dada a assincronia na rede, é válido considerar o caso onde o nó R4 poderia também vir a confirmar sua reserva com um pacote *TicketAck*. Nestas condições, o nó R2 enviaria

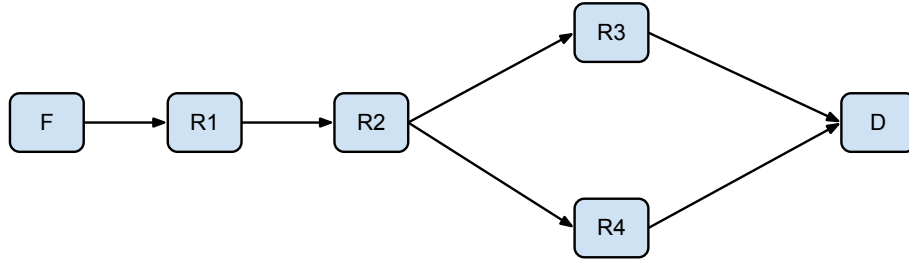


Figura 4.6: Cenário ilustrativo em que um nó poderia vir a receber mais do que um *Ticket Ack* para uma mesma requisição.

um novo pacote *TicketAck* com o valor atualizado (isto é, referente à soma dos valores confirmados por R3 e R4). Ao receber um novo valor, o nó R1 também enviaria um novo pacote *TicketAck* ao seu nó ascendente.

4.4.3 Modelo de Reserva de Recurso

Nesta seção é apresentado um modelo matemático do processo de reserva de recurso, isto é, como uma requisição é dividida em subrequisições e como os limiares estritos e suaves são avaliados para cada nó.

Inicialmente, define-se uma matriz de vazão de transmissão disponível F , apresentada na Equação 4.3, onde n_1 refere-se ao nó transmissor, n_2, n_3, \dots, n_{k-1} referem-se aos nós intermediários e n_k refere-se ao nó receptor. Além disso, considerando $c(n_i \rightarrow n_j)$ como sendo a vazão de transmissão disponível para transmissão do nó n_i para o nó n_j para $i < j$, e $c(n_i \rightarrow n_j) = 0$ para $i \geq j$, $i = 1, 2, \dots, k$, $j = 1, 2, \dots, k$. A matriz de F é triangular estritamente superior, isto é, todas as entradas da diagonal principal e todas as entradas abaixo da diagonal principal são zero. A matriz F é considerada triangular estritamente superior porque *i*) a vazão de transmissão $c(n_i \rightarrow n_i)$ de um nó n_i para si mesmo é considerada zero, para $i = 1, 2, \dots, k$; e *ii*) considera-se apenas o fluxo do nó transmissor n_1 para o nó receptor n_k e não o caminho inverso.

Com base na discussão supracitada, define-se a matriz F_S , apresentada na Equação 4.4, como sendo o somatório de vazões de transmissão disponíveis para transmissão em todos os nós descendentes.

$$F = \begin{bmatrix} 0 & c(n_1 \rightarrow n_2) & c(n_1 \rightarrow n_3) & \dots & c(n_1 \rightarrow n_k) \\ 0 & 0 & c(n_2 \rightarrow n_3) & \dots & c(n_2 \rightarrow n_k) \\ 0 & 0 & 0 & \dots & c(n_3 \rightarrow n_k) \\ \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ 0 & 0 & 0 & \dots & 0 \end{bmatrix} \quad (4.3)$$

$$F_S = \begin{bmatrix} \sum_{j=1}^k c(n_1 \rightarrow n_j) \\ \vdots \\ \sum_{j=1}^k c(n_N \rightarrow n_j) \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 1 & 1 & \dots & 1 & 1 \end{bmatrix} F^T \quad (4.4)$$

Tendo como base a vazão de transmissão $c(n_1 \rightarrow n_j)$ entre dois nós n_i e n_j e a matriz F_S , define-se a matriz de proporção A , apresentada na Equação 4.5, contendo as proporções entre a vazão disponível para transmissão do nó corrente e o somatório de vazão de transmissão disponível para transmissão em todos os nós descendentes. Neste sentido, cada entrada $A(i, j)$ é calculada a partir da Equação 4.6.

$$A = \begin{bmatrix} 0 & \frac{c(n_1 \rightarrow n_2)}{F_S(1)} & \frac{c(n_1 \rightarrow n_3)}{F_S(1)} & \dots & \frac{c(n_1 \rightarrow n_k)}{F_S(1)} \\ 0 & 0 & \frac{c(n_2 \rightarrow n_3)}{F_S(2)} & \dots & \frac{c(n_2 \rightarrow n_k)}{F_S(2)} \\ 0 & 0 & 0 & \dots & \frac{c(n_3 \rightarrow n_k)}{F_S(3)} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ 0 & 0 & 0 & \dots & 0 \end{bmatrix} \quad (4.5)$$

$$A(i, j) = \begin{cases} \frac{c(n_i \rightarrow n_j)}{F_S(i)} & \text{if } F_S(i) \neq 0 \\ 0 & \text{if } F_S(i) = 0 \end{cases} \quad (4.6)$$

A partir da discussão apresentada, define-se as matrizes H e S como sendo as matrizes de limiares estrito (H) e suaves (S) e possuindo dimensões iguais a da matriz F . As entradas das diagonais principais de tais matrizes são especificamente os limiares estrito e suave para cada nó. Neste sentido, cada elemento da matriz H e S é avaliado a partir do Algoritmo 4.1. Inicialmente ambas as matrizes matrizes são inicializadas como matrizes nulas, isto é, todos os seus elementos são definidos como zero. As entradas $H(1,1)$ e $S(1,1)$ (valores da primeira linha e primeira coluna das matrizes) são inicializados com os limiares estrito ($H_{transmissor}$) e suave ($S_{transmissor}$) requisitados pelo nó transmissão. Por fim, as demais entradas são avaliadas a partir das Equações 4.1 e 4.2.

Os limiares estritos e suaves para cada nó são apresentados respectivamente nos vetores H_d e S_d . Tais vetores são obtidos a partir das entradas das diagonais principais das matrizes de limiares estrito e suave, conforme apresentado nas Equações 4.7 e 4.8.

$$H_d = \begin{bmatrix} H(1,1) \\ H(2,2) \\ \vdots \\ H(k,k) \end{bmatrix} \quad (4.7)$$

Algoritmo 4.1: Avaliando as matrizes de limiares estrito (H) e suave (S).

Input: $A, F_S, H_{transmissor}, S_{receptor}$

Result: H, S

```

1 begin
2    $H = [0]_{k \times k}$  ;
3    $S = [0]_{k \times k}$  ;
4    $H(1,1) = H_{transmissor}$  ;
5    $S(1,1) = S_{receptor}$  ;
6    $i = 1$  ;
7   for  $i \leq k$  do
8      $j = i$  ;
9     for  $j \leq k$  do
10      if  $i \neq j$  then
11        if  $A(i,j) \cdot H(i,i) \leq F(i,j)$  then
12           $S(i,j) = \min \{A(i,j) \cdot S(i,i), F(i,j)\}$  ;
13           $H(i,j) = A(i,j) \cdot H(i,i)$  ;
14           $S(j,j) = S(j,j) + S(i,j)$  ;
15           $H(j,j) = H(j,j) + H(i,j)$  ;
16        else
17           $S(i,j) = 0$  ;
18           $H(i,j) = 0$  ;
19       $j = j + 1$  ;
20     $i = i + 1$  ;
21 end

```

$$S_d = \begin{bmatrix} S(1,1) \\ S(2,2) \\ \vdots \\ S(k,k) \end{bmatrix} \quad (4.8)$$

Nos Exemplos 1 e 2 a seguir é ilustrada a aplicação do modelo de reserva de recurso discutido em dois cenários de transmissão distintos.

Exemplo 1 Considere a matriz de vazões F definidas na Equação 4.9 e os limiares estrito e suave $H_{transmissor} = 5$ e $S_{transmissor} = 10$ requisitados pelo nó transmissor, representando o cenário apresentado na Figura 4.7(a). O vetor com o somatório das vazões de transmissão disponíveis de todos os nós descendentes é apresentado na Equação 4.10. A matriz de propoções A é apresentada na Equação 4.11. A partir de tais premissas, as matrizes de limiares estritos e suaves são avaliadas através do Algoritmo 4.1 e são apresentadas respectivamente nas Equações 4.12 e 4.13. Os vetores H_d e S_d (obtidos das Equações 4.12 e 4.13, respectivamente) são extraídos das diagonais principais das matrizes de limiares estritos e suaves. Neste sentido, as entradas dos vetores H_d e S_d são respectivamente os limiares estritos e suaves apresentados na Figura 4.7(b) para cada nó. Finalmente, os rótulos em cada arco da topologia apresentada na figura supracitada representam as vazões de transmissão remanescentes após o processo de reserva de recursos.

$$F = \begin{bmatrix} 0,0 & 7,0 & 3,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 \\ 0,0 & 0,0 & 0,0 & 6,0 & 0,0 & 0,0 \\ 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 \\ 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 7,0 \\ 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 10,0 \\ 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 \end{bmatrix} \quad (4.9)$$

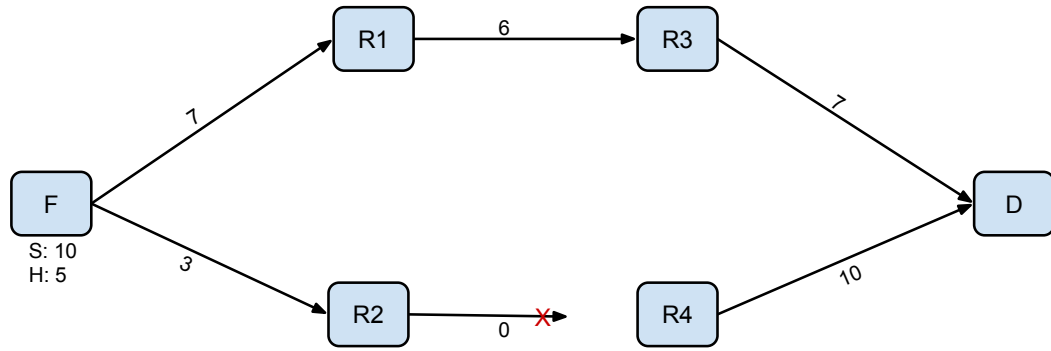
$$F_S = \begin{bmatrix} 10,0 \\ 6,0 \\ 0,0 \\ 7,0 \\ 10,0 \\ 0,0 \end{bmatrix} \quad (4.10)$$

$$A = \begin{bmatrix} 0,00 & 0,70 & 0,30 & 0,00 & 0,00 & 0,00 \\ 0,00 & 0,00 & 0,00 & 1,00 & 0,00 & 0,00 \\ 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 \\ 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 & 1,00 \\ 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 & 1,00 \\ 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 \end{bmatrix} \quad (4.11)$$

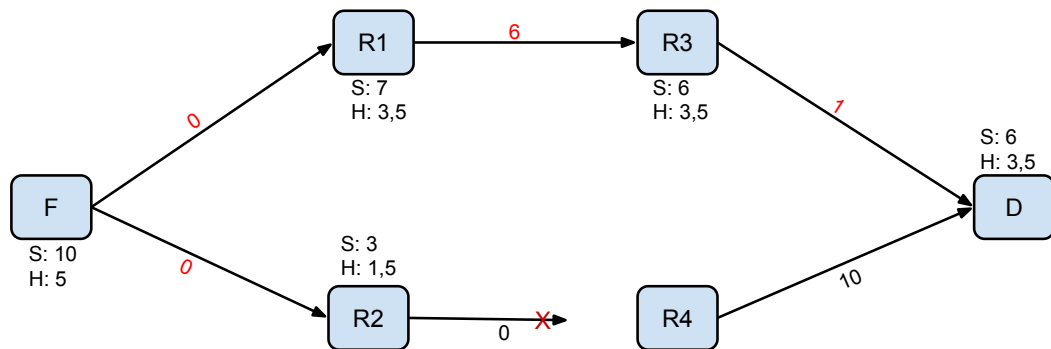
$$H = \begin{bmatrix} 5,0 & 3,5 & 1,5 & 0,0 & 0,0 & 0,0 \\ 0,0 & 3,5 & 0,0 & 3,5 & 0,0 & 0,0 \\ 0,0 & 0,0 & 1,5 & 0,0 & 0,0 & 0,0 \\ 0,0 & 0,0 & 0,0 & 3,5 & 0,0 & 3,5 \\ 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 \\ 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 3,5 \end{bmatrix}, \quad H_d = \begin{bmatrix} 5,0 \\ 3,5 \\ 1,5 \\ 3,5 \\ 0,0 \\ 3,5 \end{bmatrix} \quad (4.12)$$

$$S = \begin{bmatrix} 10,0 & 7,0 & 3,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 \\ 0,0 & 7,0 & 0,0 & 6,0 & 0,0 & 0,0 \\ 0,0 & 0,0 & 3,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 \\ 0,0 & 0,0 & 0,0 & 6,0 & 0,0 & 6,0 \\ 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 \\ 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 6,0 \end{bmatrix}, \quad S_d = \begin{bmatrix} 10,0 \\ 7,0 \\ 3,0 \\ 6,0 \\ 0,0 \\ 6,0 \end{bmatrix} \quad (4.13)$$

Exemplo 2 Considere a matriz de vazões F definidas na Equação 4.14 e os limiares estrito e suave $H_{transmissor} = 30$ e $S_{transmissor} = 100$ requisitados pelo nó transmissor, representando o cenário apresentado na Figura 4.8(a). O vetor com o somatório das vazões de transmissão disponíveis de todos os nós descendentes é apresentado na Equação 4.15. A matriz de propoções A é apresentada na Equação 4.16. A partir de tais premissas, as matrizes de limiares estritos e suaves são avaliadas através do Algoritmo 4.1 e são apresentadas respectivamente nas Equações 4.17 e 4.18. Os vetores H_d e S_d (obtidos das Equações 4.17 e 4.18, respectivamente) são extraídos das diagonais principais das matrizes de limiares estritos e suaves. Neste sentido, as entradas dos vetores H_d e S_d são respectivamente os limiares estritos e suaves apresentados na Figura 4.8(b) para cada nó. Finalmente, os rótulos em cada arco da topologia apresentada na figura supracitada representam as vazões de transmissão remanescentes após o processo de reserva de recursos.



(a) Estado inicial da rede.



(b) Estado da rede após o processo de reserva de recursos.

Figura 4.7: Exemplo de como uma requisição é propagada na rede em relação ao modelo de reserva de recursos.

$$F = \begin{bmatrix} 0,0 & 20,0 & 30,0 & 50,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 \\ 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 10,0 & 30,0 & 0,0 \\ 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 60,0 \\ 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 \\ 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 30,0 \\ 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 30,0 \\ 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 \end{bmatrix} \quad (4.14)$$

$$F_S = \begin{bmatrix} 100,0 \\ 40,0 \\ 60,0 \\ 0,0 \\ 30,0 \\ 30,0 \\ 0,0 \end{bmatrix} \quad (4.15)$$

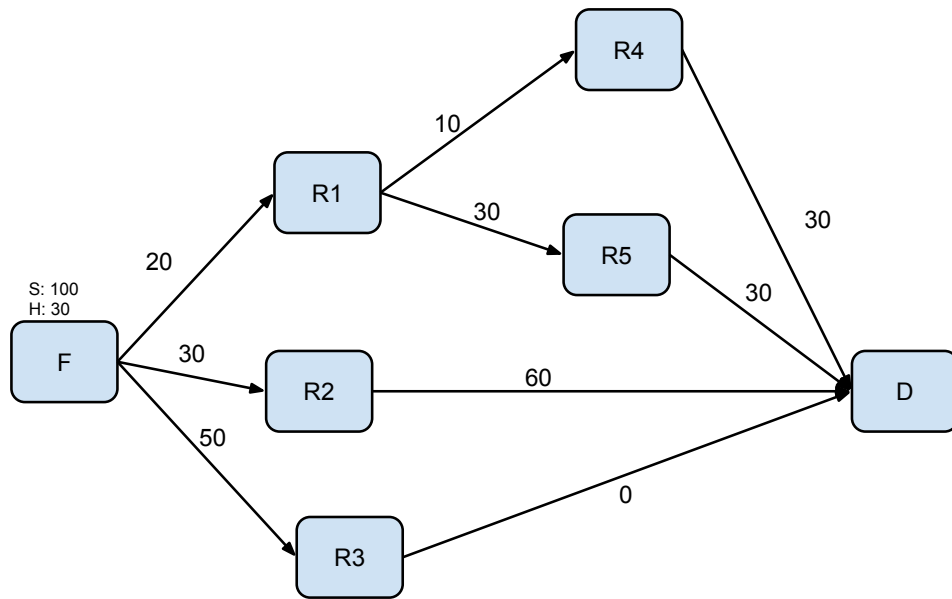
$$A = \begin{bmatrix} 0,00 & 0,20 & 0,30 & 0,50 & 0,00 & 0,00 & 0,00 \\ 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,25 & 0,75 & 0,00 \\ 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 & 1,00 \\ 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 \\ 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 & 1,00 \\ 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 & 1,00 \\ 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 & 0,00 \end{bmatrix} \quad (4.16)$$

$$H = \begin{bmatrix} 30,0 & 6,0 & 9,0 & 15,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 \\ 0,0 & 6,0 & 0,0 & 0,0 & 1,5 & 4,5 & 0,0 \\ 0,0 & 0,0 & 9,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 9,0 \\ 0,0 & 0,0 & 0,0 & 15,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 \\ 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 1,5 & 0,0 & 1,5 \\ 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 4,5 & 4,5 \\ 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 15,0 \end{bmatrix}, \quad H_d = \begin{bmatrix} 30,0 \\ 6,0 \\ 9,0 \\ 15,0 \\ 1,5 \\ 4,5 \\ 15,0 \end{bmatrix} \quad (4.17)$$

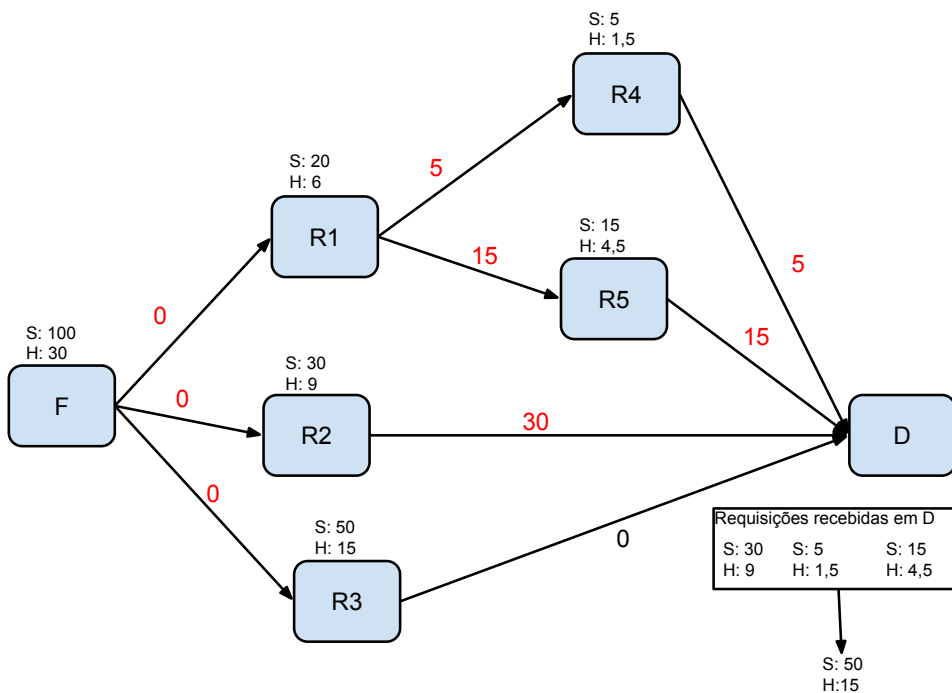
$$S = \begin{bmatrix} 100,0 & 20,0 & 30,0 & 50,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 \\ 0,0 & 20,0 & 0,0 & 0,0 & 5,0 & 15,0 & 0,0 \\ 0,0 & 0,0 & 30,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 30,0 \\ 0,0 & 0,0 & 0,0 & 50,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 \\ 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 5,0 & 0,0 & 5,0 \\ 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 15,0 & 15,0 \\ 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 0,0 & 50,0 \end{bmatrix}, \quad S_d = \begin{bmatrix} 100,0 \\ 20,0 \\ 30,0 \\ 50,0 \\ 5,0 \\ 15,0 \\ 50,0 \end{bmatrix} \quad (4.18)$$

4.4.4 Esgotamento dos Temporizadores de Fluxo e de *Tickets*

O último ponto a ser considerado durante o processo de controle de admissão é o esgotamento dos temporizadores de fluxo e *tickets*. O esgotamento do temporizador do fluxo em um dado nó é um indicativo de que o controle de admissão não conseguiu confirmar



(a) Estado inicial da rede.



(b) Estado da rede após o processo de reserva de recursos.

Figura 4.8: Exemplo de como uma requisição é propagada na rede em relação ao modelo de reserva de recursos.

o mínimo necessário para que a transmissão possa prosseguir. Neste caso, todas as reservas realizadas em nome deste fluxo são removidas bem como são cancelados todos os temporizadores de *tickets*.

O esgotamento do temporizador de *ticket*, por sua vez, tem por objetivo identificar requisições que tenham sido parcialmente confirmadas, liberando a porção não confirmada dentro do período estipulado. De modo a exemplificar este mecanismo, considere novamente o cenário apresentado na Figura 4.6. Caso o *ticket* enviado ao nó R4 não seja confirmado a tempo, a largura de banda reservada referente a este nó é liberada.

4.5 Mecanismo de Prevenção do Crescimento Exponencial do Número de Pacotes Transmitidos

Como pôde ser visto nas seções anteriores, o mecanismo discutido realiza a reserva dos recursos de QoS nos nós que compõem a árvore de transmissão de um fluxo. Todavia, medidas devem ser tomadas de modo a evitar que a realização de reserva em um conjunto de nós descendentes gere um crescimento exponencial no número de pacotes transmitidos. De modo a exemplificar o problema, considere o cenário apresentado na Figura 4.9. No referido cenário, tem-se uma topologia composta por 11 nós (2 nós finais e 9 relays). Cada um dos nós está ligado diretamente a um conjunto de nós encaminhadores. Considerando uma abordagem simplória na qual cada nó gerasse um pacote por nó descendente para cada requisição recebida, ao final do processo de reserva seriam transmitidos um total de 112 pacotes (sem levar em consideração a fase de confirmação da reserva). O número elevado de pacotes transmitidos é devido ao fato de que o número de pacotes, na solução discutida, é definido pelo produto do número de descendentes pelo número de pacotes recebidos.

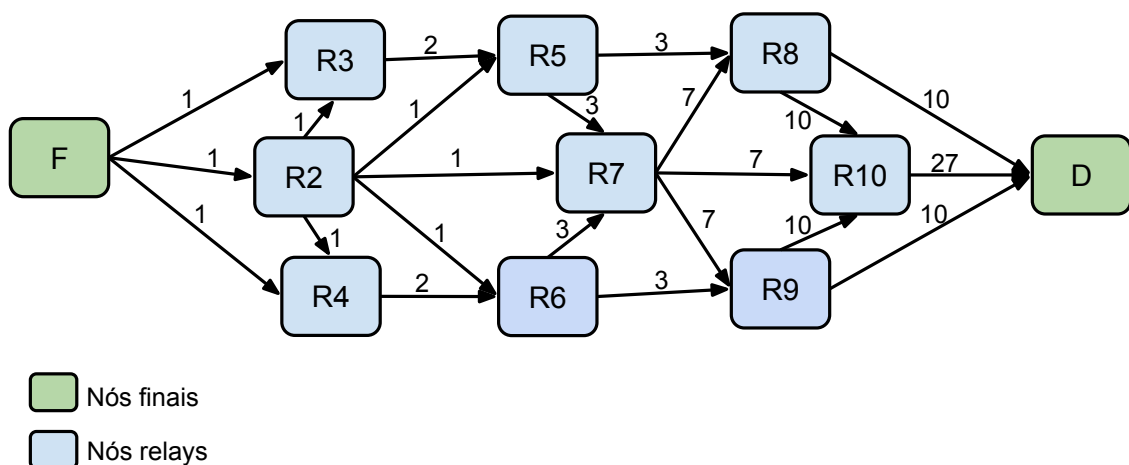


Figura 4.9: Cenário que ilustra o crescimento exponencial no número de pacotes transmitidos. Os rótulos nos arcos ligando dois nós indicam o número de pacotes transmitidos naquele enlace.

De modo a mitigar os efeitos do crescimento exponencial do número de pacotes transmitidos, foi introduzido um mecanismo de *backoff*. Tal mecanismo possibilita a aglutinação das requisições provenientes dos nós ascendentes, reduzindo o número de pacotes a serem transmitidos. Em linhas gerais, o mecanismo introduzido funciona da seguinte maneira: durante o processo de reserva, ao receber o primeiro *ticket* de uma requisição, o nó não efetua a retransmissão imediata do *ticket* mas sim realiza um retardo na transmissão por um período de tempo aleatório (período de *backoff*). Se durante o período de *backoff* o nó receber um segundo *ticket* do mesmo fluxo, é realizada uma segunda reserva do recurso pretendido (a partir do valor do segundo *ticket* recebido) e os valores dos *tickets* a serem enviados são somados, perfazendo uma única requisição. Por último, de modo a possibilitar o aglutinamento de novas requisições, o temporizador de *backoff* é reiniciado.

Na ocorrência do esgotamento do temporizador do *backoff*, o nó envia uma única requisição contendo a aglutinação de todas as requisições recebidas. Na Figura 4.10 é ilustrado um cenário que descreve o funcionamento do referido mecanismo. Neste cenário, tem-se um exemplo onde ocorre a aglutinação das requisições em dois pontos da topologia (nos nós R5 e R6). Para que tal configuração ocorra, uma possível sequência de eventos é listada abaixo:

1. O nó R1 enviaria, de maneira sequencial, os *tickets* T1, T2 e T3 direcionados aos nós R2, R3 e R4, respectivamente;
2. Os nós R2 e R3 escolheriam, de maneira aleatória, valores para *backoff* próximos entre si. Por outro lado, R4 escolheria um valor relativamente alto em relação aos demais nós;
3. Ao ter o seu temporizador esgotado, o nó R2 enviaria seu *ticket* (T1) para o nó R5, iniciando neste um temporizador;
4. O temporizador de R3 deveria ser o próximo a se esgotar, de modo que o *ticket* T2 seria enviado para o nó R5, o qual, por conta do recebimento do *ticket* durante o estado de *backoff* reiniciaria seu temporizador;
5. O temporizador em R5 se esgotaria, fazendo com que o *ticket* T4 (representando a união de T1 e T2) seja enviado para o nó R6;
6. O temporizador no nó R4 se esgotaria, tendo como consequência o envio do *ticket* T3 para o nó R5. Ao chegar neste nó o pacote de requisição, o referido nó não realizaria nenhum retardo e repassaria o pacote para o nó R6, onde então o *ticket* T3 seria aglutinado ao *ticket* T4, formando o *ticket* T5.

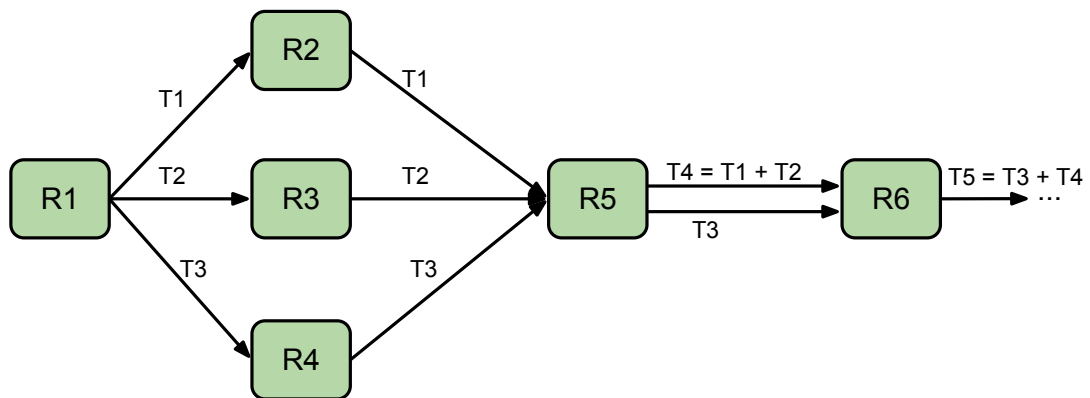


Figura 4.10: Cenário que ilustra o efeito da utilização do mecanismo de *backoff*. Os rótulos nos enlaces indicam os *tickets* enviados através do enlace.

4.6 Manutenção da Reserva

Após a realização da admissão do novo fluxo, um ponto a ser considerado é por quanto tempo as reservas de largura de banda serão mantidas nos nós intermediários. Para este ponto, considerou-se a utilização da abordagem conhecida como *Soft State*, na qual o nó transmissor deve manter um processo contínuo de atualização das reservas realizadas. Neste sentido, o *MuDP-QoS* realiza a atualização periódica das reservas a partir de duas abordagens:

1. Durante eventos de transmissão de dados, a recepção de um pacote de dados é considerada uma atualização do fluxo;
2. Em eventos de silêncio da transmissão, onde a aplicação não está transmitindo, o protocolo envia um pacote *probe* indicando que a transmissão ainda encontra-se ativa.

Caso um nó não receba nenhum pacote de atualização de reserva (sejam dados ou pacotes *probe*) dentro de um tempo predefinido é realizado um processo de liberação onde a largura de banda reservada é então liberada.

4.7 Sumário do Capítulo

Neste capítulo foram apresentados os detalhes do funcionamento do mecanismo de controle de admissão e reserva de recursos empregado no protocolo *MuDP-QoS*. Tal mecanismo realiza reserva de largura de banda em múltiplos caminhos, onde o valor reservado em cada canal é definido de maneira proporcional às larguras de banda disponíveis nos enlaces. Ademais, o mecanismo de controle de admissão proposto oferece suporte às aplicações

adaptativas a partir da utilização de limiares mínimo (estrito) e desejável (suave) para o parâmetro de QoS nas requisições.

A partir da utilização da métrica de roteamento e do mecanismo de estimação de largura de banda disponível, discutidos no Capítulo 3, e do mecanismo de controle de admissão proposto neste capítulo, o protocolo proposto neste trabalho torna-se apto a determinar quais nós compõem a rede além de realizar a reserva de recursos necessária a uma transmissão com suporte de QoS entre um transmissor e um receptor. No próximo Capítulo serão apresentados os detalhes referentes as avaliações realizadas com o propósito de analisar o mecanismo de controle de admissão proposto sob diferentes cenários.

Capítulo 5

Avaliação Experimental do Mecanismo de Controle de Admissão

O objetivo deste capítulo é apresentar os detalhes referentes aos experimentos realizados tendo como foco o mecanismo de controle de admissão proposto no Capítulo 4. Neste sentido, foram realizadas quatro avaliações com o intuito de analisar o comportamento do mecanismo proposto sob diferentes perspectivas. As duas primeiras avaliações tiveram caráter comparativo no sentido em que o desempenho do mecanismo proposto foi comparado com duas soluções para controle de admissão. As avaliações 3 e 4, por sua vez, tiveram como objetivo básico a análise de comportamento do mecanismo proposto sob diferentes aspectos.

Este capítulo está organizado como segue: na Seção 5.2 são apresentados os detalhes da metodologia empregada nos experimentos realizados. De maneira específica, na Subseção 5.2.1 são discutidos os detalhes da análise comparativa do mecanismo proposto em relação à proposta de controle de admissão baseado em roteamento por múltiplos caminhos apresentada em Liao *et al.* [50]. Na Subseção 5.2.2 são discutidos os detalhes da análise comparativa, análoga à discutida na Subseção 5.2.1, quando o mecanismo de controle de admissão comparado é baseado em roteamento por caminho único. Por fim, nas subseções 5.2.3 e 5.2.4 são discutidos, respectivamente, os detalhes dos experimentos realizados para análise do comportamento do mecanismo proposto em relação à variação da topologia da rede e dos efeitos da utilização do limiar suave no processo de controle de admissão.

Após a discussão da metodologia empregada para realização dos experimentos, na Seção 5.3 os resultados e as discussões relativas aos experimentos realizados. Por fim, na Seção 5.4 são apresentadas as considerações finais do capítulo.

5.1 Sobre o Desenvolvimento do Protótipo

De modo a avaliar o mecanismo de controle de admissão proposto, foi desenvolvido um protótipo para ser utilizado como protocolo de camada de rede nas simulações. Para o desenvolvimento do protótipo foi utilizado como base o arcabouço para desenvolvimento de simuladores OMNeT++ [142]. A escolha de simulação como método adotado para a avaliação deve-se ao fato de que esta abordagem possibilita, sobretudo na fase de prototipação, a reprodutibilidade de resultados, escalabilidade na execução dos experimentos e configuração simplificada de novos cenários.

5.2 Metodologia de Avaliação Empregada nos Experimentos

5.2.1 Avaliação 1: Mecanismo de Controle de Admissão Proposto versus Mecanismo Controle de Admissão Baseado em Roteamento por Múltiplos Caminhos

Objetivos e Hipóteses

Conforme discutido, o objetivo desta seção é apresentar a metodologia empregada no experimento cujo propósito é comparar o comportamento do mecanismo de controle de admissão proposto (referido a partir deste ponto como OR) em relação à solução para controle de admissão baseado em roteamento via múltiplos caminhos proposta em Liao *et al.* [50] (referido a partir deste ponto como TK). Neste sentido, foi empregada, neste experimento, a abordagem de inferência estatística *Teste de Hipótese* [143] na qual foi constituída a seguinte pergunta de pesquisa a ser respondida:

- “A utilização do mecanismo de controle de admissão proposto (OR) resulta em uma maior taxa de sucesso em comparação a um mecanismo de reserva baseado em roteamento por múltiplos caminhos (TK)?”

Por *Taxa de Sucesso*, indica-se o percentual de cenários em que o mecanismo de controle de admissão estudado é capaz concretizar a reserva de recursos.

Diante da pergunta de pesquisa apresentada, foram formuladas as seguintes hipóteses:

- *Hipótese Nula* - H_0 : a utilização do mecanismo de controle de admissão proposto (OR) *não resulta* em uma maior taxa de sucesso que um mecanismo análogo baseado em roteamento por múltiplos caminhos (TK).

- *Hipótese Alternativa - H_A* : a utilização do mecanismo de controle de admissão proposto (OR) *resulta* em uma maior taxa de sucesso que um mecanismo análogo baseado em roteamento por múltiplos caminhos (TK).

Neste contexto, espera-se a partir dos experimentos refutar a hipótese H_0 , mostrando, portanto, que a hipótese H_A é verdadeira.

Seleção de Variáveis

Na Tabela 5.1 são apresentadas as variáveis utilizadas neste experimento. Tais variáveis estão categorizadas entre *Independentes* e *Dependentes* [143], onde as variáveis independentes referem-se as variáveis cujos valores não dependem, no contexto do experimento, de nenhuma outra. Tais variáveis são consideradas variáveis de entrada do experimento. As variáveis dependentes, por outro lado, referem-se as variáveis cujas respostas desejam ser observadas. De maneira análoga as variáveis independentes, as variáveis dependentes são consideradas variáveis de saída do experimento.

Tabela 5.1: Variáveis utilizadas nos experimentos.

Variável	Tipo		Valor padrão
	Dependente	Independente	
Taxa de sucesso	X		–
Número de nós		X	–
Área de dispersão dos nós		X	–
Vazão de transmissão média disponível nos enlaces		X	–
Desvio padrão para os valores de vazão de transmissão		X	–
Valor do limiar suave		X	1 Mbps
Valor do limiar estrito		X	400 kbps

Projeto do Experimento

Para a construção dos diferentes cenários de experimentos, considerou-se a variação das seguintes variáveis independentes (denominados *fatores* [143]), listadas a seguir.

1. tamanho da rede;
2. densidade da rede;
3. o valor médio da vazão de transmissão disponível dos enlaces;

4. variação na vazão de transmissão média disponível nos enlaces.

Os dois primeiros fatores supracitados impactam sobretudo na topologia das redes estudadas. O primeiro deles refere-se à variação no tamanho da rede. Para tal, considerou-se dez níveis para este fator, onde no nível mais baixo a rede é composta por dez nós e a mais alta por 100 nós, havendo saltos de 10 nós entre níveis vizinhos.

O segundo fator, por sua vez, está relacionado ao número de interconexões entre os nós da rede¹. Diferentemente do parâmetro anterior, o ajuste da densidade entre os nós não pode ser definido de maneira precisa nem ser ajustado de maneira direta, isto é, aumentando ou diminuindo o número de conexões entre os nós. Tal parâmetro é, portanto, ajustado de maneira indireta, aumentando ou diminuindo a área máxima na qual os nós podem ser dispersos. Por exemplo, a partir da diminuição na área de dispersão dos nós, os nós tornam-se mais próximos uns dos outros de modo que cada nó tende a possuir mais vizinhos diretos em seu raio de transmissão. Neste contexto, foram definidos dois níveis distintos (500 m x 500 m e 1000 m x 1000 m).

Na Tabela 5.2, é apresentado o conjunto de configurações de topologias considerado nos experimentos relativos aos dois primeiros fatores discutidos. É importante salientar que visando reduzir o número excessivo de topologias possíveis, considerou-se que redes entre 10 e 50 nós seriam disponibilizadas em uma área de 500 m x 500 m (totalizando 0,25 km²), representando redes de pequeno porte, enquanto que as redes entre 60 e 100 nós foram disponibilizadas em uma área de 1000 m x 1000 m (totalizando 1 km²), representando redes de médio porte.

Os dois últimos fatores considerados para variação dos cenários de avaliação referem-se ao valor médio de vazão de transmissão disponível para reserva nos enlaces que interligam os nós na rede e o seu desvio padrão. Para tal, considerou-se que os valores de vazão de transmissão disponíveis não seriam definidos a partir de um valor fixo para todos os enlaces, visto que não se trata de uma premissa válida em uma rede real, mas sim, iriam flutuar em torno de um valor médio. Neste sentido, os valores de vazão de transmissão disponível nos enlaces foram definidos por uma distribuição de probabilidade Normal ou Gaussiana [143], conforme especificado na Equação 5.1. Além disso, é importante frisar que os valores gerados para largura de banda disponíveis são limitados inferiormente por zero, visto não ser possível a definição de um valor negativo para a largura de banda disponível para transmissão.

¹Aqui considera-se densidade da rede com a mesma semântica presente na densidade de um grafo. Isto é, a densidade é dada em função da relação entre o número de nós da rede e o número de interconexões entre os nós dessa rede.

Tabela 5.2: Topologias estudadas nos experimentos.

Área de dispersão dos nós	Número de nós na rede
500 m x 500 m (0,25 km ²)	10
	20
	30
	40
	50
1000 m x 1000 m (1 km ²)	60
	70
	80
	90
	100

$$f(x, \mu, \sigma) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma^2}} e^{-\frac{(x - \mu)^2}{2\sigma^2}}, \quad -\infty < x < \infty, \sigma > 0, -\infty < \mu < \infty \quad (5.1)$$

onde,

- μ representa o valor médio da amostra;
- σ representa o desvio padrão da amostra.

Para os fatores supracitados, foram definidos os níveis especificados na Tabela 5.3.

A partir da combinação dos diferentes níveis dos fatores considerados nos experimentos, foram definidos 200 cenários distintos, possibilitando avaliar o comportamento do mecanismo de controle de admissão sob diferentes condições de transmissão. Na Tabela A.1, presente no Apêndice A, é apresentada a lista completa dos cenários utilizados nas simulações.

Definição da População

Para a realização da avaliação proposta, utilizou-se como população dados da variável dependente *taxa de sucesso*. A taxa de sucesso é definida como o percentual de ocorrências em que o mecanismo de controle de admissão foi bem sucedido em realizar a reserva solicitada. Tais dados foram obtidos a partir da execução sucessiva de diferentes cenários e confrontando-se os resultados obtidos a partir da execução do mecanismo de controle de admissão proposto (OR) em relação ao mecanismo de controle de admissão TK.

Tabela 5.3: Níveis para os fatores relacionados ao valor médio da vazão de transmissão disponível entre os nós.

Fator	Níveis
Vazão média disponível	100 kbps
	200 kbps
	300 kbps
	400 kbps
	500 kbps
	600 kbps
	700 kbps
	800 kbps
	900 kbps
	1 Mbps
Desvio padrão das vazões disponíveis	100 kbps
	200 kbps

Para cada cenário de teste, foram realizadas 500 repetições, onde para cada repetição escolheu-se aleatoriamente o nó transmissor e o receptor e utilizou-se uma requisição com valores de 400 kbps para o limite estrito² e 1 Mbps para o limite suave³.

A partir das repetições realizadas para cada cenário, foram obtidas amostras da taxa de sucesso do processo de controle de admissão. Especificamente, para cada cenário estudado foram realizadas 500 execuções distintas. Ademais, o conjunto de execuções foi subdividido em blocos contendo 25 execuções, obtendo deste modo 20 amostras da taxa de sucesso ($20 * 25 = 500$).

Com base no exposto e considerando o número total de cenários (200), para cada mecanismo de controle de admissão avaliado foram realizadas 10^5 simulações, contabilizando um total de $2 * 10^5$ simulações para todo o experimento.

Implementação do Mecanismo de Controle de Admissão TK

Considerando que não há nenhuma implementação disponível do referido mecanismo, foi realizada a implementação de tal controle de admissão no simulador de rede OM-NeT++ [142] a partir da descrição do mecanismo apresentada no artigo original [50].

²Para o caso do mecanismo TK, o limite estrito representa o valor requerido do fluxo.

³Conforme apresentado no Capítulo 4, o limite suave representa o valor desejável pela aplicação para o parâmetro de QoS.

Instrumentação Utilizada na Análise Estatística

Com base nos dados obtidos por simulações, foram utilizados diversos métodos estatísticos, utilizados a partir da ferramenta estatística *R* [144], de forma a determinar a relação existente entre os dados provenientes dos níveis de taxa de sucesso do mecanismo de controle de admissão proposto e o da solução baseada em roteamento por caminho único. Para tal, foi utilizado o mecanismo de Teste de Hipótese [143] com o intuito de verificar qual hipótese, entre as definidas anteriormente nesta subseção, deve ser refutada e qual deve ser aceita.

Neste contexto, foram considerados dois grupos de testes, descritos a seguir.

- *Testes para Análise de Normalidade*: tem por objetivo detectar as características gerais dos dados e testar a normalidade dos dados afim de definir qual teste de inferência estatística deve ser utilizado. No contexto deste trabalho, foram utilizados os seguintes testes estatísticos: *Shapiro-Wilk* [143] e *Anderson-Darling* [143].
- *Testes para Inferência Estatística*: tem por objetivo testar a veracidade de hipóteses apresentadas, tendo como base uma massa de dados. De acordo com as características dos dados, os testes podem ser classificados como paramétricos e não-paramétricos. A escolha de qual teste deve ser utilizado depende do caráter normal da massa de dados estudada. Neste trabalho, considerou-se a utilização dos seguintes testes de hipóteses, dependendo das características das amostras de dados: *t-Student* [143] e *Mann-Whitney-Wilcoxon* [143].

5.2.2 Avaliação 2: Mecanismo de Controle de Admissão Proposto versus Mecanismo Controle de Admissão Baseado em Roteamento por Caminho Único

O segundo experimento teve como objetivo comparar o mecanismo proposto com uma abordagem de controle de admissão baseado em roteamento por caminho único. É importante destacar que não foram encontradas na literatura implementações disponíveis de mecanismos de controle de admissão baseados em roteamento por caminho único. Devido a isso, foi realizada a implementação de um mecanismo de controle baseado em roteamento por caminho único (referenciado como UP). Tal implementação leva em consideração características presentes em diversas soluções presentes na literatura [52, 54, 137, 145, 146]. Basicamente, o processo de reserva de um fluxo neste mecanismo consiste da realização dos passos apresentados a seguir.

Passo 1: a aplicação repassa para o protocolo de reserva a requisição do fluxo pretendido, contendo o nível mínimo de vazão de transmissão requerido, requisito de QoS;

- Passo 2:** o protocolo de roteamento procura em sua tabela de roteamento um caminho para o destino desejado. No caso da solução desenvolvida, o melhor caminho é obtido a partir da execução do algoritmo para cálculo de menor caminho em grafo Bellman-Ford, onde o custo de transmissão entre dois nós é calculado com base na métrica ETX;
- Passo 3:** após recuperar o próximo salto, verifica-se se há vazão de transmissão disponível para atender ao requisito de QoS da aplicação. Se não houver, é emitida uma mensagem de erro à aplicação;
- Passo 4:** é realizada a reserva do recurso necessário para, então, o pacote de reserva ser enviado para o próximo salto;
- Passo 5:** ao receber o pacote de requisição, o *relay* repete o processo desempenhado pelo transmissor, verificando se a rota escolhida satisfaz o nível de QoS requerido;
- Passo 6:** quanto o pacote chega ao receptor, o mesmo inicia o processo de confirmação, enviando um pacote no sentido contrário da solicitação da transmissão;
- Passo 7:** ao receber o pacote de confirmação, o *relay* confirma o recurso reservado, enviando para o nó ascendente um novo pacote de confirmação. Ao receber o pacote de confirmação, o transmissor informa à aplicação a reserva realizada.

Embora, a princípio, o referido protocolo possa ser considerado relativamente simples, ele compartilha diversas propriedades-chave presentes em várias soluções disponíveis na literatura, tais como a reserva em caminho único [54, 137, 145, 146], utilização de um único limiar para reserva (limite estrito) [52, 137, 145, 146] e escolha do melhor caminho para reserva baseado em métricas de roteamento [137, 145, 146].

Objetivos e Hipóteses

De maneira análoga a avaliação anterior, esta avaliação teve por objetivo responder a seguinte pergunta de pesquisa:

- “A utilização do mecanismo de controle de admissão proposto (OR) resulta em uma maior taxa de sucesso em comparação a um mecanismo de reserva baseado em roteamento por caminho único (UP)?”

Diante da pergunta de pesquisa supracitada, foram formuladas as seguintes hipóteses:

- *Hipótese Nula - H_0* : a utilização do mecanismo de controle de admissão proposto (OR) não resulta em uma maior taxa de sucesso que um mecanismo análogo baseado em roteamento por caminho único (UP).

- *Hipótese Alternativa - H_A* : a utilização do mecanismo de controle de admissão proposto (OR) *resulta* em uma maior taxa de sucesso que um mecanismo análogo baseado em roteamento por caminho único (UP).

Seleção de Variáveis, Projeto do Experimento, Definição da População e Instrumentação Utilizada na Análise Estatística

Para a construção do conjunto de variáveis consideradas, a estruturação do projeto do experimento adotado e, por fim, a definição do conjunto de dados que compõe a população foram consideradas as mesmas definições propostas para a avaliação anterior, discutida na Subseção 5.2.1.

5.2.3 Avaliação 3: Comportamento da Taxa de Sucesso de Reserva em Relação às Modificações no Tamanho e Densidade da Rede

A terceira avaliação teve por objetivo avaliar o impacto na variável *taxa de sucesso* diante do crescimento da topologia de rede em termos do número de nós e densidade de conexões entre nós vizinhos. Foram considerados nesta avaliação o mecanismo de controle de admissão proposto (OR), o mecanismo de controle de admissão baseado em roteamento por múltiplos caminhos (TK) [147] e o mecanismo de controle de admissão baseado em roteamento por caminho único.

Para a realização deste experimento, foi considerado a mesma configuração discutida nas subseções 5.2.1 e 5.2.2. Todavia, foi analisado como a taxa de sucesso do processo de reserva de recurso se comporta quando a vazão de transmissão disponível e desvio padrão são constante (300 kbps e 100 kbps, respectivamente) mas o tamanho da rede se modifica.

Na segunda parte deste experimento, foi realizado um estudo adicional com o intuito de analisar o comportamento dos mecanismos de controle de admissão estudados quando o tamanho da rede, em termos de números de nós, é constante porém há uma variação na densidade da rede, devido a alteração na área de dispersão dos nós e na vazão de transmissão disponível para reserva.

5.2.4 Avaliação 4: Efeitos do Limiar Suave no Processo de Controle de Admissão

A última avaliação relacionada ao processo de controle de admissão teve por objetivo avaliar os efeitos da utilização do limiar suave no processo de controle de admissão no mecanismo proposto. Para atingir tal objetivo, foram conduzidos dois experimentos dis-

tintos. No primeiro experimento, foram consideradas redes de 10 à 70 nós dispersas numa área de 0,25 km², onde a vazão de transmissão média disponível e o desvio padrão são respectivamente 400 kbps e 100 kbps. No segundo experimento, por sua vez, foram consideradas redes de 60 à 100 nós cujos nós foram dispersos numa área de 1 km² com vazão de transmissão média disponível de 500 kbps e 200 kbps como desvio padrão. Para ambos experimentos foram definidos os limiares restrito e suave das requisições como sendo 400 kbps e 1 Mbps, respectivamente.

5.3 Análise dos Resultados

5.3.1 Avaliação 1: Mecanismo de Controle de Admissão Proposto versus Mecanismo Controle de Admissão Baseado em Roteamento por Múltiplos Caminhos

A partir dos dados coletados dos experimentos especificados na Subseção 5.2.1 foi realizada a análise estatística com o objetivo de verificar a veracidade ou não das hipóteses levantadas na referida subseção. Inicialmente foi feita uma análise estatística da normalidade dos dados com o objetivo de fundamentar a escolha do teste de inferência estatística adequado a ser usado na análise estatística do comportamento dos mecanismos de controle de admissão comparados.

Em virtude do elevado número de cenários trabalhados, as discussões conduzidas nesta seção terão como enfoque os resultados obtidos em um grupo restrito de cenários escolhidos ao acaso, descritos na Tabela 5.4. No entanto, os resultados das análises estatísticas realizadas para todos os cenários são apresentados na íntegra no Apêndice A.

Tabela 5.4: Conjunto dos cenários discutidos neste capítulo. Para a lista completa de cenários trabalhados neste experimento ver Tabela A.1 apresentada no Apêndice A.

Identificador do cenário	Rede (num nós)	Vazão média	Desvio padrão
3	10	200 kbps	100 kbps
26	20	300 kbps	200 kbps
50	30	500 kbps	200 kbps
63	40	200 kbps	100 kbps
87	50	400 kbps	100 kbps
128	70	400 kbps	200 kbps
152	80	600 kbps	200 kbps
173	90	700 kbps	100 kbps

Continuação na próxima página

Tabela 5.4 – continuação da página anterior

Identificador do cenário	Rede (num nós)	Vazão média	Desvio padrão
187	100	400 kbps	100 kbps
190	100	500 kbps	200 kbps

Nas subseções a seguir serão exibidos os resultados e discussões referentes às duas análises previamente citadas.

Análise da Normalidade Estatística dos Dados

Para verificar se os dados coletados seguiam uma distribuição normal de probabilidade foram feitos testes estatísticos com o objetivo de fundamentar a escolha do tipo de teste de inferência estatística mais adequado.

Para verificar efetivamente a normalidade dos dados utilizaram-se os testes de *Shapiro-Wilk* e *Anderson-Darling* com nível de significância $\alpha = 0,05$ e nível de confiança de 95%. Para estes testes, as seguintes hipóteses foram consideradas:

- *Hipótese Nula* - H_0 : Os dados vêm de uma população com distribuição normal;
- *Hipótese Alternativa* - H_A : Os dados não vêm de uma população com distribuição normal.

Cada um dos testes foi aplicado à variável dependente *taxa de sucesso*, para ambos os mecanismos estudados, onde a rejeição da hipótese nula em favor da hipótese alternativa se dá sempre que o valor de *p-value*, obtido a partir da aplicação do teste é menor que o nível de significância α .

Os resultados dos testes de normalidade para ambos os mecanismos de controle de admissão avaliados são apresentados nas Tabelas 5.5 e 5.6.

Tabela 5.5: Testes de Normalidade dos cenários analisados para o mecanismo de controle de admissão proposto (OR). Para o conjunto completo de dados de testes de normalidade aplicados para este mecanismo ver Tabela A.2 apresentada no Apêndice A.

Tratamento	<i>Shapiro-Wilk</i>	<i>Anderson-Darling</i>
3	W = 0.8595, p-value = 0.007713	A = 0.8257, p-value = 0.02707
26	W = 0.9531, p-value = 0.4171	A = 0.4559, p-value = 0.2394
50	W = 0.9727, p-value = 0.8101	A = 0.2824, p-value = 0.5986
63	W = 0.9278, p-value = 0.1402	A = 0.5867, p-value = 0.1115
87	W = 0.947, p-value = 0.3232	A = 0.3727, p-value = 0.3851

Continuação na próxima página

Tabela 5.5 – continuação da página anterior

Tratamento	<i>Shapiro-Wilk</i>	<i>Anderson-Darling</i>
128	W = 0.9263, p-value = 0.1312	A = 0.538, p-value = 0.1469
152	W = 0.9406, p-value = 0.2457	A = 0.5623, p-value = 0.1265
173	W = 0.7622, p-value = 0.0002489	A = 1.9721, p-value = 3.131e-05
187	W = 0.9385, p-value = 0.2246	A = 0.5667, p-value = 0.1232
190	W = 0.9137, p-value = 0.07487	A = 0.7139, p-value = 0.05248

Tabela 5.6: Testes de Normalidade dos cenários analisados para o mecanismo de controle de admissão baseado em múltiplos caminhos (TK). Para o conjunto completo de dados de testes de normalidade aplicados para este mecanismo ver Tabela A.3 apresentada no Apêndice A.

Tratamento	<i>Shapiro-Wilk</i>	<i>Anderson-Darling</i>
3	W = 0.653, p-value = 1.098e-05	A = 3.2728, p-value = 1.554e-08
26	W = 0.9737, p-value = 0.8305	A = 0.2755, p-value = 0.6205
50	W = 0.9746, p-value = 0.8479	A = 0.2475, p-value = 0.7175
63	W = 0.8739, p-value = 0.01379	A = 1.1791, p-value = 0.003346
87	W = 0.9003, p-value = 0.04181	A = 0.6647, p-value = 0.07023
128	W = 0.9328, p-value = 0.1752	A = 0.6812, p-value = 0.06371
152	W = 0.9329, p-value = 0.1753	A = 0.6033, p-value = 0.1011
173	W = 0.7656, p-value = 0.0002773	A = 1.8868, p-value = 5.168e-05
187	W = 0.9664, p-value = 0.6779	A = 0.3424, p-value = 0.4555
190	W = 0.9614, p-value = 0.5722	A = 0.3637, p-value = 0.4049

Análise Comparativa dos Mecanismos Estudados

Com base nas análises de normalidade realizadas, torna-se possível realizar a escolha do teste de inferência estatística adequado. Para os casos onde detectou-se normalidade dos dados para ambos os mecanismos estudados, foi aplicado o teste de inferência estatística *t-Student*. Por outro lado, nos casos onde não se detectou tal propriedade ou foi detectado em apenas um mecanismo, utilizou-se o teste *Mann-Whitney-Wilcoxon*.

Ambos os testes de inferência estatística considerados são caracterizados por serem testes de hipótese, na qual as seguintes hipóteses encontram-se definidas:

- H_0 : os dois conjuntos de dados não apresentam diferenças sistemáticas;
- H_A : os dois conjuntos de dados são diferentes.

Ademais, um importante ponto a ser mencionado refere-se a uma característica da ferramenta de análise estatística utilizada (*R* [144]). Esta ferramenta oferece a possibilidade de utilização de um parâmetro adicional ao executar os testes *Mann-Whitney-Wilcoxon* e *t-Student*. Tal parâmetro permite ao usuário realizar uma pequena modificação na semântica da hipótese alternativa utilizada a partir da indicação do tipo de relação entre os grupos de dados caso a hipótese alternativa seja selecionada. Em outras palavras, suponha que seja dado como entrada as populações dos conjuntos *A* e *B*. É possível verificar a veracidade das seguintes asserções apresentadas a seguir:

- $A = B$: a população do conjunto *A* é estatisticamente equivalente à população do conjunto *B*;
- $A \neq B$: a população do conjunto *A* é estatisticamente diferente da população do conjunto *B*;
- $A > B$: a população do conjunto *A* é estatisticamente diferente da população do conjunto *B* e sua mediana é maior que a do conjunto *B*;
- $A < B$: a população do conjunto *A* é estatisticamente diferente da população do conjunto *B* e sua mediana é menor que a do conjunto *B*.

Na Tabela 5.7 são apresentados os resultados da aplicação dos testes de inferência estatística para os cenários em destaque. Na terceira coluna da referida tabela, são apresentados os valores de *p-value* obtidos a partir da aplicação dos testes trabalhados para o caso em que a hipótese alternativa indica que o mecanismo de controle de admissão proposto (OR) apresenta resultados superiores em comparação à abordagem de controle de admissão baseado em múltiplos caminhos.

Tabela 5.7: Teste de inferência estatística aplicado sobre as populações de dados. Os valores da terceira e quarta coluna representam o valor de *p-value* quando as hipóteses alternativas são $OR > TK$ e $TK > OR$, respectivamente. Para a lista completa de resultados ver Tabela A.5 apresentada no Apêndice A.

Tratamento	Teste estatístico aplicado	$p\text{-value}_{(OR>TK)}$	$p\text{-value}_{(TK>OR)}$
3	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0002016	p-value = 0.9998
26	<i>t-Student</i>	p-value = 2.487e-06	p-value = 1
50	<i>t-Student</i>	p-value = 3.77e-10	p-value = 1
63	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.665e-05	p-value = 1
87	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.625e-05	p-value = 1

Continuação na próxima página

Tabela 5.7 – continuação da página anterior

Tratamento	Teste estatístico aplicado	$p\text{-value}_{(OR>TK)}$	$p\text{-value}_{(TK>OR)}$
128	<i>t-Student</i>	p-value = 1.829e-07	p-value = 1
152	<i>t-Student</i>	p-value = 2.408e-06	p-value = 1
173	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.1724	p-value = 0.9071
187	<i>t-Student</i>	p-value = 1.37e-12	p-value = 1
190	<i>t-Student</i>	p-value = 4.54e-09	p-value = 1

Em face dos resultados apresentados, pode-se obter as seguintes conclusões:

1. O mecanismo de controle de admissão proposto foi capaz de obter um melhor desempenho, em termos de taxa de sucesso, para grande parte dos cenários estudados. Tal conclusão pode ser obtida a partir da análise da variável $p\text{-value}$ apresentada na 3ª coluna da Tabela 5.7. Apenas no cenário 173 a hipótese alternativa empregada não se confirmou;
2. Para os cenários onde a hipótese nula não pôde ser refutada, realizou-se uma análise adicional, verificando-se se a solução proposta apresenta um desempenho inferior, a partir da reaplicação do respectivo teste estatístico, onde foi realizada uma inversão na relação entre os conjuntos de dados para a hipótese alternativa (os valores de $p\text{-value}$ para o referido teste é apresentado na 4ª coluna da Tabela 5.7). A partir de tal procedimento, chegou-se a conclusão que em nenhum dos cenários a nova hipótese nula foi refutada. Em outras palavras, o mecanismo de controle de admissão proposto foi capaz de obter um desempenho pelo menos estatisticamente equivalente ao da abordagem baseada em roteamento por múltiplos caminhos;
3. O conjunto de cenários onde houve equivalência dos resultados se concentrou na faixa de cenários onde havia vazão de transmissão disponível suficiente para atender a demanda e que, portanto, a taxa de falha no processo de reserva seria, naturalmente, baixa.

Em vista dos resultados e da discussão apresentada, pode-se afirmar que dentre as hipóteses postuladas na Subseção 5.2.1, refuta-se a hipótese nula H_0 em favor da hipótese alternativa H_A . Em outras palavras, o mecanismo de controle de admissão proposto no Capítulo 4 apresenta um melhor desempenho, em termos de taxa de sucesso, comparado ao mecanismo de controle de admissão baseado em roteamento por múltiplos caminhos (TK).

5.3.2 Avaliação 2: Mecanismo de Controle de Admissão Proposto versus Mecanismo Controle de Admissão Baseado em Roteamento por Caminho Único

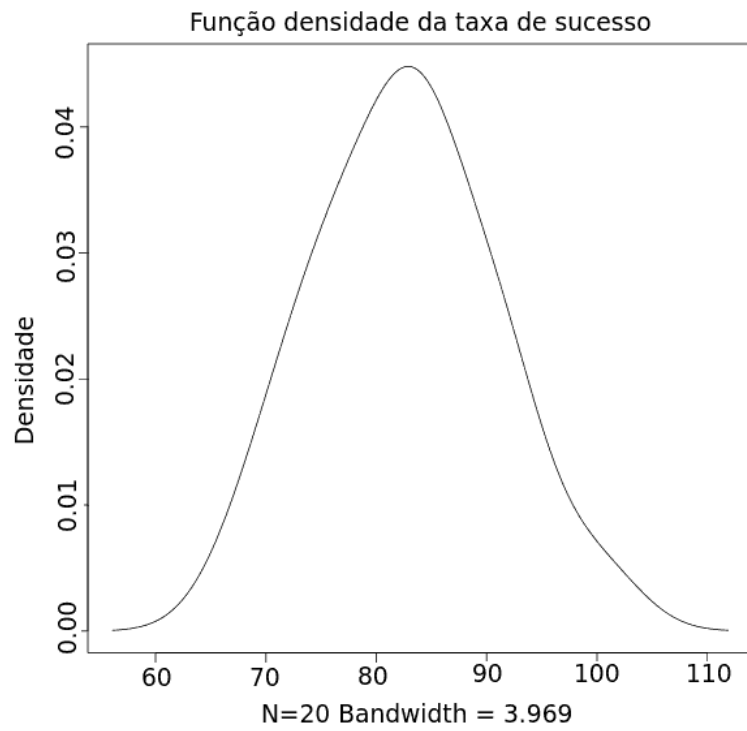
Conforme discutido na Subseção 5.2.2, a segunda avaliação realizada teve por objetivo comparar o desempenho do mecanismo de controle de admissão proposto (OR) em relação a abordagem de controle de admissão baseada em roteamento por caminho único (UP). Para análise dos resultados utilizou-se a mesma metodologia descrita na Subseção 5.3.1 para comparar os mecanismos OR e UP. Inicialmente, foram aplicados os testes de normalidade *Shapiro-Wilk* e *Anderson-Darling* de modo a determinar o teste de inferência estatística adequado para comparação. A Tabela 5.8 apresenta os dados para o teste de normalidade do mecanismo de controle de admissão baseado em roteamento por caminho único (UP) nos cenários listados na Tabela 5.4 (para os resultados relacionados ao mecanismo OR, ver Tabela 5.5).

Tabela 5.8: Testes de Normalidade dos cenários analisados para o mecanismo de controle de admissão por caminho único. Para o conjunto completo de dados de testes de normalidade aplicados para este mecanismo ver Tabela A.4 apresentada no Apêndice A.

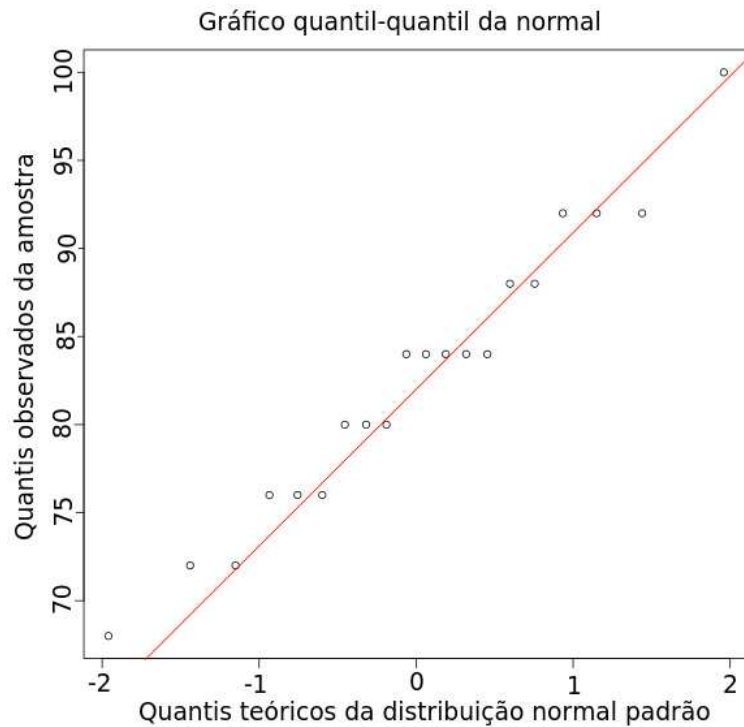
Tratamento	<i>Shapiro-Wilk</i>	<i>Anderson-Darling</i>
3	W = 0.6076, p-value = 3.538e-06	A = 3.8693, p-value = 4.854e-10
26	W = 0.9376, p-value = 0.2159	A = 0.5917, p-value = 0.1083
50	W = 0.9725, p-value = 0.8072	A = 0.2217, p-value = 0.8033
63	W = 0.632, p-value = 6.442e-06	A = 3.5074, p-value = 3.97e-09
87	W = 0.9461, p-value = 0.3117	A = 0.4214, p-value = 0.2923
128	W = 0.8442, p-value = 0.004262	A = 1.4725, p-value = 0.0005924
152	W = 0.9604, p-value = 0.5526	A = 0.319, p-value = 0.5104
173	W = 0.7342, p-value = 0.000105	A = 2.2731, p-value = 5.35e-06
187	W = 0.9474, p-value = 0.3298	A = 0.5338, p-value = 0.1507
190	W = 0.9675, p-value = 0.7015	A = 0.3793, p-value = 0.3711

Para corroborar a análise executada, foi realizada uma avaliação gráfica, a partir da plotagem dos gráficos de Densidade e Quantil-Quantil. Tais gráficos mostram-se como ferramentas bastante úteis para a verificar a adequação de populações de dados à distribuições de frequência (e, em especial, à distribuição Normal). Nas Figuras 5.1, 5.2, 5.3 e 5.4 são apresentados os respectivos gráficos para os cenários 50 e 63 para ambos os mecanismo de controle de admissão analisados.

Após determinar o teste estatístico adequado a ser aplicado ao conjunto de cenários,

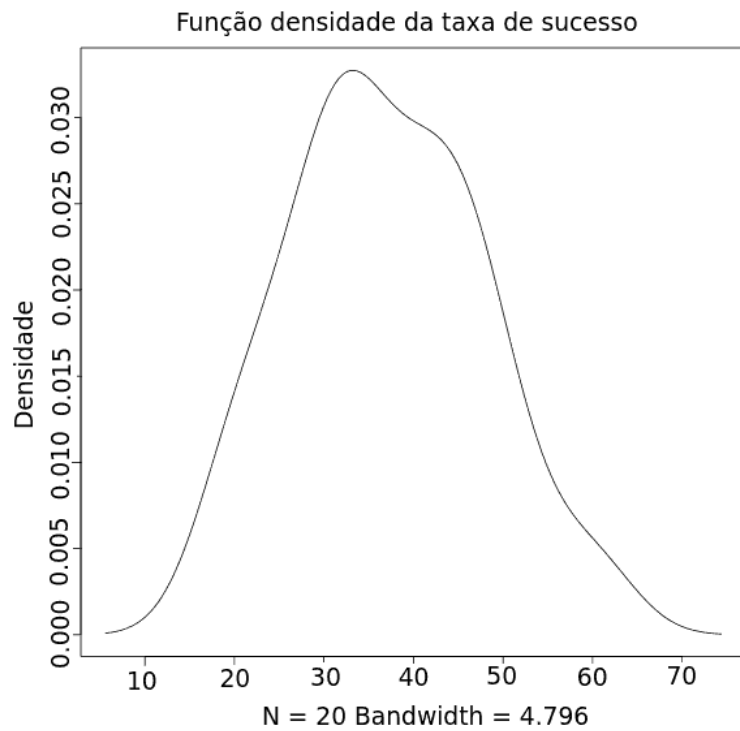


(a) Gráfico densidade.

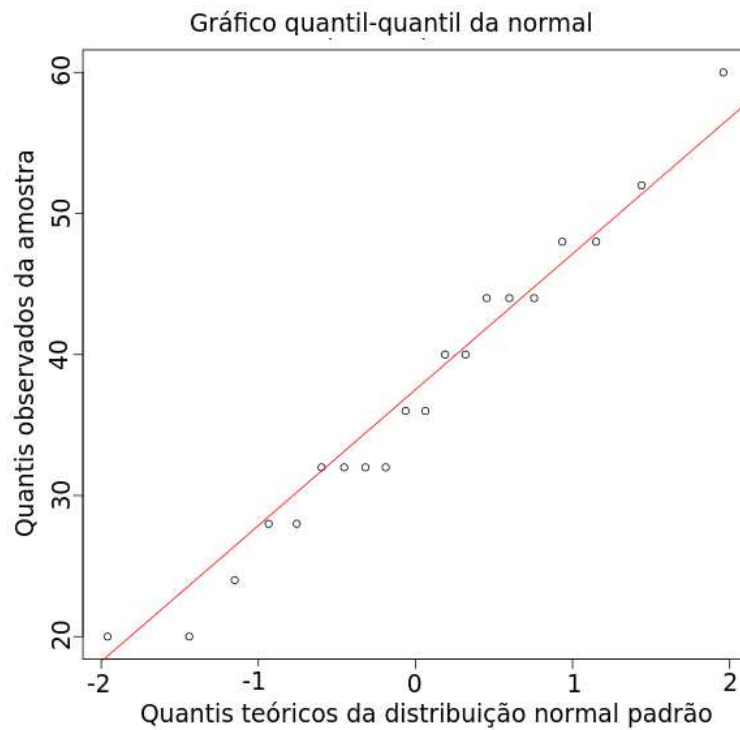


(b) Gráfico Quantil-Quantil.

Figura 5.1: Plotagem dos gráficos de Densidade e Quantil-Quantil para o cenário 50 quando executado o mecanismo de controle de admissão proposto.

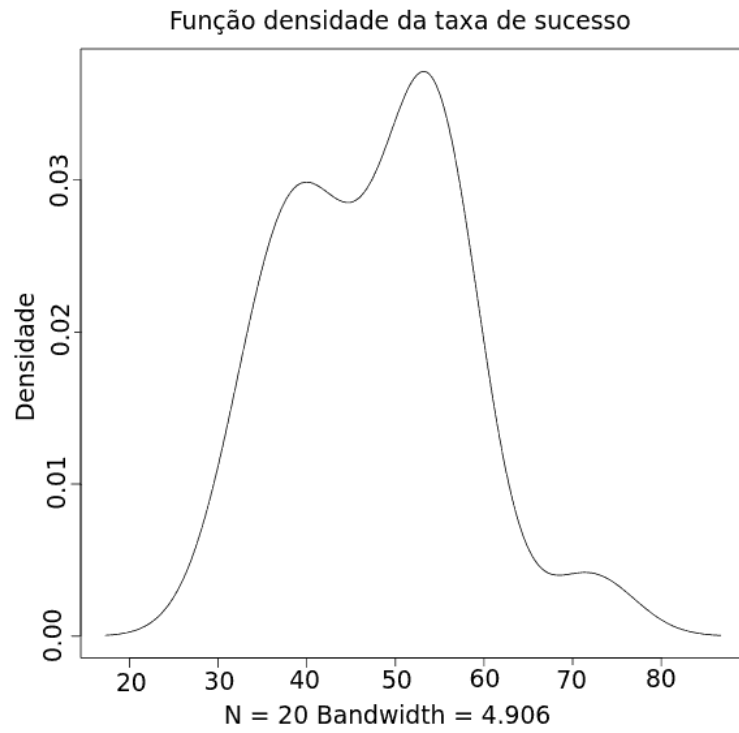


(a) Gráfico densidade.

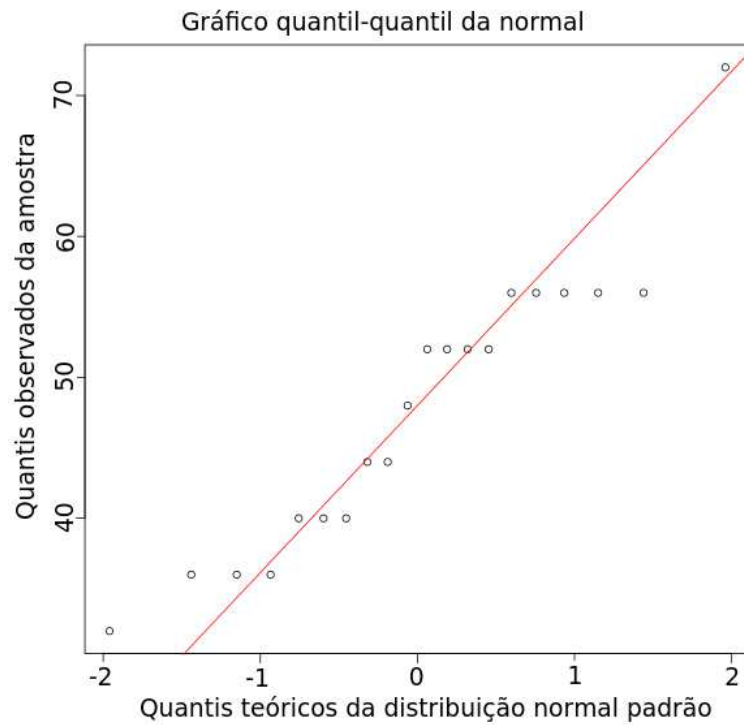


(b) Gráfico Quantil-Quantil.

Figura 5.2: Plotagem dos gráficos de Densidade e Quantil-Quantil para o cenário 50 quando executado o mecanismo de controle de admissão por caminho único.

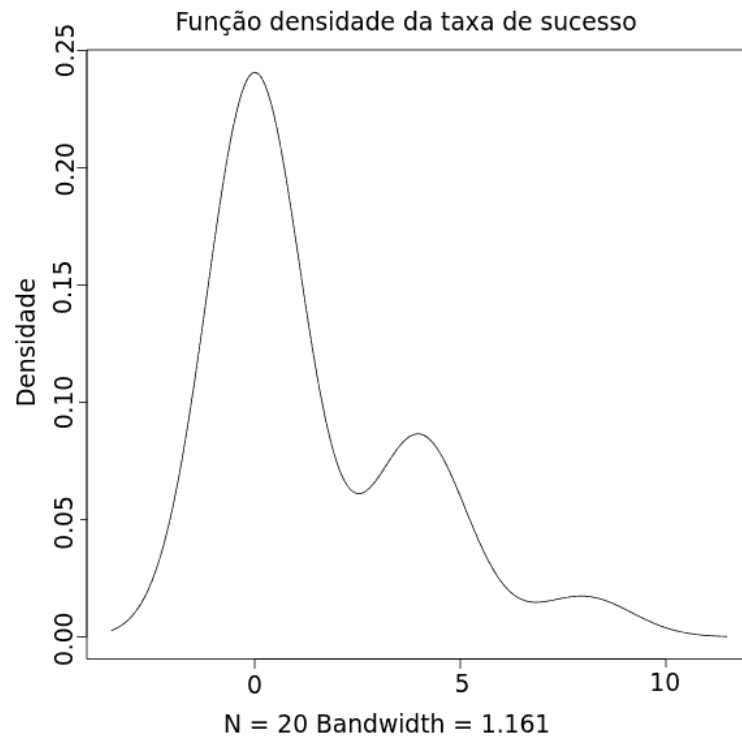


(a) Gráfico densidade.

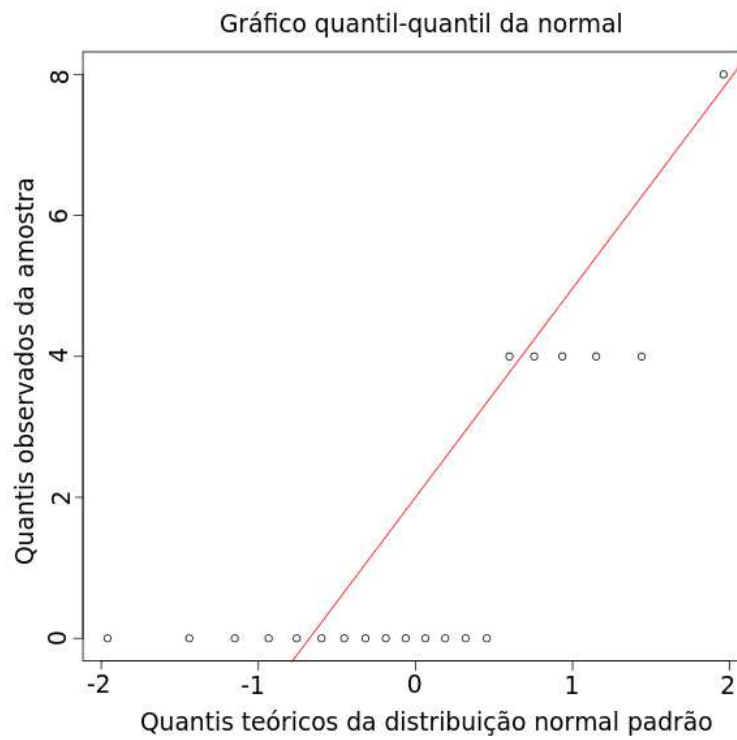


(b) Gráfico Quantil-Quantil.

Figura 5.3: Plotagem dos gráficos de Densidade e Quantil-Quantil para o cenário 63 quando executado o mecanismo de controle de admissão proposto.



(a) Gráfico densidade.



(b) Gráfico Quantil-Quantil.

Figura 5.4: Plotagem dos gráficos de Densidade e Quantil-Quantil para o cenário 63 quando executado o mecanismo de controle de admissão por caminho único.

repetiu-se o processo de comparar ambos os mecanismos de controle de admissão de modo a analisar a relação existente entre os referidos mecanismos em cada um dos cenários estudados. Neste sentido, a Tabela 5.9 apresenta os referidos resultados após a aplicação dos testes estatísticos sobre os dados coletados. A terceira coluna da tabela apresenta os valores de p -value quando a hipótese alternativa corresponde à $OR > UP$. Em outras palavras, sempre que o valor de p -value for menor que o valor de α (0,05) a hipótese nula é rejeitada em favor da hipótese alternativa.

A quarta coluna, por sua vez, apresenta os valores de p -value quando a hipótese alternativa corresponde à $UP > OR$. Conforme esperado, o mecanismo de controle de admissão proposto obtém uma maior taxa de sucesso, comparada ao mecanismo baseado em roteamento por caminho único. A principal razão para isto é devido ao fato que no mecanismo de controle de admissão baseado em roteamento por caminho único (UP) a reserva de recurso é realizado em apenas um único caminho possível enquanto que no mecanismo proposto (OR) todos os caminhos possíveis são considerados durante o processo de reserva.

Tabela 5.9: Teste de inferência estatística aplicado sobre as populações de dados. Os valores da terceira e quarta coluna representam o valor de p -value quando as hipóteses alternativas são $OR > UP$ e $UP > OR$, respectivamente. Para a lista completa de resultados ver Tabela A.6 apresentada no Apêndice A.

Tratamento	Teste estatístico aplicado	p-value_(OR>UP)	p-value_(UP>OR)
3	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 6.476e-05	p-value = 0.9999
26	<i>t-Student</i>	p-value = 1.206e-11	p-value = 1
50	<i>t-Student</i>	p-value = 1.936e-13	p-value = 1
63	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.586e-05	p-value = 1
87	<i>t-Student</i>	p-value < 2.2e-16	p-value = 1
128	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 6.953e-05	p-value = 0.9999
152	<i>t-Student</i>	p-value = 2.981e-10	p-value = 1
173	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.7146	p-value = 0.4251
187	<i>t-Student</i>	p-value < 2.2e-16	p-value = 1
190	<i>t-Student</i>	p-value = 2.107e-15	p-value = 1

Em vista dos resultados e da discussão apresentada, pode-se afirmar que dentre as hipóteses postuladas na Subseção 5.2.2, refuta-se a hipótese nula H_0 em favor da hipótese alternativa H_A . Em outras palavras, o mecanismo de controle de admissão proposto no Capítulo 4 apresenta um melhor desempenho, em termos de taxa de sucesso, comparado ao mecanismo de controle de admissão baseado em roteamento por por caminho único

(UP).

5.3.3 Percentuais de Taxa de Sucesso dos Mecanismos Estudados

Um importante aspecto a ser analisado em adição as análises previamente apresentadas é a diferença constatada entre o mecanismo de controle de admissão proposto e os demais mecanismos. Em outras palavras, diferentemente dos das avaliações anteriores, objetivava-se verificar não “se” o mecanismo proposto apresenta melhor desempenho mas o “quanto” ele é superior. Na Tabela 5.10, são apresentados os percentuais de sucesso e falha para os mecanismos estudados, em relação aos cenários em destaque (descritos na Tabela 5.4). Para cada cenário discutido são apresentados os percentuais de sucesso e falha do processo de reserva (2ª e 4ª colunas) e os percentuais de falha de rota (3ª coluna) para os mecanismos de reserva (OR refere-se ao mecanismo proposto, TK refere-se ao mecanismo baseado em roteamento via múltiplos caminhos e UP refere-se ao mecanismo baseado em roteamento via caminho único). É importante destacar que este último campo diz respeito às execuções na qual, em virtude da escolha aleatória da origem e do destino, não foi possível definir uma rota mínima (caminho único, independentemente da vazão de transmissão disponível nos enlaces) visto que os nós pertenciam a partições distintas da topologia trabalhada.

Tabela 5.10: Percentuais de sucesso e falha dos mecanismos de controle de admissão estudados.

Cenário	Sucesso			Falha de rota	Falha na reserva		
	OR	TK	UP	–	OR	TK	UP
3	12,4%	6,5%	1,4%	36,2%	51,4%	57,4%	62,4%
26	33,6%	20,5%	9,6%	15,2%	51,2%	64,2%	75,2%
50	82,6%	61,4%	37%	3,6%	13,8%	35%	59,4%
63	47,8%	11%	1,4%	2,4%	49,8%	86,6%	96,2%
87	80,2%	44,4%	22,2%	1,6%	18,2%	54%	76,2%
128	25,8%	12,8%	6%	4,4%	69,6%	82,2%	89,6%
152	68%	57,6%	37,4%	11,2%	20,8%	31,2%	51,4%
173	97,2%	96,6%	97,4%	2%	0,8%	1,4%	0,6%
187	64,4%	34,2%	9,2%	1%	34,6%	64,8%	89,8%
190	69,4%	49%	21,8%	1%	29,6%	50%	77,2%

Como pode-se observar, o mecanismo de controle de admissão proposto foi capaz de obter resultados bastante superiores comparado aos mecanismos de controle de admis-

são baseados em roteamento via múltiplos caminhos ou roteamento via caminho único estudados.

5.3.4 Avaliação 3: Comportamento da Taxa de Sucesso de Reserva em Relação à Modificações no Tamanho e Densidade da Rede

Conforme descrito na Subseção 5.2.3, o objetivo desta avaliação foi analisar comportamento dos mecanismos estudados quando o número de nós e a topologia da rede se alteram. Neste sentido nas Figuras 5.5, 5.6 e 5.7 são apresentados os gráficos de barra referentes as taxas de sucesso obtidos pelos mecanismos de controle de admissão proposto (OR), baseado em roteamento via múltiplos caminhos (TK) e pelo mecanismo de controle de admissão baseado em roteamento por caminho único (UP), respectivamente. Os cenários apresentados têm como característica comum o tamanho da requisição (400 kbps), o valor médio da vazão de transmissão disponível nos enlaces (300 kbps) e o valor do desvio padrão (100 kbps), apresentando variação no número de nós presente nas topologias estudadas. Em relação à área de dispersão, redes entre 10 a 50 nós foram dispersas em áreas de 0,25 km² (500 m x 500 m) enquanto que redes entre 60 e 100 nós foram dispersas numa área de 1 km² (1000 m x 1000 m).

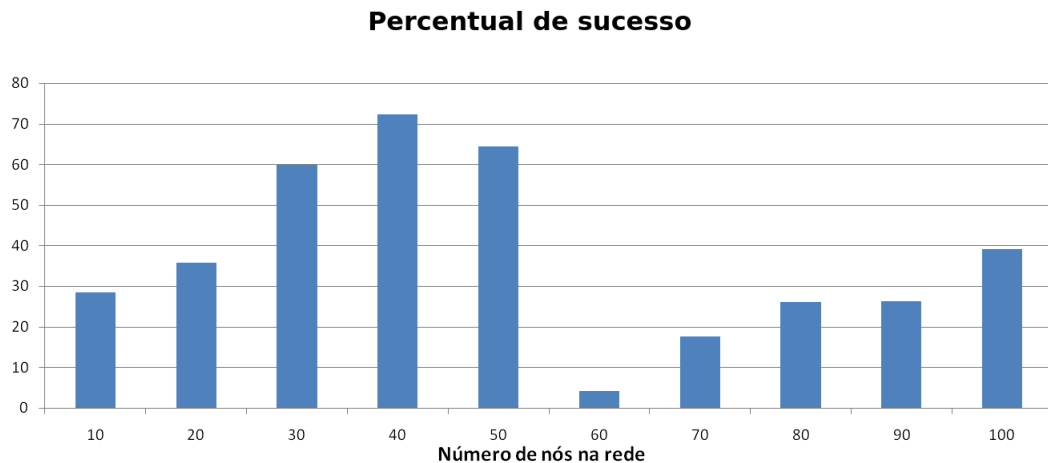


Figura 5.5: Comportamento da taxa de sucesso do mecanismo de controle de admissão proposto para requisições de 400 kbps em função do número de nós da rede para o cenário cuja média de vazão de transmissão disponível nos enlaces é 300 kbps e com 100 kbps de desvio padrão. As redes de 10 à 50 nós foram dispersas numa área de 0,25 km² enquanto que as redes de 60 à 100 foram dispersas numa área de 1 km².

A partir dos dados apresentados, percebe-se que não há uma relação direta entre a taxa de sucesso e o tamanho da rede. Embora exista uma tendência de crescimento

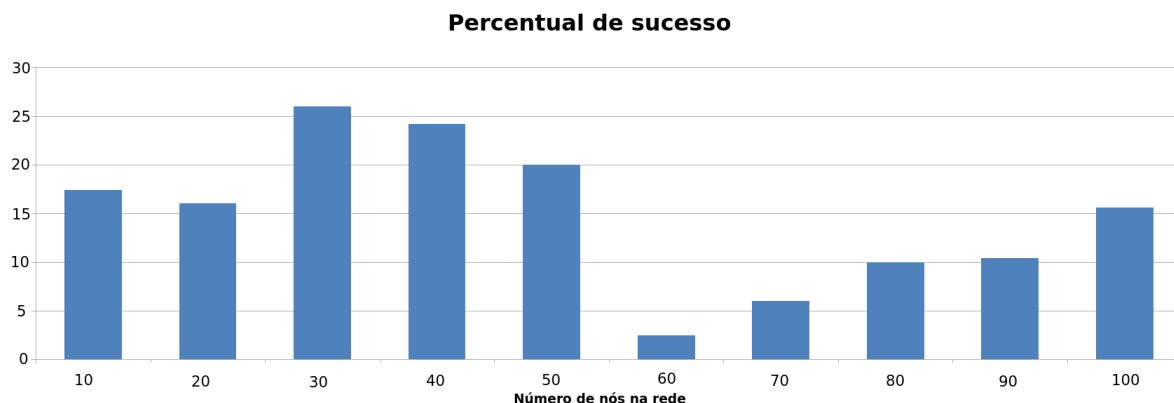


Figura 5.6: Comportamento da taxa de sucesso do mecanismo de controle de admissão baseado em roteamento via múltiplos caminhos (TK) para requisições de 400 kbps em função do número de nós da rede para o cenário cuja de média de vazão de transmissão disponível nos enlaces é 300 kbps e com 100 kbps de desvio padrão. As redes de 10 à 50 nós foram dispersas numa área de 0,25 km² enquanto que as redes de 60 à 100 foram dispersas numa área de 1 km².

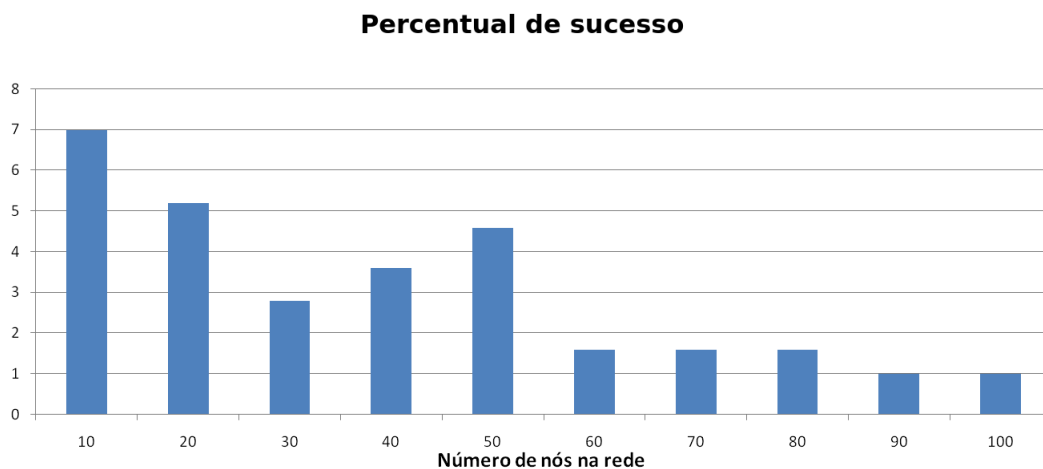


Figura 5.7: Comportamento da taxa de sucesso do mecanismo de controle de admissão baseado em roteamento via caminho único (UP) para requisições de 400 kbps em função do número de nós da rede para o cenário cuja de média de vazão de transmissão disponível nos enlaces é 300 kbps e com 100 kbps de desvio padrão. As redes de 10 à 50 nós foram dispersas numa área de 0,25 km² enquanto que as redes de 60 à 100 foram dispersas numa área de 1 km².

para os cenários entre 10 e 50 nós, ela não é mantida para o cenário de uma rede com 60 nós mas com uma densidade menor. Ademais, é importante destacar a diferença existente na taxa de sucesso obtida entre as abordagens estudadas. Enquanto que para a abordagem proposta, a taxa de sucesso atinge valores superiores à 70 %, para os demais

demais mecanismo a mesma variável não alcança valores superiores à 30 %, para o caso do mecanismo TK, ou 8% para o mecanismo de controle de admissão baseado em roteamento via caminho único.

O segundo ponto analisado nesta avaliação refere-se ao efeito da densidade da rede na taxa de sucesso. Para tal, verificou-se o efeito na taxa de sucesso quando um mesmo número de nós é disperso em áreas diferentes. Nas Figuras 5.8 e 5.9 são apresentados os gráficos de linha relativos à taxa de sucesso para redes com 60 e 70 nós, respectivamente, do mecanismo proposto. Para cara um dos gráficos considerou-se a dispersão dos nós da rede em áreas de 0,25 km² e 1 km².

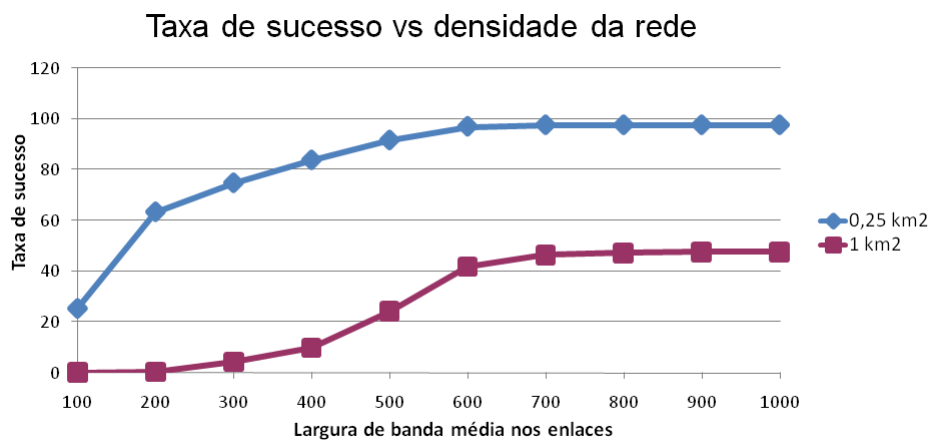


Figura 5.8: Comportamento da taxa de sucesso para uma rede de 60 nós sob diferentes áreas de dispersão.

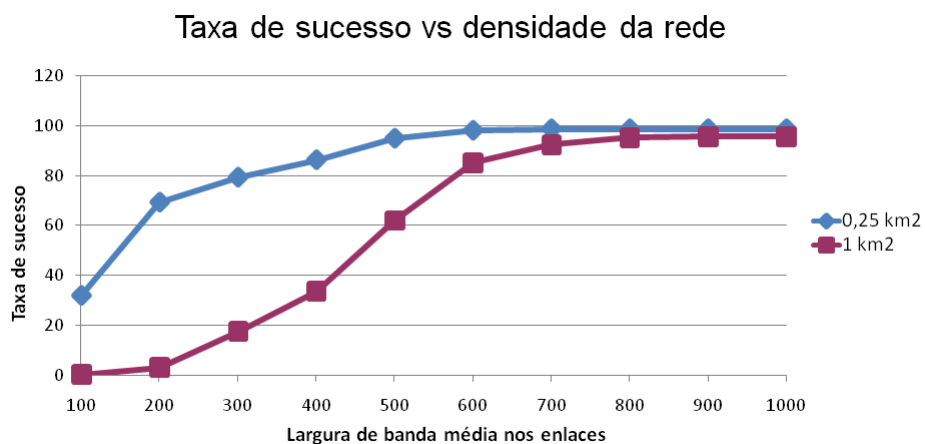


Figura 5.9: Comportamento da taxa de sucesso para uma rede de 70 nós sob diferentes áreas de dispersão.

A partir do exposto, percebe-se que o aumento na densidade da rede contribui para o aumento na taxa de sucesso em virtude do aumento no número de caminhos possíveis

para a reserva.

5.3.5 Avaliação 4: Efeitos do Limiar Suave no Processo de Controle de Admissão

A última análise realizada teve por objetivo determinar o efeito da utilização do limiar suave no processo de reserva de banda. Em outras palavras, buscou-se verificar o quanto da vazão de transmissão excedente seria possível reservar ao se utilizar o limiar suave. Nas Figuras 5.10 e 5.11 são apresentados os gráficos de linha para os valores de vazão de transmissão efetivamente reservados em função do número de nós da rede. No primeiro gráfico (Figura 5.10) estão apresentados os resultados obtidos para redes entre 10 e 70 nós dispostos em uma área de 0,25 km². Além disso, considerou-se que os enlaces possuíam 400 kbps como valor médio de vazão de transmissão disponível, tendo como desvio padrão o valor de 100 kbps. O segundo gráfico, por sua vez, apresenta os resultados referentes às redes entre 60 e 100 nós, dispersos numa área de 1 km², onde os enlaces apresentam como valor médio de vazão de transmissão disponível e desvio padrão 500 kbps e 200 kbps, respectivamente. Em ambos os casos considerou-se requisições com limite estrito de 400 kbps e limite suave de 1 Mbps.

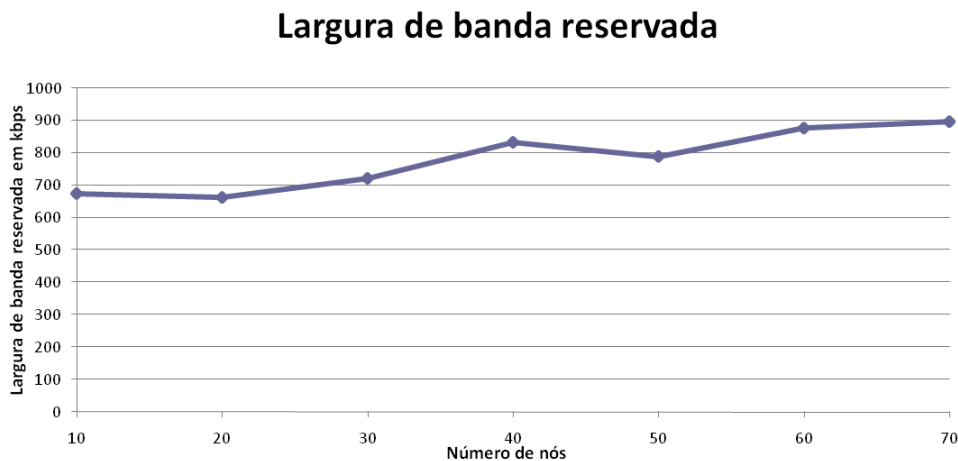


Figura 5.10: Variação do valor de vazão de transmissão efetivamente reservada para requisições com limite estrito de 400 kbps e suave de 1 Mbps em função do número de nós na rede para o cenário cuja média de vazão de transmissão disponível nos enlaces é de 400 kbps e com 100 kbps de desvio padrão. A área de dispersão dos nós é de 0,25 km².

A partir dos resultados apresentados, percebe-se que a utilização do limiar suave possibilita a reserva de valores bastante superiores ao valor médio vazão de transmissão disponível. Tomando-se como exemplo concreto os resultados apresentados na Figura 5.10 embora o valor médio da vazão de transmissão tenha sido definido como 400 kbps com

Largura de banda reservada

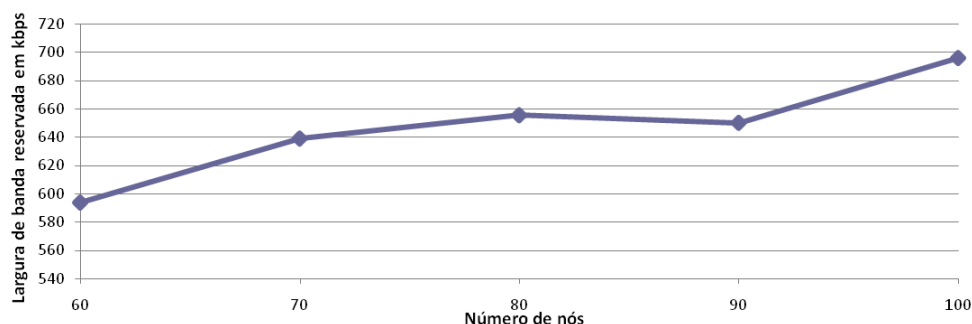


Figura 5.11: Variação do valor de vazão de transmissão efetivamente reservada para requisições com limite estrito de 400 kbps e suave de 1 Mbps em função do número de nós na rede para o cenário cuja média de vazão de transmissão disponível nos enlaces é de 500 kbps e com 200 kbps de desvio padrão. A área de dispersão dos nós é de 1 km².

desvio padrão de 100 kbps, para todas as topologias o valor médio de reserva obtido foi superior a 600 kbps, atingindo aproximadamente 900 kbps para o cenário de uma rede com 70 nós. Por fim, é importante destacar que o crescimento detectado pode ser explicado pelo aumento no número de caminhos disponíveis utilizados durante o processo de reserva.

5.4 Sumário do Capítulo

Este capítulo teve por objetivo apresentar os detalhes referentes aos experimentos relacionados ao mecanismo de controle de admissão proposto no Capítulo 4. De maneira específica, foram realizadas quatro avaliações, visando analisar o comportamento do mecanismo proposto sob diferentes perspectivas. nas duas primeiras avaliações, cujas metodologias dos experimentos foram discutidas nas Subseções 5.2.1 e 5.2.2 e os resultados nas Subseções 5.3.1 e 5.3.2, foram apresentados os resultados da comparação de desempenho do mecanismo de controle de admissão proposto em relação a dois mecanismos análogos de controle de admissão. O primeiro mecanismo de controle de admissão comparado, proposto por Liao et al. [50], faz uso de roteamento via múltiplos caminhos durante o processo de reserva de recursos enquanto que o segundo mecanismo de controle de admissão é baseado em roteamento via caminho único.

As duas primeiras avaliações foram caracterizadas pela aplicação de testes de hipótese no qual mostrou-se, via inferência estatística, que o mecanismo proposto apresenta um desempenho superior em termos de taxa de sucesso no processo de reserva de recursos.

Adicionalmente, na Subseção 5.3.3 foram apresentados os percentuais da taxa de sucesso obtidos pelos mecanismos estudados, demonstrando o desempenho bastante superior do mecanismo proposto em relação aos demais mecanismos estudados.

As avaliações 3 e 4, cujas metodologias foram discutidas nas Subseções 5.2.3 e 5.2.4 e os resultados nas Subseções 5.3.4 e 5.3.5, tiveram como objetivo apresentar uma análise comportamental do mecanismo proposto. Na avaliação 3 foi apresentada uma análise de como a taxa de sucesso do processo de reserva se modifica quando há alteração no tamanho e na densidade da rede. Por fim, na última avaliação, foi discutido o efeito da utilização do limiar suave no processo de controle de admissão do mecanismo proposto.

Tendo em vista o mecanismo de controle de admissão proposto no Capítulo 4 e sua respectiva avaliação apresentada neste capítulo confirma-se a primeira das hipóteses de pesquisa, apresentada na Seção 1.2 e repetida a seguir.

- H_1 - *O emprego do controle de admissão em múltiplos vizinhos de acordo com a importância para o processo de repasse de pacotes aliada à utilização de limiares nos parâmetros de QoS proporciona uma maior taxa de sucesso no processo de reserva de recursos mesmo em topologias de rede em que os recursos para transmissão são escassos.*

Dando continuidade a descrição do protocolo proposto nesta tese, no Capítulo 6 será apresentado os detalhes do mecanismo de transmissão que, juntamente com o mecanismo de controle de admissão, compõem os elementos-chave desta tese.

Capítulo 6

MuDP-QoS: Mecanismo de Transmissão

Este capítulo tem por objetivo apresentar o mecanismo de transmissão empregado no protocolo proposto neste trabalho, denominado *Pipelined-CCACK*. Tal mecanismo, juntamente com a métrica de roteamento, o mecanismo de estimação da largura de banda disponível (apresentados no Capítulo 3) e com o mecanismo de controle de admissão (apresentado no Capítulo 4) compõem o protocolo MuDP-QoS proposto no contexto desta pesquisa.

Nas Seções 6.1 e 6.2 são apresentadas as características do mecanismo de transmissão proposto e as estruturas utilizadas no referido mecanismo. A Seção 6.3 aborda os detalhes do *Pipelined-CCACK*, discutindo o processo de codificação, transmissão e confirmação dos pacotes transmitidos. A Seção 6.4, por sua vez, aborda como a extensão proposta possibilita que mais do que uma geração de dados de um fluxo esteja ativa em um determinado momento. Na Seção 6.5 é discutido como o mecanismo de transmissão efetua o controle sobre a taxa com que os pacotes são transmitidos. Por fim, na Seção 6.7 são apresentadas as considerações finais do capítulo.

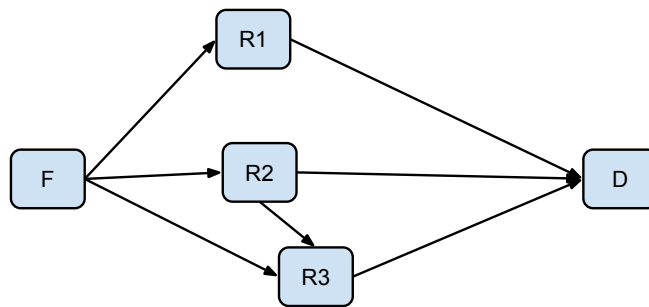
6.1 Visão Geral

O processo de transmissão de pacotes do protocolo *MuDP-QoS* é baseado na utilização conjunta de duas formas de Diversidade Multi-Usuário que são o roteamento oportunístico e a codificação de rede. De maneira específica, na solução proposta a transmissão de dados propriamente dita é realizada através do roteamento oportunístico. Por outro lado, a codificação de rede serve como um mecanismo que possibilita a coordenação do processo de transmissão de modo a evitar transmissões duplicadas e, por conseguinte, o desperdício de largura de banda. Os benefícios obtidos a partir da utilização conjunta de

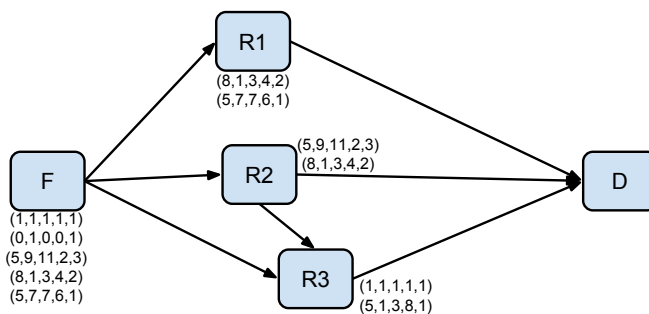
ambas as técnicas são conhecidos na literatura, sendo empregadas em diversas soluções existentes [1, 26].

Todavia, se por um lado a codificação de rede traz benefícios no sentido de simplificar o processo de implantação de soluções baseadas em roteamento oportunístico ela adiciona um novo desafio, que é a definição de um mecanismo que controle o número de pacotes codificados a serem transmitidos em uma rede não confiável. De modo a ilustrar tal problemática, considere uma topologia de rede composta por cinco nós, conforme apresentada na Figura 6.1(a). Além disso, considere que no cenário discutido as seguintes premissas sejam satisfeitas:

1. a rede não garante a entrega de dados;
2. são empregados os mecanismos de roteamento oportunístico e codificação de rede;
3. o mecanismo de codificação de rede faz uso de gerações com tamanho 5. Isto é, para cada geração de dados, o nó transmissor codifica 5 pacotes nativos.



(a) Cenário 1: estado dos nós antes de qualquer transmissão.



(b) Cenário 2: valores nos parâmetros indicam os coeficientes dos pacotes recebidos.

Figura 6.1: Cenário ilustrativo da transmissão de pacotes codificados em uma rede não confiável.

Em vista do cenário discutido, e considerando uma transmissão tendo F e D como origem e destino, respectivamente, o nó F irá gerar combinações lineares dos pacotes nativos transmitindo-as na rede. Tal processo é então repetido nos *relays* gerando mais combinações. Com base nisto, e em virtude da rede sem fio não ser confiável, os nós *relays* poderão coletar pacotes codificados com diferentes coeficientes de codificação (na Figura 6.1(b) é ilustrado um exemplo onde os *relays* armazenam diferentes coeficientes de codificação), tendo como consequência dois desafios:

1. *Como se definir uma abordagem eficiente para que o transmissor detecte quais nós receberam os pacotes codificados?*
2. *Mesmo que os nós relays tenham armazenado pelo menos o número de pacotes transmitidos pelo transmissor, como saber que a quantidade de pacotes codificados é suficiente para a correta decodificação?*

Em face da problemática discutida, a principal abordagem adotada na literatura consiste em estimar o número de pacotes a serem enviados a partir dos níveis de perda de pacotes na rede. Para tal, faz-se uso das informações sobre perda de pacotes obtidas na métrica de roteamento. Embora tal abordagem venha sendo adotada em diversos trabalhos na literatura [1, 26, 115] e possua uma baixa complexidade em sua implementação (visto que utiliza basicamente as informações já disponíveis na métrica de roteamento) ela se alicerça na premissa de que a métrica de roteamento é capaz de estimar perfeitamente a taxa de perda de pacotes e também na suposição de que não haverá variações dos valores estimados. No entanto, ao se considerar um ambiente de transmissão sem fio, a grande variabilidade nas condições faz com que a estimativa não seja precisa. Neste sentido, caso a métrica de roteamento superestime a taxa de perdas, os mecanismos para estimativa do número de transmissões irão considerar a necessidade do envio de mais pacotes do que o realmente necessário provocando transmissões desnecessárias. Por outro lado, caso o valor estimado seja menor que o real, o receptor pode acabar por não receber o número de pacotes necessários e toda a geração de dados pode vir a ser perdida.

Uma segunda vertente existente faz uso de pacotes de confirmação de modo que os nós descendentes possam confirmar os vetores de codificação recebidos. Neste sentido, o principal trabalho a se destacar é o CCACK (acrônimo de *Cumulative Coded ACKnowledgment*) [112]. O CCACK realiza confirmação de pacotes a partir da utilização de *Confirmação por Espaço Nulo* [148]. Nesta abordagem, nós descendentes adicionam vetores de confirmação aos pacotes transmitidos de tal modo que os vetores servem como *hash* para confirmar todos os pacotes recebidos e então interromper o processo de transmissão. No entanto, embora o CCACK represente uma inovadora abordagem no sentido

de possibilitar que os nós transmissores sejam capazes de detectar quais pacotes codificados foram de fato recebidos pelos nós descendentes, ele apresenta uma deficiência que impacta no desempenho do processo de roteamento. Do modo como projetado, o CCACK é baseado no princípio de transmissão *stop-and-wait* [13]. Nesta abordagem, o protocolo realiza um controle sobre a transmissão de novos pacotes a partir da confirmação do recebimento de pacotes antigos. Todavia, diferentemente de outras soluções do tipo *stop-and-wait*, no CCACK é permitida que apenas uma única geração de dados esteja ativa em um determinado momento. Em outras palavras, toda vez que um nó finaliza a transmissão da geração corrente (por conta da confirmação da entrega da geração inteira nos nós descendentes) ele aguarda até que a geração chegue até o destino e o receptor envie um pacote de confirmação para a origem.

Em face da discussão apresentada, é proposta uma extensão do mecanismo de transmissão CCACK, denominado *Pipelined-CCACK*. Tal mecanismo tem como base para transmissão o CCACK mas faz uso de uma janela de transmissão, nos moldes do protocolo TCP, no sentido de possibilitar que mais que uma geração de dados esteja ativa simultaneamente. A seguir serão discutidos os principais detalhes a respeito da estrutura do *Pipelined-CCACK*.

6.2 Estruturas Básicas do Mecanismo de Transmissão

O mecanismo de transmissão *Pipelined-CCACK* (mencionado a partir deste ponto apenas como P-CCACK) realiza codificação intrassessão nos pacotes transmitidos. Neste sentido, o nó transmissor e os nós *relays* realizam a transmissão de pacotes codificados, enquanto que o nó receptor é responsável pelo processo de decodificação e entrega de dados à aplicação. Um outro ponto considerado foi a utilização do conceito de codificação de rede segmentada como abordagem utilizada para a codificação dos pacotes. Nesta abordagem, os pacotes nativos a serem transmitidos são agrupados em blocos maiores, denominados segmentos ou gerações. Cada pacote codificado é então gerado a partir dos pacotes de cada geração específica, não sendo possível, portanto, a geração de um pacote codificado cujos pacotes nativos de origem pertençam a diferentes gerações. Ainda em relação ao conceito de gerações, vale salientar que o tamanho da geração impacta no desempenho do processo de codificação/decodificação como um todo. Por exemplo, o aumento no tamanho da geração acarreta na melhoria das oportunidades de codificação, tendo, no entanto impacto no atraso para decodificação e por conseguinte, da entrega dos dados à aplicação [149]. O P-CCACK, assim como outros trabalhos disponíveis na literatura [26], utiliza gerações compostas por 32 pacotes por tal valor representar um bom compromisso entre desempenho e tempo de decodificação.

O P-CCACK mantém estado do fluxo transmitido em cada nó. Deste modo, para cada fluxo são armazenadas as seguintes informações:

- identificador do fluxo;
- fonte;
- destino;
- número de gerações ativas no nó;
- lista de gerações.

Os primeiros três parâmetros servem para identificar unicamente o fluxo a ser transmitido e para determinar a origem e o destino. Caso o fluxo transmitido esteja associado a alguma reserva de recurso realizada previamente tais informações são herdadas. Os demais parâmetros servem para determinar a janela de transmissão das gerações. Tais parâmetros serão melhor explorados na Seção 6.4.

Para cada geração são armazenadas as informações sobre os vetores de codificação envolvidos no processo de codificação. São elas:

- *Buffer* B_v : trata-se de uma área de memória onde serão armazenados todos os pacotes codificados recebidos pelo nó. A partir de tal *buffer*, o nó transmissor e os nós *relays* geram novos pacotes codificados;
- *Buffer* B_{tx} : armazena a lista dos vetores de codificação de todos os pacotes que o nó corrente transmitiu. Este *buffer* está organizado no formato de matriz, onde cada linha desta matriz representa um vetor de codificação. Além disso, cada vetor de codificação (cada linha da matriz) possui o tamanho equivalente ao tamanho da geração no P-CCACK, isto é, 32 posições;
- *Buffer* B_{rx} : de maneira semelhante ao *buffer* B_{tx} , este *buffer* é utilizado para o armazenamento de vetores de codificação. Todavia, diferentemente do anterior, este *buffer* armazena os vetores de codificação provenientes dos nós ascendentes e escutados pelo nó corrente. Além disso, para cada linha da matriz (cada vetor de codificação) está relacionado um contador a ser utilizado para gerar o vetor de confirmação (na Subseção 6.3.1 serão discutidos os detalhes de criação do vetor de confirmação).

Para cada entrada nos *buffers* B_{tx} e B_{rx} é associada uma *flag* H . Esta *flag* indica se o respectivo vetor de codificação já foi ouvido pelos nós descendentes. A utilização de tal *flag* é necessária para que o nó torne-se capaz de determinar os pacotes codificados que

o nó corrente mantém em um determinado momento e se ele é capaz de gerar um novo pacote inovador para seus nós descendentes. Toda vez que um novo vetor é adicionado a lista, seja no *buffer* B_{tx} ou no *buffer* B_{rx} , a *flag* H respectiva é marcada como falsa. A razão é que ainda não se tem informação suficiente para determinar se o vetor de codificação adicionado já foi escutado em algum momento pelos nós descendentes.

6.3 Processo de Codificação, Transmissão e Confirmação de Pacotes Recebidos

Durante o processo de transmissão, quatro importantes pontos devem ser observados. São eles:

1. a geração do pacote de codificação e sua subsequente transmissão;
2. o processo de criação do vetor de confirmação;
3. a recepção dos pacotes codificados nos nós descendentes;
4. a recepção dos vetores de confirmação nos nós ascendentes.

De modo a tornar mais claro o entendimento do processo de transmissão como um todo, será considerada inicialmente a transmissão de apenas uma geração de dados, isto é, o CCACK tradicional. Na Seção 6.4 serão discutidos os detalhes da extensão proposta que possibilita que mais do que uma geração de dados de um fluxo esteja ativa em um determinado momento.

Toda vez que um nó decide realizar a transmissão de um fluxo, ele gera uma combinação linear dos seus pacotes nativos ou dos pacotes codificados (para o caso dos *relays*). Para tal, são escolhidos aleatoriamente N coeficientes, onde N é o tamanho da geração. O valor de cada coeficiente obrigatoriamente encontra-se no intervalo entre 0 (zero) e o tamanho do Campo Finito considerado. No caso, utilizou-se o valor de 2^8 como o tamanho do Campo Finito. Este valor mostra um bom compromisso entre a complexidade envolvida durante o processo de codificação e a probabilidade de que sejam gerados pacotes codificados linearmente dependentes entre si, e que, portanto, acarretam transmissões espúrias [26, 149].

Após realizar a codificação, o nó armazena no *buffer* B_{tx} o vetor de codificação do bloco codificado a ser enviado e constrói um pacote do tipo *Coded-DataAck*. A estrutura do pacote *Coded-DataAck* é ilustrada Figura 6.2, sendo seus campos descritos abaixo:

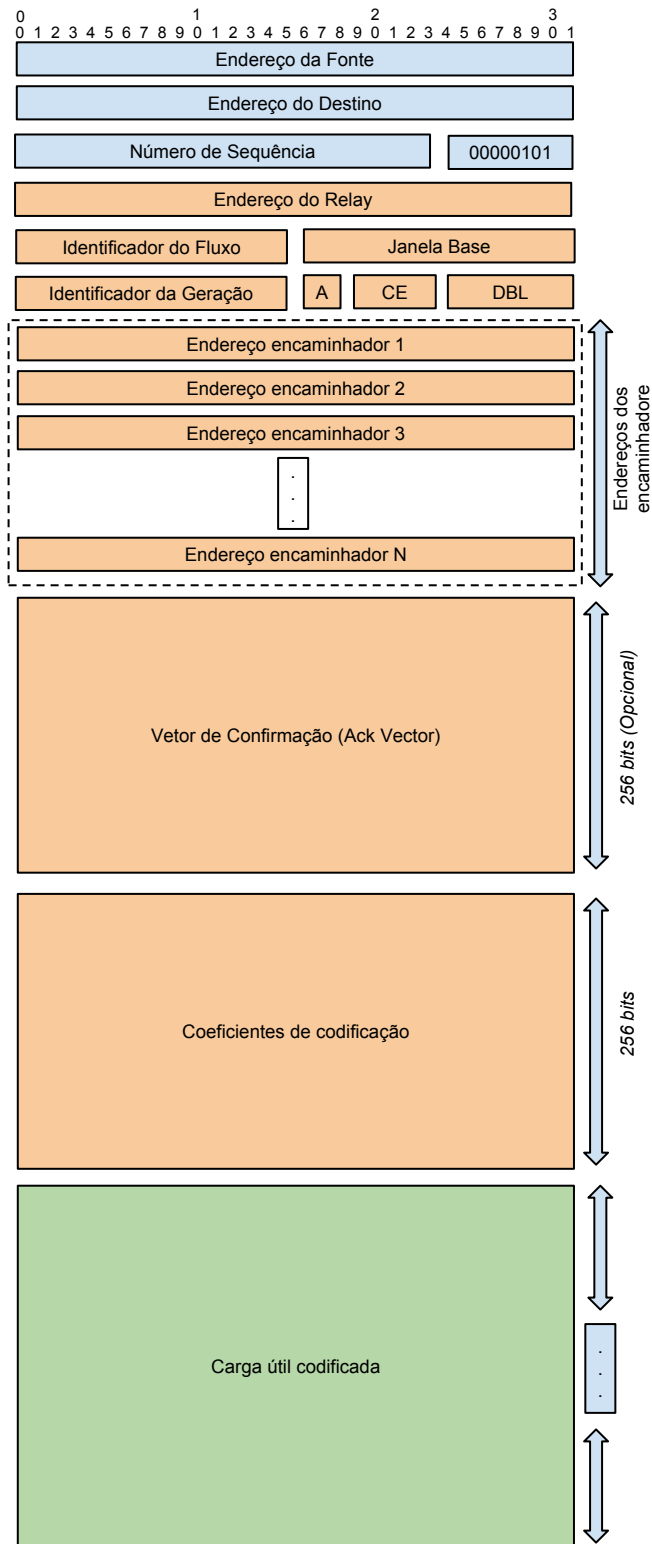


Figura 6.2: Estrutura do pacote *Coded-DataAck*

- Campos básicos: os campos *Endereço da Fonte*, *Endereço do Destino*, *Número de sequência* e *Tipo de Pacote* possuem a mesma semântica do cabeçalho genérico discutido na Seção 3.1.

- O pacote *Coded-DataAck* é identificado a partir do valor 5 (cinco) em seu campo *Tipo de Pacote*.
- Identificador do fluxo: serve para identificar unicamente o fluxo na rede. A partir deste valor os nós poderão identificar tanto os pacotes já previamente codificados já transmitidos quanto as respectivas reservas de banda realizadas pelo mecanismo de controle de admissão;
- Identificador da geração: indica a geração a qual se refere o pacote;
- Janela Base: indica o valor da geração mais antiga ainda não confirmada pelo receptor. Este valor é utilizado juntamente com o valor da geração atual para determinar a janela de transmissão de gerações (mais detalhes na Seção 6.4);
- *Flag A (Ack)*: indica se o pacote carrega o vetor de confirmação de pacotes. A presença do vetor de confirmação acarreta no acréscimo no tamanho do pacote;
- CE: indica o número de nós que irão integrar o conjunto de encaminhadores;
- Identificador da geração confirmada: indica qual geração está sendo confirmada pelo pacote;
- Conjunto de encaminhadores: contém uma lista dos endereços dos nós que irão integrar o processo de roteamento do pacote. A escolha dos nós encaminhadores se dá a partir dos valores da métrica ETX. É escolhido como nó encaminhador todo nó cujo valor para a métrica ETX para o destino seja menor que o valor do nó atual;
- Vetor de confirmação: campo utilizado pelo nó para informar aos nós ascendentes o espaço de informação já recebido pelo nó atual;
- Coeficientes de codificação: indica os coeficientes utilizados para codificação do pacote corrente;
- Carga útil codificação: armazena os dados da aplicação propriamente dito. Tais dados são provenientes da codificação dos dados presentes na geração do fluxo;
- Diferencial *Backlog*: valor utilizado pelo mecanismo de definição da taxa de transmissão. Será explorado em detalhes na Seção 6.5.

Após a construção do pacote *Coded-DataAck* o mesmo é enviado para a rede destinado a todos os nós na vizinhança (transmissão *broadcast*). Para que todos os nós vizinhos consigam ler o pacote, os adaptadores de rede dos nós devem ser ajustados para funcionar em modo promíscuo [28].

Por último, por não possuir dados a serem enviados, o nó receptor faz uso de um pacote denominado *Coded-Ack*, cujos campos são ilustrados na Figura 6.3. Os campos deste pacote possuem a mesma semântica do pacote *Coded-DataAck*, com as seguintes exceções:

- o endereço de destino é marcado como o endereço *broadcast* da rede;
- o campo de dados não está presente.

Os nós que receberem o pacote irão realizar duas checagens: *i)* se é o destino e *ii)* se seu endereço consta entre os encaminhadores listados no pacote. Caso a primeira verificação seja verdadeira, o nó irá coletar os pacotes transmitidos até que seja possível realizar a correta decodificação e a entrega do bloco de dados às camadas superiores. Por outro lado, caso o endereço do nó se encontre entre os encaminhadores listados no pacote, o vizinho irá participar do roteamento no papel de nó descendente. Por último, se nenhuma das checagens anteriores tiver um válido positivo, é um indicativo de que o nó que recebeu o pacote é um nó ascendente em relação ao nó transmissor.

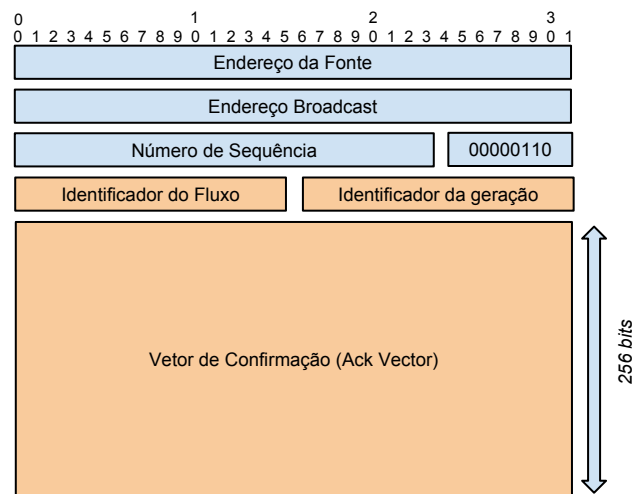


Figura 6.3: Estrutura do pacote *Coded-Ack*.

No caso do pacote *Coded-Ack* recebido, o nó irá checar se é um nó ascendente em relação ao nó que realizou a transmissão do pacote *Coded-Ack* e se ele possui registro do fluxo e da geração de dados confirmado. A partir de tal vetor de confirmação informado torna-se possível identificar se ainda faz-se necessária a transmissão de novos pacotes codificados para o respectivo fluxo.

Dependendo da relação existente entre o nó corrente e o nó vizinho, diferentes partes do pacote transmitido serão utilizadas. Nos nós descendentes as principais informações utilizadas são o bloco de dados codificados, os identificadores do fluxo, da geração e da janela atual. Por outro lado, os nós ascendentes levam em consideração o identificador da geração a ser confirmada e o vetor de confirmação propriamente dito.

6.3.1 Construção do Vetor de Confirmação (*Ack Coding*)

A construção do vetor de confirmação representa um dos pontos centrais do P-CCACK. A partir do vetor de confirmação (*Ack Coding*), os nós são capazes de informar a seus nós ascendentes o conjunto de vetores de codificação que o nó já possui e, conseqüentemente, o nó ascendente pode decidir se continua a transmitir pacotes ou se interrompe sua transmissão. Para tal, ao invés de enviar todos os vetores presentes em B_{rx} , o P-CCACK constrói um vetor de confirmação que funciona como um *hash* para todo o espaço de conhecimento de B_{rx} .

Na Listagem 6.1 é apresentado o algoritmo para construção do vetor de confirmação Ack. O referido algoritmo possui três parâmetros de entrada que são o *buffer* B_{rx} , o tamanho de cada geração e um conjunto de matrizes $H^{(M)}$, onde M é definido por padrão como sendo 4.

Cada uma das matrizes é composta por valores não-nulos, gerados aleatoriamente, em sua diagonal principal. Ademais, faz-se necessário que os valores gerados, ainda que aleatórios, sejam preditíveis, com o intuito de possibilitar que os nós ascendentes, que irão receber o vetor de confirmação, possam recriar as matrizes geradas. Para que tal feito possa ser possível, o nó ao construir as matrizes utiliza seu próprio identificador na rede como semente para o gerador de números pseudo-aleatórios, repassando tal semente para os nós vizinhos durante a transmissão do pacote. Deste modo, os nós vizinhos, ao receberem tal semente tornam-se aptos a reconstruir as referidas matrizes.

A utilização das matrizes diagonais aleatórias durante o processo de criação do vetor de confirmação deve-se aos riscos de ocorrência de eventos do tipo falso-positivo (isto é, o vetor de confirmação confirmar erroneamente vetores ainda não recebidos.). Conforme reportado em [112], a simples escolha de um vetor ortogonal a todos os vetores de B_{rx} faz com que haja uma probabilidade de $\frac{1}{28}$ de ocorrer um evento de falso-positivo, que é um valor relativamente alto se for levado em consideração que a ocorrência do falso-positivo leva ao nó ascendente interromper prematuramente sua transmissão, fazendo com que toda a geração de dados seja perdida. Deste modo, a utilização de M matrizes diagonais, conforme empregado, diminui a probabilidade para $(\frac{1}{28})^M$. Neste sentido, ao ser empregado 4 matrizes aleatórias as chances de um vetor de confirmação erroneamente confirmar o espaço de conhecimento do nó ascendente é de $\frac{1}{2^{32}}$.

6.3.2 Recepção do Vetor de Confirmação nos Nós Ascendentes

Ao receber o vetor de confirmação, o nó ascendente recupera o registro da geração correspondente. Tal verificação se faz necessário visto que é possível que o nó descendente tenha recebido os dados da geração através de um nó ascendente diferente do atual. A

Algoritmo 6.1: Criação do vetor ACK

input : B_{rx} -> Matriz contendo os vetores de codificação recebidos pelo nó

input : N -> Tamanho de uma geração

input : ϕ -> Matriz inicialmente com tamanho $0 \times N$

input : $H^{(M)}$ -> Lista de matrizes diagonais $N \times N$. Os valores não-nulos das matrizes são gerados aleatoriamente dentro do intervalo $[0, 255]$ ($2^8 - 1$) onde a semente (*seed*) do gerador de números randômicos é o endereço do nó (por *default* $M = 4$)

output: $\xi_{[1 \times N]}$ -> Vetor de codificação ACK

```

1 repeat
2   Escolha um vetor  $u$  com o menor valor de contagem_uso da matriz  $B_{rx}$ ;
3   if mais do que um vetor possui a mesma contagem then
4     Escolha aleatoriamente um vetor  $u$ ;
5   if  $u$  for Linearmente Independente em relação à  $\phi$  then
6     Adicione  $u$  à  $\phi$ ;
7     Converta  $\phi$  para sua forma escalonada em linhas;
8   incrementar_contagem(u);
9 until número de linhas de  $\phi$  seja igual a  $\left(\frac{N}{M} - 1\right)$  OU todos os vetores em  $B_{rx}$  tenham sido selecionados;
10 Construa uma matriz  $\phi'_{[0 \times N]}$ ;
11 for  $i \leftarrow 1$  to  $M$  do
12    $\psi_{[(\frac{N}{M}-1) \times N]} = \phi * H^{(i)}$ ;
13   Concatene verticalmente  $\psi$  à  $\phi'$ ;
   /* Escolha randomicamente os coeficientes  $c_1, c_2, \dots, c_N$  para  $\xi$  de tal
      modo que
14  $\phi' * \xi^T = (0_1, 0_2, \dots, 0_N)^T$ ;
15 return  $\xi$ 

```

Figura 6.4 ilustra o referido cenário no qual um nó ascendente pode receber uma confirmação de uma geração ainda desconhecida. Caso o nó não tenha nenhum registro sobre a geração especificada ele simplesmente ignora o pacote.

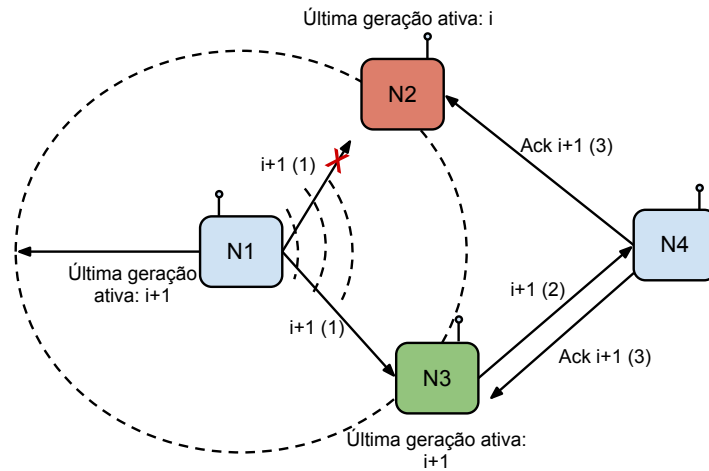


Figura 6.4: Cenário ilustrativo que demonstra como um nó ascendente pode receber uma confirmação de uma geração ainda não registrada. Os valores entre os parênteses indicam a sequência de passos da transmissão.

Após identificar a geração, o nó faz uso do vetor de confirmação para verificar quais vetores no conjunto $B_{rx} \cup B_{tx}$ são confirmados. Para tal, são realizados os passos apresentados na Listagem 6.2, onde as matrizes *hash* do nó descendente são geradas a partir da utilização do endereço do nó como semente (*seed*) do gerador de números pseudo-aleatórios.

6.3.3 Recepção do Pacote Codificado nos Nós Descendentes

Uma vez que um nó descendente receba um pacote do tipo *Coded-DataAck* ele identifica o registro do fluxo ao qual pertence o pacote (que pode ter sido criado tanto através do controle de admissão ou de um pacote de dados anterior). Caso o nó não tenha registro prévio do fluxo transmitido, ele cria uma nova entrada para o fluxo com base nas informações do pacote transmitido. Em seguida o nó realiza os seguintes passos:

1. Verifica se o pacote recebido é inovador. A ideia deste passo é verificar se o bloco de dados codificados é capaz de incrementar o *espaço de conhecimento* da geração atual ou em outros termos, verificar se o *grau de liberdade* [150] da matriz é aumentado. Para tal, o nó recupera o vetor de codificação informado no pacote e verifica se o referido vetor é linearmente independente (LI) em relação aos vetores de codificação de B_v . Uma maneira simples de realizar tal procedimento é aplicar o método de

Algoritmo 6.2: Marcação dos vetores em $b_{tx} \cup b_{rx}$ como escutados pelos nós descendentes

```

input :  $v \rightarrow b_{tx} \cup b_{rx}$ 
input :  $H_{(M)} \rightarrow$  Matrizes hash do nó descendente
input :  $z \rightarrow$  Vetor de confirmação
1 for  $i \leftarrow 1$  to  $\|v\|$  do
2    $flag = verdadeiro;$ 
3   for  $j \leftarrow 1$  to  $M$  do
4     if  $v_i * H_j * z^T \neq 0$  then Se o produto interno dos vetores for não-nulo,
       indica que o vetor não foi ouvido pelos nós descendentes
5     |    $flag = falso;$ 
       /* Marca o vetor  $v_i$  como ouvido dependendo do valor de  $flag$  */
6     if  $flag = verdadeiro$  then
7     |    $marca\_como\_ouvido(v_i);$ 
8 return

```

Eliminação de Gauss-Jordan [150] e verificar se o posto da matriz resultante é diferente do valor da matriz original. Caso o bloco de dados recebido seja inovador em relação à B_v o vetor é adicionado à B_v .

2. Independentemente do pacote recebido ser inovador ou não, se o pacote for proveniente de um nó ascendente o vetor de codificação é adicionado à B_{rx} .

6.4 Transmissão Sequencial de Gerações (*Pipelined*)

Conforme discutido anteriormente, na proposta original do CCACK toda vez que um nó recebe vetores de confirmação que confirmem todo o espaço de conhecimento do nó sobre a geração (isto é, todos os vetores em B_{tx} e B_{rx} têm sua *flag H* marcada como verdadeiro) ele interrompe a transmissão da geração. A ideia por trás de tal procedimento é que se um dado nó A está transmitindo dados de uma geração para um conjunto de nós vizinhos encaminhadores e tais vizinhos recebam coletivamente a geração inteira de dados, o nó A pode parar de transmitir visto que os vizinhos passam coletivamente a agir como uma nova fonte de dados da geração. Um problema decorrente de tal abordagem é que os nós tendem a ficar ociosos, em relação à transmissão do fluxo, no intervalo entre o ponto de interrupção da transmissão e a recepção de um pacote ACK por parte do destino.

Na Figura 6.5 é apresentado um cenário que ilustra o problema discutido. Conforme a geração transmitida vai avançando no sentido origem-destino, os nós mais próximos da

origem (incluindo a própria origem) tornam-se ociosos, em relação à transmissão do fluxo corrente. O problema apresentado tende a se agravar conforme a rede cresce em termos de saltos de roteamento, visto que uma cadeia mais extensa de nós intermediários acarreta um maior atraso para que o nó receptor possa coletar pacotes suficientes de uma geração e possa confirmar o recebimento da geração inteira ao transmissor.

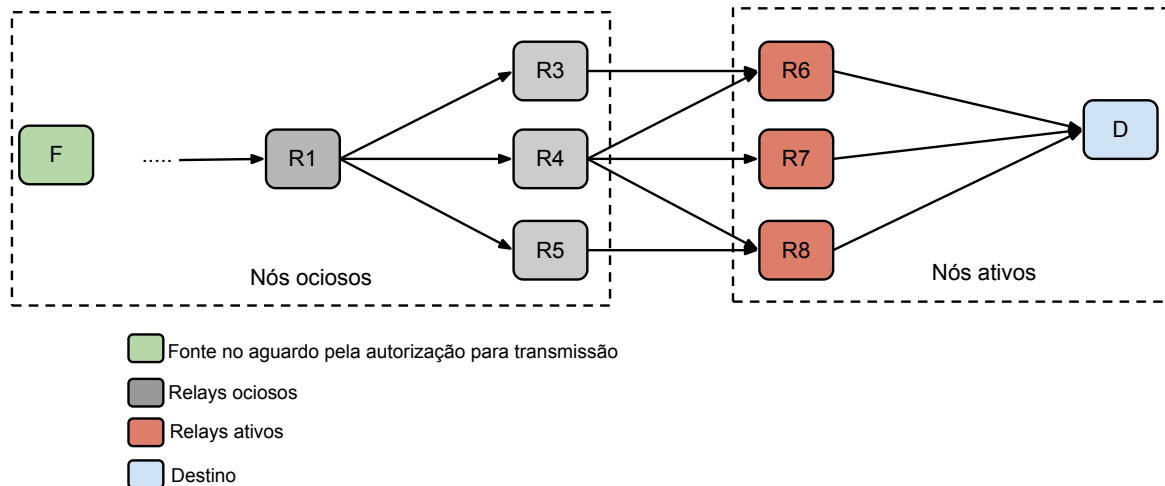


Figura 6.5: Transmissão de uma geração no CCACK.

Em face da discussão apresentada, a ideia central por trás do P-CCACK é possibilitar que mais do que uma geração de dados esteja ativa em um determinado momento. Para tal, faz-se uso de um mecanismo de janela de transmissão que possibilita o controle de quais gerações de um mesmo fluxo encontram-se ativas em um determinado momento na rede. O mecanismo proposto é inspirado no mecanismo análogo do protocolo TCP, que permite o controle sobre quais segmentos encontram-se em um determinado momento no aguardo pela confirmação de entrega. Todavia, enquanto neste protocolo todo o controle é realizado nos nós finais, sendo portanto transparente para os nós intermediários, no P-CCACK, por se tratar de um protocolo de roteamento, os *relays* participam do controle do mecanismo de janela.

O princípio básico de funcionamento do P-CCACK é a realização do controle sobre o recebimento dos vetores de confirmação dos pacotes. Toda vez que um nó recebe pacotes de confirmação bastante para confirmar todo o seu espaço de conhecimento ele se torna apto a transmitir dados da próxima geração. Tal mecanismo assemelhasse ao processo de envio de água por um cano (*pipe*), onde elementos mais novos empurram elementos mais antigos para o interior do cano. Na Figura 6.6 é ilustrado o processo de entrega sequencial de geração de dados em uma topologia.

O processo de execução do mecanismo de transmissão de gerações do P-CCACK nos três diferentes tipos de nós (origem, *relay* e destino) é descrito a seguir.

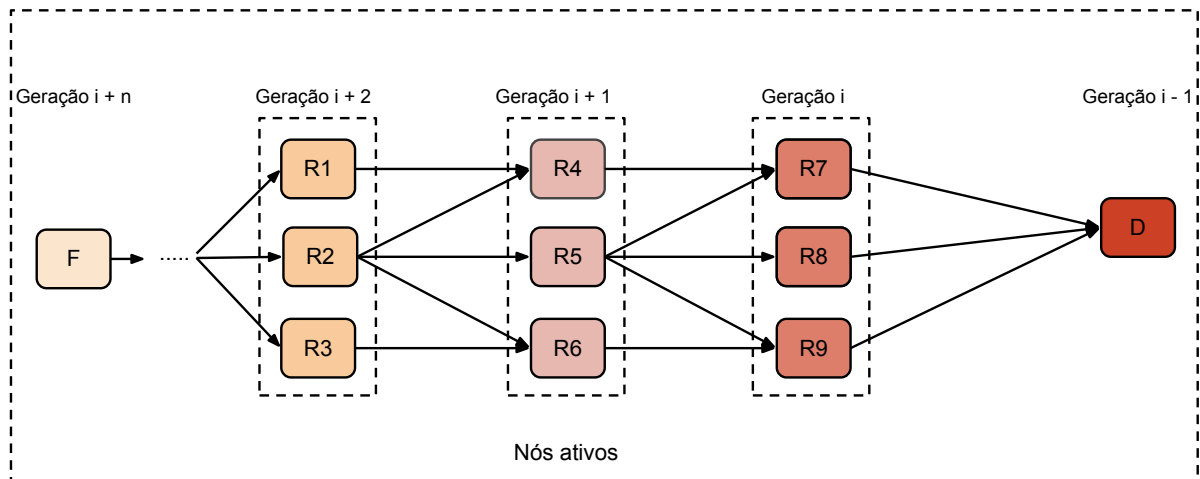


Figura 6.6: Transmissão sequencial de gerações.

6.4.1 Comportamento do Nó Transmissor

De modo a efetuar o controle sobre a janela de transmissão das gerações de dados, o nó transmissor mantém duas variáveis LB (*Janela Base*) e $Tamanho Janela$ (*Window Size*). A primeira variável guarda o valor da geração de dados mais antiga ainda sem confirmação. Por outro lado, a variável WS registra o tamanho máximo da janela de transmissão de gerações. Na Figura 6.7 é ilustrado como as variáveis LB e ES possibilitam o controle da janela de transmissão, a partir da definição do limite mínimo e máximo da geração.

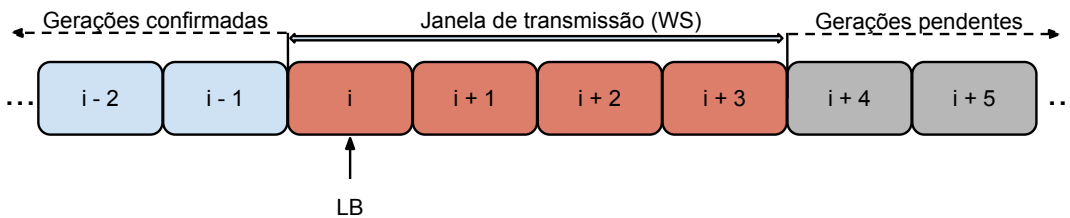


Figura 6.7: Controle sobre a janela de transmissão a partir das variáveis LB e WS .

Com base na estrutura apresentada, o nó transmissor irá transmitir sempre dados da geração mais antiga que ainda não foi completamente confirmada pelos nós descendentes. Em outras palavras, no início da transmissão de um fluxo, apenas uma única geração encontra-se efetivamente ativa. Conforme os vizinhos imediatos da fonte enviem os vetores de confirmação, a fonte é capaz de identificar o momento correto de interromper a transmissão da geração. Neste momento, a fonte infere que o número de transmissões necessárias da geração já foi realizada, passando a transmitir dados da geração seguinte.

O valor da variável LB é modificado apenas após a confirmação do recebimento da geração inteira, enviado pelo nó destino. Neste sentido, caso seja atingido o limite de gerações ativas em um determinado momento, o nó transmissor interrompe a transmissão

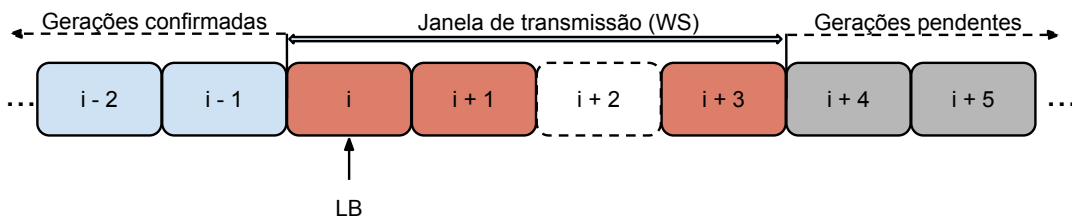


Figura 6.8: Janela de transmissão com lacunas em um dado nó *relay*.

aguardando a confirmação das gerações em trânsito.

6.4.2 Comportamento do Nó *Relay*

Ao receber um pacote *Coded-DataAck*, o nó *relay* verifica os respectivos valores dos campos *Janela Base (LB)* e *Identificador da Geração*. O primeiro passo a ser executado pelo *relay* é a detecção e eliminação de gerações antigas do fluxo. Para tal, são eliminadas todas as gerações cujos identificadores são menores que *LB*. A justificativa para tal procedimento se deve ao fato de que gerações mais antigas que *LB* já foram recebidas e devidamente confirmadas pelo receptor.

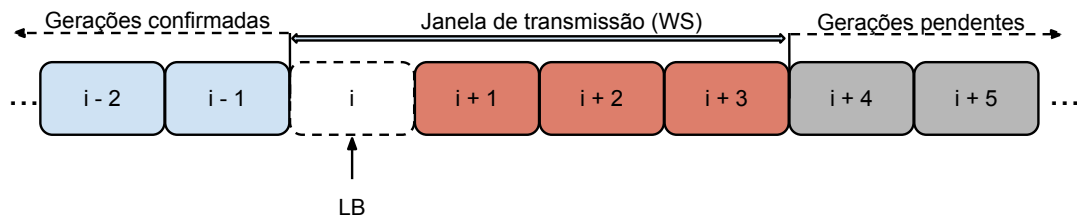
Após o procedimento apresentado, o nó *relay* processa o pacote codificado transferindo as informações dos coeficientes para os buffers da geração especificada no pacote.

Em relação ao processo de retransmissão de pacotes no nó *relay*, um importante ponto merece destaque. Em virtude do espalhamento da transmissão em diferentes caminhos, torna-se factível a existência de um cenário onde ocorra lacunas na janela de transmissão, como apresentada Figura 6.8. Mesmo em um cenário como o apresentado, o processo de transmissão não será afetado visto que a tarefa de recomposição das gerações é realizado pelo nó receptor.

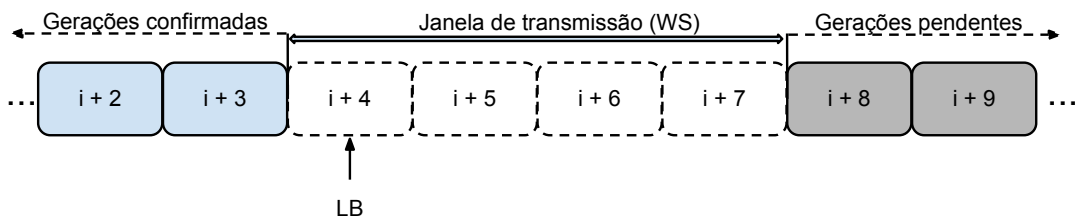
6.4.3 Comportamento do Nó Receptor

Diferentemente dos demais tipos de nós, além de realizar uma confirmação local do recebimento de pacotes codificados a partir do envio de pacotes *Coded-Ack*, o nó receptor realiza uma confirmação fim-a-fim do recebimento de uma geração inteira de pacotes, de maneira acumulativa. O termo acumulativo refere-se ao fato de que a confirmação fim-a-fim realizada confirma todas as gerações anteriores a informada. Por exemplo, nas Figuras 6.9(a) e 6.9(b) é ilustrado a configuração da janela de transmissão antes e depois do recebimento dos pacotes da geração *i*. Mesmo que o nó receptor tenha recebido todos os pacotes necessários à decodificação das gerações posteriores à geração *i* (*i + 1*, *i + 2* e *i + 3*) ele apenas irá realizar as tarefas de decodificação e envio do pacote de confirmação com o recebimento da geração *i*. Ao ter a geração completada, o receptor envia o pacote

de confirmação com o valor $i + 4$ confirmando todas as gerações mais antigas.



(a) Configuração da janela de transmissão antes da confirmação da geração i .



(b) Configuração da janela de transmissão após confirmação da geração i .

Figura 6.9: Ilustração do controle da janela de transmissão realizada no receptor.

O envio da confirmação fim-a-fim é realizado através da utilização do pacote do tipo *E-ACK* (*End-to-End Ack*) destinado à fonte. A estrutura do pacote *E-ACK* é apresentada na Figura 6.10. A transmissão do pacote *E-ACK* é realizada a partir de roteamento *unipath* seguindo o menor caminho fornecido pela métrica ETX. Além disso, embora apenas os nós pertencentes a rota de menor valor ETX participem do encaminhamento do pacote até a origem, todos os nós que receberem o pacote *E-ACK* cancelam eventuais transmissões da geração confirmada pelo pacote.

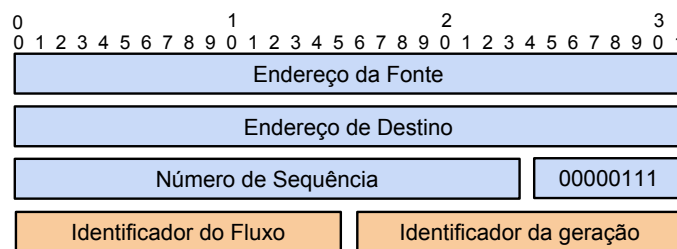


Figura 6.10: Estrutura do pacote E-ACK.

6.4.4 Resincronização da Janela de Transmissão de Gerações

Conforme discutido previamente, o protocolo *MuDP-QoS* codifica os pacotes de dados a serem transmitidos. Entre os benefícios desta abordagem aponta-se o fato de que todos os pacotes de uma geração são igualmente informativos. Neste sentido, a partir do momento

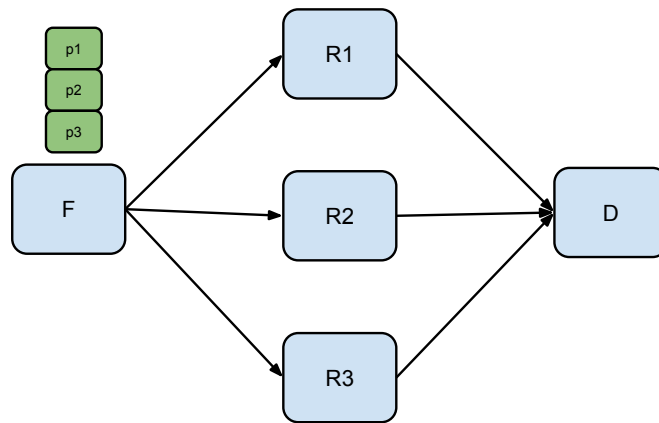
que o conjunto de nós descendentes do transmissor recebe todo o espaço de conhecimento de uma geração, tais nós podem ser considerados coletivamente como uma nova fonte emissora.

Como um efeito da propriedade supracitada, destaca-se o caráter confiável da transmissão (discutido em diversos trabalhos como [1, 115]) no sentido de que perdas ocasionais de pacotes durante a transmissão não prejudicam o espaço de conhecimento da geração. Todavia, ainda que apresente uma baixa probabilidade de ocorrência, deve-se considerar o cenário em que um dos nós torne-se incapaz de transmitir mais dados. Em um cenário como este, causado pela existência de uma fonte contínua de interferência próxima ao nó ou pela saída voluntária do nó da rede, existe a possibilidade que o conjunto de nós descendentes torne-se incapaz de representar todo o espaço de conhecimento da geração em voga. De modo a ilustrar tal problemática, considere a topologia de rede apresentada na Figura 6.11(a). Tal topologia é composta por 5 nós (dois nós finais e 3 nós intermediários). Além disso, considere que o nó F estabeleça uma sessão de transmissão para o nó D com o intuito de enviar uma geração de dados composta pelos pacotes p_1 , p_2 e p_3 .

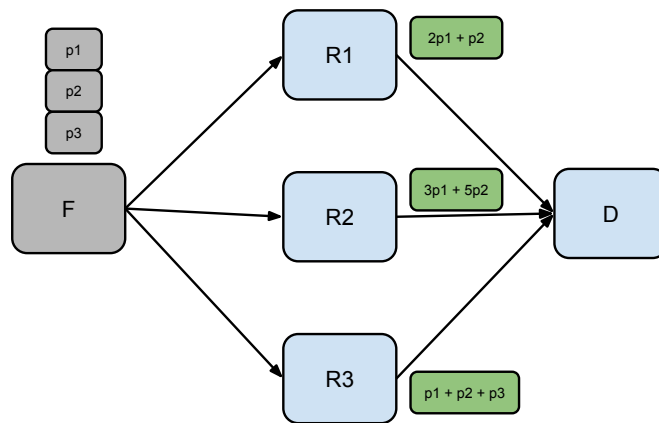
Com base em tal cenário, o nó F irá gerar combinações dos pacotes, transmitindo os pacotes codificados para os nós intermediários. Tal processo será realizado até que os nós intermediários recebam todo o espaço de conhecimento da geração transmitida (uma possível configuração é ilustrada na Figura 6.11(b)). Neste momento, o nó F irá interromper a transmissão, passando a responsabilidade da transmissão da geração aos nós descendentes. Dada a configuração exposta, os nós R1, R2 e R3 são capazes de transmitir toda a geração de dados para o nó D. Todavia, num cenário como o apresentado na Figura 6.11(c), onde o nó R3 sai da rede, torna-se impossível para os demais nós gerarem todas as combinações necessárias para que o nó D receba a geração completa. No exemplo específico, os nós R1 e R2 não possuem pacotes combinados a partir do pacote p_3 .

Em virtude da problemática discutida, é proposto um mecanismo que possibilite a resincronização da janela de transmissão de gerações. O principal intuito deste mecanismo é garantir a consistência da janela de transmissão de gerações em eventos de saída repentina de nós da rede. Todavia, visto que eventos de perda de gerações não são causados por congestionamentos na rede, o mecanismo proposto nesta seção não realiza alteração no tamanho da janela de gerações. Para a realização do controle da janela de transmissão, é proposto um mecanismo apresentado na Seção 6.4.5.

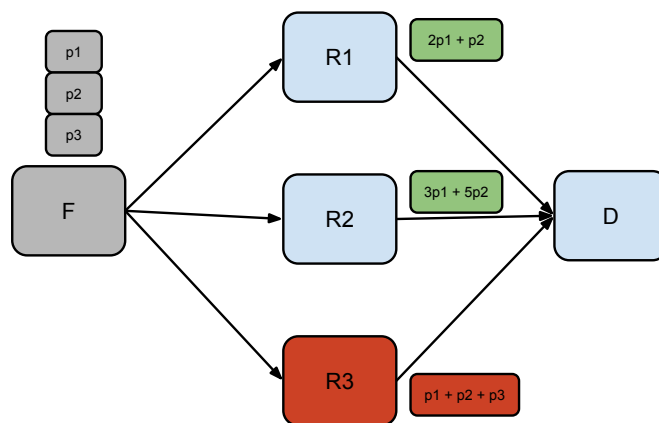
Neste contexto, o mecanismo para sincronização da janela de transmissão irá funcionar conforme os passos discutidos a seguir:



(a) Cenário 1: antes do transmissor enviar os pacotes.



(b) Cenário 2: após a recepção da geração completa, o conjunto de nós descendentes representam coletivamente uma nova fonte de dados.



(c) Cenário 3: se um dos nós sair da rede antes da transmissão completa da geração o espaço de conhecimento sobre a geração pode se tornar incompleto.

Figura 6.11: Conjunto de cenários ilustrativos do efeito da saída de um nó da rede durante a transmissão.

1. Ao iniciar a transmissão de geração, o nó transmissor inicia um temporizador t_0 para a geração. Este temporizador será utilizado para delimitar o tempo máximo estimado de entrega para a geração. Em outras palavras, caso o transmissor não receba o pacote de confirmação da entrega da geração enviado pelo receptor (pacote *E-Ack*) antes que o temporizador se encerre, será considerada a geração perdida.
2. Ao expirar o temporizador de uma geração específica, o nó emissor avança a janela de gerações, passando a transmitir os dados de uma nova geração e definindo a geração seguinte a da geração expirada como sendo a nova base da janela de gerações.
3. Ao receber um novo pacote de dados, o nó descendente verifica se ainda há dados da geração antiga, descartando-os em caso positivo¹.

Caso a expiração da geração ocorra durante um evento de silêncio da transmissão, o transmissor envia um pacote de sincronização, denominado *Sync*.

Estimação do temporizador t_0 para expiração de uma geração

Para estimação do tempo de esgotamento da geração foi considerado uma adaptação da técnica utilizada para definição do *timeout* de envio de pacotes do protocolo TCP [151]. Neste contexto, para definição do tempo de expiração de uma geração (GTO ²) utiliza-se duas variáveis adicionais $SGTT$ ³ e $GTTVAR$ ⁴ que têm como objetivo possibilitar a estimação do tempo de entrega de uma geração e a variação da entrega de uma geração, respectivamente.

Em face do exposto, calcula-se os valores das variáveis GTO , $SGTT$ e $GTTVAR$, de maneira análoga ao apresentado em [151], a partir das regras abaixo:

1. Durante o início da transmissão, onde ainda não se tem qualquer medição do tempo necessário para entrega de uma geração de dados⁵, define-se o valor da variável GTO em segundos, a partir do tamanho em pacotes da geração (N), de acordo com a Equação 6.1.

$$GTO = 3 * N \quad (6.1)$$

2. Após a recepção da primeira estimativa R do tempo de entrega de uma geração, definem-se os valores de $GTTVAR$, $SGTT$ e GTO a partir das Equações 6.3, 6.2 e 6.4, respectivamente.

¹O processo de descarte de gerações antigas é explorado em detalhes na Seção 6.4.3.

²Acrônimo de *Generation timeout*.

³Acrônimo de *Smoothed generation transmission time*.

⁴Acrônimo de *Generation transmission time variation*.

⁵Período entre o envio do primeiro pacote da geração e recepção do pacote *E-Ack* correspondente.

$$GTTVAR = R/2 \tag{6.2}$$

$$SGTT = R \tag{6.3}$$

$$GTO = \min(1, SGTT + 4 * GTTVAR) \tag{6.4}$$

3. A partir de recepções subsequentes de estimativas de entrega de gerações R' , as variáveis $GTTVAR$ e $SGTT$ passam a ser regidas a partir das Equações 6.5 e 6.6, onde os parâmetros α e β são utilizados para controlar a importância da medição do tempo de entrega da última geração comparado com o histórico de medições já realizadas, sendo utilizados por padrão os valores $\frac{1}{8}$ e $\frac{1}{4}$, respectivamente⁶.

$$GTTVAR = (1 - \beta) * GTTVAR + \beta * |SGTT - R'| \tag{6.5}$$

$$SGTT = (1 - \alpha) * SGTT + \alpha * R' \tag{6.6}$$

Estrutura do pacote *Sync*

Conforme discutido, a sincronização da janela de gerações durante períodos de silêncio é realizado a partir do envio de pacotes *Sync*, cuja estrutura é apresentada na Figura 6.12, sendo seus campos descritos abaixo:

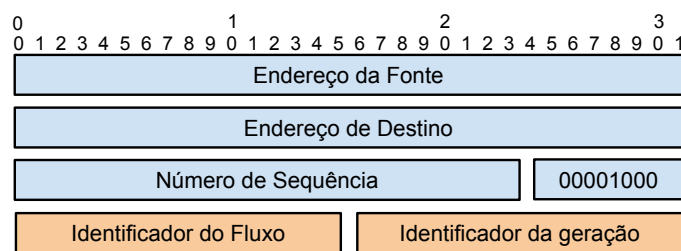


Figura 6.12: Estrutura do pacote *Sync* utilizado para sincronização da janela de gerações.

- Campos básicos: os campos *Endereço de Origem*, *Endereço de Destino*, *Número de sequência* e *Tipo de Pacote* possuem a mesma semântica do cabeçalho genérico discutido na Seção 3.1.
 - O pacote *Sync* é identificado a partir do valor 8 (oito) em seu campo *Tipo de Pacote*.

⁶Tais valores são utilizados seguindo recomendação apresentada em [152].

- Identificador do fluxo: serve para identificar unicamente o fluxo na rede. A partir deste valor os nós poderão identificar tanto os pacotes já previamente codificados já transmitidos quanto as respectivas reservas de banda realizadas pelo mecanismo de controle de admissão;
- Identificador da geração: tem como propósito informar aos nós descendentes a nova base da janela de transmissão de gerações.

6.4.5 Mecanismo de Controle da Janela de Transmissão

Entre as Subsecções 6.4.1 e 6.4.4 foram apresentados os aspectos da solução relacionados ao mecanismo de transmissão sequencial de gerações (*Pipelined-CCACK*) em todos os nós da rede (transmissores, *relays* e receptores), além do mecanismo utilizado para sincronização da janela de transmissão após eventos de perda de gerações. Contudo, além dos mecanismos supracitados é crucial a determinação da abordagem a ser utilizada para o controle dinâmico da janela de transmissão de gerações. A partir do controle dinâmico da janela de transmissão, torna-se possível adequar o protocolo desenvolvido a redes sem fio com topologias distintas no sentido de evitar tanto uma subutilização quanto uma saturação do canal de transmissão.

Em face do exposto, utiliza-se uma abordagem para estimação da janela de transmissão de gerações baseada em uma das variantes do protocolo TCP, conhecido como Vegas [153] e empregada inicialmente em [1]. A utilização de um mecanismo baseado em atraso em detrimento a uma abordagem mais tradicional, baseada em perda de pacotes (presente em diversos mecanismos de controle de congestionamento [154–156]), deve-se ao fato do protocolo *MuDP-QoS* não realizar descarte de pacotes em decorrência de congestionamento na rede, conforme discutido previamente na Seção 6.4.4.

O ponto inicial para a estimação da janela de transmissão de gerações consiste na determinação do tempo de entrega (DT) e na taxa de estimada de entrega de gerações (E). O tempo de entrega da geração é definido pelo atraso observado entre o envio do primeiro pacote codificado da geração (t_0) e a recepção do pacote E-ACK (t_{E-ACK}) correspondente, conforme apresentado na Equação 6.7.

$$DT = t_{E-ACK} - t_0 \quad (6.7)$$

A taxa de entrega de gerações, por sua vez, é definida pela fração resultante do tamanho da janela de transmissão pelo menor valor do tempo de entrega detectado durante a transmissão da sessão ($BaseDT$), como ilustrado na Equação 6.8.

$$E = \frac{W}{BaseDT} \quad (6.8)$$

Ao receber um pacote de confirmação de entrega de gerações (*E-ACK*) de uma dada geração i , o nó transmissor realiza duas ações distintas. Inicialmente o nó verifica se o valor de *BaseDT* deve ser atualizado. Caso ele detecte que o tempo de entrega da geração é menor que o menor valor já registrado para a sessão ele atualiza o valor de *BaseDT* para o novo valor mensurado juntamente com a estimativa da taxa de entrega de gerações (E). A segunda ação a ser realizada consiste em calcular a taxa efetiva de entrega de gerações (A), conforme ilustrado na Equação 6.9.

$$A = \frac{N_i}{DT_i} \quad (6.9)$$

onde,

- N_i especifica o número de gerações transmitidas desde o envio do primeiro pacote codificado da geração i ;
- DT_i especifica o atraso de entrega da geração i .

De posse dos valores das taxas estimada e efetiva de entrega das gerações, estabelece-se a diferença existente entre os dois valores supracitados (Equação 6.10) de modo a determinar se o protocolo está subutilizando a rede (o que significa que ele poderia aumentar o tamanho da janela de transmissão) ou sobrecarregando a rede o que indica que o protocolo deveria reduzir a janela de transmissão. Para tal, define-se dois limiares α e β que especificam os limites inferior e superior de variação de D . Tais limiares são definidos em função de *BaseDT* e especificados nas Equações 6.11 e 6.12, respectivamente.

$$D = E - A \quad (6.10)$$

$$\alpha = \frac{1}{BaseDT} \quad (6.11)$$

$$\beta = \frac{3}{BaseDT} \quad (6.12)$$

Deste modo, a nova janela de transmissão $W(t_i)$ é definida em função o valor anterior da janela ($W(t_{i-1})$) e dos valores atualizados de D , α e β , conforme apresentado na Equação 6.13.

$$W(t_i) = \begin{cases} W(t_{i-1}) + 1 & , \text{ se } D < \alpha \\ W(t_{i-1}) & , \text{ se } \alpha \leq D \leq \beta \\ W(t_{i-1}) - 1 & , \text{ se } D > \beta \end{cases} \quad (6.13)$$

6.5 Controle da Taxa de Transmissão de Fluxos

Conforme discutido previamente, o *MuDP-QoS* oferece suporte tanto ao modelo de comunicação por melhor esforço quanto ao modelo com suporte a QoS baseado em controle de admissão. Neste sentido, deve-se considerar a forma como o cada nó gerencia a proporção de tempo de acesso ao canal de transmissão por parte de cada fluxo, de modo a garantir que os requisitos de QoS dos fluxos sejam atendidos durante a transmissão efetiva dos dados. Para tal, considerou-se o conceito de *Proporção do Tempo do Canal* (PTC), proposto inicialmente em [136]. Nesta técnica, o acesso ao canal de transmissão é fracionado entre os fluxos que atravessam o nó, e a proporção de uso de um determinado fluxo é definido pela Equação 6.14.

$$PTC(f) = \frac{L_f}{L_{total}} \quad (6.14)$$

em que,

- $PTC(f)$ especifica a proporção de tempo de utilização do canal para o fluxo f ;
- L_f especifica a largura de banda requerida pelo fluxo f . Para fluxos originados a partir de reserva de recurso, este parâmetro refere-se ao valor efetivamente reservado;
- L_{total} especifica a largura de banda total do canal compartilhado.

Com base no valor PTC obtido, torna-se possível efetuar o controle sobre a fração do tempo que o *MuDP-QoS* irá dedicar a transmissão de cada fluxo criado. Ademais, a proporção utilizada pelos fluxos baseados em melhor esforço é calculada como sendo a partição de tempo não-reservada no canal de transmissão, conforme definido na Equação 6.15.

$$PTC_{BE} = \left(1 - \sum_{i=1}^n PTC(f_i) \right) \quad (6.15)$$

em que,

- PTC_{BE} especifica a proporção de tempo de utilização para fluxos de melhor esforço;
- n especifica o número de fluxos para os quais foram realizadas reservas de recursos.

Com base no exposto, percebe-se uma clara diferença na relação existente entre os fluxos com suporte a QoS e os fluxos sem suporte em relação ao compartilhamento do canal de transmissão. Cada fluxo com suporte a QoS recebe sua própria fração do tempo de acesso ao canal de transmissão, de modo que os requisitos de QoS sejam respeitados.

Com isso, cada fluxo ao transmitir dentro da sua própria fatia de tempo, e sem considerar variações na qualidade do sinal sem fio, não sofre contenção durante sua transmissão.

Os fluxos sem suporte a QoS, por sua vez, compartilham a mesma fatia de tempo de acesso, havendo portanto uma contenção na transmissão de acordo com o número de fluxos sem suporte a QoS. Neste sentido, faz-se necessário a implantação de algum mecanismo que gerencie o canal compartilhado. Uma primeira abordagem, tradicional para fluxos de melhor esforço, seria a *Multiplexação Estatística* [13]. Na Multiplexação Estatística a divisão proporcional do canal se dá naturalmente a partir das diferentes demandas dos fluxos participantes. Em outras palavras, se um dado fluxo gera mais dados ele terá, proporcionalmente, uma maior ocupação do canal de transmissão. Embora tal abordagem tenha uma implantação bastante simplificada (em geral, sua implantação é realizada a partir de uma fila de entrada, onde os pacote mais antigos são enviados primeiro) ela não representa a abordagem mais eficiente ao mecanismo de transmissão *P-CCACK*. A justificativa para tal afirmação se deve ao fato de que a transmissão de pacotes dos fluxos está relacionada não apenas com a possibilidade de obtenção do canal de transmissão, mas também com a capacidade do nó em questão gerar pacotes inovadores de um determinado fluxo para seus nós descendentes.

Em face do exposto, para fluxos transmitidos sem qualquer garantia de QoS e que, por conseguinte, sofrem contenção de acesso ao canal de transmissão compartilhado, é utilizado um mecanismo de controle de taxa baseado em créditos. Em tal esquema é atribuído um contador de créditos para cada fluxo que atravessa o nó. Os contadores de créditos são decrementados conforme novos pacotes do fluxo são enviados.

Em linhas gerais, para cada fluxo f ativo em um dado nó n , é definido um atributo, denominado *Diferencial Backlog* (DBL), que representa a diferença existente entre o número de vetores de codificação em B_v e o número de vetores marcados como lidos em B_{tx} e B_{rx} , pertencentes às gerações da janela de transmissão. Em termos mais formais, o *Diferencial Backlog* (ΔQ_f) para o fluxo f é definido conforme a Equação 6.16.

$$\Delta Q_f = \sum_{i=1}^{WS} \left(\dim(B_v^f) - \dim(B_H^f) \right)_{G_i} \quad (6.16)$$

em que,

- B_H^f representa todos os vetores de codificação marcados com a flag H presentes no conjunto $B_{tx} \cup B_{rx}$;
- $\dim(X)$ especifica o número de vetores linearmente independentes no conjunto X e;
- $(K)_{G_i}$ refere-se ao valor do *Diferencial Backlog* para a geração G_i .

Além do DBL calculado para cada fluxo em separado, define-se também a participação de um fluxo em relação aos demais fluxos que atravessam o nó, conforme apresentado na Equação 6.17.

$$\Delta Q_{rel}^f = \frac{\Delta Q^f}{\Delta Q^f + \Delta Q_N} \quad (6.17)$$

em que,

- ΔQ_{rel}^f especifica o diferencial relativo do fluxo f em relação a todos os fluxos que atravessam o nó corrente e;
- ΔQ_N define o valor DBL de todos os nós vizinhos ao nó corrente para todos os fluxos.

O valor de ΔQ_N é calculado tendo como base os valores de DBL de todos os vizinhos imediatamente ligados ao nó corrente. Para tal, toda vez que um nó n realiza a transmissão de um pacote codificado (*Coded-DataAck*) ele adiciona como um dos campos do cabeçalho (*DBL*) o valor do somatório (Equação 6.18) dos valores DBL para todos os fluxos f_i pertencentes à n . Nestes termos, o valor de ΔQ_N é calculado em função do diferencial *backlog* total do nó vizinho n (ΔQ_n^{tot}) sendo atualizado a cada recebimento de um novo pacote *Coded-DataAck*, seguindo a Equação 6.19.

$$\Delta Q_n^{tot} = \sum_{i=1}^k \Delta Q_{f_i} \quad (6.18)$$

$$\Delta Q_N = \Delta Q_{N_{old}} + \Delta Q_{n_j}^{tot}(t_i) - \Delta Q_{n_j}^{tot}(t_i - 1) \quad (6.19)$$

Em outras palavras, toda vez que um nó recebe um novo pacote ele atualiza o valor de ΔQ_N removendo a medição anterior $\Delta Q_{n_j}^{tot}(t_i - 1)$ e adicionando o novo valor de $\Delta Q_{n_j}^{tot}(t_i)$ recebido.

De posse dos valores ΔQ_{rel} de todos os fluxos, o nó ao ter permissão para transmitir um pacote realiza o procedimento apresentado na Listagem 6.3 com o propósito de definir qual fluxo está autorizado a transmitir no momento.

A partir da discussão apresentada, dois pontos merecem destaque:

1. Todo o cálculo dos diferenciais *backlog* incluem apenas os fluxos que atravessam o nó e que não possuem nenhuma reserva de recurso no nó. Tal premissa se baseia no fato de que os fluxos com suporte a QoS não participam do compartilhamento do *PTC* destinado aos fluxos de melhor esforço.
2. Os valores de α e β servem como parâmetros de controle da influência dos fluxos vizinhos no processo decisório de transmissão. Assim como definido em Koutsonikolas *et. al.* [112] foram utilizados os valores 5/6 e 1/6 para α e β , respectivamente.

Algoritmo 6.3: Algoritmo para controle da taxa de transmissão em fluxos sem suporte a QoS

```

input : fluxos -> fluxos que atravessam o nó corrente
output: f -> fluxo pertencente à n com permissão para realizar a transmissão
1 for f em fluxos do
2   if  $\Delta Q_f > 0$  then
3      $creditos_f = creditos_f + \alpha * \Delta Q_{rel}^f + \beta$ 
4   if  $creditos_f > 0$  then
5      $creditos_f = creditos_f - 1$ 
6     return f
7 return

```

6.6 Monitoramento dos Níveis de QoS dos Fluxos

Um ponto crucial da solução desenvolvida refere-se a abordagem utilizada para o monitoramento dos níveis de QoS de um dado fluxo. Em outras palavras, faz-se necessário monitorar se o contrato de QoS está sendo respeitado e, em caso negativo, realizar as ações especificadas pela aplicação.

De modo a alcançar o objetivo supracitado, duas abordagens distintas são possíveis. São elas:

- Monitoramento do contrato de QoS nos nós intermediários;
- Monitoramento do contrato de QoS nos nós finais.

Na primeira abordagem os nós intermediários são responsáveis por realizar um processo contínuo de monitoramento das reservas realizadas localmente. A partir de tal abordagem torna-se possível identificar exatamente o ponto da rede em que os níveis de QoS não estão sendo respeitados. Embora uma abordagem deste tipo seja eficaz em mecanismos baseados em roteamento por caminho único, visto ser capaz de oferecer uma detecção imediata dos problemas de transmissão ela não é a mais adequada no contexto de protocolos que utilizem os parâmetros de QoS como limiares por não considerar a possibilidade de compensação. Por exemplo, considere o cenário apresentado na Figura 6.13. Nesta topologia, tem-se um fluxo sendo transmitido do nó F para o nó D através dos nós intermediários R1 e R2. Ademais, considere que sejam enviadas requisições de reserva seguindo os valores estipulados nos rótulos dos arcos ligando F à R1 e R2 (isto é, (H:3; S:6) e (H:2; S:4), respectivamente). Considerando a configuração descrita, é factível a ocorrência de períodos no qual o nível mínimo de QoS não seja atendido, desde que haja

compensação em outros caminhos. Um exemplo disso seria o caso da transmissão de F para R1 atingir uma vazão de 2 enquanto que a transmissão entre F e R2 atinge 3. Ainda que a transmissão entre F e R1 esteja abaixo do mínimo necessário, o valor acumulado entre os diferentes caminhos de transmissão atingirá o mínimo necessário pelo fluxo, isto é, 5.

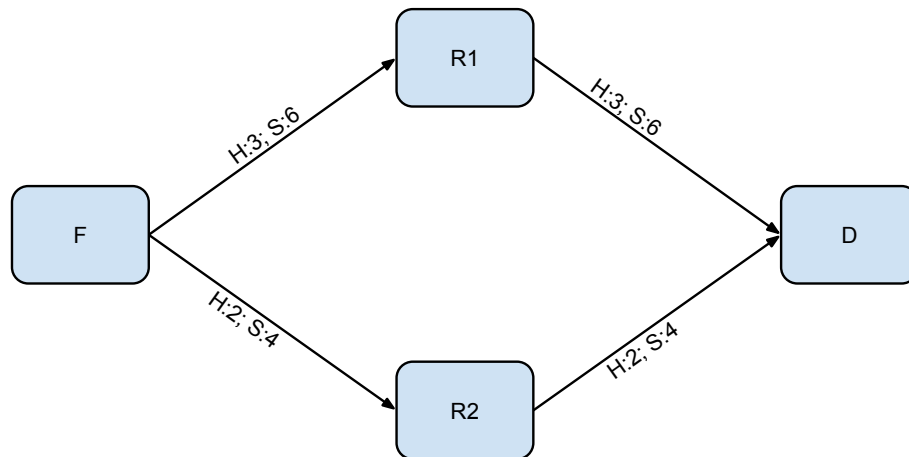


Figura 6.13: Cenário ilustrativo do processo de reserva.

Em decorrência da possibilidade de ocorrência de períodos de compensação entre os subfluxos, optou-se pela implantação de uma solução fim-a-fim para o monitoramento dos níveis de QoS de uma sessão de transmissão. Neste sentido, nos fluxos que fazem uso do suporte a QoS do protocolo *MuDP-QoS*, o nó receptor mantém um processo contínuo de envio de pacotes do tipo *QoS Report* para o nó transmissor através do menor caminho obtido da métrica de roteamento. A estrutura do pacote *QoS Report* é apresentada na Figura 6.14, sendo seus campos descritos abaixo:

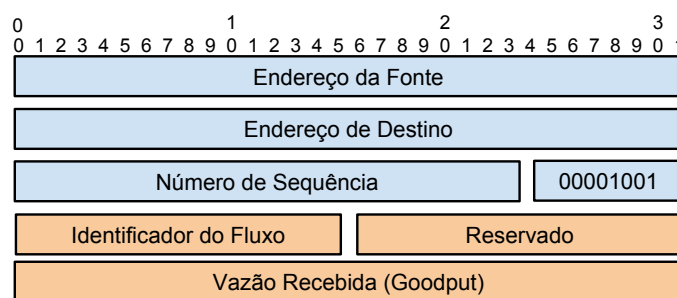


Figura 6.14: Estrutura do pacote *QoS Report*.

- Campos básicos: os campos *Endereço de Origem*, *Endereço de Destino*, *Número de sequência* e *Tipo de Pacote* possuem a mesma semântica do cabeçalho genérico discutido na Seção 3.1.

- O pacote *QoS Report* é identificado a partir do valor 9 (nove) em seu campo *Tipo de Pacote*.
- Identificador do fluxo: serve para identificar unicamente o fluxo na rede. A partir deste valor os nós poderão identificar tanto os pacotes já previamente codificados já transmitidos quanto as respectivas reservas de banda realizadas pelo mecanismo de controle de admissão;
- Reservado: campo reservado para uso futuro;
- Vazão recebida (*Goodput*): especifica a vazão recebida pelo receptor entre o relatório atual e o relatório anterior.

A partir do recebimento do relatório sobre a sessão, o transmissor torna-se apto a determinar se o controle de QoS está sendo respeitado. A seguir será apresentada uma breve descrição sobre o comportamento adotado pelo nó transmissor ao receber um relatório sobre a sessão e a sobre a abordagem utilizada para definição da periodicidade do envio dos pacotes de relatório.

6.6.1 Recepção do Pacote *QoS Report* no Transmissor

Ao receber um pacote do tipo *QoS Report*, o nó transmissor irá utilizar o relatório recebido para determinar se o contrato de QoS está sendo respeitado. Neste contexto, considerando que a aplicação ao solicitar um fluxo com suporte a QoS informe os limiares suave (S), estrito (H) e o limiar de aceitabilidade (T) e receba da rede um dado valor v_0 como taxa de transmissão ao final do processo de controle de admissão (onde $H \leq v_0 \leq S$), pode-se antever quatro cinco cenários possíveis na recepção de um relatório enviado pelo receptor no qual seja informada uma vazão recebida V :

- **Cenário 1:**

No primeiro dos cenários, o valor informado no relatório é pelo menos equivalente (Equação 6.20) ao valor estipulado para transmissão durante o processo de controle de admissão. Neste cenário considera-se que a sessão encontra-se em um estado estável sem problemas consideráveis na transmissão.

$$V \geq v_0 \tag{6.20}$$

- **Cenário 2:**

Neste cenário, o relatório recebido indica que a vazão recebida é menor que a acordada mas ainda assim dentro da margem de aceitabilidade, conforme especificado na Equação 6.21.

$$v_0 > V \geq (v_0 - T) \quad (6.21)$$

Em geral, a ocorrência de um evento isolado no qual o cenário supracitado seja detectado não é considerada uma quebra no contrato de QoS. Todavia, considerando a vasta gama de aplicações e suas respectivas particularidades, não é possível definir em nível de protocolo de rede a ação mais apropriada a ser tomada sem o suporte da aplicação. Neste sentido, delega-se à aplicação a definição do número necessário de relatórios com este perfil a ser recebido para que possa ser considerado uma quebra no contrato de QoS. Tal configuração é realizada no momento em que a aplicação envia a requisição para criação da sessão com suporte a QoS ao protocolo *MuDP-QoS*.

- **Cenário 3:**

Um terceiro cenário possível ocorre quando o relatório recebido indica que a vazão de dados recebida é menor que a margem de aceitabilidade mas superior ao limite estrito do fluxo (Equação 6.22). Este cenário indica que, embora o fluxo não esteja dentro da margem de aceitabilidade considerando o valor determinado pela rede ao fim do processo de controle de admissão, ele ainda se encontra dentro do limite mínimo do contrato de QoS original.

$$(v_0 - T) > V \geq H \quad (6.22)$$

Em um cenário como o exposto, pode-se considerar que o contrato de QoS não está sendo cumprido conforme estabelecido. No entanto, visto que tal cenário é compatível com aplicações aptas a realizar adaptações em tempo de execução do fluxo transmitido (dado que a vazão informada não é menor que o limite estrito especificado pela aplicação), delega-se, assim como no cenário anterior, à aplicação a decisão pela continuidade ou não da transmissão. Em outras palavras, a aplicação deve informar a configuração desejada para este cenário ao enviar a requisição para criação da sessão de transmissão.

- **Cenário 4:**

O quarto cenário refere-se ao cenário trivial de não atendimento ao contrato de QoS, onde a vazão reportada no pacote *QoS Report* é menor que o limite estrito

do contrato de QoS (Equação 6.23). Neste cenário, o nó transmissor ao receber o pacote de relatório realiza o cancelamento da sessão e conseqüente libera dos recursos reservados. Além disso, notifica-se a aplicação sobre o evento de interrupção da sessão de transmissão.

$$H > V \quad (6.23)$$

- **Cenário 5:**

No último dos cenários possíveis considera-se a ocorrência de períodos de silêncio da transmissão, na qual a aplicação não envia, ou reduz drasticamente, a taxa de transmissão dos dados enviados. Deste modo, o transmissor deve manter um registro da taxa de transmissão enviada de modo a confrontar com os dados do relatório recebido.

6.6.2 Periodicidade do Envio dos Pacotes *QoS Report*

Além do tratamento do pacote *QoS Report* no transmissor, um outro ponto que merece destaque é a definição da periodicidade de envio do referido pacote por parte do nó receptor. Para tal, foi definido no *MuDP-QoS* que o nó receptor irá enviar um pacote de relatório a cada t segundos, onde t é definido segundo a Equação 6.24, sendo o valor da variável *SGTT* obtido conforme especificado na Seção 6.4.4. A partir de tal abordagem, torna-se possível obter um balanceamento entre atualização da sessão e *overhead* na rede.

$$t = \min(1, SGTT) \quad (6.24)$$

6.7 Sumário do Capítulo

Neste capítulo foram apresentados os detalhes do funcionamento do mecanismo de transmissão empregado neste trabalho. Tal mecanismo, denominado *Pipelined-CCACK* faz uso do roteamento oportunístico e da codificação de rede durante a transmissão. Além disso, os pacotes transmitidos são codificados utilizando codificação de rede intrassessão. Para tal, os pacotes são organizados em gerações de dados de modo que apenas pacotes pertencentes à mesma geração são codificados conjuntamente.

Por fim, foram discutidos o funcionamento do mecanismo de controle de gerações em transmissão e a abordagem utilizada para o controle da taxa de transmissão dos fluxos transmitidos pelos nós de modo que os requisitos de QoS sejam atendidos.

Capítulo 7

Avaliação Experimental do Mecanismo de Transmissão

O objetivo deste capítulo é apresentar os detalhes referentes aos experimentos realizados tendo como foco a avaliação de desempenho do mecanismo de transmissão *Pipelined-CCACK*, proposto no Capítulo 6. A referida avaliação foi dividida em duas etapas. Na primeira etapa, o mecanismo de transmissão proposto foi comparado em relação a mecanismos de roteamento tradicionais. Em outras palavras, o principal objetivo do primeiro grupo de experimentos foi verificar se o desempenho do mecanismo *Pipelined-CCACK* é superior ao apresentado por soluções de roteamento já plenamente estabelecidas na literatura [157].

A segunda etapa da avaliação realizada, por sua vez, objetivou avaliar o desempenho do mecanismo *Pipelined-CCACK* em relação às soluções de roteamento baseadas em Roteamento Oportunístico e na Codificação de Rede.

Este capítulo está organizado como segue: na Seção 7.1 é apresentada uma breve descrição sobre o funcionamento dos protocolos de roteamento listados na Tabela 7.1. Na Seção 7.2 são discutidos os detalhes do primeiro conjunto de experimentos realizados cujo objetivo foi comparar o desempenho do *Pipelined-CCACK* em relação aos protocolos de roteamento tradicionais. Na Seção 7.3, por sua vez, são apresentados os detalhes do segundo conjunto de experimentos realizados. Por fim, na Seção 7.4 são apresentadas as considerações finais do capítulo.

7.1 Sobre os Mecanismos Avaliados

Conforme mencionado previamente, foram considerados durante a avaliação dois grupos de protocolos de roteamento. O primeiro grupo é composto por protocolos de roteamento para redes ad hoc baseados no modelo tradicional de roteamento. Os protocolos de

roteamento do segundo grupo, por sua vez, são caracterizados por serem soluções baseadas em Roteamento Oportunístico e Codificação de Rede. Na Tabela 7.1 é apresentada a lista dos mecanismos considerados na avaliação discutida neste capítulo.

Tabela 7.1: Protocolos de roteamento considerados na avaliação.

Protocolo de Roteamento	Classificação do protocolo
AODV [85]	Tradicional
AODVv2 [158]	Tradicional
DSDV [60]	Tradicional
OLSR [61]	Tradicional
B.A.T.M.A.N. [159]	Tradicional
MORE [26]	Codificação de Rede + Roteamento Oportunístico
CodeOR [1]	Codificação de Rede + Roteamento Oportunístico
<i>Pipelined-CCACK</i>	Codificação de Rede + Roteamento Oportunístico

A seguir será apresentada uma breve descrição sobre o funcionamento dos referidos protocolos.

7.1.1 Baseados em Roteamento Tradicional

Entre os protocolos de roteamento tradicionais comparados foram consideradas tanto soluções baseadas em roteamento proativo como reativo [16].

Ad hoc On-Demand Distance Vector Routing (AODV) [85]

O protocolo *Ad Hoc On-Demand Distance Vector Routing (AODV)*, descrito na RFC 3561 [85], é um protocolo especialmente projetado para redes Ad Hoc. O protocolo AODV é caracterizado por ser um protocolo reativo, no qual as informações de roteamento são armazenadas apenas nos nós pertencentes as rotas de transmissão ativas. Uma vez que um determinado nó passe do estado ativo para o estado inativo, as informações de roteamento mantidas pelo nós eventualmente se expiram e são removidas da tabela de roteamento do nó.

Para o estabelecimento de uma sessão de transmissão, toda vez que um nó precisa transmitir um determinado fluxo de dados e não há informações sobre uma rota válida para o destino pretendido em sua tabela de roteamento, o nó inicia o processo de descoberta de rotas. O processo de descoberta de rotas consiste do envio de pacotes conhecidos como RREQ (*Route Request*) de maneira *broadcast* na rede, conforme ilustrado na Figura 7.1.

A partir dos parâmetros presentes no pacote RREQ (como endereços de origem e

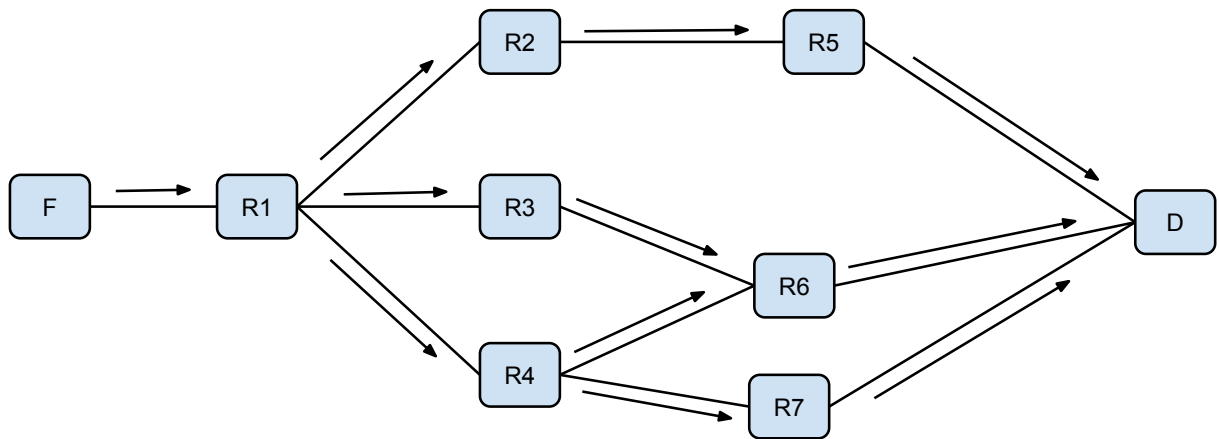


Figura 7.1: Disseminação de pacotes do tipo RREQ durante o processo de descoberta de rotas no protocolo AODV.

destino, identificadores do pacote, números de sequência dos últimos pacotes enviados e recebidos pela fonte e destino, respectivamente) torna-se possível a construção de rotas livres de ciclos bem como a atualização de rotas previamente estabelecidas. Por fim, após a definição da rota de transmissão, o nó destino envia um pacote do tipo RREP (*Route Reply*) pelo caminho inverso da requisição com o objetivo de confirmar a rota, conforme apresentado na Figura 7.2.

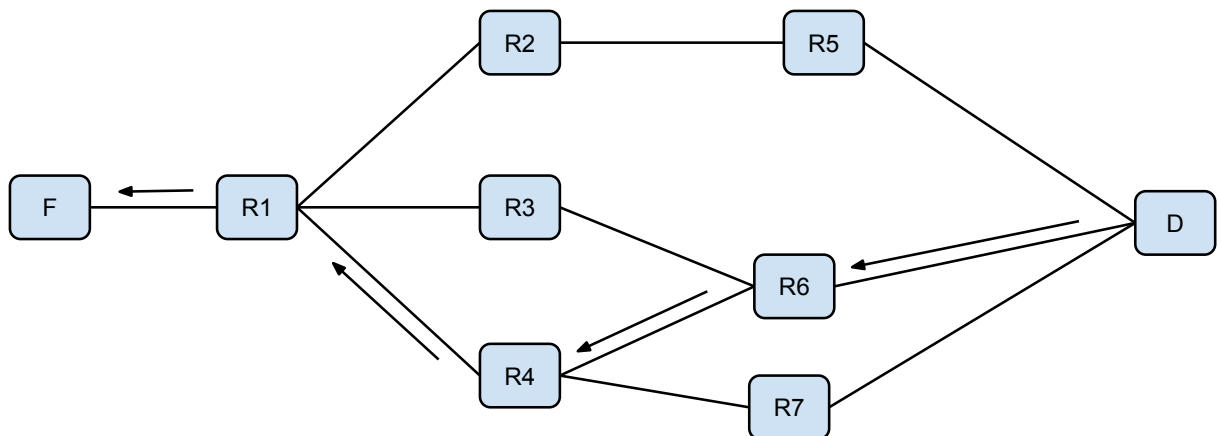


Figura 7.2: Confirmação da criação de uma rota de transmissão para o protocolo AODV através do envio do pacote RREP.

Para a avaliação do protocolo de roteamento AODV foi considerada a implementação disponibilizada no arcabouço INET (<http://inet.omnetpp.org/>).

Dynamic MANET On-demand Routing (AODVv2) [158]

O protocolo *Dynamic MANET On-demand Routing (AODVv2)*, anteriormente conhecido como DYMO [158], é uma evolução do protocolo AODV. Foi projetado para operar de

maneira semelhante ao protocolo AODV, porém seguindo uma abordagem mais simplificada. De maneira semelhante ao AODV, trata-se de um protocolo reativo, onde as tabelas de roteamento são preenchidas e atualizadas sob demanda.

Para a avaliação do protocolo de roteamento AODVv2 foi considerada a implementação disponibilizada no arcabouço INET (<http://inet.omnetpp.org/>).

Destination-Sequenced Distance-Vector Routing (DSDV) [60]

O protocolo *Destination-Sequenced Distance-Vector Routing* (DSDV) [60] é um protocolo proativo projetado para a transmissão *unicast* em redes ad hoc sem fio. Por se tratar de um protocolo proativo, as tabelas de roteamento são continuamente atualizadas, mesmo quando não há nenhuma transmissão ativa. Entre as principais características que distinguem o protocolo DSDV, incluem-se:

- a diferenciação entre rotas atualizadas e antigas;
- o suporte à prevenção de ocorrência de ciclos de roteamento;
- a atualização das rotas a partir de temporizadores e da ocorrência de eventos;
- a utilização do algoritmo Bellman-Ford para determinação das rotas com menor custo de transmissão.

Para a avaliação do protocolo de roteamento DSDV foi considerada a implementação disponibilizada no arcabouço INET (<http://inet.omnetpp.org/>).

Optimized Link State Routing Protocol (OLSR) [61]

Definido na RFC 3626 [61], o protocolo *Optimized Link State Routing Protocol* (OLSR) é um protocolo de roteamento proativo baseado no conceito de protocolos de estado de enlace. A principal característica do OLSR é que durante o processo de construção das tabelas de roteamento o protocolo seleciona um subconjunto de nós, denominados *Multipoint Relays* (MPR), responsáveis pela disseminação das informações de roteamento da rede.

Para a avaliação do protocolo de roteamento OLSR foi considerada a implementação disponibilizada no arcabouço INET (<http://inet.omnetpp.org/>).

Better Approach To Mobile Ad-hoc Networking (B.A.T.M.A.N.) [159]

O último protocolo de roteamento tradicional considerado na avaliação foi o protocolo *Better Approach To Mobile Ad-hoc Networking* (B.A.T.M.A.N.) [159]. Trata-se de um protocolo do tipo proativo. Neste protocolo, todos os nós transmitem continuamente

mensagens *broadcast* de anúncio. Cada mensagem é composta pelo endereço do nó emissor, o endereço do nó atual e o número de sequência. Ao receber um pacote de anúncio, o nó atualiza o campo do nó atual para o seu próprio endereço e reenvia a mesma mensagem. A partir da troca das mensagens de anúncio, o nó emissor é capaz de determinar de construir sua própria tabela de roteamento.

Para a avaliação do protocolo de roteamento B.A.T.M.A.N foi considerada a implementação disponibilizada no arcabouço INET (<http://inet.omnetpp.org/>).

7.1.2 Baseados em Roteamento Oportunístico e Codificação de Rede

Em relação às abordagens baseadas em Roteamento Oportunístico e Codificação de Rede, foram consideradas duas abordagens a serem avaliadas. A principal diferença entre as referidas abordagens diz respeito ao suporte a transmissão de múltiplas gerações simulâneas. A seguir será apresentada uma breve descrição sobre as referidas propostas.

MAC-independent Opportunistic Routing & Encoding (MORE) [26]

O protocolo *MAC-independent Opportunistic Routing & Encoding (MORE)*, proposto por Chachulski *et al.* [26], é considerado a primeira abordagem prática a combinar Codificação de Rede e Roteamento Oportunístico. Neste protocolo, pacotes pertencentes a um mesmo fluxo são combinados (codificação intrassessão) e transmitidos via Roteamento Oportunístico. Durante o processo de codificação, pacotes são agrupados em gerações (seguindo a mesma definição utilizada neste trabalho e discutida na Seção 2.4.2).

O processo de transmissão no protocolo MORE é realizado a partir do envio sequencial das gerações, onde apenas uma única geração permanece ativa por vez. Para realizar tal controle, toda vez que o nó receptor recebe uma geração completa de dados ele envia um pacote do tipo ACK destinado ao emissor com o intuito de sinalizar para o emissor que a geração foi completamente recebida e possibilitar que este inicie a transmissão de uma nova geração.

Um outro ponto em que o protocolo MORE se difere do *Pipelined-CCACK* neste trabalho diz respeito a abordagem utilizada para o controle da taxa de transmissão. No protocolo MORE, cada nó calcula o número de transmissões necessárias a partir de uma heurística que leva em consideração a taxa de entrega de pacotes a partir do nó em questão.

Coding in Opportunistic Routing (CodeOR) [1]

O protocolo *Coding in Opportunistic Routing (CodeOR)* [1] é um protocolo de roteamento baseado no Roteamento Oportunístico e Codificação de Rede, sendo projetado

especificamente para redes *mesh* sem fio.

De maneira semelhante ao MORE, o CodeOR realiza codificação intrassessão em pacotes pertencentes à mesma geração de dados e utiliza uma heurística para determinar o número de pacotes necessários a serem transmitidos para cada geração. Todavia, diferentemente do MORE, o CodeOR implementa um mecanismo que possibilita a transmissão simultânea de múltiplas gerações.

7.2 Experimento 1: Avaliação do Mecanismo Proposto em Relação a Protocolos de Roteamento Tradicionais

Objetivos

Conforme discutido previamente, o presente experimento teve como objetivo comparar o desempenho do *Pipelined-CCACK* em relação aos protocolos de roteamento tradicionais listados na Tabela 7.1. Neste sentido, foi realizada uma análise da vazão de transmissão alcançada pelos protocolos estudados quando executados numa rede de médio porte.

Projeto do Experimento

Para a construção do experimento discutido, considerou-se uma rede composta por 50 nós uniformemente distribuídos numa área de 1 km², cuja topologia é apresentada na Figura 7.3. Levando-se em consideração o ambiente-alvo do protocolo proposto, redes *mesh* sem fio, os nós foram configurados para não apresentar nenhuma forma de mobilidade durante o decorrer do experimento.

No que se refere aos dispositivos de transmissão, cada nó foi habilitado com uma interface de rede sem fio padrão 802.11g, com potência de transmissão de 100 mW, sensibilidade de recepção de -90 dBm e taxa máxima de transmissão de 11 Mbps (tanto para transmissões *unicast* quanto *broadcast*). Por fim, foi adotado o modelo *Rayleigh* [160] como modelo de propagação de sinal.

Em relação ao processo de transmissão propriamente dito, para cada protocolo de roteamento estudado, foram executadas 30 simulações onde em cada repetição foi realizada a transmissão de dados com duração de 10 segundos entre dois nós aleatoriamente escolhidos. Ademais, de modo a evitar atrasos de transmissão decorrentes do processo de inicialização da rede, as transmissões foram configuradas para terem início após 20 segundos do início das simulações.

De modo a sumarizar a discussão apresentada, na Tabela 7.2 são apresentados os



Figura 7.3: Topologia empregada no experimento 1.

parâmetros de configuração empregados no experimento realizado.

Tabela 7.2: Parâmetros de configuração do ambiente físico adotados no experimento 1.

Parâmetro de configuração	Valor
Área de dispersão	1000 m x 1000 m (1 km ²)
Disposição dos nós	Uniforme
Número de nós	50
Modelo de mobilidade	Estacionário
Potência do transmissor	100 mW
Sensibilidade dos receptores	-90 dBm
Modelo de propagação do sinal	<i>Rayleigh</i>
Taxa de transmissão máxima	11 Mbps
Tamanho do pacote de dados	1500 bytes
Tempo de transmissão	10 segundos

Continuação na próxima página

Tabela 7.2 – continuação da página anterior

Parâmetro de configuração	Valor
Início da transmissão	Após 20 segundos do início da simulação

Análise dos Resultados

A partir da execução do conjunto de experimentos supracitados, coletou-se os dados relativos ao tempo de entrega dos pacotes de onde derivou-se os valores de vazão de transmissão de cada um dos protocolos de roteamento. Na Tabela 7.3 são apresentadas as médias de vazão de transmissão obtidas pelos protocolos de roteamento estudados bem como seus respectivos intervalos de confiança.

Tabela 7.3: Vazão média mensurada em Mbps.

Protocolo de Roteamento	Vazão Média (Mbps)
AODV	5,389418 (5,315569 - 5,463268)
AODVv2	5,4 (5,335987 - 5,464013)
DSDV	4,560776 (4,322980 - 4,798573)
OLSR	4,352345 (3,950620 - 4,754071)
B.A.T.M.A.N	2,915400 (2,809091 - 3,021709)
<i>Pipelined-CCACK</i>	8,8432 (8,510631 - 9,175769)

Como pode-se observar, o *Pipelined-CCACK* foi capaz de alcançar uma vazão média bastante superior a todos os demais protocolos de roteamento estudados, apresentando um ganho de aproximadamente 64% em relação ao protocolo AODVv2.

Além da média da vazão de transmissão, foi realizada uma análise do comportamento dos protocolos de roteamento estudados no decorrer do tempo. Na Figura 7.4 é apresentado o comportamento médio dos protocolos estudados no decorrer do tempo. Para a construção do referido gráfico, o tempo de transmissão foi dividido em intervalos de 0,1 segundos sendo cada ponto do gráfico definido a partir da média do intervalo em questão.

De maneira semelhante ao apresentado na Tabela 7.3, o *Pipelined-CCACK* apresentou consistentemente melhores resultados de vazão de transmissão, sendo seguido pelos

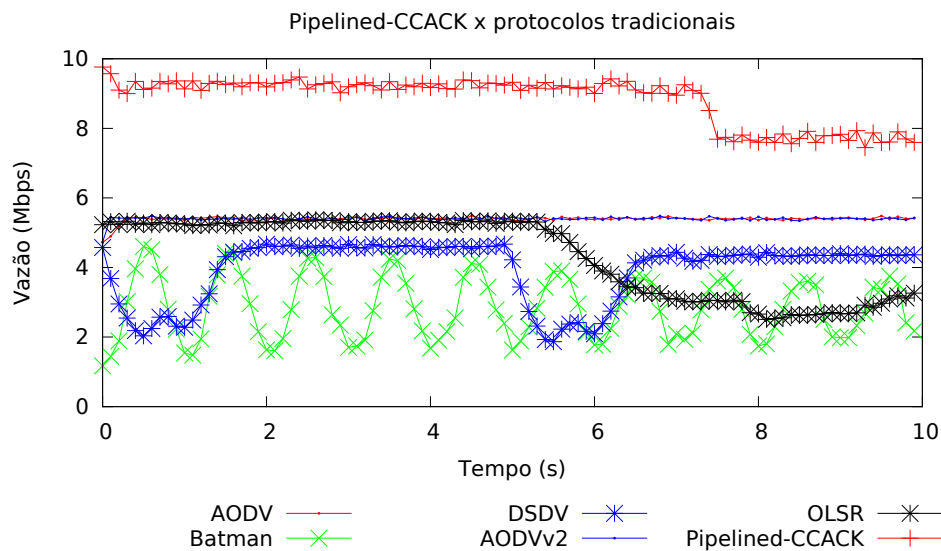


Figura 7.4: Gráfico comparativo da vazão obtida entre os protocolos de roteamento tradicionais e o *Pipelined-CCACK*.

protocolos AODV e AODVv2.

7.3 Avaliação do *Pipelined-CCACK* em Relação a Protocolos de Roteamento Baseados em Roteamento Oportunístico e Codificação de Rede

Objetivos

A segunda etapa da presente avaliação consistiu em comparar o desempenho do *Pipelined-CCACK* em relação aos protocolos MORE [26] e CodeOR [1], listados na Tabela 7.1. Neste sentido, foram realizadas duas análises do comportamento dos protocolos. A primeira análise teve por objetivo analisar a taxa de recepção de pacotes inovativos no nó destino. O segundo experimento teve por objetivo analisar os ganhos em vazão da utilização do *Pipelined-CCACK* em relação aos demais protocolos estudados.

Projeto do Experimento

Na Tabela 7.4 é apresentado o sumário dos parâmetros de configuração adotados nos experimentos 2 e 3. Para a construção de ambos os experimentos discutidos, considerou-se a mesma configuração de ambiente utilizada para comparar os protocolos MORE e CodeOR, apresentada por Lin *et al.* [1]. Tal cenário de transmissão é composto por uma rede de grande porte composta por 100 nós uniformemente distribuídos numa área de 16

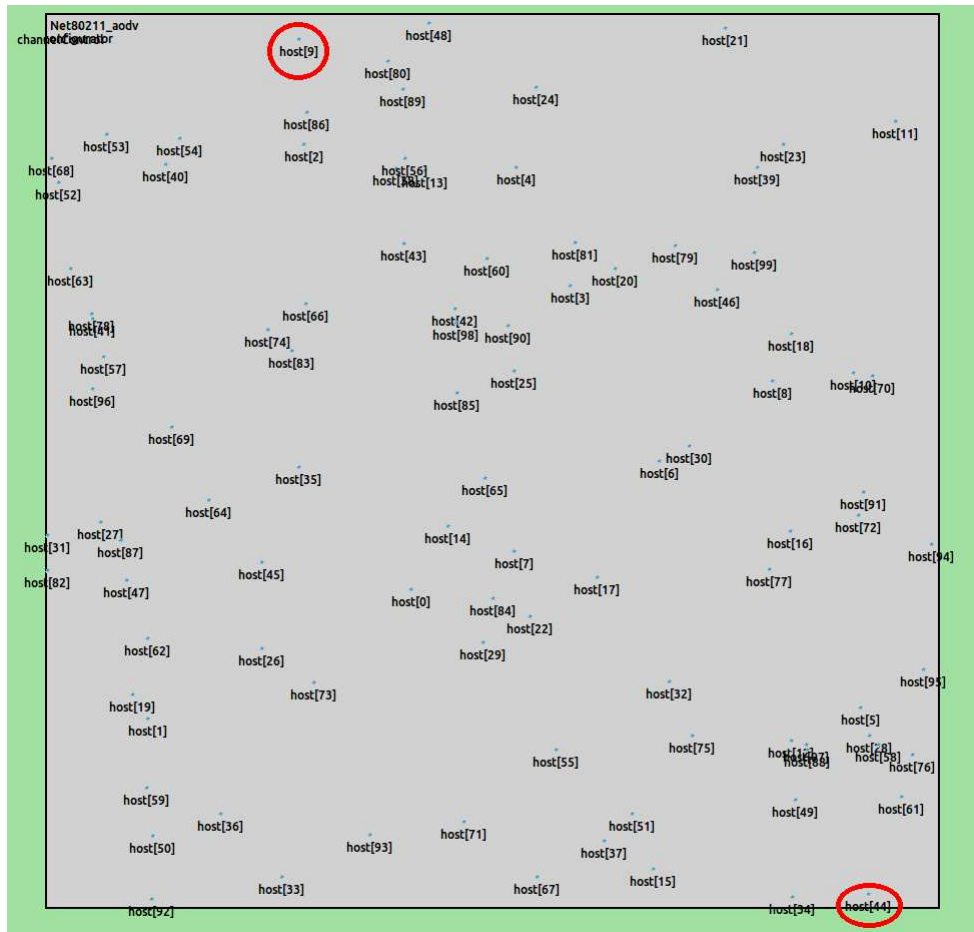


Figura 7.5: Topologia empregada nos experimentos 2 e 3. As marcações em vermelho indicam os nós 9 e 44 explicitados no experimento 2.

km², cuja topologia é apresentada na Figura 7.5.

No que se refere aos dispositivos de transmissão, cada nó foi habilitado com uma interface de rede sem fio padrão 802.11g, com potência de transmissão de 20 mW, sensibilidade de recepção de -90 dBm e taxa máxima de transmissão de 11 Mbps (tanto para transmissões *unicast* quanto *broadcast*). Por fim, foi adotado o modelo *Free-space path loss* [161] como modelo de propagação de sinal.

Ademais, de modo a evitar atrasos de transmissão decorrentes do processo de inicialização da rede, as transmissões foram configuradas para terem início após 20 segundos do início das simulações. A seguir serão discutidos detalhes dos experimentos 2 e 3 realizados.

7.3.1 Experimento 2: Recepção de Pacotes Inovativos por Tempo Objetivos

Esta avaliação teve por objetivo analisar o comportamento dos protocolos estudados no que se refere a entrega de pacotes inovativos no destino quando considerada uma transmis-

Tabela 7.4: Parâmetros de configuração adotados nos experimentos 2 e 3.

Parâmetro de configuração	Valor
Área de dispersão	4000 m x 4000 m (16 km ²)
Disposição dos nós	Uniforme
Número de nós	100
Modelo de mobilidade	Estacionário
Potência do transmissor	20 mW
Sensibilidade	-90 dBm
Modelo de propagação do sinal	<i>Free-space path loss</i>
Taxa de transmissão	11 Mbps
Tamanho do pacote	1500 bytes

são entre dois nós localizados em posições opostas da área de transmissão. Na Figura 7.6 é ilustrada a topologia empregada nos experimentos apresentados por Lin *et al.* [1] bem como a identificação dos nós escolhidos pelos autores. Com base no exposto, seguiu-se a mesma metodologia no experimento realizado neste trabalho ao escolher-se nós em posições opostas, identificados na Figura 7.5. Além disso, visando tornar a análise mais completa, o experimento foi repetido 100 vezes onde em cada repetição os nós de origem e destino foram selecionados aleatoriamente. A partir de tais execuções, foi possível calcular os resultados referentes ao pior caso, caso médio e melhor caso.

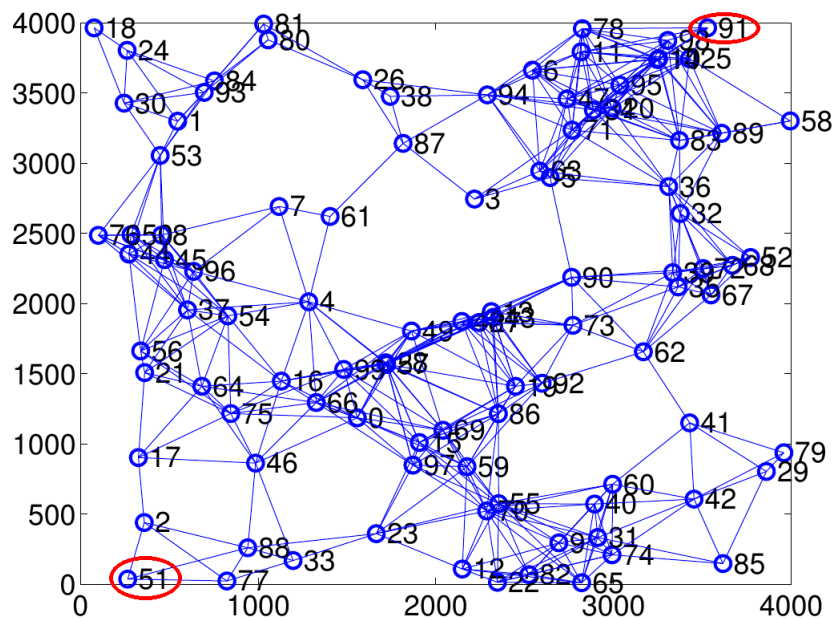


Figura 7.6: Topologia empregada nos experimentos realizados por Lin *et al.* [1]. As marcações em vermelho indicam os nós selecionados pelos autores para a análise da entrega de pacotes inovativos. Figura adaptada de Lin *et al.* [1].

Análise dos Resultados

Nas Figuras 7.7 e 7.8 são apresentados os resultados dos experimentos para os mecanismos MORE e CodeOR e para o *Pipelined-CCACK*. Como pode-se observar, o *Pipelined-CCACK* é capaz de entregar a mesma quantidade de pacotes inovativos em um intervalo de tempo bastante inferior tanto do mecanismo CodeOR quanto do MORE. A principal consequência de tal resultado é a diminuição no atraso de entrega dos dados e, consequente, aumento da vazão calculada.

Ao se levar em consideração não apenas o fluxo entre os nós 9 e 44, percebe-se que mesmo no pior caso mensurado, o tempo de entrega do *Pipelined-CCACK* é inferior ao de ambos os mecanismos comparados.

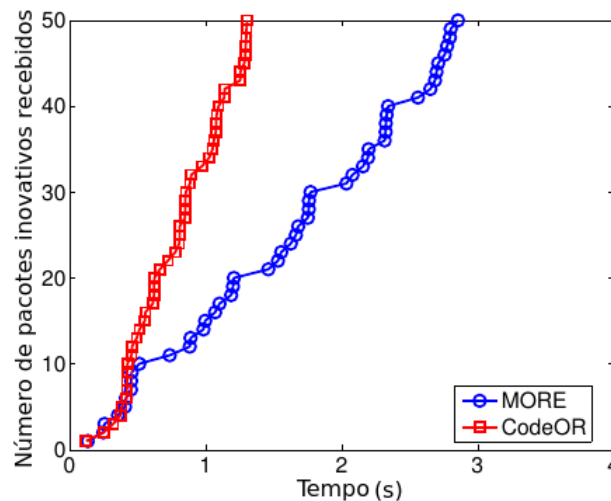


Figura 7.7: Número de pacotes inovativos recebidos no destino em relação ao tempo para os protocolos MORE e CodeOR. Figura adaptada de Lin *et al.* [1].

7.3.2 Experimento 3: Ganho de Vazão do Mecanismo Proposto

Objetivos

O último experimento realizado teve como objetivo comparar a vazão de transmissão dos protocolos estudados ao se levar em consideração um grande número de fluxos. Para tal, o cenário de simulação descrito no início desta seção foi executado 500 vezes, onde em cada repetição o tempo de transmissão foi de 20 segundos e foram escolhidos aleatoriamente os nós de origem e destino. A partir da execução do experimento supracitado, foram coletados dados a respeito da vazão do fluxo transmitido visando determinar a função de distribuição acumulada dos fluxos.

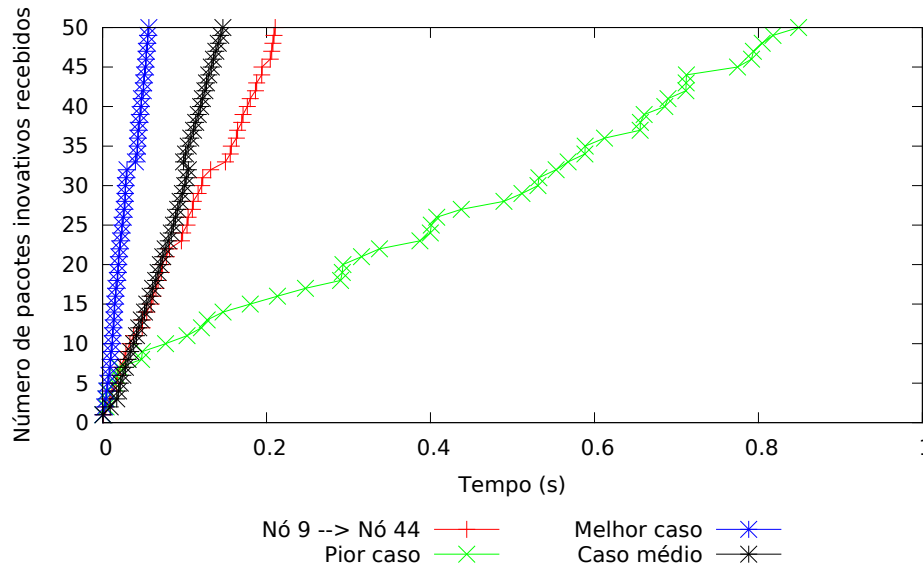


Figura 7.8: Número de pacotes inovativos recebidos no destino em relação ao tempo para o *Pipelined-CCACK*. O caso médio foi obtido a partir das médias mensuradas de entrega dos pacotes inovativos de cada execução do experimento.

Análise dos Resultados

Nas Figuras 7.9 e 7.10 são apresentadas as funções de distribuição acumuladas dos protocolos MORE, CodeOR e do *Pipelined-CCACK*. Como pode-se observar, o *Pipelined-CCACK* é capaz de atingir uma vazão bastante superior ao protocolo CodeOR e, sobretudo, ao protocolo MORE. A principal justificativa para tal superioridade deve-se à transmissão de múltiplas gerações simultâneas (também utilizada pelo CodeOR) que diminui a ociosidade da rede e a utilização do mecanismo de confirmação do espaço de conhecimento de cada nó que diminui a sobrecarga causada pela transmissão desnecessária de pacotes não inovativos.

7.4 Sumário do Capítulo

Este capítulo teve por objetivo apresentar os detalhes referentes à avaliação do *Pipelined-CCACK* no Capítulo 6. A referida avaliação foi dividida em duas etapas. Na primeira etapa, cujos resultados foram apresentados na Seção 7.2, o *Pipelined-CCACK* foi comparado a cinco protocolos de roteamento tradicionais (AODV, AODVv2, DSDV, OLSR e B.A.T.M.A.N), com o intuito de verificar se o *Pipelined-CCACK* é capaz de fazer uso mais eficiente da largura de banda disponível. A partir dos resultados dos experimentos realizados, pode-se constatar a superioridade do *Pipelined-CCACK* em relação aos demais protocolos, onde o *Pipelined-CCACK* foi capaz de atingir uma vazão de transmissão média 64% superior ao segundo melhor protocolo comparado.

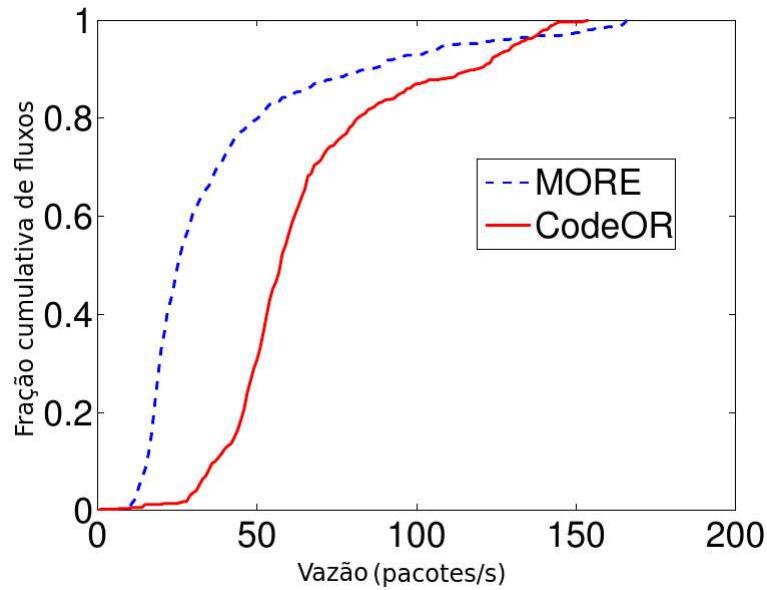


Figura 7.9: Função de distribuição acumulada da vazão de transmissão para protocolos MORE e CodeOR (imagem adaptada de Lin *et al.* [1])

A segunda avaliação, por sua vez, teve por objetivo comparar o *Pipelined-CCACK* em relação a duas soluções baseadas em Roteamento Oportunístico e Codificação de Rede (MORE e CodeOR). Tal conjunto de experimentos consistiu da análise da taxa de entrega de pacotes e da análise dos ganhos de vazão do *Pipelined-CCACK* em relação aos demais. Resultados dos experimentos mostraram a superioridade do *Pipelined-CCACK* em ambos os critérios considerados.

Tendo em vista o mecanismo transmissão proposto no Capítulo 6 e sua respectiva avaliação apresentada neste capítulo confirma-se a segunda hipótese de pesquisa, apresentada na Seção 1.2 e repetida a seguir.

- H_2 - A utilização do Roteamento Oportunístico combinado com a Codificação de Rede, tendo em vista a transmissão simultânea de múltiplas gerações e a confirmação cumulativa do espaço de conhecimento dos nós, possibilita ganhos de vazão de transmissão em comparação a protocolos de roteamento tradicionais.

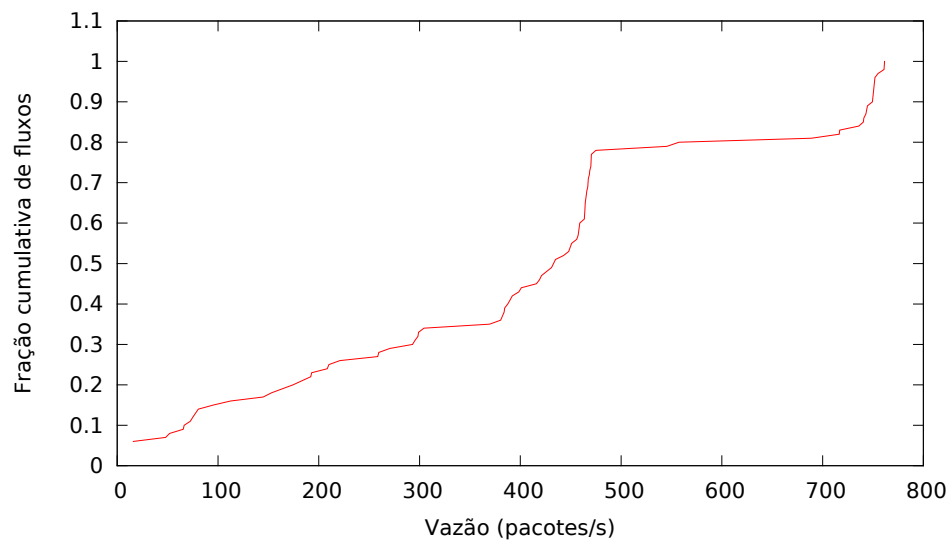


Figura 7.10: Função de distribuição acumulada da vazão de transmissão para o *Pipelined-CCACK*.

Capítulo 8

Conclusões e Trabalhos Futuros

As redes *Mesh* sem fio têm se estabelecido como uma importante abordagem para interconectar dispositivos. A possibilidade de implantar este modelo de comunicação em uma área relativamente ampla, sem a necessidade de uma infraestrutura cabeada torna as redes *Mesh* especialmente interessantes para áreas que vão desde o campus de uma universidade até regiões metropolitanas. Todavia, o desenvolvimento de soluções para prover QoS neste meio mostra-se uma tarefa desafiadora. Grande parte das soluções existentes têm como base as abordagens de roteamento tradicionais, onde a transmissão dos pacotes é baseada na definição prévia de uma ou várias rotas de transmissão. Contudo, é notória a ineficiência de tais abordagens de roteamento em frente às restrições do meio de transmissão sem fio. Para tal, novas técnicas de roteamento têm sido propostas, onde destacam-se o Roteamento Oportunístico e a Codificação de Rede, que exploram propriedades básicas do meio de transmissão sem fio, como a transmissão por difusão, com o intuito de tornar mais eficiente o processo de transmissão.

Assim, nesta Tese, foi abordado o problema de “como prover Qualidade de Serviço em redes *Mesh* sem fio, tendo como base os paradigmas de Roteamento Oportunístico e Codificação de Rede, visando possibilitar ganhos de desempenho e robustez comparados aos protocolos de roteamento tradicional”. Considerando o problema exposto, foi desenvolvido um protocolo de roteamento baseado no Roteamento Oportunístico e na Codificação de Rede. Tal protocolo oferece suporte ao controle de admissão e a transmissão de fluxos com suporte a QoS ou transmitidos via melhor esforço.

No Capítulo 2, foi apresentada uma visão geral da área de Qualidade de Serviço baseada em roteamento. Foram discutidas as principais métricas de QoS, a classificação dos mecanismos de QoS e foram caracterizados os níveis de QoS fixo e dinâmico. Posteriormente, foram apresentadas as principais técnicas de roteamento em redes sem fio bem como foram abordadas as principais soluções vigentes. Por fim, foram discutidas os principais aspectos da área de Codificação de Rede e Roteamento Oportunístico,

elementos-chave do protocolo proposto nesta Tese.

No Capítulo 3, o protocolo *MuDP-QoS*, proposto nesta Tese foi introduzido. Foi apresentada uma discussão sobre os principais componentes que integram o protocolo proposto. Foram abordados os tipos de pacotes utilizados, as terminologias empregadas e, especialmente, a métrica de roteamento e o mecanismo de avaliação da vazão de transmissão utilizados. No que concerne a métrica de roteamento, foi empregada a métrica ETX. Tal métrica avalia a qualidade do enlace entre um nó e seu vizinho a partir da medição da taxa de entrega de pacotes probe num dado intervalo de tempo. Por outro lado, o mecanismo de avaliação da vazão de transmissão empregado, calcula a vazão efetiva de transmissão possível a partir do atraso de entrega dos pacotes.

A partir do Capítulo 4, destacou-se os dois principais componentes do protocolo *MuDP-QoS* que são o mecanismo de controle de admissão e o mecanismo de transmissão. O mecanismo de controle de admissão, detalhado no Capítulo 4, realiza reserva de recursos em múltiplos vizinhos de acordo com a importância de cada vizinho no processo de roteamento do fluxo. Para tal, o processo de reserva é dividido em duas etapas. Na primeira etapa, o nó emissor divide a requisição enviada pela aplicação em subrequisições, enviando-as aos nós pertencentes ao conjuntos de encaminhadores. Na segunda etapa, por sua vez, as requisições recebidas pelo nó destino são finalmente confirmadas consolidando as reservas temporárias realizadas.

No Capítulo 6, foi abordado em detalhes o mecanismo de transmissão proposto, denominado *Pipelined-CCACK*. Tal mecanismo faz uso de Codificação de Rede intrassessão para a transmissão dos fluxos, da confirmação acumulativa do espaço de conhecimento dos nós para controle da taxa de transmissão e, finalmente, de um mecanismo de controle de transmissão de múltiplas gerações de maneira simultânea a partir de um esquema baseado no conceito de janelas de transmissão.

De modo a avaliar o desempenho do protocolo *MuDP-QoS*, foram realizados diversos experimentos, sendo seus resultados apresentados nos Capítulos 5 e 7, onde constatou-se que:

1. o mecanismo de controle de admissão é capaz de alcançar maiores taxas de sucesso no processo de reserva de recursos comparados à soluções baseadas em roteamento por caminho único (*unipath*) ou mesmo roteamento por múltiplos caminhos (*multipath*);
2. O mecanismo de transmissão *Pipelined-CCACK* alcança maiores taxas de vazão de transmissão que protocolos de roteamento tradicionais ou mesmo que outras soluções baseadas em Roteamento Oportunístico e Codificação de Rede, presentes na literatura.

A partir dos resultados obtidos, chega-se à conclusão de que as hipóteses levantadas na

Seção 1.2 foram confirmadas.

8.1 Trabalhos Futuros

A partir dos resultados apresentados nesta tese, podem ser derivadas algumas linhas de trabalhos promissores como detalhados a seguir:

- *Definição de um mecanismo para otimização do processo de reserva:* na versão atual apresentada, o processo de reserva da largura de banda dedicada a cada fluxo é realizado no início do estabelecimento da sessão de transmissão e é completado com a liberação do recurso ao final da sessão. Todavia, considerando os requisitos de QoS definido no Capítulo 4, no qual cada aplicação define limites estrito e suave para os fluxos, pretende-se realizar um controle contínuo durante toda a transmissão de um fluxo, otimizando o valor reservado para cada fluxo. Para tal, o processo de otimização a ser definido terá duas restrições básicas: *i)* maximizar o número de fluxos na rede com suporte a QoS; *ii)* maximizar a largura de banda dedicada a cada fluxo. Ou seja, busca-se definir um mecanismo que realize ajuste contínuo da largura de banda reservada, de modo a garantir a entrada do máximo número de fluxos com restrições de QoS na rede, ainda que maximizando o valor reservado para cada fluxo.

O problema discutido é caracterizado como um problema de otimização multi-objetivo [162] e, para tal, pretende-se aplicar técnicas de otimização de alocação de largura de banda. Um problema bastante semelhante ao discutido, o qual será o ponto de partida para o desenvolvimento de um mecanismo, refere-se ao processo de otimizações de leilões para alocação de recursos¹, o qual vem sendo trabalhado por diversos autores nos últimos anos, como [163–165].

- *Definição de um mecanismo de detecção e prevenção contra nós maliciosos:* na versão atual do protocolo, toma-se como premissa que todos os nós da rede estão corretamente implementados e não há a ocorrência de nós maliciosos. Todavia, em um cenário real tal pressuposto não pode ser tomado como verdade, sobretudo porque a ocorrência de nós maliciosos, que corrompam pacotes codificados durante a transmissão, acarreta consequências severas, sobretudo no contexto de protocolos baseados em Codificação de Rede, conforme relatado em alguns trabalhos presentes na literatura [166–171]. Deste modo, uma possível vertente de pesquisa futura seria a implementação de mecanismos que garantam a integridade tanto do processo de controle de admissão quanto da transmissão propriamente dita.

¹Do inglês *Resource Allocation Auction*.

- *Modelagem formal da solução*: pretende-se empregar algum formalismo para modelar os componentes da solução. Especificamente, pretende-se dar enfoque a uma modelagem que englobe tanto o mecanismo de controle de admissão quanto o mecanismo de transmissão. Neste sentido, possíveis formalismos a serem considerados seriam as Redes de Petri, Teoria dos Conjuntos e a Álgebra para Roteamento Oportunístico [172]

Referências Bibliográficas

- [1] Y. Lin, B. Li, and B. Liang. CodeOR: Opportunistic Routing in Wireless Mesh Networks with Segmented Network Coding. In *IEEE International Conference on Network Protocols (ICNP 2008)*, pages 13–22, Oct 2008.
- [2] International Telecommunication Union. World Telecommunication/ICT Indicators Database. <http://www.itu.int/ITU-D/ict/statistics>, 2012. Último acesso Julho de 2013.
- [3] S. Misra, S. C. Misra, and I. Woungang. *Guide to Wireless Mesh Networks*. Springer Publishing Company, Incorporated, 1 edition, 2008.
- [4] I. F. Akyildiz and X. Wang. *Wireless Mesh Networks*. John Wiley & Sons Ltd, 1 edition, 2009.
- [5] S. K. Sarkar, T.G. Basavaraju, and C. Puttamadappa. *Ad Hoc Mobile Wireless Networks: Principles, Protocols, and Applications, Second Edition*. CRC Press, 2013.
- [6] H. Hartenstein and K. P. Laberteaux. A Tutorial Survey on Vehicular Ad Hoc Networks. *Communication Magazine*, 46(6):164–171, June 2008.
- [7] I. F. Akyildiz and M. C. Vuran. *Wireless Sensor Networks*. John Wiley & Sons Ltd., 1 edition, 2010.
- [8] S. Movassaghi, M. Abolhasan, J. Lipman, D. Smith, and A. Jamalipour. Wireless body area networks: A survey. *Communications Surveys Tutorials, IEEE*, 16(3):1658–1686, Third 2014.
- [9] I. Chlamtac, M. Conti, J. Jennifer, and N. Liu. Mobile Ad Hoc Networking: Imperatives and Challenges. *Ad Hoc Networks*, 1(1):13 – 64, 2003.
- [10] C. Liu and J. Kaiser. A Survey of Mobile Ad Hoc network Routing Protocols. Technical Report 2003-08, University of Ulm, October 2003.

- [11] I. F. Akyildiz, X. Wang, and W. Wang. Wireless Mesh Networks: a Survey. *Computer Networks*, 47(4):445–487, March 2005.
- [12] S. Basagni, M. Conti, S. Giordano, and I. Stojmenovic, editors. *Mobile Ad Hoc Networking*. IEEE Press and John Wiley & Sons, Inc., Piscataway, NJ and New York, NY, April 2004.
- [13] J. F. Kurose and K. W. Ross. *Redes de Computadores e a Internet: Uma Abordagem Top-Down*. Addison Wesley, São Paulo, 3 edition, 2006.
- [14] Y. Zhang, J. Luo, and H. Hu, editors. *Wireless Mesh Networking: Architectures, Protocols and Standards*. Auerbach Publications., New York, USA, 1 edition, 2007.
- [15] E. Hossain and K. Leung, editors. *Wireless Mesh Networks: Architectures and Protocols*. Springer., 1 edition, 2008.
- [16] E. Alotaibi and B. Mukherjee. A Survey on Routing Algorithms for Wireless Ad-Hoc and Mesh Networks. *Computer Networks*, 56(2):940 – 965, 2012.
- [17] M. V. D. Schaar and P. A. Chou. *Multimedia over IP and Wireless Networks: Compression, Networking, and Systems*. Academic Press, Inc., Orlando, FL, USA, 2007.
- [18] E. Crawley, R. Nair, B. Rajagopalan, and H. Sandick. A Framework for QoS-based Routing in the Internet. RFC 2386 (Informational), August 1998.
- [19] R. Braden, D. Clark, and S. Shenker. Integrated Services in the Internet Architecture: an Overview. RFC 1633 (Informational), June 1994.
- [20] S. Blake, D. Black, M. Carlson, E. Davies, Z. Wang, and W. Weiss. An Architecture for Differentiated Service. RFC 2475 (Informational), December 1998. Updated by RFC 3260.
- [21] A. M. Abbas and O. Kure. Quality of Service in Mobile Ad Hoc Networks; a Survey. *Int. J. Ad Hoc Ubiquitous Comput.*, 6(2):75–98, July 2010.
- [22] W. K. G. Seah and H. X. Tan. Quality of Service in Mobile Ad Hoc Networks. *Encyclopedia of Internet technologies and applications*, page 441, 2008.
- [23] P. Mohapatra, J. Li, and C. Gui. QoS in Mobile Ad Hoc Networks. *IEEE Wireless Communications*, 10(3):44–53, 2003.
- [24] L. Hanzo-II and R. Tafazolli. A Survey of QoS Routing Solutions for Mobile Ad Hoc Networks. *IEEE Communications Surveys Tutorials*, 9(2):50 – 70, quarter 2007.

- [25] Y. Yuan, H. Yang, H. Y. W. Starsky, S. Lu, and W. Arbaugh. ROMER: Resilient Opportunistic Mesh Routing for Wireless Mesh Networks. In *The 1st IEEE Workshop on Wireless Mesh Networks (WiMesh)*, 2005.
- [26] S. Chachulski, M. Jennings, S. Katti, and D. Katabi. Trading Structure for Randomness in Wireless Opportunistic Routing. *SIGCOMM Computer Communication Review*, 37(4):169–180, August 2007.
- [27] S. Biswas and R. Morris. ExOR: Opportunistic Multi-hop Routing for Wireless Networks. *SIGCOMM Computer Communication Review*, 35(4):133–144, August 2005.
- [28] R. Bruno and M. Nurchis. Survey on Diversity-Based Routing in Wireless Mesh Networks: Challenges and Solutions. *Computer Communication*, 33(3):269–282, February 2010.
- [29] S. N. Diggavi, N. Al-Dhahir, A. Stamoulis, and A. R. Calderbank. Great Expectations: The Value of Spatial Diversity in Wireless Networks. *Proceedings of the IEEE*, 92(2):219–270, 2004.
- [30] X. Qin. Exploiting Multiuser Diversity for Medium Access Control in Wireless Networks. In *INFOCOM 2003. Twenty-Second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications*, volume 2, pages 1084 – 1094, 2003.
- [31] R. Ahlswede, N. Cai, S. Y. R. Li, and R. W. Yeung. Network Information Flow. *IEEE Transactions on Information Theory*, 46(4):1204–1216, July 2000.
- [32] C. E. Shannon. A Mathematical Theory of Communication. *Bell System Technical Journal*, 27, 1948.
- [33] L. Cheng, J. Cao, C. Chen, J. Ma, and S.K. Das. Exploiting geographic opportunistic routing for soft QoS provisioning in wireless sensor networks. In *Mobile Adhoc and Sensor Systems (MASS), 2010 IEEE 7th International Conference on*, pages 292–301, Nov 2010.
- [34] P. Zhao, X. Yang, J. Wang, B. Liu, and J. Wang. Bor/ac: Bandwidth-aware opportunistic routing with admission control in wireless mesh networks. In *Proceedings IEEE INFOCOM 2012*, pages 2701–2705, March 2012.
- [35] M. E. Rusli, R. Harris, and A. Punchihewa. Quality aware opportunistic routing protocol with adaptive coordination scheme for wireless sensor networks. In *Proceedings of the 2012 Fourth International Conference on Computational Intelligence*,

- Modelling and Simulation*, CIMSIM '12, pages 434–439, Washington, DC, USA, 2012. IEEE Computer Society.
- [36] L. Xie and X. Zhang. Cross-layer resource allocation strategies for quality-of-service driven opportunistic routing over wireless relay networks. In *CISS*, pages 7–12. IEEE, 2007.
- [37] W. Yang, W. Liang, and W. Dou. Energy-Aware Real-Time Opportunistic Routing for Wireless Ad Hoc Networks. In *GLOBECOM'10*, pages 1–6, 2010.
- [38] Q. Lampin, D. Barthel, I. Auge-Blum, and F. Valois. QoS Oriented Opportunistic Routing Protocol for Wireless Sensor Networks. In *Wireless Days (WD), 2012 IFIP*, pages 1–6, Nov 2012.
- [39] A.H. Salavati, B.H. Khalaj, and M.R. Aref. A Novel Approach for Providing QoS with Network Coding. In *Telecommunications, 2008. IST 2008. International Symposium on*, pages 446–451, Aug 2008.
- [40] A. Mahmino, J. Lacan, and C. Fraboul. Enhancing Guaranteed Delays with Network Coding. In *Proceedings of the 6th International IFIP-TC6 Conference on Ad Hoc and Sensor Networks, Wireless Networks, Next Generation Internet, NETWORKING'07*, pages 1229–1232, Berlin, Heidelberg, 2007. Springer-Verlag.
- [41] A. Mahmino, J. Lecan, and C. Fraboul. Guaranteed Packet Delays with Network Coding. In *First IEEE International Workshop on Wireless Network Coding*, pages 1–6, San Francisco, 6 2008.
- [42] J. Y. Le Boudec and P. Thiran. *Network Calculus: A Theory of Deterministic Queuing Systems for the Internet (Lecture Notes in Computer Science)*. Springer, 2001.
- [43] W. Pu, C. Luo, F. Wu, and C. W. Chen. QoS-Driven Network Coded Wireless Multicast. *Trans. Wireless. Comm.*, 8(11):5662–5670, November 2009.
- [44] A. Dembo and O. Zeitouni. *Large Deviations Techniques and Applications (Stochastic Modelling and Applied Probability)*. Springer, 1998.
- [45] Y. Xuan and C. Lea. Network Coding Multicast Networks with QoS Guarantees. *IEEE/ACM Transactions Networking*, 19(1):265–274, February 2011.
- [46] S. Chakrabarti and A. Mishra. QoS Issues in Ad Hoc Wireless Networks. *Communication Magazine*, 39(2):142–148, February 2001.

- [47] S. Gangwar and K. Kumar. Mobile Ad Hoc Network Routing Protocols: A Detailed Performance Examination of AODV, DSR and DSDV. *International Journal of Computer Applications*, 49(9):37–41, July 2012. Published by Foundation of Computer Science, New York, USA.
- [48] G. Hardin. The Tragedy of the Commons. *Science*, 162(3859):1243–1248, 1968.
- [49] V. Kone, S. Das, B. Y. Zhao, and H. Zheng. QUORUM: Quality of Service in Wireless Mesh Networks. *Mobile Networks and Applications*, 12(5):358–369, December 2007.
- [50] W. Liao, Y. Tseng, S. Wang, and J. Sheu. A Multi-path QoS Routing Protocol in a Wireless Mobile ad Hoc Network. In *Proceedings of the First International Conference on Networking-Part 2*, ICN '01, pages 158–167, London, UK, UK, 2001. Springer-Verlag.
- [51] Y.-S. Chen, Y.-C. Tseng, J.-P. Sheu, and P.-H. Kuo. An On-Demand, Link-State, Multi-Path QoS Routing in a Wireless Mobile Ad-Hoc Network. *Computer Communications*, pages 27–40, 2004.
- [52] C. Wu, F. Zhang, and H. Yang. A Novel QoS Multipath Path Routing in MANET. *JDCTA: International Journal of Digital Content Technology and its Applications*, 4(3):132–136, 2010.
- [53] S. Venkatasubramanian and N. P. Gopalan. A Quality of Service Architecture for Resource Provisioning and Rate Control in Mobile Ad Hoc Networks. *International Journal of Ad hoc, Sensor & Ubiquitous Computing (IJASUC)*, 1(3):106–120, 2010.
- [54] S. Lee, G. Ahn, X. Zhang, and A. T. Campbell. INSIGNIA: An IP-Based Quality of Service Framework for Mobile ad Hoc Networks. *Journal of Parallel and Distributed Computing*, 60(4):374 – 406, 2000.
- [55] M. Mirhakkak, N. Schult, and D. Thomson. Dynamic Quality of Service for Mobile Ad Hoc Networks. In *Proceedings of the 1st ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking & Computing*, pages 137–138, Piscataway, NJ, USA, 2000. IEEE Press.
- [56] Y. He and H. M. Abdel-Wahab. HQMM: A Hybrid QoS Model for Mobile Ad-hoc Networks. In Paolo Bellavista, Chi-Ming Chen, Antonio Corradi, and Mahmoud Daneshmand, editors, *Proceedings of the 11th IEEE Symposium on Computers and Communications (ISCC 2006), 26-29 June 2006, Cagliari, Sardinia, Italy*, pages 194–200. IEEE Computer Society, 2006.

- [57] L. L. Peterson and B. S. Davie. *Computer Networks, Fifth Edition: A Systems Approach*. Morgan Kaufmann Publishers Inc., San Francisco, CA, USA, 5 edition, 2011.
- [58] C. L. Hedrick. Routing Information Protocol. RFC 1058 (Historic), June 1988. Updated by RFCs 1388, 1723.
- [59] J. Moy. OSPF Version 2. RFC 2328 (Standard), April 1998. Updated by RFC 5709.
- [60] C. E. Perkins and P. Bhagwat. Highly Dynamic Destination-Sequenced Distance-Vector Routing (DSDV) for Mobile Computers. *SIGCOMM Computer Communication Review*, 24(4):234–244, October 1994.
- [61] T. Clausen and P. Jacquet. Optimized Link State Routing Protocol (OLSR). RFC 3626 (Experimental), October 2003.
- [62] Y. Ko and N. H. Vaidya. Location-Aided Routing (LAR) in Mobile Ad Hoc Networks. *Wireless Networks*, 6(4):307–321, 2000.
- [63] Y. Ko and N. H. Vaidya. GeoTORA: A Protocol for Geocasting in Mobile Ad Hoc Networks. Technical report, College Station, TX, USA, 2000.
- [64] L. Popa, A. Rostamizadeh, R. Karp, C. Papadimitriou, and I. Stoica. Balancing Traffic Load in Wireless Networks with Curveball Routing. In *Proceedings of the 8th ACM International symposium on Mobile ad hoc networking and computing, MobiHoc '07*, pages 170–179, New York, NY, USA, 2007. ACM.
- [65] D. Saha, S. Roy, S. Bandyopadhyay, B. Somprakash, T. Ueda, and S. Tanaka. An Adaptive Framework for Multipath Routing via Maximally Zone-Disjoint Shortest Paths in Ad hoc Wireless Networks with Directional Antenna. In *In IEEE Global Telecommunications Conference*, pages 226–230, 2003.
- [66] M. K. Marina and S. R. Das. Ad Hoc On-demand Multipath Distance Vector Routing. *SIGMOBILE Mobile Computer Communication Review*, 6(3):92–93, June 2002.
- [67] R. Sivakumar, P. Sinha, and V. Bharghavan. CEDAR: A Core-extraction Distributed Ad Hoc Routing Algorithm. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, 17(8):1454–1465, 1999.
- [68] G. Pei, M. Gerla, and T. W. Chen. Fisheye State Routing in Mobile Ad Hoc Networks. In *ICDCS Workshop on Wireless Networks and Mobile Computing*, pages D71–D78, 2000.

- [69] D. Aguayo, J. Bicket, and R. Morris. SrcRR: A High Throughput Routing Protocol for 802.11 Mesh Networks. Technical report, 2003.
- [70] B.S. Manoj, R. Ananthapadmanabha, and C.S.R. Murthy. Link Life based Routing Protocol for Ad Hoc Wireless Networks. In *Proceedings of the Tenth International Conference on Computer Communications and Networks*, pages 573 – 576, 2001.
- [71] E. M. Royer and C. E. Perkins. Multicast Operation of the Ad Hoc On-demand Distance Vector Routing Protocol. In *Proceedings of the 5th annual ACM/IEEE international conference on Mobile computing and networking*, MobiCom '99, pages 207–218, New York, NY, USA, 1999. ACM.
- [72] A. Laouti, P. Jacquet, P. Minet, L. Viennot, T. Clausen, and C. Adjih. Multicast Optimized Link State Routing. Technical Report RR-4721, Inria, Rocquencourt, France, February 2003.
- [73] Z. J. Haas, M. R. Pearlman, and P. Samar. The Zone Routing Protocol (ZRP) for Ad Hoc Networks. Technical report, July 2002.
- [74] V. D. Park and M. S. Corson. A Highly Adaptive Distributed Routing Algorithm for Mobile Wireless Networks. In *Proceedings of the INFOCOM '97. Sixteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Driving the Information Revolution*, INFOCOM '97, pages 1405–, Washington, DC, USA, 1997. IEEE Computer Society.
- [75] S. Chen and K. Nahrstedt. Distributed Quality-of-Service Routing in Ad Hoc Networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Special Issue on Ad-Hoc Networks*, 17(8):1488–1505, 1999.
- [76] R. Guimarães, L. Cerdà, J. M. Barceló, J. García, M. Voorhaen, and C. Blondia. Quality of Service through Bandwidth Reservation on Multirate Ad Hoc Wireless Networks. *Ad Hoc Networks*, 7(2):388 – 400, 2009.
- [77] L. Chen and W.B. Heinzelman. QoS-aware Routing based on Bandwidth Estimation for Mobile Ad Hoc Networks. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 23(3):561–572, 2005.
- [78] R. Gupta, Zhanfeng Jia, T. Tung, and J. Walrand. Interference-aware QoS Routing (IQRouting) for Ad Hoc Networks. In *Global Telecommunications Conference, 2005. GLOBECOM '05. IEEE*, volume 5, pages 6 pp.–2604, 2005.

- [79] Z. Jia, R. Gupta, J. Walrand, and P. Varaiya. Bandwidth Guaranteed Routing for Ad Hoc Networks with Interference Consideration. In *Proceedings of the 10th IEEE Symposium on Computers and Communications (ISCC 2005)*, pages 3–9, 2005.
- [80] W. Sun, H. Yamaguchi, K. Yukimasa, and S. Kusumoto. GVGrid: A QoS Routing Protocol for Vehicular Ad Hoc Networks. In *14th IEEE International Workshop on Quality of Service (IWQoS 2006)*, pages 130–139, June 2006.
- [81] A. Abdrabou and Weihua Zhuang. A Position-based QoS Routing Scheme for UWB Mobile Ad Hoc Networks. *IEEE J.Sel. A. Commun.*, 24(4):850–856, September 2006.
- [82] S.H. Shah and K. Nahrstedt. Predictive Location-based QoS Routing in Mobile Ad Hoc Networks. In *IEEE International Conference on Communications (ICC 2002)*, volume 2, pages 1022–1027 vol.2, 2002.
- [83] S. De, S. K. Das, H. Wu, and C. Qiao. Trigger-based Distributed QoS Routing in Mobile Ad Hoc Networks. *Mobile Computer and Communications Review*, 6(3):22–35, 2002.
- [84] G. I. Ivascu, S. Pierre, and A. Quintero. QoS Routing with Traffic Distribution in Mobile Ad Hoc Networks. *Computer Communications*, 32(2):305–316, February 2009.
- [85] C. Perkins, E. Belding-Royer, and S. Das. Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing. RFC 3561 (Experimental), July 2003.
- [86] L. Layuan and L. Chunlin. A QoS Multicast Routing Protocol for Dynamic Group Topology. *Inf. Sci.*, 169(1-2):113–130, January 2005.
- [87] S. J. Lee and M. Gerla. Split Multipath Routing with Maximally Disjoint Paths in Ad hoc Networks. *Proceedings of IEEE ICC 2001*, pp. 3201–3205, Helsinki, Finland, June 2001.
- [88] R. Leung, J. Liu, E. Poon, A.-L.C. Chan, and B. Li. MP-DSR: A QoS-aware Multipath Dynamic Source Routing Protocol for Wireless Ad Hoc Networks. In *Proceedings of the 26th Annual IEEE Conference on Local Computer Networks (LCN 2001)*, pages 132–141, 2001.
- [89] Y. Hwang and P. Varshney. An Adaptive QoS Routing Protocol with Dispersity for Ad-hoc Networks. In *Proceedings of the 36th Annual Hawaii International Conference on System Sciences (HICSS'03)*, pages 302.1–, Washington, DC, USA, 2003. IEEE Computer Society.

- [90] H. Wu and X. Jia. QoS Multicast Routing by Using Multiple Paths/Trees in Wireless Ad Hoc Networks. *Ad Hoc Networks*, 5(5):600–612, July 2007.
- [91] N.-C. Wang and C.-Y. Lee. A Multi-path QoS Multicast Routing Protocol with Slot Assignment for Mobile Ad Hoc Networks. *Information Sciences*, 208:1 – 13, 2012.
- [92] L. Xie, X. Jia, and K. Zhou. QoS Multicast Routing in Cognitive Radio Ad Hoc Networks. *International Journal of Communication Systems*, 25(1):30–46, 2012.
- [93] A.R. Bashandy, E. K P Chong, and A. Ghafoor. Generalized Quality-of-Service Routing with Resource Allocation. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, 23(2):450–463, 2005.
- [94] F. A. Kuipers and P. F. A. Van Mieghem. Conditions that Impact the Complexity of QoS Routing. *IEEE/ACM Transaction on Networking*, 13(4):717–730, August 2005.
- [95] G. Xue, A. Sen, W. Zhang, J. Tang, and K. Thulasiraman. Finding a Path Subject to Many Additive QoS Constraints. *IEEE/ACM Trans. Netw.*, 15(1):201–211, February 2007.
- [96] L. Kleinrock. *Information Flow in Large Communication Nets*. Ph.D. Thesis Proposal, Massachusetts Institute of Technology, May 1961.
- [97] M. Effros, R Koetter, and M. Médard. Breaking Network Logjams. *Scientific American*, pages 78–83, Maio 2007.
- [98] C. Fragouli, J.-Y. Le Boudec, and J. Widmer. Network Coding: An Instant Primer. *SIGCOMM Computer Communication Review*, 36(1):63–68, January 2006.
- [99] B. Li and Y. Wu. Network Coding [Scanning the issue]. *Proceedings of the IEEE*, 99(3):363–365, March 2011.
- [100] C. Fragouli and E. Soljanin. Network Coding Applications. *Foundations and Trends in Networking*, 2(2):135–269, 2007.
- [101] A. Eryilmaz, A. Ozdaglar, and M. Medard. On Delay Performance Gains From Network Coding. In *2006 40th Annual Conference on Information Sciences and Systems*, pages 864–870. IEEE, March 2006.
- [102] C. Fragouli and J. Widmer. On the Benefits of Network Coding for Wireless Applications. In *In 4th International Symposium on Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc and Wireless Networks*, pages 1–6, 2006.

- [103] P. A. Chou and Y. Wu. Network Coding for the Internet and Wireless Networks. Technical report, Microsoft Research, 2007.
- [104] A. Eryilmaz. Control for Inter-session Network Coding. In *Proceedings of the Third Workshop on Network Coding, Theory & Applications*, 1 2007.
- [105] T. Ho and D. Lun. *Network Coding: An Introduction*. Cambridge University Press, 2008.
- [106] S. Katti, H. Rahul, W. Hu, D. Katabi, M. Médard, and J. Crowcroft. XORs in the Air: Practical Wireless Network Coding. *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, 36(4):243–254, August 2006.
- [107] M. Yang and Y. Yang. A Linear Inter-Session Network Coding Scheme for Multicast. In *Proceedings of the 2008 Seventh IEEE International Symposium on Network Computing and Applications*, NCA '08, pages 177–184, Washington, DC, USA, 2008. IEEE Computer Society.
- [108] A. Khreishah, C.-C. Wang, and N. B. Shroff. Cross-layer Optimization for Wireless Multihop Networks with Pairwise Intersession Network Coding. *IEEE J.Sel. A. Commun.*, 27(5):606–621, June 2009.
- [109] M. Kim, M. Médard, U.-M. O'Reilly, and D. Traskov. An Evolutionary Approach To Inter-Session Network Coding. In *INFOCOM*, pages 450–458. IEEE, 2009.
- [110] C.-C. Wang and N. B. Shroff. Pairwise intersession network coding on directed networks. *IEEE Trans. Inf. Theor.*, 56(8):3879–3900, August 2010.
- [111] S.-Y. Wang, C.-C. Lin, and Y.-C. Chang. A Rule-based Inter-session Network Coding Scheme over IEEE 802.16(d) Mesh CDS-mode Networks. *Comput. Netw.*, 56(2):661–685, February 2012.
- [112] D. Koutsonikolas, C.-C. Wang, and Y. C. Hu. Efficient Network-coding-based Opportunistic Routing through Cumulative Coded Acknowledgments. *IEEE/ACM Trans. Netw.*, 19(5):1368–1381, October 2011.
- [113] Y. Lin, B. Liang, and B. Li. SlideOR: Online Opportunistic Network Coding in Wireless Mesh Networks. In *Proceedings of the 29th conference on Information communications*, INFOCOM'10, pages 171–175, Piscataway, NJ, USA, 2010. IEEE Press.
- [114] C. Chen, C. Dong, F. Wu, H. Wang, Peng. L., and J. Nie. Improving Unsegmented Network Coding for Opportunistic Routing in Wireless Mesh Network. In *Wireless*

- Communications and Networking Conference (WCNC), 2012 IEEE*, pages 1847–1852, April 2012.
- [115] Y.-J. Lin, C.-C. Huang, and J.-L. Huang. PipelineOR: A Pipelined Opportunistic Routing Protocol with Network Coding in Wireless Mesh Networks. In *VTC Spring*, pages 1–5. IEEE, 2010.
- [116] J. K. Sundararajan, D. Shan, M. Medard, S. Jakubczak, M. Mitzenmacher, and J. Barros. Network Coding Meets TCP: Theory and Implementation. *Proceedings of the IEEE*, 99(3), March 2011.
- [117] C. Gkantsidis and P. Rodriguez. Network coding for large scale content distribution. In *INFOCOM*, pages 2235–2245. IEEE, 2005.
- [118] T. Ho, D. R. Karger, M. Medard, and R. Koetter. Network Coding from a Network Flow Perspective. In *Information Theory, 2003. Proceedings. IEEE International Symposium on*, pages 441–, 2003.
- [119] S.-Y. R. Li, R. W. Yeung, and N. Cai. Linear Network Coding. *IEEE Transactions on Information Theory*, 49(2):371–381, 2003.
- [120] T. Ho, M. Medard, R. Koetter, D. R. Karger, M. Effros, Jun Shi, and B. Leong. A Random Linear Network Coding Approach to Multicast. *IEEE Trans. Inf. Theor.*, 52(10):4413–4430, October 2006.
- [121] R. J. McEliece. *Finite Fields for Computer Scientists and Engineers*. Springer, 1986.
- [122] J. Blömer, R. Karp, and E. Welzl. The Rank of Sparse Random Matrices over Finite Fields. *Random Struct. Algorithms*, 10(4):407–419, July 1997.
- [123] H. Liu, B. Zhang, H. Moutah, X. Shen, and J. Ma. Opportunistic Routing for Wireless Ad Hoc and Sensor Networks: Present and Future Directions. *Comm. Mag.*, 47(12):103–109, December 2009.
- [124] D. S. J. De Couto, D. Aguayo, J. Bicket, and R. Morris. A High-Throughput Path Metric for Multi-hop Wireless Routing. In *Proceedings of the 9th annual international conference on Mobile computing and networking, MobiCom '03*, pages 134–146, New York, NY, USA, 2003. ACM.
- [125] Z. Zhong and S. Nelakuditi. Routing in multi-radio, multi-hop wireless mesh networks. In *Proceedings of the 4th Annual IEEE Communications Society Confe-*

- rence on Sensor, Mesh and Ad Hoc Communications and Networks, pages 441–450, 2007.
- [126] E. Rozner, J. Seshadri, Y. Mehta, and L. Qiu. SOAR: Simple Opportunistic Adaptive Routing Protocol for Wireless Mesh Networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 8(12):1622–1635, December 2009.
- [127] E. Kohler, M. Handley, and S. Floyd. Datagram Congestion Control Protocol (DCCP). RFC 4340 (Proposed Standard), March 2006. Updated by RFCs 5595, 5596, 6335.
- [128] Georgios Parissidis, Merkourios Karaliopoulos, Rainer Baumann, Thrasyvoulos Spyropoulos, and Bernhard Plattner. *Routing metrics for Wireless Mesh Networks*. Handbook of Wireless Mesh Networks, Springer, January 2008.
- [129] Erik Bergfeldt, Svante Ekelin, and Johan M. Karlsson. Real-time Available-bandwidth Estimation using Filtering and Change Detection. *Computer Network*, 53(15):2617–2645, October 2009.
- [130] M. Jain and C. Dovrolis. End-to-end Available Bandwidth: Measurement Methodology, Dynamics, and Relation with TCP throughput. *IEEE/ACM Transaction on Networking*, 11(4):537–549, August 2003.
- [131] B. Melander, M. Bjorkman, and P. Gunningberg. A New End-to-end Probing and Analysis Method for Estimating Bandwidth Bottlenecks. In *Global Telecommunications Conference, 2000. GLOBECOM '00. IEEE*, volume 1, pages 415–420, 2000.
- [132] J. Jun and M. L. Sichitiu. The nominal capacity of wireless mesh networks. *Wireless Communications, IEEE*, 10(5):8–14, Oct 2003.
- [133] S. H. Shah, K. Chen, and K. Nahrstedt. Dynamic Bandwidth Management in Single-hop Ad Hoc Wireless Networks. *Mobile Network Application*, 10(1-2):199–217, February 2005.
- [134] P. Zhao, X. Yang, C. Dong, Yang. S., S. Bhattarai, and W. Yu. On an efficient estimation of available bandwidth for ieee 802.11-based wireless networks. In *Global Telecommunications Conference (GLOBECOM 2011), 2011 IEEE*, pages 1–5, Dec 2011.
- [135] IEEE Standard for Information Technology- Telecommunications and Information Exchange Between Systems- Local and Metropolitan Area Networks- Specific Requirements- Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical

- Layer (PHY) Specifications. *ANSI/IEEE Std 802.11, 1999 Edition (R2003)*, pages i–513, 2003.
- [136] S. H. Shah, K. Chen, and K. Nahrstedt. Dynamic Bandwidth Management for Single-Hop Ad Hoc Wireless Networks. In *PerCom*, pages 195–204, 2003.
- [137] Q. Xue and A. Ganz. Ad hoc QoS On-demand Routing (AQOR) in Mobile Ad Hoc Networks. *Journal of Parallel Distributed Computing*, 63(2):154–165, February 2003.
- [138] Y. Xiao. IEEE 802.11e: QoS provisioning at the MAC layer. *IEEE Wireless Communication*, 11(3):72–79, 2004.
- [139] L. Zhang and S. Zeadally. Harmonica: enhanced qos support with admission control for ieee 802.11 contention-based access. In *Real-Time and Embedded Technology and Applications Symposium, 2004. Proceedings. RTAS 2004. 10th IEEE*, pages 64–71, May 2004.
- [140] S.-Y. Oh, G. Marfia, and M. Gerla. MANET QoS support without reservations. *Security and Communication Networks*, 4(3):316–328, 2011.
- [141] C. Stathopoulos, G. Aristomenopoulos, and S. Papavassiliou. Providing Throughput Guarantees in IEEE 802.11 Wireless Networks – An Experimentally-Driven Study. In Jun Zheng, Nathalie Mitton, Jun Li, and Pascal Lorenz, editors, *Ad Hoc Networks*, volume 111 of *Lecture Notes of the Institute for Computer Sciences, Social Informatics and Telecommunications Engineering*, pages 43–58. Springer Berlin Heidelberg, 2013.
- [142] A. Varga. OMNeT++ Simulator. <http://www.omnetpp.org/>, 2003. Último acesso em Fevereiro de 2015.
- [143] S. Boslaugh and P. A. Watters. *Statistics in a Nutshell: A Desktop Quick Reference (In a Nutshell (O’Reilly))*. O’Reilly Media, July 2008.
- [144] R Core Team. *R: A Language and Environment for Statistical Computing*. R Foundation for Statistical Computing, Vienna, Austria, 2013.
- [145] H. Kaaniche, F. Louati, M. Frikha, and F. Kamoun. A QoS Routing Protocol based on Available Bandwidth Estimation for Wireless Ad Hoc Networks. *International Journal of Computer Networks & Communications (IJCNC)*, 3(1):219–239, Janeiro 2011.

- [146] Y. H. Zhang and T. A. Gulliver. Quality of Service for Ad Hoc On-Demand Distance Vector Routing. In *WiMob (3)*, pages 192–196. IEEE, 2005.
- [147] Y. Liang and Y.-P. Tan. A New Content-based Hybrid Video Transcoding Method. In *Image Processing, 2001. Proceedings. 2001 International Conference on*, volume 1, pages 429–432 vol.1, 2001.
- [148] J.-S. Park, M. Gerla, D. S. Lun, Y. Yi, and M. Medard. Codecast: A Network-coding-based Ad Hoc Multicast Protocol. *Wireless Communication*, 13(5):76–81, October 2006.
- [149] C. Gkantsidis, W. Hu, P. Key, B. Radunovic, P. Rodriguez, and S. Gheorghiu. Multipath Code Casting for Wireless Mesh Networks. In *Proceedings of the 2007 ACM CoNEXT Conference, CoNEXT '07*, pages 10:1–10:12, New York, NY, USA, 2007. ACM.
- [150] D. Poole. *Linear Algebra: A Modern Introduction*. Brooks Cole, 2010.
- [151] V. Paxson, M. Allman, J. Chu, and M. Sargent. Computing TCP’s Retransmission Timer. RFC 6298 (Proposed Standard), June 2011.
- [152] V. Jacobson. Congestion Avoidance and Control. In *SIGCOMM '88: Symposium proceedings on Communications architectures and protocols*, pages 314–329, New York, NY, USA, 1988. ACM.
- [153] L. S. Brakmo and L. L. Peterson. TCP Vegas: End to end congestion avoidance on a global Internet. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 13(8):1465–1480, 1995.
- [154] S. Ha, I. Rhee, and L. Xu. CUBIC: a new TCP-Friendly high-speed TCP Variant. *SIGOPS Oper. Syst. Rev.*, 42(5):64–74, 2008.
- [155] S. Floyd and T. Henderson. The NewReno Modification to TCP’s Fast Recovery Algorithm. RFC 2582 (Experimental), April 1999. Obsoleted by RFC 3782.
- [156] K. Tan and J. Song. A Compound TCP Approach for High-Speed and Long Distance Networks. In *In Proc. IEEE INFOCOM*, 2006.
- [157] J. Friginal, D. Andrés, J.-C. Ruiz, and P. Gil. Towards Benchmarking Routing Protocols in Wireless Mesh Networks. *Ad Hoc Networks*, 9(8):1374 – 1388, 2011. Recent advances on practical aspects of Wireless Mesh Networks.
- [158] C. Perkins, S. Ratliff, J. Dowdell, and L. Steenbrink. Dynamic MANET On-demand (AODVv2) Routing. Internet draft, December 2014.

- [159] A. Neumann, C. Aichele, M. Lindner, and S. Wunderlich. Better Approach To Mobile Ad-hoc Networking (B.A.T.M.A.N.). Internet draft, April 2008.
- [160] Z. Luo and W. Zhang. The simulation models for rayleigh fading channels. In *Communications and Networking in China, 2007. CHINACOM '07. Second International Conference on*, pages 1158–1163, Aug 2007.
- [161] O. Katircioglu, H. Isel, O. Ceylan, F. Taraktas, and H.B. Yagci. Comparing ray tracing, free space path loss and logarithmic distance path loss models in success of indoor localization with rssi. In *Telecommunications Forum (TELFOR), 2011 19th*, pages 313–316, Nov 2011.
- [162] R.T. Marler and J.S. Arora. Survey of Multi-objective Optimization Methods for Engineering. *Structural and Multidisciplinary Optimization*, 26(6):369–395, 2004.
- [163] P. Belzarena, A. Ferragut, and F. Paganini. Network Bandwidth Allocation via Distributed Auctions with Time Reservations. In *INFOCOM*, pages 2816–2820. IEEE, 2009.
- [164] M. Dramitinos, G. D. Stamoulis, and C. Courcoubetis. An Auction Mechanism for Allocating the Bandwidth of Networks to their Users. *Computer Networks*, 51(18):4979 – 4996, 2007.
- [165] R. Srikant. *The Mathematics of Internet Congestion Control (Systems & Control: Foundations & Applications)*. Birkhäuser, 2004.
- [166] E. Kehdi and Baochun Li. Null keys: Limiting malicious attacks via null space properties of network coding. In *28th IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM 2009)*, pages 1224–1232, April 2009.
- [167] S. Jaggi, M. Langberg, S. Katti, T. Ho, D. Katabi, and M. Medard. Resilient network coding in the presence of byzantine adversaries. In *26th IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM 2007)*, pages 616–624, May 2007.
- [168] D. Catalano, D. Fiore, and B. Warinschi. Efficient Network Coding Signatures in the Standard Model. In M. Fischlin, J. Buchmann, and M. Manulis, editors, *Public Key Cryptography - PKC 2012*, volume 7293 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 680–696. Springer Berlin Heidelberg, 2012.
- [169] S.-H. Lee, M. Gerla, H. Krawczyk, Lee K.-W., and E.A. Quaglia. Performance Evaluation of Secure Network Coding Using Homomorphic Signature. In *Network Coding (NetCod), 2011 International Symposium on*, pages 1–6, July 2011.

- [170] A. Le and A. Markopoulou. Cooperative Defense Against Pollution Attacks in Network Coding Using SpaceMac. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 30(2):442–449, February 2012.
- [171] P. R. Rodriguez, C. Gkantsidis, and S. Ubeda. Security for network coding file distribution, 2012. US Patent 8,140,849.
- [172] M. Lu and J. Wu. Opportunistic Routing Algebra and its Applications. In *INFOCOM*, pages 2374–2382. IEEE, 2009.

Apêndice A

Resultado dos Testes de Normalidade e Hipótese

O objetivo deste Apêndice é apresentar o conjunto completo de resultados dos testes de Normalidade e Hipóteses realizados nos experimentos discutidos no Capítulo 5. De maneira específica, os seguintes conjuntos de dados são apresentados neste apêndice:

- Na Tabela A.1 são apresentados a descrição de todos os cenários trabalhados no contexto dos experimentos realizados;
- Na Tabela A.2 são apresentados os resultados do teste de normalidade dos dados para o mecanismo de controle de admissão proposto;
- Na Tabela A.3 são apresentados os resultados do teste de normalidade dos dados para o mecanismo de controle de admissão baseado em roteamento por múltiplos caminhos;
- Na Tabela A.4 são apresentados os resultados do teste de normalidade dos dados para o mecanismo de controle de admissão baseado em roteamento por caminho único;
- Na Tabela A.5 são apresentados os resultados dos testes de inferência aplicados considerando o mecanismo de controle de admissão proposto e o mecanismo de controle de admissão baseado em roteamento por múltiplos caminhos (TK);
- Na Tabela A.6 são apresentados os resultados dos testes de inferência aplicados considerando o mecanismo de controle de admissão proposto e o mecanismo de controle de admissão baseado em roteamento por caminho único (UP).

Tabela A.1: Identificação dos cenários estudados.

Identificador do tratamento	Rede (num nós)	Média	Desvio padrão
1	10	100 kbps	100 kbps
2	10	100 kbps	200 kbps
3	10	200 kbps	100 kbps
4	10	200 kbps	200 kbps
5	10	300 kbps	100 kbps
6	10	300 kbps	200 kbps
7	10	400 kbps	100 kbps
8	10	400 kbps	200 kbps
9	10	500 kbps	100 kbps
10	10	500 kbps	200 kbps
11	10	600 kbps	100 kbps
12	10	600 kbps	200 kbps
13	10	700 kbps	100 kbps
14	10	700 kbps	200 kbps
15	10	800 kbps	100 kbps
16	10	800 kbps	200 kbps
17	10	900 kbps	100 kbps
18	10	900 kbps	200 kbps
19	10	1 Mbps	100 kbps
20	10	1 Mbps	200 kbps
21	20	100 kbps	100 kbps
22	20	100 kbps	200 kbps
23	20	200 kbps	100 kbps
24	20	200 kbps	200 kbps
25	20	300 kbps	100 kbps
26	20	300 kbps	200 kbps
27	20	400 kbps	100 kbps
28	20	400 kbps	200 kbps
29	20	500 kbps	100 kbps
30	20	500 kbps	200 kbps
31	20	600 kbps	100 kbps
32	20	600 kbps	200 kbps
33	20	700 kbps	100 kbps
34	20	700 kbps	200 kbps
35	20	800 kbps	100 kbps
36	20	800 kbps	200 kbps
37	20	900 kbps	100 kbps
38	20	900 kbps	200 kbps
39	20	1 Mbps	100 kbps
40	20	1 Mbps	200 kbps
41	30	100 kbps	100 kbps
42	30	100 kbps	200 kbps
43	30	200 kbps	100 kbps
44	30	200 kbps	200 kbps
45	30	300 kbps	100 kbps
46	30	300 kbps	200 kbps
47	30	400 kbps	100 kbps
48	30	400 kbps	200 kbps
49	30	500 kbps	100 kbps
50	30	500 kbps	200 kbps
51	30	600 kbps	100 kbps

Continuação na próxima página

Tabela A.1 – continuação da página anterior

Identificador do tratamento	Rede (num nós)	Média	Desvio padrão
52	30	600 kbps	200 kbps
53	30	700 kbps	100 kbps
54	30	700 kbps	200 kbps
55	30	800 kbps	100 kbps
56	30	800 kbps	200 kbps
57	30	900 kbps	100 kbps
58	30	900 kbps	200 kbps
59	30	1 Mbps	100 kbps
60	30	1 Mbps	200 kbps
61	40	100 kbps	100 kbps
62	40	100 kbps	200 kbps
63	40	200 kbps	100 kbps
64	40	200 kbps	200 kbps
65	40	300 kbps	100 kbps
66	40	300 kbps	200 kbps
67	40	400 kbps	100 kbps
68	40	400 kbps	200 kbps
69	40	500 kbps	100 kbps
70	40	500 kbps	200 kbps
71	40	600 kbps	100 kbps
72	40	600 kbps	200 kbps
73	40	700 kbps	100 kbps
74	40	700 kbps	200 kbps
75	40	800 kbps	100 kbps
76	40	800 kbps	200 kbps
77	40	900 kbps	100 kbps
78	40	900 kbps	200 kbps
79	40	1 Mbps	100 kbps
80	40	1 Mbps	200 kbps
81	50	100 kbps	100 kbps
82	50	100 kbps	200 kbps
83	50	200 kbps	100 kbps
84	50	200 kbps	200 kbps
85	50	300 kbps	100 kbps
86	50	300 kbps	200 kbps
87	50	400 kbps	100 kbps
88	50	400 kbps	200 kbps
89	50	500 kbps	100 kbps
90	50	500 kbps	200 kbps
91	50	600 kbps	100 kbps
92	50	600 kbps	200 kbps
93	50	700 kbps	100 kbps
94	50	700 kbps	200 kbps
95	50	800 kbps	100 kbps
96	50	800 kbps	200 kbps
97	50	900 kbps	100 kbps
98	50	900 kbps	200 kbps
99	50	1 Mbps	100 kbps
100	50	1 Mbps	200 kbps
101	60	100 kbps	100 kbps
102	60	100 kbps	200 kbps
103	60	200 kbps	100 kbps

Continuação na próxima página

Tabela A.1 – continuação da página anterior

Identificador do tratamento	Rede (num nós)	Média	Desvio padrão
104	60	200 kbps	200 kbps
105	60	300 kbps	100 kbps
106	60	300 kbps	200 kbps
107	60	400 kbps	100 kbps
108	60	400 kbps	200 kbps
109	60	500 kbps	100 kbps
110	60	500 kbps	200 kbps
111	60	600 kbps	100 kbps
112	60	600 kbps	200 kbps
113	60	700 kbps	100 kbps
114	60	700 kbps	200 kbps
115	60	800 kbps	100 kbps
116	60	800 kbps	200 kbps
117	60	900 kbps	100 kbps
118	60	900 kbps	200 kbps
119	60	1 Mbps	100 kbps
120	60	1 Mbps	200 kbps
121	70	100 kbps	100 kbps
122	70	100 kbps	200 kbps
123	70	200 kbps	100 kbps
124	70	200 kbps	200 kbps
125	70	300 kbps	100 kbps
126	70	300 kbps	200 kbps
127	70	400 kbps	100 kbps
128	70	400 kbps	200 kbps
129	70	500 kbps	100 kbps
130	70	500 kbps	200 kbps
131	70	600 kbps	100 kbps
132	70	600 kbps	200 kbps
133	70	700 kbps	100 kbps
134	70	700 kbps	200 kbps
135	70	800 kbps	100 kbps
136	70	800 kbps	200 kbps
137	70	900 kbps	100 kbps
138	70	900 kbps	200 kbps
139	70	1 Mbps	100 kbps
140	70	1 Mbps	200 kbps
141	80	100 kbps	100 kbps
142	80	100 kbps	200 kbps
143	80	200 kbps	100 kbps
144	80	200 kbps	200 kbps
145	80	300 kbps	100 kbps
146	80	300 kbps	200 kbps
147	80	400 kbps	100 kbps
148	80	400 kbps	200 kbps
149	80	500 kbps	100 kbps
150	80	500 kbps	200 kbps
151	80	600 kbps	100 kbps
152	80	600 kbps	200 kbps
153	80	700 kbps	100 kbps
154	80	700 kbps	200 kbps
155	80	800 kbps	100 kbps

Continuação na próxima página

Tabela A.1 – continuação da página anterior

Identificador do tratamento	Rede (num nós)	Média	Desvio padrão
156	80	800 kbps	200 kbps
157	80	900 kbps	100 kbps
158	80	900 kbps	200 kbps
159	80	1 Mbps	100 kbps
160	80	1 Mbps	200 kbps
161	90	100 kbps	100 kbps
162	90	100 kbps	200 kbps
163	90	200 kbps	100 kbps
164	90	200 kbps	200 kbps
165	90	300 kbps	100 kbps
166	90	300 kbps	200 kbps
167	90	400 kbps	100 kbps
168	90	400 kbps	200 kbps
169	90	500 kbps	100 kbps
170	90	500 kbps	200 kbps
171	90	600 kbps	100 kbps
172	90	600 kbps	200 kbps
173	90	700 kbps	100 kbps
174	90	700 kbps	200 kbps
175	90	800 kbps	100 kbps
176	90	800 kbps	200 kbps
177	90	900 kbps	100 kbps
178	90	900 kbps	200 kbps
179	90	1 Mbps	100 kbps
180	90	1 Mbps	200 kbps
181	100	100 kbps	100 kbps
182	100	100 kbps	200 kbps
183	100	200 kbps	100 kbps
184	100	200 kbps	200 kbps
185	100	300 kbps	100 kbps
186	100	300 kbps	200 kbps
187	100	400 kbps	100 kbps
188	100	400 kbps	200 kbps
189	100	500 kbps	100 kbps
190	100	500 kbps	200 kbps
191	100	600 kbps	100 kbps
192	100	600 kbps	200 kbps
193	100	700 kbps	100 kbps
194	100	700 kbps	200 kbps
195	100	800 kbps	100 kbps
196	100	800 kbps	200 kbps
197	100	900 kbps	100 kbps
198	100	900 kbps	200 kbps
199	100	1 Mbps	100 kbps
200	100	1 Mbps	200 kbps

Tabela A.2: Testes de Normalidade para o mecanismo de controle de admissão proposto nos cenários estudados. Células com valores “N/A” indicam que não houve nenhum evento de sucesso para o referido cenário e, portanto, não foi possível efetuar uma mensuração do índice para o referido teste estatístico.

Tratamento	<i>Shapiro-Wilk</i>	<i>Anderson-Darling</i>
1	W = 0.5436, p-value = 8.08e-07	A = 4.6548, p-value = 5.171e-12
2	W = 0.8151, p-value = 0.001463	A = 1.8128, p-value = 7.987e-05
3	W = 0.8595, p-value = 0.007713	A = 0.8257, p-value = 0.02707
4	W = 0.8912, p-value = 0.02826	A = 0.9515, p-value = 0.01285
5	W = 0.9079, p-value = 0.05825	A = 0.6966, p-value = 0.05816
6	W = 0.95, p-value = 0.3677	A = 0.3533, p-value = 0.4288
7	W = 0.9594, p-value = 0.5317	A = 0.3084, p-value = 0.5294
8	W = 0.9638, p-value = 0.6231	A = 0.4278, p-value = 0.2818
9	W = 0.9806, p-value = 0.9415	A = 0.203, p-value = 0.8567
10	W = 0.9292, p-value = 0.1491	A = 0.4535, p-value = 0.2428
11	W = 0.9156, p-value = 0.08169	A = 0.6344, p-value = 0.08405
12	W = 0.985, p-value = 0.9815	A = 0.1804, p-value = 0.9024
13	W = 0.9041, p-value = 0.04922	A = 0.6402, p-value = 0.08121
14	W = 0.949, p-value = 0.3528	A = 0.4982, p-value = 0.1866
15	W = 0.9127, p-value = 0.07191	A = 0.5531, p-value = 0.1339
16	W = 0.9156, p-value = 0.08169	A = 0.6344, p-value = 0.08405
17	W = 0.9344, p-value = 0.1877	A = 0.4507, p-value = 0.2468
18	W = 0.9117, p-value = 0.06865	A = 0.6394, p-value = 0.08159
19	W = 0.9344, p-value = 0.1877	A = 0.4507, p-value = 0.2468
20	W = 0.9041, p-value = 0.04922	A = 0.6402, p-value = 0.08121
21	W = 0.6184, p-value = 4.589e-06	A = 3.3356, p-value = 1.078e-08
22	W = 0.8484, p-value = 0.005006	A = 1.2043, p-value = 0.002884
23	W = 0.9429, p-value = 0.2716	A = 0.4729, p-value = 0.2168
24	W = 0.9471, p-value = 0.3257	A = 0.4803, p-value = 0.2075
25	W = 0.9347, p-value = 0.1902	A = 0.4473, p-value = 0.2517
26	W = 0.9531, p-value = 0.4171	A = 0.4559, p-value = 0.2394
27	W = 0.8821, p-value = 0.01929	A = 0.9083, p-value = 0.0166
28	W = 0.9385, p-value = 0.2248	A = 0.4369, p-value = 0.2674
29	W = 0.9604, p-value = 0.5526	A = 0.3858, p-value = 0.3577
30	W = 0.9104, p-value = 0.06485	A = 0.9204, p-value = 0.01545
31	W = 0.9154, p-value = 0.08079	A = 0.6688, p-value = 0.06855
32	W = 0.9639, p-value = 0.6251	A = 0.3784, p-value = 0.3729
33	W = 0.8984, p-value = 0.03855	A = 0.704, p-value = 0.05566
34	W = 0.9056, p-value = 0.05249	A = 0.7788, p-value = 0.03572
35	W = 0.8761, p-value = 0.01504	A = 0.9591, p-value = 0.01229
36	W = 0.9053, p-value = 0.05197	A = 0.7834, p-value = 0.03477
37	W = 0.8761, p-value = 0.01504	A = 0.9591, p-value = 0.01229
38	W = 0.9258, p-value = 0.1281	A = 0.6301, p-value = 0.08622
39	W = 0.8761, p-value = 0.01504	A = 0.9591, p-value = 0.01229
40	W = 0.8761, p-value = 0.01504	A = 0.9591, p-value = 0.01229
41	W = 0.5804, p-value = 1.857e-06	A = 4.2123, p-value = 6.658e-11
42	W = 0.7869, p-value = 0.0005548	A = 1.6692, p-value = 0.0001858
43	W = 0.9065, p-value = 0.0548	A = 0.7208, p-value = 0.05036
44	W = 0.9561, p-value = 0.4689	A = 0.4431, p-value = 0.2579
45	W = 0.969, p-value = 0.7345	A = 0.3881, p-value = 0.3531
46	W = 0.9374, p-value = 0.2144	A = 0.5581, p-value = 0.1299
Continuação na próxima página		

Tabela A.2 – continuação da página anterior

Tratamento	<i>Shapiro-Wilk</i>	<i>Anderson-Darling</i>
47	W = 0.9667, p-value = 0.6845	A = 0.3044, p-value = 0.5381
48	W = 0.9479, p-value = 0.3368	A = 0.4535, p-value = 0.2429
49	W = 0.9258, p-value = 0.1283	A = 0.5876, p-value = 0.111
50	W = 0.9727, p-value = 0.8101	A = 0.2824, p-value = 0.5986
51	W = 0.8576, p-value = 0.007156	A = 1.0965, p-value = 0.005451
52	W = 0.9172, p-value = 0.08765	A = 0.6086, p-value = 0.09797
53	W = 0.8078, p-value = 0.00113	A = 1.5066, p-value = 0.0004845
54	W = 0.8788, p-value = 0.01684	A = 0.9983, p-value = 0.009745
55	W = 0.8078, p-value = 0.00113	A = 1.5066, p-value = 0.0004845
56	W = 0.8715, p-value = 0.01246	A = 1.0101, p-value = 0.009087
57	W = 0.8078, p-value = 0.00113	A = 1.5066, p-value = 0.0004845
58	W = 0.8153, p-value = 0.001473	A = 1.4635, p-value = 0.0006244
59	W = 0.8078, p-value = 0.00113	A = 1.5066, p-value = 0.0004845
60	W = 0.8078, p-value = 0.00113	A = 1.5066, p-value = 0.0004845
61	W = 0.9376, p-value = 0.2156	A = 0.5125, p-value = 0.1713
62	W = 0.9216, p-value = 0.1064	A = 0.5182, p-value = 0.1655
63	W = 0.9278, p-value = 0.1402	A = 0.5867, p-value = 0.1115
64	W = 0.9269, p-value = 0.1347	A = 0.6983, p-value = 0.05754
65	W = 0.9022, p-value = 0.0454	A = 0.6903, p-value = 0.06037
66	W = 0.9228, p-value = 0.1123	A = 0.7919, p-value = 0.03306
67	W = 0.8733, p-value = 0.01343	A = 1.2057, p-value = 0.00286
68	W = 0.8568, p-value = 0.006953	A = 1.1313, p-value = 0.004437
69	W = 0.9099, p-value = 0.06344	A = 0.6673, p-value = 0.06916
70	W = 0.9175, p-value = 0.08877	A = 0.5851, p-value = 0.1126
71	W = 0.798, p-value = 0.0008068	A = 1.8707, p-value = 5.681e-05
72	W = 0.9155, p-value = 0.08136	A = 0.6223, p-value = 0.0903
73	W = 0.7597, p-value = 0.0002294	A = 2.1248, p-value = 1.277e-05
74	W = 0.8708, p-value = 0.01215	A = 1.01, p-value = 0.00909
75	W = 0.7597, p-value = 0.0002294	A = 2.1248, p-value = 1.277e-05
76	W = 0.798, p-value = 0.0008068	A = 1.8707, p-value = 5.681e-05
77	W = 0.7597, p-value = 0.0002294	A = 2.1248, p-value = 1.277e-05
78	W = 0.7734, p-value = 0.0003558	A = 2.0253, p-value = 2.29e-05
79	W = 0.7597, p-value = 0.0002294	A = 2.1248, p-value = 1.277e-05
80	W = 0.7597, p-value = 0.0002294	A = 2.1248, p-value = 1.277e-05
81	W = 0.8821, p-value = 0.01929	A = 0.9599, p-value = 0.01223
82	W = 0.8991, p-value = 0.03971	A = 0.7444, p-value = 0.0438
83	W = 0.9105, p-value = 0.06514	A = 0.677, p-value = 0.06531
84	W = 0.9573, p-value = 0.4914	A = 0.3422, p-value = 0.4558
85	W = 0.949, p-value = 0.3523	A = 0.3643, p-value = 0.4034
86	W = 0.9422, p-value = 0.2633	A = 0.4909, p-value = 0.1949
87	W = 0.947, p-value = 0.3232	A = 0.3727, p-value = 0.3851
88	W = 0.9561, p-value = 0.4696	A = 0.3535, p-value = 0.4283
89	W = 0.8797, p-value = 0.01745	A = 0.9315, p-value = 0.01446
90	W = 0.8822, p-value = 0.01935	A = 0.9793, p-value = 0.0109
91	W = 0.7388, p-value = 0.0001207	A = 2.3143, p-value = 4.202e-06
92	W = 0.8886, p-value = 0.02535	A = 0.9259, p-value = 0.01495
93	W = 0.671, p-value = 1.765e-05	A = 3.1101, p-value = 4.009e-08
94	W = 0.8363, p-value = 0.003173	A = 1.169, p-value = 0.003551
95	W = 0.671, p-value = 1.765e-05	A = 3.1101, p-value = 4.009e-08
96	W = 0.7388, p-value = 0.0001207	A = 2.3143, p-value = 4.202e-06
97	W = 0.671, p-value = 1.765e-05	A = 3.1101, p-value = 4.009e-08
98	W = 0.7011, p-value = 4.023e-05	A = 2.8091, p-value = 2.322e-07
Continuação na próxima página		

Tabela A.2 – continuação da página anterior

Tratamento	<i>Shapiro-Wilk</i>	<i>Anderson-Darling</i>
99	W = 0.671, p-value = 1.765e-05	A = 3.1101, p-value = 4.009e-08
100	W = 0.671, p-value = 1.765e-05	A = 3.1101, p-value = 4.009e-08
101	N/A	N/A
102	W = 0.433, p-value = 8.317e-08	A = 5.8197, p-value = 6.428e-15
103	W = 0.2359, p-value = 2.693e-09	A = 7.1762, p-value < 2.2e-16
104	W = 0.6231, p-value = 5.158e-06	A = 3.5504, p-value = 3.092e-09
105	W = 0.8027, p-value = 0.0009472	A = 1.5321, p-value = 0.0004168
106	W = 0.7935, p-value = 0.0006932	A = 1.8397, p-value = 6.815e-05
107	W = 0.9149, p-value = 0.07909	A = 0.7193, p-value = 0.05083
108	W = 0.9178, p-value = 0.09001	A = 0.6455, p-value = 0.0787
109	W = 0.9136, p-value = 0.07483	A = 0.9052, p-value = 0.01691
110	W = 0.8879, p-value = 0.02463	A = 1.1283, p-value = 0.004518
111	W = 0.9371, p-value = 0.2108	A = 0.533, p-value = 0.1514
112	W = 0.9464, p-value = 0.3162	A = 0.532, p-value = 0.1523
113	W = 0.9235, p-value = 0.1155	A = 0.5592, p-value = 0.129
114	W = 0.9598, p-value = 0.5398	A = 0.4205, p-value = 0.2938
115	W = 0.9597, p-value = 0.5387	A = 0.3717, p-value = 0.3873
116	W = 0.931, p-value = 0.1613	A = 0.4668, p-value = 0.2247
117	W = 0.9617, p-value = 0.5785	A = 0.3186, p-value = 0.5109
118	W = 0.9532, p-value = 0.4186	A = 0.3905, p-value = 0.3485
119	W = 0.9617, p-value = 0.5785	A = 0.3186, p-value = 0.5109
120	W = 0.9681, p-value = 0.7144	A = 0.2893, p-value = 0.5775
121	W = 0.2359, p-value = 2.693e-09	A = 7.1762, p-value < 2.2e-16
122	W = 0.5804, p-value = 1.857e-06	A = 4.2123, p-value = 6.658e-11
123	W = 0.7923, p-value = 0.0006637	A = 1.6758, p-value = 0.0001788
124	W = 0.8448, p-value = 0.004369	A = 1.2692, p-value = 0.001965
125	W = 0.9395, p-value = 0.235	A = 0.4495, p-value = 0.2485
126	W = 0.8335, p-value = 0.002852	A = 1.558, p-value = 0.0003579
127	W = 0.9566, p-value = 0.4787	A = 0.4297, p-value = 0.2787
128	W = 0.9263, p-value = 0.1312	A = 0.538, p-value = 0.1469
129	W = 0.9685, p-value = 0.7232	A = 0.3021, p-value = 0.5434
130	W = 0.924, p-value = 0.1186	A = 0.6218, p-value = 0.09058
131	W = 0.9215, p-value = 0.1058	A = 0.6917, p-value = 0.05985
132	W = 0.8975, p-value = 0.03707	A = 0.8374, p-value = 0.02525
133	W = 0.8991, p-value = 0.0396	A = 0.6945, p-value = 0.05886
134	W = 0.9704, p-value = 0.7623	A = 0.2406, p-value = 0.7416
135	W = 0.8647, p-value = 0.009489	A = 1.0138, p-value = 0.008891
136	W = 0.9029, p-value = 0.04682	A = 0.6943, p-value = 0.05893
137	W = 0.8383, p-value = 0.003411	A = 1.2106, p-value = 0.002778
138	W = 0.9103, p-value = 0.06467	A = 0.5959, p-value = 0.1056
139	W = 0.8383, p-value = 0.003411	A = 1.2106, p-value = 0.002778
140	W = 0.8396, p-value = 0.00358	A = 1.0766, p-value = 0.006132
141	W = 0.2359, p-value = 2.693e-09	A = 7.1762, p-value < 2.2e-16
142	W = 0.675, p-value = 1.962e-05	A = 2.9714, p-value = 9.007e-08
143	W = 0.9042, p-value = 0.04957	A = 0.7404, p-value = 0.04486
144	W = 0.8756, p-value = 0.01473	A = 0.951, p-value = 0.01289
145	W = 0.9685, p-value = 0.7222	A = 0.2669, p-value = 0.6496
146	W = 0.9409, p-value = 0.2495	A = 0.5521, p-value = 0.1347
147	W = 0.9487, p-value = 0.3484	A = 0.4378, p-value = 0.266
148	W = 0.8853, p-value = 0.02206	A = 0.9012, p-value = 0.0173
149	W = 0.9001, p-value = 0.04149	A = 0.9111, p-value = 0.01632
150	W = 0.9634, p-value = 0.6139	A = 0.3692, p-value = 0.3925
Continuação na próxima página		

Tabela A.2 – continuação da página anterior

Tratamento	<i>Shapiro-Wilk</i>	<i>Anderson-Darling</i>
151	W = 0.9392, p-value = 0.2318	A = 0.5589, p-value = 0.1293
152	W = 0.9406, p-value = 0.2457	A = 0.5623, p-value = 0.1265
153	W = 0.9088, p-value = 0.06044	A = 0.6245, p-value = 0.08917
154	W = 0.9416, p-value = 0.257	A = 0.4259, p-value = 0.2849
155	W = 0.8963, p-value = 0.03521	A = 0.8404, p-value = 0.02481
156	W = 0.9285, p-value = 0.1446	A = 0.5989, p-value = 0.1038
157	W = 0.8851, p-value = 0.02184	A = 0.9393, p-value = 0.01381
158	W = 0.8833, p-value = 0.02031	A = 0.9675, p-value = 0.01169
159	W = 0.8885, p-value = 0.02524	A = 0.8665, p-value = 0.02125
160	W = 0.8963, p-value = 0.03521	A = 0.8404, p-value = 0.02481
161	W = 0.2359, p-value = 2.693e-09	A = 7.1762, p-value < 2.2e-16
162	W = 0.2359, p-value = 2.693e-09	A = 7.1762, p-value < 2.2e-16
163	W = 0.8793, p-value = 0.01716	A = 0.8105, p-value = 0.02961
164	W = 0.8315, p-value = 0.002649	A = 1.3143, p-value = 0.001506
165	W = 0.8975, p-value = 0.03706	A = 0.9826, p-value = 0.01069
166	W = 0.9226, p-value = 0.111	A = 0.6229, p-value = 0.08998
167	W = 0.9185, p-value = 0.09263	A = 0.6403, p-value = 0.08116
168	W = 0.978, p-value = 0.9057	A = 0.2749, p-value = 0.6226
169	W = 0.9341, p-value = 0.1852	A = 0.4905, p-value = 0.1953
170	W = 0.9084, p-value = 0.05943	A = 0.7957, p-value = 0.03232
171	W = 0.8475, p-value = 0.004849	A = 1.1746, p-value = 0.003435
172	W = 0.9659, p-value = 0.6672	A = 0.3057, p-value = 0.5351
173	W = 0.7622, p-value = 0.0002489	A = 1.9721, p-value = 3.131e-05
174	W = 0.8952, p-value = 0.03357	A = 0.754, p-value = 0.04137
175	W = 0.7107, p-value = 5.287e-05	A = 2.5954, p-value = 8.099e-07
176	W = 0.8761, p-value = 0.01508	A = 0.9532, p-value = 0.01272
177	W = 0.7107, p-value = 5.287e-05	A = 2.5954, p-value = 8.099e-07
178	W = 0.7836, p-value = 0.0004971	A = 1.8264, p-value = 7.373e-05
179	W = 0.7107, p-value = 5.287e-05	A = 2.5954, p-value = 8.099e-07
180	W = 0.7401, p-value = 0.0001253	A = 2.2388, p-value = 6.543e-06
181	W = 0.2359, p-value = 2.693e-09	A = 7.1762, p-value < 2.2e-16
182	W = 0.632, p-value = 6.442e-06	A = 3.5074, p-value = 3.97e-09
183	W = 0.9257, p-value = 0.1275	A = 0.7832, p-value = 0.03481
184	W = 0.8944, p-value = 0.03247	A = 0.9993, p-value = 0.009686
185	W = 0.9567, p-value = 0.4808	A = 0.4785, p-value = 0.2098
186	W = 0.9313, p-value = 0.1639	A = 0.5404, p-value = 0.1447
187	W = 0.9385, p-value = 0.2246	A = 0.5667, p-value = 0.1232
188	W = 0.9652, p-value = 0.6514	A = 0.3854, p-value = 0.3586
189	W = 0.9171, p-value = 0.0871	A = 0.7244, p-value = 0.04931
190	W = 0.9137, p-value = 0.07487	A = 0.7139, p-value = 0.05248
191	W = 0.8623, p-value = 0.008618	A = 1.0953, p-value = 0.005489
192	W = 0.8966, p-value = 0.03559	A = 0.9774, p-value = 0.01103
193	W = 0.631, p-value = 6.274e-06	A = 3.4464, p-value = 5.659e-09
194	W = 0.9254, p-value = 0.1261	A = 0.6943, p-value = 0.05896
195	W = 0.522, p-value = 5.056e-07	A = 4.6088, p-value = 6.743e-12
196	W = 0.7532, p-value = 0.0001874	A = 2.0418, p-value = 2.078e-05
197	W = 0.522, p-value = 5.056e-07	A = 4.6088, p-value = 6.743e-12
198	W = 0.5829, p-value = 1.969e-06	A = 4.005, p-value = 2.211e-10
199	W = 0.522, p-value = 5.056e-07	A = 4.6088, p-value = 6.743e-12
200	W = 0.5829, p-value = 1.969e-06	A = 4.005, p-value = 2.211e-10

Tabela A.3: Testes de Normalidade para o mecanismo de controle de admissão TK nos cenários estudados. Células com valores “N/A” indicam que não houve nenhum evento de sucesso para o referido cenário e, portanto, não foi possível efetuar uma mensuração do índice para o referido teste estatístico.

Tratamento	<i>Shapiro-Wilk</i>	<i>Anderson-Darling</i>
1	W = 0.433, p-value = 8.317e-08	A = 5.8197, p-value = 6.428e-15
2	W = 0.862, p-value = 0.008524	A = 1.0231, p-value = 0.008414
3	W = 0.653, p-value = 1.098e-05	A = 3.2728, p-value = 1.554e-08
4	W = 0.8357, p-value = 0.003099	A = 1.2298, p-value = 0.00248
5	W = 0.9276, p-value = 0.139	A = 0.5532, p-value = 0.1338
6	W = 0.955, p-value = 0.4503	A = 0.33, p-value = 0.4875
7	W = 0.9722, p-value = 0.8005	A = 0.2925, p-value = 0.5684
8	W = 0.9518, p-value = 0.3953	A = 0.4223, p-value = 0.2908
9	W = 0.9544, p-value = 0.4392	A = 0.3516, p-value = 0.4328
10	W = 0.9598, p-value = 0.54	A = 0.2853, p-value = 0.5896
11	W = 0.9263, p-value = 0.1308	A = 0.6073, p-value = 0.09872
12	W = 0.9544, p-value = 0.4392	A = 0.3516, p-value = 0.4328
13	W = 0.9105, p-value = 0.0652	A = 0.6134, p-value = 0.09522
14	W = 0.9706, p-value = 0.7666	A = 0.2854, p-value = 0.5892
15	W = 0.9194, p-value = 0.0966	A = 0.5235, p-value = 0.1603
16	W = 0.9263, p-value = 0.1308	A = 0.6073, p-value = 0.09872
17	W = 0.9194, p-value = 0.0966	A = 0.5235, p-value = 0.1603
18	W = 0.9046, p-value = 0.05037	A = 0.7241, p-value = 0.04941
19	W = 0.9194, p-value = 0.0966	A = 0.5235, p-value = 0.1603
20	W = 0.9105, p-value = 0.0652	A = 0.6134, p-value = 0.09522
21	W = 0.3512, p-value = 1.846e-08	A = 6.502, p-value < 2.2e-16
22	W = 0.8062, p-value = 0.001071	A = 1.5138, p-value = 0.0004644
23	W = 0.8368, p-value = 0.003223	A = 1.6344, p-value = 0.0002282
24	W = 0.909, p-value = 0.06108	A = 0.8392, p-value = 0.02499
25	W = 0.9395, p-value = 0.2349	A = 0.4834, p-value = 0.2037
26	W = 0.9737, p-value = 0.8305	A = 0.2755, p-value = 0.6205
27	W = 0.9449, p-value = 0.2959	A = 0.4769, p-value = 0.2117
28	W = 0.9268, p-value = 0.1339	A = 0.6098, p-value = 0.09728
29	W = 0.9289, p-value = 0.1472	A = 0.4642, p-value = 0.2281
30	W = 0.951, p-value = 0.3823	A = 0.4558, p-value = 0.2396
31	W = 0.8841, p-value = 0.02095	A = 0.9605, p-value = 0.01219
32	W = 0.9289, p-value = 0.1472	A = 0.4642, p-value = 0.2281
33	W = 0.8478, p-value = 0.004901	A = 1.3209, p-value = 0.001449
34	W = 0.9124, p-value = 0.07082	A = 0.8531, p-value = 0.02301
35	W = 0.8644, p-value = 0.009374	A = 1.1081, p-value = 0.005089
36	W = 0.8841, p-value = 0.02095	A = 0.9605, p-value = 0.01219
37	W = 0.8644, p-value = 0.009374	A = 1.1081, p-value = 0.005089
38	W = 0.8952, p-value = 0.03354	A = 0.8541, p-value = 0.02287
39	W = 0.8644, p-value = 0.009374	A = 1.1081, p-value = 0.005089
40	W = 0.8478, p-value = 0.004901	A = 1.3209, p-value = 0.001449
41	W = 0.4954, p-value = 2.889e-07	A = 5.1941, p-value = 2.32e-13
42	W = 0.7795, p-value = 0.0004342	A = 2.0935, p-value = 1.534e-05
43	W = 0.8895, p-value = 0.02631	A = 1.0337, p-value = 0.007903
44	W = 0.9416, p-value = 0.2576	A = 0.5903, p-value = 0.1092
45	W = 0.9517, p-value = 0.3944	A = 0.4405, p-value = 0.2618
46	W = 0.9216, p-value = 0.1063	A = 0.7562, p-value = 0.04085

Continuação na próxima página

Tabela A.3 – continuação da página anterior

Tratamento	<i>Shapiro-Wilk</i>	<i>Anderson-Darling</i>
47	W = 0.9512, p-value = 0.3851	A = 0.5255, p-value = 0.1584
48	W = 0.9785, p-value = 0.9132	A = 0.2745, p-value = 0.624
49	W = 0.9285, p-value = 0.1447	A = 0.6683, p-value = 0.06876
50	W = 0.9746, p-value = 0.8479	A = 0.2475, p-value = 0.7175
51	W = 0.8987, p-value = 0.03899	A = 0.7856, p-value = 0.03432
52	W = 0.9285, p-value = 0.1447	A = 0.6683, p-value = 0.06876
53	W = 0.8829, p-value = 0.01994	A = 0.9838, p-value = 0.01062
54	W = 0.8229, p-value = 0.001936	A = 1.6657, p-value = 0.0001898
55	W = 0.8648, p-value = 0.009535	A = 1.0937, p-value = 0.005544
56	W = 0.8987, p-value = 0.03899	A = 0.7856, p-value = 0.03432
57	W = 0.8648, p-value = 0.009535	A = 1.0937, p-value = 0.005544
58	W = 0.9179, p-value = 0.09016	A = 0.6681, p-value = 0.06883
59	W = 0.8648, p-value = 0.009535	A = 1.0937, p-value = 0.005544
60	W = 0.8829, p-value = 0.01994	A = 0.9838, p-value = 0.01062
61	W = 0.7388, p-value = 0.0001207	A = 2.3143, p-value = 4.202e-06
62	W = 0.8634, p-value = 0.009002	A = 1.296, p-value = 0.001678
63	W = 0.8739, p-value = 0.01379	A = 1.1791, p-value = 0.003346
64	W = 0.8906, p-value = 0.02755	A = 1.0945, p-value = 0.005517
65	W = 0.9033, p-value = 0.04757	A = 0.6524, p-value = 0.07558
66	W = 0.9473, p-value = 0.3279	A = 0.4251, p-value = 0.2862
67	W = 0.9446, p-value = 0.292	A = 0.4054, p-value = 0.3204
68	W = 0.9424, p-value = 0.2655	A = 0.4632, p-value = 0.2295
69	W = 0.9083, p-value = 0.05905	A = 0.7559, p-value = 0.04091
70	W = 0.9566, p-value = 0.4786	A = 0.358, p-value = 0.4179
71	W = 0.8772, p-value = 0.01575	A = 1.0954, p-value = 0.005488
72	W = 0.9065, p-value = 0.05459	A = 0.7984, p-value = 0.03181
73	W = 0.7597, p-value = 0.0002294	A = 2.1248, p-value = 1.277e-05
74	W = 0.9441, p-value = 0.2862	A = 0.5542, p-value = 0.133
75	W = 0.7597, p-value = 0.0002294	A = 2.1248, p-value = 1.277e-05
76	W = 0.8772, p-value = 0.01575	A = 1.0954, p-value = 0.005488
77	W = 0.7597, p-value = 0.0002294	A = 2.1248, p-value = 1.277e-05
78	W = 0.7923, p-value = 0.0006637	A = 1.6758, p-value = 0.0001788
79	W = 0.7597, p-value = 0.0002294	A = 2.1248, p-value = 1.277e-05
80	W = 0.7597, p-value = 0.0002294	A = 2.1248, p-value = 1.277e-05
81	W = 0.433, p-value = 8.317e-08	A = 5.8197, p-value = 6.428e-15
82	W = 0.788, p-value = 0.0005748	A = 1.7575, p-value = 0.0001106
83	W = 0.9112, p-value = 0.06705	A = 0.7456, p-value = 0.04348
84	W = 0.8781, p-value = 0.01637	A = 0.8114, p-value = 0.02944
85	W = 0.8619, p-value = 0.008508	A = 1.1258, p-value = 0.004585
86	W = 0.9475, p-value = 0.3313	A = 0.4021, p-value = 0.3262
87	W = 0.9003, p-value = 0.04181	A = 0.6647, p-value = 0.07023
88	W = 0.9443, p-value = 0.2887	A = 0.3494, p-value = 0.4382
89	W = 0.8906, p-value = 0.02758	A = 0.7893, p-value = 0.03358
90	W = 0.9596, p-value = 0.5355	A = 0.3807, p-value = 0.3681
91	W = 0.7888, p-value = 0.0005918	A = 1.6413, p-value = 0.0002191
92	W = 0.8906, p-value = 0.02758	A = 0.7893, p-value = 0.03358
93	W = 0.7107, p-value = 5.287e-05	A = 2.5954, p-value = 8.099e-07
94	W = 0.861, p-value = 0.008182	A = 1.0319, p-value = 0.007985
95	W = 0.7107, p-value = 5.287e-05	A = 2.5954, p-value = 8.099e-07
96	W = 0.7888, p-value = 0.0005918	A = 1.6413, p-value = 0.0002191
97	W = 0.7107, p-value = 5.287e-05	A = 2.5954, p-value = 8.099e-07
98	W = 0.7652, p-value = 0.000273	A = 1.9882, p-value = 2.848e-05
Continuação na próxima página		

Tabela A.3 – continuação da página anterior

Tratamento	<i>Shapiro-Wilk</i>	<i>Anderson-Darling</i>
99	W = 0.7107, p-value = 5.287e-05	A = 2.5954, p-value = 8.099e-07
100	W = 0.7107, p-value = 5.287e-05	A = 2.5954, p-value = 8.099e-07
101	N/A	N/A
102	W = 0.433, p-value = 8.317e-08	A = 5.8197, p-value = 6.428e-15
103	W = 0.2359, p-value = 2.693e-09	A = 7.1762, p-value < 2.2e-16
104	W = 0.6231, p-value = 5.158e-06	A = 3.5504, p-value = 3.092e-09
105	W = 0.7401, p-value = 0.0001253	A = 2.2388, p-value = 6.543e-06
106	W = 0.7656, p-value = 0.0002773	A = 1.8868, p-value = 5.168e-05
107	W = 0.8998, p-value = 0.04092	A = 0.847, p-value = 0.02385
108	W = 0.8824, p-value = 0.01958	A = 1.0503, p-value = 0.007165
109	W = 0.9058, p-value = 0.05299	A = 0.6868, p-value = 0.06161
110	W = 0.9571, p-value = 0.4867	A = 0.3865, p-value = 0.3564
111	W = 0.9183, p-value = 0.09192	A = 0.6444, p-value = 0.07925
112	W = 0.9058, p-value = 0.05299	A = 0.6868, p-value = 0.06161
113	W = 0.8763, p-value = 0.01522	A = 1.0801, p-value = 0.006008
114	W = 0.9247, p-value = 0.1222	A = 0.6857, p-value = 0.06202
115	W = 0.8763, p-value = 0.01522	A = 1.0801, p-value = 0.006008
116	W = 0.9183, p-value = 0.09192	A = 0.6444, p-value = 0.07925
117	W = 0.8763, p-value = 0.01522	A = 1.0801, p-value = 0.006008
118	W = 0.8939, p-value = 0.03174	A = 0.8563, p-value = 0.02258
119	W = 0.8763, p-value = 0.01522	A = 1.0801, p-value = 0.006008
120	W = 0.8763, p-value = 0.01522	A = 1.0801, p-value = 0.006008
121	W = 0.2359, p-value = 2.693e-09	A = 7.1762, p-value < 2.2e-16
122	W = 0.5436, p-value = 8.08e-07	A = 4.6548, p-value = 5.171e-12
123	W = 0.5804, p-value = 1.857e-06	A = 4.2123, p-value = 6.658e-11
124	W = 0.7999, p-value = 0.0008609	A = 1.6295, p-value = 0.0002348
125	W = 0.8775, p-value = 0.01597	A = 0.8486, p-value = 0.02363
126	W = 0.8361, p-value = 0.003149	A = 1.6892, p-value = 0.0001652
127	W = 0.8706, p-value = 0.01205	A = 1.2037, p-value = 0.002893
128	W = 0.9328, p-value = 0.1752	A = 0.6812, p-value = 0.06371
129	W = 0.9541, p-value = 0.4331	A = 0.4202, p-value = 0.2943
130	W = 0.9729, p-value = 0.8138	A = 0.2097, p-value = 0.8387
131	W = 0.9372, p-value = 0.2124	A = 0.5693, p-value = 0.1212
132	W = 0.9541, p-value = 0.4331	A = 0.4202, p-value = 0.2943
133	W = 0.8337, p-value = 0.002872	A = 1.3342, p-value = 0.001339
134	W = 0.8892, p-value = 0.02601	A = 0.9064, p-value = 0.01678
135	W = 0.8239, p-value = 0.002005	A = 1.2981, p-value = 0.001657
136	W = 0.9372, p-value = 0.2124	A = 0.5693, p-value = 0.1212
137	W = 0.8239, p-value = 0.002005	A = 1.2981, p-value = 0.001657
138	W = 0.9157, p-value = 0.08174	A = 0.6429, p-value = 0.07992
139	W = 0.8239, p-value = 0.002005	A = 1.2981, p-value = 0.001657
140	W = 0.8337, p-value = 0.002872	A = 1.3342, p-value = 0.001339
141	N/A	N/A
142	W = 0.522, p-value = 5.056e-07	A = 4.6088, p-value = 6.743e-12
143	W = 0.6231, p-value = 5.158e-06	A = 3.5504, p-value = 3.092e-09
144	W = 0.7628, p-value = 0.0002537	A = 1.8504, p-value = 6.4e-05
145	W = 0.947, p-value = 0.3242	A = 0.4393, p-value = 0.2637
146	W = 0.9112, p-value = 0.06704	A = 0.6019, p-value = 0.1019
147	W = 0.9663, p-value = 0.6746	A = 0.3044, p-value = 0.5379
148	W = 0.9597, p-value = 0.5375	A = 0.3189, p-value = 0.5105
149	W = 0.9131, p-value = 0.07298	A = 0.7195, p-value = 0.05077
150	W = 0.9318, p-value = 0.1675	A = 0.476, p-value = 0.2129
Continuação na próxima página		

Tabela A.3 – continuação da página anterior

Tratamento	<i>Shapiro-Wilk</i>	<i>Anderson-Darling</i>
151	W = 0.8854, p-value = 0.02218	A = 0.9091, p-value = 0.01652
152	W = 0.9329, p-value = 0.1753	A = 0.6033, p-value = 0.1011
153	W = 0.8257, p-value = 0.002143	A = 1.6957, p-value = 0.0001591
154	W = 0.9401, p-value = 0.2413	A = 0.592, p-value = 0.1081
155	W = 0.8315, p-value = 0.002647	A = 1.6337, p-value = 0.0002292
156	W = 0.8854, p-value = 0.02218	A = 0.9091, p-value = 0.01652
157	W = 0.8315, p-value = 0.002647	A = 1.6337, p-value = 0.0002292
158	W = 0.8815, p-value = 0.0188	A = 0.9555, p-value = 0.01255
159	W = 0.8315, p-value = 0.002647	A = 1.6337, p-value = 0.0002292
160	W = 0.8257, p-value = 0.002143	A = 1.6957, p-value = 0.0001591
161	N/A	N/A
162	N/A	N/A
163	W = 0.5804, p-value = 1.857e-06	A = 4.2123, p-value = 6.658e-11
164	W = 0.7374, p-value = 0.0001155	A = 2.4851, p-value = 1.545e-06
165	W = 0.9452, p-value = 0.2998	A = 0.6345, p-value = 0.084
166	W = 0.9434, p-value = 0.2782	A = 0.4664, p-value = 0.2252
167	W = 0.9439, p-value = 0.2832	A = 0.3533, p-value = 0.4289
168	W = 0.9072, p-value = 0.05641	A = 0.6562, p-value = 0.07389
169	W = 0.9381, p-value = 0.221	A = 0.3803, p-value = 0.3689
170	W = 0.9416, p-value = 0.2574	A = 0.6061, p-value = 0.09942
171	W = 0.9045, p-value = 0.05019	A = 0.8403, p-value = 0.02482
172	W = 0.9381, p-value = 0.221	A = 0.3803, p-value = 0.3689
173	W = 0.7656, p-value = 0.0002773	A = 1.8868, p-value = 5.168e-05
174	W = 0.8893, p-value = 0.02615	A = 0.9194, p-value = 0.01554
175	W = 0.7391, p-value = 0.0001216	A = 2.1846, p-value = 8.987e-06
176	W = 0.9045, p-value = 0.05019	A = 0.8403, p-value = 0.02482
177	W = 0.7391, p-value = 0.0001216	A = 2.1846, p-value = 8.987e-06
178	W = 0.8252, p-value = 0.002107	A = 1.54, p-value = 0.0003979
179	W = 0.7391, p-value = 0.0001216	A = 2.1846, p-value = 8.987e-06
180	W = 0.7656, p-value = 0.0002773	A = 1.8868, p-value = 5.168e-05
181	N/A	N/A
182	W = 0.4954, p-value = 2.889e-07	A = 5.1941, p-value = 2.32e-13
183	W = 0.7574, p-value = 0.0002139	A = 2.0982, p-value = 1.492e-05
184	W = 0.7374, p-value = 0.0001155	A = 2.4851, p-value = 1.545e-06
185	W = 0.911, p-value = 0.0666	A = 0.7268, p-value = 0.04862
186	W = 0.9524, p-value = 0.4042	A = 0.5407, p-value = 0.1444
187	W = 0.9664, p-value = 0.6779	A = 0.3424, p-value = 0.4555
188	W = 0.9384, p-value = 0.2234	A = 0.5772, p-value = 0.118
189	W = 0.9733, p-value = 0.8232	A = 0.301, p-value = 0.5461
190	W = 0.9614, p-value = 0.5722	A = 0.3637, p-value = 0.4049
191	W = 0.8683, p-value = 0.01095	A = 1.1227, p-value = 0.004669
192	W = 0.9738, p-value = 0.8315	A = 0.3051, p-value = 0.5365
193	W = 0.6533, p-value = 1.108e-05	A = 2.6608, p-value = 5.525e-07
194	W = 0.9107, p-value = 0.06569	A = 0.6274, p-value = 0.08762
195	W = 0.6219, p-value = 5.005e-06	A = 2.9808, p-value = 8.523e-08
196	W = 0.8683, p-value = 0.01095	A = 1.1227, p-value = 0.004669
197	W = 0.6219, p-value = 5.005e-06	A = 2.9808, p-value = 8.523e-08
198	W = 0.7599, p-value = 0.0002314	A = 1.9003, p-value = 4.772e-05
199	W = 0.6219, p-value = 5.005e-06	A = 2.9808, p-value = 8.523e-08
200	W = 0.6533, p-value = 1.108e-05	A = 2.6608, p-value = 5.525e-07

Tabela A.4: Testes de Normalidade para o mecanismo de controle de admissão por caminho único nos cenários estudados. Células com valores “N/A” indicam que não houve nenhum evento de sucesso para o referido cenário e, portanto, não foi possível efetuar uma mensuração do índice para o referido teste estatístico.

Tratamento	<i>Shapiro-Wilk</i>	<i>Anderson-Darling</i>
1	N/A	N/A
2	W = 0.7923, p-value = 0.0006637	A = 1.6758, p-value = 0.0001788
3	W = 0.6076, p-value = 3.538e-06	A = 3.8693, p-value = 4.854e-10
4	W = 0.8659, p-value = 0.009965	A = 1.0233, p-value = 0.008405
5	W = 0.8659, p-value = 0.009965	A = 1.0233, p-value = 0.008405
6	W = 0.9156, p-value = 0.08141	A = 0.7685, p-value = 0.03797
7	W = 0.9802, p-value = 0.9368	A = 0.2394, p-value = 0.7455
8	W = 0.9802, p-value = 0.9368	A = 0.2394, p-value = 0.7455
9	W = 0.928, p-value = 0.1416	A = 0.6614, p-value = 0.07161
10	W = 0.9444, p-value = 0.2904	A = 0.352, p-value = 0.4318
11	W = 0.9047, p-value = 0.05066	A = 0.6445, p-value = 0.0792
12	W = 0.928, p-value = 0.1416	A = 0.6614, p-value = 0.07161
13	W = 0.9257, p-value = 0.1273	A = 0.5356, p-value = 0.1491
14	W = 0.9274, p-value = 0.1379	A = 0.611, p-value = 0.09656
15	W = 0.9344, p-value = 0.1877	A = 0.4507, p-value = 0.2468
16	W = 0.9047, p-value = 0.05066	A = 0.6445, p-value = 0.0792
17	W = 0.9344, p-value = 0.1877	A = 0.4507, p-value = 0.2468
18	W = 0.9345, p-value = 0.1883	A = 0.4983, p-value = 0.1865
19	W = 0.9344, p-value = 0.1877	A = 0.4507, p-value = 0.2468
20	W = 0.9257, p-value = 0.1273	A = 0.5356, p-value = 0.1491
21	W = 0.2359, p-value = 2.693e-09	A = 7.1762, p-value < 2.2e-16
22	W = 0.7173, p-value = 6.383e-05	A = 2.4181, p-value = 2.288e-06
23	W = 0.3512, p-value = 1.846e-08	A = 6.502, p-value < 2.2e-16
24	W = 0.8736, p-value = 0.01358	A = 0.9794, p-value = 0.0109
25	W = 0.8736, p-value = 0.01358	A = 0.9794, p-value = 0.0109
26	W = 0.9376, p-value = 0.2159	A = 0.5917, p-value = 0.1083
27	W = 0.9228, p-value = 0.1124	A = 0.6095, p-value = 0.09742
28	W = 0.9228, p-value = 0.1124	A = 0.6095, p-value = 0.09742
29	W = 0.9651, p-value = 0.6494	A = 0.3488, p-value = 0.4395
30	W = 0.8873, p-value = 0.02403	A = 0.9008, p-value = 0.01735
31	W = 0.8973, p-value = 0.03667	A = 0.7732, p-value = 0.03693
32	W = 0.9651, p-value = 0.6494	A = 0.3488, p-value = 0.4395
33	W = 0.8761, p-value = 0.01504	A = 0.9591, p-value = 0.01229
34	W = 0.9487, p-value = 0.3485	A = 0.4851, p-value = 0.2017
35	W = 0.8761, p-value = 0.01504	A = 0.9591, p-value = 0.01229
36	W = 0.8973, p-value = 0.03667	A = 0.7732, p-value = 0.03693
37	W = 0.8761, p-value = 0.01504	A = 0.9591, p-value = 0.01229
38	W = 0.9165, p-value = 0.08503	A = 0.7142, p-value = 0.05238
39	W = 0.8761, p-value = 0.01504	A = 0.9591, p-value = 0.01229
40	W = 0.8761, p-value = 0.01504	A = 0.9591, p-value = 0.01229
41	W = 0.2359, p-value = 2.693e-09	A = 7.1762, p-value < 2.2e-16
42	W = 0.5436, p-value = 8.08e-07	A = 4.6548, p-value = 5.171e-12
43	W = 0.2359, p-value = 2.693e-09	A = 7.1762, p-value < 2.2e-16
44	W = 0.7801, p-value = 0.0004426	A = 2.0147, p-value = 2.437e-05
45	W = 0.7801, p-value = 0.0004426	A = 2.0147, p-value = 2.437e-05
46	W = 0.8579, p-value = 0.007264	A = 1.3459, p-value = 0.00125

Continuação na próxima página

Tabela A.4 – continuação da página anterior

Tratamento	<i>Shapiro-Wilk</i>	<i>Anderson-Darling</i>
47	W = 0.9332, p-value = 0.1776	A = 0.6344, p-value = 0.08405
48	W = 0.9332, p-value = 0.1776	A = 0.6344, p-value = 0.08405
49	W = 0.9428, p-value = 0.2706	A = 0.4021, p-value = 0.3264
50	W = 0.9725, p-value = 0.8072	A = 0.2217, p-value = 0.8033
51	W = 0.9428, p-value = 0.2704	A = 0.5428, p-value = 0.1426
52	W = 0.9428, p-value = 0.2706	A = 0.4021, p-value = 0.3264
53	W = 0.8262, p-value = 0.002185	A = 1.3438, p-value = 0.001265
54	W = 0.9381, p-value = 0.2207	A = 0.5976, p-value = 0.1046
55	W = 0.8078, p-value = 0.00113	A = 1.5066, p-value = 0.0004845
56	W = 0.9428, p-value = 0.2704	A = 0.5428, p-value = 0.1426
57	W = 0.8078, p-value = 0.00113	A = 1.5066, p-value = 0.0004845
58	W = 0.8677, p-value = 0.01072	A = 0.9353, p-value = 0.01414
59	W = 0.8078, p-value = 0.00113	A = 1.5066, p-value = 0.0004845
60	W = 0.8262, p-value = 0.002185	A = 1.3438, p-value = 0.001265
61	W = 0.2359, p-value = 2.693e-09	A = 7.1762, p-value < 2.2e-16
62	W = 0.675, p-value = 1.962e-05	A = 2.9714, p-value = 9.007e-08
63	W = 0.632, p-value = 6.442e-06	A = 3.5074, p-value = 3.97e-09
64	W = 0.7486, p-value = 0.0001626	A = 2.0638, p-value = 1.827e-05
65	W = 0.7486, p-value = 0.0001626	A = 2.0638, p-value = 1.827e-05
66	W = 0.9105, p-value = 0.06519	A = 0.761, p-value = 0.0397
67	W = 0.9443, p-value = 0.2884	A = 0.5269, p-value = 0.1571
68	W = 0.9443, p-value = 0.2884	A = 0.5269, p-value = 0.1571
69	W = 0.9662, p-value = 0.6737	A = 0.3929, p-value = 0.3438
70	W = 0.9497, p-value = 0.3625	A = 0.3922, p-value = 0.3451
71	W = 0.8871, p-value = 0.02382	A = 0.9037, p-value = 0.01705
72	W = 0.9662, p-value = 0.6737	A = 0.3929, p-value = 0.3438
73	W = 0.7652, p-value = 0.000273	A = 1.9882, p-value = 2.848e-05
74	W = 0.9529, p-value = 0.4135	A = 0.4664, p-value = 0.2252
75	W = 0.7597, p-value = 0.0002294	A = 2.1248, p-value = 1.277e-05
76	W = 0.8871, p-value = 0.02382	A = 0.9037, p-value = 0.01705
77	W = 0.7597, p-value = 0.0002294	A = 2.1248, p-value = 1.277e-05
78	W = 0.7898, p-value = 0.0006103	A = 1.49, p-value = 0.0005344
79	W = 0.7597, p-value = 0.0002294	A = 2.1248, p-value = 1.277e-05
80	W = 0.7652, p-value = 0.000273	A = 1.9882, p-value = 2.848e-05
81	N/A	N/A
82	W = 0.671, p-value = 1.765e-05	A = 3.1101, p-value = 4.009e-08
83	W = 0.4467, p-value = 1.086e-07	A = 5.327, p-value = 1.082e-13
84	W = 0.8582, p-value = 0.007338	A = 1.2129, p-value = 0.00274
85	W = 0.8582, p-value = 0.007338	A = 1.2129, p-value = 0.00274
86	W = 0.9162, p-value = 0.08375	A = 0.6693, p-value = 0.06837
87	W = 0.9461, p-value = 0.3117	A = 0.4214, p-value = 0.2923
88	W = 0.9461, p-value = 0.3117	A = 0.4214, p-value = 0.2923
89	W = 0.9449, p-value = 0.2965	A = 0.3407, p-value = 0.4596
90	W = 0.9633, p-value = 0.6117	A = 0.3467, p-value = 0.4447
91	W = 0.8895, p-value = 0.02638	A = 0.9968, p-value = 0.00983
92	W = 0.9449, p-value = 0.2965	A = 0.3407, p-value = 0.4596
93	W = 0.671, p-value = 1.765e-05	A = 3.1101, p-value = 4.009e-08
94	W = 0.9445, p-value = 0.2914	A = 0.4756, p-value = 0.2134
95	W = 0.671, p-value = 1.765e-05	A = 3.1101, p-value = 4.009e-08
96	W = 0.8895, p-value = 0.02638	A = 0.9968, p-value = 0.00983
97	W = 0.671, p-value = 1.765e-05	A = 3.1101, p-value = 4.009e-08
98	W = 0.8004, p-value = 0.0008747	A = 1.7666, p-value = 0.0001048
Continuação na próxima página		

Tabela A.4 – continuação da página anterior

Tratamento	<i>Shapiro-Wilk</i>	<i>Anderson-Darling</i>
99	W = 0.671, p-value = 1.765e-05	A = 3.1101, p-value = 4.009e-08
100	W = 0.671, p-value = 1.765e-05	A = 3.1101, p-value = 4.009e-08
101	N/A	N/A
102	W = 0.433, p-value = 8.317e-08	A = 5.8197, p-value = 6.428e-15
103	N/A	N/A
104	W = 0.631, p-value = 6.274e-06	A = 3.4464, p-value = 5.659e-09
105	W = 0.631, p-value = 6.274e-06	A = 3.4464, p-value = 5.659e-09
106	W = 0.723, p-value = 7.533e-05	A = 2.385, p-value = 2.776e-06
107	W = 0.8926, p-value = 0.03	A = 0.8059, p-value = 0.03043
108	W = 0.8926, p-value = 0.03	A = 0.8059, p-value = 0.03043
109	W = 0.8136, p-value = 0.00139	A = 1.5936, p-value = 0.0002901
110	W = 0.9399, p-value = 0.2391	A = 0.4211, p-value = 0.2929
111	W = 0.9639, p-value = 0.6235	A = 0.3176, p-value = 0.5125
112	W = 0.8136, p-value = 0.00139	A = 1.5936, p-value = 0.0002901
113	W = 0.9613, p-value = 0.5693	A = 0.3044, p-value = 0.538
114	W = 0.8449, p-value = 0.004383	A = 1.3629, p-value = 0.001131
115	W = 0.9658, p-value = 0.6643	A = 0.2833, p-value = 0.5956
116	W = 0.9639, p-value = 0.6235	A = 0.3176, p-value = 0.5125
117	W = 0.9658, p-value = 0.6643	A = 0.2833, p-value = 0.5956
118	W = 0.9314, p-value = 0.164	A = 0.5016, p-value = 0.1829
119	W = 0.9658, p-value = 0.6643	A = 0.2833, p-value = 0.5956
120	W = 0.9613, p-value = 0.5693	A = 0.3044, p-value = 0.538
121	N/A	N/A
122	W = 0.433, p-value = 8.317e-08	A = 5.8197, p-value = 6.428e-15
123	N/A	N/A
124	W = 0.6265, p-value = 5.604e-06	A = 3.6255, p-value = 1.999e-09
125	W = 0.6265, p-value = 5.604e-06	A = 3.6255, p-value = 1.999e-09
126	W = 0.759, p-value = 0.0002248	A = 2.1238, p-value = 1.284e-05
127	W = 0.8442, p-value = 0.004262	A = 1.4725, p-value = 0.0005924
128	W = 0.8442, p-value = 0.004262	A = 1.4725, p-value = 0.0005924
129	W = 0.9495, p-value = 0.3597	A = 0.4094, p-value = 0.3131
130	W = 0.8951, p-value = 0.03338	A = 0.7701, p-value = 0.03761
131	W = 0.9837, p-value = 0.9722	A = 0.192, p-value = 0.8838
132	W = 0.9495, p-value = 0.3597	A = 0.4094, p-value = 0.3131
133	W = 0.8593, p-value = 0.007673	A = 1.1046, p-value = 0.005197
134	W = 0.9741, p-value = 0.8388	A = 0.2115, p-value = 0.8336
135	W = 0.8383, p-value = 0.003411	A = 1.2106, p-value = 0.002778
136	W = 0.9837, p-value = 0.9722	A = 0.192, p-value = 0.8838
137	W = 0.8383, p-value = 0.003411	A = 1.2106, p-value = 0.002778
138	W = 0.92, p-value = 0.09904	A = 0.5849, p-value = 0.1127
139	W = 0.8383, p-value = 0.003411	A = 1.2106, p-value = 0.002778
140	W = 0.8593, p-value = 0.007673	A = 1.1046, p-value = 0.005197
141	N/A	N/A
142	W = 0.433, p-value = 8.317e-08	A = 5.8197, p-value = 6.428e-15
143	W = 0.3512, p-value = 1.846e-08	A = 6.502, p-value < 2.2e-16
144	W = 0.631, p-value = 6.274e-06	A = 3.4464, p-value = 5.659e-09
145	W = 0.631, p-value = 6.274e-06	A = 3.4464, p-value = 5.659e-09
146	W = 0.7737, p-value = 0.0003591	A = 1.8366, p-value = 6.943e-05
147	W = 0.9262, p-value = 0.1306	A = 0.6023, p-value = 0.1017
148	W = 0.9262, p-value = 0.1306	A = 0.6023, p-value = 0.1017
149	W = 0.9604, p-value = 0.5526	A = 0.319, p-value = 0.5104
150	W = 0.9618, p-value = 0.5811	A = 0.3695, p-value = 0.392
Continuação na próxima página		

Tabela A.4 – continuação da página anterior

Tratamento	<i>Shapiro-Wilk</i>	<i>Anderson-Darling</i>
151	W = 0.8275, p-value = 0.00229	A = 1.5259, p-value = 0.0004324
152	W = 0.9604, p-value = 0.5526	A = 0.319, p-value = 0.5104
153	W = 0.8475, p-value = 0.004841	A = 1.4024, p-value = 0.0008957
154	W = 0.9365, p-value = 0.2059	A = 0.583, p-value = 0.1141
155	W = 0.8439, p-value = 0.004216	A = 1.3689, p-value = 0.001091
156	W = 0.8275, p-value = 0.00229	A = 1.5259, p-value = 0.0004324
157	W = 0.8439, p-value = 0.004216	A = 1.3689, p-value = 0.001091
158	W = 0.8747, p-value = 0.01423	A = 1.0309, p-value = 0.008036
159	W = 0.8439, p-value = 0.004216	A = 1.3689, p-value = 0.001091
160	W = 0.8475, p-value = 0.004841	A = 1.4024, p-value = 0.0008957
161	N/A	N/A
162	N/A	N/A
163	N/A	N/A
164	W = 0.5436, p-value = 8.08e-07	A = 4.6548, p-value = 5.171e-12
165	W = 0.5436, p-value = 8.08e-07	A = 4.6548, p-value = 5.171e-12
166	W = 0.7717, p-value = 0.0003365	A = 1.6087, p-value = 0.0002655
167	W = 0.869, p-value = 0.01126	A = 1.1734, p-value = 0.003461
168	W = 0.869, p-value = 0.01126	A = 1.1734, p-value = 0.003461
169	W = 0.9325, p-value = 0.1722	A = 0.5647, p-value = 0.1247
170	W = 0.9631, p-value = 0.6073	A = 0.3446, p-value = 0.4499
171	W = 0.8799, p-value = 0.0176	A = 0.8564, p-value = 0.02256
172	W = 0.9325, p-value = 0.1722	A = 0.5647, p-value = 0.1247
173	W = 0.7342, p-value = 0.000105	A = 2.2731, p-value = 5.35e-06
174	W = 0.9227, p-value = 0.1116	A = 0.5509, p-value = 0.1357
175	W = 0.6999, p-value = 3.889e-05	A = 2.663, p-value = 5.456e-07
176	W = 0.8799, p-value = 0.0176	A = 0.8564, p-value = 0.02256
177	W = 0.7107, p-value = 5.287e-05	A = 2.5954, p-value = 8.099e-07
178	W = 0.8838, p-value = 0.02069	A = 0.9698, p-value = 0.01153
179	W = 0.7107, p-value = 5.287e-05	A = 2.5954, p-value = 8.099e-07
180	W = 0.7342, p-value = 0.000105	A = 2.2731, p-value = 5.35e-06
181	N/A	N/A
182	W = 0.433, p-value = 8.317e-08	A = 5.8197, p-value = 6.428e-15
183	W = 0.3512, p-value = 1.846e-08	A = 6.502, p-value < 2.2e-16
184	W = 0.5436, p-value = 8.08e-07	A = 4.6548, p-value = 5.171e-12
185	W = 0.5436, p-value = 8.08e-07	A = 4.6548, p-value = 5.171e-12
186	W = 0.8496, p-value = 0.005242	A = 1.2517, p-value = 0.00218
187	W = 0.9474, p-value = 0.3298	A = 0.5338, p-value = 0.1507
188	W = 0.9474, p-value = 0.3298	A = 0.5338, p-value = 0.1507
189	W = 0.8811, p-value = 0.01855	A = 0.8391, p-value = 0.025
190	W = 0.9675, p-value = 0.7015	A = 0.3793, p-value = 0.3711
191	W = 0.9398, p-value = 0.2374	A = 0.5035, p-value = 0.1808
192	W = 0.8811, p-value = 0.01855	A = 0.8391, p-value = 0.025
193	W = 0.675, p-value = 1.962e-05	A = 2.9714, p-value = 9.007e-08
194	W = 0.8892, p-value = 0.02599	A = 0.7431, p-value = 0.04415
195	W = 0.5829, p-value = 1.969e-06	A = 4.005, p-value = 2.211e-10
196	W = 0.9398, p-value = 0.2374	A = 0.5035, p-value = 0.1808
197	W = 0.522, p-value = 5.056e-07	A = 4.6088, p-value = 6.743e-12
198	W = 0.7999, p-value = 0.0008609	A = 1.6295, p-value = 0.0002348
199	W = 0.522, p-value = 5.056e-07	A = 4.6088, p-value = 6.743e-12
200	W = 0.675, p-value = 1.962e-05	A = 2.9714, p-value = 9.007e-08

Tabela A.5: Teste de inferência estatística aplicado sobre as populações de dados do mecanismo de controle de admissão proposto (OR) em comparação ao mecanismo de controle de admissão baseado em roteamento por múltiplos caminhos (TK). Os valores da terceira e quarta coluna representam o valor de p -value quando as hipóteses alternativas são $OR > TK$ e $TK > OR$, respectivamente.

Tratamento	Teste estatístico aplicado	p -value _(OR>TK)	p -value _(TK>OR)
1	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.1729	p-value = 0.9703
2	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.01844	p-value = 0.9915
3	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0002016	p-value = 0.9998
4	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0001211	p-value = 0.9999
5	<i>t-Student</i>	p-value = 2.365e-07	p-value = 1
6	<i>t-Student</i>	p-value = 1.615e-06	p-value = 1
7	<i>t-Student</i>	p-value = 2.711e-06	p-value = 1
8	<i>t-Student</i>	p-value = 6.868e-06	p-value = 1
9	<i>t-Student</i>	p-value = 0.0002092	p-value = 0.9998
10	<i>t-Student</i>	p-value = 6.125e-05	p-value = 0.9999
11	<i>t-Student</i>	p-value = 0.04141	p-value = 0.9586
12	<i>t-Student</i>	p-value = 0.0009094	p-value = 0.9991
13	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.5	p-value = 0.9772
14	<i>t-Student</i>	p-value = 0.007636	p-value = 0.9924
15	<i>t-Student</i>	p-value = 0.1649	p-value = 0.8351
16	<i>t-Student</i>	p-value = 0.04141	p-value = 0.9586
17	<i>t-Student</i>	p-value = 0.08127	p-value = 0.9187
18	<i>t-Student</i>	p-value = 0.1649	p-value = 0.8351
19	<i>t-Student</i>	p-value = 0.08127	p-value = 0.9187
20	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.5	p-value = 0.9772
21	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.02386	p-value = 0.9882
22	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.02667	p-value = 0.9864
23	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 9e-05	p-value = 0.9999
24	<i>t-Student</i>	p-value = 0.0001268	p-value = 0.9999
25	<i>t-Student</i>	p-value = 6.859e-10	p-value = 1
26	<i>t-Student</i>	p-value = 2.487e-06	p-value = 1
27	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.671e-05	p-value = 1
28	<i>t-Student</i>	p-value = 3.592e-09	p-value = 1
29	<i>t-Student</i>	p-value = 2.481e-07	p-value = 1
30	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 6.727e-05	p-value = 0.9999
31	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.06181	p-value = 0.9541
32	<i>t-Student</i>	p-value = 4.539e-07	p-value = 1
33	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.7245	p-value = 0.3828
34	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.02645	p-value = 0.9782
35	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.5	p-value = 0.9772
36	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.05991	p-value = 0.9623
37	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.5	p-value = 0.9772
38	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.1165	p-value = 0.932
39	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.5	p-value = 0.9772
40	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.1729	p-value = 0.9703
41	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.1729	p-value = 0.9703
42	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.1165	p-value = 0.932
43	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 8.546e-05	p-value = 0.9999
44	<i>t-Student</i>	p-value = 7.314e-06	p-value = 1
45	<i>t-Student</i>	p-value = 1.737e-11	p-value = 1

Continuação na próxima página

Tabela A.5 – continuação da página anterior

Tratamento	Teste estatístico aplicado	$p\text{-value}_{(OR>TK)}$	$p\text{-value}_{(TK>OR)}$
46	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.665e-05	p-value = 1
47	<i>t-Student</i>	p-value = 3.07e-13	p-value = 1
48	<i>t-Student</i>	p-value = 1.193e-11	p-value = 1
49	<i>t-Student</i>	p-value = 3.732e-10	p-value = 1
50	<i>t-Student</i>	p-value = 3.77e-10	p-value = 1
51	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0007041	p-value = 0.9995
52	<i>t-Student</i>	p-value = 1.576e-09	p-value = 1
53	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.005139	p-value = 0.9967
54	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0002154	p-value = 0.9998
55	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.01313	p-value = 0.9927
56	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.001063	p-value = 0.9991
57	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.01313	p-value = 0.9927
58	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.001043	p-value = 0.9992
59	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.01313	p-value = 0.9927
60	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.005139	p-value = 0.9967
61	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0003039	p-value = 0.9998
62	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0003285	p-value = 0.9997
63	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.665e-05	p-value = 1
64	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.645e-05	p-value = 1
65	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.325e-05	p-value = 1
66	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.534e-05	p-value = 1
67	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.477e-05	p-value = 1
68	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.483e-05	p-value = 1
69	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.332e-05	p-value = 1
70	<i>t-Student</i>	p-value = 1.112e-10	p-value = 1
71	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.002981	p-value = 0.9982
72	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.369e-05	p-value = 1
73	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
74	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0002769	p-value = 0.9998
75	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
76	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.002981	p-value = 0.9982
77	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
78	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.1729	p-value = 0.9703
79	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
80	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
81	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 3.832e-05	p-value = 1
82	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 6.343e-05	p-value = 0.9999
83	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.724e-05	p-value = 1
84	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.665e-05	p-value = 1
85	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.652e-05	p-value = 1
86	<i>t-Student</i>	p-value = 1.431e-10	p-value = 1
87	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.625e-05	p-value = 1
88	<i>t-Student</i>	p-value = 2.812e-11	p-value = 1
89	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 6.695e-05	p-value = 0.9999
90	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.645e-05	p-value = 1
91	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.01527	p-value = 0.9913
92	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 6.664e-05	p-value = 0.9999
93	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.1729	p-value = 0.9703
94	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0002984	p-value = 0.9998
95	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.1729	p-value = 0.9703
96	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.01527	p-value = 0.9913
97	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.1729	p-value = 0.9703

Continuação na próxima página

Tabela A.5 – continuação da página anterior

Tratamento	Teste estatístico aplicado	$p\text{-value}_{(OR>TK)}$	$p\text{-value}_{(TK>OR)}$
98	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.03593	p-value = 0.9861
99	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.1729	p-value = 0.9703
100	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.1729	p-value = 0.9703
101	<i>t-Student</i>	p-value = NA	p-value = NA
102	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
103	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
104	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
105	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.00733	p-value = 0.9946
106	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.1165	p-value = 0.932
107	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.05361	p-value = 0.956
108	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.02587	p-value = 0.98
109	<i>t-Student</i>	p-value = 0.5709	p-value = 0.4291
110	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.01158	p-value = 0.9917
111	<i>t-Student</i>	p-value = 0.8915	p-value = 0.1085
112	<i>t-Student</i>	p-value = 0.1649	p-value = 0.8351
113	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.5422	p-value = 0.4859
114	<i>t-Student</i>	p-value = 0.1649	p-value = 0.8351
115	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.2542	p-value = 0.7639
116	<i>t-Student</i>	p-value = 0.4372	p-value = 0.5628
117	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.2144	p-value = 0.8079
118	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.2989	p-value = 0.7251
119	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.2144	p-value = 0.8079
120	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.2989	p-value = 0.7251
121	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
122	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.5	p-value = 0.9772
123	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.004167	p-value = 0.9974
124	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.05991	p-value = 0.9623
125	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0001007	p-value = 0.9999
126	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0001265	p-value = 0.9999
127	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.619e-05	p-value = 1
128	<i>t-Student</i>	p-value = 1.829e-07	p-value = 1
129	<i>t-Student</i>	p-value = 6.207e-05	p-value = 0.9999
130	<i>t-Student</i>	p-value = 2.122e-07	p-value = 1
131	<i>t-Student</i>	p-value = 0.2065	p-value = 0.7935
132	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0001532	p-value = 0.9999
133	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.9749	p-value = 0.03318
134	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0002072	p-value = 0.9998
135	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.6813	p-value = 0.6813
136	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.005477	p-value = 0.9952
137	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.1729	p-value = 0.9703
138	<i>t-Student</i>	p-value = 0.7859	p-value = 0.2141
139	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.1729	p-value = 0.9703
140	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.03593	p-value = 0.9861
141	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.5	p-value = 0.9772
142	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.03593	p-value = 0.9861
143	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.001723	p-value = 0.9986
144	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.003868	p-value = 0.9971
145	<i>t-Student</i>	p-value = 3.971e-09	p-value = 1
146	<i>t-Student</i>	p-value = 1.063e-05	p-value = 1
147	<i>t-Student</i>	p-value = 2.387e-10	p-value = 1
148	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0001004	p-value = 0.9999
149	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0005769	p-value = 0.9995

Continuação na próxima página

Tabela A.5 – continuação da página anterior

Tratamento	Teste estatístico aplicado	$p\text{-value}_{(OR>TK)}$	$p\text{-value}_{(TK>OR)}$
150	<i>t-Student</i>	p-value = 4.49e-08	p-value = 1
151	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.9795	p-value = 0.0239
152	<i>t-Student</i>	p-value = 2.408e-06	p-value = 1
153	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.9917	p-value = 0.01045
154	<i>t-Student</i>	p-value = 0.0003372	p-value = 0.9997
155	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.5793	p-value = 0.5793
156	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.4435	p-value = 0.5936
157	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.3828	p-value = 0.7245
158	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.9585	p-value = 0.0548
159	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.242	p-value = 0.8246
160	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.3828	p-value = 0.7245
161	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.5	p-value = 0.9772
162	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.5	p-value = 0.9772
163	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.001775	p-value = 0.9987
164	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.01178	p-value = 0.9915
165	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 6.262e-05	p-value = 0.9999
166	<i>t-Student</i>	p-value = 2.198e-07	p-value = 1
167	<i>t-Student</i>	p-value = 1.348e-09	p-value = 1
168	<i>t-Student</i>	p-value = 9.167e-09	p-value = 1
169	<i>t-Student</i>	p-value = 2.901e-07	p-value = 1
170	<i>t-Student</i>	p-value = 3.271e-07	p-value = 1
171	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.05419	p-value = 0.9526
172	<i>t-Student</i>	p-value = 6.937e-08	p-value = 1
173	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.1724	p-value = 0.9071
174	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0002879	p-value = 0.9998
175	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.02386	p-value = 0.9882
176	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.005835	p-value = 0.9957
177	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.02386	p-value = 0.9882
178	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.01601	p-value = 0.9908
179	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.02386	p-value = 0.9882
180	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.05991	p-value = 0.9623
181	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.5	p-value = 0.9772
182	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.1724	p-value = 0.9071
183	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0001004	p-value = 0.9999
184	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0004828	p-value = 0.9996
185	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.509e-05	p-value = 1
186	<i>t-Student</i>	p-value = 1.224e-07	p-value = 1
187	<i>t-Student</i>	p-value = 1.37e-12	p-value = 1
188	<i>t-Student</i>	p-value = 7.928e-12	p-value = 1
189	<i>t-Student</i>	p-value = 1.601e-05	p-value = 1
190	<i>t-Student</i>	p-value = 4.54e-09	p-value = 1
191	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.009371	p-value = 0.9925
192	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0005084	p-value = 0.9996
193	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.242	p-value = 0.8246
194	<i>t-Student</i>	p-value = 0.002267	p-value = 0.9977
195	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.03593	p-value = 0.9861
196	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.000319	p-value = 0.9997
197	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.03593	p-value = 0.9861
198	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.007354	p-value = 0.9956
199	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.03593	p-value = 0.9861
200	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.03593	p-value = 0.9861

Tabela A.6: Teste de inferência estatística aplicado sobre as populações de dados do mecanismo de controle de admissão proposto (OR) em comparação ao mecanismo de controle de admissão baseado em roteamento por caminho único (UP). Os valores da terceira e quarta coluna representam o valor de p -value quando as hipóteses alternativas são $OR > UP$ e $UP > OR$, respectivamente.

Tratamento	Teste estatístico aplicado	p -value _(OR>UP)	p -value _(UP>OR)
1	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.01844	p-value = 0.9915
2	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0002685	p-value = 0.9998
3	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 6.476e-05	p-value = 0.9999
4	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 9.131e-05	p-value = 0.9999
5	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.665e-05	p-value = 1
6	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.652e-05	p-value = 1
7	<i>t-Student</i>	p-value = 1.895e-08	p-value = 1
8	<i>t-Student</i>	p-value = 1.288e-07	p-value = 1
9	<i>t-Student</i>	p-value = 8.773e-07	p-value = 1
10	<i>t-Student</i>	p-value = 2.733e-07	p-value = 1
11	<i>t-Student</i>	p-value = 0.002112	p-value = 0.9979
12	<i>t-Student</i>	p-value = 7.748e-07	p-value = 1
13	<i>t-Student</i>	p-value = 0.8351	p-value = 0.1649
14	<i>t-Student</i>	p-value = 1.068e-05	p-value = 1
15	<i>t-Student</i>	p-value = 0.8351	p-value = 0.1649
16	<i>t-Student</i>	p-value = 0.002112	p-value = 0.9979
17	<i>t-Student</i>	p-value = NA	p-value = NA
18	<i>t-Student</i>	p-value = 0.5	p-value = 0.5
19	<i>t-Student</i>	p-value = NA	p-value = NA
20	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.9772	p-value = 0.5
21	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.02724	p-value = 0.986
22	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.003872	p-value = 0.9973
23	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.413e-05	p-value = 1
24	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.432e-05	p-value = 1
25	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.567e-05	p-value = 1
26	<i>t-Student</i>	p-value = 1.206e-11	p-value = 1
27	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.685e-05	p-value = 1
28	<i>t-Student</i>	p-value = 3.681e-16	p-value = 1
29	<i>t-Student</i>	p-value = 4.118e-11	p-value = 1
30	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.496e-05	p-value = 1
31	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0006141	p-value = 0.9995
32	<i>t-Student</i>	p-value = 9.944e-11	p-value = 1
33	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.9783	p-value = 0.07446
34	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0001305	p-value = 0.9999
35	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
36	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.000611	p-value = 0.9995
37	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
38	<i>t-Student</i>	p-value = 0.1649	p-value = 0.8351
39	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
40	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
41	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.01844	p-value = 0.9915
42	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.002078	p-value = 0.9985
43	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.554e-05	p-value = 1
44	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 6.738e-05	p-value = 0.9999
45	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.685e-05	p-value = 1

Continuação na próxima página

Tabela A.6 – continuação da página anterior

Tratamento	Teste estatístico aplicado	$p\text{-value}_{(OR>UP)}$	$p\text{-value}_{(UP>OR)}$
46	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.554e-05	p-value = 1
47	<i>t-Student</i>	p-value < 2.2e-16	p-value = 1
48	<i>t-Student</i>	p-value = 1.336e-15	p-value = 1
49	<i>t-Student</i>	p-value = 8.039e-13	p-value = 1
50	<i>t-Student</i>	p-value = 1.936e-13	p-value = 1
51	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0004659	p-value = 0.9996
52	<i>t-Student</i>	p-value = 2.066e-13	p-value = 1
53	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.5	p-value = 0.9772
54	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.394e-05	p-value = 1
55	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
56	<i>t-Student</i>	p-value = 0.0001827	p-value = 0.9998
57	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
58	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.01527	p-value = 0.9913
59	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
60	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.5	p-value = 0.9772
61	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0001452	p-value = 0.9999
62	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 9.79e-05	p-value = 0.9999
63	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.586e-05	p-value = 1
64	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.652e-05	p-value = 1
65	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.586e-05	p-value = 1
66	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.593e-05	p-value = 1
67	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.528e-05	p-value = 1
68	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.451e-05	p-value = 1
69	<i>t-Student</i>	p-value = 3.254e-10	p-value = 1
70	<i>t-Student</i>	p-value = 4.082e-16	p-value = 1
71	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0009679	p-value = 0.9993
72	<i>t-Student</i>	p-value = 4.824e-10	p-value = 1
73	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.5	p-value = 0.9772
74	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0001395	p-value = 0.9999
75	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
76	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0009679	p-value = 0.9993
77	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
78	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.02386	p-value = 0.9882
79	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
80	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.5	p-value = 0.9772
81	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.076e-05	p-value = 1
82	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.227e-05	p-value = 1
83	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.625e-05	p-value = 1
84	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.573e-05	p-value = 1
85	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.685e-05	p-value = 1
86	<i>t-Student</i>	p-value = 9.892e-13	p-value = 1
87	<i>t-Student</i>	p-value < 2.2e-16	p-value = 1
88	<i>t-Student</i>	p-value = 1.707e-15	p-value = 1
89	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.528e-05	p-value = 1
90	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.632e-05	p-value = 1
91	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.000142	p-value = 0.9999
92	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.528e-05	p-value = 1
93	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
94	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 6.445e-05	p-value = 0.9999
95	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
96	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.000142	p-value = 0.9999
97	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1

Continuação na próxima página

Tabela A.6 – continuação da página anterior

Tratamento	Teste estatístico aplicado	$p\text{-value}_{(OR>UP)}$	$p\text{-value}_{(UP>OR)}$
98	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.005367	p-value = 0.9969
99	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
100	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
101	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
102	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
103	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.5	p-value = 0.9772
104	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.5	p-value = 0.9772
105	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.001037	p-value = 0.9992
106	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.02386	p-value = 0.9882
107	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0004666	p-value = 0.9996
108	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0003761	p-value = 0.9997
109	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.001515	p-value = 0.9988
110	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.002703	p-value = 0.9978
111	<i>t-Student</i>	p-value = 0.8104	p-value = 0.1896
112	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.001206	p-value = 0.9991
113	<i>t-Student</i>	p-value = 0.8768	p-value = 0.1232
114	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.04982	p-value = 0.9579
115	<i>t-Student</i>	p-value = 0.7405	p-value = 0.2595
116	<i>t-Student</i>	p-value = 0.4034	p-value = 0.5966
117	<i>t-Student</i>	p-value = 0.6295	p-value = 0.3705
118	<i>t-Student</i>	p-value = 0.6227	p-value = 0.3773
119	<i>t-Student</i>	p-value = 0.6295	p-value = 0.3705
120	<i>t-Student</i>	p-value = 0.7532	p-value = 0.2468
121	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.5	p-value = 0.9772
122	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.07446	p-value = 0.9783
123	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.001267	p-value = 0.9991
124	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.003706	p-value = 0.9974
125	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.612e-05	p-value = 1
126	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 8.474e-05	p-value = 0.9999
127	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.599e-05	p-value = 1
128	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 6.953e-05	p-value = 0.9999
129	<i>t-Student</i>	p-value = 1.466e-09	p-value = 1
130	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.58e-05	p-value = 1
131	<i>t-Student</i>	p-value = 0.0003888	p-value = 0.9996
132	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.731e-05	p-value = 1
133	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.9756	p-value = 0.03011
134	<i>t-Student</i>	p-value = 5.674e-08	p-value = 1
135	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.9703	p-value = 0.1729
136	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.000147	p-value = 0.9999
137	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
138	<i>t-Student</i>	p-value = 0.5	p-value = 0.5
139	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
140	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.1165	p-value = 0.932
141	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.5	p-value = 0.9772
142	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.009828	p-value = 0.9949
143	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0002984	p-value = 0.9998
144	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0005235	p-value = 0.9996
145	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.665e-05	p-value = 1
146	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 6.78e-05	p-value = 0.9999
147	<i>t-Student</i>	p-value = 1.653e-15	p-value = 1
148	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.612e-05	p-value = 1
149	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.678e-05	p-value = 1

Continuação na próxima página

Tabela A.6 – continuação da página anterior

Tratamento	Teste estatístico aplicado	$p\text{-value}_{(OR>UP)}$	$p\text{-value}_{(UP>OR)}$
150	<i>t-Student</i>	p-value = 1.113e-13	p-value = 1
151	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.01952	p-value = 0.9833
152	<i>t-Student</i>	p-value = 2.981e-10	p-value = 1
153	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.9987	p-value = 0.001693
154	<i>t-Student</i>	p-value = 6.418e-09	p-value = 1
155	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.9861	p-value = 0.03593
156	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0009662	p-value = 0.9992
157	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.9783	p-value = 0.07446
158	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.8126	p-value = 0.2187
159	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.9703	p-value = 0.1729
160	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.8849	p-value = 0.2119
161	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.5	p-value = 0.9772
162	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.5	p-value = 0.9772
163	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0004828	p-value = 0.9996
164	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.001445	p-value = 0.9989
165	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.375e-05	p-value = 1
166	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.369e-05	p-value = 1
167	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.458e-05	p-value = 1
168	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.567e-05	p-value = 1
169	<i>t-Student</i>	p-value = 1.005e-11	p-value = 1
170	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.573e-05	p-value = 1
171	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 5.541e-05	p-value = 1
172	<i>t-Student</i>	p-value = 3.4e-12	p-value = 1
173	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.7146	p-value = 0.4251
174	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.394e-05	p-value = 1
175	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.1729	p-value = 0.9703
176	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.076e-05	p-value = 1
177	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
178	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.001037	p-value = 0.9992
179	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
180	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.3864	p-value = 0.8068
181	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.5	p-value = 0.9772
182	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.08678	p-value = 0.9716
183	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 9.448e-05	p-value = 0.9999
184	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0003152	p-value = 0.9997
185	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.56e-05	p-value = 1
186	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.606e-05	p-value = 1
187	<i>t-Student</i>	p-value < 2.2e-16	p-value = 1
188	<i>t-Student</i>	p-value = 1.688e-15	p-value = 1
189	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.612e-05	p-value = 1
190	<i>t-Student</i>	p-value = 2.107e-15	p-value = 1
191	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0006583	p-value = 0.9995
192	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.632e-05	p-value = 1
193	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.3828	p-value = 0.7245
194	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 4.606e-05	p-value = 1
195	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.5	p-value = 0.9772
196	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.0002044	p-value = 0.9998
197	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
198	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.002382	p-value = 0.9984
199	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 1	p-value = 1
200	<i>Mann-Whitney-Wilcoxon</i>	p-value = 0.07446	p-value = 0.9783