

Анализ на механизмите за контрол на претоварването в DCCP

Пламен Захариев, Михаил Илиев

Analysis of the mechanisms for congestion control in DCCP: The paper presents the congestion control mechanisms in the DCCP. The purpose of DCCP is to replace UDP and to promote the deployment of delay-sensitive applications, such as streaming media and telephony. DCCP is based on UDP-like foundation, but also includes some basic mechanisms for congestion control on both forward and reverse transmission paths.

Key words: DCCP, NS-2, Congestion control, CCID-2, CCID-3.

1. ВЪВЕДЕНИЕ

Развитието на Интернет технологиите през последните години доведе до ръст в потреблението на мултимедийни приложения, зависещи от закъснението на пакетите, като видео и аудио в реално време. Тези приложения обикновено използват протоколи гарантиращи бързото предаване на пакети за сметка на липсата на механизми гарантиращи преноса на информацията, като UDP (User Datagram Protocol), който не прилага механизъм за контрол на претоварването. Липсата на този механизъм предоставя известна нестабилност за мрежата, водеща до ситуация в която приложенията могат да повишат потреблението си на мрежови ресурси и да възникне претоварване. Решението на този проблем е много комплексно. Извършени са редица опити за интегриране на механизми за контрол на претоварването в мултимедийните приложения, но засега те се оказват неуспешни. Друга алтернатива се явява адаптирането на вече съществуващи протоколи, като TCP, SCTP или RTP. Тези идеи също са отхвърлени поради редица проблеми свързани със семантиката и възможностите на протоколите.

DCCP (Datagram Congestion Control Protocol) е нов транспортен протокол, предоставящ контрол на претоварването. Целта на този протокол е да замести UDP. Изискванията наложени при проектирането на DCCP са възможност за избор на механизъм за контрол на претоварването, малка големина и често предаване на пакетите, малко закъснение, малко време за потвърждение, поддръжка на ECN (Explicit Congestion Notification) и съвместимост с обслужващите устройства [2].

В тази статия са изследвани механизмите за контрол на претоварването, приложени в новия транспортен протокол – DCCP. Извършени са серия симулационни изследвания, реализирани с мрежовия симулатор NS2. Резултатите от изследванията са анализирани и изведени в графичен вид.

2. КОНТРОЛ НА ПРЕТОВАРВАНЕТО В DCCP

Една от основните идеи на DCCP е да може да се избира между различни механизми за контрол на претоварването при стартирането на дадена връзка. Някои програмни приложения работят по-добре с TFRC (TCP Friendly Rate Control) механизма, избягвайки намаляването наполовина на прозореца при претоварване, докато други използват по-агресивния механизъм базиран на този използван в TCP, характеризиращ се с взимането на еталонни образци от наличния капацитет на връзката.

Избирането на механизма за контрол на претоварването се осъществява чрез уникалния номер на механизма известен като CCID (Congestion control ID), който се договаря при стартиране на връзката [4].

МЕХАНИЗЪМ ЗА КОНТРОЛ НА ПРЕТОВАРВАНЕТО – CCID 2

DCCP предлага механизъм за контрол на претоварването, наподобяващ този в TCP, наименован CCID 2. Основната разлика между двата механизма е, че преноса на информация при DCCP е негарантиран, което налага някои структурни промени. Когато в приемника пристигне пакет с номер n , той се запазва в буфера на

устройството. При получаване на друг пакет, например $n + m$ и ако пакета n все още не е обработен, устройството може да избере дали да изхвърли пакета n , с цел запазване на по-новия пакет $n + m$ и по-ефикасното използване на буфера при наличие на претоварване.

При CCID 2 все още се използва прозореца на предавателя, за ограничаване броя на непотвърдените пакети, които се намират в мрежовата среда, но е невъзможна употребата на полето за кумулативно потвърждение, от заглавната част на пакета за тази цел. Затова е нужна употребата на друг механизъм, разпознаващ загубите в средата и контролиращ прозореца на претоварване [3, 5].

Едно решение на този проблем е прилагането на механизъм подобен на SACK в TCP, при който приемника изпраща потвърждение в няколко последователни пакета, с цел надеждност. Тази техника е добра, защото механизма винаги ще реагира адекватно при претоварване, но съществува възможност от ненужно намаляване на прозореца, когато всички пакети от даден прозорец са приети успешно, но съответните им потвърждения се загубят и предавателя не разбере за успешното получаване на даден пакет.

В DCCP се използва механизъм гарантиращ предаването на потвърждения, от приемника към предавателя, използващ вектор на потвържденията известен като *acks-of-acks* или „потвърждения-на-потвържденията“, чрез който приемника постоянно информира предавателя за това, че е получил пакет k , докато не получи потвърждение от предавателя, указващо, че предавателя вече знае, че пакет k е пристигнал в приемника. Допълнително може да се използва втори вектор от потвърждения, указващ, че даден пакет е бил успешно приет но изхвърлен заради препълнен буфер. Този механизъм е особено полезен при мрежи с асиметрично разпределение на честотната лента. В CCID 2, DCCP предавателя отговаря на претоварването като модифицира капацитета на обратния канал, като така контролира броя на потвържденията. Недостатък на този механизъм е, че алгоритъма, който се използва за модифициране на капацитета на обратния канал е доста агресивен и често заграбва честотната лента на други връзки. Характерното за този алгоритъм е, че се използва параметъра R , равен на отношението между броя на изпратените потвърждения и броя на получените пакети (1).

$$R = \frac{P_{received}}{ACK_{send}} \quad (1)$$

При наличие на претоварване в потока от потвърждения, предавателя увеличава стойността на R , като намалява броя на изпратените потвърждения. Предавателя модифицира R , като удвоява стойността му за всеки прозорец със загуби или като намалява стойността му с единица за k прозорци без загуби, като k може да се даде с израз (2):

$$k = \frac{P_{received}}{R^2 R} \quad (2)$$

МЕХАНИЗЪМ ЗА КОНТРОЛ НА ПРЕТОВАРВАНЕТО – CCID 3

CCID 3 за разлика от CCID 2 използва различен, неагресивен механизъм за контрол на претоварването. Вместо прозореца на претоварването, при CCID 3, предавателя използва скоростта на предаване (V), а приемника изпраща информация, на определен интервал от време, приблизително равен на времето за една пълна обиколка (T_{RTT}), за възникналите загуби в проценти (p). Като (3) е даден математическия израз, по който се изчислява скоростта на предаване при $p > 0$.

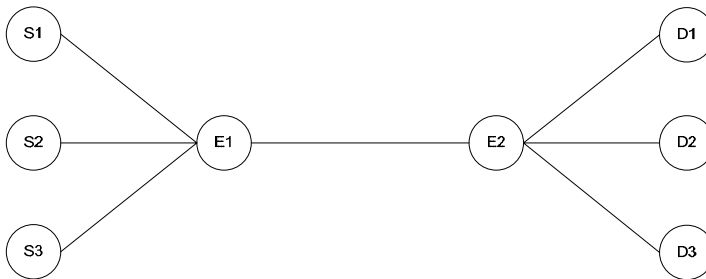
$$V = \frac{M}{T_{RTT} \sqrt{\frac{2p}{3} + 12p \sqrt{\frac{3p}{8} (1 + 32p^2)}}}, \quad (3)$$

където M е големината на пакетите [1].

Чрез този механизъм преподавателя може да модифицира скоростта на предаване. Ако преподавателя престане да получава пакети от приемника за времеви интервал, по-голям от времето за няколко пълни обиколки, скоростта на предаване се намалява наполовина. Този механизъм няма нужда от гарантирано доставяне на потвържденията, защото преподавателя разчита напълно на информацията за загубите получена от приемника. Проблемите възникват, когато преподавателя реши да потвърди дали информацията предоставена от приемника е точна. Това се избягва чрез ECN механизма. Ако приемника успешно е получил пакетите от даден прозорец, той потвърждава това като изпраща ECN сумата на пакетите, а ако е възникнала загуба тази сума не се изпраща [6].

3. МЕТОДИКА НА СИМУЛАЦИОННИТЕ ИЗСЛЕДВАНИЯ

Проведени са четири вида изследвания, с цел оценка на адекватността на механизмите за контрол на претоварването в DCCP. За целта се използва стеснен участък между възлите E1 и E2, с капацитет 10 Mbit/s. Всички симулации са с времетраене от 200 секунди, което е достатъчно за изпълнението на целта на изследванията. Симулациите са проведени чрез мрежовия симулатор NS2. За провеждане на изследванията се използва мрежовата топология показана на Фиг. 1.



Фиг. 1. Мрежова топология използвана за симулационните изследвания

Първото симулационно изследване цели изследването на два конкуриращи се за ресурси потоци. Веднъж симулациите са проведени с TCP NewReno и DCCP с CCID 2 и веднъж с TCP NewReno и DCCP с CCID 3, като първия поток стартира веднага след началото на симулацията, а втория стартира след 20 секунди и свършва 20 секунди преди края на симулацията.

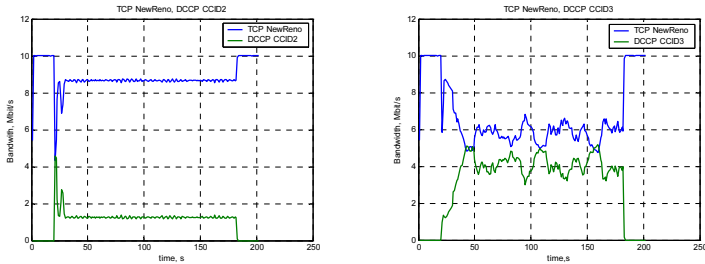
При второто симулационно изследване се използват три конкуриращи се за ресурси потоци. Първата симулация е проведена с TCP NewReno и два DCCP потока с CCID 2, а втората с TCP NewReno и два DCCP потока с CCID 3, като първия поток започва веднага след началото на симулацията, втория се включва след 20 секунди, а третия се включва след 40 секунди. При тази симулация втория поток отново свършва 20 секунди преди края на симулацията. Целта на това изследване е да се покаже адекватността на механизмите за контрол на претоварването при наличие на повече от един поток, състезаващ се за наличните ресурси в мрежата.

При третото симулационно изследване отново се използват три конкуриращи се за ресурси потоци. И в двете симулации се използват по един TCP NewReno, DCCP с CCID 2 и DCCP с CCID 3 потоци. Разликата е, че при първата симулация DCCP потока с CCID 2 започва в 20-тата секунда след началото на симулацията и завършва в 20-тата секунда преди края на симулацията, а при втората симулация това става с DCCP потока с CCID 3. Третия поток отново стартира в 40-тата секунда от симулацията. Целта на тази симулация е да се оцени адекватността на

механизмите за контрол на претоварването, когато в системата има потоци с различни механизми.

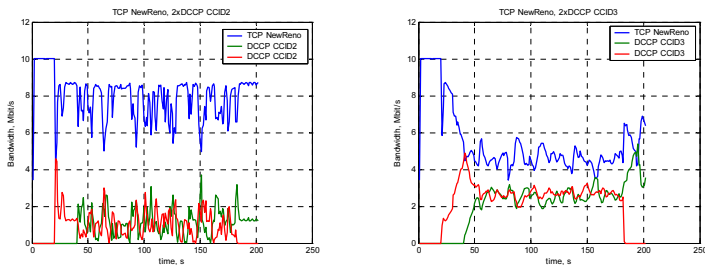
За последното, четвърто симулационно изследване отново се използват три потока, съответно TCP NewReno, DCCP с CCID 2 и DCCP с CCID 3. Целта е да се изследва влиянието на обратния трафик върху производителността на механизмите за контрол на претоварването. При тези симулации, третия поток стартира с началото на симулацията и завършва на 150-тата секунда от симулацията и е обратен трафик.

4. АНАЛИЗ НА РЕЗУЛТАТИТЕ ОТ ПРОВЕДЕНИТЕ ИЗСЛЕДВАНИЯ



Фиг. 2. Сравнение поведението на DCCP с CCID 2 и DCCP с CCID 3 при наличието на TCP NewReno поток съревноваващ се с тях за наличните ресурси

От направеното сравнение за поведението на механизмите за контрол на претоварването показано на Фиг. 2, може да се направи заключението, че TFRC механизма приложен в CCID 3 показва изключително по-добри резултати по отношение на равномерното разпределение на ресурсите. Рязката вариация на стойностите за използвания капацитет, обаче показва известен риск от претоварване при включването на нови потоци. Ситуацията при CCID 2 е точно обратната – изключително неравномерно споделяне на ресурсите между двата потока, но значително по-плавни преходи.

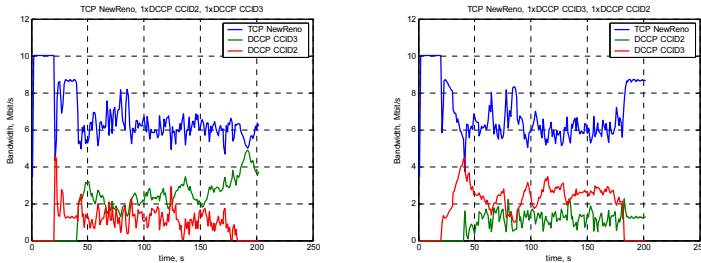


Фиг. 3. Поведение на механизмите за контрол на претоварването при два еднотипни DCCP потока и TCP NewReno поток

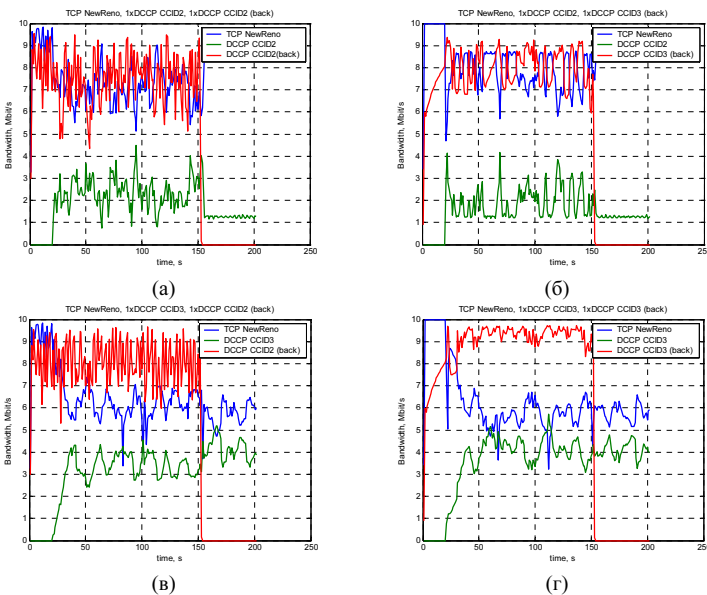
При наличие на втори DCCP поток (Фиг. 3), използващ същия механизъм за контрол на претоварването, производителността спада рязко. При CCID 2 се запазва тенденцията за неравномерно разпределение на ресурсите между потоците, като на моменти се стига до ситуации, в които наличния капацитет за даден DCCP поток е изключително малък. Това се дължи на факта, че при възникване на претоварване и загуба DCCP протокола намалява наполовина прозореца си, от което се възползва TCP NewReno потока. При DCCP потоците използващи CCID 3 механизма, започва да се наблюдава неравномерно разпределение на ресурсите, дължащо се на

известната резервираност на алгоритъма за преизчисляване на скоростта за предаване.

От резултатите показани на Фиг. 4. може да се заключи, че при наличие на друг поток, в случая TCP NewReno, CCID 2 и CCID 3 механизмите работят изключително неадекватно един с друг. Наблюдава се неравномерно разпределение на ресурсите, като най-ощетеният е този използващ CCID 2 механизма.



Фиг. 4. Сравнение на механизмите за претоварване при DCCP потоци с CCID2 и CCID3 конкуриращи се с TCP NewReno поток



Фиг. 5. Сравнение на механизмите за контрол на претоварване при обратен DCCP трафик

На Фиг. 5 са показани резултатите от изследването с обратен DCCP трафик. В сравнение с Фиг. 2, на графики (а) и (б) се наблюдават значителни смущения в работата на механизма за контрол на претоварването на правия DCCP трафик в резултат на обратния трафик. Отново се наблюдава значителна неравномерност при разпределянето на ресурсите.

При правия DCCP трафик използващ CCID 3 (Фиг. 5 графики (в) и (г)) се наблюдава частично влошаване в производителността на механизма за контрол на

претоварването, като при графика (в) влошаването е по-голямо в следствие на механизма за контрол на претоварването на CCID 2.

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Като заключение от направените изследвания, може да се каже, че механизмите за контрол на претоварването в DCCP показват незадоволителни резултати. Най-явно това се забелязва при CCID 2 механизма, който показва неравномерно разпределение на ресурсите както при система с два конкуриращи се потока, така и при система с три конкуриращи се потока и система с обратен трафик. CCID 3 механизма показва значително по-добри резултати, когато споделя ресурсите само с един поток, но при ситуации с два потока или с обратен трафик и този механизъм показва неравномерно споделяне на ресурсите. И при двата механизма се наблюдава голяма вариация на стойностите за наличната честотна лента, което може да доведе до претоварване на мрежата при стартиране на нови потоци в системата.

Като идея за бъдеща работа може да се постави оптимизирането на механизмите за контрол на претоварването в DCCP, с цел гарантиране на равномерното разпределение на ресурсите в системи с прав и обратен трафик.

Публикуваните резултати са получени при работата по договор № ВУ-ТН-105/2005 г. на МОН на тема „Планиране на мултимедийни телекомуникационни мрежи с управление на трафика и качеството на обслужване“

ЛИТЕРАТУРА

[1] Статев С., С. Мирчев, Експериментално изследване на транспортния протокол DCCP за приложения в реално време, Телеком 2007, Варна, 2007;

[2] Kohler E., M. Handley, S. Floyd, Designing DCCP: Congestion Control without Reliability, Proc. ACM SIGCOMM 2006;

[3] Floyd S., M. Handley, E. Kohler, Problem Statement for the Datagram Congestion Control Protocol (DCCP), RFC4336;

[4] Kohler E., M. Handley, S. Floyd, Datagram Congestion Control Protocol (DCCP), RFC4340;

[5] Floyd S., E. Kohler, Profile for Datagram Congestion Control Protocol (DCCP) Congestion Control ID 2: TCP-like Congestion Control, RFC4341;

[6] Floyd S., E. Kohler, J. Padhye, Profile for Datagram Congestion Control Protocol (DCCP) Congestion Control ID 3: TCP-Friendly Rate Control (TFRC), RFC4342;

За контакти:

Инж. Пламен Златков Захариев, Катедра „Комуникационна техника и технологии“, Русенски университет „Ангел Кънчев“, тел.: 082 888 663, e-mail: plamen_zahariev@yahoo.com

Доц. д-р инж. Михаил Петков Илиев, Катедра „Комуникационна техника и технологии“, Русенски университет „Ангел Кънчев“, тел.: 082 888 673, e-mail: Mlliev@ecs.ru.acad.bg

Докладът е рецензиран.