

Avaliação de Desempenho do DCCP, CTCP e CUBIC, Usando Tráfegos VoIP

Priscila Doria¹, Ricardo Salgueiro¹, Marco Aurélio Spohn²

¹ Programa de Pós-Graduação em Ciência da Computação
Universidade Federal de Sergipe (UFS)
Departamento de Computação
São Cristovão – SE

² Programa de Pós-Graduação em Ciência da Computação
Universidade Federal de Campina Grande – UFCG
Centro de Engenharia Elétrica e Informática
Campina Grande – PB

plgdoria@gmail.com, salgueiro@ufs.br, maspohn@dsc.ufcg.edu.br

Abstract. *DCCP is a prominent transport protocol that has attracted the attention of the scientific community for its rapid progress and good results. Previous works have compared the performance of DCCP with standard transport protocols, assuming a single protocol per link and using the constant bit rate traffic pattern. In this paper, we evaluate the performance of DCCP (CCID2 and CCID3) with modern and representative TCP variants (CTCP and CUBIC). Results show that CCID2 performs better than CCID3 in contention; CUBIC has achieved better throughput, but with higher packet dropping and lower delivery rate; CTCP is outperformed by DCCP CCID2 and CUBIC in most scenarios, outperforming only CCID3.*

Resumo. *O DCCP é um proeminente protocolo de transporte que vem atraindo a atenção da comunidade científica pelos seus rápidos avanços e bons resultados. Trabalhos anteriores comparam o desempenho do DCCP com protocolos clássicos, assumindo um protocolo de cada vez por enlace, sob tráfego CBR. Neste trabalho, o DCCP (CCID2 e CCID3) é comparado a duas variantes modernas e representativas do TCP (CTCP e CUBIC), onde ocorre disputa em pares pelo enlace. Os resultados sugerem que, sob contenção, o desempenho do CCID2 é superior ao do CCID3; o CUBIC obtém melhor vazão, porém com maior descarte de pacotes e menor taxa de entrega; o CTCP é superado pelo CCID2 e pelo CUBIC na maioria dos cenários, superando apenas o CCID3.*

1. Introdução

Os fluxos de multimídia (e.g., fluxos de vídeo, fluxos de áudio) têm uma importância especial nas redes de computadores atuais. Na Internet, deseja-se que os protocolos empregados para transmitir multimídia estejam em harmonia com os demais protocolos. Muitos aplicativos multimídia em tempo real adotam UDP como protocolo de transporte com o intuito de favorecer o desempenho, a despeito da confiabilidade. Entretanto, é típico das transmissões UDP fluir a uma taxa constante, sem observar a largura de banda disponível. O impacto do congestionamento causado pelas transmissões multimídia via UDP motivou

o *Internet Engineering Task Force* (IETF) a propor um novo protocolo padrão da Internet: o *Datagram Congestion Control Protocol* (DCCP). A principal inovação do DCCP é a priorização do desempenho, como ocorre com o UDP, mas com capacidade de realizar controle de congestionamento, como ocorre com o TCP. O DCCP é um protocolo proeminente, que vem atraindo a atenção da comunidade científica pelo seu rápido desenvolvimento e pelos bons resultados alcançados [Kohler et al. 2006].

O algoritmo de controle de congestionamento padrão do TCP emprega um esquema de aumento aditivo e decréscimo multiplicativo, que usa uma função de crescimento da janela de congestionamento linear e conservadora, juntamente com uma função de decréscimo multiplicativa, em caso de perda de pacotes. Para redes de alta velocidade e com atraso significativo, o TCP padrão pode levar muito tempo para restaurar a taxa de envio após um evento de perda de pacote. Uma maneira simples de contornar esta limitação é modificar as regras de incremento/decremento do TCP no seu mecanismo de controle de congestionamento, de forma que o remetente aumente sua janela de congestionamento mais rapidamente e a diminua mais suavemente, após perdas de pacotes. O comportamento agressivo de tal abordagem pode degradar severamente o desempenho de outros fluxos concorrentes quando a rede está sendo muito utilizada. Entretanto, quando o fluxo de uma variante TCP agressiva de alta velocidade atravessa gargalos de rede juntamente com fluxos de TCP padrão, nesse caso é possível que as variantes agressivas aumentem sua própria fatia de utilização da largura de banda, reduzindo a vazão dos fluxos competidores. Enquanto os fluxos com controle baseado em atraso respondem aos incrementos do RTT, reduzindo a sua taxa de envio, os fluxos com controle baseado em perdas continuam incrementando suas taxas de envio. Portanto, nesses casos, um fluxo baseado em atraso tenderá a obter menos largura de banda do que sua fatia devida em uma divisão equalitária. Para contornar o problema da baixa utilização em redes de grande atraso e alta velocidade, duas novas variantes do TCP foram propostas recentemente: (i) o *Compound TCP* (CTCP) [Tan and Song 2006] e (ii) o CUBIC [Ha et al. 2008].

O CTCP utiliza um algoritmo de controle de congestionamento proposto pela MicrosoftTM para otimizar o TCP para uso com conexões com grandes janelas de congestionamento. A idéia principal do CTCP é adicionar um componente escalável, baseado em atraso, ao controle de congestionamento do TCP padrão, que é baseado em perdas. A taxa de envio do CTCP é controlada por ambos os componentes, atraso e perda. Ele se tornou um protocolo altamente relevante devido à sua ampla adoção, como parte do *Windows 2008 Server*TM e do *Windows Vista*TM. O CTCP é uma proposta relativamente nova e, até o limite de esforços realizados neste trabalho, não há avaliações mais detalhadas deste protocolo. O trabalho mais relevante de avaliação da implementação do CTCP foi conduzido pelos seus próprios idealizadores, em bancada de testes.

O CUBIC também é um novo algoritmo de controle de congestionamento do TCP que, em vez de uma função linear, adota uma função cúbica para aumento da janela de congestionamento. O ponto de inflexão desta função cúbica é ajustado pelo valor da janela de congestionamento anterior ao último evento de perda. Os idealizadores do CUBIC defendem que ele proporciona melhores escalabilidade e estabilidade das transmissões em redes velozes e de longa distância. O CUBIC tornou-se um protocolo altamente relevante devido à sua adoção como implementação padrão de TCP no Linux.

Neste trabalho, compara-se o desempenho de duas variantes do DCCP, o CCID2 [Floyd and Kohler 2006] e o CCID3 [Floyd et al. 2006], com o CTCP e o CUBIC, usando o padrão de tráfego VoIP, através de simulações. Considera-se uma topologia onde os protocolos são agrupados em pares e contenções de rede ocorrem à medida que os pacotes de dados trafegam por enlaces de largura de banda limitada, definindo gargalos na rede, de forma que cada par de protocolos deve disputar a largura de banda do enlace. Dessa forma, além de mensurar o desempenho dos diferentes mecanismos de controle de congestionamento, é possível avaliar a propriedade da justiça de cada protocolo ao longo das simulações.

O restante deste trabalho está organizado como segue. A Seção 2 trata dos trabalhos relacionados. A Seção 3 apresenta uma breve descrição dos protocolos que são considerados neste trabalho. A Seção 4 detalha a metodologia usada para conduzir o comparativo de desempenho e apresenta os resultados das simulações. Ao final, na Seção 5, apresentam-se as conclusões.

2. Trabalhos Relacionados

Trabalhos anteriores basearam-se em simulações para comparar o DCCP com outros protocolos de transporte. Trabalhos recentes [Bhatti et al. 2008a, Bhatti and Bateman 2009, Bhatti et al. 2008b] apresentam comparações de desempenho dos protocolos TCP NewReno, BIC, CTCP, CUBIC e DCCP CCID2. Os autores buscaram medir a propriedade da justiça de cada protocolo e concluíram que: (i) o DCCP CCID2 é justo com o TCP NewReno quando o valor do RTT está entre 25 ms e 200 ms e (ii) o BIC, CTCP e o CUBIC são injustos com o DCCP CCID2, quando o RTT tem valores superiores a 25 ms.

Sales [de Sales et al. 2008] comparou os protocolos UDP, DCCP CCID2, DCCP CCID3 e CUBIC em redes *ad hoc* com aplicações multimídia. Nos cenários propostos, o CUBIC e o DCCP puderam partilhar a mesma largura de banda da rede, sem prejuízos. Entretanto, em geral o UDP se mostrou o protocolo mais injusto, consumindo toda a largura de banda disponível.

Takeuchi et al. [Takeuchi et al. 2005] compararam os protocolos UDP, DCCP CCID2, TCP SACK, TCP NewReno e TCP RENO e concluíram que a justiça entre os fluxos do TCP SACK e do DCCP CCID2 depende fortemente do valor utilizado no RTT. Além disso, os autores concluíram que a injustiça mensurada nas simulações, é sobretudo devido à incompatibilidade entre o DCCP e o algoritmo de recuperação rápida do TCP.

Mattsson [Mattsson 2004] comparou os protocolos DCCP CCID2 e TCP SACK. O autor relatou que o módulo do DCCP foi criado para ter um rendimento melhor do que o TCP, mas as simulações mostraram que a taxa de perda e o atraso são semelhantes.

Este trabalho se diferencia dos seus predecessores porque defende que estes adotaram metodologias pouco realistas, pois empregou-se um protocolo de cada vez por cada enlace, evitando assim a disputa entre os protocolos, como também utilizou-se um cenário com padrão de tráfego Constant Bit Rate (CBR) e poucos emissores. Em contrapartida, adota-se neste trabalho um cenário com vários nós transmitindo em tempos aleatórios e usando um padrão de tráfego de voz sobre IP (*Voice over IP*, VoIP). O objetivo é representar uma empresa com filiais e a comunicação telefônica desses estabelecimentos por VoIP.

3. Descrição dos Protocolos

3.1. Datagram Congestion Control Protocol

O *Datagram Congestion Control Protocol* (DCCP) [Kohler et al. 2006] é um protocolo de transporte que provê comunicação *unicast* bidirecional de datagramas não confiáveis com controle de congestionamento. O DCCP é indicado para aplicativos que transferem grandes montantes de dados e podem se beneficiar do controle do equilíbrio entre obsolescência de pacotes e confiabilidade. O DCCP é facilmente extensível com outras formas de controle de congestionamento *unicast*. Três mecanismos de controle de congestionamento já estão especificados: o *TCP-Like Congestion Control* (CCID2) [Floyd and Kohler 2006], *TCP-Friendly Rate Control* (TFRC) (CCID3) [Floyd et al. 2006] e o *TCP-Friendly Rate Control for Small Packets* (TFRC-SP) (CCID4) [Floyd and Kohler 2009]. O CCID4 já está especificado, mas ainda é incipiente e não está contemplado neste trabalho.

O CCID2 envia dados usando uma variante muito próxima do controle de congestionamento do TCP, incorporando confirmações seletivas (SACK). O CCID2 é indicado para remetentes que podem se adaptar a mudanças abruptas da janela de congestionamento, típicas do mecanismo de controle de congestionamento do TCP, com incremento aditivo e decremento multiplicativo. Além disso, é particularmente útil a remetentes que obtêm vantagem da largura de banda disponível em um ambiente com variações rápidas de condição.

O CCID3 é um mecanismo de controle de congestionamento baseado no receptor, que provê uma taxa de envio similar à do TCP, porém minimizando as variações abruptas de taxa de envio. A taxa de envio permitida ao remetente é calibrada em resposta à taxa de eventos de perda de pacote, que é reportada ao remetente pelo receptor. Com base nas informações recebidas do receptor, o transmissor determina a taxa de transmissão usando a Equação 1.

$$X = \frac{s}{RTT \sqrt{\frac{2p}{3}} + (4RTT(3\sqrt{\frac{3p}{8}}p(1 + 32p^2)))} \quad (1)$$

Na equação 1, X representa a taxa de transmissão em $\frac{\text{bytes}}{\text{segundo}}$, s é o tamanho do pacote em bytes, RTT é o tempo de ida e volta em segundos, e p é a taxa de eventos de perda (i.e., $p \in [0, 1]$).

Para dar suporte à entrega dirigida à obsolescência de pacotes, o DCCP tem uma funcionalidade chamada **escolha tardia de pacotes**, onde o aplicativo pode modificar o que será enviado, de forma tardia no processo, mesmo que o dado do aplicativo já esteja em camadas inferiores da pilha de rede. Esta funcionalidade é vantajosa, dependendo do nível de contenção e tipo de aplicativo, visto que em alguns casos pacotes atrasados podem se tornar irrelevantes após um tempo limítrofe.

3.2. Compound TCP

A *Microsoft*TM propôs uma nova variante do TCP chamada Compound TCP (CTCP) [Tan and Song 2006]. O CTCP é parte do *Windows Server 2008*TM, do *Windows Vista*TM e

do *Windows 7*TM, apresentando uma forma alterada do algoritmo de controle de congestionamento baseado em perdas do TCP, incorporando um componente escalável, baseado em atraso [Tan and Song 2006]. Para tanto, uma nova variável é introduzida no bloco de controle do TCP, chamada Janela de Atraso (*Delay Window*), que controla o componente baseado em atraso do CTCP. A janela convencional de controle de congestionamento (*cwnd*) permanece intocada, e controla o componente baseado em perdas de pacotes. Além disso, a janela de envio do CTCP é controlada por ambos os componentes. Especificamente, a janela de envio do TCP (*wnd*) é calculada como segue:

$$cwnd = cwnd + \frac{1}{cwnd + dwnd} \quad (2)$$

$$wnd = \min(cwnd + dwnd, awnd) \quad (3)$$

O CTCP incrementa a janela de congestionamento após receber um ACK, usando a Equação 2. O CTCP usa a Equação 3 para computar a janela de transmissão (*wnd*) baseando-se na janela de atraso (*dwnd*), na janela de congestionamento (*cwnd*), e na informação de janela do receptor (*awnd*).

3.3. CUBIC

O CUBIC é uma modificação do mecanismo de controle de congestionamento do TCP; em particular, na função de incremento da janela de congestionamento do emissor, de forma a remediar o problema da baixa utilização da largura de banda em redes velozes e de longa distância. Embora a maioria das outras variantes do TCP usem uma função de incremento convexa após um evento de perda de pacote, o CUBIC adota ambos os perfis côncavo e convexo de uma função cúbica para o incremento da janela.

Após uma redução da janela em um evento de perda de pacotes, o CUBIC grava o tamanho da janela de quando ocorreu o evento de perda de pacotes como W_{max} e realiza um decréscimo multiplicativo da janela de congestionamento, seguindo o padrão de recuperação rápida e retransmissão do TCP. Uma vez que seja acionado o controle de congestionamento após uma recuperação rápida, ele inicia o incremento da janela de transmissão usando o perfil côncavo da função cúbica. A função cúbica é calibrada para ter o seu platô em W_{max} , de forma que o perfil de crescimento côncavo da função continue, até que atinja o tamanho W_{max} . Após atingir tal valor, a função cúbica entra em crescimento em perfil convexo. Este estilo de ajuste de janela (côncavo e depois convexo) melhora a estabilidade do protocolo e da rede enquanto mantém uma alta utilização da largura de banda. Isso ocorre porque o tamanho da janela permanece sempre constante, formando um platô próximo do valor W_{max} , onde a utilização da rede foi considerada a maior. Em estado estacionário, muitas amostras do tamanho da janela do CUBIC são próximas de W_{max} ; dessa forma promovendo uma alta utilização da rede e boa estabilidade do protocolo.

A janela de envio do TCP (W) é calculada como mostrado na Equação 4, onde C é um parâmetro do CUBIC, t é o tempo decorrido desde o último evento de redução de janela e K é o período que a função levou para incrementar W para W_{max} quando não há outros eventos seguintes de perda, sendo calculado pela Equação 5, onde β é o fator de decréscimo multiplicativo:

$$W(t) = C(t - K)^3 + W_{max} \quad (4)$$

$$K = \sqrt[3]{\frac{W_{max}\beta}{C}} \quad (5)$$

4. Metodologia

Foram realizadas simulações no simulador de redes *Network Simulator 2* [Fall and Varadhan 2007], na versão 2.34, objetivando conduzir um comparativo de desempenho entre os seguintes protocolos de transporte: (i) DCCP CCID2, (ii) DCCP CCID3, (iii) CTCP e (iv) CUBIC, usando padrões de tráfego VoIP. A topologia está detalhada na Seção 4.1. Os protocolos foram combinados em pares distintos para as rodadas de simulação, de forma a ser possível perceber a propriedade da **justiça** de cada protocolo.

4.1. Cenário de Simulação

Considerou-se uma topologia (vide Figura 1) em que quatro redes locais (*Local Area Network*, LAN) estão interconectadas por seus respectivos roteadores, $R = \{R_1, R_2, R_3, R_4\}$, e enlaces adjacentes, $L = \{L_1, L_2, L_3, L_4\}$, formando um cenário típico de uma empresa com um conjunto de filiais. Em cada rede local foram dispostos nós emissores $i \in \mathbb{N} : E_i = \{E_1, E_2, \dots, E_{48}\}$ e nós destinatários $i \in \mathbb{N} : D_i = \{D_1, D_2, \dots, D_{48}\}$ em quantidade suficiente e vazões individuais, de tal forma que os enlaces L_1, L_2, L_3, L_4 ficam saturados e em contenção. Assim, para cada rodada de simulação, o respectivo par de protocolos disputa pela largura de banda do enlace compartilhado.

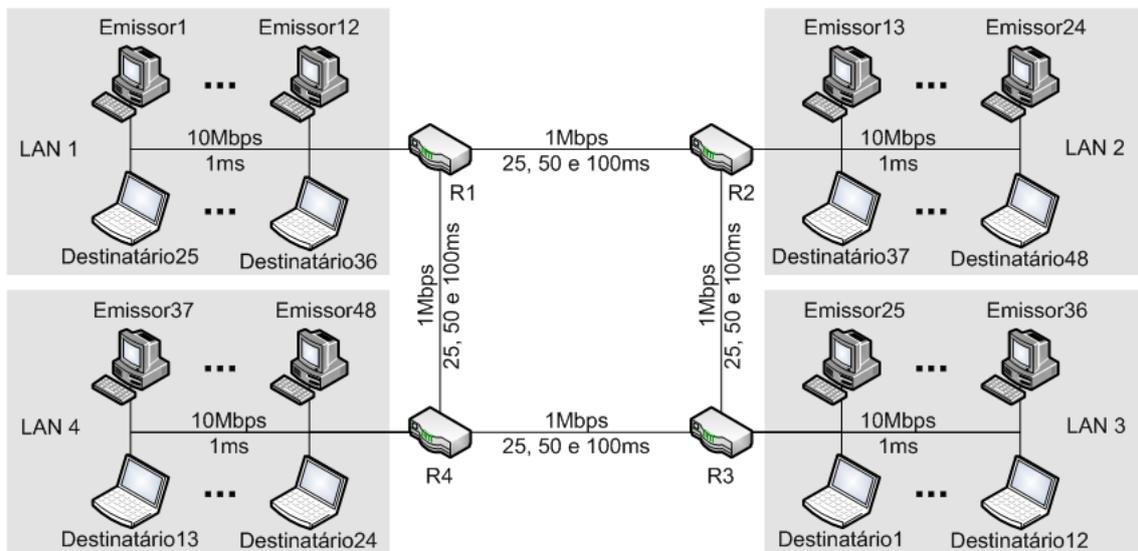


Figura 1. Topologia adotada nas simulações.

As LANs estão configuradas com enlaces internos de largura de banda de 10 Mbps, com latência de 1 ms. L_1, L_2, L_3, L_4 têm largura de banda de 1 Mbps, com latência de 25, 50 e 100 ms. Foram distribuídos 96 nós, uniformemente sobre as quatro LANs,

sendo 12 nós emissores e 12 nós destinatários por LAN. Cada nó emissor em uma LAN tem um nó destinatário correspondente na LAN oposta. Seja E_1 o nó emissor 1 da LAN conectada a R_1 , E_1 enviará pacotes na direção de D_1 na LAN conectada a R_3 (i.e., LAN oposta). De forma similar, como E_{48} está disposto na LAN conectada a R_4 , D_{48} está disposto na LAN conectada a R_2 . Como resultado, os pacotes gerados em uma LAN devem atravessar dois enlaces e um roteador intermediário para alcançar a LAN destino. A fila de pacotes entre os roteadores tiveram os tamanhos ajustados para 300 pacotes e a política de descartes é *DropTail*. Os protocolos foram combinados em pares para cada rodada de simulação, como detalhado a seguir: (a) CTCP *versus* CUBIC, (b) DCCP CCID2 *versus* CUBIC, (c) DCCP CCID2 *versus* CTCP, (d) DCCP CCID2 *versus* DCCP CCID3, (e) DCCP CCID3 *versus* CTCP e (f) DCCP CCID3 *versus* CUBIC.

Considerando que podem ocorrer tempos de inatividade (i.e., tempo sem conversação) significativos em chamadas telefônicas, podendo inclusive superar o tempo de conversação, a razão do tempo de atividade pelo tempo de inatividade é relevante. O comportamento esperado para tal cenário é que nem todos os remetentes estejam falando simultaneamente. Dessa forma, o tráfego VoIP foi simulado pelo aplicativo gerador de tráfego exponencial do NS-2, segundo as recomendações dos trabalhos ITU-T [P.59 1993] e de Bouras et al. [Bouras et al. 2007] para tráfego VoIP simulado. O tempo médio de atividade foi ajustado para 1,004 s, o tempo médio de inatividade foi ajustado para 1,587s, a taxa de envio foi ajustada para 80 Kbps, e o tamanho do pacote foi de 160 bytes.

Foram distribuídos 48 remetentes VoIP entre as LANs para que fosse possível medir a propriedade de justiça e o comportamento dos mecanismos de controle de congestionamento de cada protocolo em situações de contenção. O tempo de simulação adotado para as rodadas foi de 900 s.

4.2. Resultados da Simulação

As métricas utilizadas na comparação dos protocolos são: taxa de entrega, pacotes enviados, pacotes descartados, vazão média e atraso médio fim a fim. Os resultados da simulação estão dispostos nas Tabelas 1 a 6, com valores que representam a média de 10 rodadas de simulação, acompanhados dos respectivos intervalos de confiança entre parêntesis, com nível de confiança de 95%.

Conforme dados da Tabela 1, na comparação entre o DCCP CCID2 e o CUBIC é possível perceber que os valores de vazão entre os dois protocolos são próximos quando os valores de RTT são menores. O crescimento linear da janela de transmissão do CCID2 não é muito afetado quando o RTT é baixo, visto que após um evento de descarte, novos pacotes chegam rapidamente, o que provoca um aumento rápido da janela de transmissão do DCCP. É esperado que o CUBIC, com sua função cúbica em fase côncava, retome o valor de janela de transmissão muito rapidamente. Entretanto, como evidenciam os dados das simulações, esse diferencial só resulta em ganho expressivo com RTTs superiores a 50 ms. Com RTT igual 100 ms, é possível perceber que o CUBIC atinge vazão aproximadamente 20% superior ao DCCP CCID2. Tais resultados obtidos neste trabalho opõe-se aos resultados obtidos em trabalhos anteriores [Bhatti and Bateman 2009], que defendem que o CUBIC obteve resultados muito superiores aos do DCCP CCID2, com valores de RTT superiores a 25 ms. Porém, ressalte-se que tais resultados foram produzidos em cenários com padrão de tráfego de fluxo constante.

RTT	Protocolos	Taxa de Entrega (%)	Pacotes Enviados	Pacotes Descartados	Vazão Média (Kbps)	Atraso Médio Fim a Fim(s)
25 ms	DCCP CCID2	98,25 (0,00)	21.435,8 (129,29)	368,10 (5,71)	29,96 (0,18)	0,22 (0,00)
	CUBIC	90,95 (0,00)	21.873,8 (157,10)	1.974,50 (61,89)	28,29 (0,17)	0,21 (0,00)
50 ms	DCCP CCID2	98,43 (0,00)	20.570,6 (59,19)	315,65 (6,17)	28,80 (0,08)	0,27 (0,00)
	CUBIC	92,04 (0,00)	22.282,2 (64,56)	1.765,44 (51,58)	29,17 (0,06)	0,26 (0,00)
100 ms	DCCP CCID2	98,57 (0,00)	18.246,1 (180,10)	249,20 (3,11)	25,58 (0,26)	0,35 (0,00)
	CUBIC	93,26 (0,00)	23.167,6 (193,13)	1.557,43 (43,56)	30,72 (0,23)	0,35 (0,00)

Tabela 1. DCCP CCID2 versus CUBIC

Visto que o CUBIC usa uma função mais agressiva de crescimento da janela de transmissão, é natural que haja descartes de pacotes em situações de contenção. Quando eventos de descarte ocorreram com o CCID2, oportunamente o CUBIC aumentou rapidamente sua janela de transmissão enquanto o CCID2 se recuperava de forma linear. Entretanto, tal comportamento também resultou em um número muito maior de pacotes descartados, provocados por congestionamento. De fato, com RTT de 100 ms, o CUBIC provocou 6 vezes mais pacotes descartados que o DCCP CCID2. O excesso de pacotes descartados resultou em uma taxa de entrega inferior do CUBIC, que foi de 5% a 8% menor que a do CCID2.

Para algumas aplicações multimídia, a perda de uma fração dos pacotes pode ser irrelevante. Porém, alguns aplicativos VoIP requerem uma conexão mais estável, cuja taxa de entrega seja máxima, a despeito da vazão, de forma que a qualidade de áudio possa ser ajustada à vazão disponível. Assim, uma transmissão mais cautelosa como a do DCCP CCID2 seria mais adequada.

Conforme resultados apresentados na Tabela 2, o desempenho do CTCP supera o do CUBIC quando o RTT é igual a 25 ms. Com o RTT=50 ms, a vazão do CTCP e do CUBIC são similares, mas analisando as demais métricas, pode-se concluir que com a taxa de entrega melhor e a baixa quantidade de pacotes descartados, o desempenho do CTCP supera o do CUBIC. Os dados sugerem que o aumento do RTT beneficia mais o desempenho do CUBIC, o que se evidencia com o RTT igual a 100 ms, quando a vazão do CUBIC passa a ser melhor do que a do CTCP. O CTCP possui um componente baseado em atraso em sua função de controle de congestionamento. Por isso, é natural que a vazão do CTCP seja reduzida com valores maiores de RTT, o que não acontece com o CUBIC. Com a redução da vazão do CTCP, o CUBIC oportunamente tentou elevar sua vazão, o que provocou mais congestionamento, reduziu sua taxa de entrega e aumentou sua quantidade de pacotes descartados.

RTT	Protocolos	Taxa de Entrega (%)	Pacotes Enviados	Pacotes Descartados	Vazão Média (Kbps)	Atraso Médio Fim a Fim(s)
25 ms	CTCP	97,17 (0,00)	20.239,0 (95,50)	549,79 (7,13)	28,00 (0,13)	0,21 (0,00)
	CUBIC	91,34 (0,00)	20.315,4 (84,44)	1.754,52 (38,86)	26,39 (0,15)	0,20 (0,00)
50 ms	CTCP	97,29 (0,00)	19.356,5 (107,57)	501,79 (4,75)	26,81 (0,15)	0,26 (0,00)
	CUBIC	91,20 (0,00)	20.739,1 (136,11)	1.818,09 (39,18)	26,90 (0,18)	0,25 (0,00)
100 ms	CTCP	97,42 (0,00)	16.934,4 (123,60)	402,94 (8,04)	23,50 (0,18)	0,34 (0,00)
	CUBIC	89,78 (0,00)	21.939,7 (198,73)	2.257,53 (118,08)	27,98 (0,16)	0,34 (0,00)

Tabela 2. CTCP versus CUBIC

O DCCP CCID2 obteve os melhores resultados quando comparado aos protocolos com controles de congestionamento baseados em atraso, tais como o CTCP e o DCCP CCID3. O CTCP e o DCCP CCID3 usam informação de atraso para controlar a emissão de pacotes e tendem a reduzir a emissão de pacotes quando percebem que a rede está sobrecarregada. Em disputa de enlace, tal procedimento permite que o protocolo oponente utilize uma fatia ociosa da largura de banda da rede durante o recuo do oponente. Como pode ser visto na Tabela 3, na comparação do DCCP CCID2 com o CTCP, o DCCP CCID2 obteve os melhores resultados de taxa de entrega, pacotes descartados e vazão média. Além disso, a variação do RTT não prejudica o desempenho do DCCP CCID2, mas reduz a vazão do CTCP. Fenômeno similar ocorre na Tabela 4, onde o DCCP CCID2 é comparado ao DCCP CCID3.

RTT	Protocolos	Taxa de Entrega (%)	Pacotes Enviados	Pacotes Descartados	Vazão Média (Kbps)	Atraso Médio Fim a Fim(s)
25 ms	DCCP CCID2	98,76 (0,00)	21.736,0 (99,90)	265,30 (4,43)	30,53 (0,14)	0,20 (0,00)
	CTCP	95,34 (0,00)	19.334,2 (83,30)	864,86 (13,00)	26,26 (0,13)	0,20 (0,00)
50 ms	DCCP CCID2	98,96 (0,00)	21.734,3 (158,22)	220,33 (3,45)	30,59 (0,22)	0,25 (0,00)
	CTCP	96,07 (0,00)	19.001,9 (90,36)	709,26 (7,45)	26,01 (0,13)	0,24 (0,00)
100 ms	DCCP CCID2	99,24 (0,00)	21.644,2 (98,17)	155,75 (2,10)	30,55 (0,14)	0,34 (0,00)
	CTCP	97,11 (0,00)	18.588,6 (101,10)	499,63 (9,36)	25,72 (0,14)	0,33 (0,00)

Tabela 3. DCCP CCID2 versus COMPOUND TCP

RTT	Protocolos	Taxa de Entrega (%)	Pacotes Enviados	Pacotes Descartados	Vazão Média (Kbps)	Atraso Médio Fim a Fim(s)
25 ms	DCCP CCID2	99,98 (0,00)	21.917,10 (137,25)	2,53 (0,70)	31,17 (0,20)	0,06 (0,00)
	DCCP CCID3	99,95 (0,00)	7.071,96 (442,54)	0,32 (0,09)	10,06 (0,63)	0,06 (0,00)
50 ms	DCCP CCID2	99,98 (0,00)	21.785,50 (136,75)	1,26 (0,64)	30,98 (0,19)	0,11 (7,01)
	DCCP CCID3	99,93 (0,00)	4.360,65 (114,31)	0,07 (0,04)	6,20 (0,16)	0,11 (7,79)
100 ms	DCCP CCID2	99,97 (0,00)	21.779,20 (132,50)	1,04 (0,67)	30,97 (0,19)	0,21 (2,37)
	DCCP CCID3	99,92 (0,00)	2.325,41 (29,39)	0,01 (0,01)	3,31 (0,04)	0,21 (6,28)

Tabela 4. DCCP CCID2 versus DCCP CCID3

As simulações com o DCCP CCID3 produziram resultados com atraso médio reduzido, poucos pacotes descartados e taxa de entrega de cerca de 99%, independentemente do protocolo oponente. Isso sugere uma alta estabilidade do protocolo. Entretanto, a variação do RTT reduziu o desempenho do DCCP CCID3, o que não ocorreu com os protocolos concorrentes, como pode ser visto nas Tabelas 4, 5 e 6. O comportamento do CCID3 se justifica devido ao seu mecanismo de controle de congestionamento mais preciso, controlado pelos informes do receptor, e que faz uma rigorosa redução da taxa de transmissão para evitar quaisquer congestionamentos nos roteadores. Como resultado, o CCID3 não utiliza eficientemente a largura de banda da rede e seu protocolo oponente tem diversas oportunidades para aumentar sua fatia de ocupação na largura de banda.

5. Conclusão

Neste trabalho foram comparados os desempenhos dos protocolos de transporte DCCP CCID2, DCCP CCID3, CTCP e CUBIC, em cenários onde os protocolos compartilharam o mesmo enlace, dois a dois. Trabalhos anteriores já compararam o desempenho do DCCP com outros protocolos de transporte clássicos. Entretanto, até o limite do nosso

RTT	Protocolos	Taxa de Entrega (%)	Pacotes Enviados	Pacotes Descartados	Vazão Média (Kbps)	Atraso Médio Fim a Fim(s)
25 ms	DCCP CCID3	99,95 (0,00)	6.590,59 (177,90)	0,28 (0,03)	9,37 (0,25)	0,06 (0,00)
	CTCP	99,97 (0,00)	21.774,10 (92,26)	4,83 (0,85)	30,96 (0,13)	0,06 (0,00)
50 ms	DCCP CCID3	99,87 (0,00)	4.116,75 (132,58)	0,11 (0,04)	5,85 (0,19)	0,11 (0,00)
	CTCP	99,97 (0,00)	21.802,60 (108,72)	3,15 (0,63)	31,00 (0,15)	0,11 (0,00)
100 ms	DCCP CCID3	99,76 (0,00)	1.652,28 (84,03)	0,41 (0,03)	2,35 (0,12)	0,21 (0,00)
	CTCP	99,81 (0,00)	21.744,80 (125,30)	35,58 (4,02)	30,87 (0,18)	0,21 (0,00)

Tabela 5. DCCP CCID3 versus CTCP

RTT	Protocolos	Taxa de Entrega (%)	Pacotes Enviados	Pacotes Descartados	Vazão Média (Kbps)	Atraso Médio Fim a Fim(s)
25 ms	DCCP CCID3	99,94 (0,00)	6.006,16 (293,60)	0,40 (0,03)	8,54 (0,42)	0,06 (0,00)
	CUBIC	99,96 (0,00)	21.945,20 (116,57)	7,91 (1,20)	31,20 (0,17)	0,06 (0,00)
50 ms	DCCP CCID3	99,89 (0,00)	3.424,30 (150,92)	0,35 (0,06)	4,87 (0,21)	0,11 (0,00)
	CUBIC	99,93 (0,00)	21.900,70 (125,83)	13,50 (2,82)	31,12 (0,18)	0,11 (0,00)
100 ms	DCCP CCID3	99,62 (0,00)	1.379,63 (44,38)	0,52 (0,01)	1,96 (0,06)	0,22 (0,00)
	CUBIC	99,49 (0,00)	22.000,30 (79,70)	107,33 (5,34)	31,13 (0,11)	0,21 (0,00)

Tabela 6. DCCP CCID3 versus CUBIC

conhecimento, esta é a primeira vez que os protocolos são comparados em um cenário com muitos nós, usando um padrão de tráfego VoIP e disputando o mesmo enlace. Foi possível colher impressões sobre a propriedade da *justiça* dos protocolos comparados.

Os resultados sugeriram que, embora o DCCP CCID3 tenha tido a menor vazão de pacotes dentre os protocolos concorrentes, ambas as variantes do DCCP apresentaram os resultados mais estáveis (i.e., alta taxa de entrega, pouca variação na vazão) e podem ser mais adequadas a aplicações multimídia que são favorecidas pela estabilidade, a despeito da vazão. Além disso, o DCCP CCID2, em oposição aos resultados obtidos com a metodologia de trabalhos anteriores, obteve bons resultados na comparação com o CUBIC e o CTCP. Na maioria dos casos, o CCID2 obteve uma vazão superior à dos protocolos concorrentes, menor quantidade de pacotes descartados e uma taxa de entrega superior a 98%. O CUBIC mostrou-se mais agressivo, apresentando maior quantidade de pacotes descartados e uma taxa de entrega inferior a dos protocolos oponentes. Entretanto, o CUBIC obteve alta vazão média na maioria dos cenários e bons resultados em enlaces com RTT superiores a 100 ms.

Este trabalho aponta novos caminhos de pesquisa. O padrão de tráfego tem demonstrado um impacto significativo no comportamento dos protocolos. Assim, novos padrões de tráfego podem ser testados (e.g., fluxos multimídia de tempo real, vídeo interativo). O impacto de desconexões constantes, como nas redes móveis *ad hoc*, pode ser pesquisado. Finalmente, é possível pesquisar o impacto da infra-estrutura de redes com alto atraso, como as redes de satélites.

Referências

- Bhatti, S. and Bateman, M. (2009). Transport protocol throughput fairness. *Journal of Networks*, 4(9):881–894.
- Bhatti, S., Bateman, M., and Miras, D. (2008a). A comparative performance evaluation of dccp. In *Performance Evaluation of Computer and Telecommunication Systems, 2008. SPECTS 2008. International Symposium on*, pages 433–440.

- Bhatti, S., Bateman, M., Rehunathan, D., Henderson, T., Bigwood, G., and Miras, D. (2008b). Revisiting inter-flow fairness. In *Proceedings of BROADNETS 2008*, pages 585–592.
- Bouras, C., Primpas, D., and Stamos, K. (2007). Enhancing ns-2 with diffserv qos features. In *SpringSim '07: Proceedings of the 2007 spring simulation multiconference*, pages 117–124, San Diego, CA, USA. Society for Computer Simulation International.
- de Sales, L. M., Almeida, H. O., and Perkusich, A. (2008). On the performance of tcp, udp and dccp over 802.11 g networks. In *SAC '08: Proceedings of the 2008 ACM symposium on Applied computing*, pages 2074–2078, New York, NY, USA. ACM.
- Fall, K. and Varadhan, K. (2007). The network simulator ns-2: Documentation. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/ns-documentation.html>.
- Floyd, S. and Kohler, E. (2006). Profile for Datagram Congestion Control Protocol (DCCP) Congestion Control ID 2: TCP-like Congestion Control. RFC 4341 (Proposed Standard).
- Floyd, S. and Kohler, E. (2009). Profile for Datagram Congestion Control Protocol (DCCP) Congestion ID 4: TCP-Friendly Rate Control for Small Packets (TFRC-SP). RFC 5622 (Experimental).
- Floyd, S., Kohler, E., and Padhye, J. (2006). Profile for Datagram Congestion Control Protocol (DCCP) Congestion Control ID 3: TCP-Friendly Rate Control (TFRC). RFC 4342 (Proposed Standard). Updated by RFC 5348.
- Ha, S., Rhee, I., and Xu, L. (2008). Cubic: a new tcp-friendly high-speed tcp variant. *SIGOPS Oper. Syst. Rev.*, 42(5):64–74.
- Kohler, E., Handley, M., and Floyd, S. (2006). Datagram Congestion Control Protocol (DCCP). RFC 4340 (Proposed Standard). Updated by RFCs 5595, 5596.
- Mattsson, N.-E. (2004). A dccp module for ns-2. Master's thesis, Lulea University of Technology.
- P.59, I.-T. R. (1993). Telephone transmission quality objective measuring apparatus: Artificial conversational speech. <http://www.itu.int/rec/T-REC-P.59-199303-I>.
- Takeuchi, S., Koga, H., Iida, K., Kadobayashi, Y., and Yamaguchi, S. (2005). Performance evaluations of dccp for bursty traffic in real-time applications. In *SAINT '05: Proceedings of the The 2005 Symposium on Applications and the Internet*, pages 142–149, Washington, DC, USA. IEEE Computer Society.
- Tan, K. and Song, J. (2006). A compound tcp approach for high-speed and long distance networks. In *In Proc. IEEE INFOCOM*.