

UNIVERSIDADE FEDERAL FLUMINENSE

GABRIEL MARÇAL DE BRITO

**Uma Análise de Desempenho de Redes Orientadas a  
Conteúdo Sem-Fio**

NITERÓI

2014

UNIVERSIDADE FEDERAL FLUMINENSE

GABRIEL MARÇAL DE BRITO

# Uma Análise de Desempenho de Redes Orientadas a Conteúdo Sem-Fio

Dissertação de Mestrado apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Computação da Universidade Federal Fluminense como requisito parcial para a obtenção do Grau de Mestre em Computação. Área de concentração: Redes e Sistemas Distribuídos e Paralelos

Orientador:

IGOR MONTEIRO MORAES

Co-orientador:

PEDRO BRACONNOT VELLOSO

NITERÓI

2014

# GABRIEL MARÇAL DE BRITO

Uma Análise de Desempenho de Redes Orientadas a Conteúdo Sem-Fio

Dissertação de Mestrado apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Computação da Universidade Federal Fluminense como requisito parcial para a obtenção do Grau de Mestre em Computação. Área de concentração: Redes e Sistemas Distribuídos e Paralelos

Aprovada em Abril de 2014.

## BANCA EXAMINADORA

---

Prof. IGOR MONTEIRO MORAES - Orientador, UFF

---

Prof. PEDRO BRACONNOT VELLOSO - Co-orientador,  
UFF

---

Prof. CÉLIO VINICIUS NEVES ALBUQUERQUE, UFF

---

Prof. LUÍS HENRIQUE MACIEL KOSMALKI COSTA,  
UFRJ

Niterói

2014

*À minha família, sem a qual nada seria possível.*

# Agradecimentos

À Petrobras, por ter possibilitado a minha dedicação parcial à pesquisa, em especial aos engenheiros Firmiano Perlingeiro, Omar Soares, Luiz Antônio da Silva e Diogo Machado, os quais sempre incentivaram e acreditaram na realização e conclusão deste trabalho.

Aos professores membros da banca, por terem gentilmente aceitado participar desta banca examinadora.

Aos meus orientadores, Igor Moraes e Pedro Velloso, pela forma acessível e cordial com que me apoiaram e conduziram ao longo deste trabalho de pesquisa. Agradeço especialmente pelo apoio inequívoco e a compreensão em relação aos meus não raros problemas pessoais.

À minha família, amada esposa Joana Canedo e nossos filhos Sofia e Miguel, pela paciência quando estive ausente, pela inspiração diária que vocês me conferem e, principalmente, por serem meu porto seguro.

# Resumo

As Redes Orientadas a Conteúdo, ou simplesmente ROCs, representam um novo paradigma de comunicação cuja estrutura se desdobra sobre um único objeto elementar: conteúdo. Nas ROCs, as primitivas de rede são orientadas a conteúdo e independem das informações topológicas ou de endereços de nós específicos. A principal vantagem desse novo paradigma é aumentar a eficiência da entrega e a disponibilidade de conteúdos através do armazenamento de conteúdo na rede. Além disso, as ROCs simplificam soluções para problemas da Internet atual através de funcionalidades nativas como roteamento baseado em nomes, segurança aplicada diretamente aos conteúdos e suporte a mobilidade. Existem diversos trabalhos sobre ROCs abordando os tópicos roteamento, armazenamento e segurança de conteúdos de forma plena, porém poucos tratam a questão da mobilidade.

Assim, este trabalho tem como objetivo avaliar as redes móveis sem-fio como substrato para a implementação de ROCs, caracterizando a faixa de operação e o impacto de diversos aspectos da mobilidade no desempenho destas redes. Para tal, dentre o grande número de propostas de arquiteturas de ROCs existentes, este trabalho utiliza a arquitetura Content-Centric Networking (CCN) para o desenvolvimento de uma arquitetura ROC sem-fio. Primeiramente o modelo básico da arquitetura CCN é estendido para possibilitar a comunicação sem-fio por uma única interface de rede e para utilizar o armazenamento oportunista de conteúdos, permitindo explorar grande parte das funcionalidades nativas atribuídas às ROCs. Este modelo estendido foi implementado em *ns-3*, utilizando o módulo *ndnSIM*. Em seguida o modelo é avaliado através de simulações em cenários variados, a partir de diferentes métricas, como eficiência de entrega de conteúdos, número de tentativas, atraso, colisões e carga da rede. Observa-se a variação de tais métricas em relação à utilização de armazenamento oportunista, à proporção entre nós consumidores e produtores e à densidade da rede. Os resultados mostram que as CCN sem-fio, baseadas por primitivas orientadas a conteúdo *broadcast*, (i) também estão sujeitas aos problemas de *Broadcast Storm*; (ii) que a utilização de armazenamento de conteúdos oportunista pode reduzir os efeitos do problema, impactando positivamente nas métricas de desempenho; e (iii) percebe-se que a geração de múltiplos interesses concorrentes é um dos principais ofensores ao bom desempenho das ROCs sem-fio.

**Palavras-chave:** Redes orientadas a conteúdo, *Content-Centric Networking*, redes sem-fio, mobilidade.

# Abstract

Information-centric networks, or simply ICNs represent a new communications paradigm whose structure unfolds over a single elementary object: content. ICN's communication primitives are content oriented and independent of any topological or specific node address information. This approach differs from the traditional TCP/IP stack, whose primitives are based on end-to-end connection establishment between end systems. Such connections require previous knowledge of identification and location of such systems. The main advantage of this new paradigm is increased content delivery efficiency and availability through in-network content storage. Moreover, ICNs simplify solutions to problems of the current Internet through native features like name based routing, security applied directly to the content and mobility support. There are many papers addressing topics such as name based routing, content storage and security, but few address the issue of mobility.

This work aims to evaluate mobile wireless networks as a substrate for ICN implementations, characterizing their operating range and the impact of various mobility aspects on the performance of these networks. Among the large number of existing ICN proposal architectures, this work relies on the Content-Centric Networking (CCN) architecture as substrate for developing a wireless ICN architecture. First the basic CCN architecture model is extended to enable wireless communication with a single network interface and to opportunistically storage content, exploring a large part of the native functionalities attributed to ROCs. This extended model has been implemented in *ns-3*, using the *ndnSIM* module. The model is then evaluated through simulations in various scenarios by different metrics, such as content delivery efficiency, number of trials, delay, number of collisions and network load. Variations of such metrics, in relation to the use of opportunistic storage, proportioning of consumer and producer nodes and the network density, are also analyzed. Results show (i) that broadcast based wireless CCNs are subject to the Broadcast Storm problems; (ii) that opportunistic content storage may reduce the effects of the problem, with positive impact over performance metrics; and (ii) that the generation of multiple competing interests is one of the main wireless ICN's performance bottlenecks.

**Keywords:** Information-centric networks, Content-Centric Networking, wireless networks, mobility.

# Lista de Figuras

2.1	Um nome hierárquico estruturado como URI. . . . .	10
2.2	Exemplos de uma árvore hierárquica e uma H-DHT sobreposta à topologia física. . . . .	12
3.1	Comparaç�o entre as arquiteturas TCP/IP, � esquerda, e CCN, � direita [17].	18
3.2	Divis�o do conte�do em <i>chunks</i> para solicita�o individual. . . . .	19
3.3	Estruturas dos pacotes de interesse e de dados utilizados na CCN. . . . .	20
3.4	O modelo b�sico de um n� CCN. . . . .	22
4.1	O modelo b�sico de um n� CCN sem-fio . . . . .	28
5.1	O modelo b�sico de um n� CCN implementado por <i>ndnSIM</i> [1]. . . . .	36
5.2	Efici�ncia de entrega por taxa de requisic�o de <i>chunks</i> . . . . .	42
5.3	N�mero m�dio de tentativas por taxa de requisic�o de <i>chunks</i> . . . . .	44
5.4	Atraso e n�mero de saltos m�dios por popularidade dos <i>chunks</i> . Cen�rio de alcance 30 m com taxa de emiss�o de interesses de 15 pacotes/s. . . . .	45
5.5	N�mero m�dio de colis�es por taxa de requisic�o de <i>chunks</i> . . . . .	47
5.6	Atraso m�dio por taxa de requisic�o de <i>chunks</i> . . . . .	49
5.7	Carga m�dia da rede por taxa de requisic�o de <i>chunks</i> . . . . .	50
5.8	Resultados para diferentes propor�es de n�s consumidores e produtores. . . . .	52
5.9	Resultados para diferentes densidades de rede. . . . .	54

# Lista de Tabelas

5.1	Parâmetros de mobilidade e conectividade. . . . .	38
-----	---	----

# Lista de Abreviaturas e Siglas

AVP	: <i>Attribute-Value Pair;</i>
CCN	: <i>Content Centric Network;</i>
CDN	: <i>Content Distribution Network;</i>
CSMA/CA	: <i>Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance;</i>
CSMA/CD	: <i>Carrier Sense Multiple Access/Collision Detection;</i>
DHT	: <i>Distributed Hash Table;</i>
DNS	: <i>Domain Name System;</i>
DTN	: <i>Delay Tolerant Networks;</i>
HTTP	: <i>Hypertext Transfer Protocol;</i>
IP	: <i>Internet Protocol;</i>
LTE	: <i>Long Term Evolution;</i>
P2P	: <i>Peer-to-peer;</i>
ROC	: <i>Rede Orientada a Conteúdo;</i>
RTS/CTS	: <i>Ready-to-Send/Clear-to-Send;</i>
RTT	: <i>Round Trip Time;</i>
TCP	: <i>Transmission Control Protocol;</i>
URI	: <i>Uniform Resource Identifier.</i>

# Sumário

<b>1</b>	<b>Introdução</b>	<b>1</b>
1.1	Organização . . . . .	3
<b>2</b>	<b>Redes Orientadas a Conteúdo</b>	<b>5</b>
2.1	Nomeação de Conteúdos . . . . .	7
2.1.1	Nomeação por Atributos . . . . .	8
2.1.2	Nomeação Plana . . . . .	9
2.1.3	Nomeação Hierárquica . . . . .	9
2.2	Roteamento Orientado a Conteúdos . . . . .	11
2.2.1	Roteamento Hierárquico . . . . .	11
2.2.2	Roteamento Não-Hierárquico . . . . .	13
2.3	Armazenamento de Conteúdos ( <i>Caching</i> ) . . . . .	14
<b>3</b>	<b>A Arquitetura CCN</b>	<b>17</b>
3.1	Princípios Básicos . . . . .	17
3.2	O Modelo de um Nó CCN . . . . .	21
3.3	Procedimentos de Requisição e Obtenção de Conteúdos na CCN . . . . .	22
<b>4</b>	<b>Redes Sem-Fio Baseadas na Arquitetura CCN</b>	<b>25</b>
4.1	Principais Características das CCN Sem-Fio . . . . .	25
4.2	Modelo Básico de um Nó CCN sem-fio . . . . .	28
4.3	O Problema de <i>Broadcast Storm</i> . . . . .	30
4.4	Trabalhos Relacionados . . . . .	31

---

<b>5</b>	<b>Avaliação por Simulação</b>	<b>35</b>
5.1	Ambiente de Simulação . . . . .	35
5.1.1	Modelo Estendido da Camada de Estratégia CCN para Redes Sem-Fio	36
5.1.2	Descrição dos Cenários . . . . .	37
5.2	Métricas de Desempenho . . . . .	39
5.3	Resultados . . . . .	40
5.3.1	<i>Cache</i> Regular e Oportunista . . . . .	40
5.3.2	Proporção de Nós Consumidores e Produtores . . . . .	49
5.3.3	Densidade de Rede . . . . .	51
<b>6</b>	<b>Considerações Finais e Trabalhos Futuros</b>	<b>55</b>
	<b>Referências</b>	<b>57</b>

# Capítulo 1

## Introdução

Uma importante característica das redes sem-fio é a alta mobilidade dos nós, uma vez que são compostas por dispositivos como computadores portáteis, *tablets* e *smartphones*. Em geral, as redes sem-fio adotam a pilha de protocolos TCP/IP que sabidamente é pouco eficiente para este tipo de rede, nas quais os reposicionamentos de nós são constantes [23]. O primeiro problema do uso da pilha TCP/IP refere-se à mobilidade dos nós. As soluções tradicionais, baseadas na pilha TCP/IP, dependem de atribuição de endereços IP únicos para cada nó da rede. Assim, aumentam a complexidade do gerenciamento de endereços, sendo pouco eficientes para lidar com a alta dinâmica topológica das redes móveis sem-fio. Além disso, o uso do protocolo TCP exige o estabelecimento de uma conexão fim-a-fim baseada nestes endereços, previamente atribuídos. O reposicionamento dos nós pode levar a alterações de endereços dos sistemas finais e, conseqüentemente, ocorrem interrupções de tráfego como resultado de reposicionamentos em função da movimentação. Outro problema importante está relacionado à necessidade de recuperação de conteúdo apenas dos servidores de origem, baseada na arquitetura cliente-servidor. Este problema pode causar baixa eficiência e aumento do atraso de recuperação de um conteúdo devido a longos caminhos até o servidor de origem, além de aumentar a probabilidade de perda da conexão em consequência da mobilidade dos nós. Assim, diversos trabalhos tentam resolver um destes problemas [18, 25], mas sem muito êxito no tratamento de ambos ao mesmo tempo.

Neste contexto, as Redes Orientadas a Conteúdo (ROCs) [11, 5] surgem como uma alternativa promissora para tentar solucionar os problemas mencionados acima. As ROCs utilizam primitivas de rede orientadas a conteúdo, isto é, enfatizam o acesso à informação independentemente de sua localização. Todo conteúdo é nomeado e sua requisição é realizada diretamente à infraestrutura de rede, à qual cabe entregar uma cópia válida

do conteúdo ao consumidor requisitante. Assim, as ROCs utilizam conceitos como roteamento baseado em nomes, segurança aplicada diretamente a conteúdos e armazenamento de dados nos elementos do núcleo da rede. Tais conceitos permitem criar arquiteturas com suporte nativo à distribuição de conteúdo, evitando assim todos os remendos necessários à arquitetura vigente da Internet, como o IP Multicast, o uso do DNS, IPSec etc. A arquitetura baseada em conteúdo pode, então, prover novas funcionalidades antes limitadas a serviços e aplicações dedicados ou proprietários, mostrando-se como uma arquitetura adequada para o compartilhamento eficiente de recursos e de dados de forma segura e confiável, com suporte nativo à mobilidade dos nós.

A principal motivação para a implementação das redes orientadas a conteúdo sem-fio é justamente o suporte nativo à mobilidade proporcionado por essas redes, uma vez que consumidores e publicadores de conteúdo podem mudar suas posições físicas na topologia da rede sem qualquer mudança nos identificadores existentes ou qualquer prejuízo à disponibilidade dos conteúdos [34]. Ademais, é possível reduzir o atraso de entrega do conteúdo em razão da possibilidade de recuperá-lo no *cache* do nó mais próximo. Por último, as redes sem-fio se beneficiam da característica *broadcast* do canal de comunicação. Esta característica potencializa a eficiência das ROCs, pois permite a entrega de conteúdos através de múltiplas alternativas de retransmissões intermediárias, sendo menos sujeita aos efeitos das partições de rede, e permite aumentar a disponibilidade de conteúdos através de *caching* oportunista de conteúdos [23, 37, 2]. Apesar de promissora, o desenvolvimento de ROCs sem-fio deve enfrentar, ainda, desafios adicionais. O uso de primitivas *broadcast* para a comunicação promíscua e oportunista torna as ROCs sem-fio sensíveis aos problemas de *broadcast storm* [26]. A grande sobreposição de coberturas dos nós sem-fio faz com que ocorram um grande número de retransmissões redundantes nas difusões de pacotes, mantendo o meio de transmissão ocupado por mais tempo. Essa maior ocupação do meio aumenta a concorrência por recursos, evidenciando as contenções. A degradação do desempenho pode ser muito severa com o aumento do número de colisões, especialmente em decorrência do problema do nó escondido. À atuação simultânea destes fenômenos, redundância, contenção e colisão, dá-se o nome de problema de *broadcast storm*.

Portanto, o objetivo desta dissertação é avaliar as redes móveis sem-fio como substrato para a implementação de ROCs, avaliando o impacto de diversos aspectos da mobilidade no desempenho destas redes. Como citado, alguns trabalhos propõem o uso de ROCs em redes sem-fio, no entanto, nenhum deles realiza uma análise detalhada do desempenho da rede nestas condições, de maneira a avaliar os parâmetros que influenciam na eficiência

da rede, bem como identificar os principais problemas desta abordagem. Assim, a ideia principal deste trabalho é avaliar, através de simulações, o funcionamento das ROCs sem-fio em diversos cenários, com diferentes níveis de mobilidade, variando a densidade de nós, utilizando diversas métricas como eficiência de entrega, atraso, número de tentativas, carga na rede e número de colisões. O intuito é identificar não somente o comportamento da rede, mas também identificar possíveis problemas. Para tanto, foi definida uma arquitetura de redes orientadas a conteúdos para adaptação às redes sem-fio. Dentre o grande número de propostas de arquiteturas de ROCs existentes, este trabalho utiliza a arquitetura CCN como substrato para o desenvolvimento de uma arquitetura ROC sem-fio. CCN é, atualmente, um padrão *de facto* no desenvolvimento de pesquisas em arquiteturas de ROCs. O modelo básico de CCN, proposto por Jacobson *et al.* em [17], é bastante adequado para redes com infraestrutura cabeada e demais cenários em que nós da rede podem estar conectados a diferentes redes através de múltiplas interfaces, como *switches* e roteadores em redes IP. Como usualmente dispositivos sem-fios conectam-se a rede através de um único transmissor de rádio, que explora um único canal, as CCNs sem-fio deveriam transmitir e receber pacotes por uma única interface. Para este fim é implementado um modelo estendido da arquitetura CCN sem-fio, a qual suporta as comunicações por uma única interface e o armazenamento oportunista de conteúdos, possibilitando explorar as principais características atribuídas às ROCs no suporte às comunicações móveis. Tal modelo é utilizado para a realização de simulações, cujos resultados são analisados para atestar o impacto das diversas variáveis de simulação no desempenho da arquitetura simulada. Constata-se que o desempenho geral da rede é equivalente ou superior com a utilização de armazenamento oportunista. Evidencia-se, também, que a concorrência entre interesses simultâneos é o principal ofensor às métricas de desempenho.

## 1.1 Organização

Esta Dissertação é composta por seis Capítulos. Após este capítulo introdutório, o Capítulo 2 apresenta a fundamentação teórica do trabalho, abrangendo conceitos fundamentais das ROCs. É realizada uma apresentação sucinta dos principais mecanismos de nomeação, roteamento e armazenamento de conteúdos empregados nas principais arquiteturas de ROCs. O Capítulo 3 aborda a arquitetura CCN mais detalhadamente. São apresentadas as principais características da arquitetura, como a diferenciação dos nós em consumidores e produtores de conteúdo, o modelo básico de um nó CCN e o processo de emissão de interesses e envio de dados em resposta. O Capítulo 4 aborda questões especí-

---

ficas relativas aos problemas relativos às CCNs sem-fio. Neste Capítulo são apresentados argumentos em favor da utilização das ROCs como substrato para a implementação de redes sem-fio, bem como o modelo básico de um nó CCN sem-fio e discute o problema de *Broadcast Storm*, seus efeitos e propostas de soluções. Trabalhos relacionados à questão são também apresentados neste Capítulo. O Capítulo 5 descreve a avaliação experimental conduzida, detalhando o modelo de mobilidade e todos os parâmetros utilizados para composição dos cenários. Os resultados obtidos bem como a análise dos mesmos, também são apresentados. O Capítulo 6 conclui o trabalho expondo considerações finais e perspectiva de trabalhos futuros.

# Capítulo 2

## Redes Orientadas a Conteúdo

Inicialmente, a pesquisa e o desenvolvimento das tecnologias de comunicação em redes focavam a comunicação entre computadores para compartilhamento de recursos [17, 20]. Estações interconectadas necessitavam trocar informações, como arquivos e registros em bancos de dados, e também possibilitavam o acesso a equipamentos remotos, como impressoras e servidores de disco, por exemplo. A comunicação era inteiramente textual, através de interfaces de comando. O objetivo, portanto, era a comunicação eficiente entre estações conhecidas. Atualmente, novas tecnologias de rede proporcionaram um aumento significativo da banda passante disponível e uma redução dos custos de acesso de usuários à Internet. Essa popularização do acesso à Internet aumentou consideravelmente o número de usuários e estimulou a criação de novas aplicações, como sistemas de publicação de vídeos e redes P2P de compartilhamento de arquivos [24], modificando completamente a forma de uso da Internet pelos usuários finais. Assim, o acesso a informações na Internet passou por um processo de evolução, afastando-se da definição de sistema de informação textual em direção a de um sistema de informação multimídia, no qual dados, serviços e aplicações são consumidos como conteúdos [29]. Esse novo modelo enfatiza o interesse pelo conteúdo, independente de sua localização, ou seja, os usuários das novas aplicações estão interessados no conteúdo em si e não em quem os envia. Esta abordagem está em consonância com o novo perfil da maioria das aplicações atuais da Internet, as quais são orientadas à entrega do conteúdo, como o Netflix, YouTube, PPStream e BitTorrent. Mais da metade do tráfego da Internet atual pertence a esses aplicativos de distribuição de conteúdo [32]. Apesar dessa mudança na forma de uso das aplicações, os protocolos mais utilizados para a obtenção de conteúdo na Internet são, ainda, orientados à localização. Por isso, a atual arquitetura da Internet não satisfaz completamente os requisitos das novas aplicações que exigem a requisição e a transmissão de conteúdo de forma eficiente,

segura e com alta disponibilidade [10, 27].

Atualmente, existem soluções baseadas no conceito tradicional de localização que contemplam parcialmente os requisitos da distribuição de conteúdo e tentam, assim, contornar as limitações da atual arquitetura da Internet. Redes P2P e redes de distribuição de conteúdos (CDN) são soluções largamente adotadas para o atendimento desse objetivo, como comprova o sucesso de aplicações como o BitTorrent e de provedores de CDNs como a Akamai. Porém, a arquitetura atual da Internet remete a problemas de persistência, disponibilidade e segurança dos conteúdos, uma vez que tais aplicações fazem uso de soluções específicas e/ou proprietárias, tratando os problemas de forma pontual. A técnica mais simples é baseada no redirecionamento de requisições HTTP. Ao receber a requisição, o servidor de origem envia mensagens de redirecionamento HTTP com o endereço do servidor de réplica mais adequado. Tal técnica delega ao servidor de origem todo o processamento de requisições, tornando-o um gargalo potencial e ponto único de falha. Outra técnica bastante utilizada consiste em aplicar configurações dinâmicas do DNS que, quando consultado sobre o nome associado ao servidor de origem, envia como resposta o endereço do servidor de réplica mais adequado. Ambas as técnicas podem utilizar informações relativas à distância do servidor de réplica em relação ao cliente, como quantidade de saltos ou tempos de ida e volta (RTT), bem como informações de utilização dos servidores que podem ser coletadas periodicamente pelos sistemas. Ainda que permitam o encaminhamento de requisições a servidores diferentes dos originalmente endereçados, tais técnicas não conferem persistência efetiva aos dados. Alterações de propriedade, domínio e outras características de determinado conteúdo podem inviabilizar sua obtenção a partir da URL previamente conhecida. Adicionalmente, o reposicionamento dos dados na rede requer consultas a estruturas centralizadas, aumentando o tempo total de entrega do conteúdo [19].

As redes orientadas a conteúdo mudam radicalmente o paradigma de comunicação da Internet. Diferentemente da arquitetura TCP/IP, as ROCs enfatizam o acesso à informação independente de sua localização, tornando a arquitetura da rede adequada para a distribuição de conteúdo. A operação das ROCs é baseada em três mecanismos fundamentais: a nomeação de conteúdos, o roteamento baseado em nomes e o armazenamento de dados nos nós intermediários da rede[17]. As arquiteturas propostas para ROCs diferem justamente na forma de implementar esses três mecanismos. Por isso, este novo enfoque traz uma série de desafios ao desenvolvimento das ROCs, como métodos para nomeação e roteamento de conteúdos, técnicas para proteção de conteúdos e usuários, planejamento e utilização de *cache* no núcleo da rede, entre outros. Neste capítulo são apresentados os

conceitos básicos relativos a estes três mecanismos, ressaltando vantagens e desvantagens das diferentes formas de implementação de cada um deles.

## 2.1 Nomeação de Conteúdos

A obtenção de conteúdo na arquitetura atual da Internet, centrada em localização de sistemas finais, implica o conhecimento de todas as partes envolvidas na transferência de dados, através de seus endereços IP. Dessa forma, a obtenção de um determinado conteúdo requer o conhecimento *a priori* da sua localização na topologia da rede, ou seja, o conhecimento do endereço IP do nó que o hospeda. O endereço IP é utilizado no estabelecimento de uma conexão fim-a-fim com o nó para o qual será requisitada uma cópia do conteúdo. Esta característica amarra de forma estrita os conceitos de identificação e localização de conteúdos.

A abordagem das ROCs baseia-se em uma premissa bastante diferente da abordagem tradicional. Por tratar os conteúdos como objetos elementares da rede, as ROCs tornam possível a obtenção de conteúdo através, apenas, de sua identificação ou nome, utilizando esquemas de nomeação de conteúdos com propriedades bastante específicas. Segundo Ghodsi *et al.* em [15], um esquema ideal para nomeação de conteúdos deve apresentar as seguintes características:

- **Unicidade:** o mecanismo de nomeação deve garantir a identificação inequívoca do conteúdo, isenta de falsos positivos ou negativos. A unicidade dos nomes deve auxiliar os consumidores na tarefa de determinação da validade e pertinência dos conteúdos entregues.
- **Persistência:** deve garantir a manutenção da validade do identificador enquanto o próprio conteúdo permanecer válido. Assim, caso haja alterações nas características principais do conteúdo, seu nome também deve ser modificado. Cabe ressaltar que mudanças topológicas de hospedagem do conteúdo não invalidam o conteúdo em si, permanecendo o nome inalterado.
- **Escalabilidade:** como a primitiva de rede deixa de ser baseada em nós, na ordem dos bilhões atualmente na Internet, passando a ser baseada em conteúdos, estimados na ordem de centenas de trilhões, os mecanismos adotados devem ser escaláveis e tratar, sem redução no desempenho, um número muito maior de entradas.

Com o objetivo de conceber uma arquitetura com tais características, foram propostos diferentes conceitos de nomeação que permitem identificar o conteúdo e requisitar sua distribuição diretamente à infraestrutura de rede. São empregadas três técnicas básicas de nomeação em redes orientadas a conteúdo: nomeação por atributos, nomeação plana e nomeação hierárquica.

### 2.1.1 Nomeação por Atributos

A nomeação por atributos não provê uma identificação estrita a cada um dos conteúdos trafegados na rede. Ao invés disso, pares formados por atributos e valores, no formato `[atributo = valor]`, chamados de pares atributo-valor (*Attribute-Value Pair*) [7, 9, 8], são atribuídos aos conteúdos e tornam possível a sua identificação. Por exemplo, alarmes de uma plataforma de gerenciamento de redes poderiam ser caracterizados através de uma série de AVPs, apresentando a identificação `[classe = "alerta", severidade = 6, dispositivo = "web-server", tipo = "falha de hardware"]`. Tal tipo de conteúdo nomeado é requisitado utilizando-se uma série de restrições lógicas, do tipo `[severidade >2 ∧ classe = "alerta"]` [9]. Aos conjuntos de restrições que podem ser utilizadas para identificação de conteúdos dá-se o nome de predicados [7], os quais são emitidos por consumidores de conteúdo sempre que há interesse no recebimento daquele conjunto representado pelo predicado. Há um mapeamento direto entre os predicados, seus conjuntos de restrições e os conteúdos por eles representados, ao qual dá-se o nome de cobertura. Diz-se que determinado predicado cobre outro predicado se e somente se todos os conteúdos obtidos pelo último estão contidos no conjunto obtido pelo primeiro.

Uma consequência direta da cobertura de predicados de identificação é a possibilidade de agregação de nomes. Uma vez que as restrições que os definem são compostas apenas por operadores lógicos e AVPs, pode-se facilmente obter predicados agregados cuja cobertura inclui diversos subconjuntos de conteúdos, aliviando consideravelmente a carga sobre os protocolos de roteamento. Outra facilidade propiciada pela nomeação por atributos é possibilidade de realizar busca por conteúdo diretamente na rede, sem a necessidade de aplicações ou mecanismos externos para esse fim. Todavia, a falta de unicidade neste esquema de nomeação se traduz em dificuldade em expressar determinado conjunto de restrições mínimo necessário para a correta identificação do conteúdo. Uma vez que não consegue explicitar com exatidão qual é o conteúdo desejado, o usuário deve tratar o excesso ou falta de conteúdos disponibilizados após a solicitação, prejudicando o desempenho de suas aplicações. No caso de disponibilização de conteúdo em excesso há, ainda,

uso ineficaz dos recursos de rede, que entregam conteúdos não-desejados, e que poderiam ser utilizados para atendimento de outros consumidores.

### 2.1.2 Nomeação Plana

Os nomes planos podem ser entendidos por cadeias de bits de aparência aleatória, utilizados na identificação de conteúdos. Os esquemas de nomeação plana aplicados à identificação de conteúdos utilizam diferentes abordagens de mapeamento de conteúdos em identificadores planos, sendo mais comum a utilização de funções *hash* de criptografia. Devido ao fato de não possuírem semântica, isto é, regras para formatação ou codificação de informações nos identificadores, os nomes planos são persistentes, pois não há relação direta entre localização, propriedade ou qualquer outra característica além do vínculo entre o nome e o conteúdo em si. Por exemplo, a função *hash* SHA-1 mapeia palavras originais menores que  $2^{64}$  bits em chaves *hash* de 160 bits, utilizando diversas operações booleanas em blocos de bits da palavra original [38]. Tal mapeamento depende somente do conteúdo da palavra original, retornando uma palavra de tamanho fixo para diferentes comprimentos de palavras originais, composta de caracteres sem correlação. A unicidade também é, de certo modo, garantida, dado que as funções *hash* devem conferir uma baixa probabilidade de colisão em seu mapeamento [28]. Uma vez que as funções *hash* de criptografia retornam cadeias de bits de comprimento fixo a partir de blocos de dados arbitrários, uma característica comum às propostas de nomeação plana é o comprimento fixo de seus identificadores.

A utilização de nomes planos traz consigo uma característica indesejável a qualquer identificador de objetos em uma rede que é a impossibilidade de agregação direta. Isso pode ser um grave problema de escalabilidade para os protocolos de roteamento. Não sendo agregáveis, é necessário dispor de uma entrada para cada conteúdo nas tabelas de roteamento, fato que é visivelmente prejudicial à eficiência destes protocolos e suas implementações.

### 2.1.3 Nomeação Hierárquica

Estruturas hierárquicas para atribuição de nomes também foram propostas para utilização em ROCs. Através da concatenação de diferentes componentes hierárquicos de nome, identificadores únicos podem ser formados para atribuição a conteúdos. Em oposição aos nomes gerados em um sistema de nomeação plana, os nomes hierárquicos possuem

semântica, já que suas estruturas e cada um dos componentes refletem o posicionamento do objeto em alguma hierarquia existente. Tais componentes, usualmente, refletem alguma característica do conteúdo: propriedade, versão, formato etc. Dessa forma, estruturas semelhantes a identificadores uniformes de recursos (URI) [22] podem ser utilizadas na representação de nomes hierárquicos.

Para obter conteúdo gerado dinamicamente é necessário que os usuários sejam capazes de construir, de forma determinística, os nomes dos dados desejados sem qualquer conhecimento prévio do nome ou mesmo do conteúdo em si [15]. A utilização de nomes parciais e requisições relativas é um recurso que permite determinar sequências de nomes de forma simplificada, explorando as relações hierárquicas entre os componentes do nome. Um usuário pode requisitar o conteúdo `uff.br/video/intro.avi/1/1`, por exemplo, baseado na composição representada na Figura 2.1 e receber uma versão específica desse conteúdo. Num segundo instante, esse nome pode ser utilizado para selecionar e requisitar outras versões do conteúdo, de forma relativa ao primeiro, como por exemplo requisitar uma versão posterior, cujo nome é `uff.br/video/intro.avi/2/1`. Cabe ressaltar que a convenção de nomeação somente diz respeito aos consumidores e ao produtor do conteúdo, não sendo necessário acordo universal quanto a composição dos nomes.



Figura 2.1: Um nome hierárquico estruturado como URI.

Uma consequência direta da utilização de nomes hierárquicos é possibilidade de agregá-los através da utilização de mapeamento de prefixos longos, de forma análoga à agregação de rotas realizada pelos protocolos de roteamento da pilha TCP/IP. Dessa forma, grande parte dos mecanismos já propostos para o tratamento de endereços IP podem ser adaptados para o tratamento de nomes hierárquicos, facilitando o processo de adoção gradativa das ROCs e reduzindo a carga sobre os protocolos de roteamento [17]. Justamente por refletir propriedades dos conteúdos de forma estrita, os nomes hierárquicos não possuem uma característica forte de persistência, uma vez que qualquer mudança hierárquica, como a transferência de propriedade ou de entidade publicadora do conteúdo pode ser refletida nos componentes dos nomes.

## 2.2 Roteamento Orientado a Conteúdos

Diferentemente das redes centradas na comunicação entre estações, as ROCs devem ser capazes de entregar os conteúdos requisitados por nome sem qualquer informação referente à localização, tanto de usuários quanto do elemento que armazena os conteúdos. Uma solução eficaz, porém custosa, para a entrega de pacotes é a inundação da rede. Existem propostas de arquiteturas para ROCs nas quais a comunicação *broadcast* é empregada [23, 37, 2], prescindindo de um mecanismo de roteamento. Em outras arquiteturas, os nós da ROC necessitam obter informações a respeito dos conteúdos existentes na rede a fim de encaminhar, da melhor forma possível, as requisições de conteúdo até repositórios dos conteúdos, bem como responder tais requisições com os dados. O roteamento de conteúdos deve apresentar as seguintes características:

- **Orientação a conteúdo:** toda identificação dos pacotes deve ser realizada através da utilização dos nomes de conteúdos, sem qualquer referência aos nós envolvidos e independente do estabelecimento de conexões fim-a-fim.
- **Robustez:** os mecanismos de roteamento e encaminhamento orientados a conteúdo devem ser tolerantes a falhas e robustos, recuperando-se rapidamente em situações de descontinuidade do serviço.
- **Escalabilidade:** os mecanismos devem permitir sua adoção em diferentes cenários, servindo a topologias de pequeno a grande porte. Ainda, devem conferir baixo impacto no desempenho de entrega de conteúdos devido à quantidade de tráfego de controle inserido na rede.

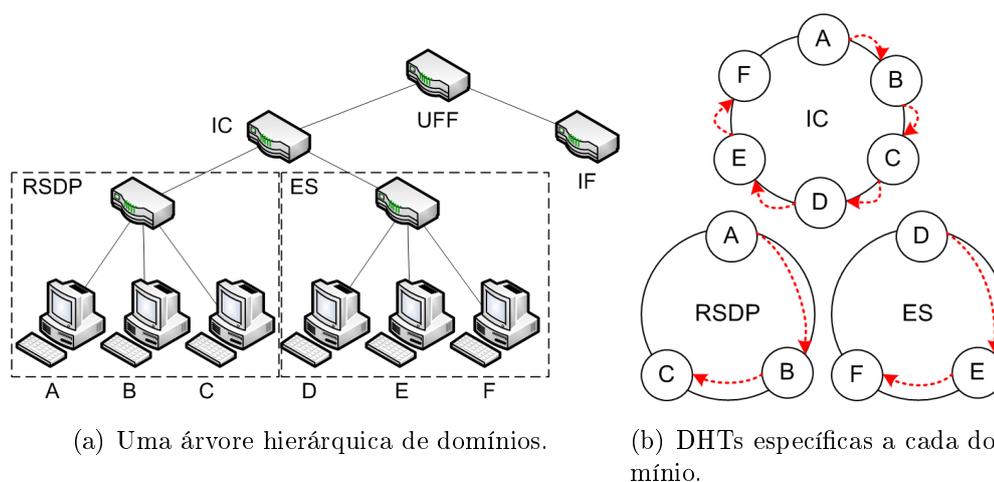
Esse tipo de roteamento é denominado orientado a conteúdo e possui uma série de características particulares no que tange a forma como as informações de roteamento são utilizadas pelos nós e como tais informações são armazenadas na rede. Quando existentes, os mecanismos podem ser divididos em dois grandes grupos: roteamento hierárquico e roteamento não-hierárquico.

### 2.2.1 Roteamento Hierárquico

No roteamento hierárquico, ou estruturado, o mecanismo de roteamento assume que os roteadores da rede seguem uma estrutura hierárquica, garantindo um fluxo determinístico de informações de roteamento e de dados entre os nós. Baseados na premissa

de que os roteadores são organizados em diversos níveis, os protocolos de roteamento hierárquicos são capazes de reduzir a quantidade de informações de controle trafegadas na rede, pois se aproveitam das relações hierárquicas existentes entre os nós. As ROCs apresentam, basicamente, duas propostas de roteamento hierárquico: baseado em árvores hierárquicas [19] e baseado em tabelas *hash* distribuídas (DHT) [21].

O uso de árvores hierárquicas como topologia de rede, como ilustra a Figura 2.2(a), implica a definição de relacionamentos entre os roteadores, dependente de suas posições na hierarquia. Conceitos como filiação, paridade, superioridade e inferioridade são intrínsecos às estruturas hierárquicas, os quais podem ser aplicados ao roteamento de conteúdo nomeado. Concentrando as informações de roteamento em nós pais, raízes de subárvores, o agrupamento dos nós da rede em níveis hierárquicos permite que cada roteador seja capaz de encaminhar dados para elementos de mesmo nível hierárquico de forma direta, através de rotas explícitas, sendo necessário recorrer a um elemento de nível hierárquico superior somente quando houver necessidade de encaminhamento para ramos baseados em diferentes nós raízes [19]. Essa característica permite reduzir a carga de roteamento de toda a rede concentrando informações em nós pais, diminuindo a quantidade de informações utilizadas por cada nó no cálculo de rotas e, como consequência, reduzindo seus requisitos computacionais, como processamento e memória. Não é necessário que cada nó tenha um mapa completo da rede, sendo necessário armazenar somente as informações de roteamento dos nós filhos. Evidentemente, o nó pai concentra todas as informações de roteamento de seus nós filhos, consistindo em um ponto único de falha, podendo eventualmente causar a remoção de ramos inteiros da árvore de distribuição.



(a) Uma árvore hierárquica de domínios.

(b) DHTs específicas a cada domínio.

Figura 2.2: Exemplos de uma árvore hierárquica e uma H-DHT sobreposta à topologia física.

As DHTs são estruturas adotadas para a distribuição de uma tabela de códigos *hash* criptográficos entre os nós participantes. A responsabilidade da manutenção do mapeamento entre valores e chaves é dividida entre os nós, formando uma estrutura plana para a distribuição uniforme de carga, garantindo proteção contra pontos únicos de falha [13]. Os mecanismos baseados em DHTs hierárquicas (*Hierarchical Distributed Hash Tables - H-DHT*) permitem, ainda, o arranjo dos nós em redes sobrepostas, encaminhando eficientemente mensagens em direção a determinadas chaves *hash*, sob responsabilidade de nós específicos. As estruturas de H-DHTs garantem que todos os nós em determinados domínios e subdomínios façam parte de uma DHT exclusiva, de modo que níveis hierárquicos superiores são compostos por fusões de níveis mais baixos. Por exemplo, na topologia apresentada na Figura 2.2(a), diversos níveis hierárquicos, ou subdomínios, compõem o domínio UFF. Os nós pertencentes a esta rede participam de cada um dos subdomínios existentes, como RSDP e ES, utilizando recursos à manutenção de cada uma das distintas DHTs, como na Figura 2.2(b). Assim, o Nó A comunica-se tão somente com os Nós B e C na DHT correspondente ao domínio RSDP, enquanto na DHT correspondente ao domínio IC é possível comunicar-se com os Nós B, C, D, E e F.

### 2.2.2 Roteamento Não-Hierárquico

O roteamento não-hierárquico, ou não-estruturado, não apresenta estruturas dedicadas ao armazenamento de informações de roteamento ou estruturas hierárquicas para organização dos roteadores. Nesse caso, é necessário que os nós tenham conhecimento prévio das rotas para outros nós. Assim, informações de roteamento devem ser difundidas a todos os nós, permitindo que rotas para o encaminhamento por múltiplos saltos sejam calculadas e as melhores rotas para entrega dos conteúdos sejam usadas, seja qual for a métrica adotada pela implementação da ROC.

Esse tipo de roteamento torna possível a utilização de múltiplos caminhos, uma vez que o conhecimento do mapa completo da rede permite o cálculo de rotas livres de *loops*, além de aumentar a disponibilidade da rede como um todo, pois não existe um ponto único de falha. Grande parte dos problemas encontrados para esses protocolos já foi identificada, permitindo a aplicação deste conhecimento nas soluções não-hierárquicas adotadas nas ROCs [17, 8].

## 2.3 Armazenamento de Conteúdos (*Caching*)

Em semelhança às propostas de redes para distribuição de conteúdo na Internet, as ROCs também representam cenários promissores para a aplicação de técnicas de armazenamento de conteúdo nos elementos de rede. Baseado na característica de acesso a conteúdos na Internet, no qual uma pequena parcela de conteúdos populares contribuem com a maior parte do tráfego na rede [4], a replicação de conteúdos e disponibilização dos mesmos por nós da rede mais próximos aos usuários implica um grande potencial de redução de tráfego e melhoria nos níveis de qualidade de serviço [36]. Roteadores de conteúdo podem ter suas funcionalidades estendidas para prover uma infraestrutura distribuída de armazenamento, nos mesmos moldes das tradicionais CDNs. À medida que encaminha conteúdos a diferentes nós da rede, um roteador pode armazenar localmente os conteúdos mais frequentemente acessados, operando como uma rede de *caches* [17].

A abordagem para armazenamento de conteúdos nas ROCs diverge da adotada pelas soluções tradicionais de CDNs. Nas CDNs, além de avaliar a popularidade dos conteúdos através da quantidade de requisições feitas por usuários em escala global, os nós operam de forma orquestrada com um gerenciamento centralizado para otimizar a distribuição de réplicas e a utilização de recursos. O processo decisório de armazenamento de conteúdo nas ROCs baseia-se somente nas informações locais de conteúdo, isto é, os nós utilizam apenas as requisições e conteúdos em trânsito na determinação do armazenamento. Em essência, qualquer nó da rede, incluindo as estações de usuários, pode atuar como um *cache*, a qualquer instante, possibilitando estender as vantagens hoje proporcionadas por CDNs privadas a uma rede pública e global de armazenamento e distribuição de conteúdos. Apesar de não tratar a localização do conteúdo de forma direta, como visto anteriormente, a utilização de armazenamento em rede acaba por distribuir cópias dos conteúdos para nós distantes uns dos outros, em termos de topologia de rede. Este cenário pode configurar um problema para os protocolos de roteamento uma vez que a agregação de rotas pode tornar-se uma questão bastante complexa, impactando a distribuição ótima de informações de roteamento.

Há, todavia, autores que questionam a pertinência da adoção de *caching* intrínseco e ubíquo em toda a rede, como Ghodsi *et al.* [14]. Os autores questionam a premissa de que haveria melhorias no desempenho das redes com *cache* ativo, baseados em estudos sobre *caching* cooperativo. O desempenho de entrega de um sistema cooperativo não seria superior ao de um grande *cache* centralizado, enquanto seu custo computacional e sobrecarga de rede seriam consideravelmente superiores. Os autores alegam, ainda, que

---

somente *caches* situados no caminho entre consumidores e produtor seriam populados com cópias dos conteúdos e que, em último caso, somente os *caches* mais próximos aos consumidores manteriam tais cópias no longo prazo, não justificando a existência de todos os *caches* intermediários.

Este capítulo apresenta as características básicas das ROCs, tendo sido destacados os principais mecanismos que possibilitam a orientação a conteúdo. No próximo capítulo será apresentada a arquitetura CCN, a qual se destaca como principal proposta de ROC existente. Suas principais funcionalidades, requisitos, características e problemas são discutidos.

# Capítulo 3

## A Arquitetura CCN

A *Content-Centric Networking* (CCN)[17] é uma arquitetura de ROC, cujo funcionamento é baseado no envio de requisições de conteúdos por consumidores e no envio de dados por produtores como resposta. Dentre o grande número de propostas de arquiteturas de ROCs existentes, CCN pode, atualmente, ser considerada um padrão *de facto* na pesquisa de arquiteturas de ROCs. A arquitetura é continuamente desenvolvida pelo projeto *Named Data Networking* (NDN) [39], o qual visa desenvolver as técnicas complementares necessárias à plena adoção das ROCs, abordadas na proposição da CCN. Questões como o roteamento global, o encaminhamento eficiente de conteúdo nomeado, o desenvolvimento de aplicações, as técnicas de segurança e privacidade, entre outras, fazem parte da agenda de pesquisa do projeto. A arquitetura CCN possui, ainda, um modelo funcional básico para simulações, implementado em *ns-3*, que também contribuiu para a larga adoção da arquitetura. Dada a sua popularidade e adoção por outros trabalhos no desenvolvimento de redes sem-fio [23, 37], a arquitetura CCN é adotada, também, neste trabalho. A seguir, os princípios básicos da CCN são apresentados, em especial, os diferentes papéis que os nós da rede podem assumir, as regras de nomeação de conteúdos, o modelo de um nó CCN bem como o procedimento de requisição e obtenção de conteúdos.

### 3.1 Princípios Básicos

A arquitetura da CCN é orientada a um único objeto elementar, o conteúdo nomeado, e possui apenas duas primitivas: a declaração do interesse por determinado conteúdo e o envio deste conteúdo em resposta ao interesse declarado. Um pacote de interesse é emitido sempre que um nó deseja receber determinado conteúdo. Tanto pacotes de interesse quanto pacotes de dados são transmitidos sem qualquer referência ao nó produtor ou cus-

tódio do conteúdo, desassociando a identificação do conteúdo da sua localização. Por isso, CCN não possui semântica sobrecarregada como os endereços IP, uma vez que os únicos identificadores da camada de rede são os nomes dos conteúdos. A Figura 3.1 ilustra um modelo comparativo entre a arquitetura TCP/IP atualmente empregada na Internet e a CCN. Na arquitetura TCP/IP, o protocolo IP atua como a camada de cobertura (*spanning layer*), isto é, viabiliza a exploração de diversas tecnologias das camadas inferiores pela camada de transporte, conferindo alcance global às redes. Já na nova arquitetura CCN, a camada de cobertura reside no uso de *chunks* nomeados, viabilizando o acesso das aplicações orientadas a conteúdo às camadas inferiores da pilha.

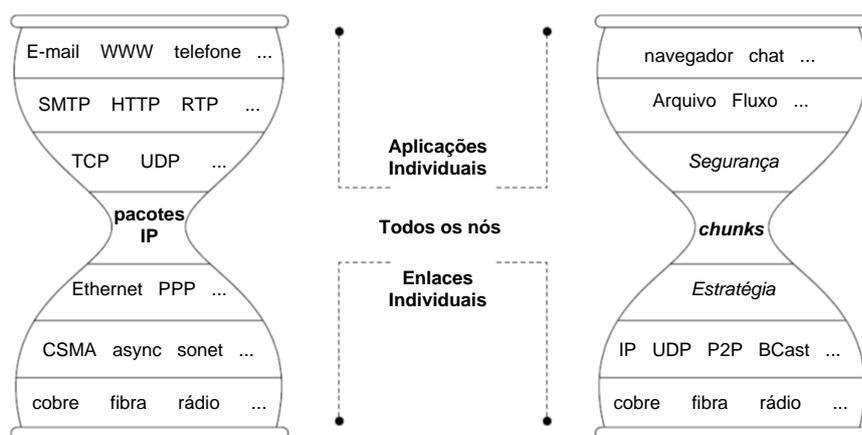


Figura 3.1: Comparação entre as arquiteturas TCP/IP, à esquerda, e CCN, à direita [17].

Além das primitivas orientadas a conteúdo, outra característica da CCN é o armazenamento de conteúdo em rede pelos roteadores (*in-network caching*). A arquitetura CCN prevê estruturas de armazenamento de conteúdos nos nós da rede, as quais participam ativamente no processo de encaminhamento de pacotes em cada um dos nós da CCN. Nesta arquitetura, os conteúdos são divididos em pedaços, chamados *chunks*. Tais *chunks* são estruturas identificadas por nomes hierárquicos únicos e que podem ser requisitados de forma individual. A Figura 3.2 ilustra este processo de divisão. Os *chunks* CCN são bastante semelhantes aos *chunks* de redes P2P, como os empregados pela aplicação BitTorrent. Quando deseja receber um *chunk* específico, os consumidores o requisitam diretamente à rede explicitando o nome do *chunk* desejado. A CCN, em um processo detalhado na Seção 3.3, trata de enviar pacotes de interesse que contém tal identificador através de todas as interfaces aplicáveis. Pacotes de dados, por sua vez, são enviados em resposta por nós que possuam uma cópia do conteúdo desejado armazenado em seu *cache*.

Os nomes dos *chunks* CCN são estruturados como identificadores hierárquicos, conforme apresentado na Seção 2.1.3. Os nomes hierárquicos utilizados na CCN podem ser

agregados em prefixos que identificam uma raiz comum na árvore hierárquica de nomes, comumente representando a entidade responsável pela publicação dos conteúdos. Tais prefixos podem ser utilizados por roteadores para o encaminhamento de interesses através do mapeamento de prefixos mais longos.

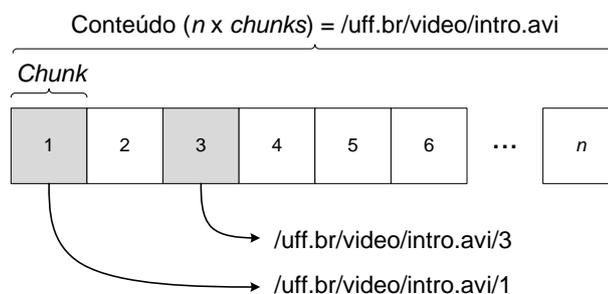


Figura 3.2: Divisão do conteúdo em *chunks* para solicitação individual.

Todo pacote de interesse possui informações complementares que permitem orientar a propagação do interesse na rede, como identificadores de escopo, filtros e seletores de propriedades específicas de produtores. Ainda, todo interesse possui um identificador individual denominado *nonce*. *Nonces* são números aleatórios, da ordem de  $2^{32}$ , utilizados para enumerar univocamente cada um dos pacotes de interesse emitidos por um consumidor, de forma que não haja múltiplas retransmissões de um mesmo interesse por um único nó. Pacotes de dados, assim como os de interesse, também endereçam conteúdos nomeados através do nome. O nó produtor do conteúdo, ao gerar o pacote de dados, assina o mesmo gerando um *hash* criptográfico utilizando uma chave privada. Tal assinatura, ou resumo (*digest*) da mesma, é anexada ao cabeçalho do pacote, assim como as informações adicionais que permitem os nós requisitantes atestarem a autenticidade do dado, como o localizador da chave pública que pode ser utilizada para conferência da proveniência do pacote. A Figura 3.3 ilustra, de forma simplificada, as informações transportadas por cada tipo de pacote CCN.

A camada de estratégia é uma abstração que lida com a lógica de encaminhamento de interesses na CCN. Essa camada implementa o mecanismo de encaminhamento de pacotes através das interfaces disponíveis, determinando dinamicamente a forma como um roteador encaminha os pacotes. Diferentemente da arquitetura TCP/IP, na CCN cabe à camada de estratégia do receptor requisitar conteúdos não entregues. Sempre que ocorre tal cenário, seja pela expiração de um contador de validade de interesse não atendido ou pela falha no teste de integridade do dado recebido, cabe ao nó consumidor reemitir os interesses pertinentes. O controle de fluxo também é implementado pela camada de estratégia, uma vez que o envio de múltiplos pacotes de interesses em paralelo endereçados a

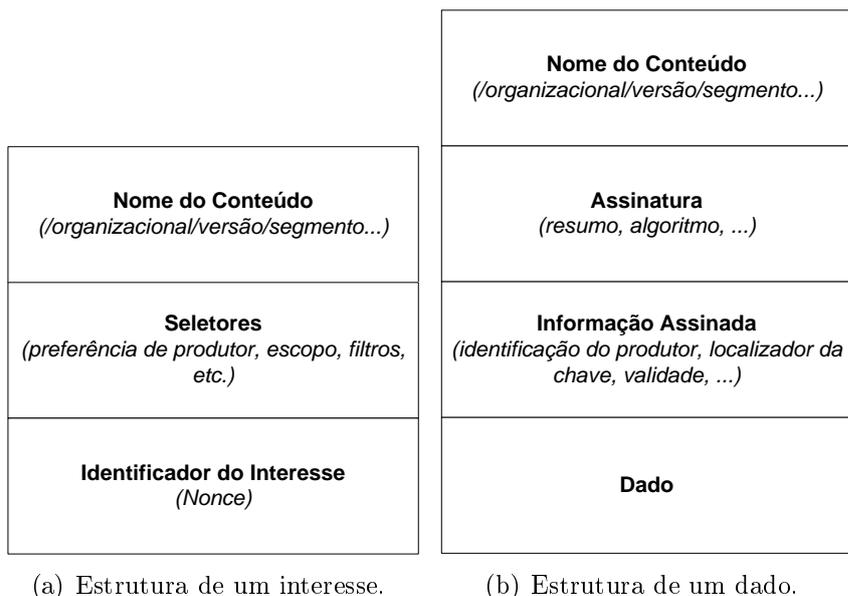


Figura 3.3: Estruturas dos pacotes de interesse e de dados utilizados na CCN.

*chunks* sequenciais possui função equivalente à janela de transmissão do TCP, controlando a quantidade de tráfego que pode ser inserida na rede pelas fontes de dados. O mecanismo de encaminhamento de CCN não impõe restrições às camadas inferiores quanto ao uso de múltiplas fontes ou destinos, uma vez que a arquitetura CCN impede a formação de laços na rede. Tal propriedade surge da restrição do encaminhamento de interesses pela mesma interface de recebimento, evitando o problema de *loop* de encaminhamento.

Como apresentado anteriormente, CCN aplica conceitos de segurança diretamente aos conteúdos, independente dos mecanismos de segurança adotados pelas camadas de enlace e física. A assinatura do conteúdo pelo produtor, ou proprietário, do conteúdo permite a autenticação do mesmo por seus consumidores. O vínculo entre nome e conteúdo permite que publicadores atribuam nomes arbitrários às suas publicações e as torna facilmente autenticáveis, pois qualquer nó da rede pode avaliar se o vínculo entre nome e conteúdo foi determinado pela chave correta. Diferentes mecanismos de autenticação do vínculo podem ser usados em uma mesma rede, dependendo de acordo entre consumidores e produtores tão somente. Tal característica confere flexibilidade de adequação dos recursos computacionais de acordo com a necessidade de cada aplicação. Pode-se, ainda, distribuir a carga computacional de autenticação entre vários pacotes, apesar de pacotes serem pensados como autenticáveis individualmente. A validação do vínculo é simplesmente sintática, isto é, valida-se somente que a chave foi utilizada na assinatura de determinado conteúdo.

Na arquitetura CCN, os nós podem assumir três papéis na transferência de um determinado *chunk*: consumidores, produtores ou intermediários. Nós consumidores são os nós que emitem pacotes de interesse sempre que há a necessidade de expressar o desejo de obter uma cópia de um *chunk* específico. Como visto anteriormente, cabe aos nós consumidores a reemissão de interesses para conteúdos não entregues ou cujas cópias entregues sejam inválidas. A taxa de envio de dados também é estabelecida pelo nó consumidor, já que há uma relação direta entre interesses e dados. Nós produtores são os nós que atuam como fonte de dados persistentes, respondendo aos interesses emitidos com o *chunk* desejado. Os demais nós apenas retransmitem interesses recebidos em direção aos nós produtores e encaminham dados em direção aos consumidores e, assim, podem ser chamados de nós intermediários.

## 3.2 O Modelo de um Nó CCN

O modelo básico de um nó CCN é constituído por estruturas de armazenamento de informações de encaminhamento e de dados e por interfaces. Este modelo básico pode ser visualizado na Figura 3.4. Percebe-se que a relação da CCN com as aplicações se dá através de interfaces. A CCN trata tais interfaces com as aplicações como mais um canal de comunicação e impõe os mesmos requisitos das interfaces de rede em termos de nomeação e políticas de encaminhamento.

Os roteadores CCN apoiam-se em três estruturas para encaminhar os pacotes de interesse e de dados para os nós consumidores: o Armazenador de Conteúdos, a Tabela de Interesses Pendentes e a Base de Informações de Encaminhamento.

O Armazenador de Conteúdos (ou, do inglês, *Content Store* - CS) é a estrutura de armazenamento de *chunks* dos roteadores. Nele, os *chunks* são armazenados e indexados por nome, sendo substituídos de acordo com políticas de atualização de *cache* como *Least Frequently Used* (LFU) ou *Least Recently Used* (LRU) [30]. O Armazenador de Conteúdos permite o armazenamento de conteúdo em rede, tornando a CCN uma verdadeira rede de *caches*.

A Tabela de Interesses Pendentes (*Pending Interest Table* - PIT) armazena informações relativas aos pacotes de interesse já recebidos e retransmitidos por um nó, bem como as interfaces de entrada e saída desses pacotes. A PIT também armazena informações a respeito da validade de suas entradas, as quais são descartadas após expirarem. Assim, a PIT atua como um mapa para encaminhamento reverso de dados a consumidores,

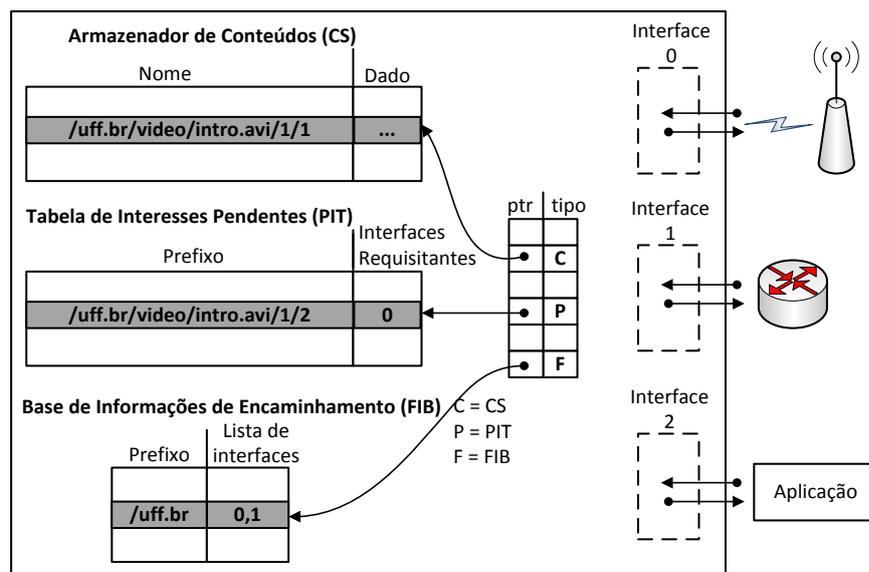


Figura 3.4: O modelo básico de um nó CCN.

sendo fundamental para manutenção do estado necessário para a correta distribuição de conteúdos.

A Base de Informações de Encaminhamento (*Forwarding information Base* - FIB) é a estrutura usada para armazenar informações de encaminhamento de interesses, realizando o mapeamento de prefixos de nomes de conteúdo em uma ou mais interfaces de saída.

As interfaces são abstrações utilizadas para representar canais de fluxo de interesses e dados. Assim, o canal de comunicação com uma aplicação é considerada uma interface, bem como os demais canais de comunicações para os diversos meios físicos como, por exemplo, redes cabeadas e sem-fio.

### 3.3 Procedimentos de Requisição e Obtenção de Conteúdos na CCN

Como citado na Seção 3.1, a arquitetura CCN é baseada em duas primitivas básicas: a declaração do interesse por determinado *chunk* e o envio do conteúdo solicitado em resposta ao interesse. O fluxo de interesses entre consumidores e produtores se dá da seguinte forma:

1. Nó recebe o interesse emitido.
2. O nó receptor checa se o *nonce* já foi recebido anteriormente.

- (a) Caso tenha recebido o *nonce* anteriormente, trata-se de uma retransmissão de um nó vizinho e o processamento do interesse deve ser abortado.
  - (b) Caso não haja registro do recebimento deste *nonce* anteriormente, o nó dá prosseguimento ao processamento do interesse.
3. O nó receptor do interesse checa a CS em busca do prefixo requisitado.
- (a) Caso tenha uma cópia válida do conteúdo armazenada na CS, o nó receptor do interesse responde, enviando como resposta o dado solicitado pela mesma interface do recebimento do interesse.
  - (b) Caso contrário, o nó receptor do interesse deve checar sua PIT em busca de interesse pendente para o mesmo prefixo.
4. O nó receptor do interesse checa sua PIT em busca do prefixo requisitado.
- (a) Caso haja entrada na PIT, o nó receptor simplesmente adiciona a interface de recebimento do interesse na lista de interfaces da entrada PIT, habilitando-a a receber o conteúdo desejado.
  - (b) Caso não haja entrada na PIT, o nó receptor cria uma entrada PIT para o prefixo desejado, adicionando a interface de recebimento do interesse na entrada PIT, habilitando-a a receber o conteúdo desejado.
5. O nó reencaminha o interesse para seus vizinhos de acordo com suas entradas FIB.
6. O processo se repete a cada salto, até que, eventualmente, o interesse encontre um nó com o dado armazenado, interrompendo a disseminação do interesse.

O nó que possui o conteúdo solicitado inicia o fluxo de encaminhamento de dados em direção ao nó consumidor e cada nó intermediário se comporta da seguinte maneira:

1. Nó recebe um pacote de dado.
2. Nó receptor do dado checa sua PIT em busca do prefixo do dado em questão.
  - (a) Caso haja uma entrada na PIT, o nó receptor do dado o encaminha por todas as interfaces contabilizadas no registro da PIT. Consequentemente, após tal passo há o descarte da entrada PIT. É, também, neste passo em que o nó armazena o conteúdo em sua CS, para atendimento posterior a solicitações futuras.

- (b) Caso não haja uma entrada válida na PIT, o nó receptor do dado o descarta, uma vez que trata-se de recepção de dado não solicitado.

O fluxo apresentado evidencia que dados são somente enviados como resposta a interesses, consumindo o interesse pendente equivalente em cada nó no caminho reverso, estabelecendo uma espécie de balanço entre requisições e atendimento. No próximo Capítulo será apresentado como as funcionalidades das ROCs propiciam o suporte nativo à mobilidade para a implementação de redes sem-fio baseadas na arquitetura CCN. Os principais requisitos, características e problemas das redes sem-fio orientadas a conteúdo também são discutidos.

# Capítulo 4

## Redes Sem-Fio Baseadas na Arquitetura CCN

O paradigma de Redes Orientadas a Conteúdo (ROCs)[11] é uma alternativa para lidar com os principais problemas de mobilidade sem-fio pois um de seus principais benefícios é o suporte nativo à mobilidade dos nós [34]. As primitivas de rede orientadas a conteúdo permitem a dissociação dos conceitos de identificação e localização, tornando os identificadores persistentes e independentes das mudanças topológicas. Por isso, a CCN tem sido proposta como arquitetura para redes sem-fio [23, 35]. Neste capítulo, serão apresentados detalhes referentes a aspectos de mobilidade em CCN sem-fio. Também são apresentados o modelo básico de um nó CCN sem-fio, os principais conceitos envolvidos no problema de *Broadcast Storm* e uma revisão dos trabalhos relacionados.

### 4.1 Principais Características das CCN Sem-Fio

Além da dissociação entre identificação e localização dos conteúdos, a infraestrutura das ROCs contribui ativamente para o armazenamento e distribuição de conteúdo, portando-se como uma rede de *caches*. Todos os nós da rede possuem um *cache* e podem responder qualquer requisição de conteúdo que porventura receberem. Estas duas características diminuem os problemas relacionados à mobilidade dos nós, visto que os consumidores e publicadores de conteúdo podem mudar suas posições físicas na topologia da rede sem qualquer mudança nos identificadores existentes nem qualquer prejuízo à disponibilidade dos conteúdos [34]. Ademais, é possível reduzir o atraso de entrega do conteúdo em razão da possibilidade de recuperá-lo no *cache* do nó mais próximo. A obtenção de cópias de conteúdos a partir de nós intermediários torna mais provável a utilização de caminhos mais curtos, reduzindo o número de retransmissões ao longo da rede.

Assim, a adoção de *cache* em uma rede sem-fio traz as seguintes vantagens: (i) redução da carga na rede, visto que há redução no número de transmissões e o meio de acesso é compartilhado entre todos os nós da rede; (ii) aumento da disponibilidade dos caminhos já que a utilização de caminhos mais curtos reduz o impacto de rupturas na rede devido à dinâmica da topologia; e (iii) visto as altas taxas de erro do meio físico sem-fio, um caminho mais curto, com menos transmissões, reduz a probabilidade do pacote chegar ao destino errado.

Nas CCNs, por exemplo, todo acesso a conteúdos ocorre por solicitação explícita dos consumidores. Para tal, é necessário que o nó consumidor emita um interesse, como visto na Seção 3.3. Como não há entrega de dados sem sua contrapartida em interesse, cabe aos nós consumidores o reenvio de seus interesses não atendidos durante sua movimentação. Com o advento do armazenamento de conteúdos na rede, os interesses pendentes reenviados têm uma chance maior de serem atendidos por cópias armazenadas ao longo do caminho entre o nó consumidor e o nó produtor original [14]. Por outro lado, a mobilidade de nós produtores requer a capacidade de atualizar as entradas FIB de toda a árvore de distribuição centrada no produtor, tanto na localidade antiga quanto na nova localidade, permitindo o encaminhamento dos interesses ao nó produtor original ou à cópia do conteúdo mais próxima. Para tal, a infraestrutura de rede contribui ativamente para o armazenamento e distribuição de conteúdo, criando-se assim uma rede de *caches*, na qual todos os nós da rede possuem um *cache* e podem populá-lo com conteúdos que porventura receber. Assim, é possível reduzir o atraso de entrega do conteúdo em razão da possibilidade de recuperá-lo no *cache* de um nó mais próximo. Diferentemente do estabelecido na Seção 2.3 para as redes cabeadas, as redes sem-fio poderiam se beneficiar dos *caches* intermediários. A movimentação de tais nós intermediários acarreta o espalhamento dos conteúdos armazenados para regiões das redes previamente não contempladas com cópias válidas, aumentando a disponibilidade dos conteúdos mais populares [12].

O emprego de primitivas de rede independentes das informações topológicas torna necessário explorar a característica de *broadcast* do canal sem-fio. Como não endereçam os pacotes transmitidos a nós específicos, as ROCs não podem valer-se dos mecanismos de *Request-to-Send/Clear-to-Send* (RTS/CTS), sendo vulneráveis ao problema do terminal escondido. Outro agravante é que uma vez que os pacotes não são endereçados a nenhum nó específico, uma CCN sem-fio deve ser baseada em primitivas de comunicação *broadcast* para que possa entregar os pacotes a qualquer nó. Esta característica potencializa a eficiência das ROCs, pois provê o suporte nativo à entrega de conteúdos por múltiplos nós vizinhos e permite aumentar a disponibilidade de conteúdos através de *cache* de

conteúdo oportunista. Tais características permitem que a CCN seja capaz de dotar suas implementações sem-fio com as seguintes funcionalidades:

- **Caching oportunista:** qualquer nó pode armazenar dados não solicitados que por ventura receber, aumentando a disponibilidade dos conteúdos. O aumento da disponibilidade associado à mobilidade dos nós acarreta um aumento da probabilidade de entrega do conteúdo com sucesso em requisições futuras, uma vez que há um espalhamento maior do conteúdo pela rede.
- **Comunicação por múltiplos caminhos:** como os pacotes são transmitidos sem qualquer referência do remetente ou de destinatários, qualquer nó pode responder um interesse, desde que possua uma cópia válida do conteúdo solicitado. Dessa forma, nós consumidores estão propensos a receber diversas cópias de um único conteúdo requisitado. Cabe às aplicações, ou mesmo aos usuários, estabelecer um critério de validação e aceitação dos conteúdos recebidos, eleger qual dos conteúdos recebidos atende o interesse pendente e fazer o encaminhamento apropriado.

A utilização de comunicação *broadcast*, todavia, pode trazer problemas de desempenho devido ao aumento da contenção. Em redes com alta densidade de nós, a sobreposição das áreas de cobertura de nós vizinhos pode levar à contenção e colisão de pacotes, degradando consideravelmente o desempenho da rede. O problema se agrava com o uso de comunicação oportunista e entrega por múltiplos caminhos já que um só interesse será retransmitido por todo nó intermediário que o recebeu.

Ainda neste contexto, conteúdos dinâmicos podem tornar obsoletas as cópias armazenadas pelos nós da rede e a alta mobilidade dos nós pode invalidar as entradas FIB. A manutenção das informações de encaminhamento sincronizadas à movimentação dos nós exige uma grande troca de informações de controle, o que acarreta uma grande intensidade de tráfego de controle e *overhead*. Varvello *et al.* afirmam que os benefícios de processos complexos para manutenção do estado de encaminhamento não superam a simplicidade do encaminhamento desestruturado baseado em inundação da rede, principalmente na presença de conteúdos não populares [35], sendo inviável a sincronização do estado de encaminhamento em redes com alta densidade de nós.

## 4.2 Modelo Básico de um Nó CCN sem-fio

Neste trabalho estamos interessados em explorar as especificidades e o comportamento geral de uma CCN sem-fio, baseada somente em uma tecnologia de acesso. Os nós sem-fio têm, neste caso, uma única interface de rede já que há apenas um transmissor disponível para explorar um determinado canal de rádio. Todavia, nós CCN, segundo Jacobson *et al.* em [17], poderiam explorar diversos tipos de conectividade e distintas redes simultaneamente através de suas múltiplas abstrações de interface. Assim, seria simples explorar distintos canais como uma rede *wifi* 802.11, conectividade *bluetooth* e até mesmo uma rede cabeada, todos ao mesmo tempo. Como apresentado na Seção 3.3, sempre que um nó recebe um pacote, seja um interesse ou um dado, verifica suas estruturas de informações de encaminhamento e determina se é necessário retransmitir o pacote, enviar um pacote de dado como resposta ou simplesmente ignorar o evento. O nó possui apenas uma interface sem-fio e todos os vizinhos estão conectados a ela, pois o meio é compartilhado por todos os nós no alcance, sendo impossível determinar rotas diretas. Como as estruturas de um nó CCN realizam o mapeamento de prefixos em interfaces, todas as rotas convergem para a única interface de rede, a interface sem-fio. Assim, os nós são incapazes de determinar rotas diretas para qualquer outro nó da rede, recorrendo à difusão baseada em inundação. Como são obrigadas a realizar o encaminhamento de interesses e dados através de múltiplos saltos, baseado em inundação da rede, as CCNs estão sujeitas aos problemas de *broadcast storm*, cobertos detalhadamente na Seção 4.3. A Figura 4.1 ilustra o modelo básico de um nó CCN sem-fio.

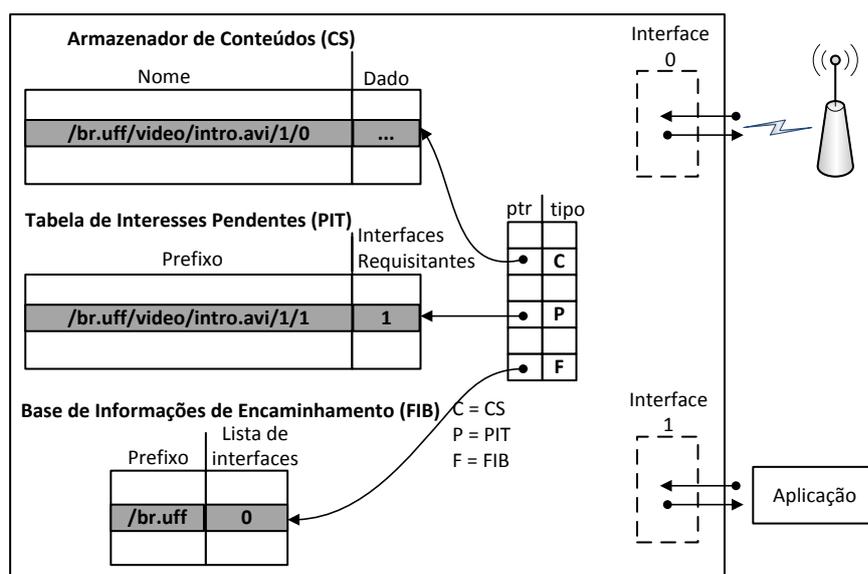


Figura 4.1: O modelo básico de um nó CCN sem-fio

Diferentemente do fluxograma apresentado na Seção 3.3, em uma CCN sem-fio os fluxos de transmissão de pacotes de interesse e de dados não realiza o mapeamento na FIB de prefixos em interfaces, bem como não ocorre verificação da PIT para o armazenamento de conteúdo na CS. Estas alterações encontram-se destacadas abaixo:

1. Usuários requisitam conteúdo por meio das aplicações que utilizam.
2. Tais aplicações solicitam o conteúdo desejado diretamente à camada de rede, apontando um nome específico, através da emissão de um interesse.
3. Nós vizinhos recebem o interesse emitido.
4. O nó receptor checa se o *nonce* já foi recebido anteriormente.
  - (a) Caso tenha recebido o *nonce* anteriormente, trata-se de uma retransmissão de um nó vizinho e o processamento do interesse deve ser abortado.
  - (b) Caso não haja registro do recebimento deste *nonce* anteriormente, o nó dá prosseguimento ao processamento do interesse.
5. O nó receptor do interesse checa a CS em busca do prefixo requisitado.
  - (a) Caso tenha uma cópia válida do conteúdo armazenada na CS, o nó receptor do interesse responde, enviando como resposta o dado solicitado.
  - (b) Caso contrário, o nó receptor do interesse deve checar sua PIT em busca de interesse pendente para o mesmo prefixo.
6. O nó receptor do interesse checa sua PIT em busca do prefixo requisitado.
  - (a) Caso haja entrada na PIT, o nó receptor simplesmente descarta o interesse e atualiza a validade do interesse pendente.
  - (b) Caso não haja entrada na PIT, o nó receptor cria uma entrada PIT para o prefixo desejado.
7. O nó reencaminha o interesse para seus vizinhos.
8. O processo se repete a cada salto, até que, eventualmente, o interesse encontre um nó com o dado armazenado, interrompendo a disseminação do interesse.

O nó que possui o conteúdo solicitado inicia o fluxo de encaminhamento de dados em direção ao nó consumidor e cada nó intermediário se comporta da seguinte maneira:

1. Nó recebe um pacote de dado.
2. Nó receptor do dado checa sua PIT em busca do prefixo do dado em questão.
  - (a) Caso haja uma entrada na PIT, o nó receptor do dado o reencaminha. Consequentemente, após tal passo há o descarte da entrada PIT.
  - (b) Caso não haja uma entrada válida na PIT, o nó receptor do dado não realiza a retransmissão do mesmo uma vez que trata-se de recepção de dado não solicitado.
3. No caso de utilização do mecanismo de *cache* oportunista, independente de haver um entrada PIT válida, o dado recebido é armazenado na CS, para atendimento posterior a solicitações futuras.

### 4.3 O Problema de *Broadcast Storm*

Os nós CCN sem-fio são incapazes de determinar rotas diretas para qualquer nó da rede, bem como de realizar encaminhamento de pacotes por múltiplas interfaces, tendo que recorrer às comunicações por múltiplos saltos para a entrega efetiva de pacotes de interesse e de dados. Como os sinais de rádio de múltiplos nós são propensos a sobreporem-se em determinadas áreas geográficas, principalmente nas áreas mais densas, a difusão por inundação acaba sendo uma solução custosa, altamente vulnerável às comunicações redundantes, contenção e colisão, denominados conjuntamente de Problema de *Broadcast Storm* [26]. Na CCN, toda comunicação é orientada a conteúdo e dirigida pelos consumidores. Não há estações base, hierarquias de nós, controle centralizado do acesso ao meio ou qualquer outro mecanismo para otimizar as retransmissões necessárias ao encaminhamento por múltiplos saltos. Os nós CCN devem valer-se apenas dos mecanismos de sensoriamento do meio para verificação da oportunidade de transmissão e os mecanismos de *backoff* para evitar colisões.

A difusão de pacotes através da inundação da rede é uma alternativa relativamente simples para abordar a distribuição de pacotes com as restrições das CCNs sem-fio [35]. Todavia, a difusão por inundação implica uma série de fenômenos, característicos problemas de *Broadcast Storm*:

- **Retransmissões redundantes:** quando um nó retransmite um pacote que grande parte de seus vizinhos já receberam anteriormente;

- **Contenção pelo meio:** quando um nó transmite um pacote e grande parte de seus vizinhos tentam retransmiti-lo, disputando pelo acesso ao meio;
- **Colisão de pacotes:** quando dois ou mais nós transmitem pacotes simultaneamente, dentro de uma área de cobertura comum.

## 4.4 Trabalhos Relacionados

Diversos trabalhos abordam questões relativas à implementação de ROCs sem-fio. Dentre os principais temas investigados, pode-se destacar (i) propostas de soluções para os problemas de *Broadcast Storm* [26] aos quais as ROCs sem-fio são submetidas; (ii) propostas de arquiteturas de ROCs sem-fio [23, 37, 2] e modelagem analítica das comunicações orientadas a conteúdo [35].

Tseng *et al.* [26] realizaram uma análise dos problemas *Broadcast Storm* que ocorre na inundação da rede. Tal análise aponta que retransmissões adicionais para difusão por inundação conferem ganho reduzido com o aumento de cobertura. O trabalho mostra que a primeira retransmissão confere aumento do número de nós adicionais cobertos limitado a 61% da área geográfica de cobertura original, ou de 5% com 4 ou mais retransmissões. Transmissões excessivas tendem a manter o meio ocupado mais frequentemente, aumentando a contenção da rede. Todos os nós que recebem o pacote difundido são potenciais retransmissores e, assim, quanto mais nós, mais potenciais retransmissores e maior a probabilidade de que eles tentem retransmitir os mesmos pacotes, aumentando a probabilidade de colisões na rede. Como não há mecanismo de detecção de colisões para interromper a transmissão, mesmo que alguns bits se corrompam no início da transmissão, o nó continuará transmitindo todo o pacote.

Visando contornar os problemas supracitados, Tseng *et al.* propõem e avaliam alguns mecanismos de otimização para difusão por inundação: (i) probabilístico, cuja retransmissão de pacotes ocorre com uma probabilidade predeterminada; (ii) baseado em contadores, cujo mecanismo contabiliza as retransmissões percebidas para cada pacote, retransmitindo-os somente quando há baixa contagem; (iii) baseado em métrica, cujo mecanismo utiliza a métrica de distância entre os nós para estimar a cobertura adicional que uma retransmissão conferiria à difusão do pacote; (iv) baseado em localização, cujo mecanismo utiliza a posição geográfica dos nós para realizar uma estimativa mais precisa da cobertura adicional; e (v) baseado em *clusters*, cujo mecanismo cria uma hierarquia de nós baseada em *clusters*. O trabalho mostra que, se comparado com a difusão por

inundação, uma abordagem simples como a utilização de contadores de pacotes reduz consideravelmente as retransmissões redundantes em redes densas. O mecanismo baseado em distância confere uma cobertura maior dos pacotes difundidos, porém não consegue eliminar grande quantidade de retransmissões redundantes. Dentre todos os mecanismos propostos, o trabalho aponta como o baseado em localização o mecanismo com o melhor desempenho em todos os tipos de distribuições de nós.

Porém nem todas as soluções propostas são aplicáveis às ROCs. Por exemplo, soluções baseadas em localização requerem a divulgação do posicionamento dos nós, o que vai de encontro aos princípios fundamentais das ROCs, bem como mecanismos baseados em *clusters* necessitam de informações topológicas necessárias à construção da hierarquia de nós. Assim, somente os mecanismos probabilístico, baseado em contadores e baseado em distância poderiam ser usados nas ROCs, pois não utilizam qualquer informação relativa à identificação ou localização dos nós envolvidos.

Diversos trabalhos apresentam propostas para a implementação de ROCs sem-fio, mas as avaliações apresentadas não são extensas. Meisel *et al.*, por exemplo, propõem uma implementação de rede *ad hoc* móvel sem-fio baseada na arquitetura CCN [23]. O trabalho apresenta o protocolo *Listen First, Broadcast Later* (LFBL), no qual nós armazenam métricas de atraso para os prefixos conhecidos, priorizando as retransmissões por nós cujas métricas de atraso indiquem maior proximidade ao prefixo, isto é, prioriza-se nós com as menores métricas. Para obtenção das métricas os nós monitoram o canal de forma promíscua e utilizam informações dos pacotes trafegados, os quais transportam os valores das métricas. A cada salto as métricas transportadas são comparadas com as existentes no nó para verificar se o pacote está se distanciando ou se aproximando do destino. LFBL também explora o canal sem-fio através do *cache* oportunista de conteúdos. Muito embora não haja sincronização de informações topológicas, LFBL depende do armazenamento e gerenciamento de métricas para todos os prefixos, o que pode tornar-se inviável na existência de muitas entradas não-agregáveis.

Wang *et al.* adaptam a arquitetura básica da CCN para a adoção em redes veiculares [37]. Muito embora utilize primitivas orientadas a conteúdo, o modelo proposto pelos autores é fortemente dependente da aplicação já que utiliza a semântica dos nomes para georeferenciar os pacotes e limitar o alcance da inundação da rede. Nessa proposta, os nomes dos conteúdos possuem informações georeferenciadas para localização, o que possibilita a inundação geográfica [26]. São utilizados temporizadores aleatórios para a redução de colisões, priorização baseada em geolocalização e contadores de pacotes para

o cancelamento de retransmissões agendadas, medidas que reduzem consideravelmente as colisões de quadros. Adicionalmente, o modelo não é testado em um cenário verdadeiramente móvel. O trabalho avalia o desempenho do modelo proposto em um cenário no qual não há movimento relativo entre os nós.

Angius *et al.* assumem que nós da CCN sem-fio possuem identificadores binários e armazenam as informações de vizinhança em filtros de *Bloom* [2]. Tais filtros são difundidos entre vizinhos, de forma que todos são capazes de atestar as coberturas mútuas. Toda vez que recebem um pacote para retransmissão, os nós checam se há algum vizinho capaz de atingir mais nós da rede. Caso isso seja verdade, o nó cancela a retransmissão e aguarda que o vizinho com cobertura mais adequada faça o encaminhamento. Este mecanismo, apesar de armazenar o estado mínimo em estruturas de dados eficientes, necessita a constante troca de informações entre nós, o que pode aumentar o *overhead* da rede em cenários com grande dinamismo topológico.

Conceitos básicos de *design* de redes móveis *ad hoc*, com base no paradigma ICN, são investigados por Varvello *et al.* [35]. O trabalho propõe modelos analíticos para três estratégias básicas de encaminhamento: inundação reativa, inundação proativa e as tabelas *hash* geográficas (GHT). Uma de suas principais conclusões é o desempenho competitivo das inundações em relação ao mecanismo mais complexo das GHTs, especialmente em redes de pequeno porte, de até 300 nós. Mecanismos baseados em inundação provêm maior disponibilidade e menor atraso, mas levam a uma maior utilização da rede. O custo dos mecanismos de encaminhamento baseados em inundação está estritamente correlacionado com o número de nós, aumentando em topologias mais densas.

Muito embora haja um grande número de trabalhos relacionados aos principais desafios das ROCs sem-fio, nenhum deles realiza uma análise extensa do desempenho destas implementações. Neste trabalho implementa-se um modelo de arquitetura CCN sem-fio, avaliando-o em diferentes cenários de simulação, levando em conta diferentes níveis de mobilidade, e caracterizando o comportamento da arquitetura de forma ampla. Além disso, é analisada a eficiência do uso de *cache* oportunista, identificando limites operacionais a partir dos quais sua adoção não traz benefícios.

# Capítulo 5

## Avaliação por Simulação

Este trabalho tem como objetivo avaliar, através de simulações, o funcionamento das ROCs sem-fio em diversos cenários. O modelo modificado, descrito no Capítulo 4, é implementado e os resultados das simulações são analisados para verificar o desempenho da CCN sem-fio em relação ao uso de *cache* oportunista, em termos de mobilidade e densidade da rede e às diferentes proporções de nós consumidores e produtores. A análise utiliza diversas métricas como eficiência de entrega, atraso, número de tentativas, carga na rede e número de colisões. Com estas métricas pretende-se caracterizar a faixa de operação da CCN sem-fio. Este capítulo apresenta o ambiente de simulação, mostrando detalhes do simulador utilizado, particularidades da implementação do modelo estendido e uma descrição dos parâmetros e cenários utilizados. Ainda, o capítulo propõe as métricas de desempenho sobre as quais se construirá a análise apresentada juntamente aos resultados.

### 5.1 Ambiente de Simulação

Os resultados foram obtidos através de simulação, as quais foram realizadas no simulador *Network Simulator 3 - NS-3*<sup>1</sup>, versão 3.16. O *NS-3* é um simulador de eventos discretos, voltado para pesquisa em redes, e que apresenta vasta utilização e aceitação pela comunidade acadêmica. O *NS-3* implementa modelos das camadas física, de enlace e de rede, além de permitir a criação de módulos e aplicações dedicadas. Para isto, o *NS-3* possui uma arquitetura modular que permite a inserção e remoção de módulos funcionais, possibilitando plena personalização do ambiente de simulação. Todo o *framework* do *NS-3* foi desenvolvido em C++, assim como toda a modificação dos módulos e a declaração dos

---

<sup>1</sup>Disponível em <http://www.nsnam.org>.

cenários de simulação também são feitas em C++. Utilizou-se, ainda, o módulo *ndnSIM*<sup>2</sup> para o *NS-3*, o qual implementa toda a arquitetura básica da CCN através de modelos funcionais de nós CCN, compostos de interfaces de aplicação e de rede, estruturas de encaminhamento como FIB, PIT, CS, a própria camada de estratégia, além de também implementar todo o núcleo básico do protocolo CCN baseado no envio de pacotes de interesse e no encaminhamento de pacotes de dados em resposta às solicitações. Assim como o *NS-3*, o módulo *ndnSIM* permite a personalização da arquitetura CCN implementada. O relacionamento entre as estruturas citadas é representado na Figura 5.1, que ilustra o modelo básico implementado pelo *ndnSIM*.

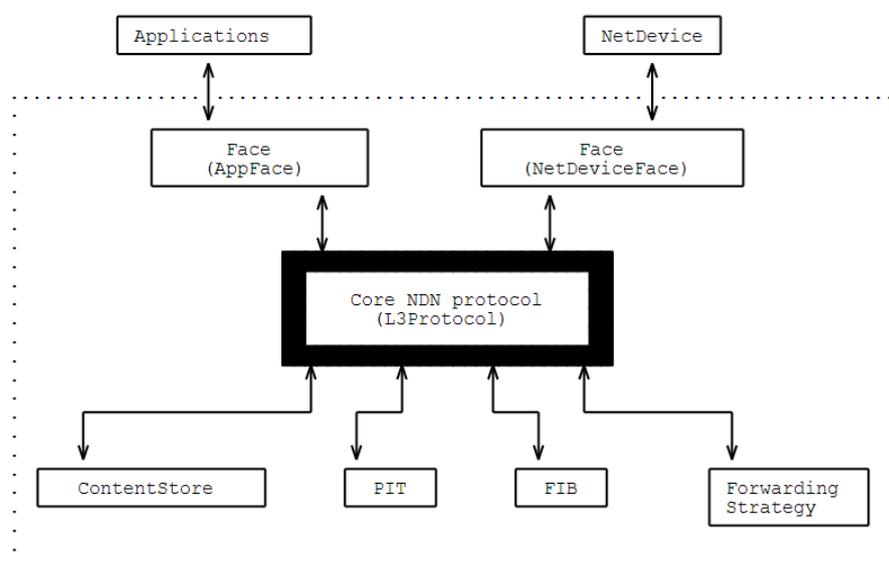


Figura 5.1: O modelo básico de um nó CCN implementado por *ndnSIM* [1].

### 5.1.1 Modelo Estendido da Camada de Estratégia CCN para Redes Sem-Fio

As modificações necessárias para permitir o recebimento e retransmissão de interesses por um única interface de rede foram implementadas em uma nova camada de estratégia para o *ndnSIM*. Essa modificação é necessária para modelar o comportamento de um nó sem-fio com apenas uma interface de rede. Uma nova classe de camada de estratégia foi criada, a qual herda parte dos métodos do módulo de estratégia original, *ndn::ForwardingStrategy*, mantendo todo o restante do modelo original inalterado. As modificações introduzidas ao modelo concentram-se, principalmente, nos métodos *CanSendOutInterest*, responsável pela verificação das interfaces de entrada e de saída; *Do-*

<sup>2</sup>Disponível em <http://www.ndnsim.net>.

*PropagateInterest*, que implementa o mecanismo lógico desempenhado pela camada de estratégia para envio de interesses; e *SatisfyPendingInterest*, responsável pelo encaminhamento de dados às interfaces armazenadas na entrada PIT pertinente. Assim, para suportar a comunicação sem-fio, eliminou-se a restrição que impedia o encaminhamento de interesses e dados pela mesma interface de recebimento do pacote, a única interface de rede disponível aos nós no modelo simulado.

Outra mudança realizada em relação ao comportamento padrão do modelo básico de *ndnSIM* foi a habilitação do armazenamento de dados não solicitados no CS de um nó. O modelo de simulação utilizado habilita a variável de controle *CacheUnsolicitedData* da classe *ndn::ForwardingStrategy*, o que permite que os nós armazenem qualquer conteúdo recebido, mesmo que não tenha sido emitido um interesse para sua obtenção. Dessa forma os nós podem armazenar conteúdos de forma proativa, habilitando-os a responderem eventuais interesses futuros.

### 5.1.2 Descrição dos Cenários

Os cenários definidos para a avaliação do desempenho da CCN sem-fio possuem diferentes características de mobilidade e conectividade. Para cada um dos cenários foram executadas 10 rodadas de simulação, cada uma com 300 s de duração. Todos os cenários são compostos por 60 nós, aleatoriamente distribuídos em uma área quadrada de 40.000 m<sup>2</sup>. O objetivo é analisar fenômenos básicos, de modo a caracterizar o comportamento das redes CCN no ambiente sem-fio e com mobilidade dos nós. Assim, o objetivo é caracterizar o desempenho de forma menos dependente de cenários específicos, focando nas características gerais dos resultados.

Os padrões de mobilidade foram gerados e analisados com a ferramenta *BonnMotion*<sup>3</sup>, nos quais nós movem-se segundo o modelo *Random Walk*. Neste modelo os nós escolhem direção e velocidade aleatórios [6], mantendo-se nessa trajetória até que atinja um limite predeterminado de tempo ou distância percorrida. Nas simulações realizadas, são escolhidas direções e velocidades dentro dos limites de  $[0, 2\pi]$  rad e  $[5, 15]$  m/s, respectivamente, e os nós se deslocam por 100 m na direção e velocidade escolhidos. Caso atinjam as bordas da área de simulação, os nós ricocheteiam com um ângulo determinado pela direção de chegada. Ao atingir os novos destinos, os nós fazem uma nova escolha e seguem assim, sucessivamente, por todo o tempo de simulação. Tais parâmetros de mobilidade foram escolhidos visando criar um modelo para simular a movimentação de usuários humanos,

<sup>3</sup>Disponível em <http://sys.cs.uos.de/bonnmotion>.

Tabela 5.1: Parâmetros de mobilidade e conectividade.

Potência Tx	Alcance Médio	Grau Médio	Disponibilidade
20 dBm	200 m	57,49	1,0
1,65 dBm	50 m	9,20	0,99
-3 dBm	35 m	4,84	0,76
-5 dBm	30 m	3,64	0,44
-20 dBm	10 m	0,44	0,01

caminhando por uma área urbana de convivência coletiva, como parques ou *shopping centers* [12].

Cada nó está equipado com uma interface IEEE 802.11b para permitir a comunicação sem-fio em modo *ad hoc*. Utiliza-se o modelo de propagação *log-distance*, adequado para predições de perda de propagação em ambientes urbanos densos, cujos parâmetros foram ajustados para a faixa de 2,4 GHz [31]. A conectividade média desta rede é alterada através da variação da potência de transmissão dos nós, com valor máximo de 20 dBm, o máximo permitido pelo padrão 802.11b, e valor mínimo de -20 dBm. Um dos efeitos mais interessantes da variação da potência de transmissão dos nós reside nas alterações percebidas na disponibilidade de caminhos entre dois nós arbitrários,  $i$  e  $j$ . A disponibilidade de caminhos indica a fração de tempo na qual existem caminhos válidos entre dois nós [3], impactando diretamente na quantidade de partições na rede. Os valores médios de alcance, grau (o número de vizinhos de um nó), e disponibilidade de caminhos, para cada um dos níveis de potência utilizados, encontram-se apontados na Tabela 5.1.

Também são utilizadas diferentes quantidades de nós consumidores e produtores de conteúdo, notadamente 1, 2, 4 e 8 nós (1,67%, 3,33%, 6,67% e 13,33% dos nós da rede, respectivamente). Em todos os cenários, nós consumidores requisitam conteúdos à rede através do envio de pacotes de interesse, carregando identificadores de *chunks* específicos. A identificação de cada *chunk* se dá por um nome hierárquico único, composto por um prefixo agregável e um número sequencial, inserido após o prefixo, resultando em um nome do tipo /prefixo/sequencial. Nos cenários simulados, os produtores possuem sempre o mesmo prefixo comum. Este modelo pode representar, por exemplo, um cenário em que apenas parte dos nós da rede possuem conectividade a outra rede além da CCN, funcionando como *gateways*, por exemplo, entre a rede 802.11b e a rede de dados *Long Term Evolution* (LTE) de uma operadora local. Neste contexto, o prefixo poderia representar uma saída para a Internet. O número sequencial do *chunk* é um valor escolhido em uma lista de 300 *chunks* possíveis. Um nó consumidor solicita *chunks* de modo ininterrupto, a

uma taxa constante, durante toda a simulação e pode solicitar um mesmo *chunk* mais de uma vez de acordo com a sua popularidade. Essa taxa de emissão de interesses também foi variada. Os valores de 1, 5, 15 e 50 pacotes/s são utilizados para verificar o desempenho da rede em diferentes situações de carga. Os consumidores escolhem os *chunks* a serem requisitados obedecendo a uma distribuição de Mandelbrot-Zipf (MZipf) [33], dada pela expressão  $1/(i+q)^\alpha$  com parâmetro  $\alpha = 0,7$ . O parâmetro  $\alpha$  varia de acordo com a aplicação utilizada e, no caso deste trabalho, busca-se replicar o parâmetro  $\alpha$  encontrado em *traces* reais de acesso à *Web*, provenientes de provedores de acesso à Internet, corporações e instituições acadêmicas [4]. O parâmetro  $q$  da distribuição MZipf também é configurado com 0,7, padrão no módulo *ndnSIM*, uma vez que se deseja utilizar uma distribuição do tipo *Zipf-like*, na qual  $q$  deve ser maior do que 0. Como pretende-se avaliar as variações de desempenho da rede com o uso do *cache* oportunista, todos os nós possuem uma CS funcional, com capacidade para até 100 dos 300 *chunks* possíveis e aplicando a política de atualização de *caches* LRU. Os nós consumidores são os únicos que não possuem CS ativa, ou seja, não armazenam conteúdos. Tal configuração é necessária a fim de impedir que interesses sejam atendidos com cópias armazenadas na CS dos próprios consumidores. Busca-se variar os parâmetros de simulação em uma larga faixa a fim de possibilitar a caracterização da faixa de operação da rede.

## 5.2 Métricas de Desempenho

As seguintes métricas de desempenho são utilizadas para avaliar os resultados obtidos com a implementação da CCN sem-fio:

- **Eficiência de entrega média:** média das razões entre as quantidades totais de *chunks* efetivamente entregues aos consumidores e as quantidades totais de interesses enviados pelos mesmos. Consideram-se todos os consumidores por rodada, consolidados por alcance e taxa de emissão de interesses utilizada.
- **Número médio de tentativas:** número médio de interesses necessários para a obtenção com sucesso de um determinado *chunk*, incluindo-se todas as tentativas de reenviar interesses para um mesmo nome. Consideram-se todos os consumidores por rodada, consolidados por alcance e taxa de emissão de interesses utilizada.
- **Atraso médio:** média do atraso fim-a-fim, em segundos, medido a partir do primeiro interesse enviado até o sucesso da entrega do *chunk* requisitado, considerando-

se todas as tentativas necessárias. Consideram-se todos os consumidores por rodada, consolidados por alcance e taxa de emissão de interesses utilizada.

- **Número médio de colisões na rede:** média do total de colisões na rede, isto é, quantidade de *chunks* não recebidos devido à interferência por recepção simultânea de múltiplos *chunks* no meio físico. O número de colisões por rodada é obtido através de *traces* específicos existentes no *ns-3*. Consideram-se todos os nós da rede por rodada, consolidados por alcance e taxa de emissão de interesses utilizada.
- **Carga média da rede:** média da quantidade total de pacotes de interesse e de dados transmitidos na rede. Consideram-se todos os nós por rodada, consolidados por alcance e taxa de emissão de interesses utilizada.

## 5.3 Resultados

Os objetivos das simulações são: a avaliar (i) o desempenho da rede com e sem o uso do *cache* oportunista, (ii) o impacto da variação do número de nós consumidores e produtores e (iii) o impacto da variação da densidade da rede. Os resultados obtidos são discutidos nas seções a seguir. Em todas as figuras nessa seção, barras verticais indicam os intervalos de confiança, dado pelo 95% percentil.

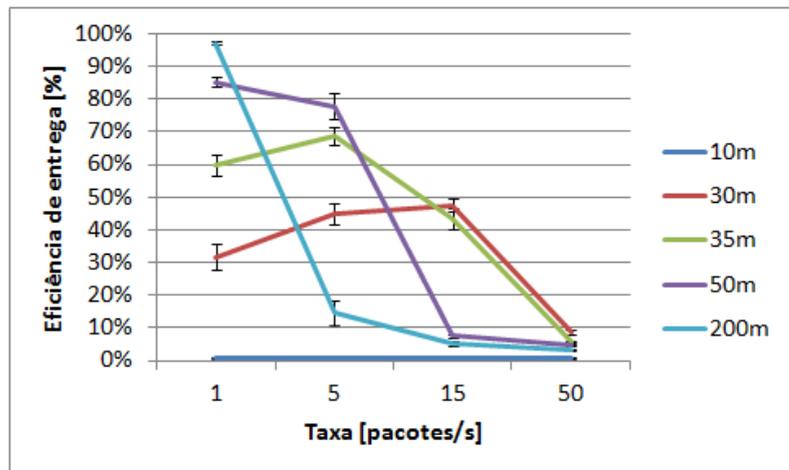
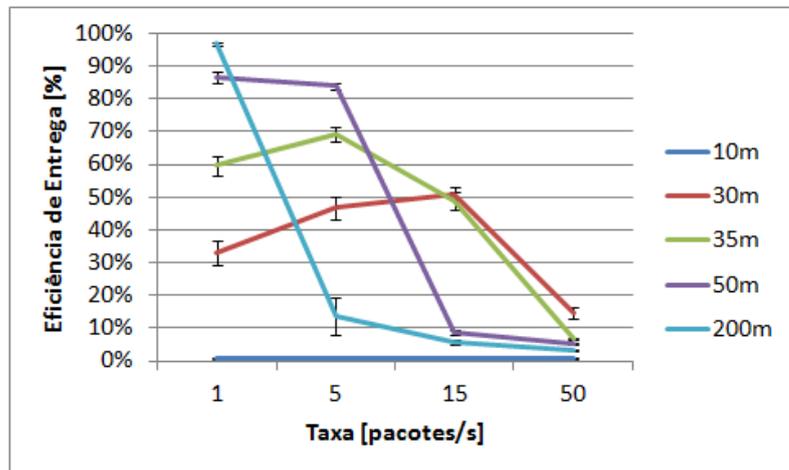
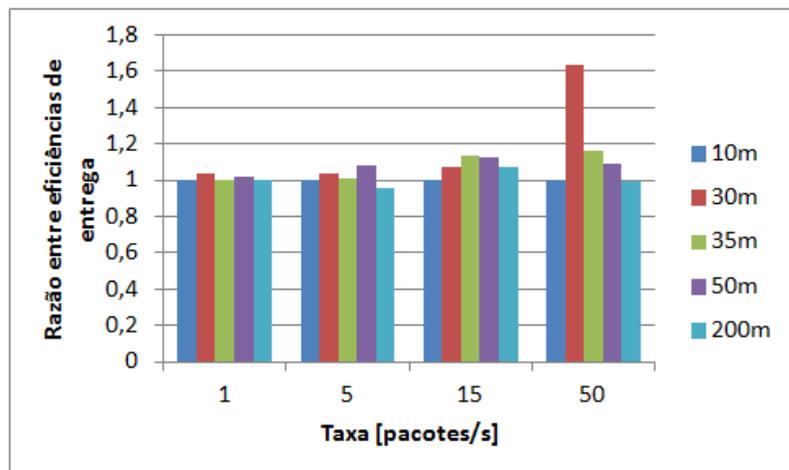
### 5.3.1 *Cache* Regular e Oportunista

Para avaliar o uso do *cache* oportunista, considera-se o modelo original de CS, com um mecanismo de *cache* que armazena apenas conteúdos solicitados, chamado de regular, e o modelo modificado de CS, o qual propicia o armazenamento de conteúdos recebidos e não solicitados, dito oportunista. Nestes cenários, apenas um nó consumidor e um nó produtor são utilizados a fim de caracterizar os efeitos da difusão de interesses e de conteúdos a partir destes dois nós.

A Figura 5.2(a) mostra os valores de eficiência de entrega para o mecanismo de *cache* regular. Pode-se perceber a baixa eficiência pois somente com conectividade total, obtida com alcance médio igual a 200 m, e com a taxa de emissão de interesses mais baixa é que a rede foi capaz de atingir eficiência de entrega maior que 90%. Nesta situação há apenas um consumidor requisitando interesses, de forma que seus interesses, emitidos a uma baixa taxa, não competem pelos recursos de rede com outras retransmissões do próprio interesse. Cada valor de alcance médio utilizado sugere uma capacidade de entrega de

conteúdos através do meio sem-fio. Com alcances médios menores há menos contenção, podendo-se explorar taxas mais elevadas. O valor limite de taxa de emissão se dá pelo intervalo de tempo entre interesses, cujas propagações na rede tornam-se concorrentes. O nível de saturação ocorre com taxas cada vez menores quando se aumenta a densidade de rede. Podemos dizer que há correlação entre a densidade da rede e a taxa máxima utilizada para entrega eficiente. Para taxas mais altas, como fica evidente nos pontos de cruzamento das curvas na Figura 5.2(a), a degradação do desempenho gerada pela retransmissão de pacotes é tão severa que nem mesmo para topologias menos densas a rede se mostra eficiente. Nessa condição, a eficiência é menor do que 10% em todos os casos. Nestes cenários, os pacotes de interesse são retransmitidos por nós intermediários, na tentativa de entregar o *chunk* solicitado ao consumidor, e acabam por inundar a rede por completo. Este fenômeno pode ser mais claramente visualizado na Figura 5.5(a) e será novamente abordado na análise realizada na Seção 5.3.3, cenário no qual seu impacto é ainda mais evidente.

O comportamento da métrica eficiência com o uso de *cache* oportunista pode ser visualizada na Figura 5.2(b), enquanto a razão entre as métricas obtidas com o *cache* oportunista e regular podem ser visualizadas na Figura 5.2(c). Pode-se perceber variações positivas, nas quais mais *chunks* foram entregues e apenas uma variação negativa, relativa ao cenário de alcance de 200 m e taxa de 5 pacotes/s, na qual quantidades menores de *chunks* foram entregues. Redes pouco densas, como as obtidas nos cenários de baixa potência de transmissão, não apresentam qualquer variação de desempenho com a utilização do *cache* oportunista devido à baixa disponibilidade de caminhos. Em topologias mais densas, por outro lado, o efeito do mecanismo oportunista se torna mais evidente, com desempenho até 63% superior ao mecanismo regular. A eficiência na entrega dos *chunks* aumenta principalmente nos cenários de conectividade intermediária, com alcances de 30 m, 35 m e 50 m. Assim como no mecanismo regular, também com o mecanismo oportunista quanto mais densa a topologia, mais sensível se torna a rede ao aumento da taxa de requisição de conteúdos. Taxas mais altas aumentam a contenção e, ao contrário dos demais cenários, a eficiência de entrega com conectividade total também é degradada em quase todos os cenários com o uso do *cache* oportunista. Porém, na comparação com o mecanismo regular, o desempenho do mecanismo oportunista é igual ou superior em todos os cenários, com exceção do alcance de 200 m e taxa de 5 pacotes/s. Com taxas mais baixas, a proporção de interesses que são atendidos com o envio de *chunks* provenientes de *caches* intermediários é consideravelmente menor e, por isso, o efeito do *cache* oportunista é menos evidente.

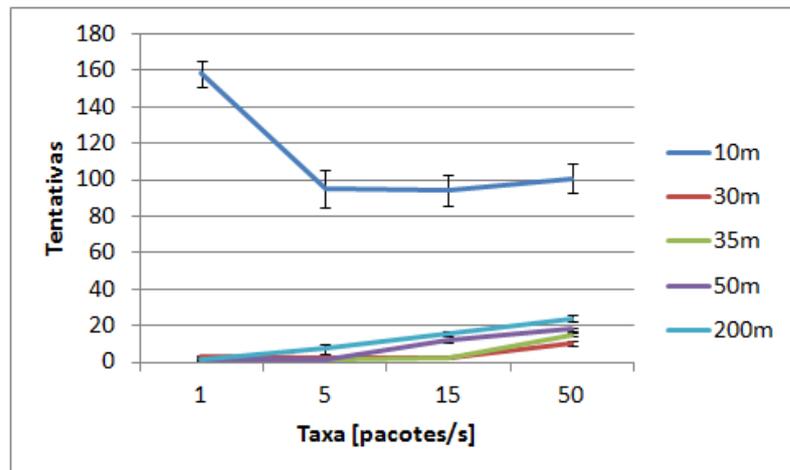
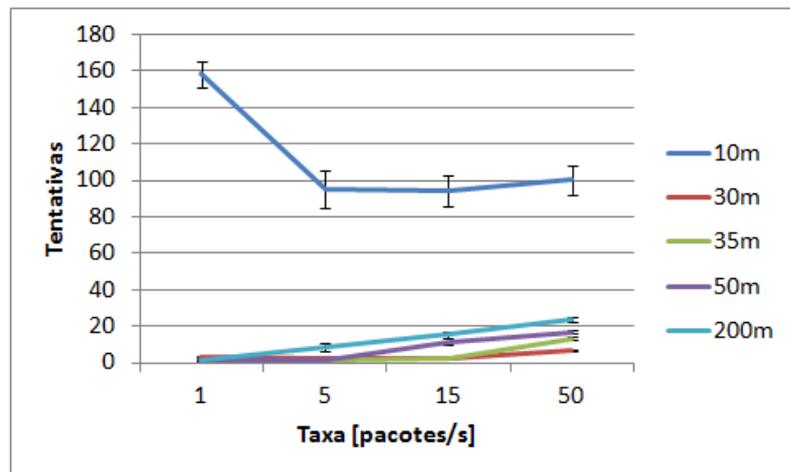
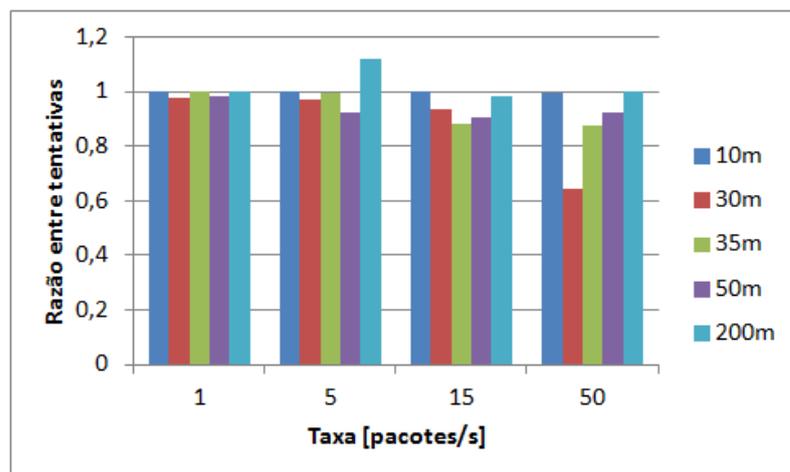
(a) *Cache* regular.(b) *Cache* oportunista.(c) Razão entre eficiências de entrega média do *cache* oportunista e regular.Figura 5.2: Eficiência de entrega por taxa de requisição de *chunks*.

A Figura 5.3(a) ilustra o número médio de tentativas para obtenção dos *chunks* soli-

citados. Com alcance médio de 10 m, a rede é sujeita a um grande número de partições e áreas desconectadas, necessitando de elevado número de tentativas até a obtenção do *chunk* com sucesso. A quantidade de *chunks* efetivamente entregues é muito pequena, como demonstrado pela métrica anterior. No cenário de alcance de 10 m houve maior eficiência de entrega de *chunks* com o uso de taxas mais altas de emissão de interesses. Como neste cenário específico a rede é largamente desconectada, os consumidores beneficiam-se do uso de taxas mais altas pois nos curtos intervalos de conexão ocorre a emissão de mais interesses, criando o estado necessário para o encaminhamento e entrega de um número maior de dados. Assim, exceto no cenário de alcance de 10 m, pode-se perceber o aumento do número médio de tentativas em decorrência do aumento da taxa de envio de interesses em todas as densidades de rede. Percebe-se, mais uma vez, a existência de uma capacidade limite relacionada à densidade de rede e à taxa de emissão de interesses utilizada pelo consumidor. É interessante observar a transição das séries de 30 m e 35 m para a taxa de 15 pacotes/s, ponto no qual pode-se perceber um aumento do coeficiente angular das curvas, denotando que a rede está operando próxima de sua saturação.

Os resultados obtidos com o uso do mecanismo oportunista encontram-se representados na Figura 5.3(b), enquanto a razão entre os resultados oportunistas e regulares encontram-se representados na Figura 5.3(c). Assim como ocorrido com a eficiência de entrega, o uso do mecanismo oportunista reduziu de forma geral o número médio de tentativas, exceto para o cenário de alcance de 200 m com taxa de 5 pacotes/s. Esse fenômeno mostra que o armazenamento proativo de conteúdos pode trazer benefícios à CCN sem-fio, ao contrário do afirmado por Ghodsi *et al.* [14]. Uma menor quantidade de tentativas para obtenção do conteúdo se traduz em redução da ocupação do meio. Essa redução se dá em virtude do armazenamento oportunista dos *chunks* pelos nós intermediários que, assim, podem responder a qualquer interesse emitido. O armazenamento oportunista de *chunks* requer, todavia, que os nós intermediários recebam os *chunks* provenientes dos produtores. Assim, somente os *chunks* mais solicitados permanecerão na CS dos nós intermediários, concentrando os ganhos de desempenho somente para os *chunks* mais populares. Esse efeito pode ser observado na Figura 5.4, que ilustra os resultados de atraso e número de saltos médios, para o exemplo de alcance de 30 m e taxa de emissão de interesses de 15 pacotes/s, para cada nível de popularidade. Toda popularidade nessa análise é relativa ao número de vezes que o *chunk* mais popular foi solicitado. Percebe-se que somente os *chunks* mais populares beneficiam-se dos *caches* e possuem pequenos atrasos e número de saltos reduzido.

O número médio de colisões na rede pode ser observado na Figura 5.5(a). De uma

(a) *Cache* regular.(b) *Cache* oportunista.(c) Razão entre número médio de tentativas do *cache* oportunista e regular.Figura 5.3: Número médio de tentativas por taxa de requisição de *chunks*.

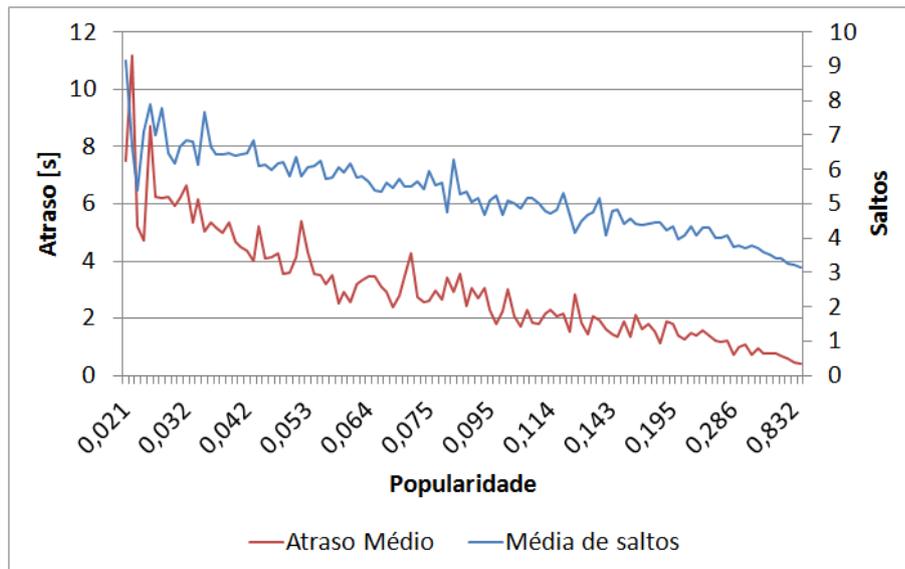


Figura 5.4: Atraso e número de saltos médios por popularidade dos *chunks*. Cenário de alcance 30 m com taxa de emissão de interesses de 15 pacotes/s.

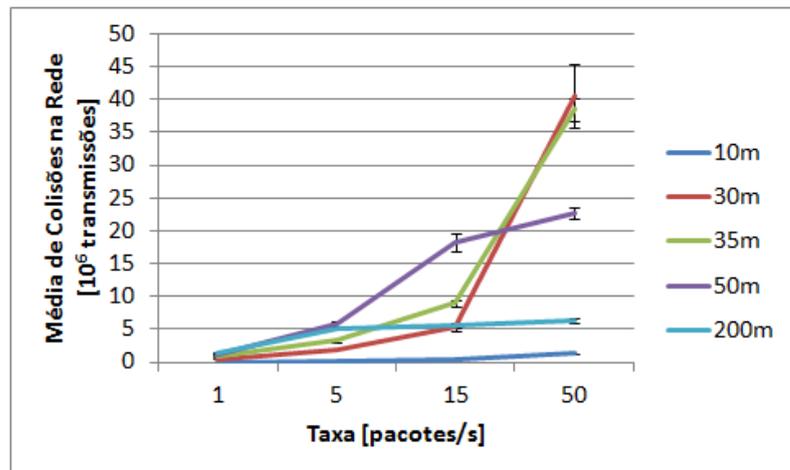
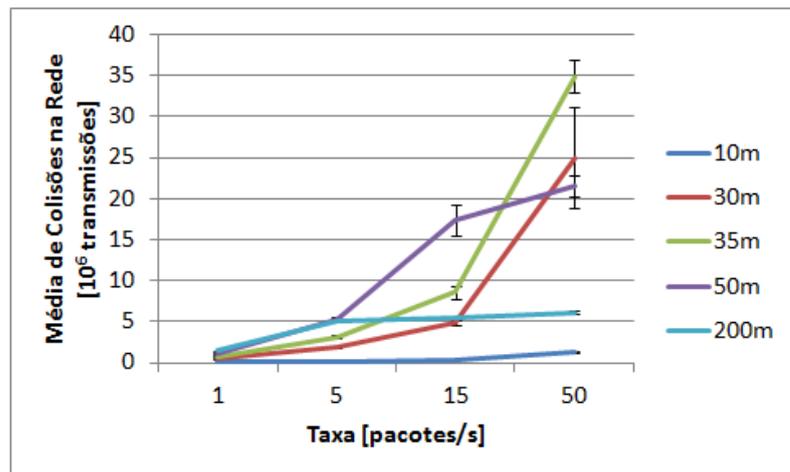
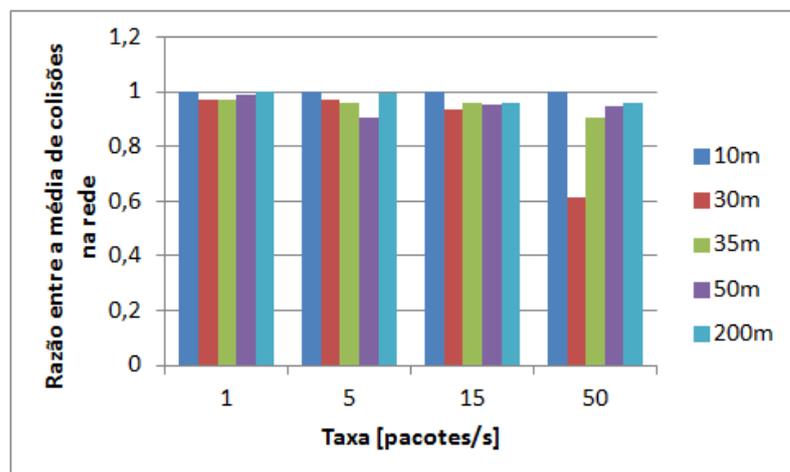
forma geral, redes mais densas apresentaram um número médio de colisões maior. É de se esperar que quanto mais densa a rede, maior a contenção pelo acesso ao meio devido às coberturas de certas regiões da rede por múltiplos nós. O cenário de alcance de 10 m não oferece conectividade suficiente para a comunicação entre os nós da rede, levando à quantidade reduzida de colisões apresentada. Em cenários em que poucos *chunks* são entregues devido à ocupação do meio, como no alcance de 200 m, a quantidade de colisões reduzida pode levar a um falso diagnóstico de melhoria do desempenho. Por se tratar de uma rede totalmente conectada, o mecanismo de sensoriamento do meio sem-fio existente na tecnologia 802.11 *ad hoc* permite que os nós percebam a ocupação constante do meio sem-fio. Tal redução nas transmissões adicionais explica a redução do número de colisões associada à reduzida eficiência de entrega nestes cenários. Para os demais cenários verificasse, com o mesmo comportamento da eficiência de entrega e do número médio de tentativas, o aumento da taxa de emissão de interesses faz com que haja maior utilização dos recursos de rede, aumentando a ocupação do meio sem-fio e a quantidade de colisões.

O uso do *cache* oportunista, representado na Figura 5.5(b), mostra quantidades iguais ou inferiores de colisões, reduzindo em até 38% o número de colisões no cenário de alcance médio de 30 m e taxa de 50 pacotes/s. A redução do número de colisões por si só não garante que houve melhora na capacidade da rede em entregar conteúdos. Como apresentado anteriormente, redes muito densas frequentemente apresentam altos níveis de interferência, o que se traduz em baixa capacidade de entregar dados. O reduzido

potencial de colisões associado ao aumento de eficiência de entrega de conteúdo aos nós é que evidencia que o uso do *cache* oportunista, ao armazenar cópias de conteúdos em nós intermediários entre produtores e consumidores, reduz a quantidade de interesses que são retransmitidos, liberando recursos da rede para serem explorados por outras transmissões. Os *caches* locais permitem atender interesses futuros com cópias mais próximas dos consumidores, reduzindo a propagação de interesses naquela região da rede. A razão entre os resultados oportunistas e regulares encontra-se representada na Figura 5.5(c).

A Figura 5.6(a) mostra os valores da métrica atraso para o mecanismo de *cache* regular. Em cenários de baixa densidade de nós há muitas áreas desconectadas da rede e tempo curto de existência de enlaces entre os nós. Estes cenários apresentam baixa probabilidade de recepção dos pacotes. Por outro lado, nos cenários com maior conectividade e disponibilidade de caminhos, os resultados mostram que o atraso também é afetado pelo aumento das taxas de requisição de conteúdos. O intervalo entre pacotes é bastante reduzido, substancialmente menor que o atraso fim a fim nos cenários com taxas de emissão de interesses de 15 e 50 pacotes/s. Com 15 pacotes/s tem-se um intervalo entre pacotes de 67 ms enquanto para 50 pacotes/s tem-se intervalo de 20 ms. Nestes cenários novos interesses são enviados antes mesmo de o primeiro interesse ter sido respondido já que a grandeza do atraso fim-a-fim é da ordem dos segundos. Esse fato aumenta ainda mais a contenção do meio, pois as diversas requisições de um mesmo consumidor competem pelos recursos de rede, degradando ainda mais o desempenho da rede. Ocorre algo semelhante a uma contenção intrafluxo, porém aplicada a todos os interesses gerados pelo consumidor.

A Figura 5.6(b) apresenta os resultados da métrica com o uso do *cache* oportunista. De forma análoga à eficiência de entrega de *chunks*, o atraso médio para responder um interesse também é afetado pelo uso do *cache* oportunista. Reduções da ordem de 40% foram obtidas com o mecanismo oportunista, como mostra a Figura 5.6(c). O atraso médio é, também, severamente afetado pelo aumento da concorrência entre interesses. Em cenários de alta conectividade, a contenção do meio é maior já que há sobreposição das áreas de coberturas de um número maior de nós. Como o uso de taxas mais baixas de envio de interesses resulta em baixa entrega efetiva de *chunks*, aumentando o tempo médio para a obtenção de um *chunk* com sucesso. O uso de taxas maiores faz com que ao menos parte dos *chunks* solicitados sejam entregues, melhorando tanto a métrica de eficiência quanto a métrica de atraso, uma vez que somente *chunks* efetivamente recebidos são considerados na métrica de atraso. Como a rede possui desconexões, os consumidores são capazes de solicitar mais *chunks* durante os curtos intervalos de conexão utilizando

(a) *Cache* regular.(b) *Cache* oportunista.(c) Razão entre o número médio de colisões do *cache* oportunista e regular.Figura 5.5: Número médio de colisões por taxa de requisição de *chunks*.

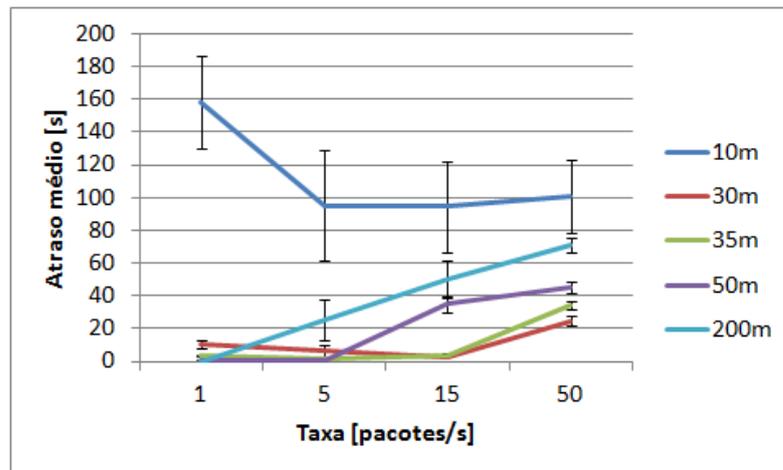
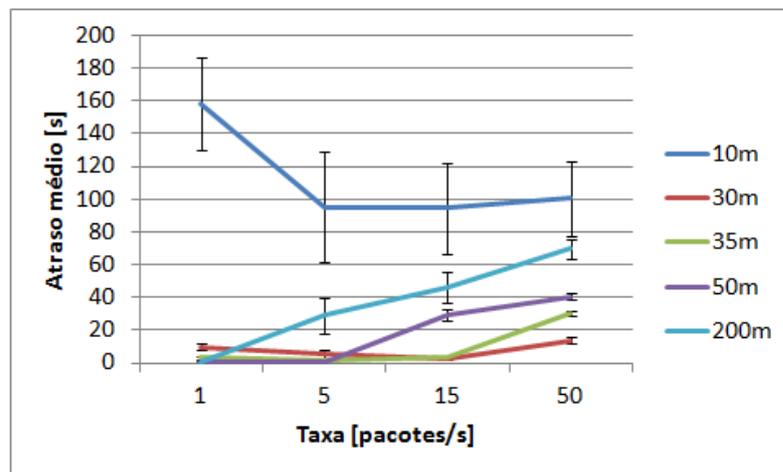
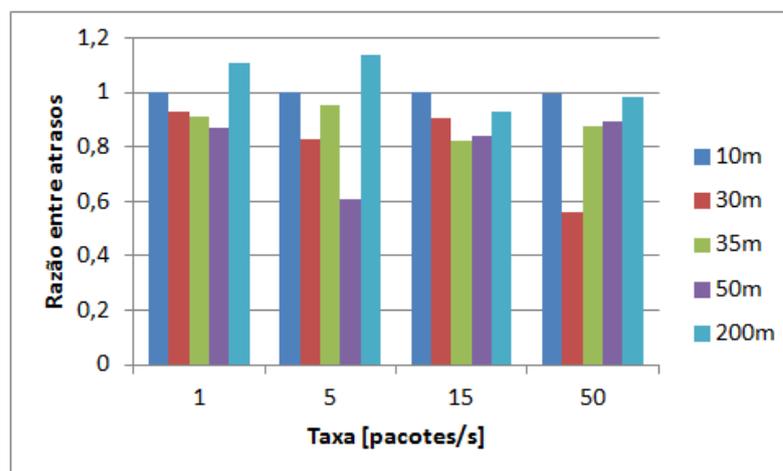
taxas mais altas de emissão de interesses, aumentando a probabilidade de entrega destes *chunks*. De uma forma geral o uso do *cache* oportunista reduziu o atraso para obtenção de *chunks*.

A carga média da rede, avaliada pela quantidade total de pacotes transmitidos na rede, encontra-se representada na Figura 5.7(a). A observação dos resultados demonstra como a rede é saturada com o aumento da taxa de emissão de interesses em todos os cenários. A carga total da rede cresce com o aumento da taxa de emissão de interesses, evidenciando a saturação da rede, observada na Figura 5.5(a), e aumento considerável da contenção.

Os resultados da métrica carga de rede com o uso do *cache* oportunista encontram-se representadas na Figura 5.7(b). De uma maneira geral, o uso do *cache* oportunista implica redução na carga da rede, sendo seu efeito mais pronunciado nas topologias de média conectividade e alta taxa de emissão de interesses. Como nessas topologias a contenção pelo meio é menor e a taxa de requisição de *chunks* é maior, há um espalhamento mais efetivo de tais *chunks* pela rede.

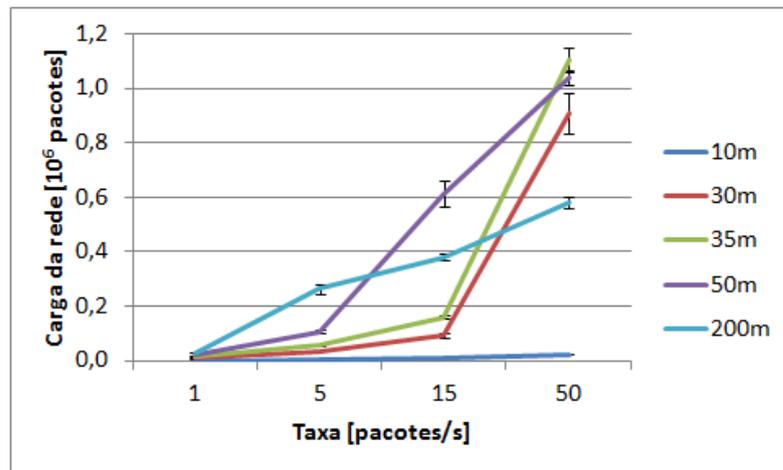
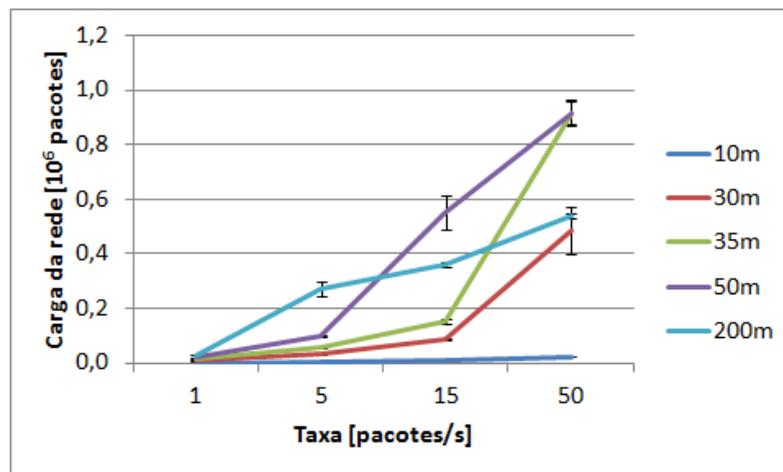
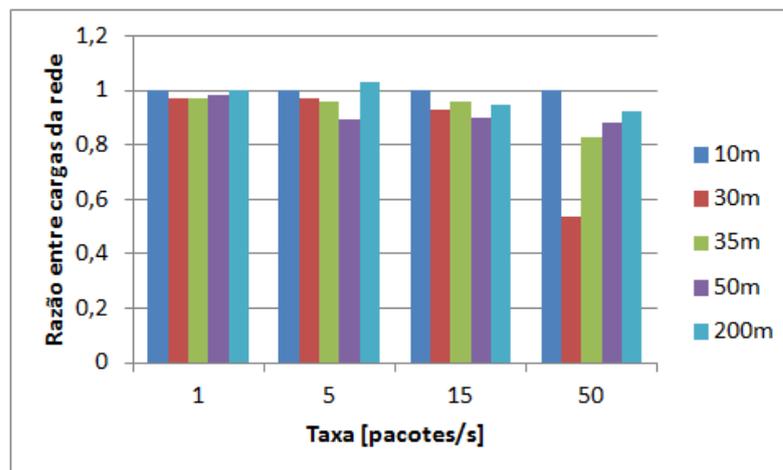
Pode-se perceber que ocorrem mais colisões, representadas na Figura 5.5(a), do que transmissões, representadas pela carga da rede na Figura 5.7(a). Com a utilização de primitivas *broadcast*, a emissão de um interesse ou de um dado pode gerar  $N$  recepções, com  $N$  tendendo ao número total de nós na rede no pior caso. Como a carga da rede é relacionada às transmissões e o número de colisões é relacionado às recepções, ocorre essa divergência numérica.

A redução da eficiência de entrega de conteúdos, o aumento do número médio de tentativas e a evolução do número de colisões totais em cenários densos e com taxas maiores de envio de interesses são os sintomas mais evidentes do *broadcast storm* [26]. Em todos os cenários avaliados, como apontado no início desta seção, há apenas 1 nó consumidor e 1 nó produtor. Muito embora os *chunks* possam ser solicitados múltiplas vezes, tanto por retransmissão de interesses devido à colisão da requisição original quanto por nova requisição devido à popularidade do mesmo, um único nó consumidor não se beneficia plenamente do *cache* oportunista. Dessa forma, a utilização de um número maior de nós consumidores e produtores também deve ser avaliada, pois impacta diretamente o desempenho destes *caches*.

(a) *Cache* regular.(b) *Cache* oportunista.(c) Razão entre atrasos médios do *cache* oportunista e regular.Figura 5.6: Atraso médio por taxa de requisição de *chunks*.

### 5.3.2 Proporção de Nós Consumidores e Produtores

Para verificar o impacto da quantidade de consumidores e produtores no desempenho da CCN com *cache* oportunista, são utilizados cenários com 1, 2, 4 e 8 nós consumidores,

(a) *Cache* regular.(b) *Cache* oportunista.(c) Razão entre cargas médias da rede do *cache* oportunista e regular.Figura 5.7: Carga média da rede por taxa de requisição de *chunks*.

bem como 1, 2, 4 e 8 nós produtores. São também simulados cenários com 8 nós consumidores e 8 nós produtores, simultaneamente. Por simplicidade, todos os produtores

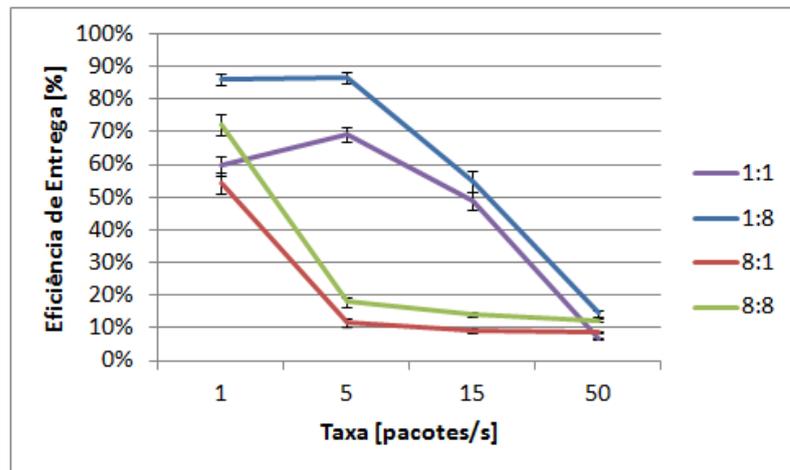
possuem os mesmos conteúdos. São quatro os cenários mais representativos do impacto da variação da proporção dos nós: 1 consumidor e 1 produtor ( $1:1$ ), 1 consumidor e 8 produtores ( $1:8$ ), 8 consumidores e apenas 1 produtor ( $8:1$ ) e o cenário com 8 consumidores e 8 produtores ( $8:8$ ). A Figura 5.8 apresenta os resultados destes cenários de simulação.

Ao compararmos os cenários  $1:1$  e  $1:8$ , percebe-se aumento da eficiência de entrega, além da redução do atraso e da carga da rede, com o aumento do número de produtores. Uma vez que nas simulações os produtores garantem o acesso às cópias de todos os conteúdos do prefixo utilizado, diferentemente dos *caches* intermediários que somente armazenam os conteúdos mais populares, há o aumento da probabilidade de atendimento às requisições por nós mais próximos dos consumidores. Com isso pode-se perceber a melhoria geral das métricas de desempenho. A adoção de grande número de consumidores leva a uma grande degradação do desempenho, sendo esta mais drástica nos cenários com densidades de nós maiores. O aumento da quantidade de fontes de interesses aumenta, de forma geral, a contenção. Com múltiplos consumidores requisitando conteúdos, há aumento da concorrência de recursos de rede para a difusão dos interesses. O aumento da quantidade de produtores atenua os efeitos da concorrência, como pode ser percebido na comparação direta dos cenários  $8:1$  e  $8:8$ , porém nem mesmo o aumento da quantidade de produtores é capaz de melhorar o desempenho frente a inundação da rede com interesses diversos gerados pelo re-encaminhamento dos nós intermediários. Assim, percebe-se que o aumento do número de consumidores é o principal fator que aumenta a contenção do meio, contribuindo diretamente para a piora do desempenho da rede devido ao *broadcast storm*.

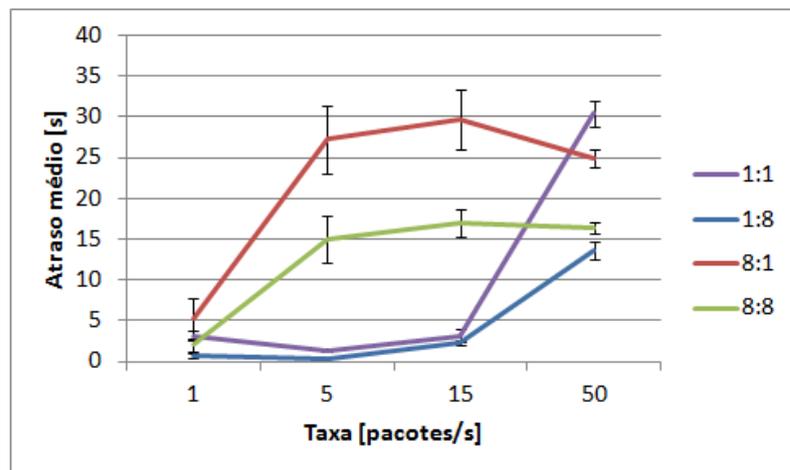
### 5.3.3 Densidade de Rede

Por fim, avalia-se também o impacto da variação do grau médio da rede sobre as principais métricas utilizadas. Alterações do grau médio deram-se através das variações da potência de transmissão dos nós.

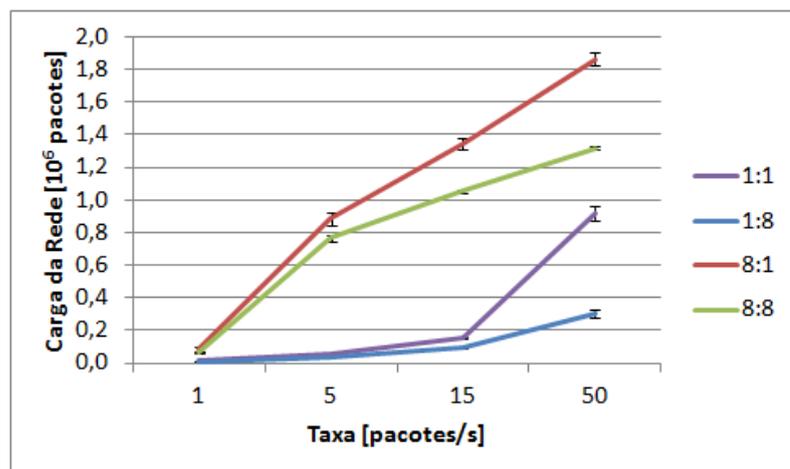
São mostrados, na Figura 5.9, os resultados relativos à taxa de emissão de interesses de 15 pacotes/s, expurgados os resultados com alcance de 200 m, rede plenamente conectada, e com alcance de 10m, com conectividade muito baixa. Para os cenários  $1:1$  e  $1:8$  percebe-se uma variação abrupta em todas as métricas nos cenários de alcances maiores que 35 m. A Tabela 5.1 mostra que, para o alcance de 35 m ou valores maiores, há crescimento exponencial do grau médio dos nós devido ao aumento das áreas com coberturas redundantes de múltiplos nós. Os cenários  $8:1$  e  $8:8$ , por sua vez, atenuam os efeitos



(a) Eficiência de entrega para alcance médio de 35 m.



(b) Atraso médio para alcance médio de 35 m.



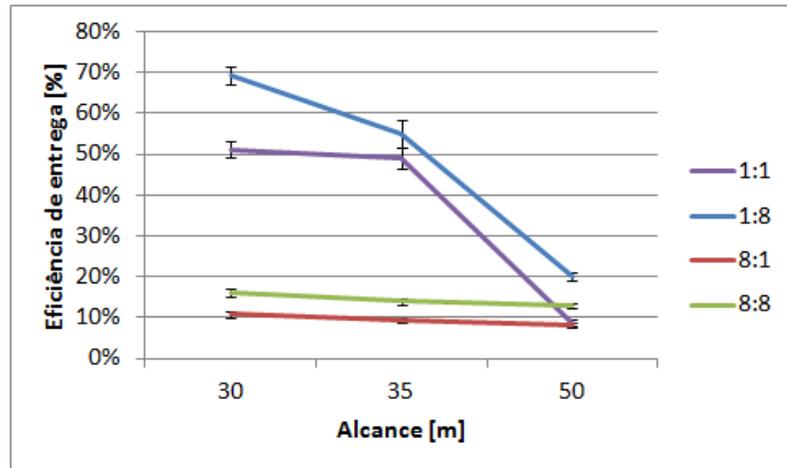
(c) Carga da rede para alcance médio de 35 m.

Figura 5.8: Resultados para diferentes proporções de nós consumidores e produtores.

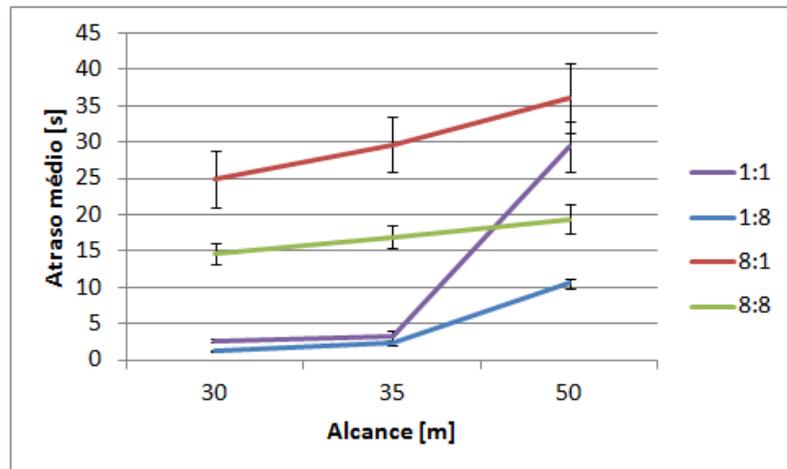
de degradação de desempenho com o aumento da densidade de rede. Ainda assim, são suscetíveis à contenção do meio e apresentam, também, degradação de desempenho em

todas as métricas com o aumento da densidade de rede.

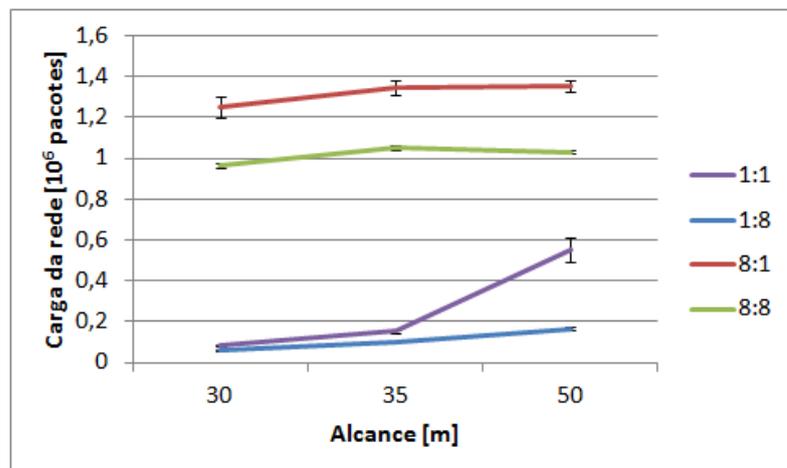
A partir dos resultados pode-se inferir que a redundância de transmissões, fruto da cobertura de áreas comuns por múltiplos nós, é bastante prejudicial ao desempenho das redes simuladas. Há aumento da contenção, evidenciada pelo crescimento do atraso e da redução da eficiência de entrega da rede. Por outro lado, com alcance de 30 m e, por isso, com disponibilidade de caminhos inferior, há um desempenho consideravelmente superior nos cenários com apenas 1 consumidor. Este é mais um indicador que a inundação da rede pode ser bastante prejudicial e que mecanismos de controle da difusão dos interesses são necessários para melhorar o desempenho da CCN sem-fio.



(a) Eficiência de entrega para taxa de emissão de interesses de 15 pacotes/s.



(b) Atraso médio para taxa de emissão de interesses de 15 pacotes/s.



(c) Carga da rede para taxa de emissão de interesses de 15 pacotes/s.

Figura 5.9: Resultados para diferentes densidades de rede.

# Capítulo 6

## Considerações Finais e Trabalhos Futuros

As ROCs possuem suporte nativo à mobilidade, que é uma das principais características das redes sem-fio. A dissociação entre identificação e localização afrouxa as restrições impostas pela mobilidade à camada de rede. Por isso, as ROCs tem sido propostas como arquitetura para redes sem-fio [23, 35, 2]. Todavia, a entrega de conteúdo nessas redes é consideravelmente impactada pelas características da mobilidade dos nós. A sobreposição das áreas de cobertura de múltiplos nós implica aumento do número de retransmissões redundantes e torna ainda mais disputada a contenção pelo meio e, em cenários com grande densidade de nós, há maior probabilidade de colisão de pacotes. No pior cenário tem-se a confluência destes fenômenos, ou a *Broadcast Storm*. Neste trabalho avaliou-se o desempenho de ROCs sem-fio através da simulação de um modelo simplificado da arquitetura CCN sem-fio. O módulo *ndnSIM* foi modificado para permitir a comunicação *broadcast* por uma única interface e também para permitir o armazenamento oportunista de conteúdos. Foi definida uma série de cenários, com diferentes parâmetros de mobilidade e de tráfego, para simulação do modelo modificado, com objetivo de avaliar o funcionamento das ROCs sem-fio em diversos cenários. Os resultados corroboram a afirmação de suporte nativo à mobilidade pela CCN, porém evidenciam os problemas relativos à inundação da rede com interesses, especialmente em redes densas e com grande número de consumidores. Maiores taxas de envio de interesses também degradaram as métricas de desempenho, devido à interferência intrafluxo, em que uma série de interesses de um mesmo consumidor competem pelo uso do meio sem-fio. Ainda, levantou-se que o uso de *cache* oportunista só é vantajoso aos conteúdos mais populares, podendo inclusive degradar o desempenho da rede em cenários muito densos.

Soluções tradicionais para retransmissão otimizada [26, 16] deveriam ser aplicáveis para sanar os problemas de *broadcast storm*, porém requerem o armazenamento de estado

e troca de informações entre nós. Varvello *et al.* mostram que não há vantagem em utilizar mecanismos para troca de informações e manutenção do estado de encaminhamento em redes de pequeno e médio porte, com um número máximo de 300 nós em [35]. Todavia, os resultados de nossas simulações mostram que o uso de difusão pode tornar inviável a implementação de ROCs utilizando canais *broadcast*, mesmo para um topologia reduzida de 60 nós. A queda de desempenho é fortemente correlacionada com o aumento da contenção e da probabilidade de colisões de pacotes, como indicado pelas métricas obtidas como resultado. Os efeitos da *broadcast storm* podem ser minimizados adotando-se políticas de inundação inteligentes. Como as ROCs não dispõem de informações topológicas e não endereçam pacotes a destinatários, a solução de inundação inteligente deve armazenar o mínimo de estado necessário e ser independente da troca de informações entre nós. Sensoriamento do meio e contadores de pacotes podem ser utilizados para a descoberta de vizinhos, determinação de métricas de atraso e para a priorização de retransmissões de pacotes por certos nós, reduzindo a contenção e a carga da rede. Dessa forma pretende-se, como objeto de trabalho futuro, implementar um mecanismo de otimização de retransmissões *broadcast* baseado apenas em informações locais para minimizar a probabilidade de colisão de pacotes, maximizar o total de conteúdos entregues aos consumidores e reduzir o atraso médio percebido pelas aplicações.

Este trabalho também destaca algumas questões de pesquisas futuras a serem discutidas e elucidadas em função da difusão controlada na arquitetura CCN. Como as primitivas de comunicação não são endereçadas a nós específicos, o emprego de mecanismos autônômicos de difusão otimizada é necessário para evitar os problemas de *broadcast storm*. Dentre as soluções propostas por Ni *et al* para o tratamento dos problemas de *broadcast storm* [26], nem todas são aplicáveis às CCNs. Por exemplo, o mecanismo baseado em localização, tido como o mais eficiente dos mecanismos propostos, requer o conhecimento da localização do nó transmissor, o que violaria as primitivas orientadas a conteúdo das CCNs. Assim, somente os mecanismos probabilísticos ou baseados em contadores poderiam ser utilizados e faz-se necessário uma melhor avaliação em termos de eficácia e eficiência destes mecanismos, bem como determinar os verdadeiros impactos da troca de informações de controle entre nós.

# Referências

- [1] AFANASYEV, A., MOISEENKO, I., AND ZHANG, L. ndnSIM: NDN simulator for NS-3. Technical Report NDN-0005, Xerox Palo Alto Research Center - PARC, 2012.
- [2] ANGIUS, F., GERLA, M., AND PAU, G. Bloogo: Bloom filter based gossip algorithm for wireless NDN. In *Proceedings of the 1st ACM Workshop on Emerging Name-Oriented Mobile Networking Design - Architecture, Algorithms, and Applications* (2012), ACM, pp. 25–30.
- [3] BAI, F., SADAGOPAN, N., AND HELMY, A. Important: A framework to systematically analyze the impact of mobility on performance of routing protocols for adhoc networks. In *22nd Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies - INFOCOM* (2003), IEEE, pp. 825–835.
- [4] BRESLAU, L., CAO, P., FAN, L., PHILLIPS, G., AND SHENKER, S. Web caching and zipf-like distributions: Evidence and implications. In *18th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies - INFOCOM* (1999), IEEE, pp. 126–134.
- [5] BRITO, G. M., VELLOSO, P. B., AND MORAES, I. M. *Information-Centric Networks*. John Wiley & Sons, Inc., 2013.
- [6] CAMP, T., BOLENG, J., AND DAVIES, V. A survey of mobility models for ad hoc network research. *Wireless Communications and Mobile Computing* 2, 5 (2002), 483–502.
- [7] CARZANIGA, A., ROSENBLUM, D. S., AND WOLF, A. L. Content-based addressing and routing: A general model and its application. Tech. Rep. CU-CS-902-00, Department of Computer Science, University of Colorado, 2000.
- [8] CARZANIGA, A., RUTHERFORD, M. J., AND WOLF, A. L. A routing scheme for content-based networking. In *23rd Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies - INFOCOM* (2004), IEEE, pp. 918–928.
- [9] CARZANIGA, A., AND WOLF, A. L. Forwarding in a content-based network. In *Proceedings of the 2003 ACM Conference on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols for Computer Communications - SIGCOMM* (2003), pp. 163–174.
- [10] DANNEWITZ, C., PENTIKOUSIS, K., REMBARZ, R., RENAULT, É., STRANDBERG, O., AND UBILLOS, J. Scenarios and research issues for a network of information. In *4th International Mobile Multimedia Communications Conference* (2008).
- [11] DE BRITO, G. M., VELLOSO, P. B., AND MORAES, I. M. Redes orientadas a conteúdo: Um novo paradigma para a Internet. *Minicursos do Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores - SBRC 2012* (2012), 211–264.

- 
- [12] DE BRITO, G. M., VELLOSO, P. B., AND MORAES, I. M. Uma análise do desempenho de redes orientadas a conteúdo sem-fio. In *Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos - SBRC* (2014).
- [13] GANESAN, P., GUMMADI, K., AND GARCIA-MOLINA, H. Canon in G major: Designing DHTs with hierarquical structure. In *Proceedings of the 24th IEEE International Conference on Distributed Computing Systems* (2004), pp. 263–272.
- [14] GHODSI, A., KOPONEN, T., RAGHAVAN, B., SHENKER, S., SINGLA, A., AND WILCOX, J. Information-centric networking: seeing the forest for the trees. In *Proceedings of 10th ACM Workshop on Hot Topics in Networks* (2011), pp. 1:1–1:6.
- [15] GHODSI, A., KOPONEN, T., RAJAHALME, J., SAROLAHTI, P., AND SHENKER, S. Naming in content-oriented architectures. In *Proceedings of the ACM SIGCOMM 2011 Workshop on Information-Centric Networking* (2011), pp. 1–6.
- [16] HEISSENBUTTEL, M., BRAUN, T., WALCHLI, M., AND BERNOULLI, T. Optimized stateless broadcasting in wireless multi-hop networks. In *25th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies - INFOCOM* (2006), pp. 1–12.
- [17] JACOBSON, V., SMETTERS, D., THORNTON, J., PLASS, M., BRIGGS, N., AND BRAYNARD, R. Networking named content. In *Proceedings of the 5th ACM International Conference on Emerging Networking Experiments and Technologies* (2009), pp. 1–12.
- [18] JOHNSON, D., PERKINS, C., AND ARKKO, J. Mobility support in IPv6. IETF Network Working Group RFC 3775, June 2004.
- [19] KOPONEN, T., SHENKER, S., STOICA, I., CHAWLA, M., CHUN, B., ERMOLINSKY, A., AND KIM, K. A data-oriented (and beyond) network architecture. In *Proceedings of the ACM Conference on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols for Computer Communications - SIGCOM* (2007), pp. 181–192.
- [20] KUROSE, J. Content-centric networking: technical perspective. *Communications of the ACM* 55, 1 (2012), 116–116.
- [21] LAGUTIN, D., VISALA, K., AND TARKOMA, S. Publish/subscribe for Internet: PSIRP perspective. In *Towards the Future Internet - Emerging Trends from European Research*. IOS Press, 2010, ch. 8, pp. 75–84.
- [22] MEALLING, M., AND DENENBERG, R. Uniform Resource Identifiers (URIs), URLs, and Uniform Resource Names (URNs): Clarifications and Recommendations. IETF Network Working Group RFC 3305, Aug. 2002.
- [23] MEISEL, M., PAPPAS, V., AND ZHANG, L. Ad hoc networking via named data. In *Proceedings of 5th ACM International Workshop on Mobility in the Evolving Internet Architecture* (2010), pp. 3–8.
- [24] MORAES, I. M., CAMPISTA, M. E. M., MOREIRA, M. D. D., RUBINSTEIN, M. G., COSTA, L. H. M. K., AND DUARTE, O. C. M. B. Distribuição de vídeo sobre redes par-a-par: Arquiteturas, mecanismos e desafios. *Minicursos do Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos - SBRC 2008* (2008), 115–171.

- [25] MOSKOWITZ, R., NIKANDER, P., JOKELA, P., AND HENDERSON, T. Host identity protocol. IETF Network Working Group RFC 5201, Apr. 2008.
- [26] NI, S.-Y., TSENG, Y.-C., CHEN, Y.-S., AND SHEU, J.-P. The broadcast storm problem in a mobile ad hoc network. In *Proceedings of the 5th Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking* (1999), pp. 153–167.
- [27] PAUL, S., PAN, J., AND JAIN, R. Architectures for the future networks and the next generation internet: A survey. *Computer Communications* 34, 1 (2011), 2–42.
- [28] PEYRAVIAN, M., ROGINSKY, A., AND KSHEMKALYANI, A. D. On probabilities of hash value matches. *Computers and Security* 17, 2 (1998), 171–176.
- [29] PLAGEMANN, T., GOEBEL, V., MAUTHE, A., MATHY, L., TURLETTI, T., AND URVOY-KELLER, G. From content distribution networks to content networks - issues and challenges. *International Journal for the Computer and Telecommunications Industry* 29 (2005), 551–566.
- [30] PODLIPNIG, S., AND BÖSZÖRMENYI, L. A survey of web cache replacement strategies. *ACM Computing Surveys* 35, 4 (2003), 374–398.
- [31] RAPPAPORT, T. S. *Wireless communications: principles and practice*, vol. 2. Prentice Hall PTR New Jersey, 1996.
- [32] SANDVINE. Global Internet phenomena report. Tech. rep., Sandvine, Nov. 2013.
- [33] SILAGADZE, Z. Citations and the Zipf-Mandelbrot’s law. *Complex Systems* 11 (1999), 487–499.
- [34] TYSON, G., SASTRY, N., RIMAC, I., CUEVAS, R., AND MAUTHE, A. A survey of mobility in information-centric networks: Challenges and research directions. In *Proceedings of the 1st ACM workshop on Emerging Name-Oriented Mobile Networking Design - Architecture, Algorithms, and Applications* (2012), pp. 1–6.
- [35] VARVELLO, M., RIMAC, I., LEE, U., GREENWALD, L., AND HILT, V. On the design of content-centric MANETs. In *8th IEEE International Conference on Wireless On-Demand Network Systems and Services* (2011), pp. 1–8.
- [36] WANG, J. A survey of web caching schemes for the Internet. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review* 29, 5 (1999), 36–46.
- [37] WANG, L., AFANASYEV, A., KUNTZ, R., VUYYURU, R., WAKIKAWA, R., AND ZHANG, L. Rapid traffic information dissemination using named data. In *Proceedings of the 1st ACM workshop on Emerging Name-Oriented Mobile Networking Design - Architecture, Algorithms, and Applications* (2012), pp. 7–12.
- [38] WANG, X., YIN, Y. L., AND YU, H. Finding collisions in the full sha-1. In *Advances in Cryptology - CRYPTO* (2005), Springer, pp. 17–36.
- [39] ZHANG, L., ESTRIN, D., BURKE, J., JACOBSON, V., THORNTON, J., SMETTERS, D. K., ZHANG, B., TSUDIK, G., CLAFFY, K., KRIOUKOV, D., MASSEY, D., PAPADOPOULOS, C., ABDELZAHER, T., WANG, L., CROWLEY, P., AND YEH, E. Named Data Networking (NDN) project. Tech. Rep. NDN-0001, Xerox Palo Alto Research Center - PARC, 2010.