

Universidade Federal de Campina Grande
Centro de Engenharia Elétrica e Informática
Programa de Pós-Graduação em Informática

Distribuição de Mídias ao Vivo através de uma Rede
de Favores Constituída entre Roteadores

Leandro Melo de Sales

Tese de Doutorado submetida ao Programa de Pós-Graduação em Informática da Universidade Federal de Campina Grande - Campus Campina Grande, como parte dos requisitos necessários para obtenção do grau de Doutor em Ciências, domínio da Ciência da Computação.

Área de Concentração: Ciência da Computação
Linha de Pesquisa: Redes de Computadores e Sistemas Distribuídos

Angelo Perkusich e Hyggo Almeida
(Orientadores)

Campina Grande, Paraíba, Brasil
©Leandro Melo de Sales, 18/06/2014

FICHA CATALOGRÁFICA ELABORADA PELA BIBLIOTECA CENTRAL DA UFCG

S163d

Sales, Leandro Melo de.

Distribuição de mídias ao vivo através de uma rede de favores constituídas entre roteadores / Leandro Melo de Sales. – Campina Grande, 2014.

241 f. : il. color.

Tese (Doutorado em Ciência da Computação) – Universidade Federal de Campina Grande, Centro de Engenharia Elétrica e Informática, 2014.

"Orientação: Prof. Dr. Angelo Perkusich, Prof. Dr. Hyggo Oliveira de Almeida".

Referências.

1. Roteadores.
 2. Arquitetura Híbrida.
 3. Distribuição de Mídias.
 4. Rede de Favores.
 5. Controle de Congestionamento.
- I. Perkusich, Angelo. II. Almeida, Hyggo Oliveira de. III. Título.

CDU 004.715 (043)

Resumo

O aumento das conexões de banda larga à Internet resulta em uma maior exigência de qualidade de serviço dos sistemas de distribuição de mídias ao vivo, elevando-se os custos com largura de banda dos distribuidores de conteúdo. No estado da prática, constata-se que nas principais propostas, como o Denacast/CoolStreaming, prevalece o uso de uma arquitetura híbrida P2P/CDN, objetivando-se disseminar o conteúdo multimídia eficientemente (escala/qualidade). No estado da arte, observam-se avanços em novas arquiteturas, como a Rede Centrada no Conteúdo (CCN), baseada em um modelo de serviço do tipo *pull* e *cache* dos dados mais acessados nos roteadores. O problema das abordagens práticas é o alto consumo de recursos de rede, resultante das estratégias adotadas nos protocolos de aplicação, propostos para suprir limitações das camadas inferiores e dispostos sem qualquer interoperabilidade. Como consequência, aumenta-se o tráfego de datagramas duplicados, limitando-se o desempenho dos sistemas de distribuição de mídias ao vivo – a Internet não foi projetada para este fim. Já em CCN, considera-se um modelo de serviço que não é apropriado para transporte de dados transientes, delegando-se a execução de serviços importantes aos nós clientes, quando deveriam ser prestados pela rede. Com isto, aumenta-se a quantidade de pacotes de controle dependentes da capacidade de transmissão *upstream*, em geral menor, se comparada à capacidade de *downstream*, resultando na baixa qualidade dos serviços multimídia.

Por estes e outros motivos detalhados neste trabalho, propõe-se o *Global Media Transmission Protocol* (GMTP), apresentado em duas perspectivas: projeto e desempenho. No projeto, propõe-se um protocolo multi-camada para disseminar eficientemente mídias ao vivo, através de uma rede de favores constituída entre nós roteadores. As parcerias entre os roteadores são determinadas pelos nós servidores, conforme medições das capacidades de transmissão dos canais já em uso para disseminar o conteúdo, obtidas e atualizadas por meio do controle de congestionamento assistido pela rede. Já na perspectiva de desempenho, estudou-se o GMTP em confrontos com as propostas supracitadas, avaliando-se as principais métricas de qualidade de serviço. Com base nos resultados obtidos por meio da simulação de um cenário real, demonstra-se que o GMTP obteve um desempenho 61,44 % melhor que o Denacast/CoolStreaming e 36,27 % melhor que o CCN-TV.

Abstract

The increasing number of broadband Internet connections results in a greater demand for quality of service from streaming multimedia systems and the rising costs of network bandwidth for the content distributors. The state of the practice works such as Denacast/CoolStreaming, prefer to use P2P/CDN architecture, aiming at disseminating multimedia content efficiently (scalability and quality). The state of the art proposals such as the Content Centric Network (CCN), use pull service model and cache of frequently accessed data on the routers. The problem of practical approaches is the consequent increase in the consumption of network resources, resulting from the strategies adopted in application protocols, proposed to address limitations of the lower layers and arranged without any interoperability. As a consequence, the traffic of duplicate datagrams is increased, limiting the performance of live multimedia distribution systems - the Internet was not designed for this purpose. On the other hand, CCN considers a service model that is not suitable for transport of transient data, delegating the implementation of important services to client nodes, when they should be provided by the network. As a result, it increases the amount of control packets depending on the upstream bandwidth, which is, in general, lower compared to the downstream bandwidth, resulting in low quality multimedia services.

For these and other reasons detailed in this document, we propose the Global Media Transmission Protocol (GMTP), presented in two perspectives: design and performance. In the design perspective, a multi-layer protocol is proposed to efficiently disseminate live media through a network of cooperative routers. This partnership between routers is determined by the streaming servers, based on the bandwidth of network channels explicitly shared by the routers already in use to disseminate content, obtained and updated periodically. In the performance perspective, GMTP was studied by comparing it to the aforementioned proposals, evaluating key metrics of quality of service. Based on the results obtained by simulating a representative scenario, the proposed GMTP achieved 61.44 % performance improvement better than Denacast/CoolStreaming and 36.27 % better than the CCN-TV.

Agradecimentos

Em primeiro lugar, agradeço a Deus e a Jesus Cristo, por terem me proporcionado maravilhosos e inesquecíveis momentos ao lado das pessoas que amo. Nossa Senhora, Maria, mãe de Jesus, por ter passado na frente em todos os momentos, sempre a me proteger.

Agradeço e dedico este trabalho aos meus pais (Marcelo e Socorro de Sales) e à minha futura esposa Juliana Assunção. Aos meus adoráveis pais que em inumerosos momentos souberam me mostrar os caminhos a seguir, educando-me e ajudando-me incondicionalmente a alcançar os meus objetivos, dando-me forças sempre que eu precisei, unidos firmes já conquistamos várias batalhas. Por terem tanto amor, carinho e dedicação, muitíssimo obrigado por tudo. À Juliana, amor da minha vida, pelo amor, dedicação e carinho. Você faz muita diferença na minha vida e significa muito para mim, nunca esqueça disso. Obrigado por compreender as minhas ausências e stress durante toda essa jornada. Agradeço também a seus amáveis pais (Paulo e Célia Assunção), que me apoiaram e me adotaram como filho.

Agradeço aos meus maravilhosos irmãos Marcello Jr. e Thiago Bruno, por serem uma grande prova que a união entre as pessoas pode efetivamente existir, independentemente da distância ou diferenças. Ao meu grande amigo Rodrigo Peixoto, pelo companheirismo e paciência de vários domingos pelo fim dessa tese. Olha aí, finalmente! A todos os outros membros da família, meus tios, primos e os “agregados” que, embora não tenham sido mencionados (é muita gente!), sempre terão grande importância em minha vida.

Aos meus orientadores Angelo Perkusich e Hyggo de Almeida pelo comprometimento, compreensão e conselhos durante os 8 anos de mestrado e doutorado. Ao governo brasileiro, pelo suporte financeiro por meio de bolsas de estudo do CNPq.

Certamente sem todas essas pessoas este trabalho não teria acontecido. Por fim, agradeço a todos os meus amigos e alunos, bem como os colegas de trabalho da UFAL, do COMPE/UFAL e do Embedded/UFCG, especialmente (em ordem alfabética): André Lage, Demian Borba, Elthon Alex, Evandro Costa, Fred Bublitz, Gustavo Costa, Heitor Ramos, Ig Ibert, Kin Torres, Luiz Eduardo, Luiz Augusto, Kyller Gorgônio, Leandro da Silva, Marcos Braga, Michael Aloisio, Márcio Ribeiro, Marco Rosner, Nicholas Fazio, Rafael Amorim, Russ Davis, Saulo Dornellas, Sidney Vilaça, Thiago Ribeiro e Wendell Soares.

Conteúdo

1	Introdução	1
1.1	Delimitação do Trabalho	2
1.2	Descrição do Problema	7
1.3	Objetivos	14
1.4	Relevância do Tema e da Tese	15
1.5	Estrutura do Documento	16
2	Fundamentação Teórica	18
2.1	Estruturas para Distribuição de Mídia ao Vivo	19
2.1.1	Estrutura baseada em árvore	21
2.1.2	Estrutura baseada em malha	23
2.1.3	Estrutura híbrida	27
2.2	Sistemas de Transmissão ao Vivo em P2P	30
2.2.1	Geração do conteúdo da transmissão	32
2.2.2	Armazenamento e consumo de dados	34
2.2.3	Estratégia de seleção de <i>chunks</i>	35
2.2.4	Realização de parcerias e obtenção de <i>chunks</i>	37
2.3	Sumário do Capítulo	38
3	Trabalhos Relacionados	40
3.1	Visão Geral das Propostas para Distribuição de Mídias ao Vivo	41
3.2	Aplicações e Protocolos para Distribuição de Mídias ao Vivo	44
3.2.1	Protocolos de adaptação de fluxo baseado em HTTP	44
3.2.2	PDTP – <i>Peer Distributed Transfer Protocol</i>	49

3.2.3	CPM – <i>Cooperative Peer Assists and Multicast</i>	50
3.2.4	HySAC – <i>Hybrid Delivery System with Adaptive Content Management for IPTV Networks</i>	52
3.2.5	PPSP/Swift – <i>P2P Streaming Protocol / The Generic Multiparty Transport Protocol</i>	54
3.2.6	DONet/CoolStreaming	57
3.2.7	CoolStreaming/Denacast	61
3.2.8	Outras propostas	62
3.3	Redes Centradas na Informação	63
3.4	Sumário do Capítulo	71
4	Global Media Transmission Protocol	72
4.1	Visão Geral	75
4.1.1	Resumo das principais características	82
4.1.2	Cabeçalho geral e tipos de pacotes	83
4.2	Definições, Relações e Restrições	87
4.3	Constituição da Rede de Favores η	91
4.3.1	Registro de participação de r_d em η	91
4.3.2	Tabela de recepção para obter P	97
4.3.3	Formação de parcerias entre r_d	99
4.4	Transmissão de $p_x \in P$ através de η	106
4.4.1	Indexação de P	106
4.4.2	Descrição de um fluxo de dados P :	108
4.4.3	Estabelecimento de conexão entre c_f e s_a para obter P	111
4.4.4	Fase 1: primeira requisição a um fluxo de dados P	111
4.4.5	Fase 2: próximas requisições para obter P	116
4.4.6	Fase 3: busca por mais parceiros r_q para obter P	116
4.4.7	Envio e recebimento de $p_x \in P$ em η	121
4.5	Controle de Congestionamento em η	124
4.5.1	Controle de congestionamento <i>unicast</i>	125
4.5.2	Controle de congestionamento <i>multicast</i>	138

4.6	Autenticidade de P	141
4.6.1	Transmissão e assinatura de autenticidade de $p_x \in P$	143
4.6.2	Verificação de autenticidade de $p_x \in P$	144
4.6.3	Habilitar / desabilitar a validação de pacotes $p_x \in P$	145
4.6.4	Obtenção da chave pública $K_{s_a}^+$ de s_a	146
4.7	Outras Considerações	146
4.7.1	Canais de comunicação	147
4.7.2	Procedimentos para desconexão de nós c_f , l_w e r_d	148
4.7.3	Eleição de nós l_w	150
4.8	Sumário do Capítulo	150
5	Análise de Projeto e do Desempenho do GMTP	154
5.1	Análise do Projeto	155
5.1.1	Projeto e benefícios do GMTP para os sistemas e para as redes	155
5.1.2	Comparativo: GMTP, Denacast/CoolStreaming e CCN	159
5.2	Avaliação de Desempenho	166
5.2.1	Objetivo e hipótese	167
5.2.2	Topologia de rede	167
5.2.3	Definição das variáveis	169
5.2.4	População e amostras	172
5.2.5	Tratamentos	173
5.2.6	Instrumentação	176
5.2.7	Formato da mídia	176
5.3	Resultados e Discussões	177
5.3.1	Atraso de inicialização	178
5.3.2	Índice de continuidade	181
5.3.3	Distorção da Mídia	184
5.3.4	Sobrecarga de controle	188
5.4	Sumário do Capítulo e dos Resultados	191
6	Considerações Finais	193
6.1	Conclusões	194

6.2	Limitações e Trabalhos Futuros	198
6.2.1	Limitações	198
6.2.2	Trabalhos futuros	199
6.3	Publicações	200
6.4	Resumo das Contribuições	201
A	Detalhes dos Experimentos	234
A.1	Largura de Banda e Atraso de Propagação Utilizados na Rede Simulada . .	234
A.2	Distribuição da quantidade de nós clientes nos primeiros 200 s de simulação	236
A.3	Distribuição da quantidade de nós clientes após os 400 s de simulação . .	236
A.4	Quantidade de Ensaios	236
A.5	Compilação dos Resultados	237

Lista de Símbolos

- 3WHS – *Three Way Hand Shake*
- ALTO – *Application-Layer Traffic Optimization*
- ALM – *Application Layer Multicast*
- BSD – *Berkley Software Distribution*
- CCID – *Congestion Control IDentifier*
- CCN – *Content Centric Networks*
- CPM – *Cooperative Peer Assists and Multicast*
- DASH – *Dynamic Adaptive Streaming over HTTP*
- DCCP – *Datagram Congestion Control Protocol*
- ECN – *Explicit Congestion Notification*
- GMTP – *Global Media Transport Protocol*
- HLS – *HTTP Live Streaming*
- HDS – *HTTP Dynamic Streaming*
- HySAC – *Hybrid Delivery System with Adaptive Content Management for IPTV Networks*
- IANA – *Internet Assigned Numbers Authority*
- ICN – *Information Centric Networks*
- IETF – *Internet Engineering Task Force*
- IGMP – *Internet Group Management Protocol*
- ITU-T – *International Telecommunication Union – Telecommunication Section*
- NDN – *Named-Data Networks*
- PDTP – *Peer Distributed Transfer Protocol*
- POSIX – *Portable Operating System Interface*
- PPETP – *Peer-to-Peer Epi-Transport Protocol*
- PPSP – *P2P Streaming Protocol*

RCP – *Rate Control Protocol*

RTO – *Retransmission Timeout*

RTP – *Real Time Protocol*

RTSP – *Real Time Streaming Protocol*

RTT – *Round Trip Time*

SCTP – *Stream Control Transmission Protocol*

SIP – *Session Initiation Protocol*

Swift – *The Generic Multiparty Transport Protocol*

TCP – *Transport Control Protocol*

TFRC – *TCP Friendly Rate Control*

TTL – *Time-To-Live*

UDP – *User Datagram Protocol*

URI – *Uniform Resource Identifier*

VCP – *Variable-Structure Congestion Control Protocol*

WWW – *World Wide Web*

XCP – *eXplicit Control Protocol*

Listas de Figuras

1.1	Esquema de uma arquitetura híbrida P2P/CDN para distribuição de conteúdo multimídia.	3
1.2	Confronto entre os sistemas Denacast/CoolStreaming e CCN-TV para as métricas distorção e sobrecarga de controle.	10
1.3	Funções de aplicação de distribuição de mídias ao vivo baseadas em P2P/CDN.	11
2.1	Árvore de <i>multicast</i> em nível da camada de aplicação.	21
2.2	Manutenção da árvore de <i>multicast</i> em nível da camada de aplicação.	22
2.3	Sistema baseado em múltiplas árvores com dois subfluxos.	24
2.4	Atividade inicial de um novato - rede P2P baseada em malha.	25
2.5	Troca de dados na aplicação baseada em malha.	28
2.6	Modelo de sistema utilizado.	30
2.7	Mecanismo de consumo da mídia ao vivo.	35
3.1	Representantes e marcos importantes no contexto de distribuição de mídias ao vivo	41
3.2	Arquitetura do HLS para transmissão de conteúdos multimídia baseado no protocolo HTTP	45
3.3	Arquitetura do DASH para transmissão de conteúdos multimídia utilizando o protocolo HTTP	46
3.4	Organização dos nós PDTP (<i>Peer Distributed Transfer Protocol</i>)	50
3.5	Diagrama de sequência do CPM (<i>Cooperative Peer Assists and Multicast</i>)	51
3.6	Arquitetura do HySAC (<i>Hybrid Delivery System with Adaptive Content Management for IPTV Networks</i>)	53
3.7	Arquitetura e funcionamento do protocolo PPSP/Swift.	55

3.8	Arquitetura genérica de blocos funcionais do CoolStreaming 1.0 e do 2.0.	58
3.9	Arquiteturas CDN/P2P utilizadas no Denacast. Figuras extraídas de [1].	61
3.10	Evolução das abstrações das redes de comunicação.	64
3.11	Um exemplo de interação da <i>Content-Centric Network</i>) (CCN).	65
4.1	Blocos funcionais do GMTP e as relações com a pilha de protocolos TCP/IP.	73
4.2	Arquitetura do Protocolo GMTP.	75
4.3	Tela da ferramenta de administração da distribuição Linux OpenWRT com suporte ao GMTP	77
4.4	Tipos de nós e modos de conexões do GMTP.	77
4.5	Rede de sobreposição construída pelo GMTP	79
4.6	Fluxograma geral do GMTP	80
4.7	Porção fixa do cabeçalho de pacotes GMTP.	84
4.8	Exemplo de uma tabela de recepção de fluxo mantida por um repassador	98
4.9	Cenário e passos para seleção de nós (exemplo 1).	100
4.10	Cenário para seleção de nós por interseção de caminhos W_v	101
4.11	Exemplo de rede para o estabelecimento de conexão do GMTP.	112
4.12	Passos do processo de estabelecimento de conexão do GMTP (Fase 1).	113
4.13	Tabela de recepção de fluxos de dados após a Fase 1.	114
4.14	Passos do processo de estabelecimento de conexão do GMTP (Fase 2).	116
4.15	Fase 3 de conexão do GMTP (Passo 1).	117
4.16	Fase 3 de conexão do GMTP (Passo 2).	119
4.17	Tabela de recepção de fluxos de dados após a Fase 3.	120
4.18	Exemplo da estrutura do <i>buffer</i> de envio e recepção de um nó GMTP com dois ponteiros, um para escrever e outro para ler pacotes p_x	122
4.19	Exemplo do mapa de <i>buffer</i> de um nó GMTP com tamanho de 17 p_x	123
4.20	Organização do algoritmo de controle de congestionamento no GMTP.	125
4.21	Funcionamento básico do protocolo RCP (<i>Rate Control Protocol</i>)	128
4.22	Limitação do RCP no cenário adotado no GMTP.	131
4.23	Funcionamento básico do funcionamento do GMTP-UCC (<i>Unicast Congestion Control</i>)	132

4.24 Comparativo entre o TCP e o XCP	135
4.25 Evolução dos números de sequência de fluxos de dados, quando utilizando TCP (Reno), XCP e RCP	136
4.26 Evolução do RCP, XCP e TCP pelo tempo de finalização de um fluxo . . .	137
5.1 Estado das funções de aplicação após o uso do protocolo GMTP.	156
5.2 Versão adaptada do <i>backbone</i> da rede GÉANT, com larguras de banda mo- dificadas para ser utilizada no experimento.	168
5.3 Exemplo de cálculo das variáveis dependentes ST, IC	172
5.4 Distribuição da capacidade de upload de cada nó cliente no ensaio 1	175
5.5 Distribuição da quantidade de nós clientes nos primeiros 200 s de simulação	175
5.6 Distribuição da quantidade de nós clientes após os 200 s de simulação . . .	176
5.7 OMNet++ com a execução de um dos ensaios com 1 servidor e 1.500 clientes.	177
5.8 Taxa de bits variáveis dos primeiros 200 s da mídia utilizada no experimento (<i>Star Wars IV</i>).	177
5.9 Resultado dos tratamentos (1 – 18) para a métrica <i>Atraso de Inicialização</i> . .	179
5.10 Resultado dos tratamentos (1 – 18) da métrica <i>Índice de Continuidade</i>	181
5.11 Resultado dos tratamentos (1 – 18) para a métrica <i>Distorção da Mídia</i>	185
5.12 Resultado dos tratamentos (1 – 18) para a métrica <i>Número de Pacotes de Controle</i>	188

Lista de Tabelas

2.1	Notações para descrever um sistema P2P de transmissão ao vivo.	33
2.2	Notações utilizadas para descrever a geração de mídia ao vivo em sistemas P2P.	33
5.1	Variáveis independentes utilizados no experimento.	169
5.2	Fatores consideradas no experimento.	170
5.3	Variáveis dependentes (respostas) consideradas no experimento.	172
5.4	Tratamentos executados no experimento.	173
5.5	Propriedades da mídia transmitida.	176
5.6	Sumário dos ganhos do GMTP sobre o Denacast e o CCN-TV.	192
A.1	Largura de banda e atraso de propagação utilizados na rede simulada. . . .	234
A.2	Sumário dos valores obtidos para as variáveis dependentes em cada trata- mento do confronto GMTP vs. Denacast/CoolStreaming.	237
A.3	Sumário dos valores obtidos para as variáveis dependentes em cada trata- mento do confronto GMTP vs. CCN-TV.	239

Lista de Algoritmos

1	Registro de participação de um nó repassador ao servidor	95
2	Tratamento da mensagem do tipo <i>Register Reply</i> para um registro de participação	96
3	Avalia intersecção entre caminhos para formar parcerias	104
4	Exemplo de requisição e resposta da lista de nomes dos fluxos de dados P de um distribuidor de conteúdos multimídia.	108
5	Exemplo de uma mensagem SDP no pacote <i>GMTP-MediaDesc.</i>	110
6	Trata a resposta e responde aos cliente aguardando pelo conteúdo	115
7	Assina digitalmente o conteúdo do pacote	143
8	Verifica a autenticidade dos dados de um pacote	145

Capítulo 1

Introdução

A Internet é um sucesso tecnológico e sua infraestrutura global conecta bilhões de hospedeiros, transmitindo-se uma volumosa quantidade de dados digitais diariamente. Estima-se que em 2016 ocorrerão aproximadamente 18,9 bilhões de conexões de rede – quase 2,5 conexões para cada pessoa no planeta – em comparação aos 10,3 bilhões estimados em 2011 [2].

O aumento das conexões de banda larga à Internet resulta em uma maior exigência de qualidade de serviço dos sistemas de distribuição de mídias ao vivo, elevando-se os custos com largura de banda dos distribuidores de conteúdo. Por exemplo, o YouTube™ registra um custo operacional com largura de banda da ordem de US\$1 milhão por mês, para atender cerca de 20 milhões de usuários por dia e conseguir transmitir o equivalente a 60 mil anos de vídeos se fossem reproduzidos sequencialmente [3]. Estima-se que este ano (2014), o tráfego de vídeo será maior do que foi o tráfego de redes entre pares (P2P) para compartilhamento de arquivos em 2009, correspondendo a 39 % do tráfego de dados total na Internet [4]. Além disso, estima-se que em 2016 cerca de 1,2 milhão de minutos serão transmitidos pela Internet a cada segundo – o equivalente a 833 dias ou mais de dois anos [2].

Com a evolução da WWW (*World Wide Web*) para a Web 2.0 [5, 6], os usuários passaram a ter um papel de destaque no processo de prover conteúdo. Um exemplo notório é o serviço de distribuição de conteúdos multimídia, sejam serviços onde as empresas disponibilizam conteúdos armazenados, como o YouTube e Netflix™, ou principalmente os casos de transmissões empresariais e residenciais ao vivo, como o CoolStreaming™, PPLive™ e o UStream.tv™. Nesses últimos casos, os sistemas permitem a transmissão de conteúdos ao vivo gerados a partir do computador de um usuário para milhares de outros usuários conec-

tados à Internet [7]. O UStream.tv recebe mais de 50 milhões de acessos e transmite 1,5 milhão de horas de vídeo ao vivo por mês, com mais de 2 milhões de usuários cadastrados e um dos canais¹ com mais de 284 milhões de acessos entre 2010 e fevereiro de 2014, com um pico de 100 milhões de acessos em uma semana. Outro caso é o da NASA.TV² (*National Aeronautics and Space Administration Television*), que em 2011 migrou todos seus canais ao vivo na Internet para o UStream.tv, com mais de 25 milhões de acessos até março de 2014.

Ao observar o panorama atual dos serviços de distribuição de mídias ao vivo [7–13], o que preocupa é o crescimento acentuado do consumo de recursos computacionais e de rede, resultante das estratégias e protocolos adotados para este fim, cada um com suas próprias soluções [14–19]. Por isto, há uma grande motivação para estudar e propor novas soluções para utilizar eficientemente as redes de computadores, a fim de distribuir mídias ao vivo através da Internet em escala e com qualidade [20, 21].

1.1 Delimitação do Trabalho

Apesar de existirem outras estratégias para distribuição de mídias ao vivo, delimita-se este trabalho nos protocolos dos sistemas para distribuição de mídias ao vivo baseados em uma arquitetura de rede híbrida P2P/CDN, ou seja, par-a-par [22–25] e cliente-servidor, com suporte de uma rede de distribuição de conteúdos (*Content Delivery Network - CDNs*) [26–28] (Figura 1.1). Isto porque há evidências contundentes [1, 29–37] de que se trata da principal escolha dos sistemas mais robustos, conseguindo-se escalabilidade do número de usuários e redução de custos com infraestrutura de rede, por meio das redes P2P; ao passo que facilita-se o gerenciamento e obtém-se maior estabilidade de disponibilização dos serviços, por meio das CDNs.

Nesse tipo de arquitetura de rede, os servidores da CDN atuam como super nós para a rede P2P, ao passo que os nós da rede P2P cooperam entre si a fim de disseminar mais rapidamente os datagramas, reproduzindo-os também localmente. Os datagramas são transmitidos após a captura dos quadros de um vídeo e uma aplicação os comprime, empacota-os e imediatamente os transmite para os sistemas remotos interessados. Do ponto de vista de

¹<http://www.ustream.tv/decoraheagles>. O nome do canal é *Decorah Eagles*, um acen-tamento de águias, localizado em Decorah, Iowa.

²<http://www.ustream.tv/nasa>

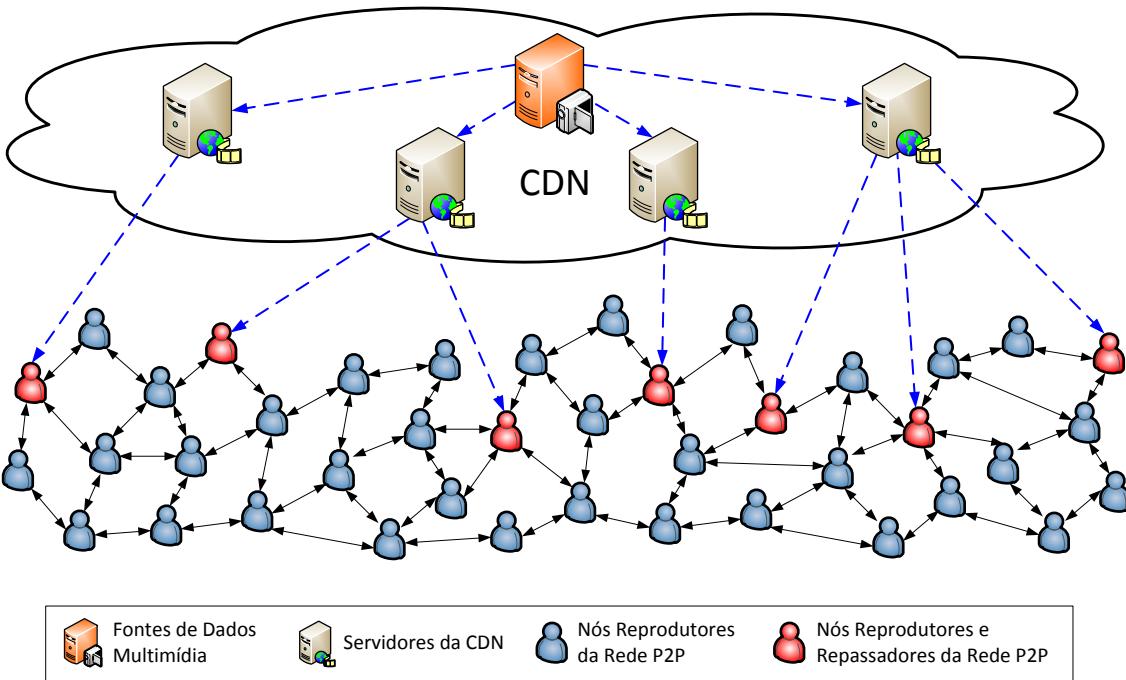


Figura 1.1: Estrutura de rede de uma arquitetura híbrida P2P/CDN para distribuição de conteúdo multimídia.

protocolos de rede, utilizam-se conexões TCP (*Transmission Control Protocol*) [38] para selecionar os nós parceiros e para troca de mapas de *buffers*, que servem para indexar quais nós possuem quais partes da mídia; ao passo que utiliza-se o UDP (*User Datagram Protocol*) [39] para transmitir datagramas contendo as partes da mídia a uma aplicação capaz de reproduzi-las ao usuário final.

Um aspecto importante para esses sistemas é definir de que forma os nós devem escalar o uso de seus recursos de forma que a alocação seja a mais eficiente possível, evitando-se sobrecarga nos servidores da CDN e nos canais de comunicação. Em sistemas dessa natureza, os nós estão sempre acessando e disponibilizando recursos uns dos outros, ao mesmo tempo que os servidores da CDN organizam os nós da rede P2P e mantêm os serviços de distribuição mais estáveis, tornando o sistema menos vulnerável ao dinamismo de participação dos nós de uma rede P2P, também chamado de *churn* [40, 41].

Isto posto, os cenários de aplicação considerados neste trabalho são os que apresentam um nó de rede gerador de um conteúdo multimídia e milhares de nós receptores, estabelecendo portanto uma relação $1 \rightarrow n$. Tais aplicações possuem uma característica em comum: a existência de muitos usuários interessados por um mesmo conteúdo e pouco ou nenhum dado individualizado, ou seja, que precisa ser transmitido apenas para um usuário ou um

grupo restrito deles. Esta característica leva às seguintes peculiaridades:

1. o usuário de um potencial nó contribuidor tem que expressar interesse em um determinado evento no instante da sua ocorrência e não quando já possui o conteúdo a ser compartilhado, como nos sistemas P2P de compartilhamento de arquivo. Além disso, as parcerias são realizadas entre os nós com interesses comuns por um único conteúdo e não por múltiplos conteúdos ao mesmo tempo;
2. quando o usuário de um potencial nó contribuidor não tem interesse em um conteúdo, a aplicação, na maioria das vezes, não é executada e, portanto, a dependência pelo oportunismo é mais crítica do que nos sistemas de compartilhamento de arquivos. Isto torna a rede mais dinâmica e consequentemente os serviços mais instáveis – há um impacto direto nos parâmetros que determinam a satisfação do usuário ao reproduzir um conteúdo multimídia devido ao aumento do *churn*;
3. o estado do mapa de *buffer* de reprodução de cada nó da rede é semelhante, pois não existe a possibilidade de um nó ter um mapa de *buffer* com muito mais dados para reproduzir do que outros nós. Da mesma forma, não faz sentido manter por muito tempo dados já reproduzidos no *buffer* de reprodução. Os datagramas expiram rapidamente³ e, nestes casos, as aplicações os descartam após reproduzi-los ao usuário final. Assim, o tamanho necessário para o *buffer* de reprodução deve ser o suficiente para armazenar alguns segundos da mídia e repassá-la aos nós parceiros, requerendo baixa⁴ capacidade de armazenamento dos processadores de rede (roteadores, pontos de acesso, estações de trabalho, celulares, *tablets*, etc). Além disso, torna-se ainda mais importante a qualidade em comparação a quantidade de parcerias que um nó forma, portanto exigindo-se estratégias eficientes de formação de parcerias entre os nós interessados por um mesmo conteúdo;
4. os caminhos dos fluxos de dados transmitidos por um mesmo servidor da CDN s_1 para um conjunto de nós $c_1..c_n$, localizados em redes distintas, são mais previsíveis. Isto possibilita parcerias de melhor qualidade ao levar em consideração que é possível determinar pontos de intersecção das rotas desses fluxos de dados, uma vez que estes

³Em aplicações de transmissão multimídia ao vivo, estima-se *jitter* máximo de 180 ms [42]

⁴Em geral, com MPEG-4, utilizam-se alguns kilobits até algumas dezenas de megabits por segundo [42].

convergem para um mesmo servidor s_1 . Nestes casos, é possível manter apenas um fluxo de dados e replicá-lo no ponto de intersecção. Além disso, conhecidos os caminhos e suas capacidades de transmissão corrente (produto largura de banda – atraso), pode-se determinar melhores parcerias, fomentando a cooperação e agrupamento de nós com interesses comuns.

Estas peculiaridades viabilizam uma abordagem muito importante adotada neste trabalho: a participação mais efetiva dos roteadores no processo de distribuição de mídias ao vivo. Isto ocorre ao permitir que os roteadores: (i) constituam uma rede de favores com seleção de nós parceiros (outros roteadores) baseados na capacidade de transmissão dos canais entre os clientes e os servidores; (ii) sirvam como pontes de acesso aos servidores da CDN; e (iii) ajudem na execução do serviço de controle de congestionamento. A principal justificativa para constituir redes de favores entre roteadores é baseada na conjectura de que os roteadores são elementos de rede estáveis com relação a sua disponibilidade se comparados aos sistemas finais, atenuando-se o *churn* das redes em comparação àquelas formadas unicamente por sistemas finais. Como consequência, a rede deve permitir que as aplicações forneçam serviços mais estáveis aos usuários. Esta decisão também se baseia no fato de que se existir um nó c interessado por um fluxo de dados P , transmitido por um servidor s através de um roteador r , os pacotes de dados de P que deverão ser entregues a c passarão obrigatoriamente por r .

De modo a generalizar essa discussão, pode-se afirmar que o uso da abordagem supracitada é justificado por uma tendência em utilizar os roteadores para auxiliar e otimizar os serviços das camadas TCP/IP mais acima, como o NAT dinâmico (*Dynamic Network Address Translation*), serviços de descoberta de nós e configuração de segurança e roteamento através de UPnP (*Universal Plug and Play*) [43], DNS dinâmico [44], controle de congestionamento, dentre outros. Essa tendência é também sustentada pelas Redes Centradas no Conteúdo (*Content-Centric Networks – CCN*) [45–48].

O fato é que manter informação de estado sobre a taxa de transmissão por fluxo de dados e definir a nova taxa de transmissão de acordo com eventos de perda não é a melhor abordagem [49, 50], prática comum nos algoritmos de controle de congestionamento tradicionais, como os utilizados no TCP. Em vez disso, deve-se utilizar protocolos que estimem explicitamente a capacidade máxima de repasse do roteador, ao sinalizar para os fluxos de dados competindo pelo uso do canal, a taxa de transmissão a ser utilizada, definida de acordo com

diversos critérios, tais como a ocupação da fila de roteamento e variação do RTT [51, 52]. Assim, reduz-se drasticamente as perdas de dados, porque raramente ocorre o transbordo das filas de roteamento; promove-se o compartilhamento equânime do canal e descarta-se a necessidade de procedimentos de inicialização que subutilizam os canais de transmissão, como a fase de partida lenta do TCP [38, 53].

Neste contexto, fazer uso dos algoritmos de controle de congestionamento assistidos pela rede é a melhor abordagem para realizar controle de congestionamento em transmissões de dados na Internet [50, 54]. Sendo assim, convém também utilizá-los para distribuir mídias ao vivo. Não somente com esta finalidade, mas também decidir pela formação de parcerias com base em informações explícitas da capacidade de transmissão de um ou mais canais de transmissão, conhecidos à medida que se distribuem os pacotes multimídia. No escopo deste trabalho tal abordagem é adotada, destacando-se o *Rate Control Protocol* (RCP) [50, 54, 55], escolhido em detrimento a outros protocolos da mesma classe, como o *Explicit Control Protocol* (XCP) [49, 56, 57], o *Variable-Structure Congestion Control Protocol* (VCP) [58–62] e o *Congestion Exposure* (ConEx) [63–65]. Em um momento oportuno, discutem-se os principais motivos para tal escolha.

Por fim, argumenta-se neste trabalho que ao mover a execução de alguns serviços para o núcleo da rede, ou pelo menos utilizar a rede para auxiliar neste processo, facilita-se o uso de alguns recursos antes difíceis de serem utilizados, tais como transmissões de fluxos de dados em modo *multicast*. No caso do *multicast*, embora esteja disponível há mais de 20 anos, utilizar tal abordagem largamente na Internet não se mostrou uma opção viável e poucas soluções o adotaram largamente na Internet [66, 67]. Isto ocorre devido às barreiras administrativas que dificultam a manipulação de rotas *multicast*, principalmente por conta da dependência do administrador da rede em ter que habilitar explicitamente este tipo de tráfego de dados para um cenário específico de aplicação. Contudo, é possível utilizar *multicast* quando controlado por um protocolo capaz de habilitá-lo/desabilitá-lo automaticamente, de acordo com a demanda das aplicações, compartilhando-se os fluxos de dados e mantendo-se o princípio da independência dos serviços de rede, ou seja, sem que a aplicação precise se preocupar como isto é feito.

É no contexto de utilização de conceitos e desenvolvimento de protocolos de redes e sistemas distribuídos para transmissão de mídias ao vivo que se insere esse trabalho, moti-

vado pelo grande interesse de pesquisa, indústria e mercado em evoluir o estado da arte da área de estudo deste trabalho. Para estudar e viabilizar uma solução eficiente com base no escopo apresentado, deve-se abordar problemas relacionados à comunicação multi-ponto, escalabilidade quanto ao número de nós e estratégias otimizadas para utilizar os recursos compartilhados da rede. Nesse contexto, deve-se considerar as métricas que determinam a satisfação de um usuário ao assistir a um evento ao vivo através da Internet.

1.2 Descrição do Problema

Nos últimos anos, diversos esforços acadêmicos e da indústria foram feitos para disponibilizar sistemas de distribuição de conteúdo ao vivo na Internet [23, 68–82]. A disseminação de diferentes sistemas e protocolos de rede com este propósito tem levado à pulverização de soluções para transporte de dados, gerando uma falta de padronização na forma como tais sistemas transportam seus dados na Internet, principalmente por tais soluções serem completamente implementadas na camada de aplicação [83–85]. Isto não seria um problema para a infraestrutura de rede e consequentemente para os sistemas finais se essa pulverização não potencializasse duplicações de fluxos de dados da transmissão de um evento destinado a um sub-conjunto de redes contendo nós receptores interessados em tal evento [86–94]. Como consequência, exponencia-se o consumo desnecessário de recursos computacionais e de rede.

Para entender o panorama atual nesse contexto, considere o seguinte cenário do sistema de TV tradicional (teledifusão). Quando uma pessoa está assistindo um canal e troca para outro, o receptor de sinal de TV consegue interpretar o novo conteúdo mesmo este sendo transmitido por outra emissora de TV. Para que isto funcione, existem padrões que descrevem o formato do vídeo/áudio (NTSC, PAL-M, TVD etc.), a forma como os sinais devem ser transmitidos, em diferentes frequências e como devem ser codificados/decodificados, de acordo com cada emissora de TV, dentre outros. Isto é possível porque todas as TVs simplesmente seguem padrões, independente da sua marca e modelo, caso contrário, somente conseguiriam interpretar o sinal transmitido por um conjunto restrito de emissoras de TV.

Considerando a analogia anterior, os servidores dos atuais sistemas de distribuição multi-mídia na Internet são as emissoras de TV, ao passo que as aplicações clientes são os aparelhos

de TV. A diferença para a analogia supracitada é que na Internet os sistemas não seguem um padrão para transmitir e receber os dados multimídia e consequentemente uma aplicação cliente de um sistema não consegue reproduzir o conteúdo transmitido pelo servidor de outro sistema. É como se cada TV funcionasse apenas para um determinado conjunto de canais que seguem um determinado padrão, sendo incapaz de reproduzir o sinal de vídeo oriundo de outras emissoras de TV que funcionam com base em outros padrões estabelecidos, incluindo alguns proprietários.

A transmissão de múltiplos fluxos de dados com o mesmo conteúdo por parte de diferentes sistemas gera um consumo desnecessário de recursos de rede e, principalmente, a impossibilidade de que dois ou mais nós conectados em sistemas distintos possam cooperar entre si, compartilhando o mesmo fluxo de dados transmitido por um servidor, quando há interesse das partes envolvidas. Por exemplo, é comum encontrar na Internet diversos sistemas de distribuição de conteúdo, cada um com milhares de usuários conectados, porém recebendo fluxos independentes do mesmo jogo de futebol, da corrida de fórmula 1, etc [77, 80, 95–100]. A duplicação pode ser percebida até em cenários mais simples, quando dois ou mais nós conectados à Internet através do mesmo provedor estão utilizando diferentes sistemas para assistir ao mesmo evento ao vivo. Idealmente, os nós deveriam compartilhar o mesmo fluxo de dados e cada um apresentar o conteúdo da forma definida pela aplicação, desacoplando a forma de transportar os dados da forma como estes são apresentados pela aplicação aos seus respectivos usuários, como no caso do serviço Web (princípio da independência dos serviços).

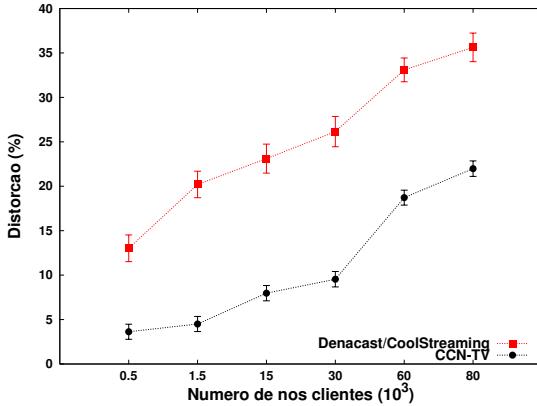
O grande sucesso do serviço Web, no ponto de vista de protocolo de comunicação, ocorre devido ao desacoplamento do conteúdo a ser transmitido e a forma de transportá-lo entre o cliente (navegador) e o servidor (web). Independente do modelo e versão do navegador e do servidor web, todos transportam dados utilizando o protocolo TCP, evitando-se assim a pulverização de diferentes formas de transportar os dados de tal serviço – fica apenas a cargo do desenvolvedor de cada aplicação decidir como exibir as informações recebidas. Nesse contexto, o TCP primordialmente provê o serviço de transferência confiável do conteúdo às aplicações, quando estas têm requisitos básicos como garantia de entrega, sem duplicações e ordenação dos datagramas. Contudo, percebe-se a inexistência de um protocolo equivalente ao TCP adequado para atender aos requisitos dos sistemas de distribuição de conteúdos

multimídia, apesar da grande demanda e sucesso de utilização dos mais variados sistemas de transmissão multimídia disponíveis na Internet [25, 77, 82, 95, 96, 98–118] – a Internet não foi primariamente projetada para este fim.

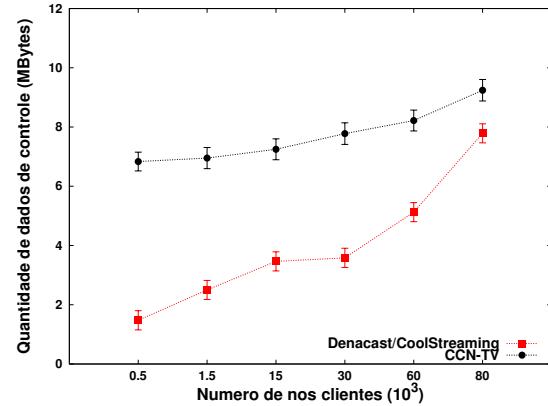
Atualmente, a visão supracitada (HTTP + TCP) não é empregada na Internet para o caso de distribuição de conteúdos multimídia ao vivo, pois a maioria dos serviços de transporte da Internet se limitam a oferecer recursos que auxiliam aplicações elásticas e não as inelásticas [42], como são os sistemas de distribuição de conteúdos multimídia ao vivo. Por esse motivo, nos últimos anos, propuseram-se diversas soluções de aplicação baseadas em arquiteturas P2P e/ou CDN (P2P/CDN) para distribuição de mídias ao vivo, a fim de mitigar a falta de serviços de rede mais específicos e melhorar a qualidade das transmissões desse tipo de dados. Propuseram-se também protocolos de transporte a fim de suprir as necessidades de serviços de rede das aplicações multimídia, como o *Datagram Congestion Control Protocol*(DCCP) [119, 120]. Apesar de proporcionarem melhorias às aplicações, as soluções existentes ainda são insuficientes para atender à demanda crescente dos serviços de distribuição de mídias ao vivo, de modo que ainda é possível aprimorá-los em escala e em qualidade.

No caso das soluções baseadas em P2P/CDN, utilizam-se *middlewares* que implementam as principais funções necessárias para distribuição de conteúdos multimídia ao vivo. Devido à existência de diferentes opções, cada sistema faz uso de um *middleware* específico (quando o fazem), causando um problema de interoperabilidade entre os sistemas devido à incompatibilidade entre as diferentes propostas. A questão é que os *middlewares* encapsulam e compartilham recursos computacionais complexos para desenvolver aplicações de rede, mas não encapsulam e tampouco compartilham a forma que os nós deveriam se comunicar. Por exemplo, o TCP provê serviços primitivos ao funcionamento do serviço Web, ao passo que as aplicações – clientes (navegadores) e servidores (web) – processam o conteúdo a fim de apresentá-lo aos usuários finais. Em essência, as minúcias de comunicar diferentes nós em uma rede deveria ser de responsabilidade da infraestrutura de rede e não das aplicações. A falta de interoperabilidade tem importância crítica para o caso dos atuais sistemas de distribuição de mídias ao vivo: delega-se muitas responsabilidades às aplicações, que passam a ter que tratar problemas que não existiriam se a rede oferecesse um melhor suporte para essa classe de aplicação. Como consequência, as aplicações se tornam soluções limitadas às esti-

mativas sub-ótimas sobre a real disponibilidade dos recursos de rede, uma vez que não existe um protocolo equivalente ao TCP que provê os serviços primitivos para o funcionamento de tais sistemas.



(a) Distorção da mídia.



(b) Sobrevida de controle.

Figura 1.2: Confronto entre os sistemas Denacast/CoolStreaming e CCN-TV para as métricas distorção e sobrecarga de controle. Transmitiu-se uma mídia do tipo MPEG4-II, com taxa variável de bits de 1 Mbps, através de uma rede simulada com 324 roteadores e diferentes larguras de banda. Mais detalhes sobre este experimento estão disponíveis no Capítulo 5 e no Apêndice A.

Para instanciar um cenário de desempenho do estado da prática e do estado da arte nesse contexto, observe a Figura 1.2, a respeito de duas proeminentes propostas estudadas no contexto deste trabalho: o Denacast/CoolStreaming [121] e o CCN-TV [122]. Com relação à métrica qualidade da mídia transmitida, ilustrada na Figura 1.2(a), o Denacast/CoolStreaming obtém um desempenho degradante à medida que se aumentou o número de clientes interessados pela mesma mídia. Nesse contexto, observa-se também um comportamento similar no caso do CCN-TV, com este obtendo um desempenho melhor se comparado ao Denacast/CoolStreaming. Por outro lado, com relação à métrica sobrecarga de controle, ilustrada na Figura 1.2(b), observa-se uma inversão no desempenho dos sistemas estudados, constatando-se que o Denacast/CoolStreaming obtém melhor desempenho com relação ao CCN-TV. O Denacast/CoolStreaming pertence à categoria das soluções disponíveis na camada de aplicação, ao passo que o CCN-TV pertence à categoria das redes que oferecem serviços de distribuição de conteúdo, no caso a CCN. Enquanto aplicações da primeira categoria executam suas próprias estratégias de distribuição de mídia, as aplicações da segunda categoria utilizam um modelo de serviço não apropriado para tráfego de dados multimídia

ao vivo, evidenciando-se lacunas para avançar o estado da arte e propor soluções mais otimizadas.



Figura 1.3: Funções de aplicação de distribuição de mídias ao vivo baseadas em P2P/CDN.

Cenários como estes têm sido observado nos últimos anos, onde os pesquisadores têm apresentado diversas estratégias para otimizar a distribuição de mídias ao vivo na camada de aplicação, quando na verdade o problema é de infraestrutura. Como ilustra-se na Figura 1.3, as aplicações e/ou *middlewares* implementam funções para tratar aspectos de conexão multi-ponto e diferentes topologias [14, 94, 123–127]; seleção de nós [128–132]; tolerância às desconexões e outros problemas causados pelo *churn* [41, 123, 127, 133–135]; disponibilização de informação de contexto sobre rede para dar suporte à execução dos serviços das aplicações, como localização da rede, medições e custos entre redes para melhorar a qualidade de serviços dos sistemas finais [128, 136–138]; estratégias para incentivos à cooperação entre nós [132, 139–144]; algoritmos para inibir a participação de nós *free-riders* [142, 145–147]; adaptação de fluxo baseado na capacidade de recepção dos nós [148–151]; e segurança [144, 152–155]. De fato, neste trabalho, questiona-se a real necessidade de se tratar os problemas supostamente resolvidos por essas funções e, nesse ínterim, identifica-se quais desses serviços poderiam ser melhor aproveitados se posicionados e adaptados nas camadas apropriadas da pilha de protocolos TCP/IP.

O fato é que os temas supracitados foram ganhando importância ao longo dos anos porque os serviços de transmissão de mídias ao vivo se popularizaram, ao passo que surgiram mais necessidades de sofisticar as aplicações a fim de melhorar seu desempenho em entregar os fluxos de dados para uma população crescente de sistemas finais, com diferentes tipos de conexão e mobilidade. Apesar da arquitetura da Internet ser modularizada em camadas funcionais, as soluções promovidas no contexto dos referidos temas não foram disponibilizadas estrategicamente nas camadas corretas, mas sim apenas na camada de aplicação. Isto se explica pelo fato de que é muito mais fácil desenvolver uma solução na camada de aplicação do

que em outras camadas mais abaixo, não apenas por aspecto de facilidade de implementação de software, mas também de implantação em larga escala na Internet, pois todas as outras camadas estão implementadas do sistema operacional e em níveis inferiores (*hardware*).

A forma mais básica para distribuir conteúdos e já conhecida há pelo menos 3 décadas é o IP *multicast* [93]. Apesar de melhorar escalabilidade no número de receptores do mesmo conteúdo ao vivo, tal estratégia foi considerada insuficiente devido à complexidade de habilitá-la e mantê-la, principalmente em grande escala [82]. Para contornar a dificuldade em habilitar o modo *multicast* em nível de IP, propôs-se a arquitetura ALM (*Application Layer Multicast*) [156], que é equivalente ao IP *multicast*, porém implementada em nível de aplicação. A diferença entre o IP *multicast* e o ALM é que no primeiro os roteadores duplicam e repassam os datagramas para os próximos roteadores até alcançar os sistemas finais, ao passo que no ALM os sistemas finais executam as ações citadas anteriormente, mas ainda dependem de funções de rede de mais baixo nível, o que pode aumentar o atraso de processamento nodal e a complexidade da aplicação. Existem diversos *middlewares* baseados em ALM e estes implementam suas próprias interfaces de uso e funcionalidades, incompatíveis entre si [82, 111, 157–161]. Sendo assim, a questão de interoperabilidade dos sistemas de distribuição de mídias ao vivo vem à tona mais uma vez.

Uma possível proposta seria se os protocolos de transporte atuais (TCP, UDP, DCCP, SCTP etc.) pudessem absorver parte da complexidade dos serviços de distribuição multimídia, mas não o fazem porque não foram projetados para atender às necessidades peculiares desse tipo de serviço e alterá-los requereria um grande esforço, ao ponto de culminar em um novo protocolo de rede. Este fato acontece basicamente por dois motivos. O primeiro é um motivo histórico (no caso dos protocolos mais antigos, como o TCP e o UDP), pois na época de suas propostas não se discutia sobre sistemas de distribuição de mídias ao vivo. O segundo motivo é que mesmo os protocolos mais recentes (DCCP, SCTP, etc.) não acompanharam a evolução das boas práticas no processo de distribuição de mídias ao vivo, como o uso de arquiteturas P2P/CDN e as diversas funções empregadas nesse contexto.

Para instanciar a discussão anterior, considere o caso do protocolo DCCP, proposto como um protocolo de transporte para transmissão de mídias ao vivo na Internet. O fato é que o DCCP é um protocolo orientado à conexão e portanto para cada novo usuário interessado em receber um fluxo multimídia transmitido, uma nova conexão se faz necessária, não havendo

a possibilidade de compartilhamento entre diferentes nós interessados pelo mesmo conteúdo, pelo menos de forma automática e transparente para as aplicações. Este cenário é motivador para que os desenvolvedores de aplicações continuem tentando resolver na camada de aplicação, de forma recorrente e paliativa, um problema que é de infraestrutura de rede. É evidente que os sistemas atuais podem passar a utilizar o DCCP para transportar os segmentos de mídias ao vivo, mas o DCCP apresenta problemas críticos quanto à escalabilidade devido ao mecanismo de conexão e proposta de controle de congestionamento fim-a-fim. Sendo assim, os problemas discutidos até aqui continuariam explícitos na camada de aplicação. Estas limitações do DCCP foram constatadas em estudos preliminares realizados no contexto deste trabalho e estão disponíveis em [162–165].

Apesar do protocolo DCCP ter sido utilizado para evidenciar parte dos problemas apresentados, esta discussão pode ser generalizada para qualquer outro protocolo de rede que seja orientado à conexão e que realize controle de congestionamento por conexão estabelecida. A fim de aumentar a representatividade de protocolos nesse contexto, o leitor pode consultar outros trabalhos disponíveis através das referências [166–185] e no Capítulo 3 deste documento.

Diante do exposto, remete-se esta pesquisa ao estudo de técnicas e mudança na perspectiva da execução de serviços de rede em camadas inferiores a da aplicação, buscando-se melhorias substanciais na execução dos sistemas de distribuição de mídia ao vivo, permitindo-se que a rede desempenhe um papel mais efetivo nesse processo. Por isto, pretende-se responder a seguinte questão de pesquisa: *como distribuir conteúdos multimídia ao vivo em larga escala, abstraindo-se a complexidade e promovendo-se a interoperabilidade entre os sistemas com base no princípio da independência dos serviços de rede?*

Para responder a questão supracitada, adota-se a seguinte hipótese: *a constituição de uma rede de favores entre roteadores que interceptam, realizam cache temporário e compartilham pacotes de dados tanto em modo multicast quanto em modo unicast, auxiliados por servidores para determinar as parcerias com base em um algoritmo para controle de congestionamento assistido pela rede, resulta na distribuição mais eficiente (escala e qualidade) de mídias ao vivo.*

1.3 Objetivos

Neste trabalho, o objetivo é o projeto e a avaliação de um protocolo de rede denominado *Global Media Transmission Protocol* (GMTP), que considera uma arquitetura híbrida P2P/CDN para distribuição de mídias ao vivo com base na constituição de uma rede de favores entre roteadores. Mais especificamente, pretende-se construir uma rede de favores para reduzir o consumo de recursos de rede, a fim de melhorar o desempenho dos sistemas de distribuição de mídias ao vivo (escala e qualidade). Nesse contexto, busca-se melhorar as métricas que determinam a satisfação dos usuários ao reproduzirem uma mídia ao vivo, através de um protocolo que explora a relação entre o escalonamento de recursos computacionais em redes P2P e a estabilidade das redes CDN, combinando-se técnicas para otimizar a formação de parcerias entre os roteadores, quando seus respectivos clientes estão interessados em uma mesma mídia ao vivo.

Inicialmente, propõe-se dar um passo atrás e repensar *distribuição de mídias ao vivo em uma rede de datagramas IP*, com a premissa de que a interoperabilidade dos sistemas é interesse básico de seus fornecedores, a fim de permitir que os datagramas referentes a uma mídia ao vivo sejam reproduzidos nas aplicações dos usuários finais o mais rápido possível e com melhor qualidade, sem preocupações com restrições comerciais.

Sendo assim, pode-se dividir o objetivo principal deste trabalho nos seguintes objetivos específicos (fases):

1. compreender os sistemas e protocolos para distribuição de conteúdos multimídia baseados em arquiteturas P2P/CDN, com suporte a controle de congestionamento e transmissão *multicast* na camada de aplicação. Além disso, revisar as propostas proeminentes nesse contexto, a fim de entender quais outras funções estão presentes nesse tipo de sistema e compará-las ao GMTP;
2. projetar o GMTP e discutir as principais funcionalidades com vista à distribuição de mídias ao vivo. Além disso, implementar o GMTP em um ambiente que proporcione a obtenção de valores para as métricas que determinam a experiência de um usuário ao assistir a um evento ao vivo através de uma rede, permitindo-se estudá-lo por meio de diferentes configurações, entender suas vantagens, limites e os impactos que seus recursos podem gerar tanto sobre os nós quanto sobre a rede; e

3. avaliar e discutir o protocolo GMTP em comparação ao estado da arte, discutindo-se sobre suas vantagens e desvantagens.

1.4 Relevância do Tema e da Tese

Distribuição de mídias ao vivo é um tema relevante no contexto de redes de computadores devido aos recentes interesses dos usuários por esse serviço, em particular, na Internet, como se discutiu na Seção 1.1.

Combinar tópicos específicos do tema estudado em uma solução para melhorar a experiência do usuário ao reproduzir um conteúdo ao vivo é um grande desafio, principalmente devido à consolidação de algumas soluções em paralelo ao surgimento de novas técnicas, métodos e/ou paradigmas, como as Redes Centrada na Informação e os algoritmos para controle de congestionamento assistidos pela rede. A distribuição de conteúdos multimídia em larga escala é cada vez mais relevante devido às funções e problemas inerentes a essa classe de aplicação, bem como os cenários considerados na Internet, com diferentes topologias de rede e heterogeneidade de nós. Estas características, aliadas à transparência da solução na perspectiva do desenvolvedor da aplicação, tornam o tema ainda mais relevante para o contexto de boas práticas em disponibilizar serviços multimídia na Internet.

Nesse contexto, apesar das soluções existentes resolverem parte do problema em discussão, principalmente quando se utiliza redes de distribuição de conteúdo, argumenta-se que ainda é possível obter melhores resultados quanto ao desempenho dos sistemas, não somente na perspectiva do consumo de recursos de rede, mas também do estado da prática no que diz respeito à forma que tais sistemas são desenvolvidos. No que diz respeito à relevância do trabalho na perspectiva de engenharia de software para sistemas distribuídos, considera-se indispensáveis três principais requisitos que estão sendo contemplados e que reforçam a relevância da tese. Estes requisitos servem como motivação para a realização das atividades que foram desenvolvidas ao longo deste trabalho.

O primeiro requisito é a consistência teórica. O protocolo de rede proposto foi concebido a partir de evidências sólidas com base nos trabalhos anteriormente publicados e em simulações de rede, com o problema-chave apresentado e uma solução discutida por meio de fundamentos matemáticos e provas obtidas com o uso de um simulador de rede. Nesse

contexto, propõe-se a descrição do protocolo de forma rigorosa e não-ambígua, permitindo um melhor entendimento e futuros investimentos de pesquisa no protocolo teórico proposto.

O segundo requisito é a contribuição científica. Diversos trabalhos relacionados foram estudados antes da concepção do protocolo proposto. A partir deste estudo, identificou-se o problema anunciado anteriormente e foram elencadas as possíveis soluções para o problema, o que culminou com a definição deste trabalho. Até o momento da escrita deste documento, não foram encontrados trabalhos que combinem as características aqui propostas com base no objetivo supracitado, o que reforça o caráter de originalidade e contribuição científica, a qual já vem sendo respaldada pela comunidade através da publicação de artigos em veículos relevantes da área e pelo interesse industrial, como apresentado na Seção 6.3.

O terceiro requisito é o potencial prático. A implementação do protocolo de rede, assim como o conjunto de ferramentas desenvolvidas e que serão mantidas, tem como objetivo demonstrar que a abordagem é viável e praticável. O compromisso com a utilização dos conceitos para construir soluções que possam ser aplicadas na indústria, torna o trabalho relevante em termos práticos, sobretudo em escala global na Internet.

1.5 Estrutura do Documento

O restante deste documento está organizado da seguinte forma:

- No Capítulo 2, apresentam-se os principais conceitos relacionados aos sistemas de distribuição de mídias ao vivo em arquiteturas P2P.
- No Capítulo 3, apresentam-se os trabalhos relacionados a esta pesquisa, destacando-se os principais avanços científicos no que diz respeito aos protocolos e sistemas de distribuição de mídias ao vivo.
- No Capítulo 4, apresenta-se o protocolo *Global Media Transmission Protocol* (GMTP).
- No Capítulo 5, apresentam-se os resultados sobre o desempenho do protocolo GMTP quando confrontado com duas outras proeminentes soluções disponíveis na literatura.

- No Capítulo 6, apresentam-se as considerações finais, discutindo-se os principais tópicos elencados neste trabalho, conclusões e trabalhos futuros.
- Por fim, no Apêndice A, apresentam-se alguns detalhes da metodologia adotada na execução do experimento realizado e discutido no Capítulo 5.

Capítulo 2

Fundamentação Teórica

A concepção de protocolos de rede para sistemas de distribuição de conteúdos multimídia ao vivo, trás à tona uma série de conceitos necessários para o entendimento da solução proposta neste trabalho.

Neste capítulo, apresentam-se as principais estruturas adotadas nos sistemas de distribuição de mídias ao vivo e as funções básicas empregadas nesses sistemas. Caso o leitor se considera familiarizado com esses assuntos, recomenda-se, pelo menos, a leitura do sumário deste capítulo, disponível na Seção 2.3. Caso necessário, sugere-se as seguintes referências complementares:

- Em [42, 186, 187], para conceitos básicos sobre comunicação e redes de computadores, modos de transmissão, redes de distribuição de conteúdo e protocolos de rede;
- Em [165], para funcionamento de protocolos de transporte mais modernos, como o DCCP e o SCTP. Além disso, discussões sobre a aplicação do DCCP em cenários reais de transmissão de mídias;
- Em [47, 65, 188–190], para conceitos sobre Redes Centradas no Conteúdo; e
- Em [93, 152], para mais detalhes sobre distribuição de mídias ao vivo com base em redes P2P, as quais foram utilizadas para escrever a maior parte deste capítulo.

2.1 Estruturas para Distribuição de Mídia ao Vivo

Nesta seção, apresenta-se uma revisão dos esforços prévios no sentido de estruturar e organizar os sistemas de transmissão ao vivo em arquiteturas P2P.

A transmissão de vídeos na Internet pode se classificar em duas grandes categorias: vídeos pré-armazenados, enviados sob demanda (*on-demand*) e vídeos ao vivo (*live*). Os usuários de vídeos assistidos sob demanda têm a flexibilidade de reproduzi-los no momento que for conveniente. Por outro lado, um conteúdo ao vivo é transmitido no mesmo momento em que o fluxo é gerado. Logo, todos os usuários devem estar sincronizados e devem assistir o fluxo de vídeo ao mesmo tempo. Isto significa que esses sistemas têm requisitos críticos de tempo e a retransmissão baseada no controle de erro não é adequado em cenários de altos atrasos. Por isso, tais sistemas utilizam suas próprias funções para tolerar perda de pacotes, como mascarar erros e adaptação de conteúdo, em transmissões de fluxos de dados sem garantia de entrega, em geral utilizando UDP.

A solução básica para o envio do fluxo de vídeo na Internet é a utilização do modelo cliente-servidor. Nesse modelo, um cliente cria uma conexão com um servidor de vídeo e o conteúdo é enviado a partir do servidor diretamente ao cliente. Existem algumas variantes deste modelo, mas as soluções baseadas em cliente-servidor demandam uma larga capacidade de transmissão nos canais de comunicação utilizados pelo servidor, o que gera um alto custo operacional [93].

Uma maneira eficiente de se estruturar e enviar um fluxo de vídeo a um grupo de usuários na Internet seria a utilização de *multicast* no nível de IP [93]. Em uma sessão de *multicast* IP, uma estrutura de árvore é formada. A fonte de vídeo se torna a raiz desta árvore *multicast*, e os clientes recebem o fluxo de vídeo através dos vários nós desta árvore, formado pelos roteadores que suportam o *multicast* em nível de IP. O problema é que manter uma estrutura de IP multicast requer configurações específicas da rede, o que exige intervenção humana e combinação de diferentes domínios administrativos.

Para contornar a falta de suporte de *multicast* em nível de IP, a função equivalente tem sido implementada no nível da camada de aplicação. Os servidores de vídeo e os clientes formam uma rede sobreposta à rede real e, assim, organizam-se para distribuir o fluxo de vídeo. De maneira similar ao *multicast* IP, formado por uma árvore de roteadores no nível

de rede, os nós participantes da sessão de vídeo formam uma árvore na camada de aplicação, cuja origem é o nó servidor de vídeo. Para essa estratégia dar-se o nome de redes P2P para distribuição de conteúdos multimídia.

Recentemente, vários sistemas P2P foram desenvolvidos para prover conteúdo de vídeo ao vivo e sob-demanda na Internet, com baixo custo operacional [80, 82, 96, 97, 191–195]. As redes entre pares (P2P) emergiram como um novo paradigma para construir aplicações distribuídas. Neste tipo de aplicação, os usuários são encorajados a atuarem como clientes e servidores. Em uma rede P2P, os nós participantes, além de obterem serviços da rede, também os provêem. Assim, a banda de rede dos usuários finais é utilizada para reduzir a grande demanda por banda de rede, outrora necessária aos servidores.

Por fim, existem vários casos de sucesso nas áreas de Voz sobre IP, Videoconferência e WebTV que utilizam uma arquitetura híbrida P2P/CDN. Nestes casos, um servidor gerador de datagramas multimídia transmite-os para um conjunto de servidores espalhados geograficamente em diferentes *backbones* que formam a CDN. Com o suporte dos nós constituindo uma rede P2P, os servidores da CDN enviam os datagramas para os nós da rede P2P, que os disseminam para outros nós interessados pelo mesmo conteúdo à medida que novas partes (*chunks*) do conteúdo são geradas e obtidas. No ponto de vista da rede P2P, os serviços da aplicação são oportunistas, onde os nós dependem uns dos outros para receberem o conteúdo desejado, ao passo que a dinâmica da rede pode gerar instabilidades na qualidade de serviço. Por outro lado, a implementação de uma rede CDN é, em geral, uma estrutura de servidores que se comunicam com um servidor gerador do conteúdo multimídia a ser distribuídos. Sendo assim, o maior desafio termina sendo de constituir e manter a rede P2P. Por este motivo, a partir deste ponto em diante o foco da discussão será nas redes P2P e nas estratégias para disseminar uma mídia ao vivo.

Os sistemas de envio de vídeo que utilizam arquitetura P2P podem ser classificados em duas categorias, quanto a sua estrutura: os baseados em uma estrutura de árvore e os baseados em uma estrutura em malha. As seções subsequentes são dedicadas a descrever o funcionamento de cada uma dessas estruturas.

2.1.1 Estrutura baseada em árvore

Os sistemas baseados em árvore têm uma estrutura sobreposta bem organizada e, tipicamente, distribuem o fluxo de vídeo enviando dos nós pais para seus nós filhos. Um dos maiores problemas desta abordagem é que os nós são vulneráveis à entrada e abandono dos nós participantes da rede (*churns*) [125, 134]. Assim, quando um participante deixa a rede, a estrutura de árvore se rompe e parte do sistema sofre, temporariamente, uma suspensão no fluxo do vídeo, o que impacta diretamente no usuário final por ter a reprodução da mídia interrompida.

Cada nó do sistema se conecta à árvore em um certo nível. Em seguida, cada nó recebe o vídeo de seus pais, no nível superior, e reenvia o conteúdo aos seus filhos, no nível mais baixo. Algumas aplicações, como Overcast [111], utilizam esta abordagem. Na Figura 2.1, ilustra-se um sistema com quinze nós participantes.

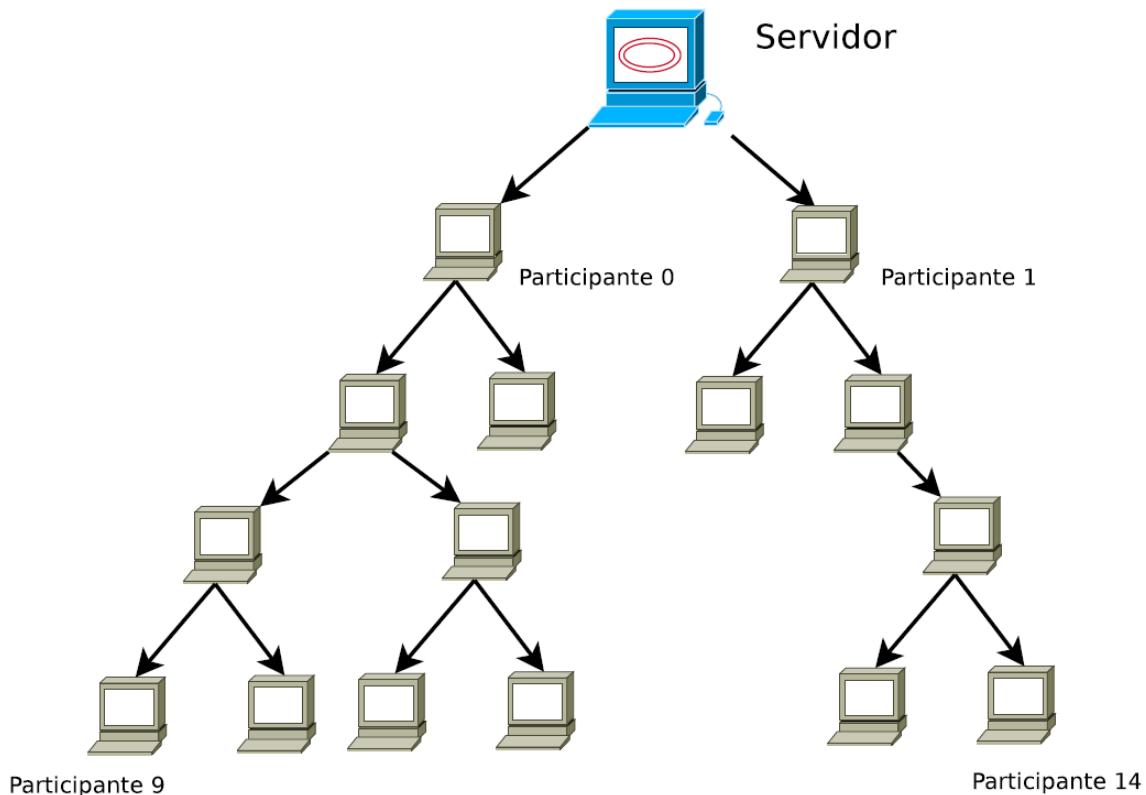


Figura 2.1: Árvore de *multicast* em nível da camada de aplicação.

Existem várias maneiras possíveis de se construir a árvore para o envio de fluxo de vídeo. Deve-se considerar a altura da árvore e a quantidade de filhos de cada nó da árvore. Os nós em níveis inferiores da árvore recebem o fluxo de vídeo após tal fluxo percorrer vários outros

nós, e isto pode induzir a grandes latências. Para reduzir esse problema, deve-se preferir uma árvore com o mínimo de níveis possível, o que pode requerer a participação de nós com grande largura de banda, retransmitindo para vários filhos.

Tão importante quanto a construção da árvore é a manutenção da sua estrutura. Os usuários de uma aplicação de vídeo em sistemas P2P podem ser muito dinâmicos, entrando e deixando a rede de forma muito imprevisível. Quando um nó abandona a aplicação de transmissão de fluxo contínuo em P2P, interrompe-se a transmissão e todos os seus descendentes ficam sem uma fonte do fluxo de vídeo. Para reduzir essas interrupções, a árvore de envio de fluxo de vídeo deve ser reconstruída o mais rapidamente possível. Na Figura 2.2, ilustra-se um cenário em que um nó deixa o sistema de vídeo e a árvore de *multicast* ao nível de aplicação, que deve ser reconstruída.

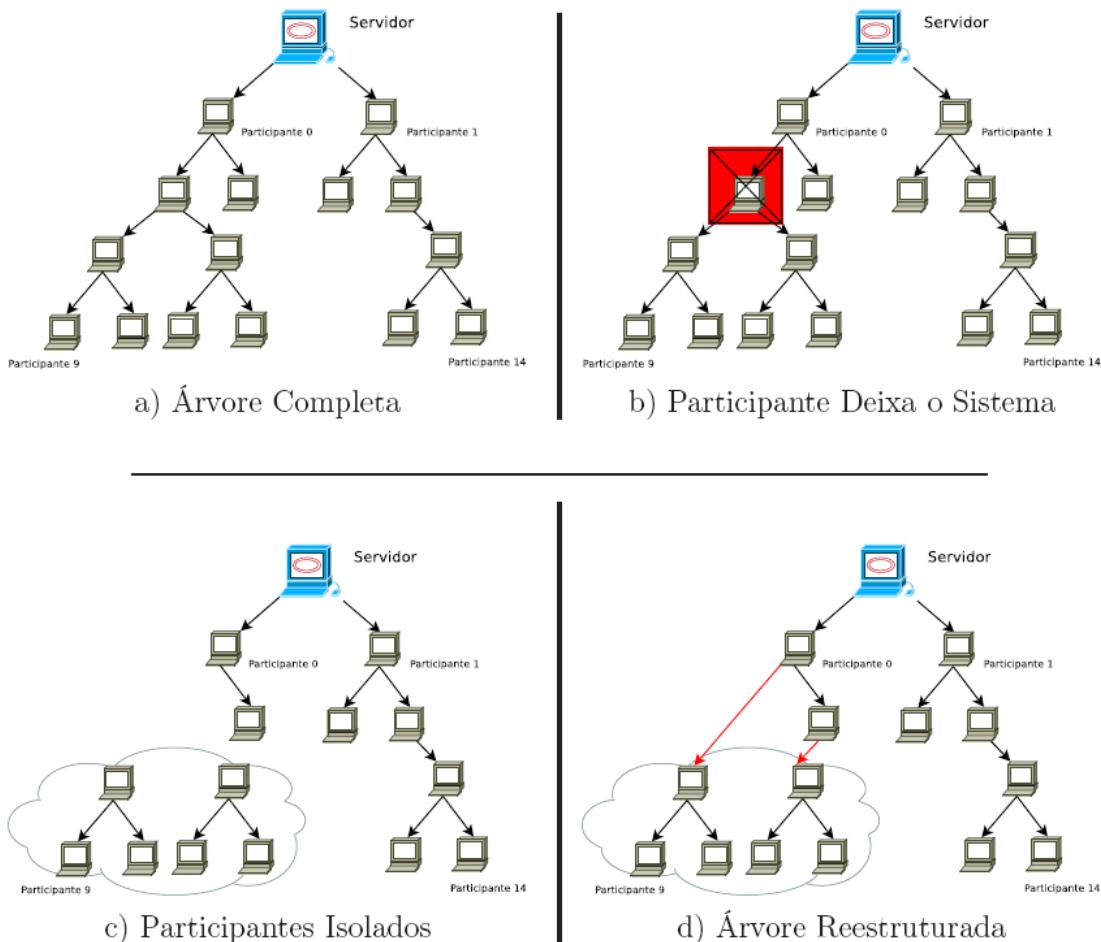


Figura 2.2: Manutenção da árvore de *multicast* em nível da camada de aplicação.

A construção e manutenção da árvore de envio de fluxo P2P pode ser realizada de maneira centralizada ou descentralizada. Em uma abordagem centralizada, um servidor con-

trola a construção da árvore e sua recuperação. Para grandes sistemas de envio de vídeo, uma abordagem centralizada pode se tornar um gargalo e um ponto de falha [93]. Vários algoritmos distribuídos abordam e tratam o problema de manutenção e construção da árvore de maneira distribuída [100]. Mesmo assim, uma abordagem baseada em árvore não consegue se recuperar de maneira rápida o suficiente para lidar com a dinâmica dos nós participantes, pois a constante interrupção do fluxo e a reconstrução da árvore de envio de fluxo contínuo podem causar uma sensação de baixa qualidade no serviço oferecido [93, 125, 134].

Outro problema encontrado ao se usar uma árvore simples é que os nós, que estão na folha da árvore, acabam por não contribuir com o sistema. Assim a utilização de banda não é totalmente aproveitada. Uma vez que existe um grande número de nós folhas, a capacidade da árvore se torna subestimada. Para lidar com esse problema, foram propostas abordagens baseadas em múltiplas árvores como em [82]. Nesta abordagem, um servidor divide o fluxo de vídeo em vários subfluxos e para cada um destes, uma árvore *multicast* ao nível de aplicação é construída. Cada participante deve se conectar a todas as árvores criadas, para obter um fluxo de vídeo completo. Preferencialmente, os nós participantes se conectam em lugares diferentes nos vários níveis existentes. Assim, os nós folhas de uma árvore podem se tornar nós internos em outra, fazendo melhor uso da capacidade disponível. A Figura 2.3 ilustra uma aplicação de envio de fluxo de vídeo com duas árvores.

2.1.2 Estrutura baseada em malha

Em uma estrutura baseada em malha (*mesh-based*), os nós participantes não se organizam em uma topologia estática. As relações são estabelecidas baseando-se nos recursos disponíveis momentaneamente. Um nó participante se conecta a um subconjunto de outros nós participantes do sistema e, periodicamente, todos trocam informações entre si. Os dados são buscados nos nós participantes que já os têm. Como um nó participante tem múltiplos vizinhos ao mesmo tempo, a organização em malha é robusta à dinâmica dos nós. Entretanto, essa relação dinâmica faz com que a distribuição de vídeo se torne imprevisível.

Diversos trabalhos recentes na área de fluxo contínuo P2P adotam uma estrutura baseada em malha [79, 97, 195, 196]. Em um sistema desse tipo não existe uma topologia fixa da rede P2P. Os nós estabelecem suas conexões dinamicamente, de acordo com seus interesses. Os nós participantes sempre mantêm parcerias com vários outros vizinhos, podendo fazer

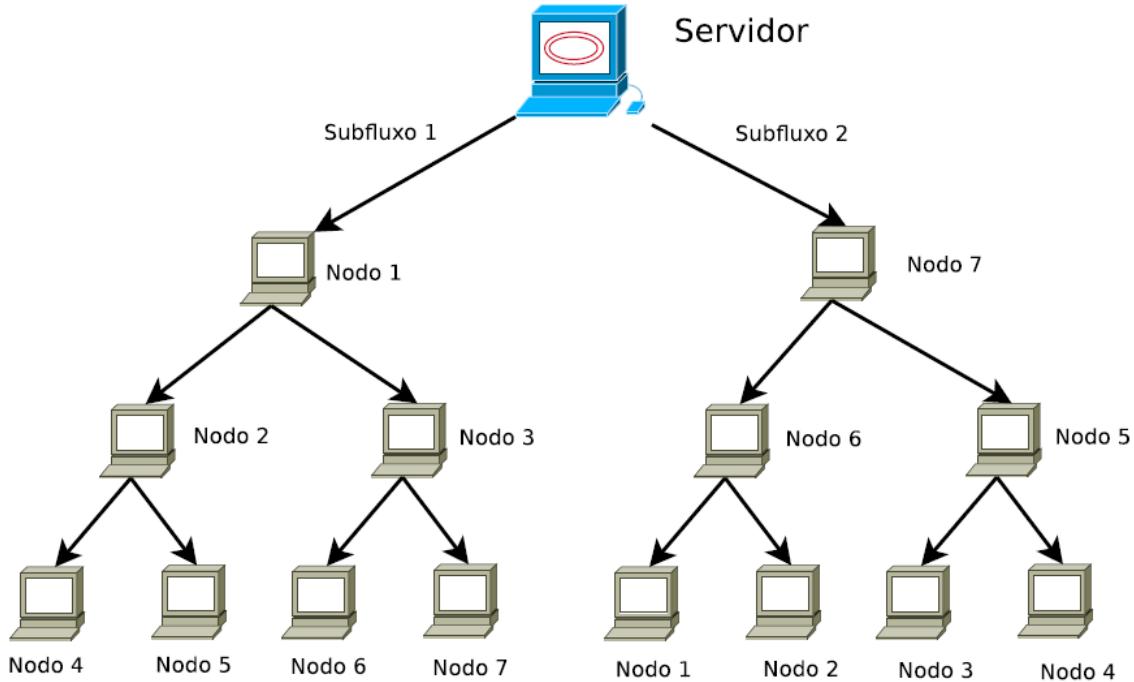


Figura 2.3: Sistema baseado em múltiplas árvores com dois subfluxos.

envio ou recepção de dados de múltiplos nós parceiros e, se um nó participante deixar o sistema, seus vizinhos continuam recebendo o conteúdo desejado dos demais nós parceiros, com os quais eles mantêm contato. Caso seja do interesse de um nó participante, este pode encontrar novos nós parceiros para manter um nível de conectividade alto. Um alto grau de conectividade faz com que a estrutura em malha se torne robusta à dinâmica dos nós participantes do sistema. Trabalhos recentes, como o disponível na referência [125], mostram que uma estrutura baseada em malha tem um desempenho superior a uma estrutura baseada em árvores.

De maneira similar ao que acontece a um dos sistemas de compartilhamento de arquivos mais populares, o BitTorrent™, uma estrutura em malha, tem um servidor centralizado. Esse servidor mantém uma lista dos nós participantes ativos na sessão de vídeo. Quando um usuário utiliza o sistema cliente de distribuição de mídia contínua ao vivo pela primeira vez, tal usuário realiza um cadastro no servidor. O servidor de *bootstrap*, *rendezvous* ou *tracker*, como costuma ser chamado, retorna à aplicação cliente do usuário uma lista com informação de um subconjunto aleatório de outros usuários da sessão de vídeo.

Após receber a lista com os possíveis nós parceiros, o novo nó participante tenta realizar as parcerias. Se a parceria é aceita pelo nó contatado, o novo nó participante irá adicioná-lo

a sua lista de vizinhos. Depois de obter alguns vizinhos, o novo nó participante começa a trocar pedaços de vídeo com seus nós parceiros. A Figura 2.4 mostra o processo inicial de cadastro no sistema e realização das parcerias iniciais.

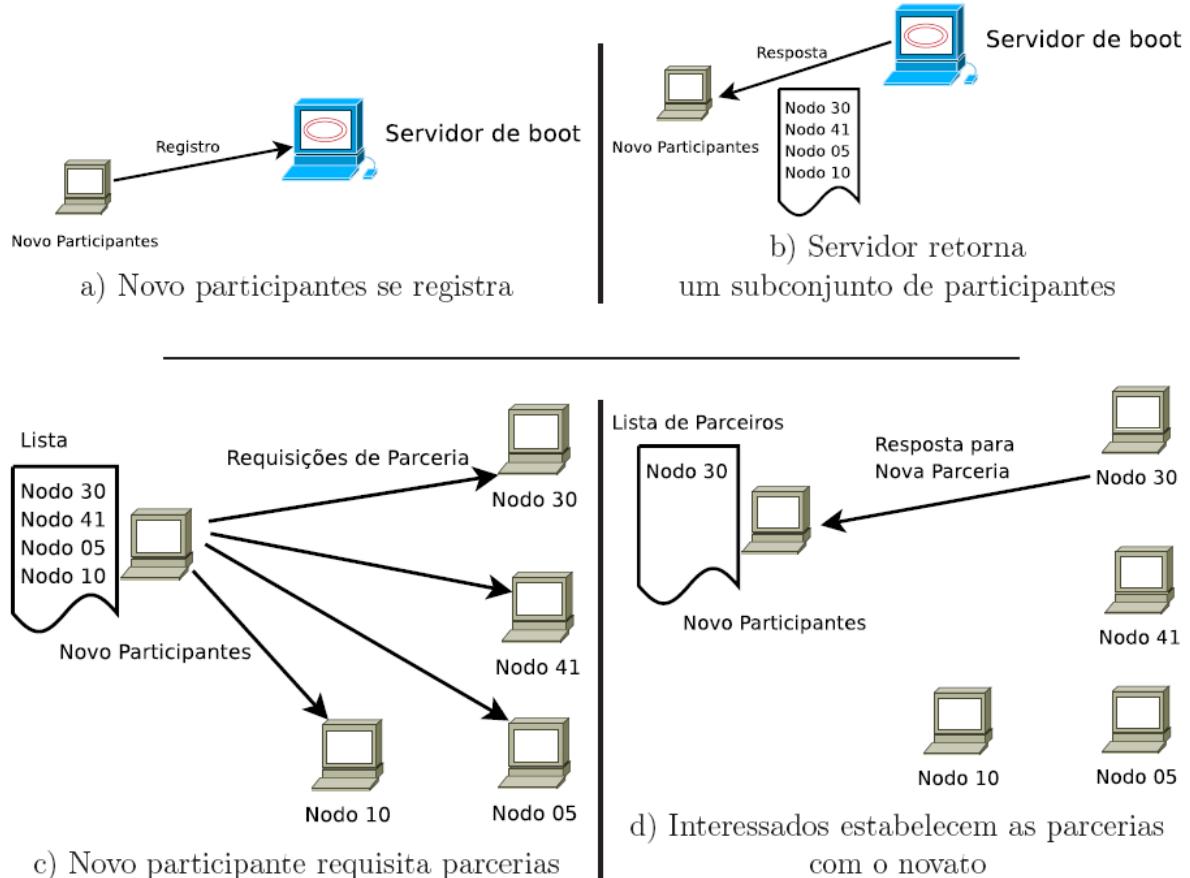


Figura 2.4: Atividade inicial de um novato - rede P2P baseada em malha.

Os nós participantes do sistema trocam regularmente mensagens de informação de vida (*keep-live messages* ou *ping*). Caso um vizinho não responda às mensagens de vida, seu nó parceiro o remove da lista e, possivelmente, tenta obter novos nós parceiros para manter sua conectividade [195]. Uma parceria é estabelecida por um acordo mútuo entre os nós participantes. Os diferentes sistemas existentes possuem estratégias variadas para estabelecimento destes acordos. Por exemplo, o número de vizinhos que os participantes possuem, a banda de rede disponível, a dinâmica dos seus vizinhos e a qualidade percebida do fluxo de vídeo [93]. Com base nesses critérios, um nó participante se conecta a um novo vizinho e também procura por novas parcerias.

Em uma estrutura baseada em árvore, o fluxo de vídeo é transmitido a partir de uma fonte

geradora para todos os nós participantes do sistema, seguindo a estrutura lógica da árvore formada. Em uma estrutura baseada em malha, não existe um fluxo contínuo transmitido nestes mesmos moldes. Nesses sistemas, a fonte do vídeo (servidor) faz a codificação e a divisão do vídeo, criando os pequenos pedaços chamados *chunks*. Cada *chunk* contém dado para um pequeno intervalo de tempo de visualização. Por exemplo, as aplicações atuais transmitem dados a uma taxa aproximada de 6 *chunks* por segundo de vídeo [93]. Esses *chunks* são numerados em uma sequência temporal, para que os nós participantes possam identificar e executar o vídeo correspondente de forma apropriada. Os pedaços do fluxo são disseminados a partir do servidor para diversos participantes da rede, que os disseminam para seus companheiros, e assim por diante. Como os *chunks* tomam diferentes caminhos para atingir os diversos pontos da rede, estes chegam a um usuário fora de ordem e, para uma execução contínua do vídeo, os nós participantes guardam os *chunks* em um armazenamento temporário de memória, onde são ordenados antes de sua apresentação. Dependendo do tipo de aplicação, o armazenamento pode variar de segundos a minutos. Em uma sessão de vídeo ao vivo, que é o período em que um fluxo de mídia é transmitido, a sequência de identificação dos *chunks* cresce enquanto o vídeo é disseminado.

Os dados são trocados principalmente através de duas estratégias: requisitando ou enviando (*pull* e *push*). Em um sistema do tipo *mesh-push* (malha e requisição), um nó envia os dados que recebe aos seus vizinhos que provavelmente ainda não os obtiveram. Não há uma relação clara de pai-filho neste esquema e o envio dos dados é estabelecido por interações passadas entre os nós participantes, onde indicam quais são os dados desejados. Um nó participante pode estabelecer parcerias com diversos outros nós e anunciar a necessidade por dados a todos estes. Por consequência, pode existir envio de dados redundantes na rede, pois mais de um dos nós parceiros pode responder por um pedido. Para tratar esse problema deve existir um planejamento entre os nós participantes do sistema, com escalonamento das transferências dos dados [195].

Caso seja usado um sistema *mesh-pull*, os nós participantes, periodicamente, trocam entre si um mapa de *chunks*. Este mapa tem informações dos *chunks* disponíveis localmente por um participante. Além disso, no mapa de *chunks* contém também informações sobre os dados faltantes. Ao obter os mapas de seus vizinhos, um participante decide como escalar o pedido de *chunks* (e a qual vizinho enviar o pedido). As transmissões redundantes são

evitadas, uma vez que os participantes solicitam *chunks* a um único parceiro. Porém, as frequentes trocas de mapas de *chunks* e mensagens por pedidos aumentam a sobrecarga do protocolo e podem introduzir novos atrasos ao sistema.

Na Figura 2.5, ilustra-se a troca de *chunks* em uma aplicação com estrutura baseada em malha. Por esta figura, o nó 2 gera seu mapa, indicando quais *chunks* tem disponível em seu armazenamento temporário. O nó 2 então troca este mapa com o nó participante 1 e, como resposta, o nó 1 envia também o seu mapa. Observe que o nó 1 possui uma lista com os diversos mapas de seus parceiros. Os pedaços de vídeo faltantes no nó 2 serão requisitados ao nó 1. Finalmente, o nó 1 responde às requisições pelo nó 2.

2.1.3 Estrutura híbrida

Uma estrutura híbrida para transmissões ao vivo em P2P pode ser caracterizada de duas formas. Na primeira, a arquitetura da rede é um misto entre uma arquitetura baseada em árvores e uma arquitetura baseada em malhas. Na segunda, o método de transmissão de dados entre os nós participantes é um misto entre um sistema P2P, orientado por pedidos explícitos por dados, e um encaminhamento automático dos dados da mídia. Em ambos os casos, há uma tentativa de se obter os benefícios de cada uma das propostas e isolar os pontos fracos das mesmas.

Híbrido de Árvore-Malha:

Em uma rede sobreposta P2P baseada em árvore, os nós participantes da rede são organizados de forma hierárquica. Assim, a transmissão ao vivo flui dos níveis mais altos na hierarquia (do nó participante que está codificando o vídeo) para os níveis mais baixos. Os nós participantes mais próximos à fonte apresentam menores latências no vídeo assistido e menos problemas com relação a rupturas na hierarquia da árvore.

As estruturas baseadas em malha contornam o problema de rupturas na árvore. Nesse modelo, os nós participantes do sistema realizam parcerias e trocam dados entre si. Não há hierarquias, entretanto, a recepção dos dados da transmissão ao vivo está sujeita a atrasos e imprevisibilidade [78].

Uma abordagem de construção híbrida da rede sobreposta adota partes da rede como uma

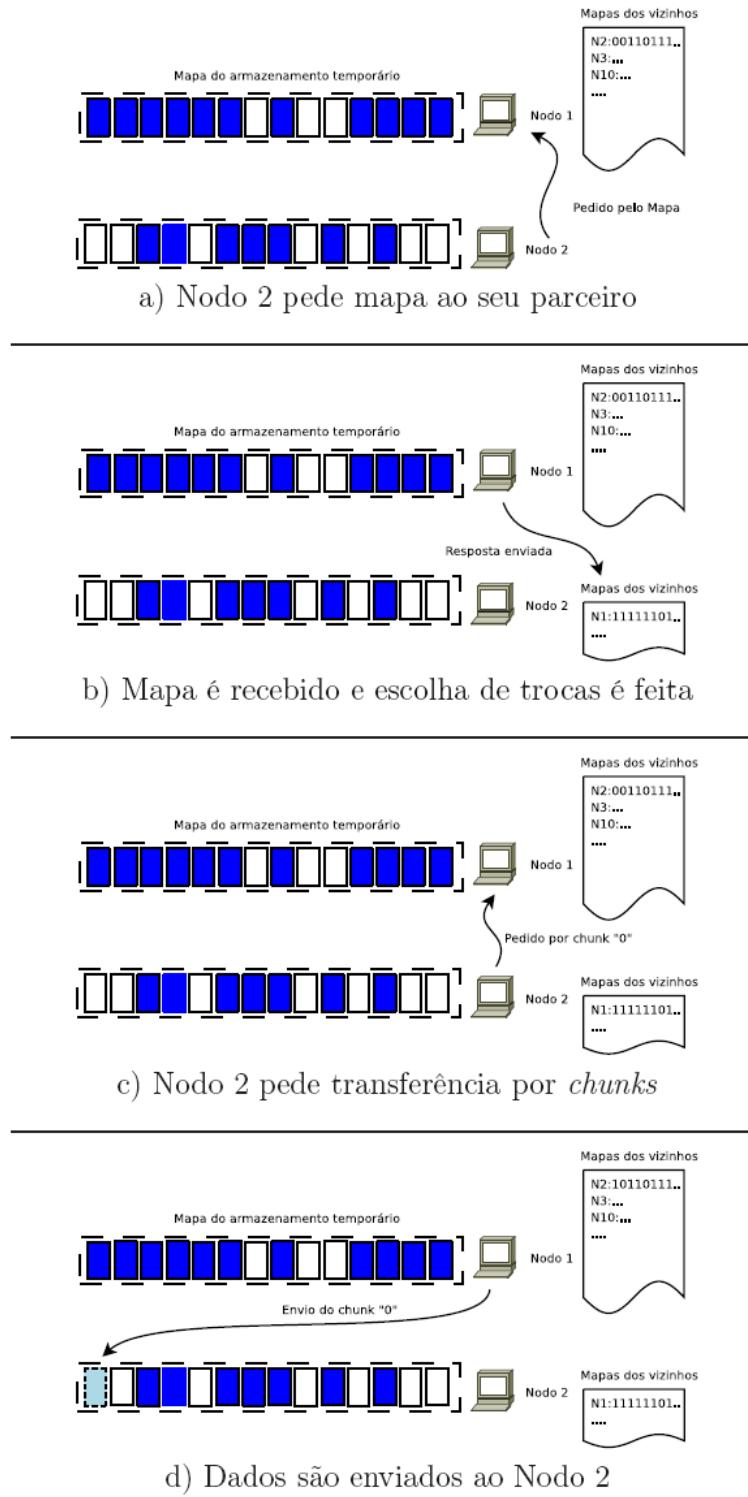


Figura 2.5: Troca de dados na aplicação baseada em malha.

árvore, e outras partes como uma rede em malha. Os nós participantes do sistema podem participar de ambas as estruturas. Sistemas como o Anysee2 [77] adotam estratégias de alocação dos nós participantes na árvore e, na rede em malha formada, adotam estratégias

para otimizar o agendamento de entrega de dados. Alguns dos critérios utilizados para alocar os nós participantes na árvore são estabilidade do nó participante na rede e a proximidade entre os nós participantes na rede física.

Mais precisamente, no Anysee2, estruturam-se os nós participantes em uma rede de controle e em uma rede de troca de dados. A rede de controle é baseada em uma árvore, enquanto a rede de troca de dados é baseado em uma malha.

Híbrido por encaminhamento automático / pedidos explícitos (*Push-Pull*):

O método híbrido para obtenção de dados utiliza duas formas em conjunto para encaminhar/receber a mídia transmitida: o encaminhamento automático da mídia (utilizado em uma estrutura de árvores) e pedidos explícitos pelos dados (utilizado em uma estrutura em malha). Nesse caso, abordagens *Push* (encaminhamento automático) e *Pull* (pedido explícita), são utilizadas em uma rede P2P não estruturada. Dessa forma, esses sistemas quase sempre apresentam um protocolo/estrutura simples, sem a necessidade de coordenação e hierarquia entre os nós participantes. Isso torna o sistema naturalmente resistente à dinâmica dos nós participantes e a outros imprevistos.

Existem alguns mecanismos propostos com a combinação do “*push-pull*” [74, 104]. Esses mecanismos usam o “*push*” para espalhar os dados rapidamente e o “*pull*” para preencher as lacunas dos dados recebidos. Nesses dois trabalhos supracitados, ambos os mecanismos coexistem, não havendo uma alternância entre ambos.

O protocolo proposto em [197] alterna as operações de “*push*” e “*pull*”. Cada nó participante é autônomo e independente, sem a necessidade de sincronia com outros nós participantes. Durante a operação de “*push*”, o nó participante envia dados alguns de seus nós parceiros. Na operação de “*pull*”, o nó participante busca por dados necessários localmente.

A utilização do mecanismo de “*push-pull*”, como discutido no trabalho disponível através da referência [103], pode levar a uma redução da sobrecarga do tráfego da rede. Os resultados nesse trabalho mostram que, em comparação com um sistema do tipo “*mesh-pull*” e com o GridMedia [198], houve uma redução da sobrecarga de rede de 33 % e 37 %, respectivamente. Além disso, o sistema com a abordagem híbrida alcançou resultados com latência e taxa de execução do vídeo melhores que os sistemas comparados.

2.2 Sistemas de Transmissão ao Vivo em P2P

Nesta seção, apresentam-se a descrição e o funcionamento de uma aplicação de envio de mídia ao vivo em P2P. A descrição apresentada utiliza como base as principais aplicações existentes atualmente, como a Sopcast [96], o PPLive [98], o GridMedia [195, 198], Octoshape, e o CoolStreaming [91, 97]. Na Figura 2.6, ilustra-se um cenário exemplo de um sistema de transmissão ao vivo em P2P que será detalhado nessa seção.

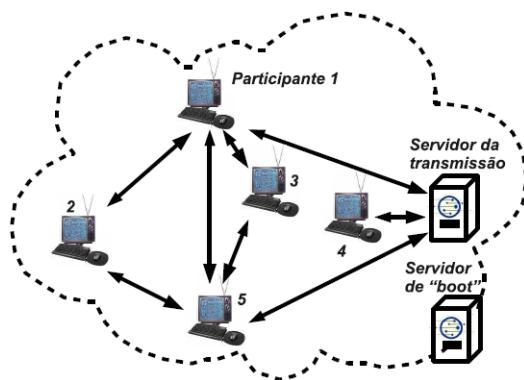


Figura 2.6: Modelo de sistema utilizado.

As principais entidades envolvidas nesses sistemas são as seguintes:

- **servidor da transmissão ao vivo:** o servidor de transmissão é um nó especial do sistema P2P. Este nó captura e codifica o vídeo que será transmitido pela rede. O servidor é a fonte inicial dos dados de vídeo da rede;
- **servidor de *boot*:** o servidor de *boot* (ou *bootstrap*) é uma entidade centralizadora por meio do qual os demais nós do sistema encontram seus parceiros iniciais para entrar na rede P2P. Todo nó se registra nesse servidor para fazer parte da lista dos nós do sistema. Quando um novo nó se registra, o servidor de *boot* envia ao nó requisitante uma lista com alguns nós parceiros candidatos. Quando um nó antigo deseja realizar mais parcerias, este pede ao servidor de *boot* uma lista com alguns nós para tentar novos contatos.
- **participantes (clientes/nós/peers):** são os usuários do sistema P2P de transmissão ao vivo. Cada nó participante está em contato com um subconjunto de todos os nós participantes do sistema. Não há hierarquia entre esses participantes, e qualquer um

pode servir dados de vídeo e também responder a pedidos por dados oriundos de seus parceiros.

Os sistemas de envio de mídia contínua ao vivo em P2P são sistemas compostos por nós que colaboram entre si para a disseminação do conteúdo gerado por um servidor. Esses nós se organizam em uma rede virtual, sobreposta à rede real de computadores. A organização dessa rede se baseia, geralmente, em duas estruturas, a de árvore e a de malha, como discutiu-se na Seção 2.1. Nesses sistemas de transmissão ao vivo, um servidor S gera todo o conteúdo a ser disseminado pela rede e os demais nós do sistema recebem a mídia gerada em S , dividida em diversas partes, conhecidos por *chunks*, reproduzindo-as e repassando-as para seus nós parceiros.

Mais detalhadamente, os sistemas P2P para envio de mídia contínua ao vivo usam recursos do conjunto $C = c_1, c_2, \dots, c_n$ de seus nós participantes para repassar o conteúdo que é transmitido pelo servidor S . Cada nó participante c_i é livre para entrar e sair do sistema a qualquer momento. Tal comportamento diferencia a aplicação de transmissão ao vivo em P2P de aplicações baseadas em IP *multicast*, pois, em IP *multicast* a estrutura formada é pouco dinâmica.

Os sistemas mais populares de envio de mídia ao vivo em P2P utilizam uma rede sobreposta baseada em malha. Mais ainda, no modelo de malha, a rede não é estruturada de forma rígida e as parcerias no sistema são formadas aleatoriamente. As interações e trocas de dados entre os nós participantes c_i e C_j , com $i \neq j$, são normalmente orientadas pelos pedidos de dados e informações entre c_i e c_j . Assim, esse tipo de rede sobreposta do tipo malha é utilizada para aliviar os efeitos de entrada e saída dos nós participantes na rede [95, 198].

O funcionamento desse tipo de sistema acontece da seguinte forma: inicialmente, um nó c_i conecta-se a um servidor centralizado de inicialização, denominado de *bootstrap* B ou rastreador. Na inicialização de c_i , o servidor B envia um subconjunto, dos nós do sistema para o nó c_i . Esse subconjunto é definido por LPC_i ($LPC_i \subseteq P$ e $LPC_i \neq \emptyset$) e é a lista inicial dos nós candidatos a parceiros do nó c_i . Além de se registrar e obter uma lista de candidatos a parceiros, o novo nó sincroniza a posição atual da mídia ao vivo com a posição informada pelo servidor B [95]. Assim, c_i tem uma referência do ponto da mídia ao vivo que está sendo gerada pelo servidor S e saberá a partir de qual ponto deverá solicitar os dados para reproduzir a mídia ao vivo.

O novo nó c_i seleciona, aleatoriamente, uma quantidade n de nós de LPC_i como parceiros candidatos. Estes nós candidatos formarão o conjunto de parceiros de c_i , denominado LP_i ($LP_i \subseteq LPC_i$). Os conjuntos LPC_i e LP_i são dinâmicos, pois cada nó c_j está livre para abandonar o sistema. Quando $c_j \in LP_i$ e o nó c_i detecta a inatividade deste parceiro, c_i remove c_j de LPC_i e LP_i e seleciona um novo elemento de LPC_i para criar uma nova parceria.

O nó c_i sempre tenta manter sua LPC_i com um número de candidatos acima de um limiar L_i . O valor de L_i pode ser dado pela capacidade de recurso de cada nó, como banda de rede ou número de conexões disponível. Assim, quando $|LPC_i| < L_i$, então c_i recorre ao servidor B para obter novos elementos para LPC_i .

Cada nó c_i também contém um mapa de partes da mídia de tamanho m , representado por cm_i . Esse mapa sinaliza os *chunks* da mídia que o nó c_i contém ou necessita. Ou seja, o mapa cm_i representa um trecho contínuo da mídia transmitida ao vivo pelo sistema P2P que será reproduzida pelo nó c_i .

Inicialmente, cada posição do mapa é marcada como “desejada”, ou seja, $cm_i[x] = desejada$, onde $x = [0..m]$. Periodicamente, c_i requisita cm_j a cada um de seus parceiros c_j , com ($c_j \in LP_i$). Dessa forma, c_i verifica quais parceiros podem satisfazer a sua necessidade por determinado *chunk* c_t . Quando c_i recebe um *chunk* x qualquer, c_i marca $cm_i[x] = disponivel$.

Periodicamente, c_i verifica quais *chunks* x são necessários ($cm_i[x] = desejada$) e verifica entre seus parceiros c_j , com $c_j \in LP_i$, quais possuem o *chunk* x com $cm_j[x] = disponivel$. O parceiro c_j que contém o *chunk* c_t e que possui maior disponibilidade de recursos é escolhido por c_i para a realização do pedido de *chunk*. Quando c_i recebe o *chunk* x de c_j , c_i marca $cm_i[x] = disponivel$. Os processos de escolha do *chunk* a ser requisitado e a escolha do parceiro serão detalhados nas seções seguintes. Na Tabela 2.1, apresentam-se as notações utilizadas para descrever um sistema P2P de transmissão ao vivo.

2.2.1 Geração do conteúdo da transmissão

Na aplicação de envio de mídia contínua ao vivo em P2P, o servidor S é responsável pela aquisição e codificação da mídia em um formato apropriado para a transmissão. O servidor S gera o conteúdo da transmissão e o divide em *chunks*. Cada novo *chunk* c_i é armazenado

Tabela 2.1: Notações para descrever um sistema P2P de transmissão ao vivo.

Notação	Descrição
S	Servidor de mídia contínua.
B	<i>Bootstrap</i> ou rastreador do sistema.
$C = c_1, c_2, \dots, c_n$	Conjunto dos nós participantes do sistema.
c_i	Nó participante i do sistema
LP_i	Conjunto de nós parceiros de i .
LPC_i	Conjunto de nós parceiros candidatos de i .
L_i	Número mínimo de nós candidatos c_i .
cm_i	Mapa de <i>chunks</i> de c_i .
$cm_i[x] = \text{desejada, onde } x = [0..m]$	Conteúdo inicial do mapa de <i>chunks</i> de c_i .

na área de memória apropriada de S (*buffer*). Assim, S marca $cm_s[c_i]$ como disponível no seu mapa de *chunks*, ou seja, $cm_s[c_t] = \text{disponivel}$.

Os parceiros do servidor S atualizarão as informações sobre o buffer do servidor S a partir da troca dos mapas de *chunks* e perceberão a existência de novos dados. Os nós fazem requisições ao servidor S por *chunks* produzidos e então S começará a disseminar os dados da mídia. Outros nós do sistema irão encontrar os novos dados produzidos por S quando algum de seus parceiros os receberem, seja por um pedido direto a S ou por outro nó do sistema.

Nas aplicações mais populares, o servidor S gera os dados da mídia contínua ao vivo a uma taxa aproximada de 6 *chunks* por segundo. Normalmente, um vídeo é codificado a aproximadamente 300 $Kbps$ e assim, cada *chunk* tem cerca de 6 KB de dados.

Na Tabela 2.2, apresentam-se as notações para descrever a função de geração das partes de uma mídia em transmissão ao vivo baseado em uma arquitetura P2P.

Tabela 2.2: Notações utilizadas para descrever a geração de mídia ao vivo em sistemas P2P.

Notação	Descrição
S	Servidor que gera o conteúdo da transmissão.
cm_i	Mapa de <i>chunks</i> de c_i .
$cm_i[x] = \text{desejada, onde } x = [0..m]$	Conteúdo inicial do mapa de <i>chunks</i> de c_i .

2.2.2 Armazenamento e consumo de dados

Os nós do sistema P2P de transmissão ao vivo devem conseguir obter a mídia da rede a uma taxa apropriada. Caso não o consigam, a execução da mídia terá falhas e a experiência do usuário com relação a qualidade do conteúdo multimídia recebido poderá ser ruim. Assim, os nós devem obter os dados da mídia o mais rápido possível, uma vez que a aplicação de transmissão ao vivo exige uma baixa diferença de tempo entre a criação do trecho de mídia e a sua exibição nos nós do sistema P2P.

Caso a latência seja alta, os nós irão experimentar um atraso indesejável e, no pior dos casos, a informação será exibida muito tempo depois do fato ocorrido. Por exemplo, um gol em uma partida de futebol poderá ser comemorado por um usuário de um nó e somente muito tempo depois o usuário de um nó vizinho com recepção em atraso visualizará a mesma cena em sua aplicação. Por esse motivo, os nós devem obter a mídia a uma taxa de c *chunks* por segundo. Essa é a mesma taxa de produção *chunks* pelo servidor S .

Cada nó do sistema apresenta uma área de armazenamento temporário B_i (*Buffer*), onde são armazenados os dados da mídia recebidos da rede P2P. Esse *buffer* pode guardar uma quantidade pré-determinada de *chunks*. Inicialmente, cada posição j de B_i ($B_i[j]$) é inicializada com conteúdo vazio e, à medida que c_i recebe os *chunks* de seus parceiros, cada posição vai sendo preenchida. Nesse esquema de armazenamento temporário, o nó c_i tem por objetivo manter o *buffer* B_i preenchido de forma que se garanta uma contínua exibição da mídia ao vivo, mesmo se este perder conexão temporariamente com seus parceiros.

Inicialmente, o *buffer* B_i pode ser representado por uma estrutura do tipo “*buffer circular*”. Dois processos trabalham em conjunto para manter o *buffer* B_i preenchido e a execução da mídia constante (produtor/consumidor). Assim, a posição de B_i a ser consumida é $B_i[0]$ e a posição mais recentemente a ser preenchida será $B_i[b]$ (b é a última posição de um *buffer* com pelo menos $b + 1$ posições).

Para manter uma visualização constante e sem interrupções, a aplicação deve obter alguns dados à frente do momento de exibição. Então, caso ocorra um problema temporário na rede P2P, há alguns dados armazenados no *buffer*. A cada intervalo de tempo, o nó c_i verifica quais *chunks* devem ser consumidos em uma janela de tempo futura. Os *chunks* pertencentes a essa janela de interesse deverão ser recolhidos da rede enquanto c_i executa os dados relativos aos *chunks* anteriores a essa janela.

O tamanho da janela de interesse deve ser pequeno para não possibilitar a exibição da mídia com atraso demasiado (espera longa para recolher os dados da rede). Porém, janelas de interesse muito curtas podem gerar uma série de perdas na exibição, pois pode ocorrer que um determinado *chunks* não tenha sido obtido e o momento de sua exibição tenha chegado.

Na Figura 2.7, exemplifica-se o mecanismo de consumo da mídia por um nó do sistema. Nessa figura, considera-se que a taxa de criação de *chunks* é de uma unidade por intervalo de tempo. Desta forma, a cada unidade de tempo, o nó deve tentar obter o próximo *chunk* criado. Assim, a cada intervalo de tempo, o nó desloca a sua janela de interesse para o próximo *chunk* indicado em seu mapa.

No primeiro momento da Figura 2.7, esse nó participante irá consumir o *chunk* à esquerda da janela de interesse. No segundo momento, a janela de interesse é deslocada para a direita e esse nó participante não tem o respectivo *chunk* para consumo (poderá haver uma falha na exibição). Neste mesmo instante, o nó participante consegue obter o *chunk* mais recente de seu interesse. Finalmente, o processo continua e o nó participante consome o próximo *chunk*.

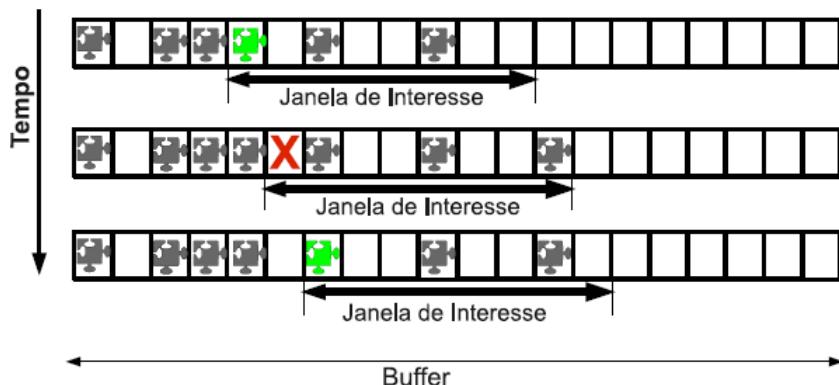


Figura 2.7: Mecanismo de consumo da mídia ao vivo.

2.2.3 Estratégia de seleção de *chunks*

A estratégia de seleção do *chunk* pode influenciar no desempenho da aplicação que reproduz o conteúdo multimídia. As estratégias existentes determinam qual dos *chunks*, entre os vários necessários, deve ser requisitado em um determinado momento. Essas estratégias de seleção tentam manter a continuidade da exibição da mídia ao vivo para um determinado nó do

sistema, difundindo os *chunks* que acabaram de ser gerados o mais rápido possível para os demais nós do sistema.

Existem duas estratégias de seleção de chunks comumente utilizadas em aplicações P2P. A primeira é chamada de “Mais Raro Primeiro”, que é adotada em protocolos de aplicações de compartilhamento de arquivos em P2P, como o BitTorrent, e em envio de mídia ao vivo P2P, como o CoolStreaming [97]. A segunda estratégia é denominada “Gulosa”, onde os nós participantes privilegiam a escolha de *chunks* que estão próximos ao fim de suas janelas de visualização.

Estratégia “Mais Raro Primeiro”:

Na estratégia “Mais Raro Primeiro”, um nó c_i irá requisitar o *chunk* que está menos replicado pelo sistema de transmissão.

Para exemplificar essa estratégia, considere o *buffer* B_i do nó participante c_i . A posição $B_i[0]$ será a mais rara e está vazia, pois acabara de ser criada pelo servidor S . A probabilidade de encontrar um parceiro que tenha esse dado disponível cresce com o tempo. Assim, no próximo intervalo de tempo, o *chunk* da posição $B_i[0]$ irá para a posição $B_i[1]$ que, no intervalo consecutivo, será movido para a posição $B_i[2]$ e assim por diante. Dessa forma, percebe-se claramente que o *chunk* mais raro a ser buscado é o que acabara de ser criado, ou seja, $B_i[0]$. Portanto, a estratégia “Mais Raro Primeiro” seleciona os *chunks* em ordem crescente.

Estratégia “Gulosa”:

Por outro lado, a estratégia “Gulosa” tem como objetivo preencher os espaços do *buffer* que estão próximos de seu prazo final de visualização. Assim, um nó c_i selecionará o *chunk* mais próximo à posição de visualização no seu *buffer* B_i . Por motivos de simplificação, pode-se considerar o *chunk* final do *buffer* ($B_i[b]$) como sendo o elemento de próximo prazo final para visualização. Sendo assim, o nó c_i selecionará o *chunk* $B_i[b]$ caso este não esteja preenchido em seu *buffer*, depois o *chunk* $B_i[n - 1]$ e assim por diante. Desse modo, os nós do sistema tendem a ter armazenado em seus *buffers* os dados mais antigos produzidos pelo servidor S .

2.2.4 Realização de parcerias e obtenção de *chunks*

Um nó c_i realiza parcerias logo após seu primeiro contato com o servidor de *bootstrap* B . A partir do estabelecimento das parcerias iniciais, o nó efetivamente começa a participar do sistema de envio de mídia contínua ao vivo em P2P. Além deste momento inicial de estabelecimento de parcerias, um nó pode ser contatado por um outro nó participante c_j , requisitando sua parceria ou c_i pode tentar novas parcerias para aumentar sua conectividade.

Tanto no estabelecimento inicial de parcerias, quanto na descoberta de novos nós parceiros para aumento da conectividade, o nó c_i recorre à lista de nós parceiros candidatos LPC_i para selecionar um nó, ao qual envia uma requisição de parceria. Vários critérios podem ser utilizados para a escolha do candidato c_k , como uma escolha aleatória entre os nós pertencentes a LPC_i , com base nos recursos disponíveis em c_k , proximidade temporal ou até mesmo proximidade geográfica, informados por B ou por comunicação direta entre os parceiros.

Uma vez selecionado o nó candidato, c_i envia uma mensagem de pedido de parceria ao nó candidato c_k , selecionado de LPC_i . Caso c_k tenha recursos disponíveis (por exemplo, banda de rede, conexões disponíveis na aplicação etc.), este adiciona c_i à LP_k e responde a solicitação de c_i . Quando c_i recebe a resposta de c_k , este adiciona c_k à LPC_i e a nova parceria é de fato estabelecida. No momento que um nó c_i adiciona um novo nó parceiro c_k à LPC_i , este inicia um temporizador t_{ik} , o qual é acionado em intervalos de tempo tp_i . A cada expiração do temporizador t_{ik} , o nó c_i envia uma mensagem ao nó parceiro c_k para verificar seu estado na aplicação. O objetivo desta mensagem é verificar se a parceria está ativa, além de haver troca de informações, como os mapas de *chunks* de ambos os nós.

A partir da seleção de c_k , o nó c_i envia uma requisição pelo *chunk* de interesse c_j . Quando c_k recebe um pedido por dados vindo de um parceiro ativo $c_i \in LP_k$, este cria uma mensagem de resposta contendo o *chunk* c_j requisitado e o envia ao nó c_i . Caso o pedido seja enviado por um nó não parceiro, ou seja, $pi \notin LP_k$, c_k ignora o pedido por c_j , mas adiciona c_i à lista de nós parceiros candidatos LPC_k . O nó c_i espera a resposta de c_k acerca do pedido de parceria por um intervalo de tempo tp_i . Caso c_k não responda no intervalo de tempo tp_i , c_i remove c_k de sua LP_i . Caso c_i receba a resposta de c_k , c_i atualiza os dados relativos a c_k , como por exemplo, o mapa de *chunks* cm_k . Se o pedido pelo *chunk* c_j for respondido durante o intervalo de tempo esperado, c_i coloca o novo dado em seu *buffer* de reprodução e

o assinala como disponível em seu mapa de *chunks*, ou seja, $cm_i[c_j] = \text{disponivel}$. Fazendo-se dessa forma, c_i passa a ter a capacidade de compartilhar o *chunk* recebido com seus nós parceiros. Esse processo pode ser repetido até que o *chunk* c_i seja recebido corretamente, ou que não faça mais sentido obter aquele determinado *chunk*, por exemplo, por já ter passado o seu tempo de visualização.

2.3 Sumário do Capítulo

Neste capítulo, apresentaram-se os principais conceitos de funcionamento dos sistemas de transmissão ao vivo P2P. Inicialmente, descreveram-se as estruturas de uma rede P2P constituídas por esses sistemas. Em seguida, apresentou-se o funcionamento básico de um sistema de transmissão e suas principais estratégias para geração e disseminação de *chunks*, bem como a seleção de nós parceiros.

Os cenários de transmissão de mídia ao vivo se baseiam em uma arquitetura em malha e sem organização rígida dos nós do sistema. Os nós podem entrar e sair a qualquer instante e realizam parcerias com um subconjunto de outros nós. Os parceiros trocam informações entre si para colaborar uns com os outros na obtenção de uma mídia transmitida ao vivo.

Para participar de um sistema P2P de transmissão ao vivo, a aplicação do usuário se registra em um servidor chamado de *bootstrap*. Esse servidor armazena as informações de todos os nós ativos do sistema. O novo nó recebe uma lista com outros nós do sistema e essa lista é utilizada para a tentativa inicial de estabelecimento de parcerias. Entre os nós do sistema há um especial: o servidor de mídia ao vivo. Este servidor captura o vídeo a ser transmitido, codifica-o em um formato apropriado e disponibiliza-o para toda a rede P2P.

Os nós têm um armazenamento local, onde guardam os dados do vídeo para uma execução contínua. Estes nós devem verificar quais partes de dados são necessários, havendo maneiras apropriadas de seleciona-los e requisitá-los. Para isso, apresentaram-se duas abordagens denominadas “Gulosa” e “Mais Raro Primeiro”. Essas estratégias mantém o fluxo da execução sem interrupções e dissemina o conteúdo rapidamente pela rede P2P, respectivamente.

Caso mais de um parceiro possa contribuir com o dado necessário, um nó deve escolher a qual fará a solicitação. O mecanismo adotado se baseia na disponibilidade de recursos de

cada parceiro, que será escolhido de acordo com a maior quantidade de recursos disponíveis, como por exemplo, banda de rede, processamento, memória etc.

Capítulo 3

Trabalhos Relacionados

Neste capítulo, apresenta-se uma avaliação crítica acerca de um conjunto de trabalhos sobre sistemas e protocolos para distribuição de mídias ao vivo. Nesse contexto, consideram-se também os trabalhos que, apesar de não apresentarem uma proposta completa para distribuição de mídias ao vivo, apresentam-se como parte de um todo, com similaridades relevantes se comparados ao GMTP. A compilação dos trabalhos a seguir foi realizada com base em informações obtidas e adaptadas de publicações encontradas em diversas fontes disponíveis na literatura (revistas, conferências, livros, dissertações e teses).

Para uma leitura linear deste capítulo, na próxima seção, apresenta-se uma breve discussão sobre os principais marcos na área de distribuição de mídias ao vivo, posicionando o GMTP em um cenário macro do estado da arte. Em seguida, na Seção 3.2, apresentam-se detalhes dos principais sistemas e protocolos de distribuição de mídias ao vivo, enfatizando suas respectivas arquiteturas e modelos de serviço. Já na Seção 3.3, apresenta-se uma (nova) vertente de pesquisa sobre distribuição de dados na Internet, conhecida por Redes Centradas na Informação, enfatizando suas principais características e os trabalhos relacionados à distribuição de mídias ao vivo. E, por fim, na Seção 3.4, apresenta-se um breve resumo sobre este capítulo.

Caso o leitor deseje realizar uma leitura não linear e focada apenas nos trabalhos mais fortemente relacionados ao GMTP, sugere-se a leitura da próxima seção, da Seção 3.2.6, da Seção 3.2.7 e da Seção 3.3.

3.1 Visão Geral das Propostas para Distribuição de Mídias ao Vivo

Diversas propostas e tecnologias destinadas à distribuição de mídias ao vivo foram desenvolvidas ao longo dos anos, disponibilizando-se um extenso ferramental e sistemas para este fim. Como resultado, aperfeiçoou-se a forma de comunicação entre redes visando, sobretudo, melhorar a qualidade de serviço e, consequentemente, a experiência do usuário final ao assistir um evento ao vivo através da Internet.

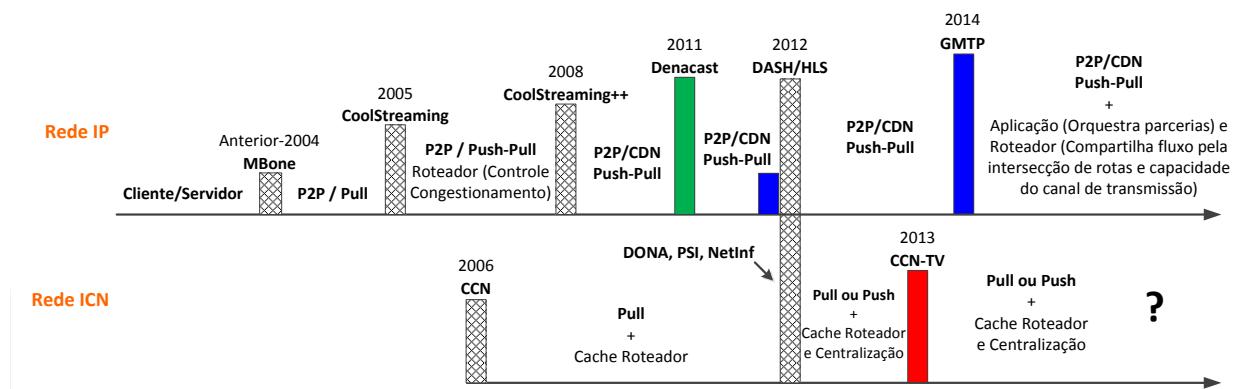


Figura 3.1: Representantes e marcos importantes no contexto de distribuição de mídias ao vivo. Evolução das arquiteturas e modelos de serviços adotados na Internet (incluindo o GMTP). Antes do GMTP, todas as soluções têm uma forte dependência dos sistemas finais para executar suas funções. No GMTP, os sistemas finais têm um papel coadjuvante na execução das funções, realizando-se parcerias entre os roteadores da rede.

Na Figura 3.1, ilustram-se os principais representantes e marcos no contexto de distribuição de mídias ao vivo, bem como a evolução das arquiteturas e modelos de serviços adotados na Internet (incluindo o GMTP). Como pode-se observar, atualmente existem duas vertentes para transmissão de dados na Internet: as Redes IP e as Redes Centradas na Informação. Para as soluções disponíveis nas redes IP, destacam-se as propostas DONet/CoolStreaming [79], Denacast [1, 121] DASH [151], detalhados na Seção 3.2. Já para as Redes ICN, destaca-se a CCN [188], representada inicialmente pelo sistema CCN-TV [122] para o contexto deste trabalho. Apesar do foco da discussão neste capítulo ser nesses trabalhos, outros trabalhos relevantes serão mencionados.

Até 2004, predominaram soluções de transmissão de mídias ao vivo baseado no modelo de serviço cliente/servidor, com os sistemas sendo capazes de suportar algumas dezenas de

usuários por sessão. Em seguida, com base nas pesquisas sobre compartilhamento de arquivos considerando o modelo de serviço P2P, estenderam-se tal modelo de serviço para distribuição de mídias ao vivo. Naquela época (2005), destacou-se o projeto CoolStreaming, sendo o primeiro capaz de distribuir um mesmo evento para aproximadamente 40 mil clientes. Em 2008, os autores do CoolStreaming propuseram melhorias arquiteturais, sugerindo a mudança do método *pull* para o método *push-pull* de *download* das partes de uma mídia.

Em paralelo ao fato supracitado, entre 2002 e 2005, publicaram-se as primeiras soluções de um protocolo de controle de congestionamento assistido pela rede chamado XCP [49]. Nesse contexto, os roteadores passaram a informar aos sistemas finais qual deveria ser a sua taxa de transmissão em um certo instante. As pesquisas evoluíram nesse sentido e em 2008 propuseram a primeira versão dos protocolos RCP [54] e do VCP [58], após a identificação de algumas limitações do XCP [52]. Em 2010, publicou-se o ConEx [64, 65], tendo como principal objetivo permitir que os sistemas finais compartilhem, com os roteadores, informações sobre o congestionamento experimentado pelas aplicações em execução. Desde então, não sugiram novas propostas relevantes nesse contexto, exceto o ALTO (*Application-Layer Traffic Optimization*) [199, 200], um serviço que provê informações de contexto sobre as redes (por exemplo, localização, estrutura e rotas preferenciais). O objetivo do ALTO é modificar os padrões de consumo de recursos de rede e melhorar o desempenho das aplicações e, no contexto dos sistemas de distribuição de mídias ao vivo, seu uso ocorre quando um cliente envia uma lista de possíveis nós parceiros e recebe uma lista ordenada dos melhores parceiros baseados em um determinado critério (por exemplo, capacidade de *upload*). Trata-se de uma solução centralizada em um modelo cliente/servidor e os próprios clientes são responsáveis por realizar as medições para determinar os valores dos critérios de seleção. Isto significa que um cliente pode prover informações incorretas sobre o seu estado atual, intencionalmente ou erroneamente devido à dinâmica da rede, pois é de responsabilidade da aplicação implementar o cliente ALTO para descobrir e conectar a um servidor correspondente. Além disso, algumas pesquisas apontam que o uso do ALTO não melhora o índice de continuidade de uma transmissão ao vivo, apesar de diminuir o tempo de inicialização para obter as primeiras partes de uma mídia [201]. Isto ocorre porque os clientes decidem com qual frequência transmitir informações sobre seu estado ao servidor, como capacidade de transmissão, número de saltos entre o cliente e o servidor etc. No GMTP, as medições são

feitas pelos roteadores com base no protocolo RCP e os servidores decidem quais parcerias devem ocorrer, de acordo com a capacidade de cada canal utilizado para distribuir o fluxo de dados.

Em 2011-2012, dentre as várias soluções para distribuição de mídias ao vivo (novas ou aprimoradas), várias se destacaram, como a Denacast, propondo-se um modelo híbrido P2P/CDN para distribuição de mídias ao vivo com base no CoolStreaming [1, 99, 106, 107, 109, 110]. Além disso, atualmente, existem diversas pesquisas para distribuição de mídias ao vivo através do uso do protocolo HTTP, permitindo-se que os clientes obtenham as partes da mídia que mais se adequar com a sua capacidade de recepção (adaptação dinâmica de fluxos de dados no lado do cliente). Nesse último caso, destaca-se as soluções híbridas P2P/CDN, com o uso de CDNs comerciais. Até o presente momento, o esforço têm sido em soluções na camada de aplicação.

Considerando a vertente das Redes Centradas na Informação o *Information Centric Networks* (ICN), em 2006, Van Jacobson introduziu o assunto em uma palestra proferida para um grupo de pesquisadores de várias partes do mundo, no GooglePlex, Montain View, Califórnia, EUA [202]. Esta palestra marcou o (re)início das pesquisas nessa área. Argumentou-se que o modelo de requisição origem/destino empregado na Internet não mais se sustenta, considerando o aumento significativo do tráfego de dados atual. A verdade é que alguns pesquisadores argumentam que essa vertente de pesquisa já existia desde os anos 1970, mas sem evolução até 2006 [47]. A partir de 2006, surgiram as seguintes propostas: DONA (*Data Oriented Network Architecture*), PSI (*Publish-Subscribe Internet Routing*), NetInf (*Network of Information*) e o CCN (*Content-Centric Networks*) [189]. Especificamente em 2013, publicou-se o CCN-TV, o primeiro sistema para distribuição de mídias ao vivo em CCN. Na Seção 3.3, discutem-se detalhes sobre CCN e sobre o CCN-TV.

Dentre todas as soluções discutidas, pode-se considerar o CoolStreaming/Denacast e o CCN-TV fundamentalmente trabalhos mais relacionados ao GMTP. Por esse motivo, no Capítulo 5, compara-se o desempenho do GMTP, do CoolStreaming/Denacast e do CCN-TV em mais detalhes.

3.2 Aplicações e Protocolos para Distribuição de Mídias ao Vivo

Nos últimos anos, os pesquisadores vinculados à IETF propuseram a especificação de protocolos para transmissão e/ou distribuição de mídias ao vivo, declarando-os como padrões públicos. Em geral, executam-se os protocolos dessa categoria na camada de aplicação, os quais permitem a criação, encerramento e controle de sessões de transmissão de mídias ao vivo, como videoconferência e TV através da Internet. Contudo, o esforço de padronização não tem sido suficiente, gerando oportunidades para protocolos proprietários e da comunidade acadêmica para este mesmo fim. As soluções propostas englobam produtos de software, bem como trabalhos acadêmicos que nunca foram postos em funcionamento em larga escala, mas com legados que contribuiram para a evolução do estado da prática e da arte. Nos últimos 15+, a maior parte das soluções propostas para disseminação de mídias ao vivo são apresentadas como sistemas ou *middlewares*. A seguir, destacaram-se algumas desses propostas.

3.2.1 Protocolos de adaptação de fluxo baseado em HTTP

No contexto dos protocolos de adaptação de fluxo baseado em HTTP, destacam-se o HLS (*HTTP Live Streaming*) [150], HDS (*HTTP Dynamic Streaming*) [203], DASH (*Dynamic Adaptive Streaming over HTTP*) [151, 204] e HSS (*Smooth Streaming*) [205], propostos pela Apple, Adobe, MPEG e Microsoft, respectivamente. Em geral, propõe-se que as transmissões de fluxos de mídias ao vivo sejam realizadas por servidores web, incrementando o protocolo HTTP com funções para descrição de uma mídia, marcação de tempo, segurança e principalmente adaptação do fluxo de dados em uma sessão ao vivo de transmissão multimídia. Sendo assim, pode-se afirmar que os protocolos HLS, HDS, HSS e DASH têm propósitos similares aos tradicionais protocolos H.323, SIP, RTP e RTSP, porém com base no protocolo HTTP.

Uma característica comum entre os protocolos HLS, HDS, HSS e DASH é que a transmissão da mídia ocorre sem a manutenção de uma conexão, já que o HTTP é um protocolo *stateless*. Além disso, os clientes podem escolher entre diferentes modos de codificação mul-

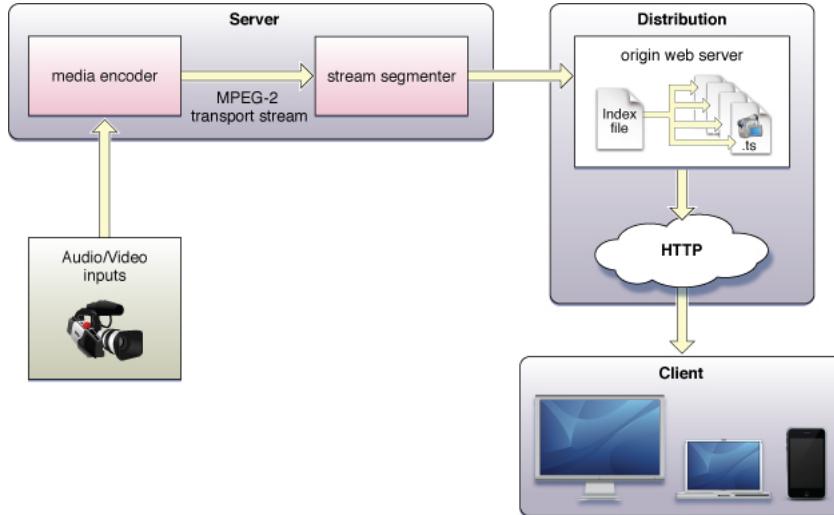


Figura 3.2: Arquitetura do HLS para transmissão de conteúdos multimídia baseado no protocolo HTTP. Figura extraída e adaptada de [150].

timídia, o que naturalmente sugere uma solução para adaptação de mídias ao vivo de acordo com as condições da rede (em geral, capacidade de recepção de pacotes de dados observado pelo cliente). Nessas soluções que exploram a convergência dos serviços multimídia com base na web (Figura 3.2), especifica-se a fonte da mídia através de uma URI (*Uniform Resource Identifier*) [206], que aponta para um arquivo contendo uma lista ordenada das URIs para as mídias a serem reproduzidas. Para reproduzir um determinado conteúdo, um cliente primeiro obtém o arquivo contendo a lista de URIs e então obtém e reproduz cada segmento de mídia especificado na lista. Periodicamente, o cliente recarrega o arquivo contendo a lista de URIs, a fim de descobrir os próximos segmentos a serem reproduzidos. Este período corresponde ao tempo em que um segmento é consumido para ser reproduzido ao usuário final. Considerando a teoria de distribuição de conteúdos multimídia ao vivo discutido no Capítulo 2, pode-se afirmar que um segmento contém apontadores para as partes da mídia que acabara de ser gerada, portanto é equivalente ao mapa de *buffer* em uma arquitetura P2P para distribuição de conteúdos multimídia ao vivo.

Por exemplo, na Figura 3.3, ilustra-se um cenário de transmissão de um fluxo de dados multimídia entre um servidor e um cliente DASH, proposto como padrão a ser publicado pela ISO (ISO/IEC 23009-1). O conteúdo da mídia é capturado e armazenado no servidor web, que são transmitidos para os clientes via HTTP. O servidor web DASH armazena o conteúdo em duas partes. A primeira parte é um arquivo que descreve o conteúdo disponível, como os endereços dos servidores fontes, tempo de duração, formatos da mídia e resoluções, largura

de banda máxima e mínima, aspectos de direitos autorais (DRM), dentre outras informações. A segunda parte são os segmentos, que são arquivos que contém, de fato, os bits de dados da mídia.

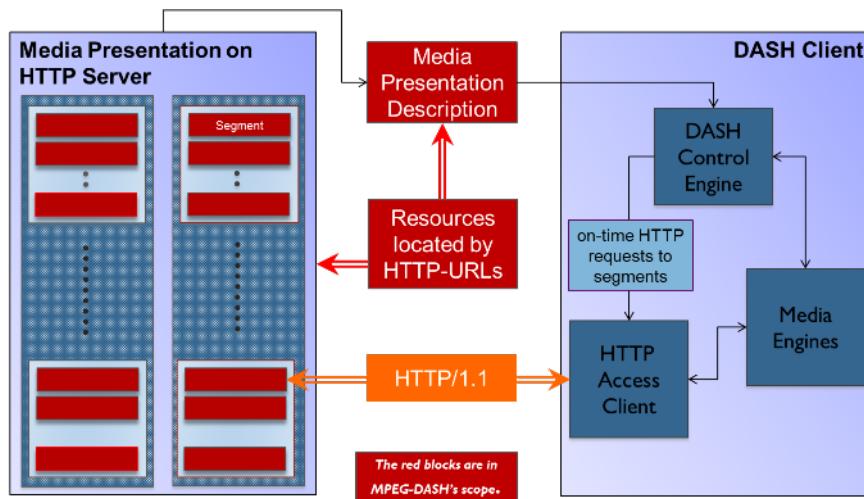


Figura 3.3: Arquitetura do DASH para transmissão de conteúdos multimídia utilizando o protocolo HTTP. Os formatos e as funcionalidades dos blocos vermelhos são definidos pela especificação do DASH. Adaptado de [151].

Uma aplicação baseada no protocolo HLS transmite, obrigatoriamente, fluxos de dados no formato MPEG2-TS (parte 1) e funciona apenas para o navegador SafariTM e os dispositivos que suportam o sistema operacional iOS. Já as aplicações baseadas no protocolo HDS transmite, obrigatoriamente, um formato específico criado pela Adobe conhecido por fMP4 que, na prática, consiste em diversos fragmentos de um arquivo codificado no formato MPEG-4 (partes 12 e 14). Os protocolos HDS, HSS e o DASH suportam funções de adaptação de fluxos de dados multimídia por oferecerem suporte ao formato MPEG-4.

A principal estratégia das soluções de transmissão de vídeo baseadas em HTTP é adaptar os fluxo de dados de acordo com diferentes taxas de transmissão e transcodificar o conteúdo para diferentes formatos suportados pelas aplicações em execução nos clientes. Isto permite que inúmeros clientes, que suportam diferentes formatos e conectados através de redes com diferentes capacidades de recepção, possam reproduzir o conteúdo de forma adequada. Para que isso seja possível, os clientes devem monitorar sua capacidade de recepção de dados e selecionar o conteúdo multimídia com base em uma lista de diferentes taxas de bits anunciada pelo servidor. Por exemplo, se o cliente determinar que sua capacidade de recepção é de 600 Kbps e o servidor anunciar a transmissão de vídeo em 512 Kbps, 720 Kbps, 1 Mbps e

4 Mbps, este deve requisitar o conteúdo codificado em uma taxa de bits de 512 Kbps.

Comparação entre as soluções HTTP e o GMTP para distribuição de mídias ao vivo:

A proposta de distribuir conteúdos multimídia ao vivo utilizando HTTP é uma estratégia interessante pelo fato de se fazer uso de um protocolo bastante difundido, que praticamente está disponível em qualquer dispositivo e não é bloqueado em quase 100 % das redes que constituem a Internet. Isso pode ser considerado um ponto positivo em utilizar o HTTP para o fim que se discute, principalmente devido à facilidade de implantação da solução.

Com base na discussão anterior sobre a distribuição de mídias ao vivo através da web, consideram-se as seguintes limitações de tal abordagem:

- Os protocolos supracitados não oferecem efetivamente mecanismos para distribuição em larga escala. Para que isto ocorra, deve-se implementar a distribuição do conteúdo com o uso das Redes de Distribuição de Conteúdo (CDN). Isto aumenta os custos de uma solução devido à necessidade de distribuir estrategicamente servidores globalmente e melhorar os canais de transmissão, pois, em essência, tratam-se de requisições HTTP. No caso do GMTP, a camada de aplicação o utiliza de forma similar ao TCP, mas o transporte dos dados entre os servidores da CDN ocorre com o suporte de uma rede de favores formada pelos roteadores de rede. Nessa rede, o conteúdo pode ser entregue pelo servidor diretamente ao roteador do cliente ou indiretamente, quando o conteúdo é entregue por um roteador parceiro ao roteador do cliente interessado pelo fluxo e assim sucessivamente. Nesse contexto, pode-se construir uma aplicação baseada em DASH e utilizar GMTP para transportar os pacotes de dados, em vez do TCP.
- Os servidores web executam o protocolo HTTP na camada de aplicação e, na camada de transporte, dependem do protocolo TCP. Sendo assim, realiza-se a transmissão das partes da mídias através de um protocolo orientado à conexão, com garantia de entrega e ordenação, podendo gerar atrasos na entrega dos segmentos devido às retransmissões, quando há perda de segmentos devido ao congestionamento da rede.
- As soluções baseadas em HTTP são baseadas no método *pull*. Isto significa que os clientes que desejam reproduzir um conteúdo ao vivo devem solicitar periodicamente

os próximos segmentos que devem ser reproduzidos. Em se tratando de transmissões de mídias ao vivo em larga escala, pode-se aumentar sobremaneira o número de requisições dos arquivos de lista, aumentando-se o tráfego na rede com dados considerados de controle. Apesar dos inúmeros esforços para melhorar os mecanismos de escalonamento baseados em *pull*, o uso do método *pull* acarretará em maior sobrecarga de controle. Por outro lado, se diminuir a sobrecarga de controle, aumenta-se o tempo de atraso na recepção dos pacotes de dados [97, 104, 207]. Além disso, essa proposta exige uma maior capacidade de *upload* dos cliente, uma vez que estes devem transmitir frequentemente requisições para obter a lista dos próximos segmentos a serem reproduzidos. No caso do GMTP, utiliza-se o método híbrido *push/pull*, onde o método *push* é utilizado como padrão e o *pull* em casos especiais, como quando um nó está prestes a reproduzir uma determinada parte de uma mídia e esta ainda não está disponível. Além disso, apesar do método *pull* não necessitar conexão e o HTTP é interessante para este fim, no GMTP, reduz-se o número de conexões ao permitir que os roteadores interceptem os pedidos de múltiplas conexões transmitidas em direção ao servidor para um mesmo conteúdo.

- O TCP implementa um mecanismo tradicional de controle de congestionamento, adaptando sua taxa de transmissão de acordo com a perda dos segmentos. No contexto de HTTP, os clientes precisam monitorar sua capacidade de recepção e solicitar ao servidor os segmentos correspondentes. Isto significa que o conteúdo é adaptado de acordo com o estado da rede percebida pelo cliente TCP [208]. Em canais assimétricos de transmissão, não é simples disponibilizar soluções para medir a capacidade de transmissão quando se utiliza o método *pull*. Isto porque o nó transmissor perceberá uma taxa de transmissão diferente da taxa de transmissão do receptor, que não envia dados com conteúdo. No GMTP, utilizam-se informações explícitas sobre a capacidade de transmissão dos canais de transmissão informadas pelos roteadores, regulando-se a taxa de transmissão dos servidores, ao mesmo tempo em que se determinam parcerias entre os roteadores com base em tais informações. Como resultado, pode-se melhorar o desempenho das redes e das aplicações e, consequentemente, melhorar a satisfação do usuário ao visualizar uma mídia ao vivo.

- Soluções baseadas em HTTP devem considerar aspectos relacionados à segurança, descritos na Seção 15 da referência [209]. Os principais são a disponibilização de informações pessoais e privadas e possíveis ataques de interceptação dos seguimentos através do uso de servidores de *cache*. No GMTP, oferece-se um mecanismo de segurança que permite aos roteadores validarem o conteúdo através de assinatura digital, podendo-se criptografá-lo com base em métodos tradicionais, como criptografias assimétricas, com suporte a diferentes métodos, tais como RSA e curvas elípticas [210].

3.2.2 PDTP – Peer Distributed Transfer Protocol

O protocolo *Peer Distributed Transfer Protocol* (PDTP) [211] surgiu com a promessa de prover um método para transferência de arquivos e mídia em tempo real similar ao BitTorrent. O uso do protocolo foi perdendo força e no final de 2007 foi descontinuado. Sua implementação de referência era conhecida pelo nome de DistribuStream¹. Apesar de sua descontinuidade, ressaltam-se alguns aspectos importantes sobre estratégias de distribuição de mídias ao vivo.

O PDTP previa o uso de servidores para gerenciamento automático de diretórios de conteúdo, tornando-o similar aos protocolos como o HTTP e o FTP. Além disso, na proposta do PDTP, previa-se suporte à meta-descrição e validação de integridade de conteúdo através do uso de assinatura digital. A *Internet Assigned Numbers Authority* (IANA) alocou a porta 6086 para o uso do PDTP em aplicações multimídia. Suporta um mecanismo de *tracker* similar ao PPSP/Swift (discutido a seguir) e utiliza o protocolo UDP para transmissão de dados.

O PDTP especifica um conjunto de nós chamados de *hubs*, que tem como responsabilidade prover o mapa da rede, listagem de diretórios e serviço de arquivos. O serviço de arquivo é similar ao esquema de *seed* do BitTorrent, com a diferença que se utiliza um conjunto de nós chamados de *Piece Proxies* (PP). Os PPs fazem *download* e *cache* de *chunks* de arquivos armazenados nos nós *hubs* e então servem estes *chunks* na rede sob demanda, reduzindo o consumo de banda dos *hubs*. Segundo os autores, o BitTorrent resolve esse problema com o uso de múltiplos *seeds*, porém se não existir nenhum *seed* disponível para um *torrent* o conteúdo fica inacessível. Na Figura 3.4, ilustra-se a organização geral dos nós PDTP.

¹DistribuStream: <http://freecode.com/projects/distribustream>

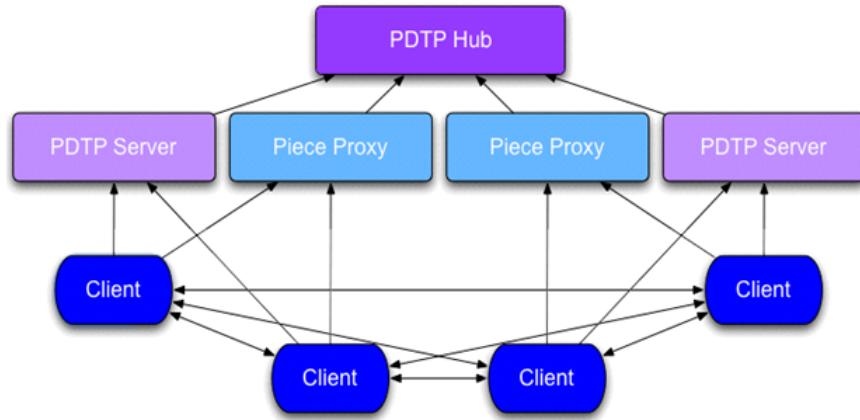


Figura 3.4: Organização dos nós PDTP. Adaptada de [211].

Comparação entre o PDTP e o GMTP para distribuição de mídias ao vivo:

A proposta do protocolo PDTP tem um ponto positivo porque organiza os nós interessados por um mesmo conteúdo de forma hierárquica e o conjunto de comandos disponíveis do protocolo é similar a protocolos tradicionais, como o HTTP e o FTP.

Embora os autores mencionem a possibilidade de utilizar o PDTP em transmissões de mídia em tempo real, nenhum referência disponível menciona detalhes sobre tal capacidade. O uso do protocolo UDP caracteriza um protocolo com os problemas já discutidos no Capítulo 1. O uso de um servidor centralizador de índices pode ser um problema para distribuição de mídias ao vivo, podendo desfavorecer os clientes que estão mais distantes. No GMTP, os servidores de uma rede CDN são também os indexadores de conteúdo, bem como auxiliadores no processo de definir as parcerias entre os roteadores.

3.2.3 CPM – *Cooperative Peer Assists and Multicast*

No *Cooperative Peer Assists and Multicast* (CPM) [126], propõe-se uma abordagem unificada para prover suporte eficiente de transmissão de vídeos sob demanda, para ser utilizado por provedores de serviços. O CPM é um protocolo de aplicação que suporta transmissão em modo *multicast*, *cache* de dados nos clientes e compartilhamento de dados entre os mesmos, onde o servidor utiliza modo de transmissão *unicast*.

Na Figura 3.5, ilustra-se a visão geral do funcionamento do CPM através de um diagrama de sequência. Primeiramente, o cliente conecta o servidor para saber sobre a existência de

algum grupo *multicast* relacionado ao conteúdo de interesse. Em seguida, passa a receber o conteúdo em modo *multicast*. Caso não exista um grupo multicast para o conteúdo de interesse, o cliente solicita, através de um servidor de diretórios a lista de nós que detém o conteúdo de interesse e então inicia a transferência. Caso não exista nenhum nó com o conteúdo requisitado, o cliente requisita o conteúdo diretamente para o servidor.

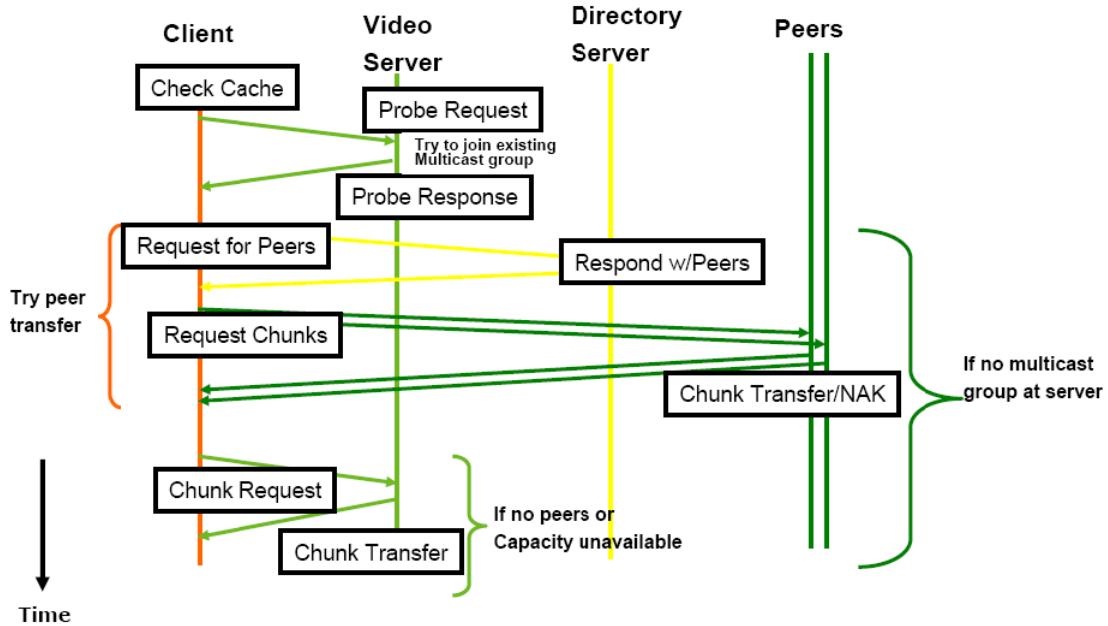


Figura 3.5: Diagrama de sequência do CPM (*Cooperative Peer Assists and Multicast*). Figura extraída de [126].

Na arquitetura do protocolo CPM existem três componentes principais: (1) o modelo de dados do vídeo; (2) um protocolo para descoberta e transferência de conteúdo e (3) um escalonador no lado do servidor. O modelo de dados divide o vídeo em *chunks* de tamanhos fixos. Cada *chunk* é identificado por um GUID (*Globally Unique Identifier*), onde um segmento consiste em uma sequência de *chunks* e uma sequência de segmentos constitui um vídeo.

O protocolo de transferência assume que o vídeo deve estar completamente armazenado no servidor para permitir que os nós façam *cache* dos *chunks* e redistribuí-los *a posteriori*. Quando um cliente envia um pedido de reprodução de vídeo, o servidor mapeia o conteúdo do vídeo requisitado, que é então formatado em sequências de *chunks* e transmitidos para o cliente. O modo de transmissão *multicast* é ativado pelo servidor e só ocorre quando múltiplos clientes têm interesse pelo mesmo conteúdo.

Comparação entre o CPM e o GMTP para distribuição de mídias ao vivo:

A capacidade para transmitir o conteúdo em modo híbrido (*unicast/multicast*) é um aspecto positivo para o CPM. A seguir, enumeram-se os pontos fracos identificados.

1. Para utilizar o modo de transmissão *multicast*, o cliente tem que ter rota *multicast* diretamente para o servidor, pois apenas este pode iniciar o processo de transmissão utilizando este modo. No GMTP, esse mecanismo é segmentado e qualquer nó pode transmitir em modo *multicast*. Além disso, o GMTP resolve a distribuição em *multicast* no próprio roteador e de forma dinâmica, sem uso de um servidor à parte.
2. O mecanismo de transmissão de conteúdo quebra os segmentos em *chunks*, o que torna o gerenciamento mais complexo devido ao espalhamento dos *chunks* entre os nós participantes da transmissão. Isto pode gerar atrasos na reprodução do conteúdo no cliente devido à necessidade de localizar cada *chunk* individualmente, embora o uso dessa abordagem pode aumentar a velocidade de *download*. No caso do GMTP, realiza-se uma duplicação controlada dos *chunks*, realizada pelos próprios roteadores. Os clientes não têm influência sobre essa função, portanto não precisam gerenciar múltiplas fontes (outros clientes e servidores).
3. O uso de servidor de diretórios para consultar a lista de nós que mantêm o conteúdo multimídia desejado não é uma estratégia apropriada em sistemas de transmissão de mídia ao vivo, pois se trata de uma fonte de atraso para disseminar rapidamente as partes da mídia.

3.2.4 HySAC – *Hybrid Delivery System with Adaptive Content Management for IPTV Networks*

No *Hybrid Delivery System with Adaptive Content Management for IPTV Networks* (HySAC) [212], propõe-se uma nova arquitetura e um sistema adaptativo e híbrido que utiliza um esquema chamado de pre-população para distribuição de vídeos sob demanda em redes IPTV. Os autores do HySAC criticam o protocolo CPM ao afirmarem que tal abordagem não utiliza os recursos de rede de forma otimizada, uma vez que o conteúdo de mídia não

é armazenado de modo pré-planejado de acordo com a demanda dos clientes. Como consequência, aumenta-se o consumo de recursos de rede e piora-se a qualidade na transmissão do conteúdo multimídia ao usuário final.

Na Figura 3.6, ilustra-se a arquitetura do HySAC. Para evitar que a grande quantidade de usuários concorrentes sobrecarregue os servidores de mídia, propõe-se um sistema adaptativo de transmissão de mídia que otimiza o processo de entrega de dados baseado na popularidade do conteúdo e nos recursos de rede disponíveis. O conteúdo é categorizado em diferentes classes e o modo de entregá-lo é baseado na popularidade do mesmo. Os servidores HySAC categorizam os conteúdos e utilizam Tabelas Dinâmicas de Hash (DHT) para encontrar os servidores que armazenam o conteúdo. Quando a localização de um conteúdo muda, informa-se aos servidores de indexação e quando um novo conteúdo é adicionado, os servidores replicam tal conteúdo de acordo com sua popularidade.

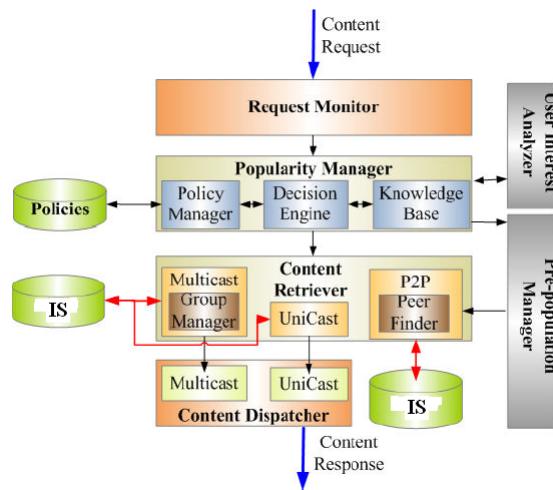


Figura 3.6: Arquitetura do HySAC (*Hybrid Delivery System with Adaptive Content Management for IPTV Networks*). Figura extraída de [212].

O HySAC utiliza três modo de transmissão: *unicast*, *multicast* e P2P. Inicialmente, o HySAC entrega o conteúdo baseado em informações estáticas sobre a popularidade do conteúdo. O HySAC gerencia um *ranking* de popularidade do vídeo e dependendo de um determinado limiar, o vídeo é selecionado para ser transmitido em modo *multicast*. Quanto mais alto for a popularidade do vídeo, maior é a chance de se utilizar *multicast* para transmiti-lo. Se a popularidade do vídeo for intermediária, o vídeo será transmitido em modo P2P e se for baixa, transmite-o do servidor diretamente para o cliente em modo *unicast*.

Comparação entre o HySAC e o GMTP para distribuição de mídias ao vivo:

A capacidade de transmitir o conteúdo em modo *unicast*, *multicast* e P2P é um aspecto positivo para o HySAC. A seguir, enumeram-se os pontos fracos.

1. A decisão do modo de transmissão é baseado na popularidade do vídeo. Considerando-se transmissões de mídia em tempo real, a forma o como HySAC implementa o mecanismo de classificar o conteúdo requer um tempo de convergência, o que pode consumir recurso de rede desnecessariamente. No GMTP, utiliza-se *multicast* sempre que possível, possibilitando que outros clientes recebam o conteúdo até mesmo sem precisar contactar o servidor, pois armazenam-se as partes da mídia em *cache* no roteador.
2. Da mesma forma que outras soluções, o HySAC utiliza o protocolo UDP para transmissão de dados da aplicação multimídia, sem qualquer menção a respeito de algoritmo(s) para controle de congestionamento. No GMTP, em vez do critério de popularidade guiar as estratégias de distribuição das parte de uma mídia, utiliza-se um mecanismo de intersecção de rotas entre os clientes e o servidor para realizar acesso ao *cache* dos roteadores.

3.2.5 PPSP/Swift – P2P Streaming Protocol / The Generic Multiparty Transport Protocol

O *Peer-to-Peer Streaming Protocol* (PPSP) é um protocolo para sinalização e controle para sistemas de transmissão de fluxos de dados em tempo real. Dentro do PPSP existe o Swift, um protocolo cujo objetivo é disseminar o conteúdo para um conjunto de nós interessados por um mesmo conteúdo.

O PPSP define *peers* e *trackers* como dois tipos de nós para um sistema de transmissão de mídia baseado em P2P. Os *peers* são nós que enviam e recebem conteúdos multimídia e os *trackers* são nós conhecidos com conexão estável e que mantêm meta informações sobre os conteúdos transmitidos e uma lista dinâmica de *peers*. Os *trackers* podem ser organizados de forma centralizada ou distribuída, propondo-se dois protocolos base. O primeiro protocolo é executado pelos *trackers*, que cuida das trocas de meta informações entre os *trackers* e os *peers*, tais como a lista dos peers e informações sobre os conteúdos. E o segundo protocolo

é executado pelos *peers*, que controla os anúncios e informações sobre a disponibilidade das partes da mídia em cada *peer*.

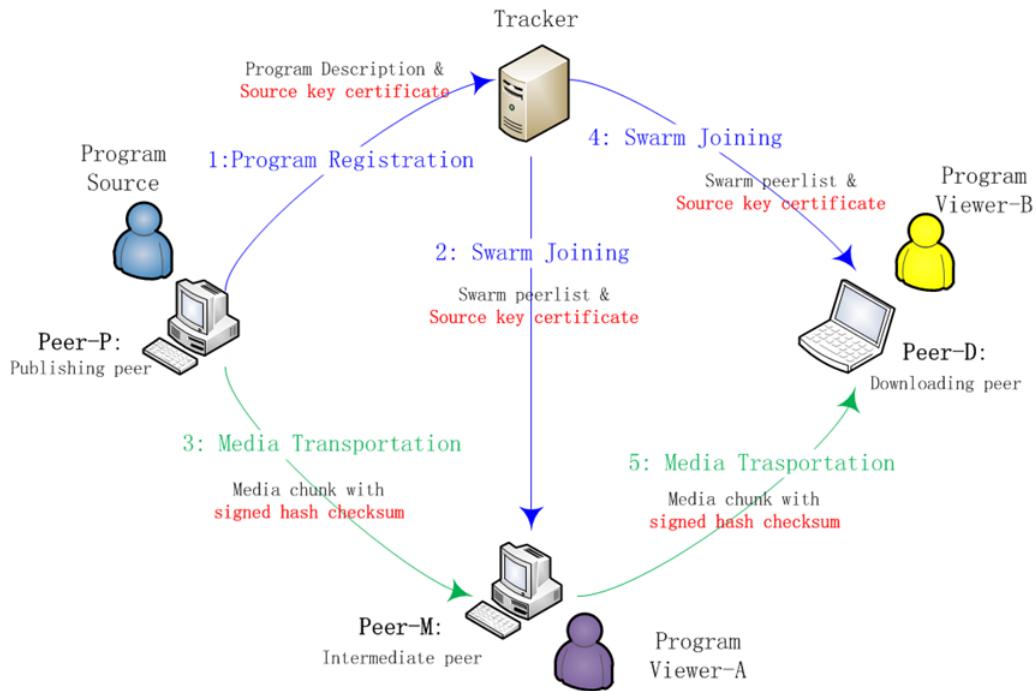


Figura 3.7: Arquitetura e funcionamento do protocolo PPSP/Swift.

O funcionamento básico do PPSP ocorre da seguinte forma (Figura 3.7). Um nó transmissor *Peer-P* notifica ao *tracker* que está transmitindo um certo fluxo de dados de mídia ao vivo (Passo 1). Em seguida, o *tracker* transmite uma mensagem para os *Peer-M* e *Peer-D*, interessados em receber o conteúdo multimídia para se juntarem ao grupo (Passos 2 a 4). O *Peer-P* transmite o conteúdo para o *Peer-M*, que repassa para o *Peer-D*. Em seguida, outros *peers* enviam uma mensagem ao nó *tracker* registrando interesse em receber o mesmo fluxo.

O processo descrito anteriormente é governado pelo protocolo PPSP. Porém, como o PPSP não é um protocolo de transporte, seus idealizadores criaram o *The Generic Multi-party Transport Protocol* (Swift). A responsabilidade do Swift no processo descrito é cuidar do transporte de dados entre os *peers* interessados em receber um fluxo de dados multimídia. O Swift especifica o conteúdo de um *stream* contendo as partes da mídia, que não necessariamente constituem um conteúdo reproduzível. As partes da mídia são combinadas quando o cliente recebe o conteúdo a partir de diferentes fontes, quando então podem ser reproduzidos. O Swift transmite os dados entre os *peers* utilizando o protocolo UDP com suporte ao controle de congestionamento chamado de LEDBAT [175, 213], o mesmo empregado no

BitTorrent.

Comparação entre o PPSP/Swift e o GMTP para distribuição de mídias ao vivo:

Em comparado ao GMTP, os pontos fracos do PPSP/Swift são:

1. No PPSP/Swift, adota-se uma estratégia puramente P2P, onde os nós finais são responsáveis pela realização de parcerias e os servidores de mídias não realizam nenhum papel importante no processo de distribuição. Como já foi dito, no GMTP, adota-se uma abordagem híbrida P2P/CDN, onde os servidores tem a responsabilidade de instruir os roteadores de rede a realizarem parcerias entre si, ao passo que os clientes são coadjuvantes nesse processo, responsáveis apenas por ações simples no processo de distribuição de uma mídia ao vivo.
2. No PPSP/Swift não há suporte nativo ao compartilhamento de conexão e transmissão em modo *multicast*. No caso do GMTP, negociam-se dinamicamente os canais *multicast*, de acordo com as demandas locais de cada rede. A comunicação ocorre com a transmissão dos pacotes de dados entre o servidor e o roteador do cliente em modo *unicast* e tal roteador estabelece-se um canal *multicast* através do qual seus clientes receberão as partes da mídia referentes a um evento a vivo. Nesse ínterim, roteadores intermediários entre o cliente e o servidor podem interceptar o pacote de dados e também servir seus clientes locais (se houver demanda).
3. A transmissão de conteúdo com o transporte de *chunks* é interessante em aplicações para compartilhamento de arquivos, onde o tempo de resposta não é requisito fundamental para a qualidade de serviço no ponto de vista do usuário que o utiliza. O uso dessa abordagem em aplicações de transmissão de mídia em tempo real não é uma estratégia interessante devido a complexidade de indexar e remontar os pacotes de dados de acordo com cada *chunk*. Esses procedimentos podem onerar o tempo em que um pacote de dados é entregue para a camada de aplicação, gerando-se um atraso na reprodução da mídia na camada de aplicação.
4. O uso do protocolo UDP e controle de congestionamento na camada de aplicação enfraquece a ideia da organização dos protocolos em camadas funcionais, onde uma

camada fornece serviços para a camada superior e, obviamente, usufrui de serviços da camada inferior. Os mecanismos para controle de congestionamento devem ser implementados na camada de transporte e rede, e não na camada de aplicação. Isso limita o uso dos recursos implementados no Swift apenas para aplicações que utilizam sua implementação, a *libswift*. Por ser um protocolo de transporte/rede, o GMTP abstrai as principais funções de distribuição de mídias ao vivo e considera o uso de *multicast* sempre que possível, com suporte aos algoritmos de controle de congestionamento tanto no modo *unicast* quanto no modo *multicast*. Além disso, se duas aplicações independentes utilizarem o protocolo GMTP, estas poderão compartilhar o conteúdo multimídia transmitido por um servidor, sendo tal recurso disponibilizado de forma nativa e transparente à qualquer aplicação – os sistemas finais recebem meta informações sobre o conteúdo multimídia.

3.2.6 DONet/CoolStreaming

O CoolStreaming é um sistema para distribuição de mídias ao vivo baseado em uma arquitetura P2P [79, 97, 214]. A primeira versão do Coolstreaming foi lançada em 2004 e aprimorada ao longo dos anos, tornando-se o sistema mais conhecido e robusto para transmissão de mídias ao vivo em larga escala. Atualmente, o sistema CoolStreaming é uma das principais referências no contexto de distribuição de mídias ao vivo, tanto no contexto acadêmico quanto comercial. O sistema está disponível para uso no mercado, servindo a milhares de nós globalmente e, por ter sido descrito e estudado exaustivamente, também está disponível na rede PlanetLab e nos principais simuladores de redes P2P, com o OMNet++/Oversim² e o OMNet++/OSSim.

A sigla DONet significa *Data-driven Overlay Network* e CoolStreaming significa *Cooperative Overlay Streaming*, sendo a implementação de referência da DONet. Desde a primeira versão, seus autores propuseram que partes da mídia fossem distribuídas sobre uma rede de sobreposição, onde os nós sempre repassam as partes de uma mídia para outros nós interessados pelo mesmo conteúdo, sem nenhuma regra pré-definida, como nó pai ou filho; nó interno ou externo; capacidade de *upload* e *download*, etc. Com essa visão centrada no

²OMNet++/Oversim: de fato, o CoolStreaming está disponível através do projeto Denacast, desenvolvido com base no OMNet++/Oversim. Na Seção 3.2.7, detalha-se o Denacast.

dado, os autores decidiram que a disponibilidade do dado era o critério para guiar as estratégias de escalonamento dos fluxos de dados transmitidos através da rede de sobreposição, adaptando-se melhor às dinâmicas dos nós em uma rede P2P. Cada nó periodicamente troca informações sobre a sua disponibilidade de *chunks* transmitindo seu mapa de *buffer* com um conjunto de nós parceiros, obtendo os *chunks* ausentes a partir dos nós que os anunciam como disponíveis.

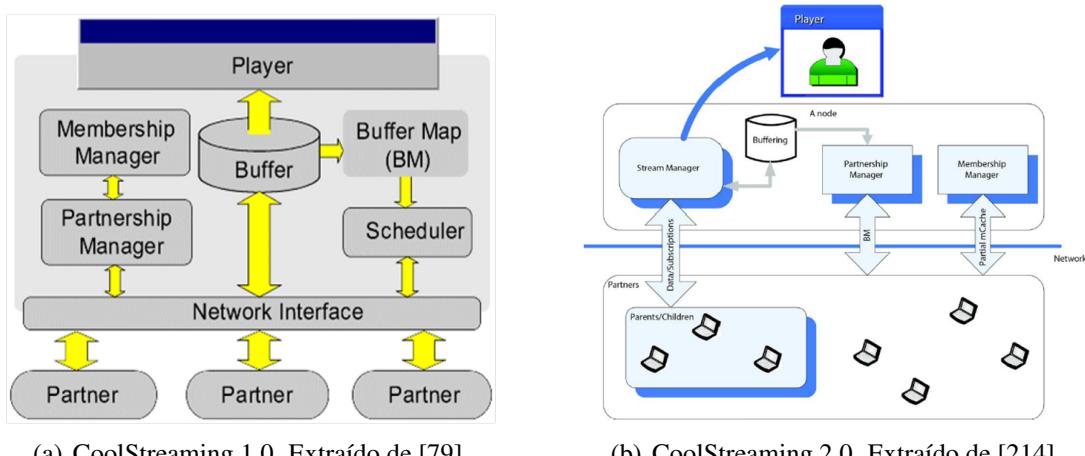


Figura 3.8: Arquitetura genérica de blocos funcionais do CoolStreaming 1.0 e do 2.0.

O sistema CoolStreaming tem versões similares (Figura 3.8). Na Figura 3.8(a), ilustra-se o diagrama genérico do sistema para um nó na rede DONet, quando se utilizava apenas o método *pull* para obtenção de conteúdo, estratégia bastante similar ao BitTorrent, com seleção aleatória de nós parceiros. Já na Figura 3.8(b), ilustra-se o diagrama genérico da versão aprimorada do CoolStreaming, onde diversas funções foram corrigidas e o mecanismo de obtenção das partes da mídia foi remodelado para uma abordagem híbrida *push/pull* de obtenção dos blocos de vídeo (*chunks*). Na versão mais atual do CoolStreaming, organiza-se um fluxo de dados multimídia em sub-fluxos que carregam blocos de dados contendo partes da mídia para ser reproduzida na aplicação em execução no cliente. Nesse caso, o nó transmissor divide o vídeo em blocos de tamanhos iguais e marca um número de sequência em cada bloco, permitindo-se a reprodução do conteúdo em ordem. Dessa forma, cada nó pode obter diferentes blocos da mídia a partir de diferentes nós parceiros.

Na primeira versão, os blocos de dados eram obtidos sempre utilizando o método *pull*, o que acarretava no aumento do atraso para obter o conteúdo em 1 RTT. Na segunda versão, a estratégia híbrida *push/pull* mudou o mecanismo de obtenção de *chunks* para a seguinte

forma. Dado que um nó C_1 está interessado em obter um determinado bloco da mídia, este solicita e recebe de um nó parceiro C_2 o mapa de buffer contendo a disponibilidade dos blocos do vídeo (ou seja, *pull*). Em seguida, o nó C_2 transmite os blocos da mídia para C_1 e, a partir desse momento, todo novo bloco da mídia que C_2 receber, repassa-o ao nó C_1 (ou seja, *push*).

Os outros componentes do sistema CoolStreaming são:

- *Membership manager*, que permite aos nós do sistema manterem uma visão parcial da rede de sobreposição, sendo adicionado na versão 2.0 um componente chamado *mCache*, que registra uma lista parcial dos atuais nós ativos na rede;
- *Partnership manager*, que estabelece e mantém as parcerias com os outros nós e também é responsável pelas trocas dos mapa de *buffer* entre os clientes. O algoritmo padrão para seleção de nós é baseado em uma escolha aleatória entre os nós disponíveis na lista *mCache*;
- *Stream Manager*, que efetivamente transmite os fluxos de dados contendo os blocos da mídia. Este componente é responsável por escalar o momento exato de enviar cada *chunk* correspondente de uma mídia, compartilhado-o com outros nós do sistema;
- *Buffer Map*, que representa o estado atual do *buffer* para um determinado vídeo. Como discutido no Capítulo 2, um nó pode sinalizar os blocos de vídeo que estão disponíveis ou os blocos da mídia que estão ausentes e portanto necessários.

Com relação à seleção de nós no sistema CoolStreaming, este ocorre com base na escolha aleatória de um sub-conjunto de nós disponíveis em uma lista de parceiros. Após realizar parcerias com um sub-conjunto de nós, um nó começa a receber os blocos de vídeo, ao mesmo tempo em que monitora o status de recepção dos sub-fluxos, transmitidos por diferentes nós parceiros. Quando um nó percebe que a taxa de recepção não está satisfatória, inicia-se um processo para selecionar novos nós parceiros. A grande questão é definir quando, de fato, a taxa de recepção não está sendo suficiente. Para isso, monitora-se o *buffer* de recepção dado um sub-fluxo j transmitido por um nó C_1 ao nó C_2 , observando as inequações 3.1 e 3.2, sendo T_s e T_p duas métricas para especificar a capacidade de *upload* de um

nó C_1 e correspondem aos números de sequência de blocos para um sub-fluxo qualquer j em C_2 , onde:

- T_s , é o limite do máximo número de sequência permitido entre os últimos blocos de vídeo recebidos por qualquer dois sub-fluxos em C_2 ;
- T_p , é o limite do máximo número de sequência dos últimos blocos de vídeo recebidos entre os nós parceiros de C_2 e os nós pais de C_2 . A diferença entre os nós parceiros de um nó C e os nós pais de um nó C é a seguinte: as parcerias são estabelecidas entre dois nós que trocaram mapas de *buffer* com informações de disponibilidade de blocos de vídeo, ao passo que a relação pai e filho é estabelecida quando um nó (filho) está, de fato, recebendo o conteúdo de vídeo de um outro nó (pai);
- H_{S_i, C_2} , é o número de sequência do último bloco de vídeo de um sub-fluxo S_i em C_2 ;
- K , é o número de sub-fluxos gerados pelo nó transmissor que origina o conteúdo de vídeo.

$$\max\{|H_{S_i, C_2} - H_{S_j, C_1}| : i \leq K\} < T_s \quad (3.1)$$

$$\max\{H_{S_i, q} : i \leq K, q \in \text{partners}\} - H_{S_j, C_1} < T_s \quad (3.2)$$

Com base nisso, um cliente utiliza a inequação 3.1 para monitorar o *status* do *buffer* do nó C_2 . Se a inequação 3.1 for falsa, significa que pelo menos um sub-fluxo está atrasado com relação ao limite estabelecido T_s . Isto indica que o nó C_2 deve selecionar outro nó para receber o fluxo de dados, pois o seu nó pai atual não tem capacidade suficiente de *upload*. A inequação 3.2 é utilizada para monitorar o status do *buffer* dos nós pais do nó C_2 . Seja o conjunto *parents*, definido pelos nós pais do nó C_2 e o conjunto *partners*, definido pelos nós parceiros de C_2 . O nó C_2 compara o status do *buffer* dos nós em *parents* com relação aos status do *buffer* dos nós em *partners*. Se a inequação 3.2 for falsa para algum caso, implica que o nó pai C_1 está atrasado com relação ao número de blocos de vídeos comparado com pelo menos um dos nós em *partners*. Isto fará com que o nó C_2 finalize a comunicação com o nó C_1 atrasado e selecione um novo nó C_1 a partir do conjunto *partners*.

Comparação entre o CoolStreaming e o GMTP para distribuição de mídias ao vivo:

O CoolStreaming foi um dos projetos escolhidos para um estudo comparativo de desempenho frente ao GMTP. Por este motivo, reservou-se uma discussão mais detalhada sobre este assunto no Capítulo 5.

3.2.7 CoolStreaming/Denacast

O Denacast é um sistema para distribuição de mídias ao vivo baseado em um arquitetura híbrida P2P/CDN [1, 121]. A porção P2P do sistema é adaptada do sistema CoolStreaming, de modo que suporte a porção CDN. Segundo seus autores, o escalonador de distribuição de mídias do Denacast é idêntico ao do CoolStreaming, que é considerado o “coração” do sistema.

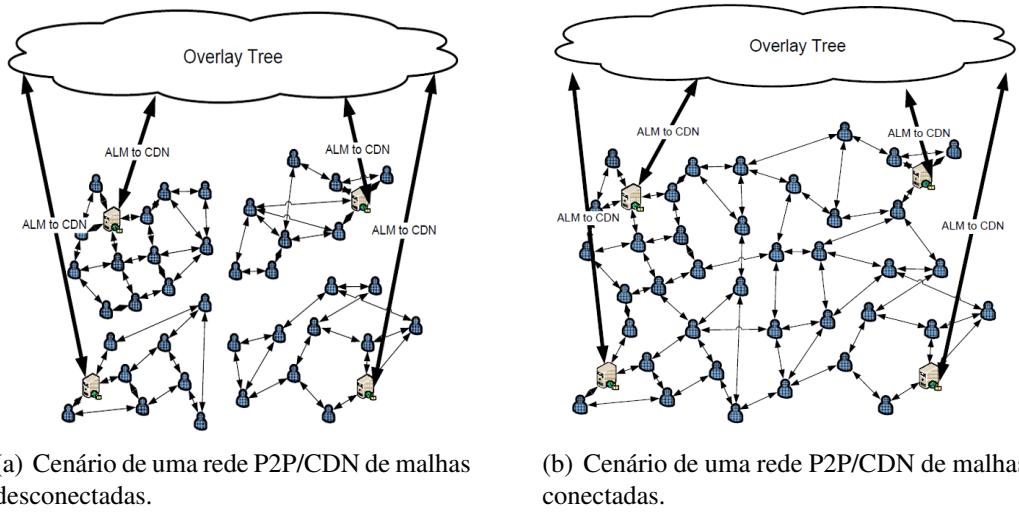


Figura 3.9: Arquiteturas CDN/P2P utilizadas no Denacast. Figuras extraídas de [1].

Como ilustra-se na Figura 3.9, no Denacast, adotam-se duas arquiteturas CDN/P2P. Ambas arquiteturas têm em comum servidores como nós folhas de uma rede CDN *multicast*, os quais funcionam como nós fontes da mídia transmitida para a rede P2P. São elas:

- P2P/CDN de malhas desconectadas (Figura 3.9(a)): constituem-se diferentes redes de malhas independentes, coordenadas por um servidor da rede CDN. Nessa arquitetura, cada servidor da CDN funciona como um nó *tracker* da sua respectiva rede malha;
- P2P/CDN de malhas conectadas (Figura 3.9(b)): constitui-se uma única rede de malhas formada por todos os servidores da CDN e todos os nós da rede P2P. Além dos

vários servidores da CDN, utiliza-se também um nó que desempenha o papel de *tracker*. A responsabilidade do *tracker* é construir as redes de malhas e conectá-las à rede CDN.

Para a construção da rede de malha, o nó *tracker* mantém uma lista dos nós da rede P2P que estão ativos. Um nó fonte da mídia se anuncia ao nó *tracker*. Cada nó da rede P2P requisita uma lista de possíveis nós parceiros ao nó *tracker*, informando-se o número de parcerias que deseja efetivar. O nó fonte codifica as partes da mídia à medida que se captura o evento ao vivo e as coloca em um *buffer* de transmissão, ao passo que gera-se o mapa do *buffer* que é anunciado para os nós parceiros do nó fonte. Os nós parceiros do nó fonte solicitam as partes da mídia de acordo com o mapa de *buffer* e, em seguida, a transmissão entre eles ocorre de forma similar ao CoolStreaming. Quando um novo nó receptor deseja se conectar à rede, este se conecta ao nó *tracker*, que seleciona a rede de malha com menos clientes e retorna a lista de candidatos a nós parceiros.

O diferencial do Denacast comparado ao CoolStreaming é seu mecanismo de conectar duas ou mais redes de malhas. A regra geral considerada pelo nó *tracker* é a seguinte: duas redes de malha se unirão através de dois nós receptores conectados em cada uma das redes de malha. Isto ocorre quanto a quantidade de nós ativos nas duas redes ultrapassa o valor do número de servidores da CDN disponíveis no sistema, vezes o número limite de nós em cada rede de malha antes do início da transmissão. Quando uma rede de malha A é unida a uma rede de malha B, o nó *tracker* passa a sugerir nós da rede A para a rede B e vice-versa.

Comparação entre o Denacast/CoolStreaming e o GMTP para distribuição de mídias ao vivo:

O Denacast/CoolStreaming foi um dos projetos escolhidos para um estudo comparativo de desempenho frente ao GMTP. Por este motivo, reservou-se uma discussão mais detalhada sobre este assunto no Capítulo 5.

3.2.8 Outras propostas

Como discutiu-se no início deste capítulo (Seção 3.1), a área de distribuição de mídias ao vivo em larga escala tem sido explorada há pelo menos 10 anos. Existe uma vasta quantidade

de propostas que permeiam diferentes abordagens, das mais simples, como as baseadas em arquiteturas cliente/servidor, às mais complexas, como as baseadas em P2P e/ou P2P/CDN. Diante desse cenário, realizou-se uma profunda pesquisa sobre os trabalhos relacionados à proposta apresentada neste trabalho, destacando-se anteriormente os principais. Em geral, decide-se sobre se a estrutura da rede de sobreposição será em árvore e/ou em malha; sobre se os nós realizam periodicamente requisições das partes da mídia (*pull-based*) e/ou se os nós transmissores enviarão as partes da mídia para o nó receptor após este último sinalizar interesse por tal conteúdo (*push-based*); e, sobre a arquitetura do serviço, se será P2P e/ou P2P/CDN.

Durante o levantamento bibliográfico realizado no contexto deste trabalho, catalogaram-se outras propostas que não foram aqui detalhadas, mas que, ao menos, devem ser mencionadas, para se ter uma noção da pulverização de soluções para este fim. São elas (em ordem alfabética): AnySee [77], BEAM/Alliances [25], BitTorrentLIVE [101], DLNA-P2P [102], GridMedia [95, 103, 104], IV5S [105], Joost [106, 107], LayeredCast [108], LiveSky [109], Octoshape [110], OverCast [111], Pastry/SplitStream [82], PeerCast [112], PPLive [98], PRIME [113], PROMISE [114], PULSE [99], SAMP [115], SmoothCache [116], Sopcast [96], SPPM [117], TURINstream [118] e ZIGZAG [100]. Além dessas, diversas outras propostas foram investigadas, mas não foram consideradas nessa lista porque se tratam de produtos de software proprietários, não sendo possível referenciá-las formalmente.

3.3 Redes Centradas na Informação

Desde da criação da Internet, diversos módulos complementares foram disponibilizados para atender às necessidades dos usuários, como o NAT, DNS com suporte a平衡amento de carga, etc. Entretanto, essas soluções criaram seus próprios problemas [215], que foram resolvidos por outras proposta [216] ou utilizadas de forma errada [217]. Em geral, essas mudanças têm gerado cenários complexos de gerenciamento de rede, ao passo que tem ocorrido avanços incipientes e lentos com foco no núcleo da rede. No entanto, como ilustra-se na Figura 3.10, uma vertente de pesquisa propõe a próxima arquitetura de serviço para a Internet, considerando o princípio de que os nós da rede devem trocar dados com base no nome do conteúdo de interesse e não com base em caminhos (rede de telefonia), tampouco em sua

localização (rede de datagramas IP). Essa abordagem é conhecida por Redes Centradas na Informação (*Information Centric Networks – ICN*) [45].

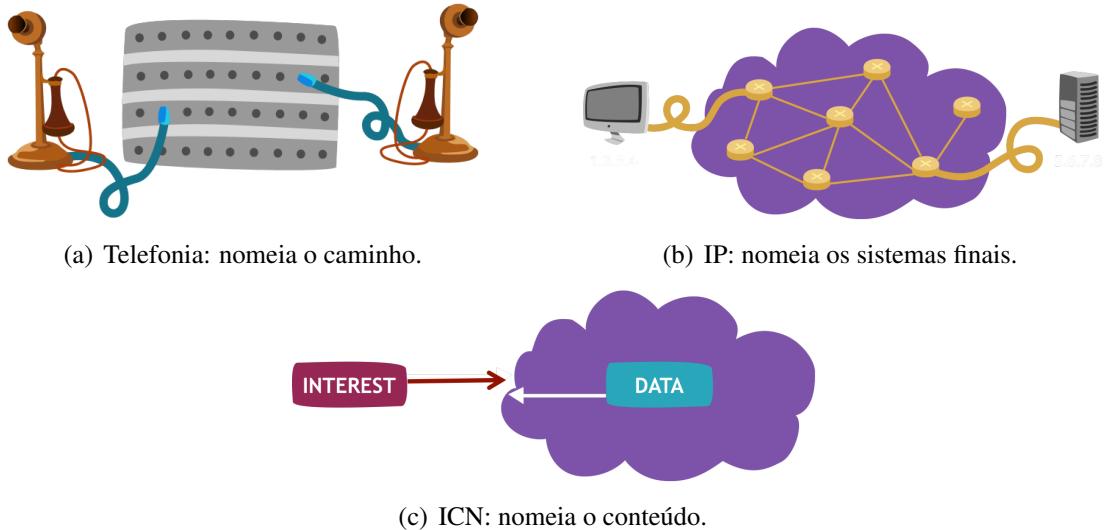


Figura 3.10: Evolução das abstrações das redes de comunicação.

Nas ICNs, objetiva-se facilitar a distribuição de conteúdo definindo rotas, funções de transporte e decisões de repasse com base no nome do conteúdo. Isto significa que um roteador pode fazer *cache* de um conteúdo bastante acessado e retorná-lo quando houver interesse por mais de um nó da rede. Atualmente, as propostas mais conhecidas para uma nova arquitetura para a Internet estão em estágio inicial de desenvolvimento, de modo que seus modelos de serviço e interfaces de transporte estão longes de uma versão final. Por isso, os benefícios de utilizar tais arquiteturas para a distribuição de vídeo ao vivo são questionáveis, sem qualquer pesquisa que apresente resultados contundentes sobre seu uso em larga escala na Internet, principalmente no contexto de transmissão de mídias ao vivo [218]. Por exemplo, é impossível para um nó receptor adaptar o fluxo de dados de acordo com as características de uma rota de rede, pois as partes de um vídeo podem ser servidas por diferentes nós de *cache*. De fato, dar suporte à distribuição de mídias ao vivo usando ICN requer melhorias no projeto arquitetural, como o desenvolvimento de protocolos de transporte considerando o paradigma atual de transmissão fim-a-fim, tal como se propõe no GMTP.

Dentre as propostas de uma nova arquitetura para a Internet com base no princípio das ICNs, destaca-se a *Content-Centric Networks* (CCN) [188, 190, 219], ao passo que outras propostas ainda estão em estágio embrionário [45–47, 189, 220], como discutiu-se no início deste capítulo (Seção 3.1). Como a CCN apresenta diferenças substanciais em seu modelo de

serviço para distribuir o conteúdo de interesse, com base em funções disponíveis no núcleo da rede, a seguir, detalham-se as atuais aplicações no contexto de distribuição de mídias ao vivo.

Na arquitetura CCN, nomeiam-se os pacotes de conteúdos e defini-se um modelo de serviço orientado a pedido e resposta, onde os nós obtêm os pacotes de dados a partir da rede, não necessariamente a partir dos nós finais. Como ilustra-se na Figura 3.11, os nós requisitam os pacotes de dados enviando uma requisição com o nome do conteúdo de interesse, que é único na rede. A definição dos nomes dos conteúdos segue uma estrutura similar às URIs: os nomes são definidos em hierarquias, com componentes de tamanhos variados, por exemplo, */a/b/c.mp4*. De posse desse nome, um cliente transmite uma requisição para obter um determinado conteúdo utilizando um pacote especial chamado de Pacotes de Interesse (*Interest Packets*). Em resposta ao pacote de interesse do cliente, algum nó da rede, em geral um roteador, transmite os pacotes de dados com o conteúdo requisitado ao nó requisitante (se o conteúdo estiver em *cache*). Toda interação ocorre sem o uso de endereçamento de origem/destino e, para cada envio de pacote de interesse, o nó requisitante recebe um pacote de dados, caracterizando uma relação estrita um-para-um entre os pacotes de interesse e os pacotes de dados.

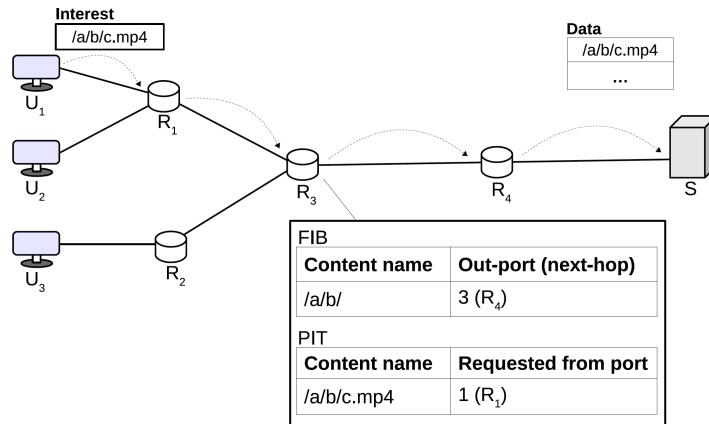


Figura 3.11: Um exemplo de interação da *Content-Centric Network* (CCN). U_1 envia um pacote de interesse por */a/b/c.mp4*, que está localizado em S . Com as setas, ilustra-se a direção de propagação do pacote de interesse. O pacote de dados segue o caminho inverso. Observam-se também as tabelas FIB e PIT para o roteador R_3 . Figura extraída de [218].

Os roteadores propagam os pacotes de interesse e retornam os pacotes de dados utilizando o caminho inverso através do qual o pacote de interesse foi roteado. Isto acontece

com o auxílio de três estruturas de dados, definidas por:

1. *Cache Store (CS)*: é um *cache* que contém os pacotes de dados que já foram repassados pelo respectivo roteador. Ao receber um pacote de interesse, o roteador verifica a existência do referido conteúdo em seu *cache*. Se o pacote de dados estiver em *cache*, transmite-se imediatamente uma resposta de volta, através da interface que acabara de receber o pacote de interesse. Se o pacote de dados ainda não estiver disponível, aguarda-se uma resposta contendo os dados requisitados e, ao recebê-la, deve-se sempre verificar se há uma entrada correspondente na tabela PIT.
2. *Pending Interest Table (PIT)*: o roteador adiciona um pacote de interesse na tabela PIT e o roteia através de uma ou mais interfaces determinadas na FIB, discutida no próximo item. Em seguida, o roteador monitora suas interfaces de entrada verificando a recepção de pacote de dados correspondente ao pacote de interesse transmitido anteriormente. Ao receber um pacote de dados, o roteador remove a entrada correspondente ao pacote de interesse e repassa o pacote de dados na direção inversa, ou seja, consulta os roteadores que anteriormente transmitiram os pacotes de interesse. Se um roteador receber um pacote de dados que não tem uma correspondência para o pacote de interesse na PIT, o pacote simplesmente é descartado. Se anteriormente o roteador tiver recebido múltiplas requisições em diferentes interfaces referentes ao pacote de dados que acabara de receber, duplica-se o pacote de dados e o transmite através das interfaces correspondentes. Para isto, o roteador agrupa pacotes de interesses para o mesmo conteúdo e somente o primeiro é repassado para uma ou mais interfaces, de acordo com a FIB.
3. *Forwarding Information Base (FIB)*: é uma tabela que associa os prefixos dos nomes de um conteúdo a uma ou mais interfaces de saída dos pacotes de interesse. Cada entrada de prefixo na FIB pode apontar para uma lista de interfaces de saída, em vez de apenas uma interface. Ao receber um pacote de interesse, o roteador realiza uma verificação de correspondência mais longa (*Longest Prefix Match*) na FIB e encaminha o pacote de interesse de forma apropriada.

Sendo assim, o CS funciona como um *cache*, enquanto que os pacotes de interesse são repassados de acordo com informações na FIB e os pacotes de dados de acordo com as

informações da PIT. Os pacotes de interesse e de dados trafegam através dos nós da rede, portanto múltiplas avaliações em estruturas de dados são realizadas, o que pode aumentar o atraso nodal. Além disso, os serviços de transporte de dados é orientado ao nó receptor, ao passo que os nós fontes não mantém qualquer estado de conexão, simplesmente respondem pacotes de dados à medida que recebem pacotes de interesse. Por exemplo, quando um cliente não recebe um pacote de dados em um determinando instante (*timeout interval*, similar ao TCP) ou se receber um pacote com erro verificado via um método de *checksum*, o nó receptor deve retransmitir um pacote de interesse correspondente aos pacotes de dados perdidos. Os nós receptores também executam as funções de controle de fluxo e controle de congestionamento. Para isso, controlam-se as taxas em que os pacotes de interesse são transmitidos, utilizando-se um modelo baseado em janela deslizante, similar ao utilizado no TCP [221].

Portanto, o princípio da CCN é que uma rede de comunicação deve viabilizar o acesso ao conteúdo de interesse de um usuário (*content-centric approach*), independente da localização física do conteúdo, enfraquecendo a abordagem restrita de organização dos protocolos em camadas funcionais (*host-centric approach*). Sendo assim, substitui-se o esquema de acesso a um conteúdo por meio de endereço IP/porta pelo seu nome, pois se considera que entregar o conteúdo é mais importante do que a forma de obtê-lo [188].

Aplicações de transmissão de mídias ao vivo em CCN:

O suporte de sistemas de distribuição de mídias ao vivo em CCN tem atraído o interesse da comunidade científica desde suas primeiras versões [122, 190, 222–226]. Em CCN, em vez de um servidor transmitir os datagramas diretamente para os sistemas finais receptores (UDP/IP), o servidor anuncia os datagramas na FIB e os nós receptores interessados em obtê-los requisita cada pacote de dados separadamente.

Um nó receptor inicialmente envia um pacote de interesse para o evento correspondente (nome do evento) e recebe um pacote de dados contendo metadados sobre o evento. A meta informação mais importante é o esquema de nomes que o sistema utilizará para os próximos pacotes de dados correspondentes à mídia transmitida, que também inclui o nome do último pacote de dados, permitindo ao nó receptor construir os nomes para os próximos pacotes de dados, além de determinar em qual momento parar de enviar os pacotes de interesse. Após

obter tais metadados, o nó interessado em obter o fluxo de dados começa a enviar pacotes de interesse e receber os pacotes de dados correspondentes.

Os sistemas de distribuição de mídias ao vivo em CCN precisam transmitir os dados da mídia à medida que estes são gerados. Porém, um nó receptor não pode transmitir um pacote de interesse para cada pacote de dados, pois os receberia com atraso de pelo menos um RTT. Para minimizar essa limitação, a estratégia de transmitir mídias ao vivo em CCN consiste em permitir que o nó receptor envie pacotes de interesse para pacotes de dados que ainda não existem. Por exemplo, considere um fluxo de dados de uma mídia ao vivo com o nome */a/b/c/live*, transmitindo-se pacotes de dados a uma taxa de 100 pacotes por segundo (pps) e já foram transmitidos 2000 pacotes de dados. Para receber o referido fluxo de dados, um nó receptor estima o RTT (por exemplo, 100 ms) e decide transmitir pacotes de interesse a cada 2 s. Isto resulta em $2 \times (100 \text{ pps} \times 100 \text{ ms}) = 20$ pacotes. Consequentemente, o nó receptor transmitirá 20 pacotes de interesse começando de */a/b/c/live/2001* até */a/b/c/live/2020* e assim sucessivamente. Quando os pacotes de interesse alcançarem o nó transmissor, aguarda-se até a geração dos pacotes de dados correspondentes e então os transmite imediatamente em direção ao nó receptor [218].

Atualmente, os trabalhos voltados para transmissão de mídias com base em CCN ainda são bastante primitivos. Nenhum trabalho existente na literatura aborda o assunto de distribuição de mídias ao vivo em larga escala, pelo contrário, os cenários considerados são bastante simples, compreendendo, no máximo, algumas dezenas de clientes. O primeiro trabalho de transmissão de mídias ao vivo foi apresentado por Van Jacobson em uma aplicação chamada VoCCN [225]. De fato, não se discutiu nenhum aspecto relacionado à distribuição de conteúdos multimídia em larga escala, sendo o VoCCN apresentado apenas como uma prova de conceito para demonstrar a viabilidade do uso da CCN.

Em [222], os autores apresentam uma análise de uma solução experimental para transmissão de dados multimídia com adaptação de fluxo utilizando o protocolo HTTP, com suporte a uma versão modificada do DASH, discutido na Seção 3.2.1. Como metodologia do estudo, os autores avaliaram o desempenho e a sobrecarga de controle introduzida pela CCN em comparação do HTTP 1.0 e o 1.1 em rede TCP/IP. Com base nos resultados obtidos, concluiu-se que a CCN gera uma maior sobrecarga de dados de controle se comparado ao uso do protocolo HTTP 1.0 ou 1.1, apenas equiparando-se em alguns cenários ao protocolo

HTTP 1.0, mas não ao HTTP 1.1. Em geral, observou-se que o impacto causado pelo aumento do atraso na rede no HTTP 1.1 é menor se comparado ao HTTP 1.0 e a CCN. Por exemplo, em um dos cenários experimentados, em uma rede com atraso de 150 ms , o HTTP 1.1 atingiu uma diferença de taxa de transmissão de 735 kbps (39 % maior) se comparado ao uso de DASH em CCN.

No trabalho [227], os autores propõem uma solução chamada de DASC (*Dynamic Adaptive Streaming over Content centric networking*), assemelhando-se ao anterior pelo fato de utilizar o DASH em CCN, onde os nós transmitem pacotes de interesse para um determinado nível de qualidade do vídeo (*bit-rate*) de acordo com diferentes condições da rede. Como principal conclusão, os autores observaram o mesmo fenômeno observado no trabalho anterior, de que o modelo de pedido/resposta adotado pela CCN gera uma grande sobrecarga de controle na rede.

O trabalho [226] também se assemelha ao anterior no que diz respeito ao estudo de CCN combinada com o uso de DASH, com a diferença que se propõe o uso de uma rede P2P constituída entre nós móveis conectados em duas redes, uma celular (por exemplo, 3G) e a outra de proximidade (por exemplo, Wi-Fi Direct). Nesse contexto, os nós cooperaram entre si e sincronizam quais partes da mídia cada um irá obter via a rede celular, ao passo que os nós compartilham suas respectivas partes obtidas através da rede Wi-Fi e em modo *multicast*, considerando a função de roteamento baseado em nome empregada pela CCN.

Já em [190], os autores adotaram uma abordagem similar aos três primeiros trabalhos anteriores, porém, em vez de utilizar DASH, utilizou-se HLS, discutido também na Seção 3.2.1.

Diferentemente dos quatro trabalhos anteriores, em [122], os autores propuseram o CCN-TV, que é o único sistema de distribuição de mídias ao vivo existente, com base em uma rede CCN. Apesar de ainda incipiente, o CCN-TV foi o primeiro a sugerir o conceito de canal de transmissão, onde em cada canal se transmite um fluxo de dados de mídia ao vivo. Porém, por usar CCN, as partes da mídia continuam sendo requisitadas individualmente através do uso do pacote de interesse, como nos trabalhos anteriores. O CCN-TV identifica as partes de uma mídia por números progressivos e sua arquitetura é definida em três módulos principais: a fase inicial (*bootstrap*), estratégia para controle de congestionamento e o gerenciamento de retransmissão de pacotes de interesse. O módulo de fase inicial consiste em iniciar as sessões de mídia (canais) e envolve operações para encontrar uma rota até o provedor de canal mais

próximo ao nó interessado em acessá-lo, além de localizar o primeiro identificador válido para uma mídia (por exemplo, o quadro I ao utilizar um codec MPEG) e assim poder iniciar a reprodução do conteúdo. Já o módulo de controle de congestionamento é baseado em uma abordagem de janela deslizante. Cada nó mantém uma janela deslizante de tamanho W para armazenar W partes pendentes da mídia. Um algoritmo monitora a janela removendo todas as partes da mídia que já não são mais úteis, ou seja, que já foram reproduzidas; retransmite os pacotes de interesse correspondentes a todas as partes da mídia que ainda não chegaram após um dado tempo de expiração; e transmite um novo pacote de interesse para novas partes da mídia à medida que novos espaços se tornam disponíveis na janela. Por fim, o módulo de gerenciamento de pacotes de interesse permite a retransmissão de um pacote de interesse diretamente ao nó transmissor do pacote de dados, evitando que roteadores entre o nó interessado em obter o pacote de dados bloqueie o repasse do pacote de interesse por já está registrado em sua PIT.

Após a definição da arquitetura, os autores avaliaram o CCN-TV com vistas ao desempenho do sistema levando em consideração a quantidade de largura de banda necessária para executar o serviço de transmissão de um fluxo de dados ao vivo; o tempo de expiração utilizado no mecanismo de controle de congestionamento; o atraso de inicio de reprodução e quão efetivo é a política de *cache* adotada no CCN para disseminação das partes de uma mídia. Como resultado, concluiu-se que os recursos de *cache* empregado pela CCN pouco contribui para uma melhor disseminação das partes de uma mídia ao vivo, pois estas são transientes. Entretanto, os autores observaram que a política de gerenciamento da PIT modificada, alinhada ao modelo de controle de congestionamento baseado em janela deslizante, pode reduzir a sobrecarga de controle gerada por excessivas transmissões de pacotes de interesse.

Comparação entre o CCN e o GMTP para distribuição de mídias ao vivo:

O CCN-TV, atualmente o principal representante para distribuição de mídias ao vivo em redes CCN, foi um dos projetos escolhidos para um estudo comparativo de desempenho frente ao GMTP. Por este motivo, reservou-se uma discussão mais detalhada sobre este assunto no Capítulo 5.

3.4 Sumário do Capítulo

Neste capítulo, apresentou-se uma avaliação crítica acerca de um conjunto de propostas para distribuição de mídias ao vivo, considerando-se os aspectos arquiteturais e de modelo de serviço de cada solução. Destacaram-se diversas propostas existentes, contrapondo-se as limitações de cada uma frente ao GMTP, as quais foram individualmente discutidas. Por apresentarem mais semelhança quanto aos aspectos arquiteturais e modelo de serviço para distribuição de mídias ao vivo, reservou-se o Capítulo 5 para uma discussão mais acentuada sobre as limitações do Denacast/CoolStreaming e do CCN-TV, considerando-se um foco comparativo no projeto e no desempenho do GMTP. A seguir, descreve-se o protocolo GMTP.

Capítulo 4

Global Media Transmission Protocol

O *Global Media Transmission Protocol* (GMTP) atua nas camadas de transporte e de rede (*cross-layer*) da pilha TCP/IP, projetado para operar na Internet em sistemas de distribuição de mídias ao vivo. Trata-se de um protocolo baseado em uma arquitetura de rede híbrida P2P/CDN, através da qual se transmitem pacotes de dados de um ou mais sistemas. Para isto, constituem-se redes de favores formadas por roteadores de rede, que cooperam entre si a fim de entregarem o conteúdo multimídia de interesse comum aos seus clientes. Nesse cenário, os servidores atuam como super nós para os nós da rede P2P, auxiliando-os no envio e recebimento dos fluxos de dados. Uma aplicação cliente reproduz o conteúdo multimídia ao usuário final à medida que recebe pacotes de dados contendo partes da mídia, geradas por um ou mais servidores. Os clientes não, necessariamente, recebem os pacotes de dados diretamente dos servidores, mas podem recebê-los de roteadores já envolvidos na transmissão da mídia. Nesse contexto, os servidores instruem os roteadores a efetivarem as parcerias com outros roteadores que possuem clientes também interessados no mesmo conteúdo multimídia, o que ocorre com base no conhecimento sobre as rotas já utilizadas para disseminar a referida mídia.

As trocas de dados entre os nós GMTP ocorrem por meio do envio e recebimento de partes de uma mídia (*chunks*), transmitidas por diferentes nós da rede. Os roteadores GMTP transmitem os fluxos de dados para outros roteadores em modo *unicast*, ao passo que distribuem os pacotes de dados a seus clientes em modo *multicast*, caracterizando um modo de transmissão *multi-unicast*. Em ambos os modos de transmissão, o GMTP realiza controle de congestionamento em transmissões sem garantia de entrega e a escolha do modo de

transmissão para disseminar um fluxo de dados ocorre sem a influência da aplicação. Nesse contexto, a aplicação precisa simplesmente “sintonizar” sua conexão em um determinado canal *multicast* configurado automaticamente pelo roteador, de acordo com a demanda de seus clientes. Tal abstração para a camada de aplicação ocorre de modo que os processos em execução utilizam o GMTP através de uma API compatível com as especificações de *socket* BSD e POSIX, facilitando-se seu uso nos atuais e futuros sistemas, onde os clientes se tornam compatíveis para reproduzir um conteúdo independente do servidor que o transmite, tal como acontece no serviço Web.

Com o uso do GMTP, a estratégia é permitir o estabelecimento de conexões e a cooperação entre diferentes fornecedores de aplicações, obtendo-se os *chunks* a serem reproduzidos nos sistemas finais tão logo quanto possível. Isto significa que o GMTP torna as aplicações interoperáveis, mesmo entre diferentes fornecedores, uma vez que o protocolo desacopla a forma como se transportam os dados da aplicação da forma como se deve exibi-los aos usuários finais (uma decisão meramente de aplicação). Sendo assim, promove-se a integração do GMTP em aplicações existentes, quando se consideram futuras adoções de tal protocolo, ao passo que se permite a utilização dos novos recursos introduzidos no protocolo, reduzindo-se a complexidade na construção de sistemas de distribuição de mídias ao vivo, especialmente aqueles baseados em arquitetura P2P/CDN.

Com base na ilustração da Figura 4.1, nas próximas seções deste capítulo, detalham-se os aspectos teóricos e computacionais empregados no GMTP, a fim de construir uma rede de favores formada por roteadores, pela execução de quatro grandes etapas:

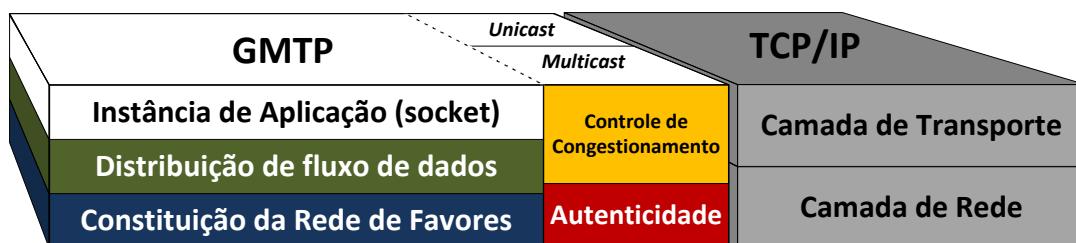


Figura 4.1: Blocos funcionais do GMTP e as relações com a pilha de protocolos TCP/IP.

1. *Constituição da rede de favores*: descobrir, definir, efetivar e desfazer parcerias entre os roteadores de acordo com o evento ao vivo a ser transmitido.

2. *Distribuição de fluxos de dados através de uma camada de socket*: conectar os clientes interessados em receber um fluxo de dados de um evento ao vivo, bem como transmitir tal fluxo de dados através da rede de favores constituída no Passo 1.
3. *Controle de congestionamento*: controlar a taxa de transmissão dos fluxos de dados distribuídos e utilizar as informações sobre a capacidade de transmissão de um canal para sugerir favores entre roteadores.
4. *Autenticidade do conteúdo*: verificar a autenticidade do fluxo de dados antes de repassá-los aos clientes, evitando-se ataques de poluição.

Com base nessas etapas, organizou-se a estrutura deste capítulo da seguinte forma:

- Na Seção 4.1, apresenta-se uma visão geral do protocolo, como cenário de atuação, arquitetura, canais de comunicação e tipos de nós e pacotes.
- Na Seção 4.2, formalizam-se as definições e restrições do protocolo.
- Na Seção 4.3, descrevem-se os aspectos de conexão multi-ponto através da introdução de conceitos como *sockets P2P*, o processo de constituição da rede de favores, o registro de participação de um nó e a seleção de nós parceiros.
- Na Seção 4.4, discutem-se os aspectos de transmissão e recepção de fluxos de dados, relacionando o algoritmo de compartilhamento dados às estratégias de disponibilização e obtenção das partes de uma mídia.
- Na Seção 4.5, apresentam-se detalhes de funcionamento dos algoritmos de controle de congestionamento utilizados no GMTP; as influências de tais algoritmos no processo de formação de parcerias; e discussões sobre a escolha do RCP em detrimento ao XCP, o qual foi adaptado para suportar o conceito de sub-fluxo.
- Na Seção 4.6, discutem-se os aspectos relacionados à autenticidade de um fluxo de dados.
- Na Seção 4.7, apresentam-se outros aspectos relacionados ao GMTP, tais como finalização de conexão, tolerância à desconexão e eleição de relatores para o funcionamento do algoritmo de controle de congestionamento *multicast*.

- E, por fim, na Seção 4.8, apresenta-se o sumário deste capítulo, elencando-se brevemente os principais pontos discutidos.

4.1 Visão Geral

O protocolo GMTP é composto por dois módulos chamados de *GMTP-Intra* e *GMTP-Inter*, que operam na camada de transporte e de rede, respectivamente, definindo assim sua arquitetura, ilustrada na Figura 4.2.

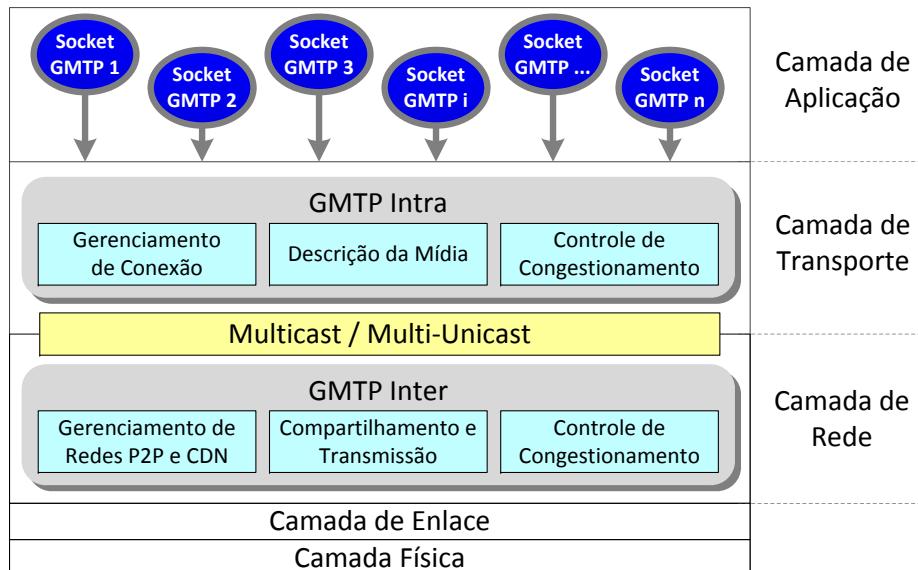


Figura 4.2: Arquitetura do Protocolo GMTP.

As responsabilidades dos módulos GMTP-Intra e GMTP-Inter são:

- **GMTP-Intra:** fornecer serviços às aplicações de rede a fim de abstrair a complexidade na execução de tarefas comuns a qualquer sistema final, tais como conexão multi-ponto, multiplexação/demultiplexação de segmentos IP entre as camadas de transporte/rede/aplicação e controle de congestionamento. Este módulo compreende a instância do GMTP em execução no sistema operacional do cliente, acessível através de uma API de *socket* GMTP. Nesse contexto, um *socket* é a representação de uma instância do protocolo GMTP em execução, sendo responsável por gerenciar todas as atividades de comunicação da aplicação correspondentes ao meio externo (outros processos GMTP). No contexto de uma conexão, o GMTP-Intra mantém diversas variáveis de

estado relacionadas à execução dos algoritmos, para gerenciamento de conexão (estabelecimento e desconexão), controle de congestionamento *multicast*, multiplexação e demultiplexação de datagramas, eleição de relatores e determinação do formato e preenchimento dos parâmetros que definem uma mídia, permitindo-se que a aplicação defina os valores de tais parâmetros ou obtenha acesso aos seus valores.

- **GMTP-Inter:** constituir redes de favores P2P compostas por roteadores, os quais funcionam como pontes de acesso aos servidores de uma rede CDN. Trata-se do módulo em execução nos roteadores, que cooperam entre si a fim de constituírem as redes de favores, com base no interesse comum de um determinado conteúdo, aceitando conexões originadas por seus clientes, bem como instruções dos servidores sobre formar parcerias com outros roteadores a fim de disseminar um determinado conteúdo. No contexto de uma conexão, o GMTP-Inter mantém variáveis de estado relacionadas às funções de sua responsabilidade, tais como estabelecimento de conexão com servidores ou entre roteadores; seleção e gerenciamento de roteadores parceiros; eleição de relatores; compartilhamento de fluxos multimídia; e controle de congestionamento assistido pela rede. Além disso, permite-se a definição de parâmetros iniciais de configuração da rede de favores e da integração com servidores de uma ou mais CDNs, como ilustra-se na Figura 4.3. Nesse caso, o usuário administrador de um roteador pode definir os seguintes parâmetros:

- configurações sobre registro de participação em uma ou mais redes CDNs;
- largura de banda máxima (*download* e *upload*) que o roteador está autorizado à compartilhar;
- o período que o roteador está autorizado a participar das redes de favores, em dias e horários;
- quantidade máxima de parcerias que podem ser realizadas e quantidade máxima de fluxos de dados que podem ser compartilhados;
- parâmetros das equações utilizadas para executar os algoritmos de controle de congestionamento; e
- tamanho máximo do *cache* de mídia a ser compartilhado;

- configurações acerca dos certificados digitais disponibilizados pelos servidores, tais como *download* automático e realização de *cache*.

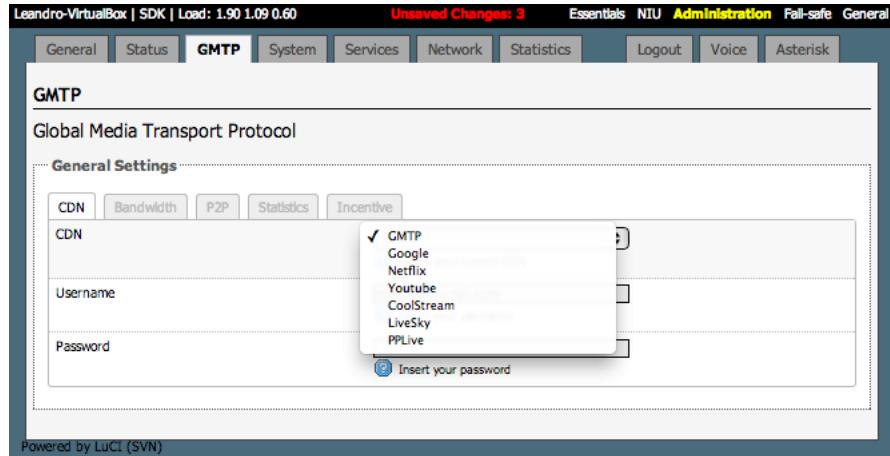


Figura 4.3: Tela da ferramenta de administração da distribuição Linux OpenWRT com suporte ao GMTP. Nessa tela, permite-se que o administrador do roteador configure parâmetros do módulo GMTP-Inter.

Para viabilizar a disseminação de conteúdos multimídia, cada nó roteador, localizado no caminho entre o servidor da mídia e o cliente interessado em obtê-la, pode repassar os pacotes de dados para seus clientes de acesso direto (um salto) e replicá-los para outros roteadores interessados em recebê-los, motivados pelos interesses de seus respectivos clientes. Sendo assim, permite-se que um roteador atenda à demanda dos seus clientes locais, ao passo que ajuda os outros roteadores a fazerem o mesmo, evitando-se múltiplas conexões ao servidor.

Em um contexto geral, como ilustra-se na Figura 4.4, definem-se os seguintes tipos de nós GMTP:

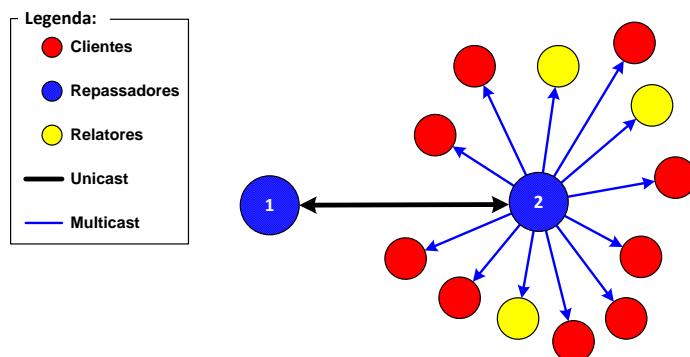


Figura 4.4: Tipos de nós e modos de conexões do GMTP.

- *Cliente GMTP*: é capaz de reproduzir e gerar conteúdos multimídia ao vivo. Em geral, um *Cliente GMTP* é um sistema final que executa um processo em nível de sistema operacional, representando uma aplicação manipulada pelo usuário final. Um *Cliente GMTP* recebe os pacotes de dados e os entrega ao processo de aplicação em execução, sendo que alguns destes clientes, chamados de *Relatores GMTP*, auxiliam na execução do algoritmo de controle de congestionamento em transmissões *multicast*, como descreve-se a seguir.
- *Relator GMTP*: é um *Cliente GMTP* com habilidades de enviar relatórios periódicos ao nó *Repassador GMTP* sobre o estado da transmissão.
- *Repassador GMTP*: roteadores que participam efetivamente da rede de favores, com a responsabilidade de repassar os fluxos de dados originados em um ou mais *Servidores GMTP* para outros *Repassadores GMTP* até que os pacotes de dados alcancem os *Clientes GMTP*.
- *Servidor GMTP*: é um sistema final que participa de uma rede CDN e obtém a mídia a ser transmitida através de três formas: i) diretamente a partir de uma unidade geradora de conteúdo (filmadora e/ou microfone); ii) a partir de um *Cliente GMTP*; e/ou iii) a partir de outro *Servidor GMTP* (troca de dados entre os servidores da CDN). Os *Servidores GMTP* recebem sinalizações de controle contendo requisições dos *Repassadores GMTP* que, ao receberem uma resposta correspondente à sua requisição, atendem à demanda de um ou mais *Clientes GMTP*.

Deste ponto em diante, os termos *Cliente GMTP*, *Servidor GMTP*, *Repassador GMTP* e *Relator GMTP* serão utilizados em sua forma simplificada, ou seja, *cliente*, *servidor*, *repassador* e *relator*, respectivamente. Quando o termo *transmissão* ou *transmissão de um evento ao vivo* for mencionado, denotar-se-á a transmissão de um fluxo de datagramas IP correspondente a um evento ao vivo com o uso do protocolo GMTP. Embora alguns autores considerem os termos “repasse” e “roteamento” como conceitos distintos, neste trabalho ambos os termos são considerados sinônimos e devem ser interpretados como a capacidade que um nó GMTP tem de receber dados em uma interface de rede de entrada e encaminhar estes dados através de uma ou mais interfaces de rede de saída, ao mesmo tempo, permitindo-se que uma mesma interface de rede seja utilizada como entrada e saída ao mesmo tempo.

Ademais, nas seções subsequentes, as palavras “deve”, “não deve”, “requerido”, “pode”, “não pode”, “recomendado” e “opcional”, incluindo suas variações morfológicas, devem ser interpretadas como descrito na RFC 2119 [228].

Fluxo básico de comunicação

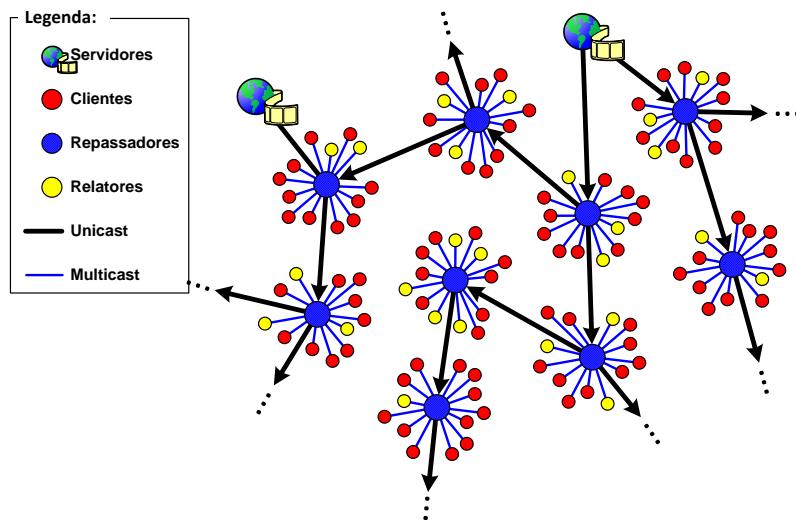


Figura 4.5: Rede de sobreposição construída dinamicamente pelo GMTP com a presença de repassadores e relatores.

Com base na Figura 4.4, observa-se o cenário geral de atuação do protocolo GMTP, onde ilustram-se os clientes interessados em obter o conteúdo de um determinado evento ao vivo. Neste caso, observa-se também um servidor, que está conectado a uma rede CDN e atua como fonte geradora de dados, ao passo que os clientes se conectam aos repassadores. Note que as transmissões entre os repassadores ocorrem em modo *unicast*, o que evita o uso e limitações existentes em protocolos *multicast* tradicionais, como o *Internet Group Management Protocol* – (IGMP) [229, 230].

Como ilustra-se no fluxograma da Figura 4.6, o fluxo de comunicação do GMTP ocorre quando um cliente deseja reproduzir um conteúdo multimídia. Inicia-se a comunicação com um cliente enviando uma requisição em direção ao servidor que está transmitindo o conteúdo multimídia de interesse, como atualmente acontece em qualquer conexão na Internet. Em seguida, um repassador intercepta a requisição durante seu trajeto até o servidor, que é capaz de determinar os melhores parceiros para atendê-la. Em geral, isto ocorre já no roteador de borda do cliente, que funciona como repassador de origem, em um procedimento

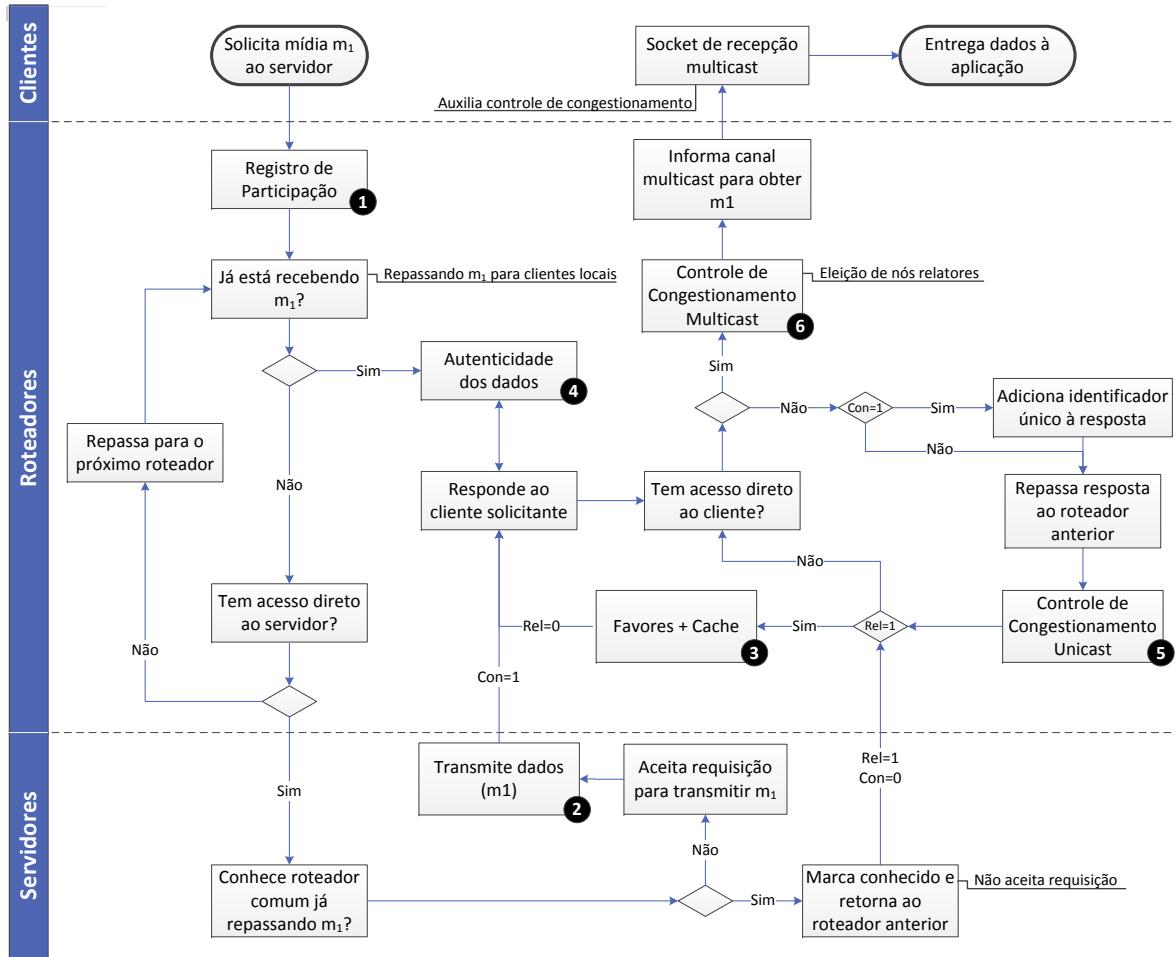


Figura 4.6: Fluxograma geral do GMTP, desde a solicitação do cliente por uma mídia ao vivo até receber uma resposta, executando-se ações importantes como registro de participação, controle de congestionamento, eleição de relatores e verificação de autenticidade dos dados.

chamado de registro de participação (Passo 1 do fluxograma da Figura 4.6). Caso o repassador não encontre nenhum repassador parceiro capaz de transmitir a mídia de interesse, a mensagem de requisição alcança o servidor que transmite a mídia correspondente, já que o pedido de conexão é intencionalmente endereçado a este. Em seguida, o servidor decide se aceita o pedido de conexão ou se delega tal requisição a um repassador, com base no conhecimento de quais repassadores já estão encaminhando o conteúdo de interessado para alguma rede. No primeiro caso, o servidor simplesmente responde ao cliente e inicia a transmissão do fluxo de dados correspondente, o que resulta em conhecer a nova rota utilizada para transmitir o conteúdo, definida pelos roteadores existentes do servidor até ao cliente, nessa direção e ordem (Passo 2). No segundo caso, em vez de aceitar uma nova conexão, o servidor a recusa e determina que um repassador comece a servir o repassador (de origem)

do cliente, determinando-se uma parceria entre um repassador já em uso para disseminar o conteúdo de interesse e o repassador que solicitou o registro de participação (Passo 3). Em ambos os casos, sempre o repassador de origem assumirá o controle de uma requisição do cliente, habilitando-se como candidato a parceiro para outros repassadores, quando motivados por requisições originadas pelos seus respectivos clientes. Nesse ínterim, outros passos são executados, como distribuição dos pacotes de dados nas redes locais e verificação da autenticidade do conteúdo no momento do repasse (Passo 4). Especificamente, a verificação da autenticidade se baseia na assinatura digital dos dados transportados nos pacotes e na capacidade que os repassadores têm de validar se o conteúdo foi intencionalmente alterado por usuários maliciosos no trajeto até o cliente, com base no certificado digital emitido pelo servidor – esta ação é opcional e decidida pela aplicação no início da transmissão.

Por fim, nos Passos 5 e 6, executam-se os algoritmos de controle de congestionamento. No Passo 5, executa-se um algoritmo de controle de congestionamento em cada repassador, que calcula sua capacidade de transmissão atual com base apenas no tamanho da fila de repasse e no atraso fim-a-fim marcado em pacote de dados a ser roteado. Em seguida, o repassador compara sua capacidade de transmissão com a menor capacidade de transmissão de todos os repassadores anteriores, transportada em cada pacote de dados. Se sua capacidade de transmissão for menor que a capacidade de transmissão informada no pacote de dados, o repassador o altera informando sua capacidade de transmissão, caso contrário, transmite-o para o próximo repassador. Ao final desse processo, o servidor regulará sua taxa de transmissão com base no repassador com menor capacidade de transmissão, informação contida nos pacotes de dados transmitidos ao servidor. Essa estratégia foi baseada no protocolo RCP [54], porém adaptada no GMTP para suportar o conceito de sub-fluxos, discutido mais adiante neste capítulo. O importante é que além de regular sua taxa de transmissão, o servidor também sugere que os repassadores realizem parcerias entre si com base na capacidade de transmissão de cada repassador, propondo-se portanto um mecanismo explícito de seleção de nós com base na capacidade de transmissão das rotas utilizadas para distribuir o conteúdo. Já no Passo 6, executa-se um algoritmo de controle de congestionamento adaptado do *TCP-Friendly Rate Control* (TFRC) [168] para fluxo de dados *multicast*, regulando-se a taxa de transmissão na rede local com base nos relatórios transmitidos pelos relatores.

O posicionamento dos repassadores e suas habilidades permitem a redução do número

de fluxos de dados na rede correspondentes a um mesmo evento, ao tempo que maximiza a quantidade de clientes interessados em receber o mesmo fluxo (escalabilidade). Por este mesmo motivo, o protocolo GMTP é flexível para permitir que um repassador atue somente encaminhando conteúdos multimídia entre duas ou mais redes distintas, mesmo que este não tenha demandas explícitas dos seus clientes por tal conteúdo. Desta forma, maximiza-se o uso dos canais de transmissão ociosos, em particular das redes residenciais, principalmente quando seus usuários estão ausentes e portanto sem fazer uso dos recursos disponíveis de rede. Isto pode ocorrer sem a necessidade de manter um determinado computador ligado e conectado à rede, bastando apenas manter o roteador ligado, diferentemente de outras soluções existentes baseadas em arquitetura P2P ou P2P/CDN, que requer pelo menos um cliente em execução e registrado pela aplicação.

As requisições de conexão podem ser originadas não apenas por clientes para seu respectivo repassador, mas também estas podem ocorrer entre repassadores que, motivados pelos interesses dos seus clientes, formam parcerias entre si. Isto significa que um repassador pode agir como se fosse um servidor, respondendo às requisições originadas por seus clientes ou por outros repassadores, reduzindo o número de conexões nos servidores.

4.1.1 Resumo das principais características

Com base nos processos macros do fluxograma ilustrado na Figura 4.6, especialmente os enumerados de 1 a 6, a seguir, apresentam-se as principais características do GMTP, as quais serão detalhadas nas seções subsequentes deste capítulo.

1. Constituição de redes de favores entre roteadores, transparente para a aplicação. Nesse contexto, realiza-se o Registro de participação de um repassador em um servidor. Isto permite que um repassador sinalize interesse em participar de uma rede CDN. Assim, pode-se pré-selecionar nós parceiros filtrados por métricas que influenciam na qualidade de serviço oferecida aos sistemas finais. Estes assuntos serão retomados na Seção 4.3.
2. Envio e recebimento de fluxos de dados compartilhados entre nós da mesma rede através do uso do modo de transmissão *multicast*, sendo o modo de transmissão *unicast* restrito apenas para transportar os fluxos de dados entre redes distintas, evitando-se a

relação de uma conexão por cliente ao servidor. O acesso a uma transmissão de um evento ao vivo ocorre através de um processo de conexão em três-vias (*3WHS*), com a requisição de conexão transmitida ao servidor e podendo ser interceptada por um repassador em seu trajeto até o servidor. Estes assuntos serão retomados na Seção 4.4.

3. Controle de congestionamento para transmissões *unicast* com base na menor largura de banda de um roteador em uma rota entre o cliente e o servidor (GMTP-UCC); e Controle de Congestionamento para transmissões *multicast* com base em relatórios transmitidos pelos clientes (GMTP-MCC). Estes assuntos serão retomados na Seção 4.5.
4. Descoberta de nós parceiros entre redes distintas e negociação de parcerias, com suporte à formação de parcerias baseadas em métricas de rede, tal como a capacidade de transmissão fim-a-fim. Além disso, permite-se distribuir um fluxo de dados em múltiplas taxas de transmissão de acordo com a largura de banda dos repassadores. Para isto, o GMTP segmenta os canais de transmissão (rota entre um servidor e os repassadores) quando existem múltiplos repassadores em uma determinada rota e estes estão interessados em receber o mesmo fluxo de dados. Estes assuntos serão retomados nas Seções 4.3 e 4.5.
5. Verificação de autenticidade dos dados multimídia, por meio do uso de assinaturas digitais disponibilizadas pelos servidores, impedindo assim ataques de poluição de conteúdo. Este assunto será retomado na Seção 4.6.
6. Suporte a funções auxiliares, como eleição de relatores e tolerância à desconexões de nós. Estes assuntos serão retomados na Seção 4.7.

4.1.2 Cabeçalho geral e tipos de pacotes

Toda comunicação entre dois ou mais nós GMTP ocorre através da troca de datagramas IP, os quais carregam sinalizações de controle e/ou dados da aplicação. É muito importante entender os conceitos básicos de cada campo do cabeçalho, a fim de compreender os algoritmos empregados no GMTP. Para adoção na Internet, será necessário registrar junto

à *Internet Assigned Numbers Authority* – IANA¹ o uso de um código para o campo *Protocolo* do cabeçalho IP referente ao GMTP. Atualmente, está sendo discutida a alocação do código 100 para o GMTP, como pode-se constatar no documento *Protocol Numbers* da IANA, disponível em <http://www.iana.org/assignments/protocol-numbers/protocol-numbers.xhtml>.

O cabeçalho do GMTP foi organizado estrategicamente em uma parte fixa e em uma parte variável. A parte fixa é definida em 32 Bytes, como ilustra-se na Figura 4.7.

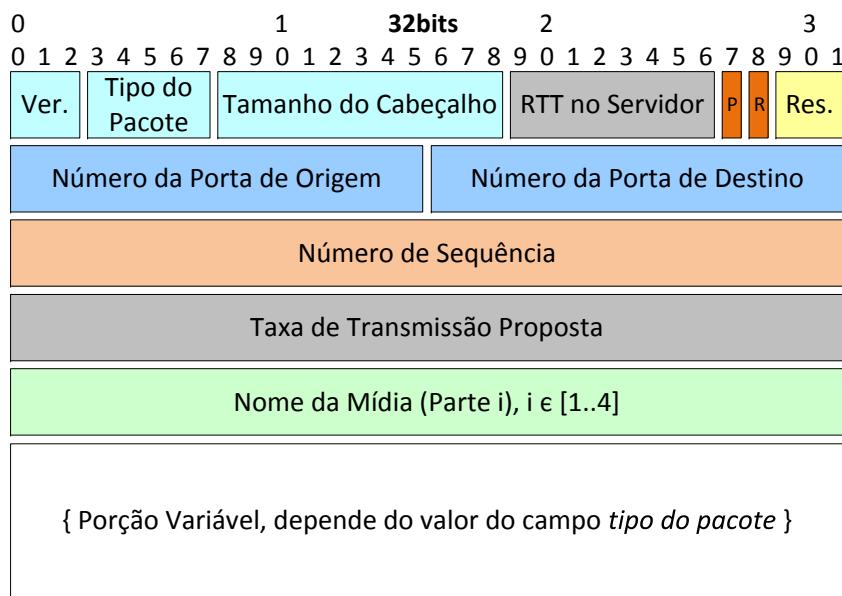


Figura 4.7: Porção fixa do cabeçalho de pacotes GMTP.

A distribuição ocorre da seguinte forma: 3 bits para a *Versão do Protocolo*, 5 bits para o *Tipo de Pacote*, 11 bits para o *Tamanho do Cabeçalho*, 8 bits para o *RTT no Servidor*, 1 bit para o campo P (*Pull*), 1 bit para o campo R (*Relay*), 3 bits reservados para uso futuro, 16 bits para o *Número da Porta de Origem*, 16 bits para o *Número da Porta de Destino*, 32 bits para os *Números de Sequência*, 32 bits para a *Taxa Proposta de Transmissão* e 128 bits para o *Nome do Fluxo de Dados*. É importante entender que os campos *RTT no servidor* e *taxa de transmissão* estão relacionados com o mecanismo de controle de congestionamento adotado no GMTP, ao passo que o campo *Nome do Fluxo de Dados* é uma forma de identificar unicamente a transmissão de um evento ao vivo e, com base nessa informação, formam-se as redes de favores entre os repassadores.

¹IANA: <http://www.iana.org/>

Apesar de parecer uma ordenação simples e aleatória, sem qualquer pretensão além do aspecto organizacional, tanto a ordem quanto o tamanho de cada campo da porção fixa do cabeçalho GMTP foram definidos criteriosamente para i) permitir manutenção (adição, atualização e remoção) das funcionalidades existentes; ii) flexibilizar o uso do protocolo por diferentes tipos de aplicação multimídia e iii) otimizar a leitura e escrita dos campos de cada pacote, buscando-se reduzir o atraso nodal. Por exemplo, o campo *versão* permite uma implantação gradativa do protocolo GMTP, bem como atualizações para novas versões sem, impactar diretamente no funcionamento das versões existentes. Por isso, é importante que o próximo campo seja o *tipo do pacote*, pois dependendo do seu valor, um nó interpretará o restante do cabeçalho (parte variável) de forma diferente. Já o campo *Tamanho do Cabeçalho* ainda favorece a flexibilidade da parte variável do cabeçalho e seu espaço de 11 bits permite informar um cabeçalho com tamanho total de 2047 Bytes.

A estratégia de usar cabeçalho de tamanho variável é flexibilizar as funções do protocolo e transportar dados de controle apenas quando estritamente necessário. Por exemplo, no GMTP permite-se que uma aplicação injete informações na porção variável do cabeçalho para que sejam lidas pelos repassadores localizados entre os sistemas finais. Um exemplo disso é que um servidor pode sinalizar a um repassador que realize parcerias com outros repassadores que já estejam distribuindo um determinado conteúdo. Um outro exemplo é no processo de conexão do GMTP, onde cada repassador no caminho entre o cliente e o servidor adiciona seu identificador no cabeçalho de um pacote GMTP, o que permite aos servidores conhecerem os caminhos sendo utilizados para distribuir a mídia até seus clientes. Conhecendo-se os caminhos pode-se sugerir parcerias de melhor qualidade.

O campo *tipo do pacote* determina quais informações serão encapsuladas em cada tipo de pacote para, posteriormente, serem consumidas pelos nós da rede (clientes, servidores, repassadores e relatores), a fim de executarem as ações definidas no protocolo GMTP e disseminarem os pacotes de dados de um fluxo. Essas ações foram traduzidas em algoritmos, os quais serão detalhados ao longo deste capítulo. Sendo assim, para finalizar este assunto sobre cabeçalho GMTP, a seguir, apresentam-se brevemente os tipos de pacote utilizados no GMTP.

0. *GMTP-Request*: o cliente envia requisição para obter um fluxo de dados multimídia, com base no nome do fluxo de interesse;

1. *GMTP-RequestNotify*: o repassador notifica um cliente que um fluxo de dados está prestes a ser transmitido ou já está sendo transmitido em um determinado canal de repasse *multicast*. O campo de dados desse tipo de pacote contém a descrição da mídia a ser reproduzida;
2. *GMTP-Response*: o repassador confirma o estabelecimento de uma parceria com outro repassador, dado um determinado fluxo de dados;
3. *GMTP-Register*: o repassador registra participação no servidor para funcionar como distribuidor de um fluxo de dados;
4. *GMTP-Register-Reply*: o servidor responde sobre o pedido de registro de participação enviado por um repassador. Além disso, transporta o identificador de todos os repassadores entre o servidor e o cliente;
5. *GMTP-Route-Notify*: contém um caminho (rota) entre o repassador e um servidor. O repassador envia esse tipo de pacote ao servidor, após receber o pacote do tipo *GMTP-Register-Reply*;
6. *GMTP-RelayQuery*: o repassador pode solicitar ao servidor uma lista de possíveis repassadores parceiros;
7. *GMTP-RelayQuery-Reply*: o servidor envia uma resposta ao repassador com uma lista de candidatos a parceiros;
8. *GMTP-Data*: qualquer nó utiliza esse tipo de pacote para transmitir dados da aplicação;
9. *GMTP-Ack*: em geral, qualquer nó utiliza esse tipo de pacote para confirmar a recepção de um determinado pacote;
10. *GMTP-DataAck*: combinação dos pacotes GMTP-Data e GMTP-Ack (*PiggyBack*);
11. *GMTP-MediaDesc*: descrever informações sobre a mídia sendo transmitida em um determinado fluxo de dados (conexão). Este pacote é gerado pelo servidor e pode ser processo e/ou distribuído pelos repassadores;

12. *GMTP-DataPull-Request*: o repassador envia um pedido para obter o mapa de *buffer* atual de um outro repassador parceiro;
13. *GMTP-DataPull-Response*: resposta ao pedido para obtenção de um mapa de *buffer*;
14. *GMTP-Elect-Request*: o repassador envia para um cliente uma solicitação para que este atue como relator;
15. *GMTP-Elect-Response*: o cliente envia ao repassador uma confirmação de que aceita atuar como relator;
16. *GMTP-Close*: os servidores, repassadores ou clientes solicitam o término de uma conexão;
17. *GMTP-Reset*: determina, incondicionalmente, a finalização de uma conexão;
18. *Reservado*: deste até o identificador 31, tratam-se de valores reservados para uso futuro e os pacotes com esses valores devem ser descartados pelos nós que o processam.

4.2 Definições, Relações e Restrições

Para melhor organizar as discussões sobre o funcionamento do GMTP, nesta seção, descrevem-se suas definições, relações e restrições. Para isto, faz-se uso de fundamentos de teoria de conjuntos e teoria dos grafos [231–234].

1. Seja o conjunto finito dos repassadores, definido por $R = \{r_1, r_2, r_3, \dots, r_d\}$, tal que $d \in \mathbb{N}$.
2. Seja o conjunto finito dos roteadores de uma rede de computadores, definido por $B = \{b_1, b_2, b_3, \dots, b_e\}$, tal que $e \in \mathbb{N}$. Existe uma relação $R \rightarrow B$ que determina a sobreposição dos nós $r_d \in R$ sobre os roteadores em B .
3. Seja o conjunto finito dos servidores, definido por $S = \{s_1, s_2, s_3, \dots, s_a\}$, tal que $a \in \mathbb{N}$.
4. Seja o conjunto finito dos clientes, definido por $C = \{c_1, c_2, c_3, \dots, c_f\}$, tal que $f \in \mathbb{N}$.

5. Seja o conjunto *totalmente ordenado (toset)* dos pacotes de dados gerados pelos nós $s_a \in S$ durante a transmissão de um evento ao vivo \mathcal{E} , definido por $(\mathbb{P}, \prec) = \{p_1, p_2, p_3, \dots, p_h\}$, tal que $h \in \mathbb{N}$. Note que se utiliza o símbolo \prec para representar precedência entre dois elementos.
6. Seja um grafo determinado pelo conjunto de vértices Z , que podem estar interligados entre si por um conjunto de diferentes arestas, sendo tal conjunto denominado caminho e representado por W , por onde se transmitem os pacotes de dados $p_h \in \mathbb{P}$, definido por $\eta = G(Z, W)$, tal que:
- $Z = S \cup R$;
 - Sejam as relações e restrições estabelecidas entre os diferentes tipos de nós de uma transmissão de um evento \mathcal{E} , definida por $\mathcal{T} = \{Z, P, C_i\}$, tal que:
 - Seja $P \subset \mathbb{P}$, o conjunto *parcialmente ordenado (poset)* dos pacotes de dados $p_x \in P$, também chamado de fluxo de pacotes de dados ou apenas fluxo de dados, definido por $(P, \prec) = \{p_1, p_2, p_3, \dots, p_x\}$, tal que $x \in \mathbb{N}$. Trata-se de um *poset* porque o GMTP não garante entrega de todos os pacotes de dados p_h ;
 - Seja C_i , uma relação que denota os c_f que estão conectados (uma relação) a um nó r_d , de modo que nenhum nó $c_f \in C$ pode estar relacionado com dois ou mais nós r_d , definida por $C_i : r_d \rightarrow 2^C$, $\forall r_d, r_q \in R$, $C_i(r_d) \cap C_i(r_q) = \{\emptyset\}$, tal que $q \neq d$ e $q \in \mathbb{N}$;
 - Seja L , o conjunto finito dos relatores, definido por $L = \{l_1, l_2, \dots, l_w\}$. Como todo nó c_f pode atuar como l_w , tem-se que $\exists L_\theta \in 2^{C_i(r_d)}$, tal que $l_w \in L_\theta$. Pelo item 6(b)ii, tem-se portanto que $L_\theta \subset L$ e $L_\theta \cup C_i(r_d) = C_i(r_d)$.
 - $W = \bigcup_{v=1}^j W_v$, denota todos os caminhos conhecidos por s_a para distribuir P , onde $j \in \mathbb{N}$ e corresponde à quantidade de todos os possíveis caminhos *toset* (W_v, \prec) . Nesse caso, W_v denota um dos possíveis caminhos por onde um fluxo de dados P pode ser transmitido, obrigatoriamente a partir de um nó s_a até a um nó r_1 , portanto, tem-se que:

- i. $(W_v, \prec) = \{w_m \mid s_a, r_1, r_2, r_3, \dots, r_d\}, \forall w_m, w_{m+1} \in W_v : w_m \prec w_{m+1}$ e $|W_v| \geq 2$;
- ii. Um caminho W_v é dito *caminho semi-completo*, representado por W_v° , se e somente se $W_v \leftrightarrow \exists B_\theta$ (bijetora), tal que $B_\theta \in 2^B$ e $B_\theta \neq \{\emptyset\}$. Isto é, todos os nós $b_e \in B$ são sobrepostos por um nó $r_d \in W_v^\circ$;
- iii. Um caminho W_v é dito *caminho completo*, representado por W_v^\bullet , se for W_v° e se $W_v \subset T$, tal que $T \subset Z$ e é o conjunto dos nós r_d que transmitem os pacotes de dados $p_x \in P$ a seus nós $c_f \in C_i(r_d)$, definido por $T = \{t_u \mid \varphi(t_u, P) = 1\}$, tal que $u \in \mathbb{N}$ e que:
 - A. φ é uma função booleana que determina se um nó $t_u \in T$ transmite os pacotes $p_x \in P$ para $c_f \in C_i(t_u)$, definida por $\varphi : (t_u, P) \rightarrow \{0, 1\}, \forall (t_u, P) \in \{T \times \{P\}\}$, onde 0 e 1 denotam, respectivamente, *falso* e *verdadeiro*.
- (d) Seja \sim , reversa de um conjunto *toset*, tal que $\sim : (W_v, \prec) \rightarrow (W_v, \succ)$. Isto é, para um conjunto $(W_v, \prec) = \{w_m \mid s_a, r_1, r_2, \dots, r_d\}$, então $\sim(W_v)$ produzirá $(W_v, \succ) = \{w_m \mid r_d, r_{d-1}, r_{d-2}, \dots, r_1, s_a\}$;
- (e) Seja δ , uma função que define um sub-caminho de W_v , representado por W_v^\triangleleft , a partir de um nó $t_u \in W_v$ até um nó $t_1 \in W_v$, tal que $\delta : (t_u, W_v) \rightarrow (W_v^\triangleleft, \prec)$. Ou seja, para um caminho qualquer $(W_v, \prec) = \{t_{u+2}, t_{u+1}, t_u, t_{u-1}, t_{u-2}, \dots, t_2, t_1\}$, $\delta(t_u, W_v) = W_v^\triangleleft = \{t_u, t_{u-1}, t_{u-2}, \dots, t_2, t_1\}$.
- (f) Seja ζ uma função que calcula o custo total para transmitir um pacote $p_x \in P$ através de um caminho W_v , definida por $\zeta : \sum_{v=1}^{|W_v|} \gamma(w_m, w_{m+1})$, tal que γ é uma função que determina o custo para transmitir o pacote p_x entre dois nós distintos $\forall w_m, w_{m+1} \in W_v$. No GMTP, a função γ calcula o custo apenas entre dois nós t_u, t_{u+1} , com base pela largura de banda disponível em um ou mais t_u . Porém, pode-se definir outras métricas, por exemplo, o número total de saltos no caminho W_v ou o RTT entre o nó s_a e um nó r_d ;
- (g) *Conjectura 1:* $\forall r_d \in R$ e $\forall c_f \in C$, r_d é mais estável que qualquer c_f com relação à sua disponibilidade e participação em uma rede de favores η . Em uma rede comutada por pacotes IP, um nó $b_e \in B$, ou seja, um nó r_d fica mais disponível

se comparado aos seus nós $C_i(r_d)$. Por exemplo, nas transmissões de dados na Internet, a participação de um roteador no processo de transmissão de um fluxo de dados P é fundamental, mesmo que seja apenas para rotear os respectivos pacotes. Apesar de óbvia, tal observação é importante porque para qualquer nó c_f receber os pacotes de dados $p_x \in P$, primeiramente os pacotes de dados p_x passam, obrigatoriamente, pelo roteador de c_f , ou seja, o seu roteador padrão. Sendo assim, quando um nó r_d se desconecta, todos seus nós $C_i(r_d)$ tornam-se incapazes de receber P , mas a recíproca não é verdadeira – se um nó c_f se tornar indisponível, não necessariamente r_d também se torna indisponível. Com a aceitação dessa conjectura para a rede η , permite-se que outros nós c_f possam continuar recebendo P , mesmo ocorrendo a desconexão de um nó c_f que também esteja recebendo P . No GMTP, adota-se tal estratégia quando um nó r_d passa a manter estado sobre a transmissão de P e não mais os nós c_f , antes prática comumente adotada em soluções tradicionais de distribuição de conteúdos multimídia baseado em uma arquitetura P2P ou em qualquer protocolo disponível no estado da arte;

- (h) *Conjectura 2:* as tabelas de roteamento dos nós $w_m \in W_v$ não mudam frequentemente e são independentes umas das outras. Em redes comutadas por pacotes IP, as rotas entre quaisquer nós c_{f_1} e $c_{f_2} \in C$ não se alteram com uma frequência que desestabilize a comunicação entre estes. Mesmo se estas mudanças ocorrerem em uma rota de um caminho W_v , o impacto causado é temporário e insignificante para a transmissão de um evento ε , quando se utiliza um conjunto de algoritmos que tratem essas mudanças. Com base na aceitação dessa conjectura, pode-se antecipar a formação de parcerias pré-selecionando nós r_d em Z antes da efetiva transmissão de um fluxo de dados P . No GMTP, adota-se tal estratégia ao permitir que no processo de conexão, todos os nós $r_d \in R$ informem sua posição na mensagem de requisição transmitida ao nó s_a . Quando o nó s_a recebe tal mensagem, este passa a conhecer o caminho até o referido nó r_d . Posteriormente, o nó s_a utiliza o conjunto de caminhos conhecidos para sugerir parcerias entre os nós r_d .

Desta forma, η representa formalmente a rede de sobreposição constituída pelo GMTP, definindo-se as relações, restrições estabelecidas em \mathcal{T} e as conjecturas consideradas para a execução de tal protocolo.

4.3 Constituição da Rede de Favores η

A constituição da rede de favores η ocorre por meio do registro de participação de um ou mais nós $r_d \in R$ a um ou mais nós $s_a \in S$. Isto ocorrer de forma direta ou indiretamente por meio de outros nós $r_q \in R$. Todo esforço realizado nesse processo objetiva transmitir um determinado fluxo de dados P para um ou mais nós $c_f \in C$, podendo ser distribuído pelos nós r_d por meio de diferentes caminhos $W_v \in W$.

O GMTP tenta determinar um caminho sub-ótimo W_θ através do qual os pacotes de dados $p_x \in P$ sejam entregues o mais rápido possível ao nó c_f interessado em obter P . Para isto, deve-se determinar W_θ , tal que $W_\theta = \min(\zeta(\forall W_v))$ e, sempre que possível, que W_θ seja um caminho completo W_θ^\bullet . Sempre buscar um caminho completo é importante porque, como todos os nós de tal caminho são roteadores sobrepostos por r_d e utilizados para transmitir P , pode-se distribuir P para mais nós c_f sem que sejam necessárias múltiplas conexões em s_a . Além disso, quanto mais nós r_d estiverem disponíveis na rede, menor será o impacto causado pelas desconexões nos sistemas finais que recebem o fluxo de dados P .

4.3.1 Registro de participação de r_d em η

Por analogia, o registro de participação faz com que o roteador de uma rede funcione como se fosse uma antena de recepção de uma transmissora de TV, podendo-se receber um ou mais sinais de canais de TV. Em seguida, repassam-se os sinais para os clientes conectados diretamente à antena, ou melhor, ao roteador.

O procedimento de registro de participação de um nó r_d em uma rede η é o primeiro passo e um dos mais importantes. O registro de participação permite que um nó r_d se registre a um nó s_a para sinalizar interesse em funcionar como um repassador de um fluxo de dados P . O registro de participação pode ocorrer antes do nó s_a iniciar a transmissão de um fluxo de dados P ou durante sua transmissão. Em ambos os casos, o algoritmo de registro de participação é similar, com uma diferença: se um nó r_d solicitar previamente um registro de

participação a um s_a sem interesse por um fluxo de dados P qualquer, será possível mapear antecipadamente um subconjunto de possíveis nós parceiros r_q para executar a distribuição de um fluxo de dados P . Neste caso, pode-se utilizar r_d para repassar pacotes de dados $p_x \in P$ mesmo quando $C_i(r_d) = \{\emptyset\}$, ou seja, mesmo se o repassador não tiver clientes para repassar o fluxo de dados P . Assim, os nós r_d passam a funcionar como se fossem servidores de uma rede CDN, que podem ser acionados dinamicamente, quando conveniente.

Para realizar um registro de participação, um nó r_d envia uma mensagem para um nó s_a utilizando o pacote *GMTP-Register* que, como resposta, envia um pacote do tipo *GMTP-Register-Reply*. O uso do pacote do tipo *GMTP-Register-Reply* permite a descoberta de um caminho W_v . Isto porque todos os nós r_d existentes no caminho entre s_a e r_d devem adicionar seu identificador no pacote *GMTP-Register-Reply*, antes de roteá-lo para o próximo salto da rota em direção ao nó s_a . Quando o pacote *GMTP-Register-Reply* alcançar o nó r_d , este envia o caminho W_v contido no pacote *GMTP-Register-Reply* de volta ao nó s_a , utilizando o pacote do tipo *GMTP-Route-Notify*. A partir desse ponto, o nó s_a conhece o caminho W_v que utilizará para enviar qualquer fluxo de dados até alcançar r_d , organizando-o em uma estrutura de dados do tipo grafo. Esse procedimento em três vias confirma o registro de participação de r_d em s_a , ao passo que s_a poderá utilizar W_v para instruir os nós r_d a realizarem parcerias, a fim de distribuir um fluxo de dados P , como se discute adiante na Seção 4.3.3.

Dessa forma, se um nó r_d for um nó comum entre dois caminhos, será necessário apenas enviar um fluxo de dados P até r_d e este replicará o referido fluxo de dados para os nós $r_{d+1}, r_{d+2}, r_{d+3}$ e assim por diante. De forma similar, se $\exists c_f \in C_i(r_d)$ interessado em obter P , com $\varphi(r_d, P) = 1$, ou seja, quando um nó r_d já estiver recebendo P , o registro de participação já terá ocorrido e o fluxo já estará sendo recebido pelo nó r_d , vindo diretamente do nó s_a ou repassado por outros nós r_d . Como consequência, reduz-se o tempo de início de reprodução do referido fluxo de dados P para os nós $c_f \in C_i(r_d)$ que também solicitarem P , após o primeiro nó r_d solicitar, bastando apenas que os próximos nós c_f “sintonizem” suas interfaces de comunicação (*socket* de rede) no canal apropriado e informado por r_d , que passa a transmitir P em modo *multicast*.

No Algoritmo 1, executado por um nó r_d , resumem-se os passos para o envio do pedido de registro de participação em um nó s_a . Note que não é requerido que o nó r_d informe qual fluxo de dados P está interessado em obter. Se P for especificado, o nó s_a executará

um procedimento para determinar se aceita ou não o pedido de registro de participação e logo começar a transmitir P para o nó r_d . Em caso de aceite, inicia-se a transmissão de P a partir de s_a em direção a r_d e em modo *unicast*. Caso contrário, o nó s_a instruirá um outro nó r_q a transmitir o referido fluxo de dados ao nó r_d solicitante, com base nos caminhos W_v conhecidos. Já no Algoritmo 2, resumem-se os passos após um nó r_d receber uma resposta do tipo *GMTP-Register-Reply*, transmitida pelo nó s_a , referente ao pedido de registro de participação transmitido anteriormente por r_d . Note que r_d transmite de volta a s_a o caminho W_v .

É importante salientar que toda transferência de pacotes de controle entre nós r_d ocorre com garantia de entrega, representando-se tais ações pelas funções com nomes contendo o sufixo *Rdt* (*Reliable data transfer*). Uma outra ação importante é que um nó r_d deve periodicamente sinalizar sua participação na rede de favores η através de um método *keep-alive*, comumente utilizado em outros protocolos de rede consolidados, como o TCP. Nesse aspecto, o GMTP segue a RFC 1122, *Requirements for Internet Hosts - Communication Layers* [235].

Um nó r_d pode sinalizar explicitamente sua desistência de participação diretamente ao nó s_a , quando não desejar mais participar da rede de favores η ou continuar recebendo um fluxo de dados P . Para isto, deve-se enviar um pacote do tipo *GMTP-Close*. Em qualquer um dos casos de desconexão, por expiração do tempo (devido ao procedimento de *keep-alive*) ou explicitamente através do envio do pacote do tipo *GMTP-Close*, o nó s_a deve desconsiderar r_d em futuras formações de parcerias, finalizando o procedimento de desconexão com o envio do pacote do tipo *GMTP-Reset*. Na Seção 4.7, discute-se em mais detalhes sobre o processo de desconexão de um nó r_d , pois a suspensão de transmissão dos pacotes de dados P não ocorre instantaneamente, dependerá se o nó r_d em fase de desconexão está ou não repassando P para algum nó parceiro r_q – isto inibe o impacto do *churn* na qualidade de serviço oferecida à aplicação.

Por fim, salienta-se que o registro de participação do GMTP permite que quanto mais nós r_d se registrarem em nós s_a , mais caminhos W_v sejam conhecidos. Quanto mais caminhos forem conhecidos, mais parcerias poderão ser formadas entre os nós r_d . Quanto mais parcerias forem formadas, maior será o número de nós c_f capazes de receber um fluxo de dados P originado em s_a , disponibilizado indiretamente através dos seus respectivos nós r_d , sem

nenhuma influência da camada de aplicação. No mundo real (por exemplo, na Internet), os nós r_d podem passar a constituir dinamicamente a rede de distribuição de conteúdos de uma empresa. Por exemplo, um usuário de uma conexão residencial xDSL pode configurar seu roteador para se registrar em múltiplas redes de distribuição, como ilustrou-se na Figura 4.3. Nesses casos, as redes de distribuição podem fazer uso do roteador desse usuário em momentos ociosos de recepção e transmissão de dados através da Internet. Como consequência, relações comerciais podem ser construídas entre o usuário e os provedores de rede, mas essa discussão está fora do escopo deste trabalho.

Manutenção do registro de participação:

O procedimento de manutenção de um registro de participação deve ser feito usando o pacote do tipo *GMTP-Ack*, em um tempo $t = \max(300, t_{user})$, onde t_{user} é definido em segundos e corresponde a um tempo definido pelo administrador do nó r_d , caso deseje um tempo menor que 300 s para manter o registro de participação ativo. Quando s_a receber um pacote do tipo *GMTP-Ack* do nó r_d , este deve enviar um pacote do mesmo tipo. Caso r_d não receba *GMTP-Ack* no período de $4 \times RTT$, deve-se repetir tal procedimento por 3 vezes e somente após essas tentativas, o nó r_d deve considerar a conexão finalizada por tempo de expiração (*timeout*) e enviar um pacote do tipo *GMTP-Reset*. Na RFC 5482 [236], discute-se sobre outros aspectos de expiração no tempo que podem ser adaptados para o GMTP.

Algoritmo 1: registerRelay(s_a : PeerServer, $p_x = \text{GMTP-Request}$)

```

/* The node  $r_d$  executes this algorithm to send a register
   of participation to a given node  $s_a$ . If  $p_x$  is given,
   node  $c_f$  wants to receive the flow  $P$ , so notify  $s_a$ . */
1 if  $p_x \neq \text{NULL}$  then
2    $P \leftarrow \text{getPacketFieldValue}(p_x, \text{'flow'})$ ; /* Extracts  $P$  in  $p_x$  */
3    $c_f \leftarrow \text{getPacketFieldValue}(p_x, \text{'client'})$ ; /* Extracts  $c_f$  in  $p_x$  */
4    $channel \leftarrow \text{isFlowBeingReceived}(P)$ ; /* Ver Seção 4.3.2 */
      /* Add  $c_f$  in the list of receivers waiting  $P$ . */
5    $\text{addClientWaitingFlow}(c_f, P)$ ;
6   if  $channel \neq \text{NULL}$  then
7     /* Let  $c_f$  know that  $P$  is already registered in this
         $r_d$  and is available from a multicast channel. */
8      $\text{respondToClients}(\text{GMTPRequestReply}(channel))$ ;
9     return 0;
10  else /* Flow  $P$  not registered yet. */
11    /* Send request to  $s_a$  and wait registration reply.
       When  $\text{GMTP-Register-Reply}$  is received, executes
        $\text{onReceiveGMTPRegisterReply}$  (Algorithm 2). */
12     $\text{isWaitingRegisterReply}(P, \text{true})$ ;
13     $\text{sendPktRdt}(\text{GMTPRegister}(s_a, P))$ ;
14  end
15  /* Ask  $C_i(r_d)$  to wait registration reply for  $P$ . */
16   $\text{respondToClients}(\text{GMTPRequestReply}(P))$ ;
17  return 0;
18 end
19 if  $\text{not } \text{isWaitingRegisterReply}(s_a)$  then
20   return  $\text{sendPktRdt}(\text{GMTPRegister}(s_a))$ ;
21 end
22 return 0;

```

Algoritmo 2: onReceiveGMTPRegisterReply($p_x = GMTP\text{-}Register\text{-}Reply$)

```

/* The node  $r_d$  executes this algorithm when receives a
packet of type GMTP-Register-Reply, as response for a
registration of participation sent to a  $s_a$  node.      */

1 setWaitingRegisterReply( $P, false$ );
2 if  $p_x = OK$  then                                /*  $s_a$  confirmed registration */
3    $W_v \leftarrow \text{getPacketFieldValue}(p_x, 'way');$     /* Gets  $W_v$  in  $p_x$  */
4    $s_a \leftarrow \text{getPacketFieldValue}(p_x, 'server');$   /* Gets  $s_a$  in  $p_x$  */
5    $P \leftarrow \text{getPacketFieldValue}(p_x, 'flow');$      /* Gets  $P$  in  $p_x$  */
6   if  $P \neq \text{NULL}$  then                      /* Reply to  $C_i(r_d)$ , waiting for  $P$  */
7     if  $s_a$  enabled security layer then          /* Section 4.6.4 */
8       | getAndStoreServerPublicKey( $s_a$ );
9     end
10     $channel \leftarrow \text{createMulticastChannel}(s_a, P);$ 
11    updateFlowReceptionTable( $channel$ ); /* Section 4.3.2 */
12    /* Let  $c_f \in C_i(r_d)$  know the multicast channel to
       receive  $P$  (Section 4.4.3 for more details).      */
13    respondToClients(GMTPRequestReply( $channel$ ));
14    /* Start to relay  $P$  to clients (Section 4.4.7).    */
15    startRelay( $channel$ );
16
17 end
18   /* It was just a reply of a registration of
      participation. Update flow reception table.      */
19   updateFlowReceptionTable( $s_a$ );                  /* Section 4.3.2 */
20   sendWayBackToServer( $W_v$ );
21
22 else
23   /*  $s_a$  refused to accept the registration of
      participation. This  $r_d$  must notify the clients
      waiting for receiving  $P$ .                         */
24   errorCode  $\leftarrow \text{getPacketFieldValue}(p_x, 'error');$ 
25   respondToClients(GMTPRequestReply(errorCode,  $P$ ));
26
27 end

```

Geração do identificador de um nó r_d

É muito importante entender a motivação e como se define um identificador de um repassador. Como discutiu-se anteriormente, um servidor passa a conhecer um caminho até o cliente, porque cada repassador deve informar seu identificador nos pacotes dos tipos *GMTP-Request-Reply* e *GMTP-Route-Notify*. O identificador deve ser único em toda a rede, pois os servidores identificam intersecções entre os repassadores já sendo utilizados para transportar os pacotes de dados da mídia. Ao conhecer as intersecções, pode-se sugerir parcerias entre repassadores com interesses comuns. Sendo assim, a questão é qual poderia ser o identificador único de um repassador. A primeira opção e a mais simples é utilizar o endereço IP do roteador. Porém, um roteador possui múltiplas interfaces de rede e dependendo da interface de saída, um endereço IP específico será utilizado. Ou seja, o endereço IP identificará a interface de rede do repassador e não o próprio repassador, independente de interfaces. Sendo assim, não se pode utilizar o endereço IP como identificador único, caso contrário o servidor poderia interpretar um mesmo repassador como se fosse dois repassadores distintos.

Por este motivo, tomou-se a seguinte decisão: o identificador de um repassador é um código *hash* MD5 da concatenação dos endereços MAC (*Media Access Control*) de todas as interfaces de rede do roteador, seguido do endereço IP da Internet de saída. Sendo assim, o identificador de um repassador terá o tamanho de 160 *bits* para IPv4 e 256 *bits* para IPv6. Como resultado, considerando os cabeçalhos do GMTP, do IPv4 e da camada de enlace², em um datagrama de 1.500 *Bytes*, é possível descobrir caminhos IPv4 de até 73 saltos entre o cliente e o servidor no procedimento de registro de participação, restando 8 *Bytes*. No caso do IPv6, é possível descobrir caminhos de até 45 saltos, restando 28 *Bytes*. Os espaços restantes nos pacotes dos tipos *GMTP-Request-Reply* e *GMTP-Route-Notify* podem ser úteis para transportar outros tipos de dados de controle ou até mesmo dados de aplicação.

4.3.2 Tabela de recepção para obter P

Antes de seguir com a explicação sobre o processo de estabelecimento de conexão do GMTP, é importante entender que cada repassador mantém uma tabela chamada *Tabela de Recepção de Fluxos de Dados*, como ilustra-se na Figura 4.8. Um nó r_d utiliza tal tabela para

²Considerou-se cabeçalho Ethernet de 48 *bits*.

register todos os fluxos de dados que estão sendo repassados para seus nós $c_f \in C_i(r_d)$ e os respectivos canais *multicast* utilizados, mantendo-se as seguintes informações:

#	Nome do Fluxo de Dados (P)	Servidores s_a	Repassadores r_d	Porta de Recepção de P	End. do Canal Multicast	Porta do Canal Multicast
--- Vazia ---						

Figura 4.8: Exemplo de uma tabela de recepção de fluxo mantida por um repassador.

- *Nome do Fluxo de Dados P*: é uma sequência de 128 bits que determina o nome de um fluxo de dados, como descreve-se na Seção 4.4.1;
- *Servidores s_a* : o endereço IP do nó s_a que gera o fluxo de dados P ;
- *Repassadores r_q* : o endereço IP do nó r_q , parceiro de r_d , que está transmitindo o fluxo de dados P para r_d . Se nulo, significa que o fluxo de dados P está sendo recebido diretamente do nó s_a ;
- *Porta de Recepção de P*: o número da porta do nó remoto que está transmitindo o fluxo de dados P para r_d . Nesse caso, o nó remoto pode ser o nó s_a , em caso de conexão direta com o servidor, ou um nó r_q , parceiro de r_d ;
- *Endereço do Canal Multicast*: o endereço IP *multicast* utilizado pelo nó r_d para repassar o fluxo de dados P para os clientes $c_f \in C_i(r_d)$; e
- *Porta do Canal Multicast*: o número da porta *multicast* utilizada pelo nó r_d para repassar o fluxo de dados P para os clientes $c_f \in C_i(r_d)$.

Conceitualmente, quando um nó r_d adiciona um registro na tabela de recepção de fluxos de dados, define-se $\varphi(r_d, P) = 1$, ou seja, $r_d \in T$. Um nó r_d consulta a tabela de recepção de fluxos de dados quando recebe um pedido de conexão (*GMTP-Register*) para obter um fluxo de dados P , tal como apresentou-se na Linha 6 do Algoritmo 1, Seção 4.3.1. Além disso, um nó r_d atualiza a tabela de recepção de fluxos de dados após receber uma confirmação do registro de participação, tal como apresentou-se na Linha 11 do Algoritmo 2, Seção 4.3.1. Mais adiante, na Seção 4.4.3, discutem-se em mais detalhes as ações de consulta e atualização da tabela de recepção de fluxos de dados.

4.3.3 Formação de parcerias entre r_d

Dado que as parcerias ocorrem entre os nós $r_d \in R$ e não entre os nós $c_f \in C$, a formação de parcerias consiste em determinar intersecções de caminhos W_v , considerando o nó *pivot* s_a e diversos nós r_d interessados em obter P , a pedido de seus nós $c_f \in C_i(r_d)$. Este processo pode ocorrer antes e durante a transmissão de um fluxo de dados P gerado por um nó s_a , de forma transparente para a aplicação em execução em c_f , durante seu pedido de conexão transmitido em direção ao nó s_a . Como consequência, constitui-se um ou mais caminhos $W_v \in W$, os quais interconectam um nó s_a e os nós $c_f \in C_i(w_m)$, tal que $\exists W_v \mid w_m \in W_v$. Como regra geral para formação de parcerias, definem-se três critérios:

1. o melhor nó s_a para servir um nó r_d é aquele que está especificado em seu pedido de registro de participação, pois deve-se respeitar as regras de balanceamento de carga definida pela CDN. Em geral, o servidor DNS define tais regras com base no endereço IP do nó solicitante;
2. se $\varphi(w_m, P) = 1$, então w_m pode agir como se fosse um nó s_a . Nesse contexto, deve-se respeitar uma restrição do controle de congestionamento unicast do GMTP, onde w_m somente servirá outro nó parceiro r_d se a taxa de transmissão entre ambos for igual ou superior à taxa de transmissão entre w_m e s_a .
3. se o nó $w_m \in W_v$ e se w_m se enquadra no Item 2, então o melhor nó s_a para servir r_d será o mesmo que serve o nó w_m .

Para entender detalhes desse processo, considere a Figura 4.9. No Passo 1, ilustra-se um cenário de rede $\eta = G(Z, W)$, onde $Z = \{s_1, r_{1..19}\}$, $W = \{\emptyset\}$ e $\mathcal{T} = \{\{\emptyset\}, \{\emptyset\}, \{\emptyset\}\}$, ou seja, sem qualquer fluxo de dados P sendo transmitido, tampouco nenhuma parceria efetivada e suprimindo-se os nós $c_f \in C_i(r_{1..19})$. Já no Passo 2, ilustra-se a mesma rede η , porém com $\mathcal{T} = \{\{s_1, r_{5..9}\}, P, C_i(r_9)\}$, constituindo-se o caminho $W_1 = \{s_1, \dots, r_9\}$ (linha tracejada), portanto, $W = \{W_1\}$ e $\varphi(r_9, P) = 1$. Nesse exemplo do Passo 2, o nó r_9 recebe o fluxo de dados P em modo *unicast* e repassa P para todos os nós $c_f \in C_i(r_9)$ em modo *multicast*. Para constituir o caminho W_1 , o nó r_9 deve transmitir o pedido de registro de participação ao nó s_1 (como discutiu-se na Seção 4.3.1) e, a partir de sua confirmação, processada pelo nó s_1 e enviada ao nó r_9 , o nó r_9 começa a receber os pacotes $p_x \in P$.

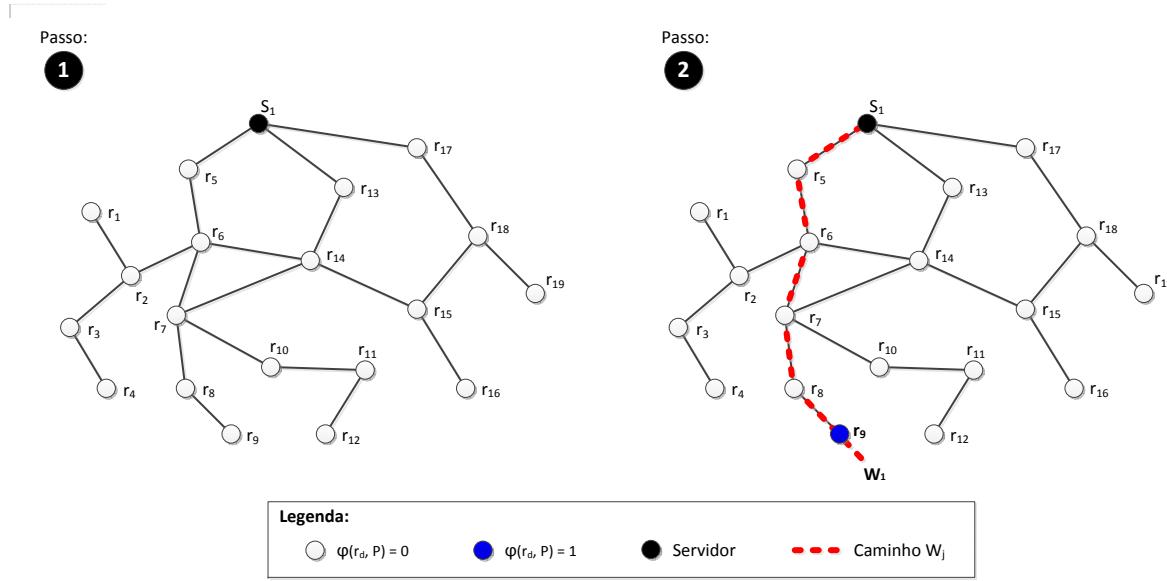
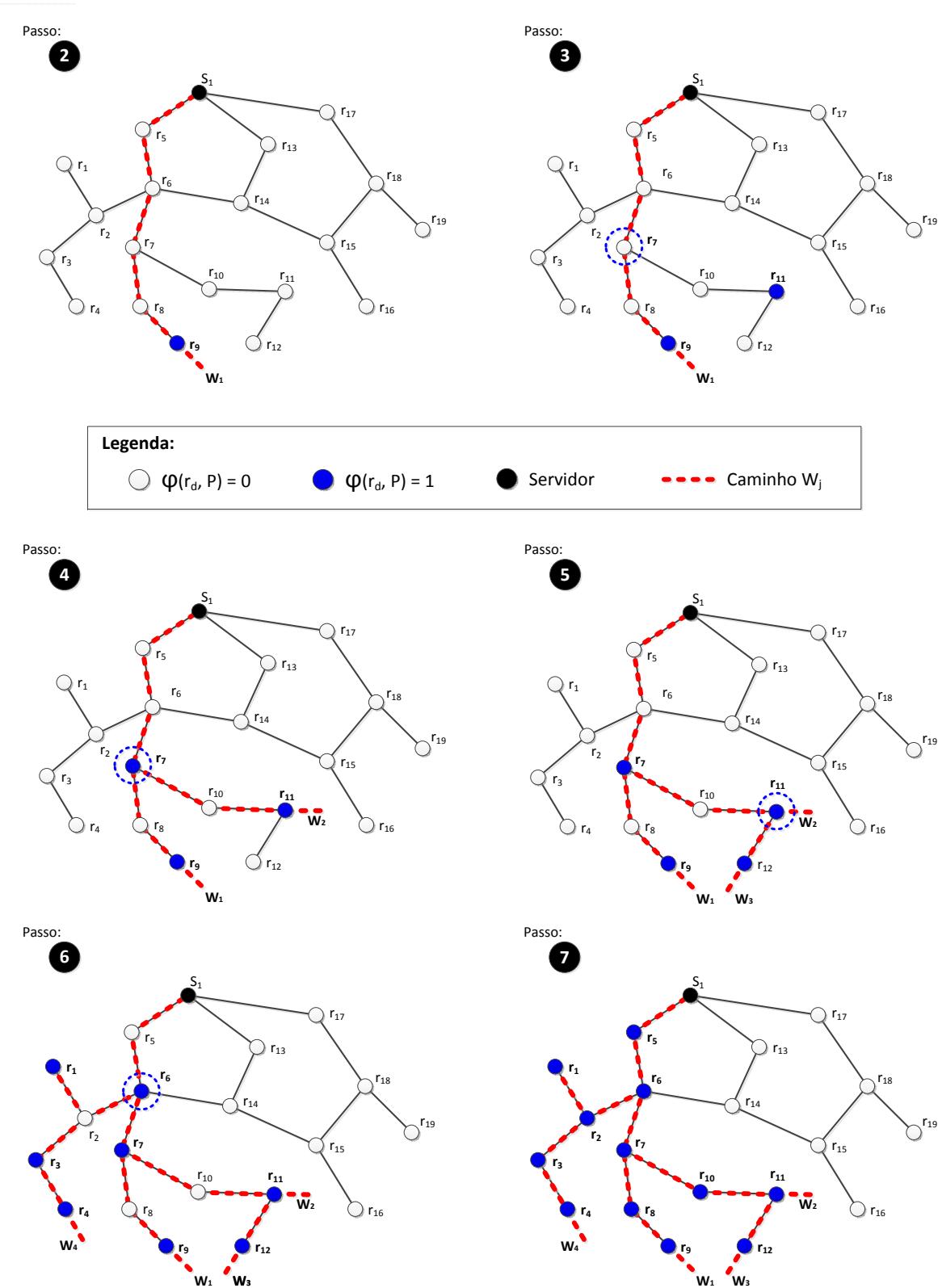


Figura 4.9: Cenário e passos para seleção de nós (exemplo 1).

Com este procedimento, o nó s_1 passa a conhecer o caminho W_1 , que pode ser utilizado para determinar futuras parcerias. Desse ponto em diante, utilizar-se-á tal exemplo como base para explicar outros aspectos do processo de formação de parceria do GMTP.

Na Figura 4.10, considera-se a formação de parceria por intersecção do fluxo de dados P , a partir do Passo 2 da Figura 4.9. Este procedimento ocorre quando um outro nó r_d envia um pedido de registro de participação em direção ao nó s_1 , a fim de obter o fluxo de dados P , motivado por algum nó $c_f \in C_i(r_d)$. Nesse caso, se um nó r_d transmitir um pedido de registro de participação através de um sub-caminho W_v^\triangleleft tal que $\exists W_v \in W$, o nó s_a determina a intersecção de ambos e instrui o nó comum w_m a repassar o fluxo de dados P também para r_d , sendo desnecessidade de enviar um segundo fluxo de dados na mesma direção de W_v^\triangleleft . Sendo assim, a resposta de s_1 não resulta em uma nova transmissão do fluxo de dados P , mas sim em uma mensagem de controle para o nó w_m , após identificá-lo como o nó comum a dois ou mais caminhos W_v . Isto implicará que o referido nó w_m replique o fluxo de dados P , mesmo quando $|C_i(w_m)| = 0$, mas de modo conveniente para evitar múltiplas transmissões do fluxo de dados P , originadas em s_a . A fim de compreender o funcionamento desse procedimento, acompanhe a explicação a seguir, com base na ilustração da Figura 4.10 e no caminho W_1 .

Se qualquer um dos nós $r_{7,8,10,11,12}$, suponha r_{11} , enviar um registro de participação em direção à s_1 para obter um fluxo de dados P (Passo 3 da Figura 4.10), o nó s_1 descobrirá o

Figura 4.10: Cenário para seleção de nós por interseção de caminhos W_v .

caminho $W_2 = \{r_5, r_6, r_7, r_{10}, r_{11}\}$ (Passo 4). Em seguida, pela intersecção ($W_1 \cap W_2$), o nó s_1 determinará que o nó r_7 é o nó comum e portanto instruirá que r_7 repasse o fluxo de dados P também para o nó solicitante r_{11} . A instrução de s_1 para r_7 deve determinar $\varphi(r_7, P) = 1$. Em termos práticos, isto obriga o nó r_7 a adicionar uma nova entrada na tabela de recepção de fluxos de dados referente a P , mesmo se $|C_i(r_7)| = 0$ para P . É óbvio que, se posteriormente $|C_i(r_7)| > 0$ para P , será necessário apenas r_7 criar um canal *multicast* para a transmissão local de P , evitando-se um novo registro de participação em s_1 . Na Seção 4.4.3, discute-se em mais detalhes este aspecto do GMTP, explicando-se os procedimentos de pedido de conexão de um nó c_f .

Ao estender a discussão sobre o cenário ilustrado na Figura 4.10, percebe-se que, se o nó r_{10} necessitar obter o mesmo fluxo de dados P , seu pedido de registro de participação será interceptado pelo nó r_7 e parte do procedimento supracitado se repete. Uma situação similar ocorre se o nó r_{12} ou qualquer nó $r_d \in W_4$ também desejar obter o fluxo de dados P , tal que $W_4 = \{r_1, r_2, r_3, r_4\}$ (Passo 5 e 6). Para o caso do nó r_{12} , o nó r_{11} interceptará o pedido de registro de participação de r_{12} , ao passo que se for qualquer nó $r_d \in W_4$, o nó r_6 realizará tal interceptação, pois o nó s_1 determinará $\varphi(r_6, P) = 1$, depois do primeiro pedido de registro de participação originado por qualquer nó $r_d \in W_4$. A única diferença nesses últimos casos é que, como $\varphi(r_7, P) = 1$ e $\varphi(r_{11}, P) = 1$, o nó r_7 tem autonomia para responder ao nó r_{10} e ao nó r_{11} como se fosse o nó s_1 , sem repassar tal pedido em direção ao nó s_1 .

Para generalizar essa discussão sobre o processo de formação de parcerias do GMTP, caso existam outros nós r_q interessados em obter um fluxo de dados P e estão interligados direto ou indiretamente a r_d , tal que $\varphi(r_d, P) = 1$, o nó r_d sempre interceptará o pedido de registro de participação dos nós r_q e atuará como se fosse o nó s_1 . No caso do exemplo que se discute, independente da ordem em que as requisições de registro de participação sejam enviadas por $w_m \in (W_1 \cup W_2 \cup W_3 \cup W_4)$, será necessário transmitir apenas um fluxo de dados P para “alimentar” os quatro caminhos referidos. Isto significa que todos os nós $c_f \in C_i(W_1 \cup W_2 \cup W_3 \cup W_4)$ receberão um único fluxo de dados, com repasse dos pacotes $p_x \in P$ realizado em modo *multicast* em cada sub-rede de cada nó w_m (Passo 7). Como a transmissão será em modo *multicast*, torna-se indiferente a quantidade de nós c_f desses caminhos, mas faz-se necessário um mecanismo para controle de congestionamento em modo *multicast*, a ser discutido na Seção 4.5.

Note que, o nó r_d que interceptar um pedido de conexão para um fluxo de dados P , deve transmitir para o nó s_a uma notificação sobre a(s) parceria(s) formada(s) por intersecção. No caso do exemplo anterior, os nós r_6 , r_7 e r_{11} devem realizar tal notificação enviando um pacote do tipo *GMTP-Register*, como explicado na Seção 4.3.1. Para isso, deve-se ativar o bit P (*pass-along*) do cabeçalho GMTP (Figura 4.7) para o pacote do tipo *GMTP-Register*. Esta ação é importante devido aos aspectos gerenciais de uma transmissão, onde uma aplicação poderá contabilizar os nós r_d que estão recebendo P , mesmo que indiretamente, por meio da interceptação de registros de participação. A propósito, em ICN isso não é possível.

Na prática, não se faz necessário que o nó r_d envie a notificação de interceptação instantaneamente. Em vez disso, um nó r_d pode acumular diversos registros de participação durante um determinado intervalo de tempo e, em seguida, transmiti-los para o nó s_a . Como se trata de um aspecto em nível de implementação, tal decisão está fora do escopo dessa discussão. No caso da implementação do GMTP realizada em simulador e utilizada neste trabalho, definiu-se que para todo registro de participação interceptado, gera-se e transmite-se uma notificação ao nó s_a .

No Algoritmo 3, resumem-se os passos descritos anteriormente na perspectiva do nó s_a , a fim de determinar a formação de parcerias por intersecção. Executa-se tal algoritmo quando o nó s_a recebe um pedido de registro de participação enviado por um nó r_d para obter um fluxo de dados P . Através dessa estratégia de formação de parceria, permitem-se repasses de pacotes de dados pelo nome do fluxo de dados e não com base no servidor que o produz e transmite. Em todo caso, o destino da requisição é sempre o servidor, garantindo-se que, se nenhum repassador interceptar o pedido de registro de participação, com certeza tal pedido alcançará o servidor e o estabelecimento de conexão ocorrerá normalmente. Por isso, é importante a continuidade do uso de endereçamento IP, ausente em redes ICN. Além disso, esta decisão é fundamental para manter a compatibilidade com as aplicações de rede existentes na Internet, que transmitem um pedido de conexão e recebem uma resposta que pode ser ou não oficialmente gerada pelo servidor, mas o importante é receber o fluxo de dados P – o GMTP faz com que a rede cuide disso.

Algoritmo 3: handleRegisterParticipation(r_d : PeerRelay, $p_x = GMTP-Register$)

```

/*  $s_a$  executes this algorithm to finds the first node  $w_m$ 
   common to a known path  $W_v$  and the path  $W_{r_d}$ .  $W_v$  is
   already used for transporting  $P$  to node in  $\delta(w_m, W_v)$ ,
   and  $W_{r_d}$  contains all nodes between  $r_d$  (requester) and
    $s_a$ . The packet  $p_x$  carries  $W_{r_d}$  and the  $P$  flow name. */

1 done  $\leftarrow$  false;           /* It becomes true when  $w_m$  is found */
2  $P \leftarrow$  getPacketFieldValue( $p_x$ , 'flow');      /* Extracts  $P$  in  $p_x$  */
3  $W_{r_d} \leftarrow \sim(\text{getPacketFieldValue}(p_x, 'path'))$ ;
4  $W_P \leftarrow$  getKnownPathsOfflow( $P$ );          /*  $W_P \subset W$  */
5 foreach  $W_v \in W_P$  do
6   foreach  $w_m \in W_v$  do
7     if  $w_m \in W_{r_d}$  then
8       /* The node  $w_m$  is common in  $W_v$  and in  $W_{r_d}$ . */
9        $done \leftarrow true$ ;
10      break;
11    end
12  end
13  if  $done$  then
14    /*  $s_a$  stores  $W_{r_d}$  as a known path and replies to  $r_d$ ,
       asking  $w_m$  to act as a relay for  $P$ .  $s_a$  activates
       flag 'relay' of the  $GMTP-RegisterReply$ . */
15     $W_P[\text{length}(W_P)] \leftarrow W_{r_d}$ ;
16    return GMTPRegisterReply( $w_m$ , relay=1);
17  end
18 end

/*  $s_a$  must register  $W_{r_d}$  as a known path and reply to  $r_d$  by
   accepting its connection request, since no node  $w_m$  is
   intersecting  $W_{r_d}$ . In this case,  $s_a$  starts the
   transmission of  $p_x \in P$  to  $r_d$ . */

19  $W[\text{length}(W)] \leftarrow W_{r_d}$ ;
20 return GMTPRegisterReply( $r_d$ , relay=0);

```

Com relação à praticidade do processo de formação de parcerias empregado no GMTP, um aspecto técnico muito importante deve ser ressaltado: apenas o nó r_d que repassar $p_x \in P$ para seus nós $c_f \in C_i(r_d)$ deve manter uma entrada sobre P na tabela de recepção de fluxos de dados, exceto quando sinalizado pelo nó s_a , como é o caso dos nós r_6 e r_7 do exemplo anterior. Além disso, como a transmissão de um fluxo de dados P entre um nó r_d e seus nós $c_f \in C_i(r_d)$ ocorrerá sempre em modo *multicast*, sendo necessária apenas uma entrada na tabela de recepção de fluxos de dados sobre P . Com essa estratégia, espera-se permitir uma quantidade significativa de nós c_f capazes de reproduzir um fluxo de dados P , sem sobrecarregar a rede com demasiadas transmissões do mesmo fluxo de dados P , além de reduzir o tempo de inicialização para reproduzir o fluxo de dados P e o índice de continuidade para um fluxo de dados P . Ademais, apresentaram-se procedimentos que não são adotados em nenhum protocolo de rede pesquisado no estado da arte. Trata-se da primeira solução em que o servidor auxilia os roteadores no processo de formação de parcerias, delegando-se para estes a responsabilidade de distribuir um determinado fluxo de dados P , tudo de forma transparente para as aplicações. Como resultado, pode-se afirmar que os roteadores passam a funcionar como se fossem servidores de uma CDN, só que participando dinamicamente sempre que conveniente.

Por fim, um outro aspecto no processo de formação de parcerias do GMTP é o uso de informações sobre a capacidade de transmissão de um caminho W_v para determinar as parcerias entre os nós r_d , bem como a qualidade do fluxo de dados a ser transmitido pelo servidor. Diferentemente se comparado às soluções baseadas em HTTP (por exemplo, DASH), em vez de um servidor GMTP gerar múltiplos fluxos de dados, codificados em diferentes taxas de bits, gera-se o fluxo de dados com a taxa de bits correspondente à capacidade máxima de transmissão do caminho W_v em um determinado instante. Isto ocorre porque o GMTP expõe, ao nó s_a , a informação de controle de congestionamento percebida pelos nós $w_m \in W_v$. Sendo assim, o nó s_a codifica a mídia em uma qualidade possível de ser transportada através de W_v utilizando um codificador do tipo VBR (*Variable Bit Rate*), como o H.264 [237]. Na Seção 4.5.1, discute-se essa função em mais detalhes.

4.4 Transmissão de $p_x \in P$ através de η

No GMTP, transmite-se os pacotes de dados $p_x \in P$ utilizando uma estratégia híbrida *push/pull*. Utiliza-se o método *push* por padrão, onde os nós s_a iniciam a transmissão de $p_x \in P$ para os demais nós $w_m \in W_v$. Já o método *pull* é utilizado somente quando um nó $c_f \in C$ precisa obter parte de uma mídia que está na iminência de ser reproduzida e ainda não foi repassada por um nó r_d via *push*, de acordo com o seu mapa de *buffer*.

Nessa seção, apresentam-se detalhes sobre como se realiza a disseminação de pacotes de dados $p_x \in P$ e como os nós c_f recebem tal conteúdo para reprodução, discutindo-se aspectos sobre indexação, requisição, recepção e compartilhamento de um fluxo de dados P .

4.4.1 Indexação de P

No GMTP, um fluxo de dados P tem um nome único que o identifica em qualquer nó. Na prática, cada fluxo de dados P corresponde a uma mídia gerada a partir de um evento ao vivo \mathcal{E} , por exemplo, a transmissão de um jogo de futebol, corrida de Fórmula 1, etc.

Define-se um nome de um fluxo de dados P por um código de *hash* MD5 no formato UUID (*Universally Unique IDentifier*) de 128 bits [238]. Na sua forma canônica, representa-se P por uma sequência de 32 dígitos hexadecimal, exibidos em cinco grupos separados por hífen, na forma de {8}-{4}-{4}-{4}-{12}. Por exemplo, $P = 641f931f-d3ac-50e3-b625-537574541flf$.

Na prática, para gerar o nome para um fluxo de dados P , utiliza-se uma função de *hash* do tipo MD5. Sendo assim, para determinar o nome de um fluxo de dados P , disponibilizado por um nó s_a , utiliza-se $MD5(IP_{s_a} + : + PORTA_{s_a})$. Por exemplo, suponha que um servidor esteja disponibilizando um fluxo de dados P através do endereço 200.17.113.98, na porta 21200. O nome do fluxo de dados P será definido por $MD5("200.17.113.98:21200") = f8ea01fd-4d71-5d95-89ec-35646e11d7fe$.

Opcionalmente, o nó s_a pode divulgar o nome do fluxo de dados através do serviço DNS. Já com relação ao título do conteúdo e sua descrição, tais informações podem ser divulgadas por meio de um serviço web, ou por meio de uma busca de diretório via um *Web Services*. Independente da forma que o nó s_a disponibilize os nomes dos fluxos de dados P , de posse de um identificador de um fluxo de dados P , um nó GMTP poderá solicitar os pacotes de

dados $p_x \in P$. Além disso, os nós r_d mantêm a tabela de recepção dos fluxo de dados que estão repassando para os nós $c_f \in C_i(r_d)$ e, sendo assim, podem compartilhá-la para outros repassadores. Atualmente, não se explora o compartilhamento da tabela de repasse, mas pode ser feito para formar parcerias entre dois nós r_d sem precisar consultar o nó s_a , por exemplo. Com esse esquema de nomes baseado no endereço IP e porta, o GMTP não requer alterações na camada de aplicação para informar o fluxo de dados de interesse – a aplicação continua informando endereço IP e número da porta no momento do estabelecimento de uma conexão, mantendo-se a compatibilidade com as aplicações existentes e, portanto, futuras adoção do GMTP na Internet.

No caso do uso do DNS, o nó s_a divulga os identificadores de todos os eventos sendo transmitido por meio de um mecanismo de atualização dinâmica de registro de DNS, como especificado na RFC 2136 [239]. Para o GMTP, criou-se um novo tipo de registro de DNS chamado de SID (*Streaming IDentifier*).

No Quadro 4, ilustra-se um exemplo de uma requisição DNS, utilizando a ferramenta *dig*, um comando de terminal para Linux. Nesse exemplo, apresenta-se a lista dos nomes dos fluxos de dados transmitidos pelo domínio administrativo *globo.com*. Por ser uma consulta simples de DNS, qualquer sistema final conectado à Internet pode realizar tal procedimento, enaltecendo-se a facilitar de adaptar aplicações multimídia existentes para utilizar o GMTP. Ao indexar o conteúdo através de um serviço de DNS, permite-se desacoplar a forma de indexar um determinado conteúdo e a forma de obtê-lo, que passa a ser de responsabilidade da infraestrutura de rede e não de uma ou mais aplicações isoladamente, como nas soluções apresentadas no Capítulo 3. Isto pode permitir o aumento das aplicações multimídia sem se preocupar como localizar um determinado conteúdo, extrapolando-se as barreiras administrativas de cada sistema de geração de conteúdos multimídia, bastando para isso apenas todas as aplicações utilizarem o protocolo GMTP. Consequentemente, um fluxo de dados P , gerado por uma aplicação qualquer APL1, em execução em um nó s_a , poderá ser reproduzido por uma aplicação APL2, em execução em um nó c_f , independentemente de seus fornecedores (por exemplo, similar ao serviço Web, onde as aplicações servidoras, como o Apache, é independente das aplicações cliente, como Chrome, Firefox, etc). Para que essa visão seja empregada, definiu-se uma função para descrever a mídia transmitida em um fluxo de dados P .

Quadro 4: Exemplo de requisição e resposta da lista de nomes dos fluxos de dados P de um distribuidor de conteúdos multimídia.

```
1 dig -t SID globo.com;                                /* comando de requisição */
2 QUESTION SECTION:
3   globo.com.  IN  SID
4 ANSWER SECTION:
5   globo.com.  IN  SID  "111f931f-d3ac-10e3-b62f-f17f74541f1f"
6   globo.com.  IN  SID  "72c44591-7d82-427c-825f-722f015787c1"
7   globo.com.  IN  SID  "0bb0b9f5-f57d-4da5-8a6c-13acf1965188"
8 SUMMARY:
9   Query time: 4 msec
10  SERVER: 192.168.1.252:53(192.168.1.252)
11  WHEN: Tue Jul 16 15:44:25 2013
```

4.4.2 Descrição de um fluxo de dados P :

O GMTP permite nativamente a descrição da mídia a ser transmitida e com isso promover a compatibilidade entre diferentes aplicações. Para isto, incorporou-se ao GMTP o protocolo o SDP (*Session Description Protocol*), definido na RFC 2327 [240]. Com o SDP, permite-se que as aplicações obtenham mais detalhes sobre a mídia, flexibilizando-se o acesso a um determinado conteúdo. Como consequência, as aplicações se preocupam apenas com a decodificação e a reprodução do conteúdo ao usuário, independente de qual sistema remoto que o gerou.

Com esta decisão, torna-se mais fácil implementar novas aplicações multimídia, ao passo que fica mais fácil adaptar aplicações existentes para fazer uso do GMTP, uma vez que, em sua grande maioria, já se utiliza o SDP. Do ponto de vista de engenharia de software, isto evitará a repetição de esforço com implementações já consolidadas e que, com o passar dos anos, provou-se funcionar a contento, como foi o caso do SDP. Consequentemente, caso seja necessário a atualização do referido padrão, tal atualização será realizada internamente no GMTP e todas as aplicações automaticamente já poderão usufruir dos novos recursos disponibilizados. Na prática, isto significa uma atualização em nível de sistema operacio-

nal. A título comparativo, considerando os protocolos baseado em HTTP e os sistemas de distribuição multimídia, descritos no Capítulo 3, cada um possui uma proposta diferente de descrição da mídia, predominando o uso de XML, porém não se mantendo o mesmo formato. A consequência disso é que a aplicação cliente, para suportar diversos sistemas, terá que implementar cada uma dessas propostas e usar XML gasta-se mais espaço se comparado ao SDP.

Para uma aplicação em execução em s_a , faz-se necessário apenas determinar as informações da mídia e as fornece ao GMTP através de passagem de parâmetro via *socket*. Em seguida, o GMTP fica pronto para enviar a descrição da mídia como resposta ao pedido de conexão, dentro do campo de dados do pacote do tipo *GMTP-Register-Reply* ou *GMTP-MediaDesc*. Como um nó r_d pode interceptar um pedido de conexão, o nó r_d também pode transmitir a descrição da mídia aos seus nós parceiros r_q . Além disso, um nó r_d , ao interceptar uma solicitação por uma mídia para atender a um pedido de um nó r_q , decide qual fluxo de dados deve ser transmitido, com base na taxa de transmissão observada entre r_d e r_q e na disponibilidade de codificação da mídia gerada pelo nó s_a . No Quadro 5, apresenta-se um exemplo de uma mensagem SDP e, a seguir, descreve-se cada um dos possíveis atributos de uma mensagem SDP.

- v , a versão do SDP;
- o , a lista de nós s_a que a distribui;
- s , o nome da mídia, como discutido na Seção 4.4.1;
- i , o título da mídia;
- u , a URI que descreve detalhes sobre a mídia;
- c , as informações de conexão, como a versão do protocolo de rede e o endereço do nó r_d ;
- f , o certificado digital emitido pelo nó s_a para verificação de autenticidade dos pacotes $p_x \in P$ (opcional). Este assunto será retomado na Seção 4.6;
- m , o tipo da mídia, a porta de conexão e protocolo de transporte; e

- a , atributos adicionais sobre a mídia como, por exemplo, qualidade, idioma, taxa de bits mínima e máxima necessária para transmitir a mídia, em bytes.

Quadro 5: Exemplo de uma mensagem SDP no pacote *GMTP-MediaDesc*.

```

1   v=0
2   o=- IN IP4 177.135.177.241, IP4 186.192.82.163, IP6 2001:0db8:85a3::7344
3   m=video 51372 GMTP/RTP/MPEG-4.2 256 pt-br
4   m=video 51373 GMTP/RTP/MPEG-4.2 512 pt-br
5   m=video 51374 GMTP/RTP/MPEG-4.2 1024 pt-br
6   m=video 51375 GMTP/RTP/MPEG-4.2 2048 pt-br
7   m=video 51376 GMTP/RTP/MPEG-4.2 4096 pt-br
8   s=72c44591-7d82-427c-825f-722f015787c1;      /* ver Seção 4.4.1 */
9   i=An Introduction about Global Media Transmission Protocol (GMTP).
10  u=http://www.ic.ufal.br/projects/gmtp/introduction.ps
11  f=x509:http://177.135.177.241/certs/cert.crt      /* ver Seção 4.6 */

```

No exemplo apresentado no Quadro 5, Linha 1, define-se o uso da versão 1.0 do protocolo SDP. Na Linha 2, descreve-se que a mídia correspondente a P está disponível através de três nós s_a que constituem a rede CDN, os quais dois são acessíveis através de endereços IPv4 e um através de um endereço IPv6. Entre as Linhas 3 e 7, descreve-se que o primeiro nó s_a , especificado na Linha 2, transmite P codificado em cinco taxas de bits (256 Kbps, 512 Kbps, 1024 Kbps, 2048 Kbps e 4096 Kbps) e com a porção do áudio no idioma *portugues/brasil*. Cada fluxo de dados correspondente à uma determinada codificação de bits é acessível através de uma porta diferente em s_a e, dessa forma, pode-se permitir múltiplas codificações da mídia e com diferentes formatos e idiomas (caso a organização do evento ofereça o serviço de tradução simultânea). Por exemplo, o primeiro fluxo de dados (Linha 3) está codificado no formato MPEG-4 (Parte 2), com uma taxa de bits de 256 Kbps e acessível através da porta 51372. Em seguida, na Linha 8, especifica-se o nome da mídia e nas Linhas 9 e 10, especificam-se o título do evento e uma URL para maiores informações. Por fim, na Linha 11, observa-se uma URL do certificado digital, a ser utilizado pelos nós r_d para verificar a autenticidade do conteúdo de pacote de dados $p_x \in P$. Na Seção 4.6, discute-se

este último assunto em mais detalhes.

É importante salientar que os nós r_d utilizam as informações da taxa de bits para determinar o tamanho do *buffer* de recepção necessário para comportar os pacotes de dados $p_x \in P$, sendo adicionada uma entrada na tabela de recepção de fluxos de dados para cada fluxo codificado em uma taxa de bit.

4.4.3 Estabelecimento de conexão entre c_f e s_a para obter P

Divide-se o processo de estabelecimento de conexão em três fases. A Fase 1 acontece quando, por exemplo, um nó qualquer $c_1 \in C_i(r_d)$ deseja obter P transmitido por um nó s_1 e não existe nenhum outro nó $c_f \in C_i(r_d)$ em sua rede local recebendo P . Já a Fase 2 acontece quando um outro nó $c_2 \in C_i(r_d)$ precisa obter o mesmo fluxo de dados P , solicitado previamente pelo nó c_1 . E, por fim, a Fase 3 acontece quando o nó r_d começa a buscar novos nós parceiros r_q a fim de obter P . Na Figura 4.11, ilustram-se doze nós r_d , que constituem uma rede de diferentes domínios administrativos, sendo o nó r_1 o repassador de um desses domínios, composto por 6 nós $c_f \in C_i(r_1)$ (Rede Local), e um nó s_a , que gera o fluxo de dados P .

A regra geral é que um nó r_d deve consultar a tabela de recepção de fluxo de dados (Seção 4.3.2) todas as vezes que processar um pacote do tipo *GMTP-Request* ou do tipo *GMTP-Register*. Com base no estado da referida tabela, que define a fase de conexão para um determinado fluxo de dados P solicitado, o nó r_d realiza uma determinada ação de registro de participação e repasse.

4.4.4 Fase 1: primeira requisição a um fluxo de dados P

A Fase 1 ocorre quando nenhum nó $c_f \in C_i(r_d)$ está recebendo um fluxo de dados P . Com base na Figura 4.12, onde ilustra-se um exemplo de conexão na Fase 1, considere:

- P , um fluxo de dados;
- s_1 , o servidor que gera os pacotes de dados $p_x \in P$;
- r_1 , o repassador dos nós $c_f \in C_i(r_1)$; e
- c_1 , um cliente que deseja obter um fluxo de dados P , tal que $c_1 \in C_i(r_1)$.

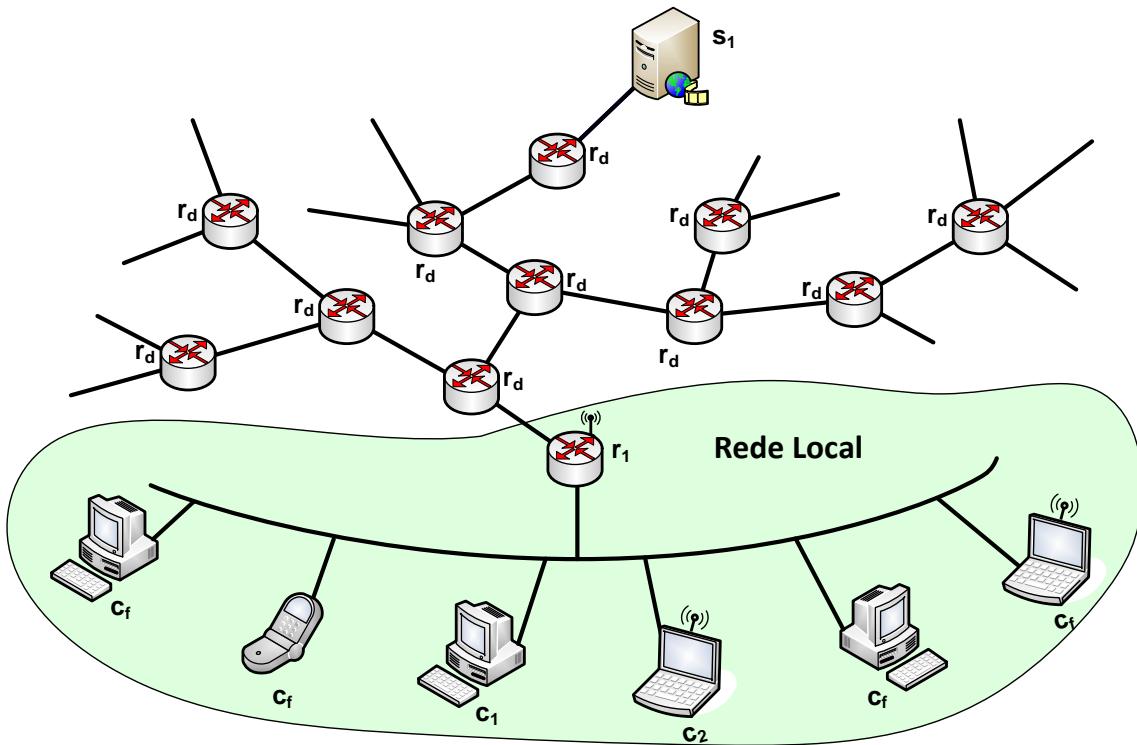


Figura 4.11: Exemplo de rede para o estabelecimento de conexão do GMTP.

Como ilustra-se na Figura 4.12, para obter o fluxo de dados P , o nó c_1 inicia o canal de controle GMTP (detalhado na Seção 4.7.1) e transmite um pacote do tipo *GMTP-Request* (Passo 1 da Figura 4.12). Para construir o pacote do tipo *GMTP-Request*, qualquer nó c_f deve especificar o valor para o endereço IP de destino como sendo o endereço do nó s_a que transmite P , com o valor para o campo do cabeçalho de rede $TTL=1$. Além dos valores para o IP de destino e para o TTL , o nó c_f também deve informar o nome do fluxo de dados P que o usuário deseja reproduzir, presente no cabeçalho de transporte do pacote do tipo *GMTP-Request*. O valor de $TTL=1$ é intencional, pois faz com que o nó r_d intercepte o referido pacote de requisição, evitando-se extrapolar o domínio administrativo de sua rede local. Este nível de detalhe é essencial para garantir que o roteador gerará uma interrupção através do processo que controla a fila de roteamento quando o $TTL=0$, obrigando o roteador analisar o pacote e nesse momento perceberá que é um pacote do tipo *GMTP-Request*. Isso evita que o roteador tenha que verificar se todos os pacotes correspondem ao tipo *GMTP-Request*, reduzindo-se a carga de processamento e portanto o atraso nodal.

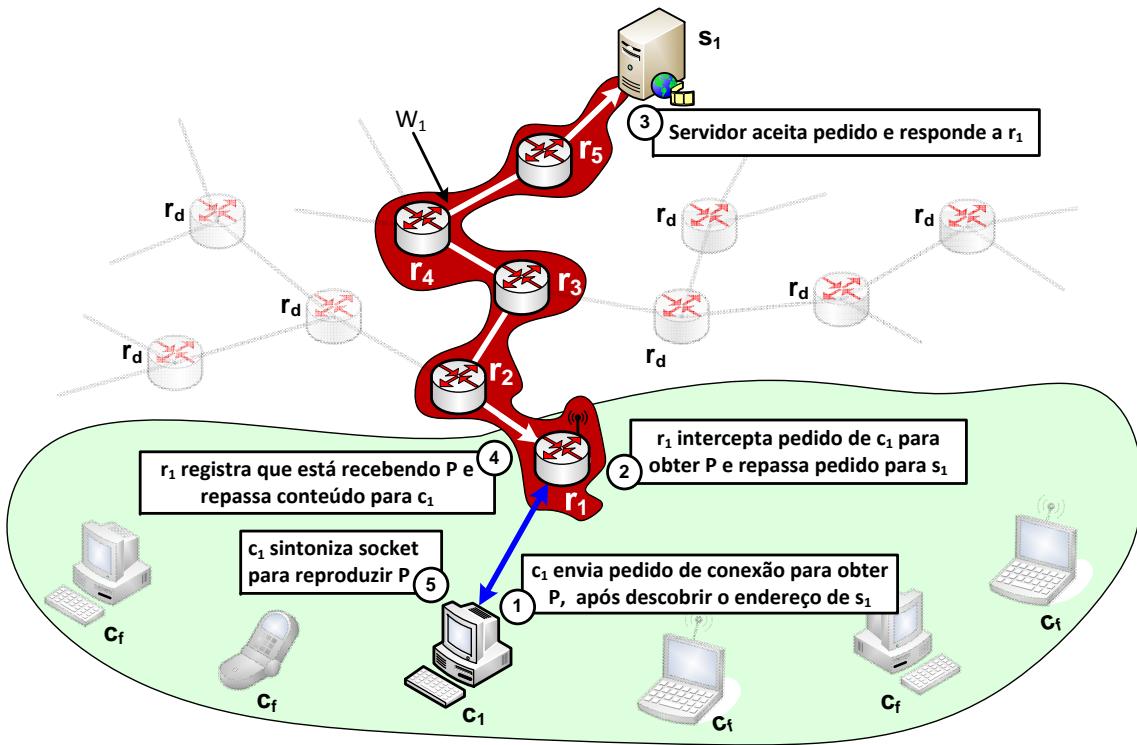


Figura 4.12: Passos do processo de estabelecimento de conexão do GMTP (Fase 1).

Quando o pacote *GMTP-Request* alcançar o nó r_1 (Passo 2), este consulta a tabela de recepção de fluxos de dados e constata que não há qualquer registro para o fluxo de dados P . Nesse instante, o nó r_d inicia um processo de registro de participação para obter o fluxo de dados P . Isto significa que a execução do procedimento $registerRelay(s_a, p_x)$, onde p_x é o pacote do tipo *GMTP-Request*, fará o nó r_1 transmitir um pacote do tipo *GMTP-Register* em direção ao nó s_1 , conforme discutiu-se na Seção 4.3.1. À medida que os nós r_d repassam o pacote *GMTP-Register* até alcançar o nó s_1 , constitui-se o caminho $W_1 = \{r_1, r_2, r_3, r_4, r_5, s_1\}$ (Passo 3, destacado na cor vermelha), conforme discutiu-se na Seção 4.3.3.

Em seguida, ao receber o pacote do tipo *GMTP-Register-Reply*, como resposta ao registro de participação, o nó r_1 cria um canal *multicast* e envia um pacote do tipo *GMTP-RequestNotify* para um ou mais nós $c_f \in C_i(r_1)$ (Passo 4). Esta notificação permitirá aos nós c_f , aguardando para obter P , “sintonizarem” seus respectivos *sockets* no canal *multicast* correspondente. No caso do exemplo supracitado, o nó c_1 , após sintonizar o *socket* no canal *multicast* informado pelo nó r_1 , começa a receber os pacotes de dados p_x do tipo *GMTP-Data* ou *GTMP-DataAck* (Passo 5).

No Algoritmo 6, resumem-se os passos descritos anteriormente para iniciar a transmissão dos pacotes de dados $p_x \in P$ aos nós $c_f \in C_i(r_d)$, após r_d receber o pacote do tipo *GMTP-RequestReply*. Nota-se que, o nó r_d invoca tal procedimento nas Linhas 7 e 14 do Algoritmo 1 e nas Linhas 12 e 19 do Algoritmo 2 (Seção 4.3.1). Como resultado da Fase 1, gera-se uma nova entrada na tabela de recepção de fluxos de dados do nó r_d , tal como ilustra-se na Figura 4.13. Com base no exemplo citado, a tabela de recepção antes vazia, agora contém uma entrada que informa a ocorrência de recepção do fluxo de dados $P = 72c44591-7d82-427c-825f-722f015787c1$, originado em s_a , cujo endereço é 177.135.177.241, com porta de recepção 49170. Além disso, define-se o canal *multicast* no endereço 239.192.68.79 e porta 1900, através do qual os nós $c_f \in C_i(r_d)$ podem receber os pacotes de dados $p_x \in P$.

#	Nome do Fluxo de Dados (P)	Servidores s_a	Repassadores r_d	Porta de Recepção de P	End. do Canal Multicast	Porta do Canal Multicast
1	72c44591-7d82-427c-825f-722f015787c1	177.135.177.241	nulo	49170	239.192.68.79	1900

Figura 4.13: Tabela de recepção de fluxos de dados após a Fase 1.

Algoritmo 6: respondToClients(p_x : GMTP-RequestNotify)

```

/* A  $r_d$  node executes this Algorithm to respond to clients
   waiting for receiving a flow  $P$ . This algorithm is
   invoked in Lines 7 and 14 of Algorithm 1 and in
   Lines 12 and 19 of the Algorithm 2. */
1 destAddress ← getCtrlChannel();      /* 238.255.255.250:1900 */
2 setPacketFieldValue( $p_x$ , 'destinationAddress', destAddress);
3  $P \leftarrow$  getPacketFieldValue( $p_x$ , 'flow');      /* Extracts  $P$  in  $p_x$  */
4 errorCode ← getPacketFieldValue( $p_x$ , 'errorCode');
5 if errorCode ≠ NULL then
6     removeClientsWaitingForFlow( $P$ );      /* See Algorithm 1 */
7     sendPkt( $p_x$ );
8     return 0;
9 end
10 channel ← getPacketFieldValue( $p_x$ , 'channel');
11 if channel ≠ NULL then
    /* Node  $r_d$  is already receiving  $P$  and clients  $C_i(r_d)$ 
       must know the media description. */
    12 mediaDescription ← getMediaDescription( $P$ );
    13 setPacketFieldValue( $p_x$ , 'data', mediaDescription);
    /* In Algorithm 1, Line 5,  $c_f$  nodes are added in a list
       of clients waiting for flow  $P$ . Now,  $r_d$  notifies
       them, wait confirmation (ACKs) from them and start
       relaying  $p_x \in P$  to them through given channel. */
    14 sendPkt( $p_x$ );
    15  $C_i(r_d) \leftarrow$  getClientsWaitingForFlow( $P$ );
    16 waitAck( $C_i(r_d)$ ,  $P$ );
17 else      /* Let  $C_i(r_d)$  know  $r_d$  is waiting for registration. */
18     setPacketFieldValue( $p_x$ , 'waitingRegistration', true);
19     sendPkt( $p_x$ );
20 end
21 return 0;

```

4.4.5 Fase 2: próximas requisições para obter P

A Fase 2 de conexão ocorre quando futuras requisições para obter o fluxo de dados P são originadas por qualquer nó $c_f \in C_i(r_1)$. Considerando o exemplo anterior, citado na Fase 1, se um nó $c_2 \in C_i(r_1)$ também solicitar P , o nó r_1 simplesmente informará o canal *multicast* correspondente ao fluxo de dados P , como ilustra-se na Figura 4.14 (Passo 1). Para isto, o nó r_1 intercepta a requisição do nó c_2 , consulta a tabela de recepção de fluxos de dados e dessa vez constata a recepção do fluxo de dados P , criando o pacote do tipo *GMTP-Request-Reply* (Passo 2). Este procedimento ocorre no registro de participação, especificamente no trecho de código definidos entre as Linhas 2-8 do Algoritmo 1. Em seguida, transmite-se o pacote do tipo *GMTP-Request-Reply* ao nó c_2 , como descreve-se no trecho de código entre as Linhas 10-16 do Algoritmo 6, que então “sintoniza” seu *socket* para o canal *multicast* informado por r_1 (Passo 3). Tal procedimento se repete para cada novo nó $c_f \in C_i(r_1)$ interessado em obter P .

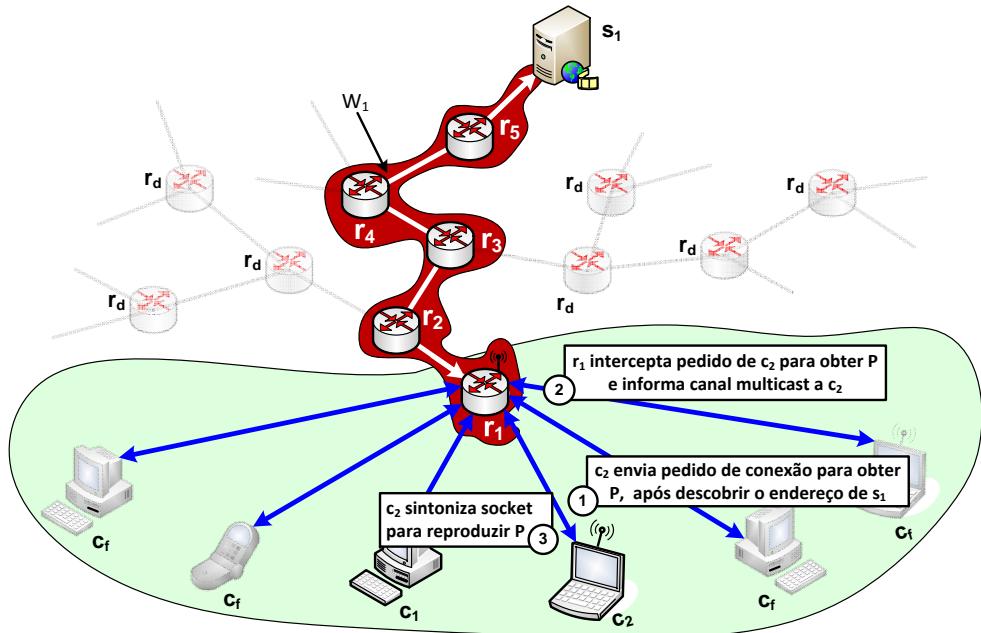


Figura 4.14: Passos do processo de estabelecimento de conexão do GMTP (Fase 2).

4.4.6 Fase 3: busca por mais parceiros r_q para obter P

Na Fase 3, o nó r_d inicia um processo de aumentar suas parcerias a fim de obter mais rapidamente os pacotes $p_x \in P$, através de caminhos W_v alternativos. Para isto, o nó s_a constrói

uma lista de nós parceiros e envia ao nó r_d , funcionando como um indexador de nós parceiros r_q , pré-selecionando parceiros para r_d . Por exemplo, seja um nó r_3 que esteja recebendo P originado em um nó s_a , como ilustra-se na Figura 4.15. Para conseguir mais nós parceiros r_q , o nó r_3 envia uma requisição do tipo *GMTP-RelayQuery* para s_a e obtém um subconjunto de nós r_q candidatos a parceiro de r_3 . No caso do exemplo supracitado, essa pré-seleção ajuda o nó r_3 a escolher os melhores parceiros disponíveis, de acordo com os seguintes critérios de prioridade:

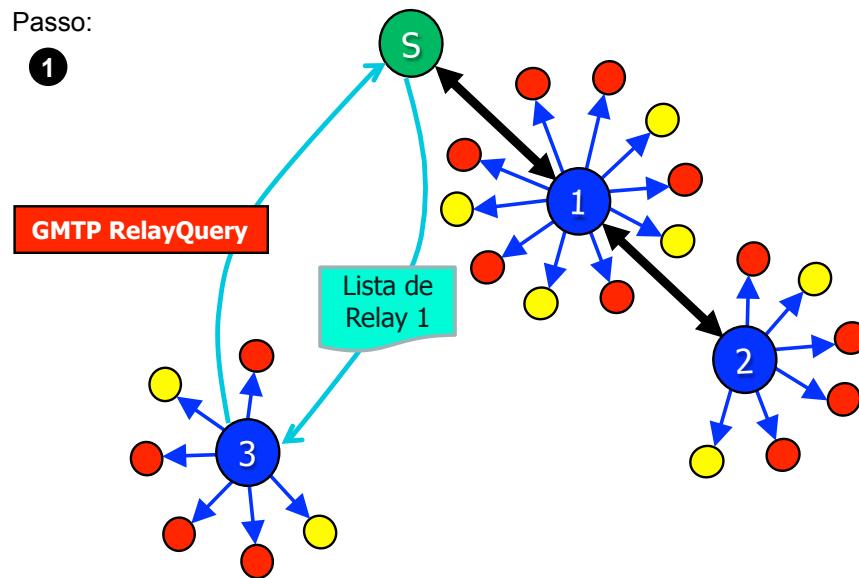


Figura 4.15: Fase 3 de conexão do GMTP (Passo 1).

1. Maior capacidade de transmissão do caminho W_v . Define-se este critério com base na menor taxa de transmissão disponível entre todos os nós $w_m \in W_v$ em um determinado instante t . Na Seção 4.5, discutem-se os algoritmos de controle de congestionamento do GMTP e o procedimento para determinar a taxa de transmissão de um caminho W_v ;
2. Se for um caminho for W_v^\bullet , determinado através da verificação da condição $|W_v| = ttl(r_d, W_v)$, onde ttl é uma função que determina o número de saltos entre o nó r_d até o nó s_a . Este critério é importante porque quanto mais nós GMTP estiverem no caminho, maior será a possibilidade de interceptação para obter um fluxo de dados P ;
3. Escolha aleatória de W_v entre os caminhos W conhecidos. Nota-se que, por exemplo, no CoolStreaming, a escolha aleatória é feita em nível de cliente, ao passo que no

GMTP a escolha é com base na capacidade de transmissão dos caminhos $W_v \in W$.

Sendo assim, define-se a Fase 3 do processo de estabelecimento de conexão do GMTP em três passos:

1. Um nó r_d envia periodicamente requisições do tipo *GMTP-RelayQuery* para o nó s_a a fim de descobrir melhores parceiros e aumentar o número de parcerias. Por se tratar de fluxos de dados ao vivo, não necessariamente quanto mais parceiros um nó r_d tem, melhor será a qualidade do fluxo de dados P . Por isso, um nó r_d sempre mantém uma lista de candidatos a parceiros r_q fornecida pelo nó s_a , porém não necessariamente estabelece parcerias com todos. Em vez disso, executam-se, repetidamente, as seguintes ações:
 - Um nó r_d inicia uma nova parceria se a quantidade atual de parcerias reduzir por desconexão de um nó parceiro r_q ou se o *buffer* de recepção estiver com menos de $\frac{1}{3}$ de sua capacidade. O objetivo é evitar o esvazamento do *buffer* para o fluxo de dados P , mantendo continuamente o repasse de pacotes de dados $p_x \in P$ aos nós $c_f \in C_i(r_d)$.
 - A quantidade de parcerias em um determinado instante t é inversamente proporcional a quantidade de pacotes de dados $p_x \in P$ que chegam repetidos ao nó r_d . Nesse caso, se um mesmo pacote p_x chegar repetidamente na mesma quantidade de parcerias estabelecidas, o nó r_d desconecta-se daquele nó parceiro r_q cujo pacote p_x chegou por último.
2. Após obter a lista de candidatos a parceiros (Passo 1), o nó r_3 forma uma parceria com um dos candidatos da lista de possíveis parceiros. Para isto, o nó r_3 envia requisições do tipo *GMTP-Request* em direção a outros nós r_q sugeridos por s_a e que já estejam recebendo um fluxo de dados P . Como ilustra-se na Figura 4.16, este procedimento ocorre da seguinte forma: o nó r_3 envia uma requisição do tipo *GMTP-Request* para o nó r_2 , contendo uma chave de autorização conhecida por ambos e informada pelo nó s_a . Caso a chave de autorização esteja correta, o nó r_2 deve enviar um resposta do tipo *GMTP-Response* ao nó r_3 e então começar a repassar os pacotes $p_x \in P$. O uso da chave de autorização é importante para evitar que um nó r_d se conecte a outro nó r_q .

sem que o nó s_a seja notificado sobre isto. As chaves de autorização são geradas pelo nó s_a e transmitidas como resposta no pacote do tipo *GMTP-Register-Reply*. Cada entrada disponível no pacote do tipo *GMTP-RelayQuery-Reply* contém o identificador do repassador candidato a parceiro e sua respectiva chave de autorização.

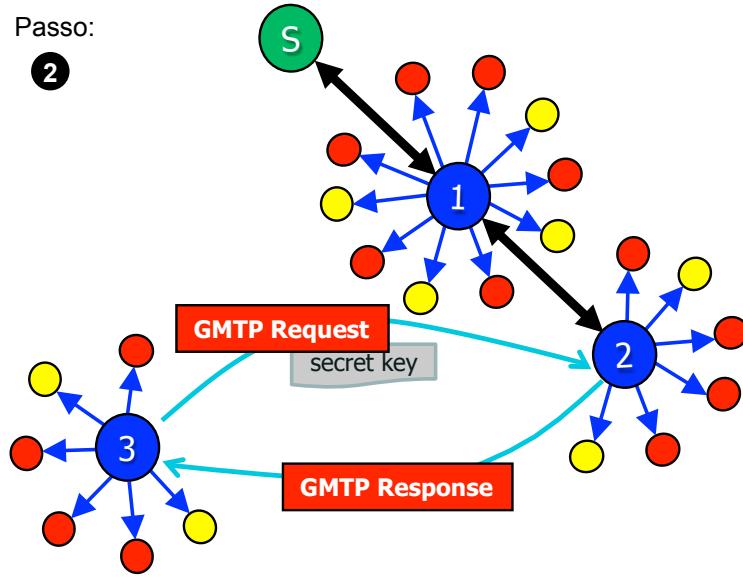


Figura 4.16: Fase 3 de conexão do GMTP (Passo 2).

A periodicidade de requisições do tipo *GMTP-RelayQuery* e a quantidade máxima de parcerias efetivas são parâmetros controláveis pelo administrador do nó r_d . Na implementação do GMTP utilizada neste trabalho, definiu-se o tempo de 5 minutos para a periodicidade de requisições do tipo *GMTP-RelayQuery* e 5 para a quantidade de parcerias efetivas.

Com a execução da Fase 3 do processo de conexão do GMTP, pode-se expandir a quantidade de parcerias, registradas na tabela de recepção de fluxos de dados, tal como ilustra-se na Figura 4.17. Nesse exemplo, observa-se que um nó r_d está recebendo e repassando aos seus nós $c_f \in C_i(r_d)$ quatro fluxos de dados diferentes, originados em quatro nós s_a , porém recebendo fluxos de dados de diferentes nós parceiros r_q . Por exemplo, dentre os fluxos de dados que o nó r_d está recebendo, um deles é o $P = 72c44591-7d82-427c-825f-722f015787c1$, cujos pacotes de dados $p_x \in P$ são transmitidos por três nós r_q identificados pelos endereços IP e porta $182.111.88.21:49170$, $90.39.135.46:62242$ e $83.67.132.41:53434$. Para esse fluxo de dados P , o nó r_d repassa os pacotes de dados p_x para os nós $c_f \in C_i(r_d)$ através do canal *multicast* $239.192.68.79:1900$.

#	Nome do Fluxo de Dados (P)	Servidores s_a	Repassadores r_d	Porta de Recepção de P	End. do Canal Multicast	Porta do Canal Multicast
1	72c44591-7d82-427c-825f-722f015787c1	177.135.177.241	nulo	49170	239.192.68.79	1900
2	72c44591-7d82-427c-825f-722f015787c1		90.39.135.46	62242	239.192.68.79	1900
3	72c44591-7d82-427c-825f-722f015787c1		83.67.132.41	53434	239.192.68.79	1900
4	e6ab15af-09ef-4985-a6ef-1777e41ffeb0	67.203.202.33	196.163.34.64	14928	239.192.226.179	6860
5	e6ab15af-09ef-4985-a6ef-1777e41ffeb0		204.36.89.52	58182	239.192.226.179	6860
6	fe222be9-8844-4ee9-bba1-0a90b2bea437	183.235.181.135	212.80.75.162	39345	239.192.57.10	1167
7	fe222be9-8844-4ee9-bba1-0a90b2bea437		174.195.228.32	32646	239.192.57.10	1167
8	721e1575-2a89-46f0-a8c7-340c81fc5de5	158.37.63.151	158.37.63.151	25848	239.192.161.45	7001
...

Figura 4.17: Tabela de recepção de fluxos de dados após a Fase 3.

Desta forma, o processo de conexão do GMTP é fundamental para a efetiva distribuição de mídias ao vivo, pois permite que as aplicações compartilhem fluxos de dados entre si, mesmo que estas não tenham sido desenvolvidas pelo mesmo fornecedor. Esta unificação ajuda no processo de distribuição do fluxo de dados P , pois até mesmo uma aplicação *standalone* e um objeto de vídeo embutido em uma página Web podem obter o mesmo fluxo de dados sem que estas conheçam uma a outra. Consequentemente, reduz-se para 1 o número de transmissões para um mesmo fluxo de dados P originado em s_a e destinados a uma mesma rede ou para um subconjunto de redes adjacentes. Além dessa diferença, a forma de conexão do GMTP supre uma antiga deficiência das soluções tradicionais de transmissão *multicast*, pois as aplicações tinham que se adaptar às configurações estáticas dos canais *multicast*, definidos pelo administrador de rede, e os próprios administradores de rede tinham que fazer tal configuração de forma manual, obrigatoriamente em todos os nós roteadores de um determinado caminho. Isto é impraticável devido à independência dos diferentes domínios administrativos.

Desta forma, não se tem conhecimento de uma solução que permita configuração dinâmica de canais *multicast* aliada à formação de uma rede de favores constituída entre roteadores. Constitui-se a rede de favores através da formação de parcerias pela intersecção de rotas que se tornam conhecidas à medida que novos clientes se interessam por uma mesma mídia, sendo este processo regido por um servidor *pivot* transmissor da mídia, que sugere as parcerias com base na capacidade de transmissão dos canais em uso. Nesse contexto,

compartilham-se os fluxos de dados entre aplicações de diferentes fornecedores, resultando no uso mais eficiente dos recursos computacionais e de rede. Os resultados obtidos com o uso dessa estratégia serão discutidos mais adiante no Capítulo 5.

4.4.7 Envio e recebimento de $p_x \in P$ em η

Após o estabelecimento de conexão, os nós r_d trocam dados entre si em modo *unicast* a fim de distribuir os pacotes de dados $p_x \in P$ do tipo *GMTP-Data* e *GMTP-DataAck*. De forma similar, os nós r_d utilizam os mesmos tipos de pacotes para enviar $p_x \in P$ para os nós c_f , porém em modo *multicast*. Quando o GMTP estiver em funcionamento em um nó s_a ou em um r_d , o estado é o de *transmitindo dados*, ao passo que quando executado em um cliente o estado é o de *recepção de dados*. Para o transporte dos pacotes de dados p_x , um nó s_a deve transmitir pacotes do tipo *GMTP-Data* ou o *GMTP-DataAck* em direção aos nós r_d de acordo com os registros de participação. Nesta seção, detalha-se como se executa os procedimentos de transmissão e recepção desses pacotes de dados.

Buffer de envio e recepção:

A transmissão de um evento \mathcal{E} consiste no processo de disseminação dos pacotes $p_x \in P$ através dos nós interessados em obtê-lo. Para isto, cada nó GMTP controla um *buffer* de envio e recepção definido por uma estrutura de dados do tipo *array circular (ring buffer)*, onde cada posição é utilizada para armazenar um pacote p_x , como ilustra-se na Figura 4.18. Ao receber p_x , um nó GMTP armazena-o no *buffer* e posteriormente o entrega para a aplicação, que o reproduz para o usuário final. Para o envio ou repasse de um pacote, o nó GMTP consome os pacotes p_x do *buffer* e transmite para o(s) nó(s) interessado(s), seja em modo *unicast* e/ou em modo *multicast*. Isto porque é possível que um nó r_1 repasse p_x para um outro nó r_2 (*unicast*) ao mesmo tempo que r_1 pode repassar P para seus nós c_f (*multicast*).

O *buffer* de envio e recepção do GMTP tem seu tamanho definido no processo de estabelecimento de conexão, de acordo com o tipo da mídia sendo transmitido, mas o nó r_d pode determinar um limite a fim de evitar ataques de negação de serviço. Isto pode ocorrer porque o GMTP permite uma aplicação definir o tamanho do *buffer* que cada nó w_m deverá alocar para repassar os pacote de dados p_x de um fluxo de dados P . Então, uma aplicação maliciosa

poderia alocar um espaço de *buffer* maior do que a que o roteador suporta, ou no mínimo monopolizar tal *buffer*. Após definir o tamanho inicial do *buffer* circular para um fluxo de dados P , este pode variar de acordo com a capacidade de transmissão do canal em um determinado instante. Essa decisão é importante porque permite um nó s_a alocar previamente o recurso necessário para o transporte de um determinado fluxo de dados P . O tamanho do *buffer* é especificado pelo nó s_a e propagado para os demais nós em um caminho W , no cabeçalho do pacote do tipo *GMTP-Register-Reply* ou *GMTP-MediaDesc*.

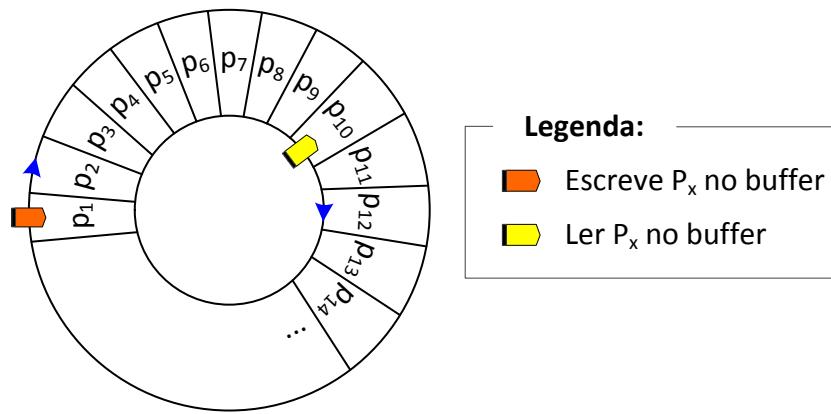


Figura 4.18: Exemplo da estrutura do *buffer* de envio e recepção de um nó GMTP com dois ponteiros, um para escrever e outro para ler pacotes p_x .

Mapa de *buffer*:

O mapa de *buffer* do GMTP descreve o estado atual do *buffer* de envio e recepção de um nó GMTP. Como ilustrado na Figura 4.19, trata-se de uma estrutura de dados que determina se um pacote p_x está ou não presente no *buffer* de um respectivo nó GMTP. O conteúdo de cada posição é o número de sequência do pacote, que determina a ordem que um pacote foi gerado e transmitido pelo nó s_a , mas o nó r_d não os ordena, pois tal responsabilidade é delegada aos nós c_f no momento de sua reprodução ao usuário final.

Um nó GMTP utiliza o mapa de *buffer* para sinalizar seu atual estado com relação a um determinado fluxo de dados P . Um nó GMTP pode enviar o mapa de *buffer* completo, como ilustrado na Figura 4.19, ou o mapa de *buffer* apenas dos p_x presentes ou ausentes. Na prática, quando deseja indicar a sua atual disponibilidade, um nó r_d envia para um nó parceiro r_q o mapa de *buffer* dos p_x presentes e, quando desejar obtê-los, envia o mapa de *buffer* dos

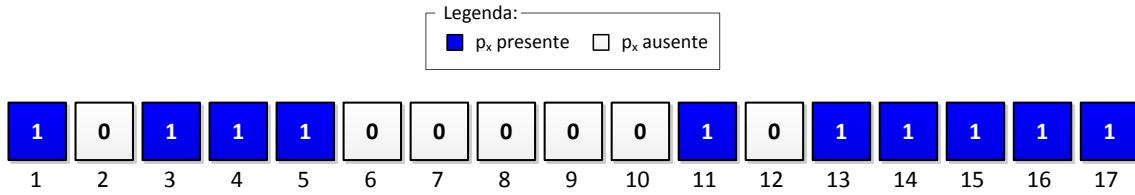


Figura 4.19: Exemplo do mapa de *buffer* de um nó GMTP com tamanho de 17 p_x .

p_x ausentes. Para diferenciar o tipo de requisição, utiliza-se uma sinalização binária (*flag*) chamada *request-type*, onde 0 significa que o mapa de *buffer* contém pacotes disponíveis e 1, pacotes ausentes. Note que, quando um nó r_d transmite um mapa de *buffer* para um outro nó qualquer r_q , caracteriza-se automaticamente o uso do método *pull*, em vez do método *push*, que é o modo padrão do GMTP. Salienta-se ainda que deve-se evitar o método *pull* devido à transitoriedade dos pacotes de dados p_x (transmissão de dados ao vivo) e um nó r_d deve apenas realizar tal procedimento após completar a Fase 3 do processo de estabelecimento de conexão. Isto porque um nó r_d pode nunca receber a resposta para uma requisição do tipo *pull*. Essa sinalização ocorre através do uso do pacote do tipo *GMTP-DataPull-Request*, que é preenchido com o mapa de *buffer* dos pacotes ausentes e transmitido aos respectivos nós parceiros. Ao receber esse tipo de requisição, um nó parceiro avalia seu conteúdo e responde com o pacote do tipo *GMTP-DataPull-Response*, o qual contém o mapa de *buffer* dos pacotes disponíveis, seguido dos pacotes p_x do tipo *GMTP-Data*. Note que os pacotes do tipo *GMTP-DataPullRequest* e *GMTP-DataPull-Response* são transmitidos com garantia de entrega.

Na prática, o mapa de *buffer* utilizado para sinalizar a presença ou ausência de p_x é representado por faixas de acordo com o índice do *buffer*. Por exemplo, para representar o mapa de *buffer* dos pacotes ausentes ilustrados na Figura 4.19, o nó GMTP preenche o pacote do tipo *GMTP-DataPull-Request* com a sequência 2;6-10;12. Ao receber esta sequência, o nó parceiro r_q responde com o pacote do tipo *GMTP-DataPull-Response*, que contém o mapa de *buffer* de quais pacotes serão enviados e começa a transmití-los.

Descarte de pacotes:

O descarte de pacotes p_x ocorre sempre no repassador e em duas situações:

1. **Por transbordo do buffer:** o transbordo do *buffer* pode ocorrer devido ao mecanismo de controle de congestionamento empregado no GMTP, que pode reduzir a taxa de transmissão enquanto novos pacotes precisam ser alocados no *buffer*. Sendo assim, deve-se descartar os primeiros pacotes p_x recebidos se o *buffer* alcançou seu limite, mesmo que ainda não tenham sido repassados. Uma otimização não explorada neste trabalho, mas que é possível de ser realizada, é o descarte seletivo de pacotes, primeiro os que tenham menos impacto na qualidade da mídia, por exemplo, pacotes de dados contendo quadros B (codificação MPEG4, tipo 2). O descarte seletivo de pacotes não impede que o vídeo seja reproduzido, porém com perda de qualidade, mas ao menos se permite a transmissão dos pacotes de dados p_x de acordo com a largura de banda disponível;
2. **Por duplicação:** ocorre quando o pacote p_x já foi recebido anteriormente. Tal verificação é feita de acordo com o número de sequência presente em cada pacote p_x . Essa contagem é importante e pode determinar que um nó r_d desconecte de um nó parceiro r_q , tal como explicou-se na Seção 4.4.6.

4.5 Controle de Congestionamento em η

No GMTP, executa-se um algoritmo para controle de congestionamento híbrido, cujo comportamento dependerá do modo de transmissão sendo utilizado para transportar os pacotes de dados $p_x \in P$ (*unicast* ou em *multicast*). Como ilustra-se na Figura 4.20, tratam-se de dois algoritmos para controle de congestionamento, um que atua em transmissões *unicast*, chamado de *GMTP Unicast Congestion Control* (GMTP-UCC) e outro que atua em transmissões *multicast*, chamado de *GMTP Multicast Congestion Control* (GMTP-MCC). No GMTP-UCC, utilizado na comunicação entre os nós r_d , define-se a taxa de transmissão de um nó GMTP com base em uma versão modificada do protocolo RCP [54]. Já em modo de transmissão *multicast*, executa-se uma versão modificada do TFRC [168], com base em relatórios transmitidos por nós $l_w \in C_i(r_d)$, eleitos em cada rede e controlados por um nó r_d .

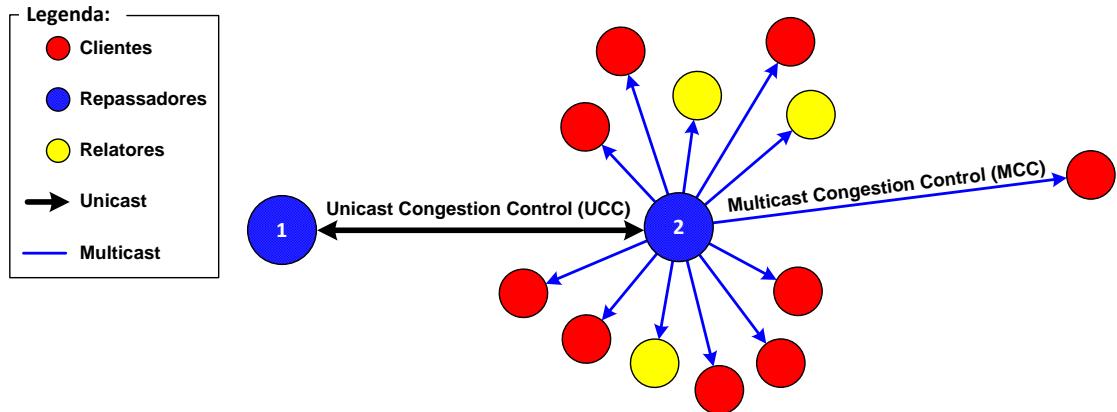


Figura 4.20: Organização do algoritmo de controle de congestionamento no GMTP.

4.5.1 Controle de congestionamento *unicast*

O GMTP-UCC funciona de forma similar ao protocolo RCP, porém com alguns diferenciais a serem discutidos a seguir. O RCP é um protocolo para controle de congestionamento assistido pela rede que tenta emular um Comutador Compartilhado (*Processor Sharing* – PS), por exemplo, um roteador [52]. Nesse contexto, entende-se que, se um roteador pudesse obter a informação exata sobre o número de fluxos de entrada em um instante \hat{t} , a taxa de transmissão ideal para cada fluxo de dados seria $R_{ps}(\hat{t}) = \frac{C}{N(\hat{t})}$, onde C corresponde à capacidade do *enlace* e $N(\hat{t})$ o número de fluxos no instante \hat{t} .

Com base nesse princípio, Nandita *et al* [54] argumentaram que para um roteador funcionar de forma equânime e reduzir o tempo de duração de um fluxo (seja de curta ou de longa duração, proporcional à capacidade e independente da topologia da rede), deve-se oferecer a mesma taxa de transmissão para todos os fluxos transmitidos através deste roteador. Com isso, objetiva-se manter o número de pacotes na fila de roteamento perto de zero e evitar que apenas os fluxos mais antigos, ou seja, com a taxa de transmissão mais próxima da equânime, utilizem mais largura de banda se comparado aos fluxos mais recentes (discussões sobre este aspecto mais adiante, ainda nessa seção).

Com base nisso, determinou-se a Equação 4.1, onde $R(\hat{t})$ é a taxa de transmissão que deve ser oferecida para cada fluxo de dados que passa pelo roteador. Pela Equação 4.1, estima-se a largura de banda disponível em um determinado canal, representada pela porção $\alpha(C - y(\hat{t})) - \beta \frac{q(\hat{t})}{h_0}$ (mudança agregada) e a divide por $N(\hat{t})$. Porém, como é impossível determinar o valor exato de $N(\hat{t})$, estima-se³ $\hat{N}(\hat{t}) = \frac{C}{R(\hat{t}-h_0)}$. Além disso, para atualizar

³Mais detalhes sobre a estimativa do valor de $\hat{N}(\hat{t})$ está disponível na Seção 3.2.1 da referência [54].

$R(\hat{t})$ com mais frequência do que no intervalo de um RTT (h_0), definiu-se $H = \min(H_{user}, h_0)$ e, para manter a estabilidade do restante da equação, escala-se a mudança agregada por $\frac{H}{h_0}$, resultando na Equação 4.2, onde:

$$R(\hat{t}) = R(\hat{t} - h_0) + \frac{\alpha(C - y(\hat{t})) - \beta \frac{q(\hat{t})}{h_0}}{\hat{N}(\hat{t})} \quad (4.1)$$

$$R(\hat{t}) = R(\hat{t} - H) \left[1 + \frac{\frac{H}{h_0} \left(\alpha(\gamma C - y(\hat{t})) - \beta \frac{q(\hat{t})}{h_0} \right)}{\gamma C} \right] \quad (4.2)$$

- h_0 , é a média móvel dos valores de RTT_s , calculada através da Equação 4.3, onde θ é o ganho e corresponde a 0.02. Note que quanto maior o valor de θ , mais rápida será a convergência de h_0 ao valor de RTT_s . RTT_s é o tempo de ida e volta calculado entre o nó transmissor e o receptor.

$$h_0 = \theta \times RTT_s + (1 - \theta) \times h_0 \quad (4.3)$$

- $H = \min(H_{user}, h_0)$, sendo H_{user} um tempo definido pelo usuário (por exemplo, o administrador do roteador), caso seja necessário atualizar $R(\hat{t})$ em um intervalo de tempo menor que h_0 . Por exemplo, se a fila estiver enchendo, é desnecessário esperar um tempo de h_0 para processar a fila. O valor para H é definido em *milissegundos*;
- $R(\hat{t} - H)$, é a última taxa de transmissão medida, em *bytes/milissegundos*;
- C , é a capacidade total do canal;
- $y(\hat{t})$, é a taxa de tráfego de entrada medida no intervalo entre a última atualização de $R(\hat{t})$ e o instante H ;
- $q(\hat{t})$, é o tamanho instantâneo da fila de repasse, em bytes. No GMTP, esse valor é obtido pela soma de todos os pacotes p_x presentes nos buffers, para todos os fluxos de dados P registrados na tabela de repasse. Nesse caso, um nó r_d mantém um *buffer* geral e um *buffer* para cada fluxo de dados P , que esteja repassando aos seus nós $c_f \in C_i(r_d)$. Utiliza-se o *buffer* geral para pacotes de dados que não precisam de tratamentos especiais, por exemplo, pacotes TCP;

- α e β , tal que $0 < \alpha, \beta \leq 1$, determinam a estabilidade e o desempenho do algoritmo, respectivamente. Com base em discussões apresentadas em [54], os valores de α e β dependem do tamanho médio dos fluxos comparado com o produto largura de banda – atraso. Quando o tamanho médio dos fluxos estão próximo do produto largura de banda – atraso (fluxos longos), sugere-se um alto valor para α e um baixo valor para β (por exemplo: $\alpha = 0.9$ e $\beta = 0.1$), uma vez que para fluxos longos, prefere-se maximizar a taxa de transmissão de cada fluxo a minimizar o atraso na fila. Por outro lado, para fluxos de curta duração, recomenda-se um valor baixo de α e um valor alto de β (por exemplo: $\alpha = 0.1$ e $\beta = 1$), pois esta combinação ajuda manter um baixo atraso de fila. Para um equilíbrio entre a estabilidade e o desempenho, recomendam-se valores de $\alpha \in (0.4, 0.6)$ e $\beta = (0.2, 0.6)$. Para efeito de experimentação do GMTP, utilizou-se $\alpha = 0.3$ e $\beta = 0.6$;
- γ , tal que $0 < \gamma \leq 1$, controla o pico de utilização do canal. Por exemplo, se desejar utilizar no máximo 95 % do canal em um certo instante \hat{t} , basta definir $\gamma = 0.95$. Nesse caso, pode-se tratar cenários de reserva de banda para um ou mais fluxos de dados específicos. Para efeito de experimentação do GMTP, utilizou-se $\gamma = 1$.

A ideia básica é a seguinte: para quaisquer dois nós $t_1, t_2 \in W_v$, a taxa de transmissão a ser utilizada por t_1 e t_2 será definida pela menor taxa de transmissão oferecida pelos nós $w_m \in W_v$, posicionados entre t_1 e t_2 . Desta forma, segmenta-se um caminho W_v em vários sub-caminhos W_v^{\triangleleft} . Com isto, se existir largura de banda disponível entre t_1 e t_2 , ou seja, $C - y(\hat{t}) > 0$, então o GMTP-UCC compartilhará igualmente o canal entre todos os fluxos, inclusive para o fluxo partindo de t_1 em direção a t_2 . Caso contrário, ou seja, se $C - y(\hat{t}) < 0$, considera-se o canal saturado e o GMTP-UCC reduzirá a taxa de transmissão igualmente para todos os fluxos, inclusive para o fluxo partindo de t_1 para t_2 . Por este motivo, o tempo H é definido entre dois nós t_u e t_{u+1} contidos em um caminho W_v . A consequência dessa estratégia de segmentar um caminho é muito importante e por esse motivo o GMTP-UCC é relativamente diferente se comparado ao RCP, como se discute a seguir.

O algoritmo adotado no GMTP-UCC, adaptado do RCP, funciona da seguinte forma (acompanhe os passos de acordo com a Figura 4.21):

1° Seja um caminho W_v , todo nó $w_m \in W_v$ mantém uma única taxa de transmissão

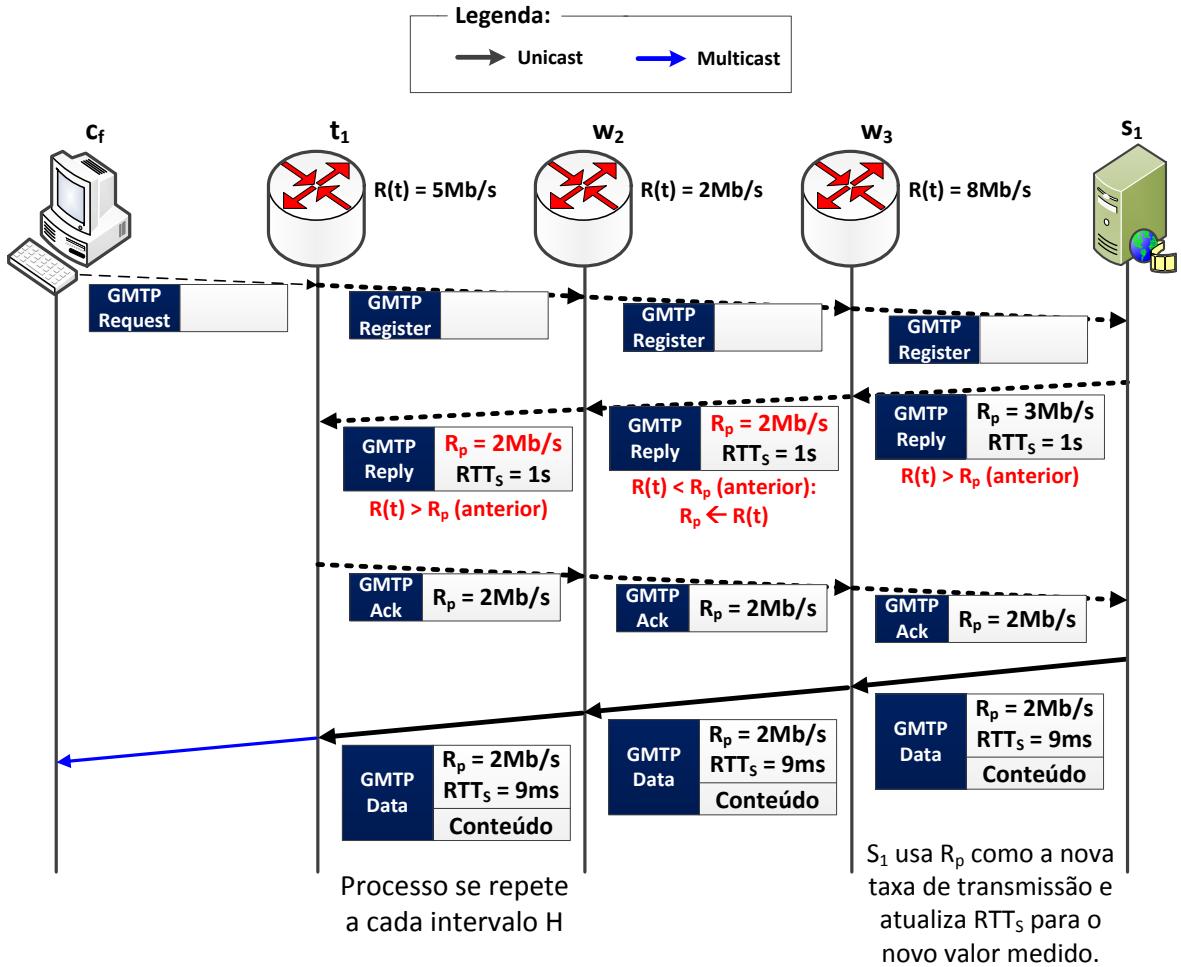


Figura 4.21: Cada r_d mantém uma única taxa de transmissão $R(\hat{t})$ que é atribuída no cabeçalho de todos os pacotes transmitidos do nó s_a aos nós $w_m \in W_v$. À medida que o pacote passa em cada w_m , se a taxa atual $R(\hat{t})$ no roteador for menor do que R_p , informada no pacote sendo processado, $R_p \leftarrow R(\hat{t})$. Quando o pacote alcançar o último nó w_m , este envia para s_a o valor de R_p , que é a máxima taxa de transmissão suportada no caminho W_v . Ao receber o valor de R_p , s_a atualiza $R(\hat{t})$ e o valor de h_0 , utilizando $R(\hat{t})$ para transmitir os próximos pacotes de dados. Este procedimento se repete a cada intervalo de tempo H .

local $R(\hat{t})$, que é atribuída em qualquer pacote $p_x \in P$ gerado em s_a , transmitido em direção a qualquer nó w_m .

2º Todos os pacotes gerados pelo nó s_a carregam duas informações de controle no campo de cabeçalho:

- *taxa de transmissão proposta (R_p)*: corresponde à taxa de transmissão inicialmente desejada pelo nó s_a para transmitir os pacotes de dados $p_x \in P$. Como o

GMTP segmenta o caminho em vários sub-caminhos, o valor de R_p pode conter a taxa de transmissão de um nó $w_m \in W_v$ que está posicionado entre dois nós $t_u, t_{u+1} \in W_v$, com a menor capacidade de transmissão em um instante \hat{t} ;

- *RTT na fonte (RTT_s)*: corresponde ao RTT estimado entre quaisquer nós $t_u, t_{u+1} \in W_v$, ou seja, o RTT entre dois nós consecutivos que processam pacotes de dados *GMTP-Data* de um fluxo de dados P , a fim de repassar aos seus nós $c_f \in (C_i(t_u) \cup C_i(t_{u+1}))$.

Observação: no RCP, utiliza-se apenas os sistemas finais (transmissor e receptor) para determinar os valores de R_p e RTT_s .

- 3° No início da transmissão de um fluxo de dados P por parte de s_a , o nó w_m , motivado por um ou mais nós $c_f \in C_i(w_m)$, transmite um pedido de registro de participação ao nó s_a (Seção 4.3.1). Ao receber o pacote *GMTP-Register*, o nó s_a envia um pacote *GMTP-Register-Reply* com o campo R_p contendo a taxa de transmissão necessária para transmitir o fluxo de dados P , com o campo RTT_s igual a 1 s [241]. O valor inicial de $RTT_s = 1$ s é bastante conservador, mas se decidiu utilizá-lo por ser o valor inicial adotado no protocolo TCP. Além disso, inicia-se um temporizador para medir o próximo RTT instantâneo, que de fato será o primeiro valor correto e alimentará a média móvel h_0 .
- 4° Todo nó $w_m \in W_v$, ao receber qualquer pacote gerado em s_a , verifica se sua capacidade atual de transmissão $R(\hat{t})$ é menor do que R_p presente no referido pacote. Em caso afirmativo, atualiza-se $R_p \leftarrow R(\hat{t})$, caso contrário, não se realiza nenhuma modificação e repassa o pacote a diante. Nesse ínterim, se $\varphi(w_m, P) = 1$, ou seja, $w_m = t_u \in T$, t_u também executa as seguintes ações:
 - (a) se o pacote for do tipo *GMTP-Data*, repassa-se o pacote para seus nós $c_f \in C_i(t_u)$ através do canal *multicast*, a uma taxa de transmissão definida pelo algoritmo GMTP-MCC, como se discute na próxima seção; e também repassa-o em direção ao próximo nó $t_{u+1} \in W_v$, se houver. A transmissão dos pacotes *GMTP-Data* partindo de t_u em direção ao nó t_{u+1} (ou seja, *down-streaming*), ocorre a uma taxa de $R(\hat{t})$ atualmente definida em t_u ;

- (b) cria-se um pacote *GMTP-Ack* informando o valor de R_p e o envia de volta em direção a t_{u-1} , se $t_u \neq s_a$. Ao receber esse pacote de *GMTP-Ack*, t_{u-1} utilizará R_p como a nova taxa para transmitir os próximos pacotes de dados $p_x \in P$, pois se trata da menor taxa de transmissão oferecida ao longo do sub-caminho $W'_v \subset W_v$, tal que $W'_v = \{t_{u-1}, \dots, w_m, w_{m+1}, w_{m+2}, \dots, t_u\}$.

Observação: Pela definição de W_v , t_u pode ser o nó s_a , então esse mecanismo segmenta o caminho W_v a cada nó $w_m \in (W_v \cup T)$, incluindo o servidor. O objetivo disso é criar sub-fluxos de transmissão dentro de um caminho W_v de acordo com a capacidade de transmissão e recepção a cada dois nós t_u e t_{u+1} . Trata-se de uma peculiaridade GMTP-UCC, pois se evita que um nó t_u com uma maior capacidade de recepção seja penalizado caso a capacidade de recepção R_p do próximo nó t_{u+1} seja menor do que a sua própria capacidade de transmissão. Este assunto será detalhado na próxima seção.

- 5º A cada instante H , o nó w_m atualiza h_0 de acordo a Equação 4.3, utilizando como parâmetro o valor do campo RTT_s do último pacote recebido. Em seguida, recalcula-se a taxa de transmissão local $R(\hat{t})$ usando a Equação 4.2.

Segmentação de um caminho W_v :

O RCP considera todo o caminho entre o nó transmissor e o nó receptor para determinar o novo valor da taxa de transmissão do nó transmissor, especificado por $R(\hat{t})$ e atualizado a cada instante H utilizando o novo valor medido de R_p e h_0 . Porém, essa estratégia pode limitar alguns nós c_f a receberem os pacotes de dados $p_x \in P$ em uma taxa maior, quando disponível. Por exemplo, na Figura 4.22, ilustra-se um cenário de transmissão abstraindo-se os nós $c_f \in C_i(w_m)$, ou seja, com apenas nós r_d . Nesse cenário, observa-se um caminho $W_v = \{t_1, w_2, t_3, w_4\}$. Isto significa que existem nós $c_f \in (C_i(t_1) \cup C_i(t_3))$ interessados em receber os pacotes de dados p_x . Ao utilizar apenas o RCP, o nó s_a transmitiria os pacotes de dados p_x a uma taxa de transmissão de $1 Mbps$ tanto para os nós $c_f \in C_i(t_1)$ quanto para os nós $c_f \in C_i(t_3)$. Porém, isso faz sentido apenas para os nós $c_f \in C_i(t_1)$ e não para os nós $c_f \in C_i(t_3)$, visto que em t_3 o valor de $R(\hat{t})$ é igual a $4 Mbps$ e o nó w_4 não limita o uso dessa taxa de transmissão para os nós $c_f \in C_i(t_3)$, uma vez que em w_4 o valor de $R(\hat{t})$ corresponde

a 8 Mbps.

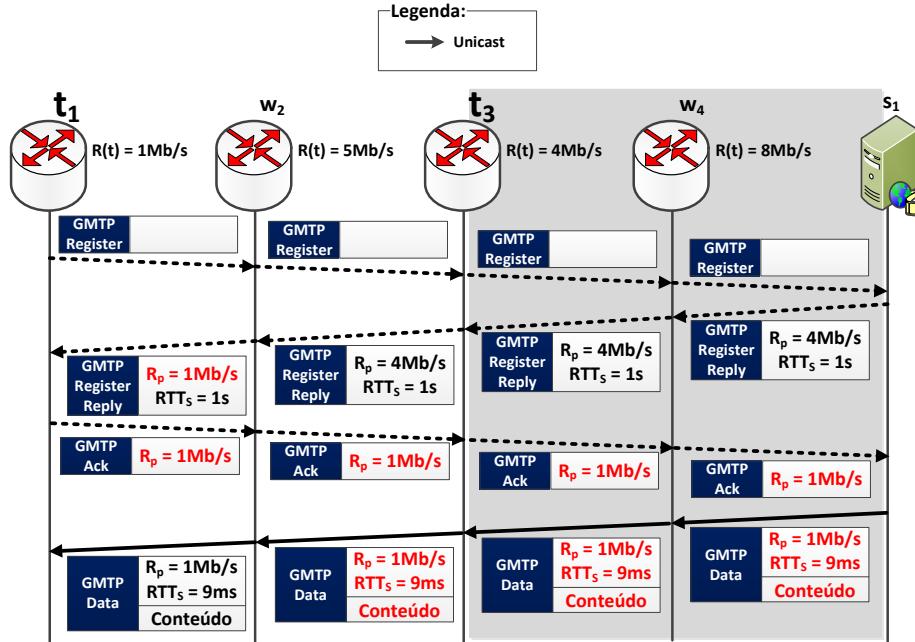


Figura 4.22: O RCP utiliza uma abordagem fim-a-fim para determinar a taxa de transmissão de um nó, porém isto pode limitar alguns clientes a receberem os pacotes de dados em uma taxa maior. Nesse caso, o nó t_3 tinha capacidade para receber o conteúdo a uma taxa de transmissão de 4 Mbps, porém a taxa de máxima relatada por t_1 é de 1 Mbps, fazendo com que todos os nós no caminho W_v recebam o fluxo de dados P a 1 Mbps.

No caso do GMTP-UCC, decidiu-se determinar que se $\varphi(w_m, P) = 1$, ou seja, $w_m = t_u \in T$, então a taxa de transmissão informada em R_p será utilizada por w_m , porém não será considerada para determinar a taxa de transmissão do próximo nó t_{u+1} . Sendo assim, considerando o mesmo exemplo ilustrado na Figura 4.22, mas adotando essa estratégia de segmentar o caminho W_v , tal cenário corresponde ao ilustrado na Figura 4.23. Note que, no sub-caminho $W_1^{\triangleleft} = \{t_3, w_2, t_1\}$, a taxa de transmissão de t_3 em direção a t_1 será de 1 Mbps, ao passo que no sub-caminho $W_2^{\triangleleft} = \{s_1, w_4, t_3\}$ será de 4 Mbps. Sendo assim, os nós $c_f \in C_i(t_1)$ receberão o fluxo de dados P em uma taxa de 1 Mbps, ao passo que os nós $c_f \in C_i(t_3)$ receberão os pacotes de dados p_x a uma taxa de 4 Mbps. Como resultado dessa estratégia e ainda considerando o exemplo em discussão, o nó t_3 deverá solicitar ao nó s_1 o fluxo de dados P com codificação compatível com a taxa de bits de 1 Mbps ou inferior e então servir ao nó t_1 . A partir deste ponto, em teoria, o nó t_3 deve receber a mídia codificada em duas taxas de bits: 1024 Kbps e 3072 Kbps. Dessa forma, t_3 torna-se capaz de servir a outros nós r_d tanto a uma taxa de 1 Mbps quanto a uma taxa de 4 Mbps.

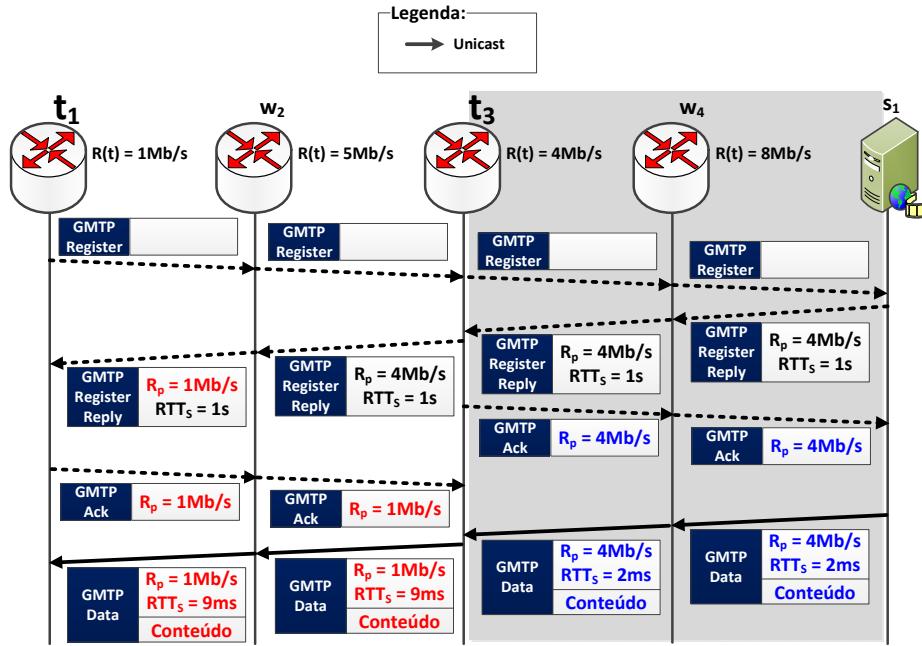


Figura 4.23: O GMTP-UCC segmenta o caminho e dessa forma não limita a taxa de transmissão de um nó capaz de receber um fluxo de dados em uma taxa de transmissão maior.

Como discutiu-se na Seção 4.4.2, o GMTP permite descrever a mídia em múltiplas codificações, ao mesmo tempo que os nós repassadores podem acessar tal informação para implementar a solução discutida anteriormente. Como resultado dessa estratégia, permite-se que a rede seja capaz de selecionar fluxos codificados pelo servidor de forma segmentada, de acordo com a capacidade de transmissão de sub-caminhos entre observados entre os nós repassadores e o servidor. Salienta-se que a decisão e as funções de adaptação da mídia é uma responsabilidade da aplicação servidora e está fora do escopo deste trabalho. Apesar disso, pode-se considerar o uso de estratégias avançadas para este propósito, como a apresentada em [242].

Ordenação dos melhores caminhos com base em $R(\hat{t})$:

Na Seção 4.4.6, discutiu-se que na Fase 3 de conexão do GMTP, um nó s_a pode sugerir possíveis nós r_q como candidatos a parceiros de um nó solicitante r_d . O primeiro critério para sugerir nós parceiros r_q é priorizar os que fazem parte de um caminho W_v com maiores capacidade de transmissão. No GMTP, isto é possível porque os nós s_a conhecem a capacidade de transmissão de todo o caminho, inclusive os pontos onde se termina um sub-caminho e se

inicia o subsequente, obtidos pelo Passo 4b do algoritmo GMTP-UCC.

Após o nó s_a selecionar um sub-conjunto de nós candidatos r_q e sugerir ao nó r_d , r_d envia um pedido de interesse de recepção para obter um fluxo de dados P aos nós r_q . O nó r_d escolhe o(s) nó(s) r_q com base na capacidade de transmissão percebida entre este e cada r_q (na direção inversa). Nesse caso, cada nó r_q sugere ao nó r_d o valor de R_p atualmente entre s_a e r_q . Porém, até o pacote alcançar r_d , os nós r_d intermediários podem atualizar o valor de R_p devido ao Passo 4 do algoritmo GMTP-UCC.

Escolha do algoritmo RCP em detrimento ao TCP e ao XCP:

A motivação para o RCP é identificar um algoritmo para controle de congestionamento simples e prático para emular a capacidade de transmissão de um PS ($R_{ps}(\hat{t})$), independente da característica do tráfego e das condições da rede. A abordagem adotada no RCP é diferente se comparada ao TCP e ao XCP. No RCP, em vez de monitorar a mudança de uma janela deslizante a cada tempo de RTT, busca-se determinar se existe uma taxa de transmissão a qual o roteador pode oferecer para todos os fluxos de modo a emular um PS, sem manter estado e nem filas por fluxo de dados, tampouco computação por cada pacote no roteador. Tanto o RCP quanto o XCP são os protocolos mais conhecidos do estado da arte que tentam emular um PS e, por este motivo, suas equações de controle de congestionamento são similares. Porém, o modo que o RCP e o XCP tentam convergir suas respectivas taxas de transmissão $R_{rcp}(\hat{t})$ e $R_{xcp}(\hat{t})$ é bastante diferente, alocando-se suas taxas para cada fluxo de dados a fim de emular $R_{ps}(\hat{t})$. Dessa forma, foi fundamental decidir qual dos dois protocolos seria mais adequado ao GMTP-UCC e, para tomar tal decisão, estudou-se as diferenças entre tais protocolos, com base no que se apresenta a seguir e detalhado em [52, 54].

Especificamente, a principal diferença entre o RCP e o XCP está no tipo de informação enviada para um nó transmissor de um fluxo de dados para atualizar o valor de $R_{rcp}(t)$ ou de $R_{xcp}(t)$. O XCP continuamente tenta convergir a taxa de transmissão para um ponto de equilíbrio onde todos os transmissores transmitirão pacotes de dados a uma taxa de transmissão $R_{xcp}(t)$, ao passo que o RCP calcula uma única taxa de transmissão que deve ser utilizada por todos os nós transmissores em um certo instante t . Apesar dessa diferença sucinta, deve-se entender o que isto significa.

No caso do XCP, o protocolo aumenta ou diminui a janela de congestionamento de um

fluxo de dados de acordo com o tamanho atual da sua janela de congestionamento. Isto significa que o XCP reduz gradativamente os tamanhos da janela de congestionamento dos fluxos com $R_{xcp}(t)$ maior do que o $R_{ps}(t)$ estimado, aumentando-se gradativamente o tamanho das janelas de congestionamento dos fluxos com $R_{xcp}(t)$ menor do que $R_{ps}(t)$ estimado. Porém, como se sabe, o tamanho da janela de congestionamento é sempre menor para os fluxos iniciados mais recente. Assim, em qualquer momento, os fluxos XCP podem ter diferentes tamanhos de janela de congestionamento e de RTTs, portanto diferentes taxas de transmissão $R_{xcp}(t)$, resultando em valores para $R_{xcp}(t)$ não equânimis para todos os fluxos de dados.

Para se ter uma visão mais adequada, nos gráficos da Figura 4.24, compara-se o TCP e o XCP com um PS ideal com base em uma rede simulada, com taxa de entrada de pacotes de dados definida em *Poisson* e tamanhos dos fluxos em distribuição *Pareto*, com média de 30 pacotes (1000 bytes/pacote), *shape* igual a 1.4, capacidade do link igual a 2.4 Gbps e RTT igual a 100 ms, com carga ofertada igual a 0.9. No gráfico da esquerda, ilustra-se o tempo médio de duração de um fluxo (quanto tempo o respectivo protocolo gasta para completar o fluxo) em função do tamanho do fluxo. No gráfico da direita, ilustra-se o número de fluxos ativos em função do tempo. Os valores de PS foram calculados a partir de expressões analíticas [243] e mostram que os fluxos poderiam ser finalizados uma ordem de magnitude mais rápida do que o TCP.

Com base nos gráficos da Figura 4.24, observa-se que o TCP demora para finalizar os fluxos de dados porque se consomem múltiplos RTTs na fase de partida lenta para encontrar uma taxa de transmissão equânime. Além do mais, muitas vezes, o fluxo acaba antes que tal taxa seja encontrada. Em seguida, quando o fluxo TCP entra no modo de prevenção de congestionamento, o TCP adapta-se lentamente devido ao método de aumento aditivo, o que aumenta o tempo de finalização do fluxo. Além disso, o TCP deliberadamente preenche o *buffer* dos roteadores saturados de modo a ajustar a taxa de transmissão com base nos descartes de pacotes, mas *buffers* adicionais resulta em aumento no tempo (atraso) para entregar um pacote de dados, impactando no tempo total de duração de um fluxo. Já o XCP funciona melhor em redes com altos produtos largura de banda–atraso. Os roteadores disponibilizam para as fontes transmissoras relatórios sobre as mudanças da janela de congestionamento, enviados em múltiplos RTTs, que funcionam a contento apenas quando todos os fluxos são de longa duração. Por isso, em um ambiente dinâmico, o XCP pode aumentar a duração de

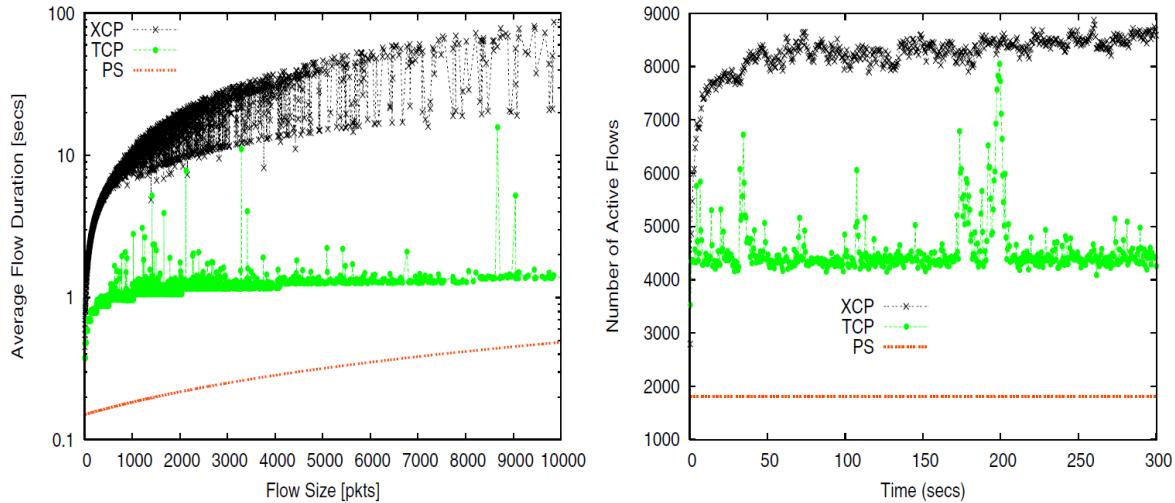


Figura 4.24: No gráfico da esquerda, ilustra-se o tempo médio de duração (quanto tempo leva para finalizar o fluxo) de um fluxo versus o tamanho do fluxo utilizando o TCP e o XCP. No gráfico da direita, ilustra-se o número de fluxos ativos versus o tempo. Ambos os gráficos são resultados de simulações com chegada de fluxo em *Poisson* e tamanhos do fluxo em distribuição *Pareto* com média de 30 pacotes (1000 bytes/pacote), *shape* igual a 1.4, capacidade do *enlace* igual a 2.4 Gbps e RTT igual a 100 ms, com carga ofertada igual a 0.9. Os valores de PS foram calculados a partir de expressões analíticas. Extraído de [54].

cada fluxo em relação ao PS ideal, resultando em mais fluxos de dados em trânsito na rede em qualquer instante, principalmente os fluxos de curta duração.

Um outro exemplo comparativo e importante entre o RCP, XCP e TCP se observa na Figure 4.25. Nesses gráficos, ilustram-se dois fluxos de tamanhos distintos, um considerado de curta duração (260 pacotes) e outro de longa duração (3600 pacotes). Nota-se que no primeiro gráfico o fluxo do TCP finalizou primeiro (enquanto ainda estava na fase de partida lenta) do que mesmo transmitido usando o XCP. Já no segundo gráfico, observa-se o impacto causado no TCP quando houve uma perda de pacote na fase de partida lenta, forçando-o a entrar na fase de AIMD, retardando a finalização do fluxo. Em ambos os casos, o RCP obteve um melhor desempenho se comparado ao TCP e ao XCP, porque o roteador oferece uma taxa de transmissão inicial muito próxima ao PS, sendo eficiente em rapidamente perceber largura de banda ociosa e que pode ser oferecida aos fluxos.

O XCP é lento em oferecer largura de banda para os fluxos, oferecendo uma baixa taxa de transmissão para os fluxos mais recentes. O XCP gradativamente reduz o tamanho da janela dos fluxos mais antigos e aumenta o tamanho da janela dos fluxos mais recentes, a fim de garantir que não ocorrerá super-utilização da largura de banda disponível. Por isso, gastam-se múltiplos RTTs para fazer com que a maioria dos fluxos alcancem uma taxa de

transmissão equânime (que muda à medida que se iniciam novos fluxos na rede), mantendo-se uma baixa ocupação dos *buffers* dos roteadores.

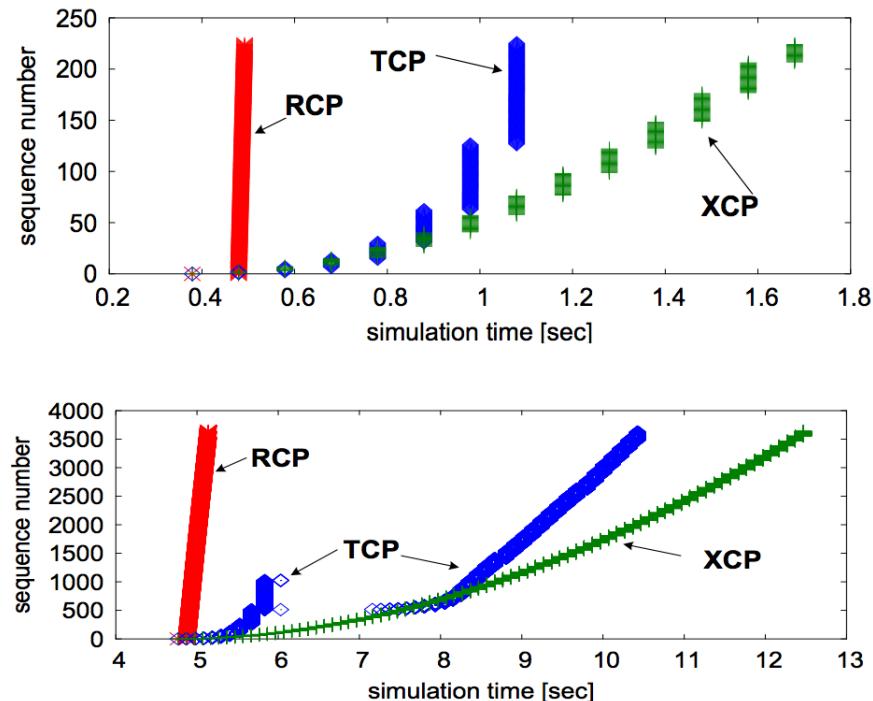


Figura 4.25: Evolução dos números de sequência de fluxos de dados, quando utilizando TCP (Reno), XCP e RCP. O tamanho do fluxo no primeiro gráfico foi de 230 pacotes, e no segundo gráfico foi de 3600 pacotes. Extraído de [54].

Já no RCP, todos os fluxos (novos e antigos) recebem a mesma taxa de transmissão $R_{rcp}(t)$ baseada no estado atual do nó r_d com menor largura de banda disponível em um certo instante t . Isto permite que um fluxo de dados de curta duração termine o mais rápido possível, ao passo que os fluxos de dados mais longos não influenciam diretamente no compartilhamento equânime do PS, sem permitir que parte da largura de banda disponível fique ociosa por muito tempo. Este procedimento ocorre em um intervalo de tempo definido por H (vide Equação 4.2). Isso ocorre ao preço de ocorrer uma super-utilização temporária do canal (quando ocorrer um aumento substancial no número de fluxos no intervalo menor do que H – *flash crowd*), mas para fluxos de mídias ao vivo pode-se tolerar perdas circunstanciais.

Já ao observar o gráfico da Figura 4.26, percebe-se que a estratégia do RCP de compartilhar uma única taxa de transmissão para qualquer fluxo com base no estado atual do roteador saturado, produz um resultado satisfatório no que diz respeito à melhor utilização o canal de transmissão (seja quando em altos níveis de utilização quanto de ociosidade). Com base no gráfico, observa-se que, em comparação ao XCP e às soluções tradicionais, como o TCP, o

RCP emula melhor um PS e por isso acompanha o tempo médio de finalização de um fluxo de dados à medida que se aumenta o tamanho do fluxo. Nesse contexto, observa-se que o XCP obteve um desempenho pior se comparado, inclusive, ao TCP.

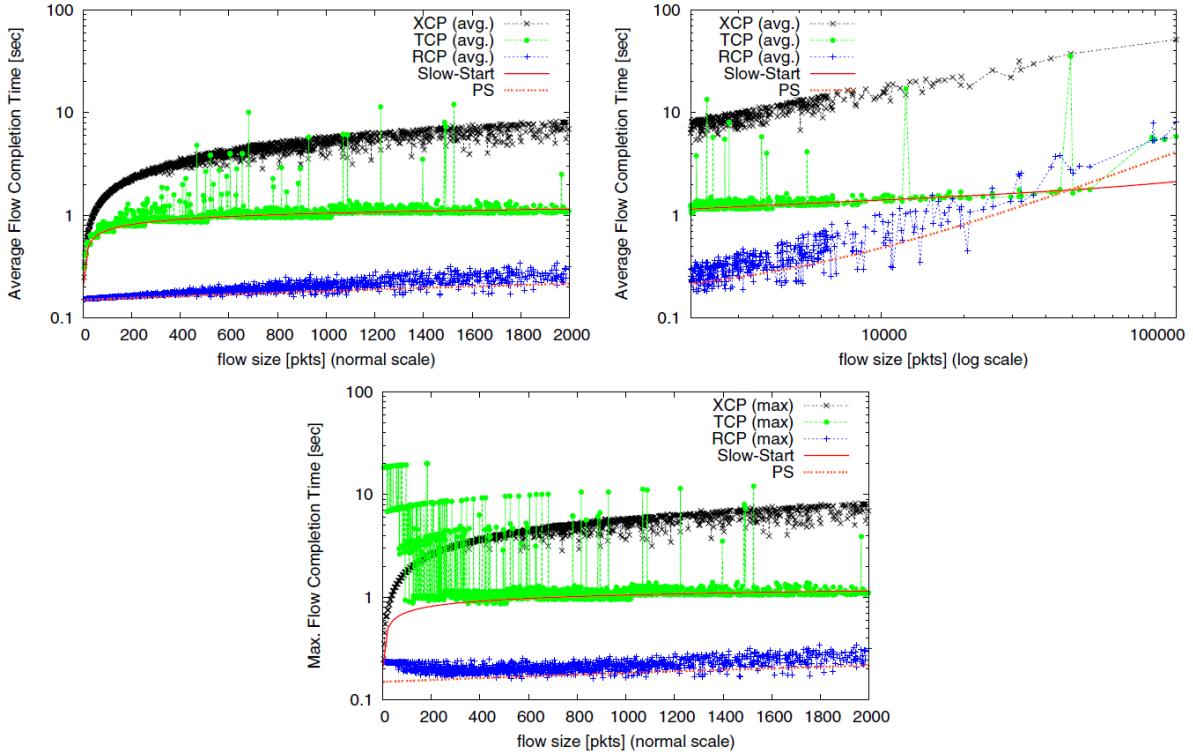


Figura 4.26: Tempo médio, em segundos, de finalização de um fluxo de dados, ao utilizar os protocolos XCP, TCP e RCP como resultados de simulações com taxa de entrada de dados em *Poisson* e tamanhos do fluxo em distribuição Pareto com média de 25 pacotes (1000 bytes/pacote), *shape* igual a 1.2, capacidade do link igual a 2.4 Gbps e RTT igual a 100 ms, com carga ofertada igual a 0.9. Os valores de PS foram calculados a partir de expressões analíticas. Extraído de [54].

O XCP é computacionalmente mais complexo do que o RCP, uma vez que o XCP define diferentes valores de *feedback* para cada fluxo, envolvendo operações matemáticas (multiplicação e soma) para cada pacote, o que torna o XCP mais lento que o RCP. Pela estratégia de mudança no tamanho da janela de congestionamento, o XCP pode levar múltiplos RTTs para a maioria dos fluxos alcançarem a taxa de transmissão equânime entre eles, mas que mudam com o passar do tempo à medida que novos fluxos são injetados na rede e outros são finalizados, devido à natureza dinâmica das redes. No caso do RCP, essa complexidade é menor e há uma redução significativa na convergência entre a taxa de transmissão praticada $R_{rcp}(t)$ e a taxa estimada do PS ($R_{ps}(t)$). Isto porque se mantém uma única taxa de transmissão para todos os fluxos, não envolvendo qualquer computação adicional por pacote p_x .

que passa por r_d . Além disso, para determinar $R_{rcp}(t)$, utilizam-se apenas o tamanho da fila e a taxa agregada de entrada, sem necessitar manter estado por fluxo de dados e operações matemáticas por pacote de dados.

Desta forma, os aspectos que determinam o funcionamento do RCP são fundamentais quando se trata de transmissão de conteúdos multimídia ao vivo, aliado às outras estratégias adotadas no GMTP. O RCP define uma taxa de transmissão equânime para todos os fluxos, sua reação é rápida às mudanças circunstanciais na rede, tanto para uma super-utilização de um canal quanto para a sua sub-utilização. Como o RCP escala naturalmente com relação à capacidade de transmissão do canal e ao RTT, o seu desempenho é invariante com relação ao tamanho de um fluxo, portanto não importa qual tipo de fluxo as aplicações geram (se de curta ou de longa duração; independente de qualquer protocolo de transporte). Com isto, pode-se permitir que fluxos de dados GMTP/RCP e TCP/RCP coexistam na Internet de forma equânime, evitando-se também sobrecarregar os nós s_a através da função do GMTP de registro de participação.

Apesar das observações anteriores, não é foco desse trabalho aprofundar as discussões acerca do desempenho do XCP comparado ao RCP, mas para não deixar a impressão de que o XCP sempre é ruim comparado ao TCP, ressalta-se que também há cenários onde o XCP tem um desempenho superior ao TCP, incluindo as variantes de *High Speed* TCP. É possível observar um melhor desempenho do XCP quando se aumenta o tamanho médio de duração de um fluxo para se aproximar ao produto largura da banda – atraso. Nesses casos, aproxima-se de um regime onde existem fluxos consumindo praticamente toda a largura de banda disponível de um canal, com o valor equânime da taxa de transmissão alocada individualmente para cada fluxo. Nesse tipo de cenário, o TCP-SACK apresenta vários problemas de desempenho, que foram aprimorados pelo HS-TCP [54]. Em todo caso, sabe-se que em cenários reais, o tamanho dos fluxos variam, existindo fluxos de curta e longa duração multiplexados a todo instante em um roteador.

4.5.2 Controle de congestionamento *multicast*

Da mesma forma que no GMTP-UCC, o objetivo principal do GMTP-MCC é determinar uma taxa de transmissão equânime entre os fluxos de dados transmitidos pelo GMTP e por outros protocolos, como o TCP, porém em modo de transmissão *multicast*. No caso GMTP-

MCC, trata-se de um algoritmo responsável pelo controle de congestionamento em uma rede local constituída por $\eta_{local} = r_d \cup C_i(r_d)$. Na prática, os nós da rede η_{local} formam um grupo *multicast* para a transmissão e recepção de um ou mais fluxos de dados P , onde o nó r_d sempre será o transmissor e os nós $c_f \in C_i(r_d)$ os receptores. A estratégia é que o valor a ser utilizado pelo GMTP-MCC para a taxa de transmissão de fluxo de dados P seja tão próximo ao valor da taxa de transmissão que o TCP usaria se este fosse utilizado para transmitir P , tornando-se o GMTP-MCC um algoritmo *TCP-Friendly*. Um fluxo de dados é considerado *TCP-Friendly* quando este não degrada a taxa de transmissão de um fluxo de dados TCP mais do que outro fluxo TCP degradaria se começasse a ser transmitido na rede.

O GMTP-MCC foi inspirado em um protocolo publicado pela IETF chamado *TCP-Friendly Rate Control protocol (TFRC)* (RFC 3448 [244]). O TFRC é um mecanismo para controle de congestionamento de fluxos *unicast* que tenta prever a taxa de transmissão de um fluxo TCP e utilizá-la em protocolos diferentes do TCP [168]. Trata-se de uma abordagem diferente da utilizada em algoritmos baseados em janela deslizante e que utilizam pacotes de confirmação para determinar a taxa de transmissão de uma conexão, como acontece no TCP/NewReno. No TFRC, o receptor envia para o transmissor relatórios sobre as perdas observadas e, com base nesse relatório, o transmissor calcula a nova taxa de transmissão. O TFRC é categorizado com um protocolo de controle de congestionamento baseado em uma equação matemática (*Equation Based Congestion Control*) e algoritmos desse tipo são adotados em diversos protocolos, como no CCIDs 3 e 4 do DCCP [245, 246]. Em resumo, o algoritmo TFRC funciona da seguinte forma:

- 1º o receptor mede a taxa de perda de pacotes e a envia para o nó transmissor;
- 2º o nó transmissor usa esse relatório para medir o RTT até o receptor;
- 3º o nó transmissor utiliza a Equação 4.4 para determinar qual será a sua próxima taxa de transmissão em função do relatório de perdas e o RTT obtidos;
- 4º o nó transmissor ajusta sua taxa de transmissão para o valor calculado no passo anterior.

$$R(s, p) = \frac{s}{RTT \times \left(\sqrt{\frac{2 \times p}{3}} + \left(12 \times \sqrt{\frac{3 \times p}{8}} \right) \times p \times (1 + 32 \times p^2) \right)} \quad (4.4)$$

Na Equação 4.4 [247], $R(s, p)$ é a taxa de transmissão medida em bytes/segundo definida em função de s , que é o tamanho do pacote medido em bytes e p , que corresponde a taxa de perda de pacotes observado pelo nó receptor; RTT é o tempo de ida-volta entre o nó transmissor e o receptor, medido em segundos.

Apesar de ser uma estratégia interessante e funcionar em conexões *unicast*, em transmissões *multicast* o algoritmo descrito anteriormente não é eficiente. O algoritmo é limitado devido a um problema conhecido por *implosão de confirmações (feedback implosion)*. Esse problema ocorre quando há muitos receptores enviando relatórios de perdas para o mesmo transmissor, o que resulta em uma inundação de relatórios, os quais o transmissor é incapaz de processar em tempo hábil.

Nesse contexto, para evitar o problema da *explosão de confirmações*, determinou-se que apenas alguns nós c_f são obrigados a enviar tais relatórios ao nó r_d . Estes nós são chamados de relatores e representados por l_w . No GMTP-MCC, a versão original do TFRC foi alterada e funciona da seguinte forma:

- 1° O nó r_d executa um algoritmo de eleição de nós $l_w \in C_i(r_d)$. Na Seção 4.7.3, descreve-se o procedimento para eleger os nós l_w .
- 2° Os nós l_w calculam a taxa de transmissão utilizando a Equação 4.4, em vez do transmissor realizar este cálculo, como na versão original do TFRC;
- 3° Os nós l_w determinam a taxa de eventos de perda, e não todos os receptores do grupo *multicast*. Para calcular o evento de perda p , utiliza-se o mesmo procedimento feito pelo TFRC, onde um intervalo de perda é determinado por consecutivas perdas de pacotes, desde do primeiro pacote perdido até o último pacote perdido, seguido de um pacote recebido com sucesso [244, 247];
- 4° O RTT é calculado entre o nó l_w e o nó r_d , com o temporizador controlado pelos nós l_w e não pelo nó r_d . Isto evita que o nó r_d tenha que manter estado de temporizador para cada fluxo de dados P transmitido para os nós $c_f \in C_i(r_d)$. Para determinar o valor do parâmetro RTT e calcular a taxa de transmissão através da Equação 4.4, o GMTP-MCC utiliza a Equação 4.3, que também é utilizada no GMTP-UCC, porém com $\theta = 0.25$, valor igual ao utilizado no TCP e no DCCP;

- 5° A taxa de transmissão a ser utilizada pelo nó r_d é a média aritmética de todas as taxas enviadas pelos nós l_w ;
- 6° Repetem-se todos os passos a partir do passo 2 a cada intervalo igual ao RTT ou quando um intervalo de perda p é determinado.

Teoricamente, o GMTP-MCC seria um protocolo *TCP-Friendly* se $R(s, p)$ fosse o valor máximo entre as taxas de transmissão relatadas pelos nós l_w . Porém, optou-se por utilizar a média aritmética dos valores relatados pelos nós l_w porque, na prática, diversos fatores podem alterar o estado da rede no instante da transmissão usando o valor máximo da taxa de transmissão reportada pelos nós l_w . Com esta decisão, define-se uma margem de segurança evitando-se que o GMTP-MCC alcance o limite superior para o valor da taxa de transmissão de um fluxo transmitido com TCP. Além disso, a média aritmética suaviza os valores subsequentes para a taxa de transmissão a ser utilizada pelo nó r_d .

Um aspecto importante na medição do RTT está relacionado com o início de uma conexão GMTP, pois não se sabe o valor para inicial para RTT até o final do processo de estabelecimento de uma conexão. Nesse caso, deve-se utilizar um valor consideravelmente alto para evitar taxas de transmissões maiores do que a rede tem capacidade de suportar. No GMTP, utiliza-se o valor inicial de RTT igual a $64\ ms$, que é um valor relativamente alto se considerar apenas redes locais em condições normais, que é o caso aqui. Quando um nó c_f envia um pedido de conexão utilizando o pacote do tipo *GMTP-Request*, o mesmo deve realizar a sua primeira medição do valor de RTT, iniciando-se o marcador de tempo para o cálculo do RTT quando enviar o primeiro *GMTP-Request* e parando-o quando receber o pacote do tipo *GMTP-Response*. Em seguida, deve-se acionar o mecanismo de cálculo da taxa de transmissão através da Equação 4.4, caso o respectivo nó c_f seja eleito um relator.

4.6 Autenticidade de P

Em uma solução baseada em um modelo de serviço P2P, é possível que nós mal-intencionados r_d poluam o sistema com conteúdos que não foram gerados pelo servidor. Para evitar esse tipo de ataque, executa-se um procedimento para verificar a autenticidade de um fluxo de dados P . Para isto, os próprios nós $w_m \in W_v$ verificam se o conteúdo de um

pacotes de dados $p_x \in P$ foi alterado por algum nó w_m anterior durante o procedimento de repasse. Apenas após comprovar a autenticidade de um pacote p_x , o nó w_m repassa tal pacote de dados p_x para o próximo nó w_{m+1} , transmitindo-os também para seus nós $c_f \in C_i(w_m)$, se houver demanda. Este procedimento evita que todos os nós c_f que receberem o fluxo de dados P tenham que verificar a autenticidade dos pacotes p_x , evitando-se que a rede repasse conteúdo multimídia errados, consequentemente não consumindo recursos computacionais desnecessários.

Na prática, o ideal seria que todos nós w_m verificassem a autenticidade de cada pacote p_x , porém, tal ação pode onerar os recursos computacionais de cada nó w_m e aumentar o tempo de entrega de p_x aos nós $c_f \in C_i(w_m)$. Isto porque os nós w_m também processam cada pacote de dados p_x para decidir sobre seu repasse e para executar os algoritmos de controle de congestionamento, como discutiu-se nas Seções 4.3, 4.4 e 4.5.

Para reduzir a sobrecarga de verificação de autenticidade de um fluxo de dados P em cada nós w_m , definiram-se duas regras, uma para decidir quais nós devem realizar a verificação de autenticidade (Regra 1) e a outra para determinar a quantidade de pacotes que se deve realizar tal procedimento (Regra 2). Tais regras são definidas a seguir.

1. apenas os nós w_m , tal que $\varphi(w_m, P) = 1$ devem realizar o procedimento de verificação de autenticidade do fluxo de dados P ; e
2. os nós w_m , definidos pela Regra 1, não devem verificar todos os pacotes $p_x \in P$, mas apenas uma quantidade $pc(t)$ de pacotes de dados $p_x \in P$, em um instante t . Nesse caso, define-se $pc(t)$, apresentada na Equação 4.5, em função de:
 - $bs(t, P)$, o número de pacotes $p_x \in P$ presentes no *buffer* de repasse de w_m em um instante t ;
 - $\frac{1}{|W_v^\triangleleft|-1}$, a probabilidade de um nó $r_d \in W_v^\triangleleft$ ter alterado o conteúdo de um ou mais p_x presente(s) no *buffer* de repasse de w_m , onde $W_v^\triangleleft = \sim(\delta(w_{m+1}, W_v))$ e W_v é o caminho através do qual se transmite os pacotes de dados $p_x \in P$;

$$pc(t) = \left\lfloor bs(t, P) \times \left(1 - \frac{1}{|W_v^\triangleleft|-1}\right)\right\rfloor \quad (4.5)$$

Sendo assim, quanto mais distante um nó w_m estiver do nó s_a , mais pacotes $p_x \in P$ devem ser verificados. Antes de entender o procedimento para verificar a autenticidade de um pacote $p_x \in P$, deve-se entender como o nó s_a gera os pacotes de dados para que seja possível verificar sua autenticidade.

4.6.1 Transmissão e assinatura de autenticidade de $p_x \in P$

Quando o nó s_a gerar cada pacote de dados $p_x \in P$, este deve gerar uma assinatura digital dos dados da aplicação a serem transportados. Em seguida, o nó s_a deve incluir a assinatura digital gerada no cabeçalho do pacote de dados p_x , no campo assinatura (*signature*). Para assinar digitalmente o conteúdo da aplicação, utiliza-se o método de criptografia assimétrica RSA, onde $K_{s_a}^-$ e $K_{s_a}^+$ representam a chave privada e a chave pública de s_a , respectivamente. No Algoritmo 7, apresenta-se o procedimento de assinatura de um pacote $p_x \in P$ adotado no GMTP, utilizando-se a técnica de criptografia *hash* e assinatura digital [248–250].

Algoritmo 7: digitalSignPacket(p_x : GMTP-Data)

```

/*  $s_a$  executes this algorithm to digital sign the packet
   content using its private key  $K_{s_a}^-$  and a pre-defined
   hash function, such as the well-know md5 or sha1
   function.  $s_a$  get the value of data field, which is the
   content that application wants to transport and
   generates a signature by encrypt the hash of the data
   using the  $s_a$  private key. After, put the generated
   signature in the signature field of the packet  $p_x$ . The
   signature field will be used later by a note  $r_d$  to
   verify the packet  $p_x$  authenticity executing the
   Algorithm 8. */
1 data  $\leftarrow$  getPacketFieldValue ( $p_x$ , 'data') ;
2 hashValue  $\leftarrow$  hash (data) ;
3 signature  $\leftarrow$  encrypt ( $K_{s_a}^-$ , hashValue) ;
4 setPacketFieldValue ( $p_x$ , 'signature', signature) ;
5 return  $p_x$ ;
```

4.6.2 Verificação de autenticidade de $p_x \in P$

Após definir as regras para verificação de autenticidade do fluxo de dados P e a quantidade de pacotes $pc(t)$ que um nó w_m deve verificar, nesta seção discute-se como ocorre o procedimento de verificação de autenticidade de um ou mais pacotes de dados $p_x \in P$.

Dada a quantidade $pc(t)$ de pacotes que w_m deve verificar suas respectivas autenticidades, o nó w_m escolhe aleatoriamente (distribuição uniforme) os pacotes p_x disponíveis no *buffer* de recepção, gerando um conjunto $P' \subset P$. Uma vez definido P' , w_m executa o procedimento de verificação de autenticidade que funciona da seguinte forma. Para cada pacote $p_x \in P'$, extrai-se a assinatura do pacote p_x , gerada pelo nó s_a , como explicado na Seção 4.6.1. Em seguida, extrai-se o campo de dados para que se possa verificar sua autenticidade. Para isto, gera-se o valor de *hash* do campo de dados e compara-se com o valor de *hash* gerado pelo nó s_a no momento da transmissão do pacote p_x . Salienta-se que o valor de *hash* gerado pelo nó s_a é obtido através do processo de decriptar a assinatura do pacote de dados p_x utilizando a chave pública do nó s_a . Assim, se o valor de *hash* gerado com base no conteúdo transportado no pacote p_x for igual ao valor de *hash* disponível na assinatura do pacote, conclui-se que o pacote p_x não foi alterado por nenhum nó $w_m \in W_v^\triangleleft = \sim(\delta(w_{m+1}, W_v))$. Se o pacote de dados p_x não foi alterado, marca-o como aprovado para ser repassado, caso contrário, marca-o como desaprovado e deve ser descartado. No Algoritmo 8, apresenta-se o procedimento de verificação de autenticidade de um pacote $p_x \in P$.

Algoritmo 8: verifyPacketAuthenticity(P' : array of GMTP-Data)

```

/*  $w_m$  executes this Algorithm to check if the content of
   a subset of packets  $P' \subset P$  was modified. It marks
   each  $p_x \in P'$  to be relayed or discarded.  $w_m$  uses the
    $s_a$  public key to decrypt the  $p_x$  signature and compares
   it to the hash value of the  $p_x$  content. It marks  $p_x$  to
   be relayed if  $p_x$  content was not modified, otherwise it
   marks  $p_x$  to be discarded, because  $p_x$  was modified by a
   node in  $W_v^\triangleleft = \sim(\delta(w_{m+1}, W_v))$ . */
1 verifiedPackets  $\leftarrow$  array of boolean;
2 foreach  $p_x \in P$  do
3    $signature \leftarrow getPacketFieldValue(p_x, 'signature');$ 
4    $data \leftarrow getPacketFieldValue(p_x, 'data');$ 
5    $verifiedPackets[x] \leftarrow (\text{hash}(data) = \text{decrypt}(K_{s_a}^+, signature));$ 
6 end
7 return  $verifiedPackets$ ;

```

4.6.3 Habilitar / desabilitar a validação de pacotes $p_x \in P$

A função de verificação de autenticidade de um fluxo de dados P do GMTP é opcional e desabilitada por padrão. Isto porque um sistema de transmissão, em execução na camada de aplicação, pode ou não desejar tal função. Por isso, considera-se que apenas o nó s_a tem o controle de habilitar tal funcionalidade, e este procedimento requer sinalizar os nós w_m para que estes executem o procedimento de verificação de autenticidade descrito na Seção 4.6.2. Para isto, o nó s_a ativa a opção assinado (*signed*), disponível no pacote de dados *GMTP-Register-Reply*, sinalizando que todos os pacotes de dados $p_x \in P$ conterá a assinatura da porção de dados sendo transportados naquele pacote de dados, podendo ser verificado pelos nós $w_m \in W_v$, desde que $\varphi(w_m, P) = 1$.

Quando um nó $c_f \in C_i(r_d)$ solicitar um fluxo de dados P , em resposta a tal pedido, o nó r_d retornará um pacote do tipo *GMTP-Request-Notify*. No cabeçalho desse pacote, o nó r_d deve também ativar a opção *assinado*, para que o nó c_f seja notificado e entenda que

seu nó r_d realizará a verificação de autenticidade do fluxo de dados P da forma descrita anteriormente na Seção 4.6.2. Este procedimento permitirá que a aplicação em execução em c_f possa informar ao usuário final que tal funcionalidade está habilitada, por exemplo.

Além disso, como parâmetros de configuração, o usuário administrador do nó r_d pode habilitar ou desabilitar a opção de verificação de autenticidade dos fluxos de dados P , mesmo que o nó s_a possibilite tal verificação, como descrito anteriormente. Por fornecer essa função de verificação da porção de dados transportado em um pacote, no GMTP não se realiza checagem de erro por soma de verificação (*checksum*), tal como em protocolos como TCP, UDP, DCCP e SCTP.

4.6.4 Obtenção da chave pública $K_{s_a}^+$ de s_a

Um nó r_d obtém a chave pública $K_{s_a}^+$ de s_a através do certificado digital disponível na URI especificada no parâmetro f da descrição da mídia, como ilustrou-se no Algoritmo 5, Linha 11, da Seção 4.4.2. Isto ocorre após o nó r_d receber o pacote *GMTP-Register-Reply*, que confirma o registro de participação ou a conexão para obter um fluxo de dados P , como apresentou-se no Algoritmo 1, Linha 7, Seção 4.3.1.

Após obter o referido certificado digital do nó s_a , o nó r_d pode realizar *cache* do certificado, que pode ser utilizado quando os próximos nós c_f realizarem outras requisições ao nó s_a , evitando ter que obtê-lo a todo instante. De forma alternativa, o usuário administrador do nó r_d pode obter o arquivo de certificação digital do nó r_d e informá-lo, por meio de *upload* nas configurações do nó r_d . Deve ser opcional também para o usuário administrador do nó r_d escolher se tal nó deve ou não realizar *cache* dos certificados digitais dos nós s_a .

4.7 Outras Considerações

Nesta seção, apresentam-se brevemente outras funcionalidades do GMTP, tais como os canais de comunicação, eleição de relatores e procedimentos de desconexão e falha de um nó repassador.

4.7.1 Canais de comunicação

No GMTP, utilizam-se três canais de comunicação para executar suas funcionalidades, o canal de controle, o de transmissão *unicast* e o de transmissão *multicast*. A seguir, definem-se tais conceitos.

Canal de Controle:

Quando um repassador iniciar uma instância do protocolo GMTP, este deve criar um *socket multicast* no endereço IP 238.255.255.250 e na porta 1900, em toda interface de rede local, ou seja, nas interfaces por onde se permite acesso aos clientes. Através desse *socket*, um nó GMTP é capaz de enviar e receber pacotes de controle utilizados para negociar as funções de transmissão de um determinado fluxo de dados de mídia ao vivo. Por exemplo, utiliza-se este canal para permitir que um cliente envie pedidos de conexão e descobrir quais fluxos de dados já estão sendo recebidos e qual canal *multicast* cada um deles está disponível.

A decisão do uso do endereço IP *multicast* 238.255.255.250 foi baseada na RFCs 2365 [251], que define o escopo administrativo do uso dos endereços *multicast* entre 239.0.0.0 e 239.255.255.255. O endereço 238.255.255.250 é definido no escopo de uso global e sua alocação deve ser confirmada pela IANA antes do uso massivo do GMTP na Internet.

Canal de transmissão *unicast*:

O canal de controle e recepção *unicast* é criado por todos os repassadores ao iniciar uma instância do protocolo GMTP. Na prática, trata-se de um *socket* que os repassadores formam as devidas parcerias para transmitir os fluxos de dados uns para os outros e, posteriormente, serem disseminados em modo *multicast* pelos respectivos repassadores aos seus clientes.

Do ponto de vista de roteamento, todo repassador deve avaliar os datagramas GMTP e realizar as ações apropriadas, definidas nas próximas seções deste capítulo. Por exemplo, no processo de estabelecimento de conexão, a ser detalhado na Seção 4.4.3, ao processar um pacote GMTP transmitido por um cliente, o repassador deve verificar se o pacote é do tipo *GMTP-Request* e, em caso positivo, deve-se retornar um pacote do tipo *GMTP-Response* ao cliente, se o fluxo de dados de interesse do nó cliente especificado no pacote *GMTP-Request*

já estiver sendo recebido por tal repassador.

Canal de repasse *multicast*

O canal de repasse *multicast* é utilizado por um repassador para encaminhar datagramas vindos de um servidor ou de outro repassador para a rede local. Na prática, esse canal de repasse é um *socket multicast*, criado pelo repassador, para transmitir os datagramas para todos os seus clientes interessados por um evento ao vivo.

O *socket de repasse multicast* deve ser criado quando um repassador começa a receber um determinado fluxo de dados correspondente a um evento de interesse de pelo menos um dos seus clientes. Na prática, quando isto acontece, o repassador deve criar um *socket multicast* em um endereço IP e número de porta escolhida aleatoriamente na faixa de endereços IP de escopo local 239.192.0.0/14, definida na RFC 2365 [251]. Como se trata de uma faixa de endereçamento IP *multicast* de domínio local, não se faz necessário registrar o uso desses endereços. Isto significa que para todo fluxo de dado de um evento ao vivo, deve-se alocar um endereço IP e uma porta. No caso do esquema de endereçamento IPv4, será possível definir a transmissão de exatos 17.179.607.040 (dezessete bilhões, cento e setenta e nove milhões, seiscentos e sete mil e quarenta) diferentes fluxos de dados em uma rede local, o que é mais do que suficiente e escalável por vários séculos.

4.7.2 Procedimentos para desconexão de nós c_f , l_w e r_d

O processo de finalização de uma conexão GMTP ocorre com algumas diferenças se comparado com outros protocolos orientados à conexão. Para sinalizar uma desconexão, um nó c_f transmite um pacote do tipo *GMTP-Close* pelo canal de controle, contendo o nome do fluxo que deseja se desconectar. Ao receber este tipo de pacote, o nó r_d transmite ao nó c_f um pacote do tipo *GMTP-Reset*, sinalizando que está ciente do fechamento da conexão. Nesse ínterim, os nós desalocam recursos relacionados à respectiva conexão. Este procedimento é suficiente para o pedido de finalização de uma conexão de um cliente GMTP, porém para finalizar uma conexão de um nó l_w e r_d outros procedimentos são necessários.

Desconexão de um nó l_w :

Como apresentado na Seção 4.5.2, um nó l_w é responsável por relatar ao nó r_d as condições de recepção de pacotes $p_x \in P$ em uma transmissão *multicast* e assim determinar a taxa de transmissão que deve ser utilizada para repassar o referido fluxo de dados. Sem os nós l_w , tal procedimento não seria possível. Sendo assim, deve-se realizar um procedimento para eleger um novo nó l_w quando um nó com tal responsabilidade solicite desconexão. Os candidatos a se tornar nó l_w são os nós c_f já recebendo o fluxo de dados P , sendo que o nó l_w em procedimento de desconexão deve esperar que o procedimento de nova eleição seja concluído. Nesse ínterim, o nó l_w em processo de desconexão deve continuar enviando pacotes do tipo *GMTP-Ack* para o nó r_d .

Desconexão de um nó r_d :

Um nó r_d realiza o procedimento de desconexão não por intervenção da aplicação, mas sim quando $C_i(r_d) = 0$ para um determinado fluxo de dados P , ou quando o nó s_a explicitamente sinaliza a desconexão. Neste caso, pode ocorrer uma situação crítica para todos os nós parceiros r_q de r_d , pois teoricamente estes não poderão mais receber os pacotes de dados $p_x \in P$. Para evitar um período de instabilidade na recepção de P por parte dos nós parceiros de r_d , define-se um parâmetro chamado de período de carência para novas parcerias (*grace period for new partnerships*). Trata-se de um parâmetro que determina o tempo em que um nó r_d , em processo de desconexão, continuará repassando o fluxo de dados P para seus parceiros r_q .

O valor para o *período de carência para novas parcerias* é transmitido para os nós parceiros r_q de r_d , que por sua vez deve iniciar o procedimento de realizar outras parcerias a fim de continuar recebendo o fluxo de dados P (Fase 3 do procedimento de conexão do GMTP). Opcionalmente, um nó r_d pode aceitar receber de seus nós parceiros r_q , o valor para o período de carência, desde que não ultrapasse um limite máximo definido pelo administrador de r_d .

4.7.3 Eleição de nós l_w

Para um fluxo de dados P , o primeiro nó l_w será o nó c_f que iniciar a primeira conexão para obter o referido fluxo. Os seguintes nós l_w serão os próximos nós c_f que se conectar para receber o fluxo de dados P , até atingir um parâmetro que determinará a quantidade máxima de nós l_w por fluxo de dados P . Tal parâmetro pode ser determinado pelo administrador do nó r_d . Por padrão, utiliza-se $\frac{1}{6}$ dos nós $c_f \in C_i(r_d)$ como sendo relatores para a transmissão de um fluxo de dados P .

Sendo assim, à medida que um nó r_d recebe pacotes do tipo *GMTP-Request*, no pacote de resposta *GMTP-Response*, o nó r_d ativa um indicador sinalizando que o referido nó c_f em processo de conexão deverá se comportar como um nó l_w , passando a enviar relatórios da taxa de transmissão calculada, como discutiu-se na Seção 4.5.2.

Uma outra situação que se faz necessária a eleição de nós l_w é no procedimento de desconexão, como explicado na Seção 4.7.2. Para esse caso, quando o nó r_d receber o pacote do tipo *GMTP-Close*, este deve verificar se o referido nó c_f é um nó l_w . Em caso afirmativo, o nó r_d deve transmitir para um dos nós c_f que também recebe o referido fluxo de dados P (se houver), um pacote do tipo *GMTP-Elect-Request* e aguardar por um *GMTP-Elect-Response*. Este procedimento deve ocorrer com garantia de entrega.

4.8 Sumário do Capítulo

Neste capítulo, apresentou-se o *Global Media Transmission Protocol* (GMTP), um protocolo baseado em uma arquitetura híbrida P2P/CDN para distribuição de mídias ao vivo através da Internet. Para viabilizar a distribuição de um fluxo de dados, uma aplicação obtém o conteúdo e requisita sua transmissão ao protocolo GMTP, por meio de uma API *socket*. Para disseminar o conteúdo da aplicação, o GMTP utiliza servidores dispostos em uma rede CDN e constitui dinamicamente uma rede P2P, formada pelos roteadores localizados entre os clientes interessados em obter o fluxo de dados multimídia e os servidores da CDN. Para isto, os roteadores expressam interesse em participar da rede ao realizarem registros de participação (previamente ou sob-demanda) em um ou mais servidores, ao passo que os servidores começam a conhecer todas as possíveis rotas para alcançar os clientes.

Quando um cliente requisita um fluxo de dados a um servidor, seu roteador de borda,

participante da rede P2P, assume a responsabilidade de obter o fluxo de dados de interesse. Nesse ínterim, o roteador do cliente transmite um pedido ao servidor e receber como resposta os pacotes de dados referentes à mídia de interesse (em modo *unicast/push*). À medida que transmissões diretas (servidor → cliente) ocorrem, os roteadores presentes nas rotas entre o servidor e os clientes vão sendo “alimentados” pelos pacotes de dados referentes à mídia em questão, ao passo que os roteadores intermediários interceptam os mesmos pacotes de dados quando seus clientes locais também têm interesse pela mesma mídia. Isso habilita o conceito de sub-fluxo.

Os roteadores formam parcerias entre si, diretamente por interceptação de pacotes de dados ou com base em instruções obtidas através dos servidores, que executam um algoritmo para determinar a intersecção de rotas usadas por outros roteadores para obter o mesmo fluxo a partir do servidor. Isto ocorre quando o servidor detecta pontos comuns nas rotas e, em vez de aceitar um novo pedido de conexão de um nó solicitante em obter o fluxo de dados, recusa-o e sugere ao nó solicitante uma lista de roteadores candidatos a parceiros, de modo a evitar múltiplas conexões em direção ao servidor. Um roteador pode também solicitar explicitamente uma lista de candidatos a parceiros a fim de obter mais rapidamente os pacotes de dados e, secundariamente, conhecer outros roteadores e contatá-los em caso de desconexões dos seus parceiros atuais.

A distribuição do conteúdo em uma rede local sempre ocorre em modo *multicast*. Para isto, o roteador cria dinamicamente canais *multicast* e os divulga na rede à medida que recebem pedidos de conexão para obter fluxos de dados que já estão sendo recebidos. Sendo assim, não se transmite mais de um pedido de conexão ao servidor para uma mesma mídia, partindo da mesma rede. O GMTP executa três fases de conexão. A primeira fase de conexão ocorre quando o primeiro nó em uma rede local solicita receber um determinado fluxo de dados; a segunda fase ocorre através do compartilhamento dos pacotes de dados de um fluxo em modo *multicast*; e a terceira fase permite que os roteadores aumentem suas parcerias.

Em seguida, discutiu-se sobre a estratégia para realizar controle de congestionamento durante o processo de disseminação de uma mídia ao vivo. Nesse contexto, propõe-se dois algoritmos. O GMTP-UCC tem como objetivo controlar o congestionamento no núcleo da rede P2P, além de expor as informações de seu estado aos servidores. Os servidores podem utilizar tal informação para adaptar o conteúdo multimídia de acordo com a capacidade

de transmissão da rede, que sempre tende a ser próxima da capacidade de um PS. Além disso, o algoritmo GMTP-UCC pode auxiliar os nós receptores a selecionarem os melhores parceiros de acordo com a capacidade de transmissão do canal entre os receptores e os transmissores. Já o GMTP-MCC tem como objetivo controlar o congestionamento na rede local, em transmissões dos fluxos de dados *multicast*. O roteador elege um sub-conjunto de clientes (relatores) responsáveis por enviar relatórios de suas respectivas capacidade de recepção de dados, ao passo que o roteador define a próxima taxa de transmissão com base nesses relatórios. Por utilizar uma estratégia adaptada do TFRC, o GMTP-MCC emula a taxa de transmissão que seria utilizada pelo TCP caso este fosse utilizado para transmitir o fluxo de dados, tornando o GMTP um protocolo TCP-Friendly.

Por fim, discutiram-se aspectos sobre segurança e os métodos empregados no GMTP para evitar ataques de poluição. O mecanismo de segurança do GMTP permite que os servidores assinem digitalmente os dados transmitidos, ao passo que se permite aos repassadores validarem se tal conteúdo não foi alterado ao longo do caminho entre o servidor e os diversos clientes. Além disso, discutiram-se outros aspectos relacionados ao GMTP, como as ações realizadas na desconexão dos repassadores, relatores e clientes, bem como a eleição de relatores.

As definições das funções do GMTP foram propostas com base em investigações dos trabalhos disponíveis no estado da arte e guiadas por questionamentos sobre quais funções se mostraram eficazes ao longo de 15 anos de pesquisa quando aplicadas em sistemas P2P e P2P/CDN, bem como aquelas que podem ser aprimoradas (ou ainda, aquelas que fazem sentido manter na camada de aplicação). Com esta visão, decidiu-se reduzir as responsabilidades dos clientes e aumentar a responsabilidade dos roteadores de rede no processo de disseminação dos pacotes de dados multimídia, fazendo uso de informações mais precisas sobre a capacidade de transmissão do núcleo da rede e abstraindo-se a complexidade desse processo da camada de aplicação. Consequentemente, padroniza-se a forma como as aplicações distribuem e recebem conteúdos multimídia, permitindo-se que aplicações, desenvolvidas por diferentes fornecedores, possam cooperar entre si para obter um mesmo conteúdo multimídia de interesse.

A decisão de utilizar roteadores para formar uma rede colaborativa, a fim de disseminar o conteúdo multimídia, pode melhorar o desempenho das transmissões de conteúdos mul-

timídia ao vivo, pois reduz-se o impacto negativo causado por fatores que desestabilizam a rede e a qualidade de serviço, tais como a capacidade de processamento e memória dos dispositivos, mobilidade e dinâmica de entrada/saída dos clientes (*churn*). Esses fatores são os mais críticos em se utilizar uma rede P2P para distribuição de conteúdos multimídia, principalmente com a popularização dos dispositivos móveis. Por exemplo, usar dispositivos móveis como nós contribuidores de recurso não é uma estratégia apropriada, principalmente em redes híbridas IP/celular (por exemplo, 3G). A partir do uso do GMTP, bastará posicionar um roteador GMTP entre a rede IP e a rede celular para atender à demanda de todos os nós móveis.

Capítulo 5

Análise de Projeto e do Desempenho do GMTP

Neste capítulo, apresentam-se a análise de projeto e a avaliação de desempenho do protocolo GMTP com relação às propostas Denacast/CoolStreaming [1, 121] e o CCN-TV [122], selecionadas devido à similaridade arquitetural para distribuição de mídias ao vivo. Tratam-se de propostas que adotam a maioria das estratégias disponíveis no estado da prática/arte para o fim que se discute, referenciadas na literatura e acessíveis para estudos comparativos. Nesse contexto, considera-se que as avaliações são equânimes, pois o Denacast estende o funcionamento do CoolStreaming para dar suporte a uma estrutura P2P/CDN, o CCN-TV faz uso de uma infraestrutura que considera efetivamente o suporte da rede para otimizar o acesso aos dados e o GMTP, que essencialmente explora uma estratégia híbrida em relação a estes concorrentes.

Inicialmente, na Seção 5.1, analisa-se o projeto GMTP no tocante aos seus benefícios e funcionalidades, bem como uma comparação de projeto (arquitetura e modelo de serviço) frente ao Denacast/CoolStreaming (a partir deste ponto chamado apenas de Denacast) e o CCN-TV. Em seguida, apresenta-se a fase de avaliação do GMTP. Na Seção 5.2, apresenta-se a metodologia de avaliação de desempenho do GMTP. Na Seção 5.3, estabelecem-se confrontos entre o GMTP e os sistemas supracitados, apresentando-se os resultados e discussões mais relevantes. Por fim, na Seção 5.4, apresenta-se o resumo dos principais resultados obtidos na análise de desempenho e o sumário deste capítulo.

5.1 Análise do Projeto

Nesta seção, objetiva-se justificar a proposta do GMTP não apenas como um protocolo que reduz a complexidade das aplicação e promove a interoperabilidade entre os sistemas, mas também suscitar que um conjunto mínimo de serviços, quando organizado de forma mais adequada, promove melhorias substanciais no projeto das aplicações e principalmente no uso dos recursos de rede.

Nesse contexto, organizou-se esta seção em duas partes. Primeiramente, analisam-se as funções do GMTP e seus consequentes benefícios e, em seguida, apresenta-se uma comparação de projeto entre o GMTP, o Denacast e o CCN-TV.

5.1.1 Projeto e benefícios do GMTP para os sistemas e para as redes

Como já apresentado na problemática deste trabalho (Seção 1.2), os desenvolvedores de sistemas de distribuição de mídias ao vivo enfrentam problemas que deveriam ser solucionados nas camadas inferiores da pilha TCP/IP e, por tentarem resolver na camada de aplicação, geram problemas adicionais.

Por exemplo, ao tentarem implementar na aplicação recursos para conexão multi-ponto (em geral P2P) e tratamentos de diferentes topologias, passa a ser necessário selecionar nós parceiros e tolerar falhas, o que por si só já geram outros problemas e que impactam negativamente na qualidade de serviço das aplicações. A necessidade de selecionar nós parceiros acarreta na necessidade de definir estratégias para atenuar o *churn* da rede, o que requer que as aplicações definam estratégias que utilizam o histórico de disponibilidade e oferta de serviço dos candidatos a parceiros, o que acarreta na necessidade de ter que aferir e tomar decisões para ordenar os nós com base em critérios pré-definidos, mas sem garantias de obter uma melhor qualidade de serviço.

Como consequência das ações anteriores, demanda-se a obtenção de informação de contexto sobre os nós (localização, perfil do usuário, estimativas e medições de custos entre nós, etc). Devido ao dinamismo das redes, gerado pela tentativa de implementar conexão multi-ponto, faz-se necessário incentivar à cooperação entre nós a fim de mantê-los mais tempo conectados. Como consequência, deve-se explorar diversas técnicas para este fim, como as baseadas em modelos econômicos, cada uma com seus próprios desafios. Pelo modelo

cooperativista implementado nas aplicações P2P, tornou-se necessário identificar e inibir a participação de nós *free-riders*, o que remete à necessidade de incentivos. Devido à complexidade de estimar a real capacidade de transmissão dos nós, tornou-se também necessário o uso de técnicas para monitorar a capacidade de recepção dos nós clientes a fim de adaptar os fluxos de dados com base em tal informação, sendo também necessário oferecer canais de transmissão com diferentes níveis de qualidade da mídia. Por fim, devido à cooperação direta entre os clientes, facilita-se a implementação de ataques de poluição e, portanto, fez-se necessário o emprego de soluções para impedi-los, ou ao menos validar o conteúdo antes de sua reprodução ao usuário final.

Ao observar os problemas resultantes da tentativa suprir as limitações da rede, a seguir, enumeram-se cinco principais benefícios que podem ser constatados ao utilizar o GMTP, tanto no contexto dos sistemas de distribuição de mídias ao vivo quanto no contexto do consumo dos recursos de rede, relacionando-os com os recursos atualmente empregados nos sistemas de distribuição de mídias ao vivo (Figura 5.1).



Figura 5.1: Estado das funções de aplicação após o uso do protocolo GMTP.

1. *Otimização arquitetural*: antes do GMTP, os desenvolvedores de sistemas multimídia eram obrigados a considerar limitações de arquitetura de rede em seus projetos de software. Por exemplo, a lógica para distribuição da mídia era toda embutida na aplicação, aumentando sua complexidade de manutenção. O GMTP abstrai a complexidade de distribuir mídias ao vivo com base, por exemplo, no gerenciamento transparente de canais *multicast* (adicionar e remover) sem a influência da aplicação, inclusive entre diferentes domínios administrativos. Além disso, abstraem-se outros aspectos importantes para a aplicação, como o controle de congestionamento, antes embutidos na aplicação por falta de uma proposta mais adequada.

2. *Interoperabilidade entre sistemas:* O GMTP unifica a forma que os sistemas finais transmitem e recebem mídias ao vivo, uma vez que todo esse processo ocorre na camada de transporte e sem qualquer influência da aplicação. Isto significa que os sistemas podem cooperar entre si sem necessariamente deter conhecimentos arquiteturais e de interfaces de aplicação (API) uns dos outros. O plano é entregar as partes da mídia o mais rápido quanto possível, utilizando-se os melhores pares e independente dos sistemas. Para tornar isto possível, estabeleceram-se no GMTP funções como descrição da mídia e mecanismos que promovem a cooperação entre os nós, sem necessitar manter controle sobre os nós que mais contribuem e aqueles que apenas se aproveitam dos recursos dos outros (*free-riders*). Nesse ínterim, realizam-se outras funcionalidades importantes tanto para melhorar o serviço oferecido às aplicações quanto ao consumo dos recursos de rede. Por exemplo, o mecanismo de controle de congestionamento empregado no GMTP funciona de forma colaborativa, tanto em *unicast* quanto *multicast*, sem a influência da aplicação, que não pode injetar informações falsas sobre sua percepção do estado da rede.
3. *Facilidade na integração:* os atuais e novos sistemas de distribuição de mídias ao vivo poderão integrar o GMTP de forma simples, uma vez que se manteve o uso da API tradicional de *sockets*. Para os sistemas existentes, muitas das funcionalidades, como as citadas no início desta seção não serão mais necessárias, podendo-se reduzir sobremaneira a complexidade da aplicação e consequentemente de manutenção. Para os sistemas novos, permite-se uma prototipação mais rápida e com menor chances de erros, evitando-se a super utilização dos recursos de rede devido ao emprego de boas práticas de engenharia de software para distribuição de mídias ao vivo e desacopladas da aplicação.
4. *Desacoplamento e Extensibilidade:* a organização do GMTP em dois módulos, GMTP-Inter e GMTP-Intra, permite o desacoplamento entre o que é função de rede e de aplicação, respectivamente. Isto evita que as funções de rede, como controle de congestionamento e distribuição de pacotes de dados sofram influência da aplicação. Apesar dessa separação, ainda sim permite-se a troca de informações entre os sistemas finais e a rede, mas que sejam somente pertinentes à distribuição de mídias (*Cross-*

Layer). Além disso, possibilita-se a extensão do GMTP em casos de requisitos mais avançados da aplicação, quando não disponível no GMTP. Por exemplo, um desenvolvedor poderá promover alterações no GMTP-Intra e/ou GMTP-Inter a fim de atender suas necessidades sem afetar o GMTP-Inter e a aplicação em execução no sistema final. Uma fabricante de um roteador pode promover mudanças no GMTP-Inter (por exemplo, melhorar a estratégia de manipulação do *cache* ou de verificação de pacotes) e disponibilizar uma nova versão da *firmware* sem necessariamente ter que atualizar o GMTP-Intra em todos os sistemas finais. As decisões tomadas principalmente na definição do cabeçalho do GMTP oferecem esse tipo de flexibilidade. Nesse contexto, é possível, por exemplo alterar o formato de descrição de uma mídia (função do GMTP-Intra) sem precisar alterar o GMTP-Inter, permitindo-se atualizações gradativas dos sistemas finais para uma nova versão do GMTP-Intra, sem afetar o funcionamento da aplicação, devido à abstração da API de sockets. O fato é que a proposta do GMTP é uma infraestrutura que permitirá a evolução do protocolo sem afetar a camada de aplicação, permitindo-se a adição de outras estratégias de distribuição de mídias ao vivo que possam surgir futuramente e o principal, que estarão disponíveis automaticamente para uso em qualquer aplicação.

5. *Eliminação de recursos paliativos e consequentes:* quando se delega muitas responsabilidades à aplicação, há uma tendência de desordem, de fragmentação de funcionalidades e consequentemente de um baixo aproveitamento dos recursos de rede, devido à liberdade que as aplicações passam a ter de promover seus próprios recursos da forma que seu desenvolvedor desejar. Por exemplo, em redes puramente P2P é sempre complexo manter uma estrutura sem nós *free-riders*, apesar de existirem algoritmos para reduzir o efeito dessa prática na rede. Com o uso do GMTP pode-se reduzir drasticamente os nós *free-riders*, pois quando um nó requisita um fluxo de dados automaticamente o GMTP poderá compartilhá-lo com outros nós parceiros. Um outro exemplo é o tratamento para conexão multi-ponto e tolerância às falhas. O mecanismo de conexão multi-ponto é resolvido no GMTP pela interceptação de requisições e sugestão de parcerias entre nós roteadores. Com relação às falhas, mesmo que um nó roteador seja desconectado da rede seus parceiros não se tornarão órfãos, pois o nó repassador GMTP pode obter o conteúdo multimídia a partir de múltiplos nós repassadores, o que

reduz drasticamente problemas causados pelo *churn*. Enfim, outros problemas que são tratados na camada de aplicação e que, com o uso do GMTP, tornam-se obsoletos são a necessidade de obter informações de contexto sobre os nós, tais como localização, perfil de usuário e custos; uso de mecanismos de incentivos para permitir a cooperação; adaptação de fluxos de dados com base na capacidade dos nós receptores; controle de congestionamento, detecção de nós *free-riders* e de ataques de poluição.

5.1.2 Comparativo: GMTP, Denacast/CoolStreaming e CCN

A seguir, apresentam-se detalhes de comparação entre o GMTP e os seus dois principais concorrentes: Denacast e CCN. O Denacast pode ser considerado o estado da prática, o principal representante dos sistemas para distribuição de mídias ao vivo e que consideram uma arquitetura P2P/CDN. Já a CCN pode ser considerada uma proposta do estado da arte, onde o foco da discussão passa a ser mais arquitetural, com um cunho comparativo e menos relacionado com a camada de aplicação.

GMTP vs. Denacast:

1. No CoolStreaming, a rede de favores é centrada no dado. Os nós realizam parcerias considerando quais parceiros possuem as partes da mídia de interesse e a mudança de parcerias ocorre ao longo da transmissão. Isso gera instabilidades na transmissão, impactando diretamente em métricas como o índice de continuidade. Além disso, efetivam-se parcerias independente da posição do nó na rede de favores, levando-se em consideração apenas o nó que detém um determinado conteúdo de interesse e sua capacidade de *upload*, o que pode gerar sobrecarga na troca de informações de controle. No GMTP, a rede de favores é centrada na conexão e a constituição de tal rede ocorre de forma transparente à aplicação. A formação da rede acontece no processo de pedido de conexão, onde os nós intermediários (roteadores), localizados entre o nó interessado pela mídia (cliente) e o nó transmissor (servidor), são autorizados a interceptar o pedido de conexão e responder ao nó cliente como se fossem o servidor original. Somente depois dessa fase, os nós roteadores GMTP iniciam um processo de expansão de parcerias, onde podem realizar parcerias com outros nós que não estejam,

necessariamente, conectados em um mesmo servidor da CDN.

2. O conceito de sub-fluxo empregado no CoolStreaming adiciona complexidade à solução sem necessariamente resultado em melhor desempenho. Em [214], os autores do CoolStreaming discutem que aumentar a quantidade de número de sub-fluxos não melhora proporcionalmente algumas métricas, como o índice de continuidade e utilização da capacidade de *upload* dos nós transmissores (em média). Os autores executaram simulações com 40 mil nós e 24 servidores auxiliares (que funcionaram apenas como nós transmissores) e observaram que a partir de 8 sub-fluxos, a métrica de índice de continuidade de capacidade de *upload* não melhoram, piorando em alguns casos (quando se utiliza nós com capacidade heterogêneas de transmissão). No GMTP, utiliza-se sempre o método *push* após um nó estabelecer uma conexão e os roteadores no caminho entre o nó servidor, com interceptação de requisições. O método *pull* é utilizado somente quando se deseja obter um determinado conteúdo que está na iminência de ser reproduzido e que ainda não foi recebido via *push*. Essa estratégia reduz a quantidade de requisições ao servidor e o atraso para começar a reprodução de uma mídia ao usuário final (apenas o primeiro usuário perceberá um atraso maior do que os demais).
3. Os nós da rede de sobreposição do sistema CoolStreaming são os sistemas finais, que executam aplicações de rede. No GMTP, constitui-se uma rede de sobreposição entre os roteadores e não entre os sistemas finais. Dessa forma, a rede se torna estável com relação a dinâmica de entradas e saídas de nós clientes, sendo possível continuar utilizando temporariamente os recursos de um roteador, mesmo quando seus nós clientes desistem de continuar obtendo a mídia de interesse. Por exemplo, no CoolStreaming e sistemas similares, se o usuário fechar o aplicativo pode resultar em interrupções temporárias na reprodução da mídia por parte de outros nós da rede, impactando no índice de continuidade.
4. Um nó recém integrado à rede DONet pode levar muito tempo (em alguns casos 20 segundos) para obter os primeiros blocos da mídia a fim de reproduzi-lo ao usuário final. Isto porque, ao se conectar à rede, um nó solicita o mapa de *buffer* a um conjunto de nós parceiros informados por um servidor de *bootstrap*. Porém, o desafio é definir a partir de qual ponto do *buffer* um nó deve começar a solicitar os blocos da mídia.

Por exemplo, se o novo nó requisitar um bloco de vídeo muito antigo, pode ser que tal bloco não esteja mais disponível, já que o nó cliente (suposto parceiro) remove o bloco após sua reprodução. Por outro lado, se o nó requisitar um bloco da mídia muito recente, pode ser que nenhum de seus nós parceiros o tenha disponível, aumentando-se o tempo de espera. No GMTP, situações como essas não ocorrem porque se utiliza, por padrão, o método *push* e, além disso, as últimas partes da mídia (mais atuais) já podem estar disponíveis no roteador, quando outros clientes já estão conectados e recebendo o fluxo de dados correspondente à mídia de interesse.

5. A seleção de nós no sistema CoolStreaming ocorre com base na escolha aleatória de um sub-conjunto de nós disponíveis em uma lista de parceiros. Após realizar parcerias com um sub-conjunto de nós, um nó começa a receber os blocos da mídia, ao mesmo tempo que monitora o *status* de recepção dos sub-fluxos, transmitidos por diferentes nós parceiros. Quando um nó percebe que a taxa de recepção não está satisfatória, inicia-se um processo para selecionar novos nós parceiros. A grande questão é definir quando, de fato, a taxa de recepção não está sendo suficiente, devido à dinâmica da rede. Um nó parceiro que é identificado com um nó ruim, no instante seguinte pode ser que o cenário mude e o referido nó passe a ser a melhor parceria, porém a desconexão entre estes já pode ter sido efetivada. Para realizar essa avaliação, cada nó monitora o *buffer* de recepção dado um sub-fluxo j transmitido por um nó C_1 ao nó C_2 , observando as inequações 3.1 e 3.2, apresentadas na Seção 3.2.6, tomindo-se então uma decisão. Essa estratégia é muito complexa quando em sistemas de distribuição multimídia em larga escala, pois se exige o monitoramento constante dos *buffers* dos sub-fluxos, o que implica em exaustivas trocas de mapa de *buffer*, que aumenta proporcionalmente com o aumento da quantidade de nós parceiros, tal como se discutiu na Seção 3.2.6. A consequência é um aumento expressivo de pacotes de controle entre os nós parceiros e seus nós pais, além da transmissão de pacotes de dados contendo as partes da mídia. No GMTP nada disso é necessário, aliás, faz-se de uma forma bastante diferente. Utiliza-se o próprio algoritmo de controle de congestionamento (GMTP-Inter), que expõe aos nós clientes e aos nós parceiros e/ou servidores o nível de utilização do canal a cada instante definido com base no RTT, como discutiu-se na Seção 4.5.1. Com isto, permite-se a formação de parcerias sem precisar exigir que as

aplicações monitorem o estado da rede. Dessa forma, tanto um nó receptor quanto o nó transmissor conhecem a capacidade máxima de transmissão no canal que separa ambos e, assim, o nó transmissor ajusta sua taxa de transmissão em direção ao nó receptor de acordo com a capacidade de transmissão disponível em um certo instante.

6. No ponto de vista da rede P2P, as considerações sobre o sistema Denacast são similares ao caso do CoolStreaming. Com relação à arquitetura geral do Denacast, propõe-se uma melhor organização da rede de sobreposição devido ao uso de servidores de uma rede CDN. Isto permite melhor agrupamento dos nós em uma determinada região da rede (delimitada pela localização do nó servidor da CDN). Nesse sentido, o Denacast escala melhor o número de nós e melhora as métricas de qualidade de serviço relacionadas à transmissão de uma mídia ao vivo, comparando-o ao CoolStreaming [1, 121].

GMTP vs. CCN:

1. Como discutiu-se no Capítulo 1, as aplicações de transmissão de mídias ao vivo possuem algumas peculiaridades que precisam ser tratadas nas camadas abaixo da aplicação, sendo praticamente impossível generalizar uma infraestrutura que sirva para fluxos de dados elásticos e inelásticos. Em geral, na rede CCN, constatou-se com base na revisão da literatura uma tendência a considerar uma arquitetura mais genérica possível para permitir diferentes padrões de tráfego, mas isso não é trivial – certos tipos de tráfego, multimídia por exemplo, requer tratamento peculiar da aplicação e principalmente da rede. Por este motivo, no GMTP, decidiu-se partir dos requisitos específicos dos sistemas de distribuição de mídias ao vivo e questionar sobre quais funções utilizadas nesses sistemas podem ser generalizadas para a aplicação e controladas pela rede e/ou abstraída pelo sistema operacional. Como resultado do GMTP, adiciona-se à rede IP, originalmente proposta para transportar fluxos de dados em sua maioria elásticos, a capacidade de prover funções comuns a todas as aplicações que transmitem fluxos de dados inelásticos. Estrategicamente, adotou-se a premissa de que é mais importante entregar os pacotes de dados às aplicações de rede o mais rapidamente possível, mesmo que para isso tivesse que enfraquecer possíveis restrições comerciais da mídia sendo transportada. Nesse último caso, se houver restrições comerciais da aplicação,

pode-se simplesmente optar por implementar um mecanismo proprietário de codificação e autenticação. Isto pode ser feito diretamente na aplicação, estendendo-se o GMTP-Intra.

2. Como consequência do item anterior, a rede CCN transmite mais pacotes de controle do que o GMTP por ter uma proposta de modelo de serviço mais genérico, baseado em *pulling*. No GMTP, propõe-se um modelo de serviço híbrido *push-pull*. Por ter um modelo de serviço mais específico para sistemas de distribuição de mídias ao vivo, no GMTP o mecanismo de *cache* das partes de uma mídia é mais simples de se implementar, pois se utiliza uma estrutura de *buffer* circular, substituindo-se as partes da mídia à medida que se recebem as partes subsequentes, sem a necessidade do roteador transmitir, a todo instante, o equivalente ao que foi denominado de pacote de interesse, considerando-se nomenclaturas básicas das redes CCN. Em CCN, um dos grandes desafios é definir quanto tempo um dado deve permanecer em *cache*, já que nem sempre os pacotes contém dados transitentes. Isto impacta diretamente nos sistemas de mídia ao vivo, uma vez que um pacote pode expirar e continuar sendo mantido em *cache*. Isto motiva outro desafio: determinar se um dado em *cache* ainda é válido, principalmente em aplicações elásticas. No caso do GMTP, decidiu-se continuar usando endereçamento IP com o objetivo de que a sua adoção seja mais simples, considerando-se a estratégia de apenas instruir os roteadores a realizar uma política mais sofisticada de repasse, quando os pacotes entram na fila de roteamento, aproveitando-se a oportunidade de também repassá-lo através de rotas adicionais, de acordo com a demanda.
3. Para executar as aplicações de rede existentes na Internet sobre uma rede CCN, fazem-se necessárias maiores alterações nos sistemas de transmissão de mídias ao vivo. Será necessário que os atuais sistemas mudem a lógica de requisição das partes da mídia, sendo mandatório também alterar o esquema de identificação do conteúdo de interesse, que passa a ser por nome e não mais por endereço IP e número de porta. Em CCN há uma inversão na forma que uma aplicação obtém os pacotes de dados. Isto porque propõe-se que o nó cliente controle praticamente todos as funções de transporte de dados, como controle de perda/erro, controle de congestionamento e de fluxo. No GMTP, realiza-se uma forma implícita de nomear os fluxos, levando-se em consideração que a aplicação é responsável por gerenciar a transmissão de dados.

ração a estratégia atual de acesso baseada em endereço IP e porta. Gerar um código único baseado nesses dois parâmetros evita a necessidade de ter que alterar as aplicações para especificar o nome do conteúdo a ser acessado. Além disso, o controle das funções não é delegado aos nós clientes, como ocorre nas redes CCN, principalmente em se considerando distribuição de mídias ao vivo. Pelo contrário, os nós finais (cliente e servidor) passam a ter uma participação mínima no processo de distribuir os pacotes de dados e o GMTP extrapola o limite da construção de uma rede P2P, pois também promove serviços que evitam a ocorrência de requisitos e problemas consequentes da estratégia de uma rede P2P apenas na camada de aplicação, como os citados no início dessa seção. Enfim, mantem-se o GMTP no âmbito do paradigma das redes IP, sem exigir grandes mudanças no núcleo da rede, executando-se as funções de compartilhamento de um mesmo fluxo de dados através da formação de parcerias entre os roteadores, instruídos pelos nós servidores, que detém o efetivo conhecimento da demanda por um certo conteúdo.

4. Nas redes CCN, o mecanismo que determina a interceptação de um pacote de interesse é limitado à verificação local se o fluxo de dados já está sendo recebido ou não, sem auxílio de qualquer outro nó. Por exemplo, o nó servidor tem um papel coadjuvante, apenas respondendo pacotes de dados quando recebe um pacote de interesse, sem manter estado de conexão. No GMTP, o nó servidor tem um papel importante no processo de distribuição dos pacotes de dados ao auxiliar a rede a decidir qual é a melhor rota para obter um fluxo de dados com base na interceptação de duas ou mais rotas conhecidas e já sendo utilizadas para transmitir o respectivo fluxo. De fato, há uma troca de serviços, pois o roteador também auxilia o servidor informando qual deve ser sua taxa ideal de transmissão, evitando-se super utilização do canal e permitindo que, se necessário, o servidor realize adaptações no conteúdo.
5. Nas redes CCN, ainda não está claramente definido o uso de soluções mais otimizadas de controle de congestionamento, pelo contrário, as propostas ainda estão no âmbito de algoritmos tradicionais baseado em janelas deslizantes ou similares. Em diversas pesquisas recentes, demonstrou-se que utilizar os roteadores para realizarem controle de congestionamento melhora sobremaneira o desempenho da rede e das aplicações.

No GMTP, optou-se por utilizar tal abordagem, estendendo-a para permitir que o nó servidor sugira aos roteadores quais parcerias devem ser efetivadas, baseando-se na capacidade atual de transmissão dos canais conhecidos. Além disso, definiu-se um mecanismo para segmentar um caminho entre o cliente e o servidor com base na capacidade de transmissão dos nós intermediários. Em nenhum outra proposta disponível no estado da arte isto foi feito. Já nas CCNs, as pesquisas estão concentradas em fazer com o que o nó servidor disponibilize múltiplos fluxos de dados codificados em diferentes taxas de bits, onde os nós clientes devem monitorar sua capacidade de recepção e requisitar o fluxo de dados mais apropriado. O problema é que realizar essa função apenas monitorando perdas de dados e atraso não é uma solução efetiva, principalmente devido à dinâmica de entrada e saída dos nós na rede (*churn*).

6. Em CCN, requisitar cada pacote de dados pode introduzir uma significativa sobrecarga à rede, devido ao uso de largura de banda para transmitir a quantidade de pacotes de interesse proporcional à quantidade de pacotes de dados, aumentando a ocupação dos *buffers* dos roteadores. Isto porque os nós precisam continuamente enviar pacotes de interesse para obter os próximos pacotes de dados, consequentemente os pacotes de interesse sempre disputarão o canal de transmissão com os pacotes de dados. Para sistemas de distribuição de mídias ao vivo isto pode ser crítico. Note que as requisições estão sujeitas às condições de rede do canal de *upload* (do nó receptor ao nó transmissor, já que o nó cliente controla os serviços de transporte), aumentando-se a probabilidade de perdas de pacotes de interesse, consequentemente da recepção dos respectivos pacotes de dados. Esses cenários são típicos em serviços de conexões residenciais, onde os *enlaces* são geralmente assimétricos em termos de largura de banda, por exemplo, ADSL. A perda de um pacotes de interesse aumenta o atraso em receber os pacotes de dados, pois os nós clientes devem retransmitir os pacotes de interesse, impactando diretamente em métricas como índice de continuidade e distorção da mídia. O índice de continuidade pode aumentar porque a perda de um pacote de interesse pode gerar várias perdas de pacotes de dados. No caso da distorção da mídia, um nó cliente pode até receber um pacote de dados (depois de retransmitir uma ou mais vezes os pacotes de interesse), porém o atraso de recepção pode ser alto suficiente ao ponto de não fazer mais sentido reproduzi-lo ao usuário final. Sendo assim, mesmo em ce-

nários onde o canal de *download* não esteja congestionado, os nós receptores também podem experimentar uma baixa qualidade de serviço devido às perdas de pacotes de interesse. No GMTP, manteve-se o conceito de estabelecimento de conexão, apesar de uma versão adaptada dos modos tradicionais, então uma vez estabelecida uma conexão, os nós clientes não precisam transmitir novas solicitações a todo instante a fim de obter os próximos pacotes de dados (*push*).

7. Ainda no contexto do item anterior, quando ocorre perda ou o atraso dos pacotes de interesse em CCN, a rede não será capaz de transmitir os pacotes de dados em tempo hábil ou nunca conseguir transmiti-los, uma vez que os mesmos podem expirar no *cache* dos roteadores e portanto se tornarem inacessíveis. Nesse contexto, surgem alguns dilemas: qual é o melhor momento de desistir de requisitar um pacote de dados e requisitar o próximo. Como saber se o próximo pacote de dados foi gerado ou se a transmissão já terminou. Atualmente, existe um estudo sobre como introduzir uma função chamada de agregação de pacotes de interesse [218]. Nesse caso, um único pacote de interesse agregaria a requisição de múltiplos pacotes de dados. Entretanto, essa proposta ainda não é oficial e acarreta em outro problema. Por exemplo, a perda de um pacote de interesse agregado resultará na perda de múltiplos pacotes de dados, impactando diretamente na qualidade de serviço de uma aplicação de transmissão de mídia ao vivo. No ponto de vista prático, o usuário experimentará uma rajada de perda de pacotes de dados e a reprodução do conteúdo comprometida, impactando na métrica Índice de Continuidade.

Como base no resumo comparativo apresentado nesta seção entre os projetos GMTP, Denacast e CCN, a seguir, concentram-se as discussões em uma avaliação de desempenho do GMTP em um cenário de transmissão de uma mídia ao vivo.

5.2 Avaliação de Desempenho

Para realizar a comparação entre os sistemas supracitados, definiu-se a modalidade experimental em um ambiente de simulação de rede. Através da definição de uma topologia de rede que se aproxima do mundo real, das variáveis independentes e dos fatores, mediram-se

e analisaram-se as principais métricas (variáveis dependentes) que determinam a satisfação do usuário ao assistir a um evento através de um sistema de distribuição de mídias ao vivo. Para isto, realizou-se um estudo detalhado do comportamento do GMTP, observando-o em diferentes configurações de rede, a fim de determinar suas vantagens, limites e os impactos que seus recursos podem gerar tanto sobre os nós quanto sobre a rede.

A seguir, apresentam-se detalhes do projeto experimental executado, organizado em objetivo e hipótese, topologia de rede, variáveis e fatores, população e amostras, tratamentos, instrumentação e formato da mídia.

5.2.1 Objetivo e hipótese

O objetivo do experimento foi avaliar o desempenho do GMTP com vista à hipótese enunciada de que a constituição de uma rede de favores entre roteadores que interceptam, realizam *cache* temporário e compartilham pacotes de dados tanto em modo *multicast* quanto em modo *unicast*, auxiliados por nós servidores para determinar as parcerias com base em um algoritmo para controle de congestionamento assistido pela rede, resulta na distribuição mais eficiente (escala e qualidade) de mídias ao vivo.

Como apresentou-se no Capítulo 4, o GMTP é uma instância dessa hipótese e, sendo assim, para validá-la, confrontou-se o GMTP com o Denacast e com o CCN-TV, obtendo-se valores objetivos para as métricas que determinam a qualidade de serviço dos sistemas de distribuição de mídias ao vivo.

5.2.2 Topologia de rede

Primeiramente definiu-se a topologia da rede, como ilustra-se na Figura 5.2. Simulou-se uma versão adaptada da atual rede GÉANT¹, composta por 27 roteadores. Na Seção A.1, apresentam-se as configurações de cada roteador e seus enlaces no tocante à largura de banda e atraso de propagação, com base na legenda da Figura 5.2.

Com relação à conectividade dos nós clientes à rede, simularam-se redes locais através das quais os nós clientes estabeleceram conexões com os servidores. Para isto, foram geradas

¹Rede GÉANT é a rede de pesquisa e educação pan-europeia, que interliga as Redes Nacionais de Pesquisa e Educação da Europa (NRENs) atualmente com 41 roteadores. Para mais informações, acesse: <http://www.geant.net/>.

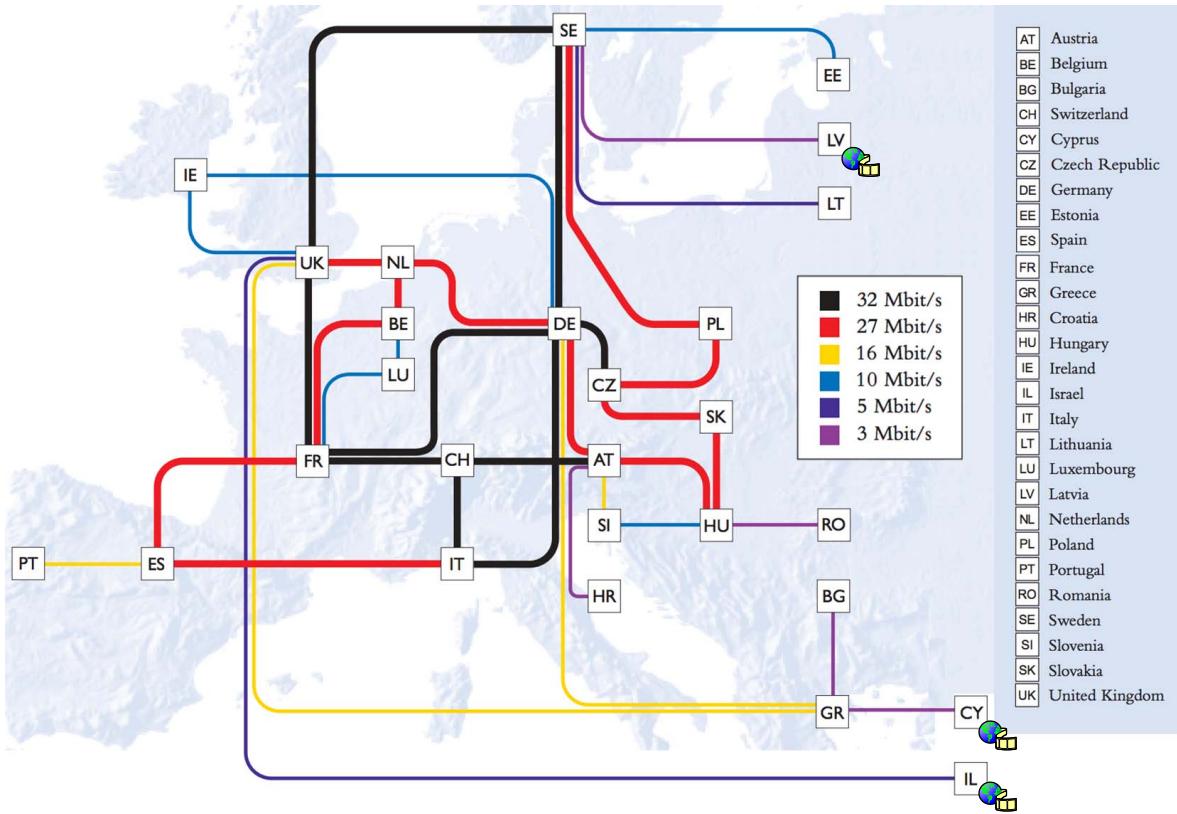


Figura 5.2: Versão adaptada do *backbone* da rede GÉANT, com larguras de banda modificadas para ser utilizada no experimento.

27 sub-grafos aleatórios de um grafo completo, com 12 vértices (nós roteadores residenciais, por exemplo) e estabeleceu-se uma aresta entre dois vértices (enlace entre roteadores) da seguinte forma: iterou-se os 12 roteadores dois-a-dois, sorteando-se um número $x \in [0, 1]$. Com base no valor de x , decidiu-se com probabilidade de 60 % estabelecer um enlace entre os dois roteadores correspondentes à cada iteração. Neste contexto, assegurou-se o estabelecimento de pelo menos um enlace para cada roteador e determinou-se uma largura de banda de *download* de 1 Mbps e atraso de propagação de 1 ms entre todos os enlaces dessas redes locais geradas. Em seguida, para cada roteador do *backbone* ilustrado na Figura 5.2, estabeleceu-se um enlace de *download* de 1 Mbps com um dos roteadores de uma das redes locais geradas (escolhida aleatoriamente dentre as 27).

Por fim, os nós clientes foram distribuídos nas redes locais de forma sequencial, um para cada roteador até distribuir todos os clientes nas redes locais. Por exemplo, supondo-se um tratamento com 500 nós clientes, o nó cliente 1 foi conectado ao nó roteador 1, o nó cliente 2 foi conectado ao nó roteador 2 e assim sucessivamente até atingir o 27º roteador

(conectando-se o nó cliente 27). Esse procedimento se repetiu, recomeçando-se a contagem do número de roteadores, até atingir o número máximo de nós clientes determinado no respectivo tratamento. Desta forma, todos os sistemas foram submetidos às mesmas condições de distribuição dos nós cliente.

Como resultado dessa estratégia, simulou-se uma rede constituída por 324 roteadores, utilizada na execução de todos os tratamentos do experimento. Com isto, garantiu-se que todos os sistemas avaliados fossem submetidos à mesma topologia de rede e alocação dos nós clientes.

5.2.3 Definição das variáveis

As variáveis foram definidas em 3 categorias: independentes, fatores e dependentes.

Variáveis independentes:

Na Tabela 5.1, apresentam-se as variáveis independentes utilizadas no experimento, com base na topologia da rede apresentada anteriormente.

Tabela 5.1: Variáveis independentes utilizados no experimento.

Parâmetros	Valores
Dinâmica da rede (<i>churn</i>) ¹	RandomChurn
Número total de roteadores	324
Número de nós roteadores (<i>backbone</i>)	27
Número de nós roteadores nas LANs	12
Largura de banda entre LANs	2 Mbps
Atraso de propagação das redes locais	1 s
Atraso máximo aceitável para reprodução	5 s
Tempo de simulação de cada ensaio	900 s
Tamanho do <i>buffer</i> (roteadores)	100 pacotes (em média, 7s da mídia)
Tamanho máximo do pacote de dados	1500 Bytes
Taxa de upload dos roteadores das LANs	512 Kbps, 1 Mbps, 2 Mbps, 3 Mbps
Perda de pacote nos roteadores ²	3 % de probabilidade de perder 5 % da fila
Tipo da mídia ³	MPEG-4 Part II

¹ Para mais detalhes, consultar Seção 5.2.5.

² Em caso de perda dos 5 % dos pacotes na fila do roteador, os pacotes são escolhidos aleatoriamente, função acionada com o *churn*.

³ Para mais detalhes, consultar Seção 5.2.7.

Salienta-se que foram alocadas baixas larguras de banda de *upload* e heterogêneas para os nós clientes se comparadas à taxa média de bits da mídia transmitida nos ensaios. Isto

significa que todos tem uma baixa capacidade de compartilhar conteúdos com outros nós clientes parceiros, portanto transmitir pacotes de dados na direção *upstream*, ou seja, ao servidor, pode tornar o desempenho da aplicação bastante reduzido, quando necessário transmitir pacotes de controle nessa direção. Cenários como estes são típicos na Internet.

Fatores:

Na Tabela 5.2, apresentam-se os fatores considerados no experimento. Os tratamentos foram determinados pelo produto cartesiano desses fatores.

Tabela 5.2: Fatores consideradas no experimento.

Fatores	Valores
Número de nós servidores	1, 3, 5
Número de nós clientes ¹	500; 1.500; 15.000; 30.000; 60.000; 80.000

¹ Todos os clientes solicitaram a mídia nos primeiros 200 s de cada ensaio. Mais detalhes na Seção 5.2.5.

Variáveis dependentes:

As principais métricas para medir um sistema de distribuição de mídias ao vivo podem ser organizadas em duas categorias [36, 252], apresentadas a seguir.

1. *Qualidade de serviço à aplicação*: avaliam-se o atraso para iniciar a reprodução da mídia após um cliente requisitá-la ao servidor (ST); o índice de continuidade (IC); e a distorção da mídia em comparação ao original (DI). Como ilustra-se na Figura 5.3, a variável ST é o tempo transcorrido entre um nó cliente requisitar a mídia, receber os primeiros pacotes de dados até ser capaz de produzi-los. O valor da variável IC corresponde à razão entre o número de pacotes de dados da mídia entregues ao nó cliente antes do momento de reproduzi-los e o número total de pacotes de dados transmitidos. Por fim, o valor da variável DI corresponde à razão entre o número de quadros com erros e o número total de quadros disponíveis para serem entregues em um certo período. Para efeito de cálculo das variáveis IC e DI, considerou-se apenas o período em que cada nó cliente permaneceu conectado à rede. Por exemplo (Figura 5.3), se um nó cliente 1 se conectou no instante 14 s, começou a receber os pacotes de dados reproduzíveis no instante 19 s (ST=4) e foi desconectado no instante 49 s, considerou-se

apenas os pacotes de dados entre os instantes 18 s e 48 s para calcular os valores de CI e DI do nó cliente 1. Além disso, podem ocorrer erros nos quadros de vídeo por dois motivos:

- (a) *Atraso de chegada*: o nó cliente recebe pacote(s) de dados que corresponde a um quadro de vídeo correto, porém não é possível reproduzi-lo por ter chegado após o instante certo para a sua reprodução);
- (b) *Devido às perdas de dependência*: o nó cliente recebe pacotes de dados contendo partes de um quadro de vídeo, porém não é possível decodificá-lo devido à dependência de outro(s) quadro(s) indisponíveis, por exemplo, a perda de um quadro do tipo I em um GoP para o tipo de compressão MPEG.

Sendo assim, pode-se afirmar que a métrica *Distorção da Mídia* está intimamente relacionada à métrica *Índice de Continuidade*. A distorção representa a qualidade da mídia reproduzida ao usuário final, avaliando-se falhas nos quadros do vídeo recebido em relação ao original. Já o índice de continuidade é uma métrica que contabiliza o tempo em que os nós clientes não conseguiram sequer receber pacotes de dados da mídia, ou seja, interrupção completa da reprodução do conteúdo multimídia. Portanto, a interrupção na reprodução do vídeo resulta em 100 % de distorção dos quadros durante o referido período. A computação da distorção foi simples: todo pacote de dados contém o instante, duração e a quantidade de dados que devem ser reproduzidos, calculando-se a distorção com base na quantidade de dados que deveriam ter sido reproduzidos e o instante em que o pacote de dados alcançou o nó cliente. Por exemplo, se um pacote de dados que contém 1000 *Bytes* a ser reproduzido entre o instante 10 s e o instante 15 s alcançou o nó cliente no instante 12 s, considerou-se uma distorção de 40 %, pois teoricamente a cada segundo 200 *Bytes* de dados deveriam ter sido reproduzidos, porém 400 *Bytes* chegaram expirados.

2. *Sobrecarga de controle*: avalia-se a quantidade de pacotes de controle (PC) transmitidos por um protocolo durante o tempo de simulação (contagem dos pacotes que não transportam dados da mídia), considerando-se 0,5 cada pacote de *piggyback*.

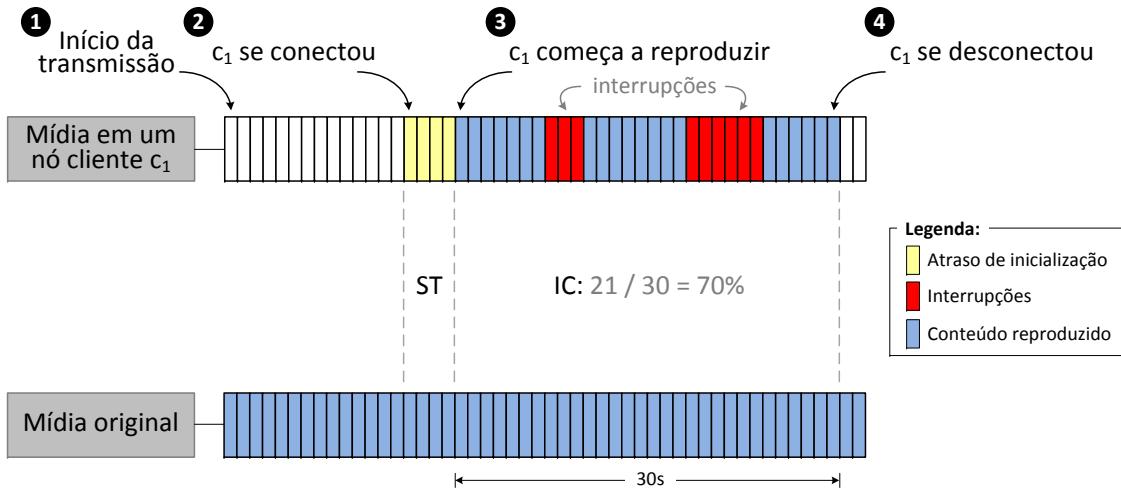


Figura 5.3: Exemplo de cálculo das variáveis dependentes ST, IC. Nesse caso, o valores ST = 4 s e IC = 70 %.

Com base nessas métricas, determinou-se as variáveis dependentes, apresentadas na Tabela 5.3.

Tabela 5.3: Variáveis dependentes (respostas) consideradas no experimento.

Variáveis dependentes	Símbolo
Atraso de inicialização do fluxo	ST
Índice de continuidade (%)	IC
Distorção da mídia (%)	DI
Número de pacotes de controle	PC

5.2.4 População e amostras

Constituiu-se a população por dados coletados durante a execução dos ensaios de acordo com às variáveis dependentes apresentadas na Tabela 5.3, com amostras coletadas a cada segundo. Como a duração de cada ensaio foi de 900 s, coletou-se 900 amostras e o valor final de cada variável dependente em cada ensaio foi determinado pela média aritmética das respectivas amostras.

5.2.5 Tratamentos

Na Tabela 5.4, apresentam-se os tratamentos considerados no experimento, definidos com base na combinação dos fatores apresentados na Tabela 5.2. Definiu-se como as unidades experimentais o GMTP, o Denicast e o CCN-TV, comparados em confrontos dois-a-dois, fixando-se o GMTP, em execuções não simultâneas. Nesse contexto, executaram-se 3963 ensaios distribuídos em 18 tratamentos, 1321 ensaios para cada sistema estudado. Na coluna n_t , apresenta-se a quantidade de repetições de cada tratamento. Além disso, os nós servidores foram dispostos nas redes com menor taxa de transmissão e/ou maior atraso de programação, que correspondem aos roteadores IL, LV e CY, ilustrados na Figura 5.2. Para consultar valores exatos de largura de banda e atraso de propagação, consulte a Tabela A.1.

Tabela 5.4: Tratamentos executados no experimento.

Trat. #	Número de nós servidores (conectado(s) a)	Número de nós clientes	n_t
1		500	58
2		1.500	61
3		15.000	56
4	1 (IL)	30.000	51
5		60.000	84
6		80.000	51
7		500	112
8		1.500	79
9		15.000	73
10	2 (IL, LV)	30.000	88
11		60.000	95
12		80.000	86
13		500	96
14		1.500	107
15		15.000	53
16	3 (IL, LV, CY)	30.000	56
17		60.000	62
18		80.000	53

Com relação a execução de cada tratamento, executaram-se 50 ensaios iniciais de cada sistema estudado, obtendo-se assim 50 amostras para cada variável dependente. Em seguida, calculou-se a média dessas amostras e, para realizar comparações com 95 % de certeza, calculou-se a quantidade total de ensaios (n_t) de cada tratamento a fim de atingir este nível de confiança. Para isto, calculou-se a quantidade de ensaios necessários para obter

95 % de nível de confiança com base em duas médias (das amostras iniciais) μ_1, μ_2 de cada variável dependente, fixando-se μ_1 como a média das variáveis dependentes do GMTP e μ_2 a média ou do Denacast ou do CCN-TV. Sendo assim, a quantidade total de ensaios de cada tratamento foi determinado por $n_t = \max(n_{ST}, n_{IC}, n_{DI}, n_{PC}) + 1$, onde os valores $n_{ST}, n_{IC}, n_{DI}, n_{PC}$ foram obtidos através da inequação de proporcionalidade para comparar duas alternativas [253]. Por exemplo, se para o confronto GMTP vs. Denacast obteve-se $n_t = \max(52, 67, 93, 64) + 1$ e no confronto GMTP vs. CCN-TV obteve-se $n_t = \max(55, 71, 75, 56) + 1$, assumiu-se $n_t = 94$. Ou seja, repetiu-se 94 vezes o mesmo tratamento para todos os sistemas estudados. Na Seção A.4, apresentam-se mais detalhes sobre o cálculo de n_t .

Por fim, para a execução de cada ensaio para todos os tratamentos, independente do sistema a ser executado, determinou-se o seguinte:

1. Configurou-se todos os nós clientes para enviar a requisição da mídia a um servidor escolhido aleatoriamente (distribuição uniforme), de modo que se conectaram os nós aos mesmos servidores. Sendo assim, garantiu-se que todos os sistemas avaliados foram submetidos às mesmas quantidades de requisições ao(s) nó(s) servidor(es).
2. Definiu-se a taxa de *upload* de cada nó cliente com base em uma escolha aleatória entre as seguintes opções: *512 Kbps*, *1 Mbps*, *2 Mbps* e *5 Mbps*. No gráfico da Figura 5.4, representa-se a distribuição das taxas de *upload* pela quantidade de nós. Dessa forma, assegurou-se que os nós clientes foram submetidos as mesmas capacidades de transmissão, independente do sistema avaliado.
3. Todos os nós clientes requisitaram a mídia nos primeiros 200 s. Por exemplo, no gráfico da Figura 5.5, representa-se a distribuição de conexão à rede para o ensaio 1 de todos os tratamentos executados. Cada ensaio teve uma distribuição diferente, mas igual para a execução de cada sistema. Dessa forma, garantiu-se que os sistemas foram submetidos às mesmas condições iniciais de conexão. Na Seção A.2, discute-se mais detalhes sobre essa distribuição.
4. A função de *churn* foi acionada no instante 400 s. Por exemplo, no gráfico da Figura 5.6, representa-se a distribuição de conexões e desconexões para o ensaio 1 de

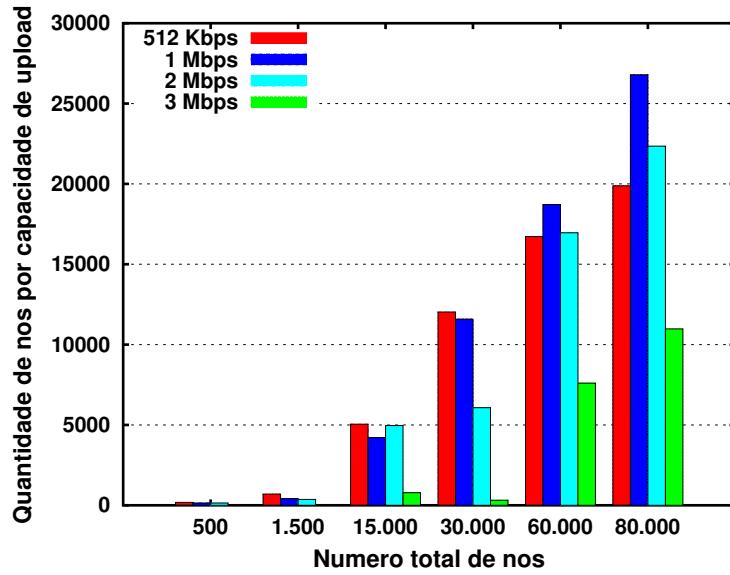


Figura 5.4: Distribuição da capacidade de upload de cada nó cliente simulado no ensaio 1.

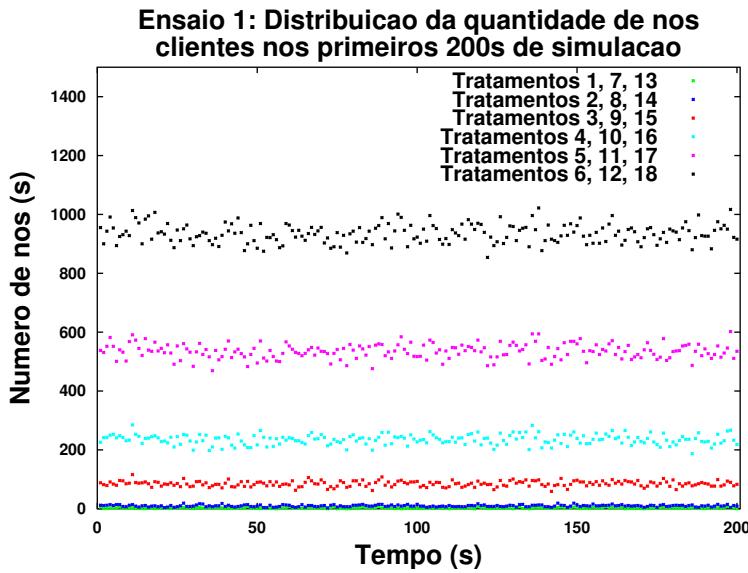


Figura 5.5: Distribuição da quantidade de nós clientes nos primeiros 200 s de simulação. Cada ensaio teve uma distribuição diferente, mas igual para a execução de cada sistema.

todos os tratamentos. Cada ensaio teve uma distribuição diferente, mas igual para a execução de cada sistema. Com isto, garantiu-se que todos os sistemas avaliados foram submetidos às mesmas condições de dinâmica da rede. Na Seção A.3, discute-se mais detalhes sobre essa distribuição.

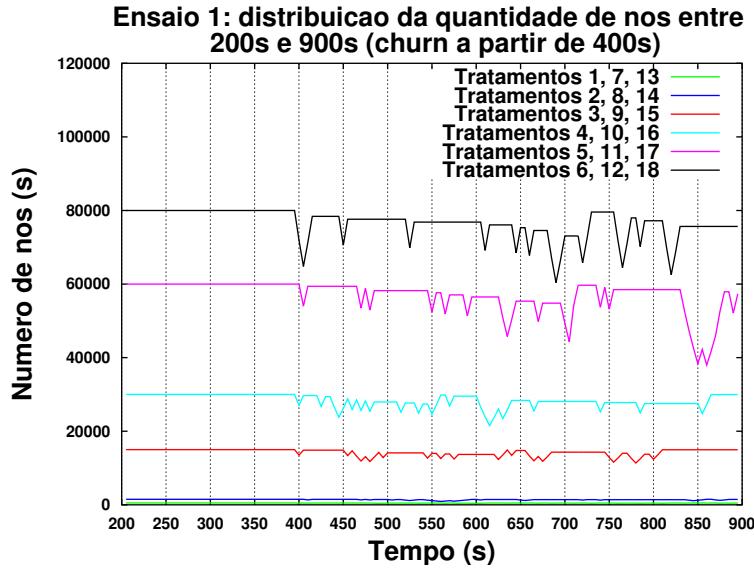


Figura 5.6: Distribuição da quantidade de nós clientes após os 200 s de simulação, com variação a cada 5 s, para o ensaio 1 de todos os tratamentos. Cada ensaio teve uma distribuição diferente, mas igual para a execução de cada sistema.

5.2.6 Instrumentação

Com relação à instrumentação, utilizou-se OMNet++ [254, 255], um arcabouço para construção de simuladores de rede. Nesse contexto, utilizaram-se dois simuladores: o OverSim [256] e o CCN-Sim [257]. No OverSim, utilizaram-se as implementações do sistema Denacast [258] e a do GMTP [259] (implementado no contexto deste trabalho), ao passo que no CCN-Sim, utilizou-se a implementação do CCN-TV [260]. Na Figura 5.7, ilustra-se a tela principal do OMNet++ da execução de um dos ensaios com 1 servidor e 1.500 clientes.

5.2.7 Formato da mídia

Na Tabela 5.5, apresentam-se as propriedades da mídia utilizada no experimento [261].

Tabela 5.5: Propriedades da mídia transmitida.

Propriedades	Valores
Mídia sintetizada	<i>Star Wars IV</i>
Codec do vídeo	MPEG-4 Part II
Número de quadros	25 <i>fps</i>
Número de quadros em GoP	12
Média VBR	2 <i>Mbps</i>
Tamanho total da mídia	122,61 <i>MB</i> (1-900 <i>s</i>)

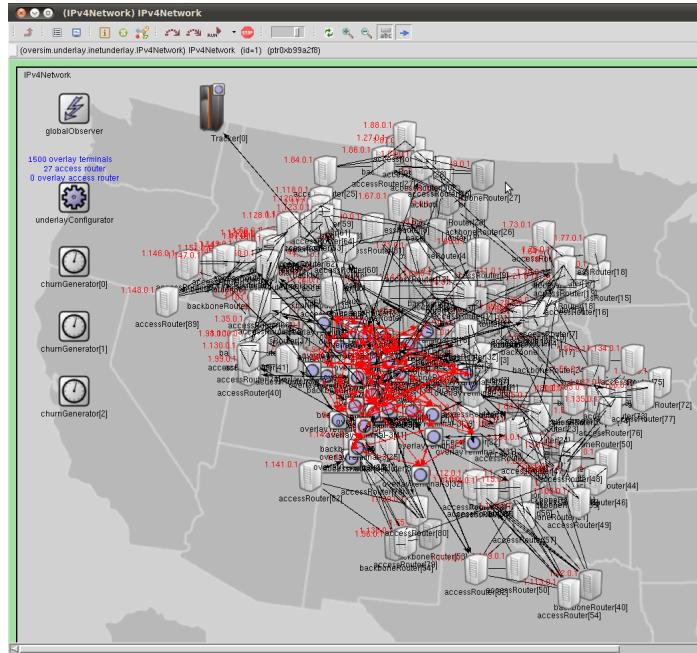


Figura 5.7: OMNet++ com a execução de um dos ensaios com 1 servidor e 1.500 clientes.

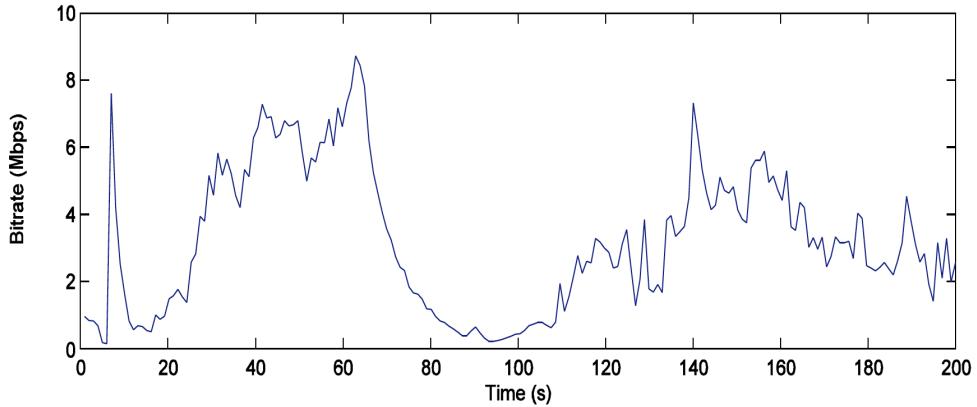


Figura 5.8: Taxa de bits variáveis dos primeiros 200 s da mídia utilizada no experimento (*Star Wars IV*).

Com base na metodologia apresentada nesta seção, coletaram-se as amostras para as variáveis dependentes e realizou-se uma análise dos dados a fim de provar a hipótese enunciada na Seção 5.2.1.

5.3 Resultados e Discussões

Nesta seção, apresentam-se os resultados e discussões dos confrontos GMTP vs. Denacast e GMTP vs. CCN-TV. A discussão foi organizada de acordo com as métricas apresentadas na Seção 5.2.3, ou seja, *Atraso de Inicialização*, *Índice de Continuidade*, *Distorção da Mídia*

recebida por cada nó cliente e *Sobrecarga de Controle*. Em todos os gráficos apresentados a seguir, observam-se as evoluções dos sistemas estudados para 1, 2 e 3 nós servidores pela quantidade total de nós clientes, a saber, 500, 1.500, 15.000, 30.000, 60.000 e 80.000. A compilação de todas os valores obtidos para as métricas estudadas e os intervalos de confiança apresentados nos gráficos estão disponíveis na Seção A.5.

Em geral, observa-se superioridade de desempenho do GMTP frente aos outros sistemas estudados, apesar de empates técnicos entre o GMTP e o CCN-TV em alguns tratamentos, como discute-se a seguir, especialmente até 30.000 nós clientes e 1 e 3 nós servidores. No caso do Denacast, observa-se que este obteve um desempenho inferior em comparação ao GMTP e ao CCN-TV. Nesse contexto, constatou-se que o Denacast se apresentou como linha base no experimento executado, sendo interessante para entender os limites de um exemplo do estado da prática em distribuição de mídias ao vivo, uma vez que se trata de uma proposta bastante difundida na Internet. De fato, parte dos resultados apresentados sobre o Denacast neste trabalho confirmam os resultados apresentados por seus autores em [1] e em [121], com a diferença de que aqui se trabalhou com uma quantidade de nós clientes quase 60 vezes mais comparando-se com as referências citadas. Enfim, as disputas mais competitivas ocorreram no confronto GMTP vs. CCN-TV, exceto com relação à sobrecarga de controle, onde o CCN-TV obteve um desempenho inferior ao Denacast.

5.3.1 Atraso de inicialização

Na Figura 5.9, observa-se uma tendência de crescimento suave e linear com relação ao atraso de inicialização em todos os tratamentos executados com o GMTP, à medida que se aumenta o número de nós clientes, com a curva mais acentuada nos tratamentos com apenas 1 nó servidor (tratamentos 1-6), sendo suavizada com a evolução dos tratamentos. Com o aumento do número de nós servidores, observam-se a redução do atraso médio de inicialização para os três sistemas estudados, constatando-se uma maior variabilidade entre número de servidores por parte do Denacast. No caso do GMTP e do CCN-TV, constataram-se melhorias à medida que foram adicionados mais nós servidores, porém com uma menor variação proporcional ao número de nós clientes. Por exemplo, no tratamento com 3 nós servidores, dobrando-se o número de nós clientes de 30.000 para 60.000, o desempenho do GMTP foi praticamente invariável. O que contribui para este fato é que quando há mais nós clientes re-

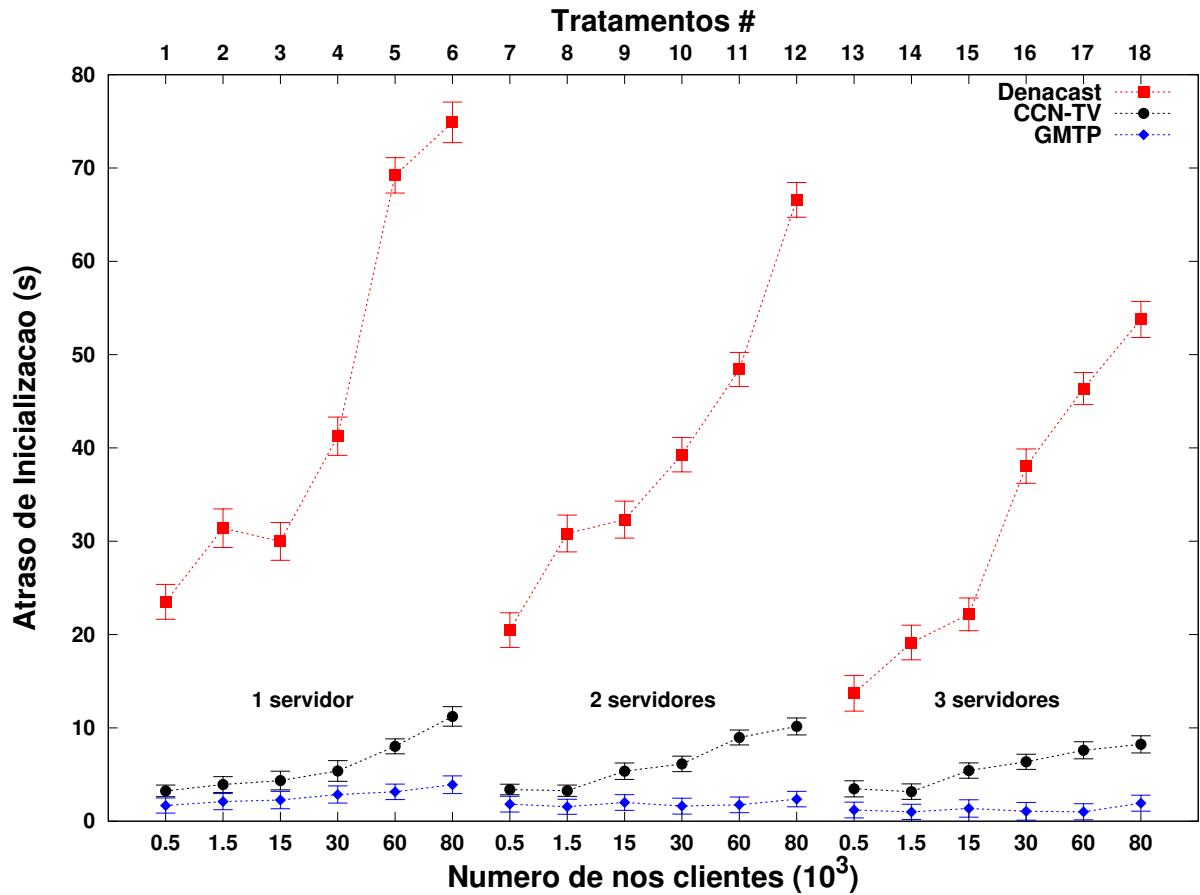


Figura 5.9: Resultado dos tratamentos (1 – 18) para a métrica *Atraso de Inicialização*.

quisitando a mesma mídia, aumentam-se as chances de um outro nó cliente obter os pacotes de dados a partir dos *caches* dos nós repassadores, reduzindo-se a média da métrica *Atraso de Inicialização*.

Para o caso do CCN-TV, apesar de ser possível constatar um comportamento similar, o CCN-TV teve um desempenho pior se comparado ao GMTP, especialmente a partir de 15.000 nós clientes. A razão para essa redução do desempenho por parte do CCN-TV com relação ao GMTP é que as redes CCNs utilizam uma estratégia de acesso ao conteúdo exclusivamente através do seu nome, indexado pela tabela FIB e compartilhada entre os roteadores da rede, como discutiu-se na Seção 3.3. Como não há um nó servidor de referência no processo de requisição de um conteúdo, não tem como garantir que uma requisição rapidamente alcançará o nó servidor [218]. No caso do GMTP, reduz-se os pedidos de conexão ao nó servidor e reduz-se a média da métrica *Atraso de Inicialização* porque, como já discutido, as requisições são transmitidas aos nós servidores e um nó repassador já compartilhando o

conteúdo de interesse com outros nós clientes pode interceptar o pedido. Caso a interceptação não ocorra, o processo de registro de participação ocorre, mapeando-se as rotas até o servidor a fim de executar a função de seleção de nós parceiros baseada nas intersecções de rotas, tal como explicado na Seção 4.3.3. Obviamente que, para as primeiras requisições transmitidas pelos nós clientes aos servidores GMTP, pode-se observar um maior atraso de inicialização, porém a média da métrica *Atraso de Inicialização* reduz devido ao aumento das parcerias entre nós roteadores nas requisições subsequentes para obter a mesma mídia, aumentando-se as possibilidades de intersecções de rotas.

Para o caso do Denacast, um nó recém integrado à rede DONet pode levar muito tempo para obter os primeiros blocos de vídeo e assim iniciar a reprodução do conteúdo ao usuário final. Como pode-se observar através do gráfico ilustrado na Figura 5.9, para obter os primeiros pacotes de dados multimídia, no tratamento 1, um nó cliente Denacast gastou, em média, 23,51 s, 13,71 s no tratamento 13 (melhor caso) e 74,89 s no tratamento 6 (pior caso). Isto acontece porque, ao se juntar à rede, um nó solicita o mapa de *buffer* a um conjunto de nós parceiros informados por um servidor de *bootstrap*. Porém, o desafio é definir a partir de qual ponto do *buffer* um nó deve começar a solicitar os blocos de vídeo. Por exemplo, se o novo nó requisitar um bloco de vídeo muito antigo, pode ser que tal bloco de vídeo não esteja mais disponível, já que o nó cliente o remove após sua reprodução. Por outro lado, se o nó requisitar um bloco de vídeo muito recente, pode ser que nenhum de seus nós parceiros tenha disponível. No GMTP, situações como essas não ocorrem porque se utiliza, por padrão, o método *push*, então há um estabelecimento de conexão (registro de participação) para em seguida receber os pacotes de dados.

Para sumarizar os resultados apresentados com relação à métrica atraso de inicialização, o GMTP obteve um desempenho de 93,23 % melhor que o Denacast e 47,17 % melhor que o CCN-TV. Para obter estes valores, calculou-se a média ponderada das diferenças dos intervalos de confiança para cada tratamento (considerando-se o limite superior do GMTP e o limite inferior dos outros sistemas confrontados). Atribuíram-se pesos entre 100 e 0,125, de acordo com a dificuldade do tratamento com relação aos fatores considerados no experimento. Por exemplo, atribuiu-se peso 100 ao tratamento 6 por se apresentar com a maior quantidade de nós clientes (80.000) e com a menor quantidade de nós servidores (apenas 1); o tratamento 5 recebeu peso 75 porque tem a mesma quantidade de nós servidores, mas 75 % da quantidade

total de nós clientes com relação ao tratamento 6 (60.000). Considerando esse raciocínio, o tratamento 12 recebeu peso 33,33, pois apesar de também se apresentar com 80.000 nós clientes, utilizaram-se 3 nós servidores; e assim sucessivamente até o tratamento 18, que recebeu peso 0,125, por ser o mais simples, com apenas 500 nós clientes e 3 nós servidores. Este mesmo procedimento foi utilizado para sumarizar das demais métricas discutidas a seguir.

5.3.2 Índice de continuidade

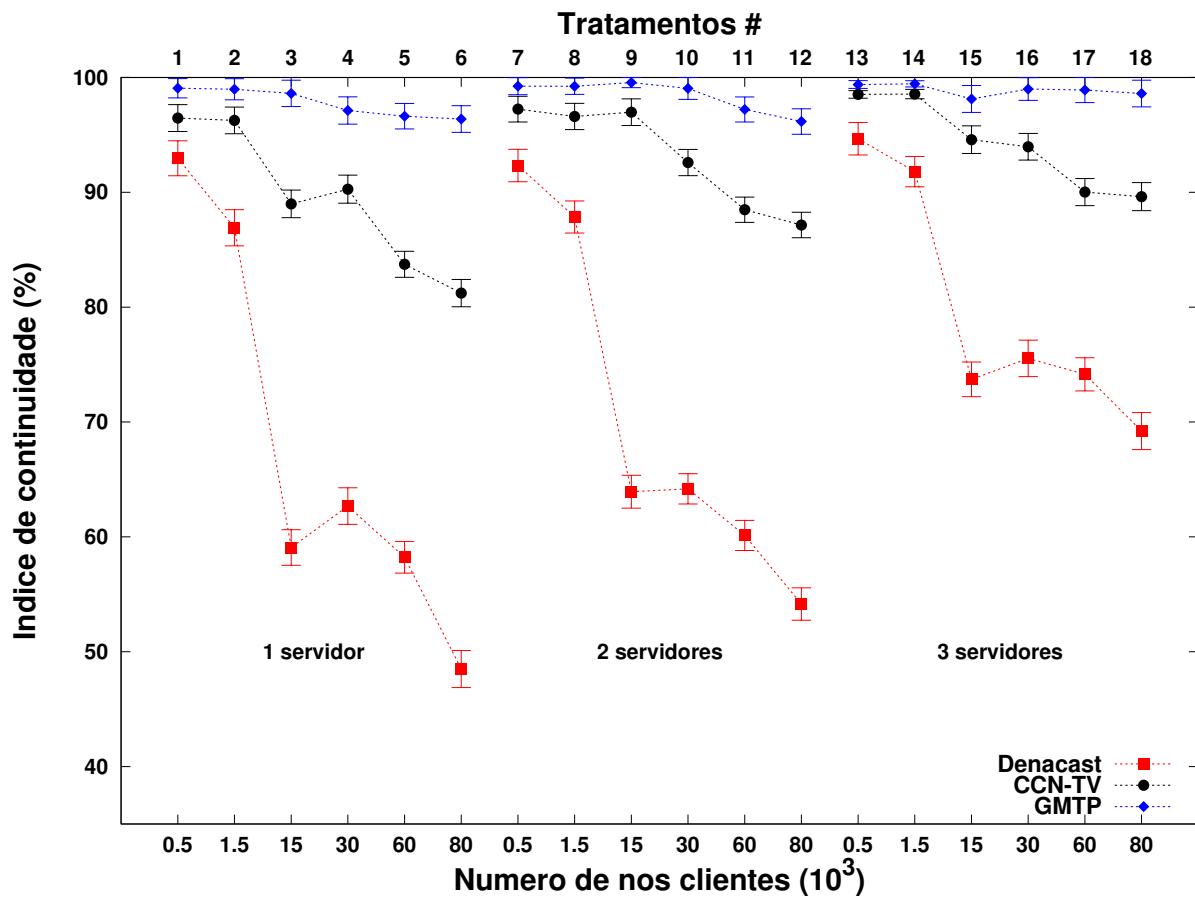


Figura 5.10: Resultado dos tratamentos (1 – 18) da métrica *Índice de Continuidade*.

Apesar de importante, a métrica atraso de inicialização cobre apenas os instantes iniciais dos ensaios. Diferentemente disso, a métrica índice de continuidade é ainda mais importante e reveladora, pois mapeia o desempenho dos sistemas estudados durante todo o ensaio, a partir do instante em que os nós clientes começam a receber o primeiro pacote de dados, além de contabilizar as variações das métricas devido à dinâmica da rede, acionada no instante 400 s.

Sendo assim, avaliar a métrica índice de continuidade permite entender o impacto causado na mídia devido à quantidade e duração das interrupções nas reproduções da mídia em cada nó cliente. Especificamente, os tratamentos 13 e 14 foram as disputas mais competitivas entre o GMTP vs. CCN-TV, sendo necessárias mais repetições dos respectivos tratamentos. Na Tabela 5.4, apresenta-se o número de repetições de cada tratamento.

Na Figura 5.10, apresenta-se a evolução da métrica índice de continuidade dos sistemas estudados para cada tratamento. Observa-se novamente melhor desempenho do GMTP frente ao Denacast e o CCN-TV, com a iminência de empates técnicos no confronto GMTP vs. CCN-TV quando se utilizaram até 15.000 nós clientes.

No caso do GMTP, o desempenho foi melhor porque com o aumento do número de nós clientes requisitando a mesma mídia, aumentam-se também as chances de outros nós clientes obterem as partes da mídia a partir de um *cache* de roteador e não diretamente do servidor. Este fenômeno também ocorreu com o CCN-TV, devido à estratégia de *cache* de conteúdo nos roteadores, porém não supera o GMTP por dois motivos.

1. Em uma rede CCN, deve-se propagar e/ou atualizar a FIB nos roteadores da rede à medida que novos pacotes de dados multimídia se tornam disponíveis nos servidores. O problema é que essa estratégia demanda tempo, já que os dados de uma mídia ao vivo são gerados instantes antes de sua transmissão. Então, primeiramente, em vez do nó servidor transmitir imediatamente o conteúdo gerado, este deve primeiro transmitir meta-dados sobre o conteúdo que está disponível, permitindo-se que os roteadores armazenem dados na FIB. A consequência crítica disso é que os nós clientes podem declarar pacotes de dados como perdidos com mais frequência, devido à expiração de reprodução, impactando diretamente no índice de continuidade. Além disso, se os pacotes não forem marcados como perdidos, há uma maior chance dos pacotes de dados chegarem com maior atraso aos nós clientes.
2. Um dos grandes apelos das redes CCNs é a não necessidade de se manter estados de conexões nos servidores, transferindo-se as principais responsabilidades do transporte e controle de recursos para os nós clientes. Como discutiu-se na Seção 5.1.2, essa estratégia é mais eficiente em cenários de aplicação de conteúdo já armazenado, mas considerando-se mídias ao vivo, o desempenho das CCNs reduz consideravelmente.

Como a CCN utiliza um modelo de serviço do tipo *pull*, os nós clientes precisam continuamente transmitir pacotes de interesse para continuar recebendo o conteúdo multimídia, como discutiu-se nas Seções 3.3. Com resultado, aumenta-se a quantidade de pacotes de controle transmitidos na rede (pacotes de interesse), os quais são submetidos às taxas de transmissões de *upload* de cada nó cliente (em geral inferiores se comparadas as de *download*), aumentando-se as chances de perdas desses pacotes ou significativos atraso de entrega, o que consequentemente atrasa a resposta dos pacotes de dados correspondentes à mídia.

Dessa forma, observa-se uma vantagem do GMTP em se utilizar o modelo de serviço *push/pull* em comparação às redes CCNs (*pull*) para distribuir mídias ao vivo, pelo menos no que diz respeito a referida métrica. Especificamente, para todos os tratamentos, registrou-se valores da métrica de *Índice de Continuidade* acima de 96 %, sendo 99,55 % para o melhor caso (Tratamento 9) e 96,38 % para o pior caso (Tratamento 6).

Outra constatação importante é que a adição de mais nós servidores aumenta o número de rotas com roteadores realizando *cache* dos pacotes de dados da mídia e, nesse caso, o GMTP tem uma forma mais simples e eficiente de se aproveitar desse fato. Como discutiu-se na Seção 4.5, a estratégia de seleção de nós parceiros do GMTP baseada na capacidade do canal de transmissão entre os nós roteadores, resulta no escalonamento de melhores parcerias, reduzindo-se o tempo de entrega dos pacotes de dados e consequentemente melhorando-se a métrica *Índice de Continuidade*. Nesse sentido, por se tratar de roteadores, elimina-se o *churn*, pois uma parceria entre dois roteadores é mantida temporariamente mesmo quando um dos roteadores passa a não ter mais clientes interessados pelo conteúdo, permitindo-se que o roteador ainda interessado pelo conteúdo busque por novas parcerias, durante o período de carência para novas parcerias (*grace period for new partnerships*). Este assunto foi discutido na Seção 4.7.2

De forma similar à métrica *Atraso de Inicialização*, o Denacast obteve o pior resultado se comparados aos outros dois sistemas para a métrica *Índice de Continuidade*. Nesse caso, observam-se curvas acentuadas de redução dessa métrica, apesar de leves melhorias quando se aumentou o número de nós servidores e também quando se dobrou o número de nós clientes de 15.000 para 30.000. Observa-se que, quando se aumentou o número de nós clientes de 1.500 para 15.000, ou seja, dez vezes mais, houve uma redução considerável no desempenho

do Denacast, registrando-se uma menor média da métrica *Índice de Continuidade*. Apesar das melhorias observadas entre os tratamentos 9 e 10 e os tratamentos 15 e 16, mesmo aumentando-se a quantidade de nós servidores, o Denacast não obteve um desempenho satisfatório. Com isto, conclui-se que o Denacast apresenta problemas de escalabilidade a partir de uma certa quantidade de nós clientes, sendo influenciado pela dinâmica da rede.

Ainda no contexto do Denacast, seu principal limitante é a estratégia de sub-fluxos, pois se adiciona complexidade à solução sem necessariamente resultar em melhor desempenho quanto à escala de distribuição da mídia. Em [214], os autores do CoolStreaming discutem que aumentar a quantidade de número de sub-fluxos não resultado em melhorias de algumas métricas, como o *Índice de Continuidade*. Em um experimento em larga escala em uma rede real, com pico de 40.000 nós clientes e utilizando-se 24 servidores auxiliares (que funcionaram apenas como nós transmissores), os autores observaram que a partir de 12 sub-fluxos, a métrica índice de continuidade não evolui positivamente, constatando-se, para alguns casos, pior desempenho.

Para sumarizar os resultados apresentados com relação à métrica *Índice de Continuidade*, o GMTP obteve um desempenho de 37,89 % melhor que o Denacast e 9,01 % melhor que o CCN-TV.

5.3.3 Distorção da Mídia

Uma outra métrica fundamental para medir grau de satisfação dos usuários finais pode ser avaliar a métrica *Distorção da Mídia*, ou seja, uma comparação, quadro-a-quadro, da mídia recebida pelos nós clientes com relação à mídia original transmitida pelo nó servidor. Basicamente, as distorções podem ocorrer devido à chegada atrasada dos pacotes de dados ou por perdas de dependência, como discutiu-se na Seção 5.2.3. Apesar das perdas de pacotes de dados (por exemplo, perdas de quadros MPEG do tipo P ou B), pode ser possível reproduzir certas partes do vídeo, porém com possíveis defeitos visuais. Sendo assim, se um ou mais pacotes de dados contiverem quadros do vídeo do tipo I, isto implica em interrupção da produção da mídia, impactando negativamente no índice de continuidade. Mas se os pacotes de dados contiverem quadros do vídeo do tipo P e/ou B, o impacto é na qualidade visual da mídia. Vale ressaltar que não foi considerado o uso de técnicas para adaptação de fluxo multimídia que possam melhorar o desempenho dos sistemas simulados.

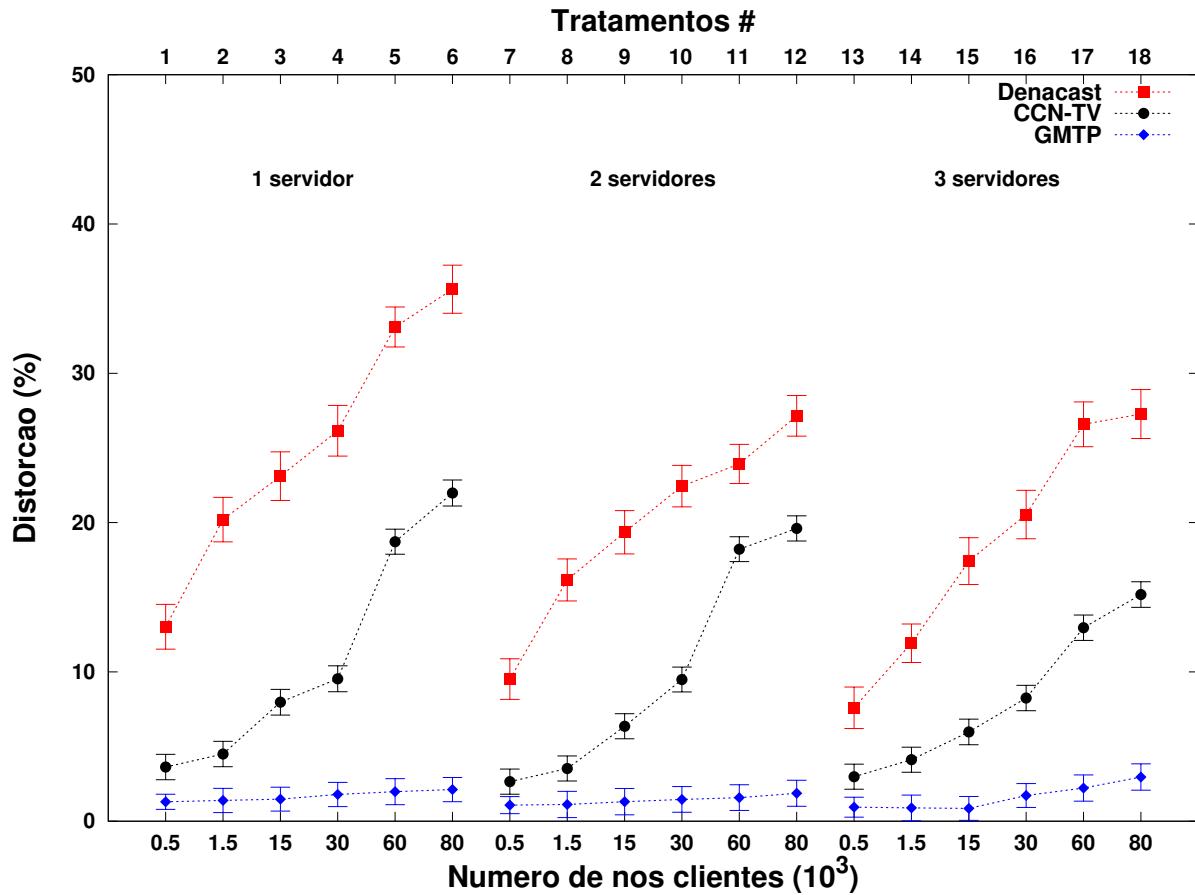


Figura 5.11: Resultado dos tratamentos (1 – 18) para a métrica *Distorção da Mídia*.

Na Figura 5.11, apresenta-se a evolução dos sistemas estudados para a métrica *Distorção da Mídia*. Evidencia-se que o GMTP obteve melhor desempenho se comparado ao Denacast e ao CCN-TV. Os principais motivos que fizeram o GMTP obter melhor desempenho frente ao CCN-TV para a métrica *Índice de Continuidade* se estende ao caso da *Distorção da Mídia*, com a diferença que ainda foi possível reproduzir parte de um pacote em atraso ou com quadros danificados.

A curva correspondente ao CCN-TV evidencia um desempenho similar ao GMTP nos tratamentos com poucos nós clientes, degradando-se à medida que o número de nós clientes aumenta. O motivo do baixo desempenho do CCN-TV no contexto da qualidade da mídia se explica pelo fato de que, quando um pacote de dados a ser reproduzido não chega ao nó cliente devido à perda, a única forma de tentar obtê-lo é retransmitindo um pacote de interesse. O problema é decidir em que instante se deve retransmitir um pacote de interesse para que seja suficiente ainda reproduzir os pacotes de dados correspondentes – em CCN, não se

oferecem garantias de que um pacote de interesse não será perdido até alcançar um roteador que possua o pacote de dados correspondente. Sendo assim, para sistemas de mídia ao vivo em CCN, os nós clientes precisam decidir o dilema entre perceber se um pacote de interesse alcançou um roteador, mas o pacote de dados foi perdido, ou se propriamente o pacote de interesse foi perdido e portanto um novo pacote de interesse deverá ser retransmitido em tempo suficiente para reproduzir o pacote de dados correspondente.

Dessa forma, pode-se afirmar que o modelo de serviço *push/pull*, a estratégia de escalonamento de parcerias baseada na capacidade atual de transmissão dos canais e a baixa necessidade de troca de pacotes de controle do GMTP influenciam diretamente na qualidade da mídia recebida pelos nós clientes. O algoritmo de controle de congestionamento em CCN é baseado em janelas deslizantes, executado não apenas no envio dos pacotes dos dados por parte dos nós servidores, mas também no envio dos pacotes de interesse por parte dos nós clientes. Nesse sentido, limitando-se a quota de transmissão de pacotes de interesse devido à baixa capacidade de *upload*, pode-se reduzir a quantidade de pacotes de dados a serem recebidos e reproduzidos ao usuário final – se um cliente não consegue pedir, consequentemente não consegue receber.

Uma outra observação importante é que as operações de *cache* do CCN-TV não oferecem benefícios significativos se os nós clientes passarem a transmitir mais pacotes de interesse para obter um mesmo pacote de dados – a quantidade de pacotes de interesse que um roteador recebe não caracteriza o grau de urgência por um determinado pacote de dados. Dessa forma, por mais que se retransmita um pacote de interesse, motivado pelo fato de que o pacote de dados correspondente está prestes a ser reproduzido, não há garantias que i) o pacote de interesse não será perdido novamente e ii) que os pacotes de dados alcancem o nó cliente em tempo hábil para reproduzi-lo. Sendo assim, por mais que os roteadores CCN façam *cache* de pacotes de dados, estes se tornam inúteis depois que expiram no roteador. Ou seja, não fará mais sentido retransmitir pacotes de interesse para obter e reproduzir os dados correspondente se o tempo para reproduzi-los já foi ultrapassado no cliente. Nota-se que é um desafio descobrir que os dados em *cache* nos roteadores já expiraram, pois a CCN não oferece essa função aos clientes e os nós clientes precisam pedir os pacotes de dados a todo instante. A propósito, em CCN pode ocorrer o envio de pacotes de dados aos nós clientes já expirados, consumindo desnecessariamente recursos de rede com pacotes que

serão simplesmente descartados no destino.

Além disso, salienta-se que o uso de *cache* em CCN para o caso de distribuição de mídias ao vivo pode garantir apenas uma pequena redução na taxa de perda de pacotes. De fato, pelos recentes estudos apresentados pelos autores do CCN-TV [122], constatou-se que a função de *cache* das CCNs não representa uma função importante quando se trata de fluxos de dados ao vivo. Nesse contexto, argumenta-se que o uso da PIT ajuda a reduzir uma rajada de requisições ao nó servidor para obter um determinado conteúdo de interesse comum. Sendo assim, o que mais influencia na redução das distorções da mídia em CCN é a capacidade de transmissão e recepção dos nós clientes. Salienta-se ainda que os dados apresentados aqui foram obtidos sem o uso de qualquer tráfego de segundo plano, assim, o desempenho da rede CCN poderá ser ainda pior no contexto de transmissão de mídias ao vivo, considerando-se um cenário real de transmissão, quando múltiplos fluxos de dados são transmitidos com base em diferentes protocolos de transporte. Considerando-se as devidas proporções do cenário adotado, os resultados apresentados sobre a *Distorção da Mídia* confirmam os resultados apresentados por seus autores em [122].

Com relação ao Denacast, um fator predominante para o aumento médio da métrica *Distorção da Mídia* é a estratégia de escalonamento de nós clientes parceiros. Nesse contexto, considera-se apenas o nó que detém um determinado conteúdo de interesse e sua capacidade de *upload* para escalar os nós clientes parceiros, o que ocorre com base em uma escolha aleatória, ao passo que a medição de capacidade de *upload* é baseada na quantidade de pacotes perdidos. O problema é que, devido à dinâmica da rede, a capacidade de *upload* dos nós podem mudar com frequência, resultando em seleção de nós parceiros de baixa qualidade, o que impacta diretamente na qualidade da mídia recebida pelos nós clientes. Enfim, considerando-se as devidas proporções de cenário adotado, os resultados obtidos para o Denacast confirmam os resultados apresentados por seus autores em [1].

Para sumarizar os resultados apresentados com relação à métrica *Distorção da Mídia*, o GMTP obteve um desempenho de 25,26 % melhor que o Denacast e 13,03 % melhor que o CCN-TV, considerando-se os limites mínimos e máximo do GMTP e dos seus oponentes, respectivamente.

5.3.4 Sobrecarga de controle

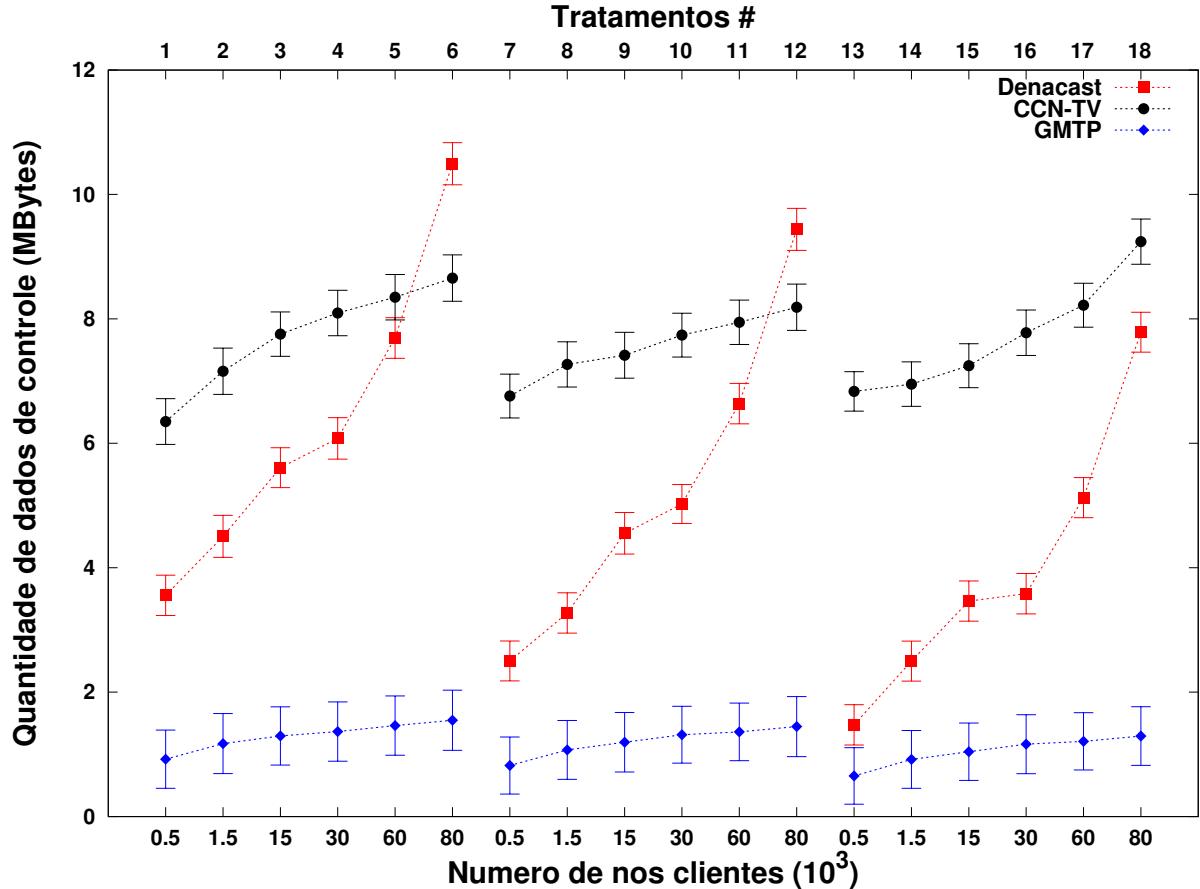


Figura 5.12: Resultado dos tratamentos (1 – 18) para a métrica *Número de Pacotes de Controle*.

Diferentemente das métricas anteriores, que são relacionadas à qualidade de serviço oferecida à aplicação, a sobrecarga de controle é uma relação de proporção entre a quantidade de pacotes de controle (sem dados de aplicação) e a quantidade de dados da aplicação que precisam ser transmitidos. Nesse contexto, um sistema *A* é melhor que um sistema *B* se *A* transmite menos pacotes de controle que *B* para disseminar a mesma quantidade de dados da aplicação. Dessa forma, mede-se a quantidade de pacotes de controle transmitido e contabiliza-se a quantidade de dados de controle transmitidos através da rede, com base no tamanho do cabeçalho de cada tipo de pacote. Como discutiu-se na Seção 4.1.2, o pacote de controle do GMTP tem tamanho de 32 Bytes; o da CCN 40 Bytes [262] e do Denacast 36 Bytes, considerando-se os cabeçalhos da aplicação e do TCP [214] para esse último caso. Como no GMTP emprega-se um método de cabeçalho variável, seu valor para a métrica

sobrecarga de controle foi obtido com base nos tamanhos dos diferentes tipos dos pacotes transmitidos e descritos na Seção 4.1.2.

Neste contexto, na Figura 5.12, apresenta-se a evolução dos sistemas estudados para a métrica sobrecarga de controle. Observam-se apenas dois tratamento (6 e 12) onde o CCN-TV foi melhor que o Denacast, com empate técnico entre estes no tratamento 5, ao passo que o GMTP obteve o melhor desempenho entre os três sistemas estudados.

Em geral, o GMTP transmite, em média, uma quantidade de dados de controle menor que os oponentes estudados porque faz uso do modelo de serviço do tipo *push* e somente aumenta a quantidade de dados de controle quando necessário. Por exemplo, o processo de registro de participação é o instante em que se transmitem mais dados de controle, porém este procedimento ocorre somente no começo da transmissão. Além disso, alguns pacotes transmitidos para registro de participação são interceptados pelos nós roteadores, reduzindo-se antecipadamente o tráfego de controle. Para a topologia de rede utilizada no experimento, o tamanho máximo que um pacote GMTP atingiu foi de 240 *Bytes*², porém somente 27 pacotes de controle desse tipo foram transmitidos em cada ensaio, dos quais 12 foram interceptados antes de atingir o tamanho de 240 *Bytes*. Sendo assim, quando se utilizam pacotes de controle maiores do que tamanho fixo, a quantidade utilizada é insignificante.

No caso do CCN-TV, seu desempenho inferior se deve às muitas retransmissões de pacotes de controle, devido às perdas ou limitações de controle de congestionamento no canal de *upstream*. Como em redes CCN os nós clientes precisam transmitir pacotes de interesse periodicamente, aumentam-se as chances de perdê-los, principalmente em condições de congestionamento intenso na rede. Por exemplo, no tratamento 18, para alcançar o desempenho discutido anteriormente para as métricas *Atraso de Inicialização*, *Índice de Continuidade* e *Distorção da Mídia*, os nós CCN-TV tiveram que transmitir 9,24 *MB* de dados de controle, o que corresponde à 7,25 % da quantidade total de dados da aplicação, que foi de 122,61 *MB* e corresponde ao tamanho total da mídia transmitida. Já com o uso do GMTP, seus nós transmitiram quase dez vezes menos dados de controle para o mesmo tratamento, ou seja, apenas 995,31 *KB*. Considerando-se os resultados de todos os tratamentos apresentados no gráfico da Figura 5.12 e as devidas proporções de cenário, os resultados apresentados aqui confirmam os resultados apresentados pelos autores do CCN-TV em [122].

²Para os pacotes dos tipos *GMTP-Request-Reply* e *GMTP-Route-Notify*.

Além dos motivos apresentados anteriormente, na prática, uma rede CCN pode aumentar significativamente a sobrecarga de controle porque precisa verificar a expiração do *cache*. No caso do GMTP, as partes da mídia armazenadas nos *caches* dos repassadores são substituídas à medida que novos pacotes de dados são gerados pelos nós servidores e chegam aos nós repassadores. Além disso, no GMTP, propõe-se que seja possível uma aplicação informar quanto de espaço em *buffer* é necessário para transmitir a mídia, ao passo que cada repassador no caminho entre o cliente e o servidor pode alocar o tamanho solicitado, desde que não ultrapasse um valor limite determinado pelo usuário administrador do roteador, evitando-se transbordo de fila de repasse.

No caso do Denacast, observa-se uma maior dependência com relação à quantidade de nós servidores disponíveis e o número de nós cliente interessados pela mídia, apesar de seu desempenho ter sido melhor que o CCN-TV na maioria dos casos. Quanto maior é o número de nós clientes, trocam-se mais dados de controle, apesar de se constatar uma discreta diminuição do crescimento da curva, à medida que se adicionaram mais nós servidores na rede. Esse desempenho do Denacast ocorre em virtude de algumas estratégias adotadas em seu protocolo. A primeira estratégia é o mecanismo de sub-fluxo, exigindo-se que os nós clientes troquem mais pacotes de controle para transmitir os mapas de *buffer*. A segunda estratégia está relacionada aos mapas de *buffer* que, apesar de poderem ser compartilhados entre os nós clientes, cada compartilhamento requer uma conexão TCP, o que eleva sobremaneira a quantidade de conexão e consequentemente a quantidade de dados de controle, à medida que se aumenta o número de nós clientes. E, por fim, a terceira estratégia está relacionada à manutenção da rede *mesh* constituída pela CoolStreaming para distribuir os dados multimídia. Nesse caso, os nós clientes no CoolStreaming devem frequentemente se comunicar com seus pares atuais e candidatos, a fim de manter a rede de sobreposição atualizada. Se isto não for feito, os nós clientes não poderão encontrar rapidamente novos nós parceiros em caso de finalização de uma das suas parcerias atuais [263].

Atualmente, existem pesquisas relacionadas a reduzir a quantidade de pacotes de interesse em transmissões de dados através das redes CCNs. A questão primordial em se tratando de mídias ao vivo é que os nomes dos pacotes de dados são gerados instantes antes de sua transmissão; então, mesmo que se utilize uma estratégia de indexação sequencial dos próximos pacotes de dados, ainda assim se faz necessário que os nós clientes continuem

transmitindo os pacotes de interesse periodicamente, como discutiu-se anteriormente.

Para sumarizar os resultados apresentados com relação à métrica sobrecarga de controle, o GMTP obteve um desempenho de 177,05 % melhor que o Denacast e 165,94 % melhor que o CCN-TV. Esses valores expressivos também evidenciam a importância de se propor uma solução nas camadas inferiores da pilha TCP/IP, podendo melhorar sobremaneira o consumo da rede com demasiados dados de controle, muitas vezes transmitidos pelas aplicações para suprir limitações de serviços que deveriam estar disponíveis nas camadas corretas. Além disso, esse resultado demonstra a importância de se propor um protocolo exclusivo para distribuição de fluxos de dados multimídia, justificado pelas peculiaridades de requisitos da aplicação.

5.4 Sumário do Capítulo e dos Resultados

Neste capítulo, apresentaram-se os resultados obtidos neste trabalho com base em confrontos do GMTP frente ao Denacast (estado da prática) e ao CCN-TV (estado da arte), seguindo duas perspectivas: projeto e desempenho.

Na análise de projeto, discutiu-se brevemente sobre o projeto GMTP, contrapondo-se suas funcionalidades e as dos respectivos oponentes estudados. Já na análise de desempenho, estudaram-se as referidas propostas sobre a perspectiva da qualidade de serviço (atraso de inicialização, índice de continuidade e distorção) oferecida à aplicação e a sobrecarga de controle necessária para distribuir um conteúdo multimídia com requisitos de tempo real e sem garantia de entrega. Neste caso, apresentou-se a metodologia empregada no experimento realizado e em seguida estudou-se o desempenho dos sistemas com base nos valores aferidos para as principais métricas. A topologia de rede e os parâmetros determinados condizem com um cenário representativo da realidade, o que culminou em testes mais reais para entender os limites dos sistemas estudados. Nesse contexto, constatou-se que em níveis críticos de congestionamento da rede e com um número elevado de nós clientes, as soluções disponibilizadas na camada de aplicação, como o Denacast, têm um desempenho significativamente inferior àquelas baseadas no núcleo da rede, como é o caso do CCN-TV e do GMTP.

De fato, as disputas mais competitivas ocorreram entre o GMTP e o CCN-TV,

Tabela 5.6: Sumário dos ganhos do GMTP sobre o Denacast e o CCN-TV.

Métricas	Ganhos do GMTP por Confrontos	
	GMTP vs. Denacast	GMTP vs. CCN-TV
Atraso de Inicialização	93,22 %	47,17 %
Índice de Continuidade	37,88 %	9,01 %
Distorção da Mídia	25,26 %	13,03 %
Sobrecarga de Controle	177,05 %	165,94 %
Média aritmética	83,36 %	58,70 %
Média ponderada¹	61,44 %	36,27 %

¹ Para obter os referidos valores, calculou-se a média ponderada com pesos (2, 3, 3, 1) para as métricas atraso de inicialização, índice de continuidade, distorção e sobrecarga de controle, respectivamente. Esses pesos foram definidos com base na importância de cada métrica no processo de distribuição de mídias ao vivo.

evidenciando-se que a arquitetura e decisões de projeto, como o modelo de serviço utilizado, são aspectos que podem fazer diferenças significativas no desempenho dos sistemas para distribuir mídias ao vivo. Nesse contexto, summarizam-se na Tabela 5.6, os ganhos do GMTP sobre o Denacast e o CCN-TV, discutidos ao longo deste capítulo. Considerando-se os resultados para cada uma das métricas, com base em simulação de um cenário real de rede, reservando-se suas devidas proporções, pode-se afirmar que o GMTP apresenta um melhor desempenho se comparado às soluções do estado da prática e uma proposta do estado da arte.

Sendo assim, como o GMTP é uma instância da hipótese enunciada e perseguida neste trabalho, pode-se afirmar com 95 % de nível de confiança que seu uso resulta na distribuição mais eficiente de mídias ao vivo em comparação a duas proeminentes propostas, uma considerada do estado da prática (Denacast) e a outra do estado da arte (CCN-TV). Especificamente, melhora-se o desempenho dos sistemas de distribuição de mídias ao vivo em 61,44 % em comparação às técnicas de aplicações baseadas em uma arquitetura P2P/CDN, ao passo que melhora-se 36,27 % em comparação às técnicas de distribuição de conteúdo com suporte da rede, instanciadas com base nos conceitos da rede CCN, uma das mais importantes propostas do estado da arte.

Capítulo 6

Considerações Finais

Neste trabalho, apresentou-se um novo protocolo de distribuição de mídias ao vivo chamado *Global Media Transmission Protocol* (GMTP). O GMTP atua nas camadas de transporte e de rede (*cross-layer*) da pilha TCP/IP, seguindo uma arquitetura híbrida P2P/CDN, através da qual transmitem-se pacotes de dados de um ou mais sistemas. Para isto, constituem-se redes de favores formadas por roteadores, que cooperam entre si a fim de entregarem o conteúdo multimídia de interesse comum aos seus clientes. As parcerias entre os roteadores são determinadas pelos servidores, com base nas capacidades estimadas dos canais de transmissão já em uso para disseminar o conteúdo, obtidas e atualizadas periodicamente por meio de um algoritmo de controle de congestionamento assistido pela rede chamado RCP. Nesse contexto, apresentou-se o GMTP em duas perspectivas: projeto e desempenho.

Na perspectiva do projeto, avaliaram-se os principais requisitos de aplicação e as técnicas de distribuição de mídias ao vivo utilizadas no estado da prática e da arte, ajustando-as de modo a permitir a interoperabilidade dos sistemas a fim de fazer melhor uso dos recursos compartilhados de rede. Aliado aos ajustes realizados, definiram-se estratégias como o registro de participação; o compartilhamento de conteúdo por meio da intersecção de rotas; a generalização da descrição da mídia; a definição das parcerias entre os roteadores com base na largura de banda disponível dos canais de transmissão em uso; a eleição de nós para auxiliar no controle de congestionamento; e funções para validação dos pacotes de dados. Com essas estratégias, sustenta-se a proposta de que o uso do GMTP mitigará a construção de sistemas interoperáveis, desacoplando-se a forma de transportar os dados multimídia da forma de apresentá-los aos usuários através das aplicações, como ocorre no serviço Web.

Além disso, a forma de expor os serviços do GMTP à aplicação possibilita a fácil migração das aplicações existentes.

Na perspectiva do desempenho, estudou-se o GMTP em confrontos com as propostas Denacast/CoolStreaming e CCN-TV, avaliando-se as principais métricas de qualidade de serviço: atraso de inicialização, índice de continuidade, qualidade da mídia recebida pelos nós clientes e sobrecarga de controle. Com base nos resultados obtidos por meio da simulação de um cenário real, demonstrou-se que o GMTP obteve um desempenho 61,44 % melhor que o Denacast/CoolStreaming e 36,27 % melhor que o CCN-TV.

6.1 Conclusões

Com base nas limitações das propostas para distribuição de mídias ao vivo e seus problemas apresentados na Seção 1.2 e no Capítulo 3, as principais conclusões obtidas neste trabalho são enumeradas a seguir.

1. O problema da interoperabilidade entre os sistemas de distribuição de mídias ao vivo pode ser resolvido através da abstração e da otimização das principais técnicas para distribuição de mídias ao vivo. Para isto, conclui-se que os novos métodos empregados no GMTP de conectividade multi-ponto e compartilhamento de conteúdo, tudo disponibilizado na camada de transporte e rede, sem sofrer a influência da camada de aplicação, permite o uso mais eficiente dos recursos de rede. Como consequência, conclui-se também que:
 - (a) o conceito de socket empregado no GMTP, permite uma abstração de distribuição P2P com suporte transparente ao uso de multicast por parte da aplicação, compartilhando-se os pacotes de dados entre múltiplos sistemas interessados por um mesmo conteúdo, o que reduz o consumo de recursos de rede e melhora a qualidade de serviço oferecida às aplicações;
 - (b) diversas funções para distribuição de mídias ao vivo realizadas pelas aplicações se tornam obsoletas (ou foram movidas e adaptadas em uma camada mais apropriada). Nesse contexto, pode-se mencionar a seleção de clientes parceiros; tolerância à desconexões; estratégias para atenuar o *churn*; obtenção e gerencia-

mento de informações úteis aos algoritmos de seleção de nós, realizada com base no contexto (localização, perfil do usuário, estimativas e medições de custos entre nós, etc.); estratégias de incentivo à cooperação e para inibir a participação de nós *free-riders*; estratégias para monitorar a capacidade de recepção dos clientes e adaptação de fluxo com base em tal capacidade; e estratégias para avaliar e/ou inibir ataques de poluição;

- (c) como consequência do item anterior, o desenvolvimento de sistemas se torna mais eficiente (mais rápido e com menor chances de erros) devido ao emprego de funções de software relacionadas à distribuição de mídias ao vivo desacopladas da aplicação. Esta decisão evita o uso de diferentes bibliotecas de software que, apesar de facilitar o desenvolvimento, não resolve o problema da interoperabilidade discutido anteriormente, sendo incapazes de usar toda a capacidade de transmissão que a rede pode oferecer. Com o GMTP, utilizam-se os recursos de rede de forma mais otimizada, explorando-se de forma compartilhada.
2. As soluções de aplicação são incomparáveis às soluções baseadas no núcleo da rede para distribuição de mídias ao vivo, por isso observaram-se confrontos mais acentuados entre o GMTP e o CCN-TV. No contexto de aplicação, constatou-se o pior desempenho do Denicast com relação às métricas avaliadas, apresentando-se com problemas de escalabilidade a partir de uma certa quantidade de nós clientes, sendo influenciado pela dinâmica da rede. Já no contexto do CCN-TV, conclui-se que o GMTP obteve um desempenho superior devido aos seguintes motivos:
- (a) O modelo de serviço *push/pull* empregado no GMTP é mais apropriado para distribuir conteúdos ao vivo, ou seja, para sistemas que necessitem, como principal requisito da rede, a entrega do conteúdo em um curto espaço de tempo, que não tenham restrições comerciais de compartilhamento de conteúdo e que não necessitem de entrega confiável. A principal consequência desse modelo de serviço é que os sistemas finais interessados em obter um determinado conteúdo não precisam transmitir, periodicamente, requisições para continuar recebendo um determinado conteúdo, como ocorre na rede CCN.
 - (b) Apesar dos pesquisadores que propuseram o CCN alegarem que não é preciso um

sistema final conhecer a localização de um determinado conteúdo de interesse (endereço IP do servidor, por exemplo), neste trabalho, conclui-se o contrário. Ou seja, convém manter a identificação do sistema final de destino, visto que se pode otimizar métricas importantes, como o atraso de inicialização.

- (c) Devido ao modelo de serviço empregado na rede CCN, os nós clientes não conseguem saber, no caso de solicitar um determinado dado e não recebê-lo, se ainda é possível recuperá-lo ou não. Este dilema impacta diretamente na tomada de decisão se ainda faz sentido retransmitir um pacote de interesse correspondente a um pacote de dados a ser reproduzido ou se não faz mais sentido aguardar sua chegada. Além disso, os pacotes de interesse são dependentes da capacidade de *upload* do cliente, o que pode reduzir a quantidade de pacotes a serem recebidos pelo nó cliente, mesmo havendo largura de banda de *download* suficiente para comportar a transmissão dos pacotes de dados.
- 3. Com base em revisões da literatura e nos resultados apresentados, não convém utilizar CCN para distribuição de mídias ao vivo. Nesse contexto, as propostas existentes ainda são imaturas devido às incertezas do projeto arquitetural e falta de informações importantes, como os endereços dos sistemas finais. Especificamente, mudar de um espaço de endereçamento de um bilhão de endereços IPs para pelo menos um trilhão de nomes de conteúdos, pode causar problemas críticos de desempenho devido à necessidade de ter que processar tamanha quantidade de dados. No caso do GMTP, buscou-se dividir, com os servidores, a sobrecarga de processamento nodal relacionada às atividades de distribuição de conteúdo, sendo portanto uma abordagem híbrida rede/hospedeiro. Isto ocorre quando a rede gera informações sobre o tráfego de dados e os hospedeiros as utilizam para tomar decisões no processo de constituir e manter a rede de favores, enfraquecendo a relação um-para-um de conectividade ao permitir que os roteadores realizem *cache* dos pacotes de dados e agirem como se fossem os próprios hospedeiros.
- 4. Apesar do custo computacional de fazer com que todos os roteadores alterem a requisição para adicionar seu identificador, a fim de conhecer as rotas já utilizadas para disseminar um determinado conteúdo, consegue-se:

- (a) reduzir a quantidade de conexões ao nó servidor;
- (b) entregar os pacotes de dados mais rapidamente aos sistemas finais por meio da formação de parcerias por intersecção;
- (c) melhorar a tomada de decisão para propor parcerias entre os roteadores, com base em informações explícitas e estimadas acerca das capacidades de transmissão dos canais entre dois ou mais nós transmissões.

5. Apesar das constatações em trabalhos anteriores sobre o uso de algoritmos de controle de congestionamento assistidos pela rede, os quais melhoraram o desempenho da rede nas transmissões de dados, neste trabalho, reforçou-se não somente este fato, mas também conclui-se que a aplicabilidade desse tipo de algoritmo é eficaz na busca de melhorar o desempenho no processo de distribuir mídias ao vivo através da Internet, utilizando-se informações mais acuradas para a formação de parcerias. Especificamente, conclui-se que:

- (a) utilizar informações explícitas sobre o congestionamento da rede para permitir a um servidor determinar parcerias, melhoram-se métricas importantes, como o índice de continuidade e a qualidade do conteúdo entregue aos sistemas finais;
- (b) utilizar o RCP e adaptá-lo para o cenário de distribuição de mídias ao vivo foi uma escolha adequada, pois se trata de uma proposta invariante à distribuição do tamanho do fluxo. Ou seja, independente se um fluxo de dados for de curta ou de longa duração, o RCP compartilha o canal de forma mais eficiente, pois emula-se o PS independente de quais e quantos são os fluxos, estabilizando-se a taxa de transmissão dos sistemas finais mais rapidamente, à medida que os fluxos são iniciados ou finalizados pelas aplicações;
- (c) o RCP, aliado ao conceito de sub-fluxo proposto neste trabalho, é simples e praticável, pois a taxa de transmissão ofertada é definida sem o conhecimento do número exato de fluxos, baseando-se somente no tamanho da fila, no tráfego agregado de entrada e no RTT do tráfego passando através do roteador;
- (d) a função de sub-fluxo empregado no GMTP-UCC permite que roteadores com maior capacidade de recepção continuem recebendo um fluxo multimídia em

uma taxa possível, mesmo que outros roteadores no caminho até um determinado cliente possua uma capacidade inferior de recepção em um determinado instante. Essa função otimiza métricas como qualidade da mídia a ser reproduzida aos usuários finais.

6. Apesar do GMTP não ser um protocolo com suporte a garantia de entrega, demonstrou-se e conclui-se que é possível transmitir pacotes de dados e oferecer uma boa qualidade de serviço às aplicações ao combinar o modelo de serviço *push/pull* e formação de parcerias com base na capacidade dos canais, resultando em uma melhor utilização dos recursos de rede, mesmo em cenários com altos níveis de congestionamento. Isto porque, o uso das estratégias contempladas no GMTP, evita o super consumo dos canais de transmissão por fluxos de dados duplicados, mesmo com um certo nível de perda de dados, como foi o caso do cenário adotado no experimento realizado e apresentado no Capítulo 5.

6.2 Limitações e Trabalhos Futuros

Nessa seção, apresentam-se as limitações e os trabalhos futuros relacionados ao GMTP.

6.2.1 Limitações

1. Devido à limitação do tamanho dos datagramas IP em 1500 *Bytes*, o funcionamento correto do GMTP é limitado em topologias de rede em que a distância entre dois sistemas finais não pode ultrapassar 73 saltos para IPv4 e 45 saltos para IPv6. Apesar dessa limitação, estudos anteriores podem ser úteis para estimar a distância máxima entre dois sistemas finais quaisquer conectados à Internet [264, 265], aliado à investigação de alternativas para superar essa limitação do GMTP. Nesse contexto, pode-se fazer uso de fragmentação na camada IP.
2. Requerer que o roteador adicione seu identificador em cada pacote referente ao registro de participação pode aumentar o atraso de processamento nodal e impactar negativamente na qualidade de serviço oferecida às aplicações. Sugere-se investigar a possibilidade de reduzir a frequência em que um roteador adiciona seu identificador

no pacote de requisição de uma mídia. Como linha de investigação nesse contexto, pode-se estudar a possibilidade de reduzir a frequência de escrita nos pacotes de requisição com base em um *cache* dos últimos destinos registrados. Por exemplo, quando um pacote de requisição for transmitido pela primeira vez a partir de uma origem a um determinado destino, o roteador adiciona seu identificador no pacote, armazena a identificação da origem e do destino e determina um período em que não adicionará seu identificador para este caso.

3. A decisão de utilizar tamanho de cabeçalho variável no GMTP reduz a sobrecarga de controle. Porém, sugere-se investigação sobre o uso de tal abordagem e o aumento do processamento nodal. Nesse contexto, pode-se propor algoritmos mais eficientes para um processamento mais rápido apenas rearranjando os campos de cada tipo de pacote atualmente definido no GMTP ou mesmo melhorando as funções existentes, buscando-se reduzir a sobrecarga de controle por pacote.
4. Para permitir o esquema de sub-fluxo do GMTP, necessita-se medir o RTT entre dois roteadores que estão repassando um determinado fluxo de dados multimídia. Dessa forma, deve-se aumentar a capacidade de processamento dos roteadores para que seja possível monitorar múltiplos cronômetros. Nesse contexto, sugere-se investigar se o desempenho do GMTP pode reduzir à medida que múltiplos fluxos de dados são transmitidos em paralelo através da rede.
5. O GMTP foi projetado para permitir que sua implantação seja feita de forma progressiva, mas enquanto existirem roteadores que não suportem referido protocolo, podem-se observar medições equivocadas da largura de banda disponível e, consequentemente, formações de parcerias inadequadas.

6.2.2 Trabalhos futuros

1. Conduzir estudos que explorem outras topologias de rede, incluindo redes com diferentes padrões de mobilidade, como redes veiculares, bem como o impacto do tráfego de dados gerados por outros protocolos sobre o GMTP, revelando-se mais benefícios bem como possíveis limitações.

2. Investigar técnicas de adaptação de fluxo de dados multimídia ao vivo aplicadas ao GMTP. Sugere-se o estudo de técnicas para codificação do conteúdo multimídia de acordo com informações explícitas sobre o congestionamento da rede. Especificamente, pode-se integrar ao GMTP mecanismos avançados de adaptação de fluxo, como o apresentado em [242], que faz uso de informações explícitas sobre o congestionamento da rede para permitir que os servidores adaptem o conteúdo de forma preditiva e com segurança para evitar super-utilização momentânea do canal. Nesse contexto, pode-se investigar a possibilidade utilizar tal técnica ao conceito de sub-fluxo adotado no GMTP. Neste caso, permitir que não apenas os servidores possam adaptar o fluxo, mas também os próprios nós repassadores GMTP.
3. Implementar o protocolo GMTP e uma aplicação de referência em um sistema operacional e em um roteador. Nesse caso, sugere-se também avaliar o grau de complexidade de adaptar um sistema existente para utilizar o GMTP.
4. Submeter à IETF dois documentos de RFC sobre o GMTP. No primeiro, intitulado *Problem Statement for Global Media Transmission Protocol*, deve-se descrever os problemas que motivam o uso do GMTP. No segundo, intitulado *The Global Media Transmission Protocol (GMTP)*, deve-se descrever a especificação do referido protocolo.

6.3 Publicações

1. *Generalized Connection and Incentives for Supporting CE Devices in P2P/CDN Live Streaming Systems*. IEEE Transaction on Consumer Electronics, 2014. Referência: [266]¹
2. *Global Media Transmission Protocol (GMTP)*. I Workshop Pré-IETF do XXXIV Congresso da Sociedade Brasileira de Computação. 2014. Referência: [267]²
3. *About Encouraging Residential Users to Share Upload Bandwidth with CDN/P2P*

¹Em processo de revisão.

²Em processo de revisão.

- Live Streaming Systems.* 31st IEEE International Conference on Consumer Electronics 2013. Qualis A-2 (Computação). 2013. Referência: [268].
4. *Multi(Unicast) DCCP for Live Content Distribution with P2P Support.* 9th IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC 2012). Qualis A-1 (Computação). 2012. Referência: [162].
 5. *Multimedia Content Distribution of Real Time Controlled and Non-reliable Datagrams Between Peers.* 29th IEEE Globecom 2011. 2nd IEEE Workshop on Multimedia Communications & Services. Qualis A-1 (Computação). 2011. Referência: [163].
 6. *Distribuição de Conteúdo Multimídia em Tempo Real com Transporte de Fluxos Controlados e Não Confiáveis entre Pares.* Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores 2011. VII Workshop de Redes Dinâmicas e Sistemas P2P. 2011. Referência: [164].
 7. *On the Performance of TCP, UDP and DCCP over 802.11g Networks.* 23rd ACM Symposium on Applied Computing. Qualis A-1 (Computação). 2008. Referência: [269].

6.4 Resumo das Contribuições

1. O projeto de um protocolo para distribuição de conteúdos multimídia ao vivo, baseado em uma rede de favores constituída entre roteadores, com suporte à interoperabilidade entre aplicações e a definição de parcerias e a seleção de fluxos codificados com base na capacidade de transmissão dos canais em uso para distribuir uma mídia.
2. A análise de projeto, o experimento e as discussões dos resultados obtidos sobre do GMTP frente a duas proeminentes propostas: o Denacast/CoolStreaming [1] e o CCN-TV [122].
3. A revisão da literatura sobre as principais técnicas para distribuição de mídias ao vivo, bem como as propostas existentes para este fim, trazendo-se à tona os recentes avanços da área de estudo, como os conceitos das Redes Centradas na Informação [45] e os algoritmos de controle de congestionamento assistido pela rede [270].

4. Estudos e discussões sobre a escolha e modificação do *Rate Control Protocol* (RCP) [54] para uso no GMTP, em detrimento às outras opções, como o XCP [49].
5. A implementação de artefatos de software que permitem a reprodução do ambiente de estudo em um simulador de rede OMNet++ [254, 255], bem como a metodologia adotada para executar o experimento.
6. As limitações do GMTP e os encaminhamentos da pesquisa sobre os futuros avanços do estado da arte.

Ademais, destaca-se a importância e a originalidade do presente trabalho por trazer à tona um problema recorrente e uma proposta de solução do uso de um protocolo de transporte e rede, exclusivamente projetado para a distribuição de mídias ao vivo na Internet. Até então, distribuir conteúdos multimídia através da Internet se resumia em sistemas baseados em protocolos tradicionais e/ou proprietários, em geral, disponíveis na camada de aplicação.

Bibliografia

- [1] S. M Y Seyyedi and B. Akbari. Hybrid CDN-P2P Architectures for Live Video streaming: Comparative Study of Connected and Unconnected Meshes. In *Computer Networks and Distributed Systems (CNDS), International Symposium on*, pages 175–180, 2 2011.
- [2] Cisco Systems. The Zettabyte Era—Trends and Analysis. Technical report, Cisco Systems, 5 2012. http://www.cisco.com/c/en/us/solutions/collateral/service-provider/visual-networking-index-vni/VNI_Hyperconnectivity_WP.pdf.
- [3] Yonghong Tian, J. Srivastava, Tiejun Huang, and N. Contractor. Social Multimedia Computing. *Computer*, 43(8):27–36, 2010.
- [4] N. Leavitt. Network-Usage Changes Push Internet Traffic to the Edge. *Computer*, 43(10):13–15, 10 2010.
- [5] San Murugesan. Understanding Web 2.0. *IT Professional*, 9(4):34–41, 2009.
- [6] Kwei-Jay Lin. Building Web 2.0. *Computer*, 40(5):101–102, 5 2007.
- [7] Thiago Silva, Jussara M. Almeida, and Dorgival Guedes. Live streaming of user generated videos: Workload characterization and content delivery architectures. *Comput. Netw.*, 55(18):4055–4068, 12 2011.
- [8] Dave Caputo and Tom Donnelly. Global Internet Phenomena Spotlight - Netflix Rising. Technical report, Sandvine Incorporated ULC, 5 2011. http://www.sandvine.com/downloads/documents/05-17-2011_

- phenomena/Sandvine%20Global%20Internet%20Phenomena%
20Spotlight%20-%20Netflix%20Rising.pdf.
- [9] Jameson Berkow. Netflix Proclaimed “King” of North American Internet Use, 5 2011. http://business.financialpost.com/2011/05/17/netflix-named-king-of-north-american-internet/?__lsa=60e0-e253. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [10] Jeremy Scott. Live Streaming Video Is Growing By Leaps and Bounds, 3 2012. <http://www.reelseo.com/live-streaming-video-growing-leaps-bounds/>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [11] Eric Franchi. Live Streaming Continues Momentum With 3 Madness, 3 2009. <http://www.mediapost.com/publications/article/101750/#axzz200qSKoNN>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [12] Marshall Kirkpatrick. The Numbers Are In, Live Video Online Is Blowing Up, 3 2008. http://readwrite.com/2008/06/05/live_video_big. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [13] Liz Gannes. The Obama Inauguration Live Stream Stats, 1 2009. <http://gigaom.com/2009/01/20/the-obama-inauguration-live-stream-stats/>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [14] Y.J. Won, J.W.-K. Hong, Mi-Jung Choi, Chan kyu Hwang, and Jae-Hyoung Yoo. Measurement of Download and Play and Streaming IPTV Traffic. *Communications Magazine, IEEE*, 46(10):154–161, 2008.
- [15] Yanping Zhao, D.L. Eager, and M.K. Vernon. Network Bandwidth Requirements for Scalable On-Demand Streaming. *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, 15(4):878–891, 2007.
- [16] E. Veloso, V. Almeida, W. Meira, A. Bestavros, and Shudong Jin. A Hierarchical

- Characterization of a Live Streaming Media Workload. *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, 14(1):133–146, 2006.
- [17] A. Aurelius, C. Lagerstedt, and M. Kihl. Streaming Media Over the Internet: Flow Based Analysis in Live Access Networks. In *Broadband Multimedia Systems and Broadcasting (BMSB), IEEE International Symposium on*, pages 1–6, 2011.
- [18] B. Morris and M. Trivedi. Real-Time Video Based Highway Traffic Measurement and Performance Monitoring. In *IEEE Intelligent Transportation Systems Conference*, pages 59–64, 10 2007.
- [19] Chuan Wu, Baochun Li, and Shuqiao Zhao. On Dynamic Server Provisioning in Multichannel P2P Live Streaming. *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, 19(5):1317–1330, 2011.
- [20] N. Staelens, S. Moens, W. Van den Broeck, I. Marien, B. Vermeulen, P. Lambert, R. Van De Walle, and P. Demeester. Assessing Quality of Experience of IPTV and Video on Demand Services in Real-Life Environments. *Broadcasting, IEEE Transactions on*, 56(4):458–466, 2010.
- [21] P. Brooks and B. Hestnes. User Measures of Quality of Experience: Why Being Objective and Quantitative is Important. *Network, IEEE*, 24(2):8–13, 2010.
- [22] Jin Li. On Peer-to-Peer (P2P) Content Delivery. *Peer-to-Peer Networking and Applications*, 1(1):45–63, 2008.
- [23] Bo Li and Hao Yin. Peer-to-Peer Live Video Streaming on the Internet: Issues, Existing Approaches, and Challenges [Peer-to-Peer Multimedia Streaming]. *Communications Magazine, IEEE*, 45(6):94–99, 2007.
- [24] Mu Mu, J. Ishmael, W. Knowles, Mark Rouncefield, N. Race, M. Stuart, and G. Wright. P2P-Based IPTV Services: Design, Deployment, and QoE Measurement. *Multimedia, IEEE Transactions on*, 14(6):1515–1527, 2012.
- [25] Darshan Purandare and R. Guha. An Alliance Based Peering Scheme for P2P Live Media Streaming. *Multimedia, IEEE Transactions on*, 9(8):1633–1644, 2007.

- [26] A. Vakali and G. Pallis. Content Delivery Networks: Status and Trends. *Internet Computing, IEEE*, 7(6):68–74, 11 2003.
- [27] L. Kontothanassis, Ramesh Sitaraman, J. Wein, D. Hong, R. Kleinberg, B. Mancuso, D. Shaw, and D. Stodolsky. A Transport Layer for Live Streaming in a Content Delivery Network. *Proceedings of the IEEE*, 92(9):1408–1419, 9 2004.
- [28] C.D. Cranor, M. Green, C. Kalmanek, D. Shur, S. Sibal, J.E. Van der Merwe, and C.J. Sreenan. Enhanced Streaming Services in a Content Distribution Network. *Internet Computing, IEEE*, 5(4):66–75, 2001.
- [29] ZhiHui Lu, XiaoHong Gao, SiJia Huang, and Yi Huang. Scalable and Reliable Live Streaming Service through Coordinating CDN and P2P. In *Parallel and Distributed Systems (ICPADS), IEEE International Conference on*, pages 581–588, 2011.
- [30] Dongyan Xu, Sunil Suresh Kulkarni, Catherine Rosenberg, and Heung keung Chai. A cdn-p2p hybrid architecture for cost-effective streaming media distribution. *Computer Networks*, 44:353–382, 2004.
- [31] Dongyan Xu, SunilSuresh Kulkarni, Catherine Rosenberg, and Heung-Keung Chai. Analysis of a CDN-P2P Hybrid Architecture for Cost-effective Streaming Media Distribution. *Multimedia Systems*, 11:383–399, 2006.
- [32] Melika Meskovic, Himzo Bajric, and Mladen Kos. Content Delivery Architectures for Live Video Streaming: Hybrid CDN-P2P as the best option. In *The Fifth International Conference on Communication Theory, Reliability, and Quality of Service*, pages 26–32, 2012.
- [33] R. Buyya, A.-M.K. Pathan, J. Broberg, and Z. Tari. A Case for Peering of Content Delivery Networks. *Distributed Systems Online, IEEE*, 7(10):3, 2006.
- [34] Cheng Huang, Angela Wang, Jin Li, and Keith W. Ross. Understanding Hybrid CDN-P2P: Why Limelight Needs its Own Red Swoosh. In *Proceedings of the 18th International Workshop on Network and Operating Systems Support for Digital Audio and Video*, pages 75–80, New York, NY, USA, 2008. ACM.

- [35] Kideok Cho, Hakyung Jung, Munyoung Lee, Diko Ko, T.T. Kwon, and Yanghee Choi. How Can an ISP Merge with a CDN? *Communications Magazine, IEEE*, 49(10):156–162, 10 2011.
- [36] Z. Chen, H. Yin, C. Lin, Y. Chen, and M. Feng. Towards a Universal Friendly Peer-to-Peer Media Streaming: Metrics, Analysis and Explorations. *Communications, IET*, 3(12):1919–1933, 12 2009.
- [37] Xuening Liu, Hao Yin, and Chuang Lin. A Novel and High-Quality Measurement Study of Commercial CDN-P2P Live Streaming. In *Communications and Mobile Computing, WRI International Conference on*, volume 3, pages 325–329, 2009.
- [38] Yee-Ting Li, D. Leith, and R.N. Shorten. Experimental Evaluation of TCP Protocols for High-Speed Networks. *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, 15(5):1109–1122, 10 2007.
- [39] Douglas E. Comer. *Interligação em Redes com TCP/IP: Princípios, Protocolos e Arquitetura*. ELSEVIER, 2 edition, 9 2004.
- [40] Daniel Stutzbach and Reza Rejaie. Understanding Churn in Peer-to-Peer Networks. In *Proceedings of the 6th ACM SIGCOMM conference on Internet measurement*, pages 189–202, New York, NY, USA, 2006. ACM.
- [41] Kunwoo Park, Dukhyun Chang, Junghoon Kim, Wonjun Yoon, and T. Kwon. An Analysis of User Dynamics in P2P Live Streaming Services. In *Communications (ICC), IEEE International Conference on*, pages 1–6, 2010.
- [42] James F. Kurose and Keith W. Ross. *Redes de Computadores e a Internet: Uma Abordagem Top-Down*. Addison Wesley, 6 edition, 2006.
- [43] B.A. Miller, T. Nixon, C. Tai, and M.D. Wood. Home Networking with Universal Plug and Play. *Communications Magazine, IEEE*, 39(12):104–109, 12 2001.
- [44] Chi-Chung Cheung, Man-Ching Yuen, and A.C.H. Yip. Dynamic DNS for Load Balancing. In *Distributed Computing Systems Workshops, 2003. Proceedings. 23rd International Conference on*, pages 962–965, 5 2003.

- [45] G. Xylomenos, C. Ververidis, V. Siris, N. Fotiou, C. Tsilopoulos, X. Vasilakos, K. Katsaros, and G. Polyzos. A Survey of Information-Centric Networking Research. *Communications Surveys Tutorials, IEEE*, PP(99):1–26, 10 2013.
- [46] B. Ahlgren, C. Danevitz, C. Imbrenda, D. Kutscher, and B. Ohlman. A Survey of Information-Centric Networking. *Communications Magazine, IEEE*, 50(7):26–36, 7 2012.
- [47] J. Pan, S. Paul, and R. Jain. A Survey of the Research on Future Internet Architectures. *Communications Magazine, IEEE*, 49(7):26–36, 7 2011.
- [48] Ali Ghodsi, Scott Shenker, Teemu Koponen, Ankit Singla, Barath Raghavan, and James Wilcox. Information-centric Networking: Seeing the Forest for the Trees. In *Proceedings of the 10th ACM Workshop on Hot Topics in Networks*, pages 1:1–1:6, New York, NY, USA, 2011. ACM.
- [49] Dina Katabi. *Decoupling Congestion Control and Bandwidth Allocation Policy with Application to High Bandwidth-delay Product Networks*. PhD thesis, Massachusetts Institute of Technology, Cambridge, MA, USA, 2003.
- [50] N. Dukkipati, G. Gibb, N. McKeown, and Jiang Zhu. Building a RCP (Rate Control Protocol) Test Network. In *High-Performance Interconnects, 2007. HOTI 2007. 15th Annual IEEE Symposium on*, pages 91–98, 8 2007.
- [51] H. Balakrishnan, N. Dukkipati, N. McKeown, and C.J. Tomlin. Stability Analysis of Explicit Congestion Control Protocols. *Communications Letters, IEEE*, 11(10):823–825, 2007.
- [52] Nandita Dukkipati, Masayoshi Kobayashi, Rui Zhang-Shen, and Nick McKeown. Processor Sharing Flows in the Internet. In *Proceedings of the 13th international conference on Quality of Service, IWQoS’05*, pages 271–285, Berlin, Heidelberg, 2005. Springer-Verlag.
- [53] Nandita Dukkipati and Nick McKeown. Why Flow-completion Time is the Right Metric for Congestion Control. *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, 36(1):59–62, 1 2006.

- [54] Nandita Dukkipati. *Rate Control Protocol (RCP): Congestion Control to Make Flows Complete Quickly*. PhD thesis, Stanford University, Stanford, CA, USA, 2008. AAI3292347.
- [55] Ashvin Lakshmikantha, R. Srikant, Nandita Dukkipati, Nick McKeown, and Carolyn L. Beck. Buffer Sizing Results for RCP Congestion Control under Connection Arrivals and Departures. *Computer Communication Review*, 39(1):5–15, 2009.
- [56] Dina Katabi, Mark Handley, and Charlie Rohrs. Congestion control for high bandwidth-delay product networks. *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, 32(4):89–102, 8 2002.
- [57] Dina Katabi, Mark Handley, and Charlie Rohrs. Congestion control for high bandwidth-delay product networks. In *Proceedings of the Conference on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols for Computer Communications*, pages 89–102, New York, NY, USA, 8 2002. ACM.
- [58] Yong Xia, L. Subramanian, I. Stoica, and S. Kalyanaraman. One More Bit is Enough. *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, 16(6):1281–1294, 12 2008.
- [59] Huixiang Zhang, Guanzhong Dai, Lei Yao, and Hairui Zhou. Fast Convergence of Variable-Structure Congestion Control Protocol with Explicit Precise Feedback. In *Frontiers in Algorithmics*, volume 5059 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 264–275. Springer Berlin Heidelberg, 2008.
- [60] M. Vinodhini and P. Arockia Jansi Rani. Article: Usage of variable structure congestion control protocol (vcp) in buffer overflow attack blocker. *International Journal of Computer Applications*, 39(8):46–52, 2 2012. Published by Foundation of Computer Science, New York, USA.
- [61] Huixiang Zhang, Guanzhong Dai, Lei Yao, and Hairui Zhou. Fast Convergence of Variable-Structure Congestion Control Protocol with Explicit Precise Feedback. In *Proceedings of the 2nd Annual International Workshop on Frontiers in Algorithmics*, pages 264–275, Berlin, Heidelberg, 6 2008. Springer-Verlag.

- [62] Xing Guowen and Xue Shengjun. Study on variable-structure congestion control protocol. In *New Trends in Information and Service Science. International Conference on*, pages 766–769, 7 2009.
- [63] B. Briscoe, R. Woundy, and A. Cooper. Congestion Exposure (ConEx) Concepts and Use Cases, 12 2012. <http://www.ietf.org/rfc/rfc6789.txt>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [64] Marcelo Bagnulo and Nandita Dukkipati. Congestion Exposure Group, 6 2010. <https://datatracker.ietf.org/doc/charter-ietf-conex/>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [65] Philip Eardley, Michalis Kanakakis, Alexandros Kostopoulos, Tatio Levä, Ken Richardson, and Henna Warma. Deployment and Adoption of Future Internet Protocols. In *The Future Internet*, pages 133–144. Springer-Verlag, Berlin, Heidelberg, 2011.
- [66] I. Grosclaude and B. Mathieu. Network Multicast Opened by Network Operators to Be Used by P2P Applications. In *P2P, Parallel, Grid, Cloud and Internet Computing (3PGCIC), 2013 Eighth International Conference on*, pages 44–51, 10 2013.
- [67] K.C. Almeroth. The Evolution of Multicast: From the MBone to Interdomain Multicast to Internet2 Deployment. *Network, IEEE*, 14(1):10–20, 1 2000.
- [68] F. Bronzino, R. Gaeta, M. Grangetto, and G. Pau. An Adaptive Hybrid CDN/P2P Solution for Content Delivery Networks. In *Visual Communications and Image Processing (VCIP), IEEE*, pages 1–6, 2012.
- [69] Zhonghua Wei and Jianping Pan. Modeling BitTorrent-Based P2P video streaming systems in the presence of NAT devices. In *IEEE International Conference on Communications (ICC)*, pages 1–5. IEEE, 6 2011.
- [70] R Rodrigues and P Druschel. Peer-to-Peer Streaming Systems. *Communications of the ACM*, 53(10):3–39, 2010.
- [71] Hao Yin, Xuening Liu, Tongyu Zhan, Vyas Sekar, Feng Qiu, Chuang Lin, Hui Zhang, and Bo Li. Design and Deployment of a Hybrid CDN-P2P System for Live Video

- Streaming: Experiences with LiveSky. In *Proceedings of the 17th ACM international conference on Multimedia*, pages 25–34, New York, NY, USA, 10 2009. ACM.
- [72] Sachin Agarwal, Jatinder Pal Singh, Aditya Mavlankar, Pierpaolo Bacchichet, and Bernd Girod. Performance of P2P Live Video Streaming Systems on a Controlled Test-bed. In *Proceedings of the 4th International Conference on Testbeds and research infrastructures for the development of networks & communities*, pages 6:1–6:10, Innsbruck, Austria, 5 2008. ICST (Institute for Computer Sciences, Social-Informatics and Telecommunications Engineering). ACM ID: 1390584.
- [73] Laurent Massoulin and Andrew Twigg. Rate-optimal Schemes for Peer-to-Peer Live Streaming. *Perform. Eval.*, 65(11-12):804–822, 11 2008. ACM ID: 1453585.
- [74] Thomas Locher, Remo Meier, Stefan Schmid, and Roger Wattenhofer. Push-to-Pull Peer-to-Peer Live Streaming. In *Distributed Computing*, volume 4731, pages 388–402. Springer Berlin Heidelberg, Berlin, Heidelberg, 2007.
- [75] S. Venot and Lu Yan. Peer-to-Peer Media Streaming Application Survey. In *International Conference on Mobile Ubiquitous Computing, Systems, Services and Technologies*, pages 139–148. IEEE, 11 2007.
- [76] Chao Liang, Yang Guo, and Yong Liu. Hierarchically Clustered P2P Streaming System. In *IEEE Global Telecommunications Conference*, pages 236–241, Washington, DC, USA, 11 2007.
- [77] Qi Huang, Hai Jin, Ke Liu, Xiaofei Liao, and Xuping Tu. Anysee2: an Auto Load Balance P2P Live Streaming System with Hybrid Architecture. In *Proceedings of the 2nd international conference on Scalable information systems, InfoScale '07*, pages 30:1–30:2, Suzhou, China, 2007. ICST (Institute for Computer Sciences, Social-Informatics and Telecommunications Engineering). ACM ID: 1366843.
- [78] Qi Huang, Hai Jin, and Xiaofei Liao. P2P Live Streaming with Tree-Mesh based Hybrid Overlay. In *International Conference on Parallel Processing Workshops*, pages 55–55. IEEE, 9 2007.

- [79] Xinyan Zhang, Jiangchuan Liu, Bo Li, and Y. -S.P Yum. CoolStreaming/DONet: a Data-driven Overlay Network for Peer-to-Peer Live Media Streaming. In *IEEE INFOCOM*, volume 3, pages 2102–2111, 3 2005.
- [80] Meng Zhang, Li Zhao, Yun Tang, Jian-Guang Luo, and Shi-Qiang Yang. Large-scale Live Media Streaming over Peer-to-Peer Networks through Global Internet. In *Proceedings of the ACM workshop on Advances in peer-to-peer multimedia streaming*, pages 21–28, Hilton, Singapore, 2005. ACM. ACM ID: 1099388.
- [81] Hideki Otsuki and Takashi Egawa. A Retransmission Control Algorithm for Low-Latency UDP Stream on StreamCode-Base Active Networks. In Naoki Wakamiya, Marcin Solarski, and James Sterbenz, editors, *Active Networks*, volume 2982, pages 92–102. Springer Berlin Heidelberg, Berlin, Heidelberg, 2004.
- [82] Miguel Castro, Peter Druschel, Anne-Marie Kermarrec, Animesh Nandi, Antony Rowstron, and Atul Singh. SplitStream: High-bandwidth Multicast in Cooperative Environments. *SIGOPS Oper. Syst. Rev.*, 37(5):298–313, 10 2003. ACM ID: 945474.
- [83] Yaning Liu, Hongbo Wang, Yu Lin, Shiduan Cheng, and G. Simon. Friendly P2P: Application-Level Congestion Control for Peer-to-Peer Applications. In *IEEE Global Telecommunications Conference*, pages 1–5. IEEE, 12 2008.
- [84] T. K Yan and H. P Dommel. Multimedia-Aware Congestion Control for Video Streaming over the Internet. In *Second International Conference on Digital Telecommunications*, pages 6–6. IEEE, 7 2007.
- [85] Emir Mulabegovic, Dan Schonfeld, and Rashid Ansari. Lightweight Streaming Protocol (LSP). In *Proceedings of the tenth ACM international conference on Multimedia*, pages 227–230, Juan-les-Pins, France, 2002. ACM. ACM ID: 641051.
- [86] Fabio Pianese. A Survey of P2P Data-Driven Live Streaming Systems. *Streaming Media Architectures, Techniques, and Applications: Recent Advances*, 1:295–310, 10 2011.
- [87] Chuan Wu, Baochun Li, and Shuqiao Zhao. Diagnosing Network-Wide P2P Live Streaming Inefficiencies. In *IEEE INFOCOM*, pages 2731–2735, 4 2009.

- [88] Xiangyang Zhang and Hossam Hassanein. A Survey of Peer-to-Peer Live Video Streaming Schemes – An Algorithmic Perspective. *Comput. Netw.*, 56(15):3548–3579, 10 2012.
- [89] A. Mansy and M. Am. Analysis of adaptive streaming for hybrid cdn/p2p live video systems. In *Network Protocols (ICNP), 19th IEEE International Conference on*, pages 276–285, 2011.
- [90] Yishuai Chen, Baoxian Zhang, and Changjia Chen. Modeling and Performance Analysis of P2P Live Streaming Systems under Flash Crowds. In *Communications (ICC), IEEE International Conference on*, pages 1–5, 2011.
- [91] Bo Li, Susu Xie, G.Y. Keung, Jiangchuan Liu, I. Stoica, Hui Zhang, and Xinyan Zhang. An Empirical Study of the Coolstreaming+ System. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, 25(9):1627–1639, 2007.
- [92] Jeff Seibert, David Zage, Sonia Fahmy, and Cristina Nita-Rotaru. Experimental Comparison of Peer-to-Peer Streaming Overlays: An Application Perspective. In *33rd IEEE Conference on Local Computer Networks (LCN)*, pages 20–27, Washington, DC, USA, 10 2008. IEEE Computer Society.
- [93] Yang Guo, Chao Liang, and Yong Liu. A Survey on Peer-to-Peer Video Streaming Systems. *Peer-to-Peer Networking and Applications*, 1(1):18–28, 2008.
- [94] E. Setton, P. Baccichet, and B. Girod. Peer-to-Peer Live Multicast: A Video Perspective. *Proceedings of the IEEE*, 96(1):25–38, 1 2008.
- [95] Li Zhao. GridMedia+: A P2P Streaming System for Live and On-Demand Video. In *6th IEEE Consumer Communications and Networking Conference*, pages 1–2, Las Vegas, Nevada, USA, 1 2009.
- [96] B. Fallica, Yue Lu, F. Kuipers, R. Kooij, and P. Van Mieghem. On the Quality of Experience of SopCast. In *The Second International Conference on Next Generation Mobile Applications, Services and Technologies, 2008. NGMAST '08*, pages 501–506. IEEE, 9 2008.

- [97] Susu Xie, Bo Li, G.Y. Keung, and Xinyan Zhang. Coolstreaming: Design, Theory, and Practice. *IEEE Transactions on Multimedia*, 9(8):1661–1671, 12 2007.
- [98] X Hei, C Liang, J Liang, Y Liu, and KW Ross. Insights into PPLive: A Measurement Study of a Large-Scale P2P IPTV System. In *In Proc. of IPTV Workshop, International World Wide Web Conference*, 12 2006.
- [99] F. Pianese, J. Keller, and E.W. Biersack. PULSE, a Flexible P2P Live Streaming System. In *IEEE INFOCOM*, pages 1–6, 4 2006.
- [100] D. A Tran, K. A Hua, and T. Do. ZIGZAG: an Efficient Peer-to-Peer Scheme for Media Streaming. In *IEEE INFOCOM*, volume 2, pages 1283–1292, 4 2003.
- [101] Qingchao Cai, Xiaolu Zhang, and Xuejie Zhang. Streaming Live Media over BitTorrent. In *Communications and Mobile Computing. WRI International Conference on*, volume 3, pages 44–49, 1 2009.
- [102] Chin-Feng Lai, Yueh-Min Huang, and Han-Chieh Chao. DLNA-Based Multimedia Sharing System for OSGI Framework With Extension to P2P Network. *Systems Journal, IEEE*, 4(2):262–270, 6 2010.
- [103] Zhenjiang Li, Yao Yu, Xiaojun Hei, and Danny H. K Tsang. Towards Low-redundancy Push-Pull P2P Live Streaming. In *Proceedings of the 5th International ICST Conference on Heterogeneous Networking for Quality, Reliability, Security and Robustness*, pages 13:1–13:7, Hong Kong, 2008. ICST (Institute for Computer Sciences, Social-Informatics and Telecommunications Engineering). ACM ID: 1535589.
- [104] Meng Zhang, Qian Zhang, Lifeng Sun, and Shiqiang Yang. Understanding the Power of Pull-Based Streaming Protocol: Can We Do Better? *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 25(9):1678–1694, 12 2007.
- [105] Zhijia Chen, Chuang Lin, and Xiaogang Wei. Enabling On-Demand Internet Video Streaming Services to Multi-Terminal Users in Large Scale. *Consumer Electronics, IEEE Transactions on*, 55(4):1988–1996, 11 2009.
- [106] Majed Alhaisoni and Antonio Liotta. Characterization of Signaling and Traffic in Joost. *Peer-to-Peer Networking and Applications*, 2(1):75–83, 2009.

- [107] J. Moreira, R. Antonello, S. Fernandes, C. Kamienski, and D. Sadok. A Step Towards Understanding Joost IPTV. In *Network Operations and Management Symposium, 2008. NOMS 2008. IEEE*, pages 911–914, 4 2008.
- [108] M. Moshref, R. Motamedi, H.R. Rabiee, and M. Khansari. Layeredcast – a hybrid peer-to-peer live layered video streaming protocol. In *Telecommunications (IST), 5th International Symposium on*, pages 663–668, 12 2010.
- [109] Hao Yin, Xuening Liu, Tongyu Zhan, Vyas Sekar, Feng Qiu, Chuang Lin, Hui Zhang, and Bo Li. LiveSky: Enhancing CDN with P2P. *ACM Trans. Multimedia Comput. Commun. Appl.*, 6(3):16:1–16:19, 8 2010.
- [110] J. Peltotalo, J. Harju, A. Jantunen, M. Saukko, L. Vaatamoinen, I. Curcio, I. Bouazizi, and M. Hannuksela. Peer-to-Peer Streaming Technology Survey. In *Networking, 7th International Conference on*, pages 342–350, 4 2008.
- [111] John Jannotti, David K. Gifford, Kirk L. Johnson, M. Frans Kaashoek, and James W. O’Toole, Jr. Overcast: Reliable Multicasting with on Overlay Network. In *Proceedings of the 4th Conference on Symposium on Operating System Design & Implementation*, volume 4, pages 14–14, Berkeley, CA, USA, 2000. USENIX Association.
- [112] Jie Xiong and R.R. Choudhury. PeerCast: Improving Link Layer Multicast through Cooperative Relaying. In *IEEE INFOCOM*, pages 2939–2947, 4 2011.
- [113] N. Magharei and R. Rejaie. PRIME: Peer-to-Peer Receiver-Driven Mesh-Based Streaming. *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, 17(4):1052–1065, 8 2009.
- [114] Mohamed Hefeeda, Ahsan Habib, Boyan Botev, Dongyan Xu, and Bharat Bhargava. PROMISE: Peer-to-peer Media Streaming Using CollectCast. In *Proceedings of the 11st ACM International Conference on Multimedia*, pages 45–54, New York, NY, USA, 2003. ACM.
- [115] Weizhan Zhang, Zhenyan Li, and Qinghua Zheng. SAMP: Supporting Multi-source Heterogeneity in Mobile P2P IPTV System. *Consumer Electronics, IEEE Transactions on*, 59(4):772–778, 11 2013.

- [116] Roberto Roverso, Sameh El-Ansary, and Seif Haridi. SmoothCache: HTTP-Live Streaming Goes Peer-to-Peer. *Lecture Notes in Computer Science*, 7290:29–43, 2012.
- [117] P. Baccichet, Jeonghun Noh, E. Setton, and B. Girod. Content-Aware P2P Video Streaming with Low Latency. In *Multimedia and Expo, IEEE International Conference on*, pages 400–403, 7 2007.
- [118] A. Magnetto, R. Gaeta, M. Grangetto, and M. Sereno. TURINstream: A Totally pUsh, Robust, and effIcieNt P2P Video Streaming Architecture. *Multimedia, IEEE Transactions on*, 12(8):901–914, 12 2010.
- [119] Eddie Kohler, Mark Handley, and Sally Floyd. Designing DCCP: Congestion Control Without Reliability. In *SIGCOMM '06: Proceedings of the 2006 conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communications*, pages 27–38, New York, NY, USA, 2006. ACM Press.
- [120] Eddie Kohler, Mark Handley, and Sally Floyd. Datagram Congestion Control Protocol (DCCP), 3 2006. <http://www.ietf.org/rfc/rfc4340.txt>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [121] Anahita Fellah Jahromi. Temporal Scalable Live Video Streaming over Hybrid CDN-P2P Architecture. *International Journal of Computer Applications*, 46(17):14–20, 5 2012. Published by Foundation of Computer Science, New York, USA.
- [122] V. Ciancaglini, G. Piro, R. Loti, L.A. Grieco, and L. Liquori. CCN-TV: A Data-centric Approach to Real-Time Video Services. In *Advanced Information Networking and Applications Workshops (WAINA), 27th International Conference on*, pages 982–989, 3 2013.
- [123] Yao Liu, L. Guo, Fei Li, and Songqing Chen. A Case Study of Traffic Locality in Internet P2P Live Streaming Systems. In *Distributed Computing Systems, 29th IEEE International Conference on*, pages 423–432, 2009.
- [124] Chuan Wu, Baochun Li, and Shuqiao Zhao. Exploring Large-scale Peer-to-Peer Live Streaming Topologies. *ACM Trans. Multimedia Comput. Commun. Appl.*, 4(3):19:1–19:23, 8 2008.

- [125] N. Magharei, R. Rejaie, and Yang Guo. Mesh or Multiple-Tree: A Comparative Study of Live P2P Streaming Approaches. In *IEEE INFOCOM*, pages 1424–1432, 5 2007.
- [126] V. Gopalakrishnan, B. Bhattacharjee, K.K. Ramakrishnan, R. Jana, and D. Srivastava. CPM: Adaptive Video-on-Demand with Cooperative Peer Assists and Multicast. In *IEEE INFOCOM*, pages 91–99, 4 2009.
- [127] Rosario G. Garroppo, Stefano Giordano, Stella Spagna, Saverio Niccolini, and Jan Seedorf. Topology Control Strategies on P2P Live Video Streaming Service with Peer Churning. *Comput. Commun.*, 35(6):759–770, 3 2012.
- [128] M. Shibuya, Y. Hei, and T. Ogishi. ISP-Friendly Peer Selection Mechanism with ALTO-like Server. In *Network Operations and Management Symposium (APNOMS), 13th Asia-Pacific*, pages 1–8, 2011.
- [129] Liang Dai, Yanchuan Cao, Yi Cui, and Yuan Xue. On Scalability of Proximity-aware Peer-to-Peer Streaming. *Comput. Commun.*, 32(1):144–153, 1 2009.
- [130] S. Tang, H. Wang, and P. Van Mieghem. The Effect of Peer Selection with Hop-count or Delay Constraint on Peer-to-Peer Networking. In *Proceedings of the 7th international IFIP-TC6 networking conference on AdHoc and sensor networks, wireless networks, next generation internet*, pages 358–365, Berlin, Heidelberg, 2008. Springer-Verlag.
- [131] Nianwang Liu, Zheng Wen, K.L. Yeung, and Zhibin Lei. Request-peer Selection for Load-balancing in P2P Live Streaming Systems. In *Wireless Communications and Networking Conference (WCNC), 2012 IEEE*, pages 3227–3232, 2012.
- [132] Yan Chen, Beibei Wang, W.S. Lin, Yongle Wu, and K.J.R. Liu. Cooperative Peer-to-Peer Streaming: An Evolutionary Game-theoretic Approach. *Circuits and Systems for Video Technology, IEEE Transactions on*, 20(10):1346–1357, 2010.
- [133] Constantinos Vassilakis and Ioannis Stavrakakis. Minimizing node churn in peer-to-peer streaming. *Comput. Commun.*, 33(14):1598–1614, 9 2010.
- [134] Yi Cui, Yanchuan Cao, Liang Dai, and Yuan Xue. Optimizing P2P Streaming Throughput under Peer Churning. *Multimedia Systems*, 15(2):83–99, 11 2008.

- [135] Y. Sakata, K. Takayama, R. Endo, and H. Shigeno. A Chunk Scheduling Based on Chunk Diffusion Ratio on P2P Live Streaming. In *Network-Based Information Systems (NBiS), 15th International Conference on*, pages 74–81, 2012.
- [136] Byungryeol Sim, Yeonhee Lee, and Youngseok Lee. A simulation study of application-layer traffic optimization protocol for P2P applications. In *Local Computer Networks (LCN), IEEE Conference on*, pages 279–282, 10 2011.
- [137] J. Seedorf, S. Kiesel, and M. Stiemerling. Traffic Localization for P2P-applications: The ALTO Approach. In *Peer-to-Peer Computing, IEEE Ninth International Conference on*, pages 171–177, 9 2009.
- [138] Harsha V. Madhyastha, Ethan Katz-Bassett, Thomas Anderson, Arvind Krishnamurthy, and Arun Venkataramani. iPlane Nano: Path Prediction for Peer-to-Peer Applications. In *Proceedings of the 6th USENIX symposium on Networked systems design and implementation*, pages 137–152, Berkeley, CA, USA, 2009. USENIX Association.
- [139] Sachin Agarwal, Jatinder Pal Singh, and Shruti Dube. Analysis and Implementation of Gossip-based P2P Streaming with Distributed Incentive Mechanisms for Peer Co-operation. *Adv. MultiMedia*, 2007(1):8:1–8:12, 4 2007.
- [140] Jaeok Park and M. Van der Schaar. A Game Theoretic Analysis of Incentives in Content Production and Sharing Over Peer-to-Peer Networks. *Selected Topics in Signal Processing, IEEE Journal of*, 4(4):704–717, 2010.
- [141] Sachin Agarwal and Shruti Dube. Gossip Based Streaming with Incentives for Peer Collaboration. In *Proceedings of the 8th IEEE International Symposium on Multimedia*, pages 629–636, Washington, DC, USA, 2006. IEEE Computer Society.
- [142] A. Habib and J. Chuang. Incentive Mechanism for Peer-to-Peer Media Streaming. In *Quality of Service, 12th IEEE International Workshop on*, pages 171–180, 2004.
- [143] Tzu-Ming Wang, Wei-Tsong Lee, Tin-Yu Wu, Hsin-Wen Wei, and Yu-San Lin. New P2P Sharing Incentive Mechanism Based on Social Network and Game Theory. In

- Advanced Information Networking and Applications Workshops (WAINA), 26th International Conference on*, pages 915–919, 2012.
- [144] YangBin Tang, Huaimin Wang, and Wen Dou. Trust Based Incentive in P2P Network. In *E-Commerce Technology for Dynamic E-Business, IEEE International Conference on*, pages 302–305, 2004.
- [145] Kyuyong Shin, D.S. Reeves, and Injong Rhee. Treat-Before-Trick : Free-riding Prevention for BitTorrent-like Peer-to-Peer Networks. In *Parallel Distributed Processing, IEEE International Symposium on*, pages 1–12, 2009.
- [146] Yuling Li, Yuhua Liu, Kaihua Xu, and Wei Chen. Analysis and Balanced Mechanism on Free-Rider in P2P Network. In *Computer Modeling and Simulation, 2nd International Conference on*, volume 4, pages 462–466, 2010.
- [147] S. Sanghavi and B. Hajek. A New Mechanism for the Free-Rider Problem. *Automatic Control, IEEE Transactions on*, 53(5):1176–1183, 6 2008.
- [148] D. Jurca, J. Chakareski, J.-P. Wagner, and P. Frossard. Enabling Adaptive Video Streaming in P2P Systems [Peer-to-Peer Multimedia Streaming]. *Communications Magazine, IEEE*, 45(6):108–114, 6 2007.
- [149] Truong Cong Thang, Hung T. Le, Hoc X. Nguyen, Anh T. Pham, Jung Won Kang, and Yong Man Ro. Adaptive Video Streaming Over HTTP with Dynamic Resource Estimation. *Communications and Networks, Journal of*, 15(6):635–644, 12 2013.
- [150] R. Pantos and W. May. HTTP Live Streaming, 10 2013. <http://tools.ietf.org/html/draft-pantos-http-live-streaming-12>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [151] I. Sodagar. The MPEG-DASH Standard for Multimedia Streaming Over the Internet. *MultiMedia, IEEE*, 18(4):62–67, 4 2011.
- [152] Alex Borges Vieira and Sergio Vale Aguiar Campos. *Transmissão de Mídia contínua ao Vivo em P2P: Modelagem, Caracterização e Implementação de Mecanismo de Resiliência a Ataques*. PhD thesis, Universidade Federal de Minas Gerais - UFMG, 3 2010. <http://dspace.lcc.ufmg.br/dspace/handle/1843/SLSS-85BNKG>.

- [153] Hao Yin, Chuang Lin, Qian Zhang, Zhijia Chen, and Dapeng Wu. TrustStream: A Secure and Scalable Architecture for Large-Scale Internet Media Streaming. *Circuits and Systems for Video Technology, IEEE Transactions on*, 18(12):1692–1702, 12 2008.
- [154] M. Brinkmeier, G. Schafer, and T. Strufe. Optimally DoS Resistant P2P Topologies for Live Multimedia Streaming. *Parallel and Distributed Systems, IEEE Transactions on*, 20(6):831–844, 6 2009.
- [155] M. Abdalla, Y. Shavitt, and A. Wool. Key Management for Restricted Multicast using Broadcast Encryption. *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, 8(4):443–454, 2000.
- [156] Suman Banerjee, Bobby Bhattacharjee, and Christopher Kommareddy. Scalable Application Layer Multicast. *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, 32(4):205–217, 8 2002.
- [157] C. K. Yeo, B. S. Lee, and M. H. Er. A Framework for Multicast Video Streaming over IP Networks. *J. Netw. Comput. Appl.*, 26(3):273–289, 8 2003.
- [158] Suman Banerjee, Christopher Kommareddy, Koushik Kar, Bobby Bhattacharjee, and Samir Khuller. OMNI: An Efficient Overlay Multicast Infrastructure for Real-time Applications. *Comput. Netw.*, 50(6):826–841, 4 2006.
- [159] Yi Cui, Baochun Li, and K. Nahrstedt. oStream: Asynchronous Streaming Multicast in Application-layer Overlay Networks. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, 22(1):91–106, 1 2004.
- [160] Minseok Kwon and Sonia Fahmy. Path-aware Overlay Multicast. *Comput. Netw.*, 47(1):23–45, 1 2005.
- [161] Feng Liu, J. Huang, Xicheng Lu, and Yuxing Peng. An Efficient Distributed Algorithm for Constructing Delay- and Degree-bounded Application-Level Multicast tree. In *Parallel Architectures, Algorithms and Networks, 8th International Symposium on*, pages 212–221, 12 2005.

- [162] L.M. de Sales, R. de Amorim Silva, H.O. Almeida, and A. Perkusich. Multi(Uni)cast DCCP for Live Content Distribution with P2P Support. In *Wireless Communications and Networking Conference (WCNC), 2012 IEEE*, pages 3253–3258, 4 2012.
- [163] Leandro Melo de Sales, Hyggo Oliveira, and Angelo Perkusich. Multimedia Content Distribution of Real Time Controlled and Non-reliable Datagrams Between Peers. In *Proceedings of IEEE Globecom, 2nd IEEE Workshop on Multimedia Communications & Services*, volume 1, pages 131–146, 5 2011.
- [164] Leandro Melo de Sales, Hyggo Oliveira, Angelo Perkusich, and Rafael A. Silva. Distribuição de Conteúdos Multimídia em Tempo Real com Transporte de Fluxos Controlados e Não Confiável entre Pares. In *Proceedings of Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores 2011. VII Workshop de Redes Dinâmicas e Sistemas P2P*, volume 1, pages 131–146, 5 2011. http://sbrc2011.facom.ufms.br/files/workshops/wp2p/ST04_1.pdf.
- [165] Leandro Melo de Sales. Avaliação Experimental do Protocolo DCCP para Transmissão de Conteúdos Multimídia em Redes Sem Fio 802.11g e na Internet. Master's thesis, Universidade Federal de Campina Grande, 4 2008.
- [166] K. Tan, J. Song, Q. Zhang, and M. Sridharan. A Compound TCP Approach for High-Speed and Long Distance Networks. In *IEEE INFOCOM*, pages 1–12, 4 2006.
- [167] M. Goutelle, Y. Gu, and E. He. A Survey of Transport Protocols other than Standard TCP, 4 2004. <http://www.gridforum.org/documents/GFD.55.pdf>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [168] Sally Floyd, Mark Handley, Jitendra Padhye, and Jörg Widmer. Equation-Based Congestion Control for Unicast Applications. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, 30(4):43–56, 10 2000.
- [169] Sangtae Ha, Injong Rhee, and Lisong Xu. CUBIC: a New TCP-friendly High-speed TCP Variant. *SIGOPS Oper. Syst. Rev.*, 42:64–74, 7 2008.
- [170] Sally Floyd. HighSpeed TCP for Large Congestion Windows, 12 2003. <http://www.ietf.org/rfc/rfc3649.txt>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.

- [171] I. Abdeljaouad, H. Rachidi, S. Fernandes, and A. Karmouch. Performance Analysis of Modern TCP Variants: A Comparison of Cubic, Compound and New Reno. In *Communications (QBSC), 25th Biennial Symposium on*, pages 80–83, 5 2010.
- [172] Cheng Peng Fu and Soung C. Liew. TCP Veno: TCP Enhancement for Transmission Over Wireless Access Networks. *IEEE Journal On Selected Areas In Communications*, 21(2):216–228, 2 2003.
- [173] L.S. Brakmo and L.L. Peterson. Tcp vegas: End-to-end congestion avoidance on a global internet. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, 13(8):1465–1480, 1995.
- [174] G. Carofiglio, L. Muscariello, D. Rossi, and C. Testa. A Hands-on Assessment of Transport Protocols with Lower than Best Effort Priority. In *Local Computer Networks (LCN), 35th IEEE Conference on*, pages 8–15, 2010.
- [175] D. Rossi, C. Testa, S. Valenti, and L. Muscariello. LEDBAT: The New BitTorrent Congestion Control Protocol. In *Computer Communications and Networks (ICCCN), 2010 Proceedings of 19th International Conference on*, pages 1–6, 2010.
- [176] Jeng-Yuh Chang and Xiao Su. An Evaluation of Transport Protocols in Peer-to-Peer Media Streaming. In *Networking, Architecture, and Storage, International Conference on*, pages 241–247, 6 2008.
- [177] E. Brosh, S. A Baset, V. Misra, D. Rubenstein, and H. Schulzrinne. The Delay-Friendliness of TCP for Real-Time traffic. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 18(5):1478–1491, 10 2010.
- [178] V. Lucas, J. -J Pansiot, D. Grad, and B. Hilt. Fair Multicast Congestion Control (M2C). In *IEEE INFOCOM*, pages 1–6, 4 2009.
- [179] Ju-Won Park, Jong Won Kim, and R. P Karrer. TCP-ROME: A Transport-Layer Approach to Enhance Quality of Experience for Online Media Streaming. In *International Workshop on Quality of Service*, pages 249–258. IEEE, 6 2008.

- [180] Hala ElArag, Andrew Moedinger, and Chris Hogg. TCP Friendly Protocols for Media Streams Over Heterogeneous Wired-Wireless Networks. *Comput. Commun.*, 31(10):2242–2256, 6 2008. ACM ID: 1380037.
- [181] R. Stewart, J. Stone, D. Otis, K. Morneau, H. Schwarzbauer, T. Taylor, I. Rytina, M. Kalla, L. Zhang, and V. Paxson. Stream Control Transmission Protocol (SCTP), 9 2007. <http://www.ietf.org/rfc/rfc4960.txt>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [182] Lin Ma and Wei Tsang Ooi. Congestion Control in Distributed Media Streaming. In *IEEE INFOCOM*, pages 1397–1405, 5 2007.
- [183] Yongxiang Liu, K. N Srijith, L. Jacob, and A. L Ananda. TCP-CM: a Transport Protocol for TCP-friendly Transmission of Continuous Media. In *Performance, Computing, and Communications, 21st IEEE International Conference on*, pages 83–91, 2002.
- [184] Jack Brassil and Henning Schulzrinne. Structuring Internet Media Streams with Cu-ing Protocols. *IEEE/ACM Trans. Netw.*, 10(4):466–476, 8 2002. ACM ID: 581865.
- [185] A. Banerjea, D. Ferrari, B. A Mah, M. Moran, D. C Verma, and Hui Zhang. The Te-
net Real-time Protocol Suite: Design, Implementation, and Experiences. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 4(1):1–10, 2 1996.
- [186] Larry L. Peterson and Bruce S. Davie. *Computer Networks, A System Approach*. Morgan Kaufmann, 5 ed. edition, 3 2011.
- [187] Luiz Fernando Gomes Soares. *Redes de Computadores: das LANs, MANs e WANs às Redes ATM*. Campus, 2 edition, 1995.
- [188] C. Severance. Van Jacobson: Content-Centric Networking. *Computer*, 46(1):11–13, 2013.
- [189] M.F. Bari, S. Chowdhury, R. Ahmed, R. Boutaba, and B. Mathieu. A Survey of Naming and Routing in Information-Centric Networks. *Communications Magazine, IEEE*, 50(12):44–53, 2012.

- [190] Hongfeng Xu, Zhen Chen, Rui Chen, and Junwei Cao. Live Streaming with Content Centric Networking. In *Networking and Distributed Computing (ICNDC), 3rd International Conference on*, pages 1–5, 2012.
- [191] Long Vu, Indranil Gupta, Klara Nahrstedt, and Jin Liang. Understanding Overlay Characteristics of a Large-scale Peer-to-Peer IPTV system. *ACM Trans. Multimedia Comput. Commun. Appl.*, 6(4):31:1–31:24, 11 2010. ACM ID: 1865115.
- [192] Darshan Purandare and Ratan Guha. An Alliance based Peering Scheme for Peer-to-Peer Live Media Streaming. In *Proceedings of the 2007 workshop on Peer-to-peer streaming and IP-TV, P2P-TV '07*, pages 340–345, Kyoto, Japan, 2007. ACM. ACM ID: 1326328.
- [193] Xiaojun Hei, Chao Liang, Jian Liang, Yong Liu, and K. W Ross. A measurement study of a Large-Scale P2P IPTV system. *IEEE Transactions on Multimedia*, 9(8):1672–1687, 12 2007.
- [194] Thomas Bonald, Laurent Massoulié, Fabien Mathieu, Diego Perino, and Andrew Twigg. Epidemic Live Streaming: Optimal Performance Trade-offs. In *Proceedings of the 2008 ACM SIGMETRICS International Conference on Measurement and Modeling of Computer Systems*, pages 325–336, Annapolis, MD, USA, 2008. ACM. ACM ID: 1375494.
- [195] Meng Zhang, Jian-Guang Luo, Li Zhao, and Shi-Qiang Yang. A Peer-to-Peer Network for Live Media Streaming using a Push-Pull Approach. In *Proceedings of the 13th Annual ACM International Conference on Multimedia*, pages 287–290, Hilton, Singapore, 2005. ACM ID: 1101206.
- [196] Xiaojun Hei, Yong Liu, and Keith Ross. IPTV over P2P Streaming Networks: the Mesh-pull Approach. *IEEE Communications Magazine*, 46(2):86–92, 2 2008.
- [197] R. Lo Cigno, A. Russo, and D. Carra. On Some Fundamental Properties of P2P Push/Pull Protocols. In *Second International Conference on Communications and Electronics, 2008. ICCE 2008*, pages 67–73. IEEE, 6 2008.

- [198] Li Zhao, Jian-Guang Luo, Meng Zhang, Wen-Jie Fu, Ji Luo, Yi-Fei Zhang, and Shi-Qiang Yang. Gridmedia: A Practical Peer-to-Peer Based Live Video Streaming System. In *IEEE 7th Workshop on Multimedia Signal Processing*, pages 1–4, 11 2005.
- [199] J. Seedorf and E. Burger. Application-Layer Traffic Optimization (ALTO) Problem Statement, 10 2009. <http://www.ietf.org/rfc/rfc5693.txt>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [200] R. Alimi, R. Penno, and Y. Yang. Application-Layer Traffic Optimization (ALTO) Protocol, 1 2014. <http://www.ietf.org/id/draft-ietf-alto-protocol-25.txt>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [201] K.D. Teket and M. Sayit. P2P Video Streaming with ALTO Protocol: A Simulation Study. In *Broadband Multimedia Systems and Broadcasting (BMSB), 2013 IEEE International Symposium on*, pages 1–6, 6 2013.
- [202] Van Jacobson. A New Way to Look at Networking, 8 2006. <http://named-data.net/a-new-way-to-look-at-networking/>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [203] Adobe Inc. HTTP Dynamic Streaming, 2 2014. <http://www.adobe.com/br/products/hds-dynamic-streaming.html>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [204] T. Loh3, T. Einarsson, P. Frojdh, F. Gabin, and M. Kampmann. Dynamic Adaptive HTTP Streaming of Live Content. In *World of Wireless, Mobile and Multimedia Networks (WoWMoM), IEEE International Symposium on*, pages 1–8, 6 2011.
- [205] A. Gouta, C. Hong, D. Hong, A.-M. Kermarrec, and Y. Leloue10. Large Scale Analysis of HTTP Adaptive Streaming in Mobile Networks. In *World of Wireless, Mobile and Multimedia Networks (WoWMoM), 14th IEEE International Symposium and Workshops on a*, pages 1–10, 6 2013.
- [206] T. Berners-Lee, R. Fielding, and L. Masinter. Uniform Resource Identifier (URI): Generic Syntax, 1 2005. <http://www.ietf.org/rfc/rfc3986.txt>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.

- [207] Chen Feng, Baochun Li, and Bo Li. Understanding the Performance Gap Between Pull-Based Mesh Streaming Protocols and Fundamental Limits. In *IEEE INFOCOM*, pages 891–899, 4 2009.
- [208] Saamer Akhshabi, Ali C. Begen, and Constantine Dovrolis. An Experimental Evaluation of Rate-adaptation Algorithms in Adaptive Streaming over HTTP. In *Proceedings of the 2nd Annual ACM Conference on Multimedia Systems*, pages 157–168, New York, NY, USA, 2011. ACM.
- [209] R. Fielding, J. Gettys, J. Mogul, H. Frystyk, L. Masinter, P. Leach, and T. Berners-Lee. Hypertext Transfer Protocol – HTTP, 6 1999. <http://www.ietf.org/rfc/rfc2616.txt>. Último acesso, Abril de 2008.
- [210] L. Tawalbeh, M. Mowafi, and W. Aljoby. Use of Elliptic Curve Cryptography for Multimedia Encryption. *Information Security, IET*, 7(2):67–74, 6 2013.
- [211] A. Arcieri. Peer Distributed Transfer Protocol, 7 2004. <https://www.defcon.org/images/defcon-12/dc-12-presentations/Arcieri/draft-arcieri-peer-distributed-transfer-protocol.html>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [212] C. Kulatunga, G. Kandavanam, A.I. Rana, S. Balasubramaniam, and D. Botvich. HySAC: A Hybrid Delivery System with Adaptive Content Management for IPTV Networks. In *Communications (ICC), IEEE International Conference on*, pages 1–5, 6 2011.
- [213] S. Shalunov, G. Hazel, J. Iyengar, and M. Kuehlewind. Low Extra Delay Background Transport (LEDBAT), 10 2011. <http://tools.ietf.org/id/draft-ietf-ledbat-congestion-09.txt>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [214] Bo Li, Susu Xie, Yang Qu, G.Y. Keung, Chuang Lin, Jiangchuan Liu, and Xinyan Zhang. Inside the New Coolstreaming: Principles, Measurements and Performance Implications. In *IEEE INFOCOM*, pages 1031–1039, 4 2008.

- [215] K Moore. Things that NATs break. Online, 3 2004. <http://web.mit.edu/6.033/2002/wwwdocs/papers/what-nats-break.html>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [216] J. Rosenberg, J. Weinberger, C. Huitema, and R. Mahy. STUN - Simple Traversal of User Datagram Protocol (UDP) Through Network Address Translators (NATs), 2003. <http://www.ietf.org/rfc/rfc3489.txt>. Último acesso, 19 de Junho de 2014.
- [217] Paul Vixie. What DNS is Not. *Commun. ACM*, 52(12):43–47, 12 2009.
- [218] C. Tsilopoulos, G. Xylomenos, and G.C. Polyzos. Are Information-Centric Networks Video-Ready? In *Packet Video Workshop (PV), 20th International*, pages 1–8, 12 2013.
- [219] Van Jacobson, Diana K. Smetters, James D. Thornton, Michael Plass, Nick Briggs, and Rebecca Braynard. Networking Named Content. *Commun. ACM*, 55(1):117–124, 1 2012.
- [220] G. Xylomenos, X. Vasilakos, C. Tsilopoulos, V.A. Siris, and G.C. Polyzos. Caching and Mobility Support in a Publish-Subscribe Internet Architecture. *Communications Magazine, IEEE*, 50(7):52–58, 7 2012.
- [221] A. Afanasyev, N. Tilley, P. Reiher, and L. Kleinrock. Host-to-Host Congestion Control for TCP. *Communications Surveys Tutorials, IEEE*, 12(3):304–342, 8 2010.
- [222] S. Lederer, C. Mueller, B. Rainer, C. Timmerer, and H. Hellwagner. An Experimental Analysis of Dynamic Adaptive Streaming over HTTP in Content Centric Networks. In *Multimedia and Expo (ICME), 2013 IEEE International Conference on*, pages 1–6, 7 2013.
- [223] Zhenkai Zhu, Sen Wang, Xu Yang, Van Jacobson, and Lixia Zhang. ACT: Audio Conference Tool over Named Data Networking. In *Proceedings of the ACM SIGCOMM Workshop on Information-centric Networking*, ICN ’11, pages 68–73, New York, NY, USA, 2011. ACM.

- [224] Christos Tsilopoulos and George Xylomenos. Supporting Diverse Traffic Types in Information Centric Networks. In *Proceedings of the ACM SIGCOMM Workshop on Information-centric Networking*, pages 13–18, New York, NY, USA, 2011. ACM.
- [225] Van Jacobson, Diana K. Smetters, Nicholas H. Briggs, Michael F. Plass, Paul Stewart, James D. Thornton, and Rebecca L. Braynard. VoCCN: Voice-over Content-centric Networks. In *Proceedings of the 2009 Workshop on Re-architecting the Internet, ReArch '09*, pages 1–6, New York, NY, USA, 2009. ACM.
- [226] Andrea Detti, Bruno Ricci, and Nicola Belfari-Melazzi. Peer-to-Peer Live Adaptive Video Streaming for Information Centric Cellular Networks. In *Personal Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC), IEEE 24th International Symposium on*, pages 3583–3588, 9 2013.
- [227] Yaning Liu, J. Geurts, J.-C. Point, S. Lederer, B. Rainer, C. Muller, C. Timmerer, and H. Hellwagner. Dynamic Adaptive Streaming Over CCN: A Caching and Overhead Analysis. In *Communications (ICC), IEEE International Conference on*, pages 3629–3633, 6 2013.
- [228] S. Bradner. Keywords for Use in RFCs to Indicate Requirement Levels, 3 1997. <http://www.ietf.org/rfc/rfc2119.txt>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [229] B. Cain, S. Deering, I. Kouvelas, B. Fenner, and A. Thyagarajan. Internet Group Management Protocol, Version 3, 10 2002. <http://www.ietf.org/rfc/rfc3376.txt>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [230] B. Fenner, H. He, B. Haberman, and H. Sandick. Internet Group Management Protocol (IGMP) / Multicast Listener Discovery (MLD)-Based Multicast Forwarding (“IGMP/MLD Proxying”), 8 2006. <http://www.ietf.org/rfc/rfc4605.txt>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [231] Jonathan L. Gross and Jay Yellen. *Handbook of Graph Theory (Discrete Mathematics and Its Applications)*. CRC Press, 2 2003. ISBN: 978-1584880905.
- [232] R Sroul. *Programming for Mathematicians*. Springer-Verlag, 2 2000. ISBN: 978-3540664222.

- [233] R. Courant and H. Robbins. *The Algebra of Sets. What Is Mathematics?: An Elementary Approach to Ideas and Methods.* Oxford University Press, 7 1996. ISBN: 978-0195105193.
- [234] K. J. Devlin. *Fundamentals of Contemporary Set Theory.* Springer, 9 1979. ISBN: 978-0387904412.
- [235] R. Braden. Requirements for Internet Hosts – Communication Layers, 10 1989. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [236] L. Eggert and F. Gont. TCP User Timeout Option, 3 2009. <http://www.ietf.org/rfc/rfc5482.txt>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [237] S. Tanwir and H. Perros. A Survey of VBR Video Traffic Models. *Communications Surveys Tutorials, IEEE*, 15(4):1778–1802, Fourth 2013.
- [238] P. Leach, M. Mealling, and R. Salz. A Universally Unique IDentifier (UUID) URN Namespace, 7 2005. <http://www.ietf.org/rfc/rfc4122.txt>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [239] P. Vixie, S. Thomson, Y. Rekhter, and J. Bound. Dynamic Updates in the Domain Name System (DNS UPDATE), 4 1997. <http://www.ietf.org/rfc/rfc2136.txt>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [240] M. Handley and V. Jacobson. SDP: Session Description Protocol, 4 1998. <http://www.ietf.org/rfc/rfc2327.txt>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [241] V. Paxson, M. Allman, J. Chu, and M. Sargent. Computing TCP’s Retransmission Timer, 6 2011. <http://www.ietf.org/rfc/rfc6298.txt>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [242] Stenio Fernandes, Judith Kelner, and Djamel Sadok. An Adaptive-Predictive Architecture for Video Streaming Servers. *Journal of Network and Computer Applications*, 34(5):1683–1694, 2011. Dependable Multimedia Communications: Systems, Services, and Applications.
- [243] W. Wolff. *Stochastic Modeling and the Theory of Queues.* PrenticeHall, 1989.

- [244] M. Handley, S. Floyd, J. Padhye, and J. Widmer. TCP Friendly Rate Control (TFRC): Protocol Specification, 1 2003. <http://www.ietf.org/rfc/rfc3448.txt>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [245] Eddie Kohler, Mark Handley, and Floyd. Profile for Datagram Congestion Control Protocol (DCCP) Congestion Control ID 2: TCP-like Congestion Control. In *IETF Online RFC*, 3 2006. <http://www.ietf.org/rfc/rfc4341.txt>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [246] Eddie Kohler and Mark Handley. Profile for Datagram Congestion Control Protocol (DCCP) Congestion Control ID 3: TCP-Friendly Rate Control (TFRC), 3 2006. <http://www.ietf.org/rfc/rfc4342.txt>. Último acesso: 12/04/2011.
- [247] Jitendra Padhye, Victor Firoiu, Don Towsley, and Jim Kurose. Modeling TCP throughput: A Simple Model and its Empirical Validation. In *SIGCOMM '98: Proceedings of the ACM SIGCOMM '98 conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communication*, pages 303–314, New York, NY, USA, 1998. ACM Press.
- [248] Yih-Chun Hu, Markus Jakobsson, and Adrian Perrig. Efficient Constructions for One-way Hash Chains. In *In Applied Cryptography and Network Security (ACNS)*, pages 423–441, 2005.
- [249] Leslie Lamport. Password Authentication with Insecure Communication. *Commun. ACM*, 24(11):770–772, 1981.
- [250] Henk Meijer and Selim Akl. Digital Signature Schemes for Computer Communication Networks. In *SIGCOMM '81: Proceedings of the seventh symposium on Data communications*, pages 37–41, New York, NY, USA, 1981. ACM.
- [251] D. Meyer. Administratively Scoped IP Multicast, 7 1998. <http://www.ietf.org/rfc/rfc2365.txt>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [252] Xiaojun Hei, Yong Liu, and K.W. Ross. Inferring Network-Wide Quality in P2P Live Streaming Systems. *Selected Areas in Communications, IEEE Journal on*, 25(9):1640–1654, 12 2007.

- [253] Raj Jan. *The Art of Computer Systems Performance Analysis: Techniques for Experimental Design, Measurement, Simulation, and Modeling*. John Wiley & Sons, Inc, 1 edition, 3 1991.
- [254] He Xu, Suo ping Wang, Ru chuan Wang, and Ping Tan. A Survey of Peer-to-Peer Simulators and Simulation Technology. *Journal of Convergence Information Technology*, 6(5):260–272, 5 2011.
- [255] Andras Varga. OMNeT++: Extensible, Modular, Component-based C++ Simulation Library and Framework for Building Network Simulators, 3 2014. <http://www.omnetpp.org/>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [256] Stephan Krause Ingmar Baumgart, Bernhard Heep. OverSim: the Overlay Simulation Framework, 3 2014. <http://www.oversim.org/>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [257] Giuseppe Rossini, Raffele Chiocchetti, Andrea Araldo, and Dario Rossi. CCN-Sim: Scalable Chunk-level Simulator of Content Centric Networks (CCN), 3 2014. <http://perso.telecom-paristech.fr/~drossi/index.php?n=Software.CcnSim>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [258] S. M Y Seyyedi and B. Akbari. Denacast: A P2P/CDN Video Streaming System in OverSim, 3 2014. <http://www.denacast.org/>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [259] Leandro Melo de Sales. Global Media Transmission Protocol (GMTP), 3 2014. <http://www.gmtp-protocol.org/>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [260] Vincenzo Ciancaglini, Giuseppe Piro, Riccardo Loti, Luigi Alfredo Griecoy, and Luigi Liquori. CCN-TV: Data-Centric Approach to Real-Time Video Services, 3 2014. <http://telematics.poliba.it/index.php/en/ccn-tv>. Último acesso: 19 de Junho de 2014.
- [261] F. H P Fitzek and M. Reisslein. MPEG-4 and H.263 Video Traces for Network Performance Evaluation. *Network, IEEE*, 15(6):40–54, 11 2001.

- [262] Diego Perino and Matteo Varvello. A Reality Check for Content Centric Networking. In *Proceedings of the ACM SIGCOMM Workshop on Information-centric Networking*, pages 44–49, New York, NY, USA, 2011. ACM.
- [263] Xuemin Shen, Heather Yu, John Buford, and Mursalin Akon. *Handbook of Peer-to-Peer Networking*. Springer Publishing Company, Incorporated, 1st edition, 2009.
- [264] P. Francis, S. Jamin, Cheng Jin, Yixin Jin, D. Raz, Y. Shavitt, and Lixia Zhang. ID-Maps: a Global Internet Host Distance Estimation Service. *Networking, IEEE/ACM Transactions on*, 9(5):525–540, 10 2001.
- [265] T.S.E. Ng and Hui Zhang. Predicting Internet Network Distance with Coordinates-based Approaches. In *IEEE INFOCOM*, volume 1, pages 170–179 vol.1, 4 2002.
- [266] L.M. de Sales, H.O. Almeida, and A. Perkusich. Generalized Connection and Incentives for Supporting CE Devices in P2P/CDN Live Streaming Systems. *Consumer Electronics, IEEE Transactions on*, 2014. Em revisão – IEEE Transaction on Consumers Electronics.
- [267] L.M. de Sales, H.O. Almeida, and A. Perkusich. Global Media Transmission Protocol (GMTP). Technical report, Universidade Federal de Campina Grande, 1 2014. Em revisão – I Workshop Pré-IETF, XXXIV Congresso da Sociedade Brasileira de Computação (CSBC 2014).
- [268] L.M. de Sales, H.O. Almeida, A. Perkusich, and K. Gorgonio. About Encouraging Residential Users to Share Upload Bandwidth with CDN/P2P Live Streaming Systems. In *International Conference on Consumers Electronics (ICCE), 2013 IEEE*, pages 673–674, 1 2013.
- [269] Leandro Melo de Sales, Hyggo O. Almeida, Angelo Perkusich, and Marcello Sales Jr. On the Performance of TCP, UDP and DCCP over 802.11g Networks. In *Proceedings of the SAC 2008 23rd ACM Symposium on Applied Computing Fortaleza, CE*, pages 2074–2080, 1 2008.

- [270] Cheng Wanxiang, Shi Peixin, and Lei Zhenming. Network-Assisted Congestion Control. In *Info-tech and Info-net, 2001. Proceedings. ICII 2001 - Beijing. 2001 International Conferences on*, volume 2, pages 28–32, 2001.

Apêndice A

Detalhes dos Experimentos

Neste apêndice, apresentam-se alguns detalhes relacionados aos experimentos realizados.

A.1 Largura de Banda e Atraso de Propagação Utilizados na Rede Simulada

Na Tabela A.1, apresenta-se a largura de banda e o atraso de propagação da rede utilizada no experimento apresentado no Capítulo 5.

Tabela A.1: Largura de banda e atraso de propagação utilizados na rede simulada.

#	Roteador 1	Roteador 2	Largura de Banda	Atraso de Propagação
1	DE	SE	<i>32 Mbps</i>	<i>6.34 ms</i>
2	DE	CZ	<i>32 Mbps</i>	<i>2.10 ms</i>
3	DE	FR	<i>32 Mbps</i>	<i>11.39 ms</i>
4	DE	IT	<i>32 Mbps</i>	<i>11.93 ms</i>
5	DE	NL	<i>27 Mbps</i>	<i>5.23 ms</i>
6	DE	AT	<i>27 Mbps</i>	<i>4.71 ms</i>
7	DE	GR	<i>16 Mbps</i>	<i>21.69 ms</i>
8	DE	IE	<i>10 Mbps</i>	<i>13.69 ms</i>
9	SE	UK	<i>32 Mbps</i>	<i>14.59 ms</i>

Continuação na próxima página

Tabela A.1 – continuação da página anterior

#	Roteador 1	Roteador 2	Largura de Banda	Atraso de Propagação
10	SE	EE	10 Mbps	8.78 ms
11	SE	LV	3 Mbps	9.71 ms
12	SE	LT	5 Mbps	10.78 ms
13	SE	PL	27 Mbps	6.49 ms
14	UK	FR	32 Mbps	5.51 ms
15	UK	NL	27 Mbps	1.29 ms
16	UK	IE	10 Mbps	3.97 ms
17	UK	IL	5 Mbps	36.09 ms
18	UK	GR	10 Mbps	31.25 ms
19	FR	CH	32 Mbps	3.84 ms
20	FR	BE	27 Mbps	4.56 ms
21	FR	LU	10 Mbps	3.34 ms
22	CH	AT	32 Mbps	4.01 ms
23	CH	IT	32 Mbps	2.14 ms
24	IT	ES	27 Mbps	7.54 ms
25	NL	BE	27 Mbps	1.18 ms
26	BE	LU	10 Mbps	1.16 ms
27	PL	CZ	27 Mbps	3.64 ms
28	CZ	SK	27 Mbps	2.21 ms
29	SK	HU	27 Mbps	2.13 ms
30	AT	HU	27 Mbps	3.68 ms
31	AT	HR	3 Mbps	3.88 ms
32	AT	SI	16 Mbps	1.18 ms
33	HU	SI	10 Mbps	2.18 ms
34	HU	RO	3 Mbps	2.18 ms
35	ES	PT	16 Mbps	2.57 ms
36	CY	GR	3 Mbps	2.57 ms
37	BG	GR	3 Mbps	2.57 ms

A.2 Distribuição da quantidade de nós clientes nos primeiros 200 s de simulação

Para definir o instante de cada requisição do cliente definiu-se o seguinte: gerou-se uma quantidade de números inteiros entre 0 – 200 igual à quantidade de nós clientes determinado para um certo tratamento. Por exemplo, no Tratamento 1, sortearam-se 500 números inteiros aleatórios entre 0 – 200 e somou-se o número de ocorrências de cada número sorteado. Durante a execução dos ensaios, adicionou-se à rede a quantidade de nós correspondente ao número de ocorrências em cada instante da simulação. Por exemplo, se o número 199 foi sorteado 10 vezes, no instante 199 da simulação foram adicionados 10 nós clientes que imediatamente requisitaram a mídia ao servidor.

A.3 Distribuição da quantidade de nós clientes após os 400 s de simulação

Para definir o churn da rede definiu-se a seguinte estratégia: a cada intervalo de 5 s, um número $x \in [0, 1]$ foi gerado. Dependendo do valor de x , 10 % dos nós clientes foram mantidos ou removidos com uma probabilidade de 0.8. Ou seja, os nós foram mantidos conectados à rede com uma probabilidade de 80 % e removidos com uma probabilidade de 20 %.

A.4 Quantidade de Ensaios

No experimento realizado para comparar o GMTP com o Denacast/CoolStreaming e o CCN-TV, apresentado no Capítulo 5, fez-se necessário determinar a quantidade de repetição de um tratamento para que fosse possível comparar, com 95 % de certeza, os valores obtidos para as variáveis dependentes nos confrontos estabelecidos. Para isto, cada valor de n que representou uma variável dependente (por exemplo, n_{ST}) foi calculado através da Inequação A.1, onde μ_1 correspondeu à média obtida para uma variável dependente através da execução do GMTP e, μ_2 , a média obtida para a mesma variável dependente através da execução do outro sistema confrontado.

$$\mu_1 \pm 1.96\sqrt{\frac{0,995\mu_1}{n}} \leq \mu_2 \pm 1.96\sqrt{\frac{0,995\mu_2}{n}} \quad (\text{A.1})$$

A.5 Compilação dos Resultados

Na Tabela A.2, apresentam-se os resultados do confronto GMTP vs. Denacast/CoolStreaming e na Tabela A.3 os resultados do confronto GMTP vs. CCN-TV.

Tabela A.2: Sumário dos valores obtidos para as variáveis dependentes em cada tratamento do confronto GMTP vs. Denacast/CoolStreaming.

Trat. #	Atraso de inicialização (s)	Índice de continuidade (%)	Distorção do vídeo (%)	Pacotes de controle
GMTP 1 Denacast	1.68 (0.87 – 2.49)	99.06 (98.22 – 99.90)	1.30 (0.79 – 1.81)	995.43 (984.13 – 1006.73)
	23.51 (21.64 – 25.38)	92.96 (91.44 – 94.48)	13.02 (11.52 – 14.52)	1783.20 (1752.46 – 1813.94)
GMTP 2 Denacast	2.10 (1.24 – 2.96)	98.97 (98.05 – 99.89)	1.39 (0.58 – 2.20)	2933.60 (2901.79 – 2965.41)
	31.40 (29.33 – 33.47)	86.91 (85.34 – 88.48)	20.20 (18.71 – 21.69)	4727.92 (4657.82 – 4798.02)
GMTP 3 Denacast	2.27 (1.34 – 3.20)	98.61 (97.46 – 99.76)	1.48 (0.68 – 2.28)	28501.28 (28142.15 – 28860.41)
	29.98 (27.96 – 32.00)	59.07 (57.52 – 60.62)	23.11 (21.48 – 24.74)	45553.58 (44676.17 – 46430.99)
GMTP 4 Denacast	2.86 (1.94 – 3.78)	97.12 (95.93 – 98.31)	1.79 (0.98 – 2.60)	57945.70 (57236.01 – 58655.39)
	41.26 (39.21 – 43.31)	62.68 (61.09 – 64.27)	26.15 (24.45 – 27.85)	110374.53 (108605.37 – 112143.69)
GMTP 5 Denacast	3.15 (2.32 – 3.98)	96.62 (95.51 – 97.73)	1.98 (1.11 – 2.85)	129665.79 (128857.79 – 130473.79)
	69.21 (67.31 – 71.11)	58.22 (56.84 – 59.60)	33.10 (31.76 – 34.44)	230712.40 (228746.89 – 232677.91)
GMTP 6	3.91 (2.96 – 4.86)	96.38 (95.22 – 97.54)	2.12 (1.31 – 2.93)	165415.93 (163357.60 – 167474.26)

Continuação na próxima página

Tabela A.2 – continuação da página anterior

Trat. #	Atraso de inicialização (s)	Índice de continuidade (%)	Distorção do vídeo (%)	Pacotes de controle
Denacast	74.89 (72.72 – 77.06)	48.49 (46.88 – 50.10)	35.63 (34.02 – 37.24)	270844.47 (266531.30 – 275157.64)
GMTP 7	1.83 (0.98 – 2.68)	99.24 (98.50 – 99.98)	1.08 (0.51 – 1.65)	976.31 (969.03 – 983.59)
	20.48 (18.62 – 22.34)	92.33 (90.92 – 93.74)	9.52 (8.16 – 10.88)	1870.31 (1849.28 – 1891.34)
GMTP 8	1.55 (0.74 – 2.36)	99.23 (98.52 – 99.94)	1.12 (0.24 – 2.00)	3086.69 (3062.69 – 3110.69)
	30.83 (28.86 – 32.80)	87.85 (86.45 – 89.25)	16.16 (14.75 – 17.57)	5304.01 (5246.36 – 5361.66)
GMTP 9	2.01 (1.17 – 2.85)	99.55 (99.11 – 99.99)	1.31 (0.43 – 2.19)	31688.33 (31438.66 – 31938.00)
	32.32 (30.34 – 34.30)	63.93 (62.50 – 65.36)	19.35 (17.90 – 20.80)	49290.56 (48707.40 – 49873.72)
GMTP 10	1.62 (0.77 – 2.47)	99.04 (98.09 – 99.99)	1.46 (0.60 – 2.32)	61527.51 (61058.00 – 61997.02)
	39.27 (37.43 – 41.11)	64.18 (62.86 – 65.50)	22.44 (21.05 – 23.83)	100287.74 (99052.38 – 101523.10)
GMTP 11	1.76 (0.92 – 2.60)	97.21 (96.12 – 98.30)	1.58 (0.72 – 2.44)	116935.79 (116149.32 – 117722.26)
	48.41 (46.58 – 50.24)	60.12 (58.81 – 61.43)	23.93 (22.62 – 25.24)	217567.43 (215776.75 – 219358.11)
GMTP 12	2.37 (1.54 – 3.20)	96.16 (95.05 – 97.27)	1.87 (1.00 – 2.74)	157364.71 (156138.00 – 158591.42)
	66.58 (64.72 – 68.44)	54.15 (52.74 – 55.56)	27.15 (25.79 – 28.51)	286721.13 (284008.35 – 289433.91)
GMTP 13	1.20 (0.35 – 2.05)	99.38 (99.04 – 99.72)	0.94 (0.27 – 1.61)	988.12 (979.79 – 996.45)
	13.71 (11.80 – 15.62)	94.66 (93.25 – 96.07)	7.60 (6.21 – 8.99)	1869.09 (1848.65 – 1889.53)
GMTP 14	1.00 (0.18 – 1.82)	99.44 (99.17 – 99.71)	0.89 (0.03 – 1.75)	2967.48 (2947.59 – 2987.37)
	19.15	91.80	11.92	5639.91

Continuação na próxima página

Tabela A.2 – continuação da página anterior

Trat. #	Atraso de inicialização (s)	Índice de continuidade (%)	Distorção do vídeo (%)	Pacotes de controle
	(17.29 – 21.01)	(90.48 – 93.12)	(10.63 – 13.21)	(5590.83 – 5688.99)
GMTP 15	1.37 (0.44 – 2.30)	98.12 (96.95 – 99.29)	0.86 (0.06 – 1.66)	30011.68 (29664.55 – 30358.81)
	22.17 (20.42 – 23.92)	73.71 (72.20 – 75.22)	17.42 (15.85 – 18.99)	49257.29 (48410.32 – 50104.26)
GMTP 16	1.06 (0.11 – 2.01)	98.99 (98.00 – 99.98)	1.72 (0.92 – 2.52)	61390.66 (60777.47 – 62003.85)
	38.05 (36.21 – 39.89)	75.54 (73.95 – 77.13)	20.54 (18.92 – 22.16)	103460.84 (101813.30 – 105108.38)
GMTP 17	1.01 (0.15 – 1.87)	98.90 (97.81 – 99.99)	2.22 (1.34 – 3.10)	125339.24 (124097.93 – 126580.55)
	46.36 (44.65 – 48.07)	74.15 (72.71 – 75.59)	26.58 (25.08 – 28.08)	202064.30 (199066.55 – 205062.05)
GMTP 18	1.93 (1.07 – 2.79)	98.60 (97.44 – 99.76)	2.96 (2.08 – 3.84)	149991.96 (148027.77 – 151956.15)
	53.77 (51.84 – 55.70)	69.21 (67.60 – 70.82)	27.27 (25.63 – 28.91)	272874.40 (268310.63 – 277438.17)

Tabela A.3: Sumário dos valores obtidos para as variáveis dependentes em cada tratamento do confronto GMTP vs. CCN-TV.

Trat. #	Atraso de inicialização (s)	Índice de continuidade (%)	Distorção do vídeo (%)	Pacotes de controle
GMTP 1	1.68 (0.87 – 2.49)	99.06 (98.22 – 99.90)	1.30 (0.79 – 1.81)	995.43 (984.13 – 1006.73)
	3.25 (2.63 – 3.87)	96.46 (95.29 – 97.63)	3.63 (2.78 – 4.48)	4554.12 (4463.57 – 4644.67)
GMTP 2	2.10 (1.24 – 2.96)	98.97 (98.05 – 99.89)	1.39 (0.58 – 2.20)	2933.60 (2901.79 – 2965.41)
	3.93 (3.08 – 4.78)	96.26 (95.10 – 97.42)	4.50 (3.65 – 5.35)	14032.32 (13765.55 – 14299.09)

Continuação na próxima página

Tabela A.3 – continuação da página anterior

Trat. #	Atraso de inicialização (s)	Índice de continuidade (%)	Distorção do vídeo (%)	Pacotes de controle
GMTP 3	2.27 (1.34 – 3.20)	98.61 (97.46 – 99.76)	1.48 (0.68 – 2.28)	28501.28 (28142.15 – 28860.41)
	4.36 (3.36 – 5.36)	88.99 (87.79 – 90.19)	7.97 (7.11 – 8.83)	144365.38 (141357.78 – 147372.98)
GMTP 4	2.86 (1.94 – 3.78)	97.12 (95.93 – 98.31)	1.79 (0.98 – 2.60)	57945.70 (57236.01 – 58655.39)
	5.38 (4.27 – 6.49)	90.27 (89.05 – 91.49)	9.54 (8.67 – 10.41)	83287.32 (77035.85 – 89538.79)
GMTP 5	3.15 (2.32 – 3.98)	96.62 (95.51 – 97.73)	1.98 (1.11 – 2.85)	129665.79 (128857.79 – 130473.79)
	8.02 (7.22 – 8.82)	83.73 (82.60 – 84.86)	18.72 (17.88 – 19.56)	8.37 (–8122.27 – 8139.01)
GMTP 6	3.91 (2.96 – 4.86)	96.38 (95.22 – 97.54)	2.12 (1.31 – 2.93)	165415.93 (163357.60 – 167474.26)
	11.23 (10.18 – 12.28)	81.22 (80.03 – 82.41)	21.98 (21.11 – 22.85)	242.37 (–16271.82 – 16756.56)
GMTP 7	1.83 (0.98 – 2.68)	99.24 (98.50 – 99.98)	1.08 (0.51 – 1.65)	976.31 (969.03 – 983.59)
	3.40 (2.83 – 3.97)	97.24 (96.12 – 98.36)	2.65 (1.81 – 3.49)	4570.20 (4508.93 – 4631.47)
GMTP 8	1.55 (0.74 – 2.36)	99.23 (98.52 – 99.94)	1.12 (0.24 – 2.00)	3086.69 (3062.69 – 3110.69)
	3.27 (2.66 – 3.88)	96.60 (95.46 – 97.74)	3.53 (2.69 – 4.37)	14228.89 (14033.99 – 14423.79)
GMTP 9	2.01 (1.17 – 2.85)	99.55 (99.11 – 99.99)	1.31 (0.43 – 2.19)	31688.33 (31438.66 – 31938.00)
	5.36 (4.48 – 6.24)	96.97 (95.81 – 98.13)	6.36 (5.52 – 7.20)	138290.07 (136192.79 – 140387.35)
GMTP 10	1.62 (0.77 – 2.47)	99.04 (98.09 – 99.99)	1.46 (0.60 – 2.32)	61527.51 (61058.00 – 61997.02)
	6.14 (5.31 – 6.97)	92.59 (91.45 – 93.73)	9.49 (8.66 – 10.32)	271113.55 (267364.06 – 274863.04)
GMTP	1.76	97.21	1.58	116935.79

Continuação na próxima página

Tabela A.3 – continuação da página anterior

Trat. #	Atraso de inicialização (s)	Índice de continuidade (%)	Distorção do vídeo (%)	Pacotes de controle
11 CCN-TV	(0.92 – 2.60)	(96.12 – 98.30)	(0.72 – 2.44)	(116149.32 – 117722.26)
	8.97	88.48	18.22	515098.83
	(8.17 – 9.77)	(87.38 – 89.58)	(17.39 – 19.05)	(508231.11 – 521966.55)
GMTP 12 CCN-TV	2.37	96.16	1.87	157364.71
	(1.54 – 3.20)	(95.05 – 97.27)	(1.00 – 2.74)	(156138.00 – 158591.42)
	10.16	87.15	19.61	796329.49
GMTP 13 CCN-TV	(9.25 – 11.07)	(86.04 – 88.26)	(18.77 – 20.45)	(785538.00 – 807120.98)
	1.20	99.38	0.94	988.12
	(0.35 – 2.05)	(99.04 – 99.72)	(0.27 – 1.61)	(979.79 – 996.45)
GMTP 14 CCN-TV	3.47	98.52	2.98	4332.17
	(2.61 – 4.33)	(98.19 – 98.85)	(2.14 – 3.82)	(4260.99 – 4403.35)
	1.00	99.44	0.89	2967.48
GMTP 15 CCN-TV	(0.18 – 1.82)	(99.17 – 99.71)	(0.03 – 1.75)	(2947.59 – 2987.37)
	3.17	98.55	4.12	13460.06
	(2.34 – 4.00)	(98.14 – 98.96)	(3.28 – 4.96)	(13289.52 – 13630.60)
GMTP 16 CCN-TV	1.37	98.12	0.86	30011.68
	(0.44 – 2.30)	(96.95 – 99.29)	(0.06 – 1.66)	(29664.55 – 30358.81)
	5.43	94.58	5.98	132808.98
GMTP 17 CCN-TV	(4.61 – 6.25)	(93.38 – 95.78)	(5.12 – 6.84)	(129592.34 – 136025.62)
	1.06	98.99	1.72	61390.66
	(0.11 – 2.01)	(98.00 – 99.98)	(0.92 – 2.52)	(60777.47 – 62003.85)
GMTP 18 CCN-TV	6.37	93.96	8.25	259228.45
	(5.56 – 7.18)	(92.80 – 95.12)	(7.40 – 9.10)	(253833.38 – 264623.52)
	1.01	98.90	2.22	125339.24
GMTP 17 CCN-TV	(0.15 – 1.87)	(97.81 – 99.99)	(1.34 – 3.10)	(124097.93 – 126580.55)
	7.60	90.02	12.96	586015.86
	(6.69 – 8.51)	(88.84 – 91.20)	(12.11 – 13.81)	(575627.27 – 596404.45)
GMTP 18 CCN-TV	1.93	98.60	2.96	149991.96
	(1.07 – 2.79)	(97.44 – 99.76)	(2.08 – 3.84)	(148027.77 – 151956.15)
	8.24	89.62	15.18	788436.46
GMTP 18 CCN-TV	(7.32 – 9.16)	(88.40 – 90.84)	(14.32 – 16.04)	(775712.37 – 801160.55)