

МОДЕЛЬ ПРОЦЕСУ БУФЕРИЗАЦІЇ ПАКЕТІВ В АПАРАТНИХ ЗАСОБАХ МУЛЬТИПЛЕКСУВАННЯ

Г.А. Кучук

(Харківський університет Повітряних Сил ім. І. Кожедуба)

У статті розглянуті причини втрати пакетів підтверджень при буферизації в апаратних засобах мультиплексування (АЗМ) та наведено математичну модель процесу заповнення буферу фільтрації АЗМ.

апаратні засоби мультиплексування, буфер, пакет підтвердження

Вступ. У багатьох випадках управління віртуальним з'єднанням зводиться до усунення перевантажень і подальшого відновлення його початкового стану [1, 2]. У мережі Інтернет управління ТСП-з'єднанням є важливою функцією контролю цілісності даних і захисту мережних додатків від несанкціонованого доступу [3]. Такий контроль можливо здійснювати шляхом завдання набору правил фільтрації пакетного трафіку, що проходить через мережні інтерфейси апаратних засобів мультиплексування [4 – 6]. Оскільки в цьому випадку статистичне мультиплексування мережних потоків відбувається в буферах АЗМ, виділених для контролю з'єднання [7, 8], то для усунення впливу алгоритмів фільтрації на продуктивність інформаційних додатків потрібна розробка спеціальних процедур буферизації і настройка параметрів програми управління в розглядаємих АЗМ. Особливе це актуально у разі одночасного контролю за станом двох мережних потоків, наприклад, при їх інтерактивній взаємодії, коли мережна адреса джерела даних одного із них співпадає із мережною адресою вузла, що генерує пакети підтвердження для іншого потоку. В цьому випадку сегменти першого ТСП-з'єднання передаються в одному напрямі разом з пакетами підтвердження про успішну доставку сегментів ТСП, утворених другим з'єднанням. В результаті пакети підтвердження потрапляють в спільний буфер із ТСП-сегментами і залежно від прийнятих правил фільтрації і буферизації можуть в різній послідовності перенаправлятися до розглядаємих віртуальних з'єднань. Порушення встановленої черговості прибуття пакетів підтвердження і відправки сегментів ТСП зменшує ефективну пропускну спроможність каналу, а процедура проміжної фільтрації може ще в більшій мірі посилити ситуацію і навіть призвести до розриву віртуального з'єднання. Тому **метою статі** є розробка моделі процесу буферизації при використанні у високошвидкісних комп'ютерних мережах апаратних засобів мультиплексування.

1. Вибір розміру буферу фільтрації. Розглянемо сегмент, який складається з двох вузлів номерами i та j , що обмінюються між собою повідомлен-

нями за допомогою TCP-з'єднання. Стандартний алгоритм управління АЗМ встановлює первинний розмір вікна передачі рівним одиниці та збільшує його з прибуттям кожного пакету підтвердження. У цей період функціонування віртуального з'єднання отримання кожного підтвердження викликає додавання двох TCP-сегментів у вихідну чергу інтерфейсного буфера. У сучасних реалізаціях TCP-протоколу два сегменти, додані після прибуття підтвердження, будуть передані в канал раніш, ніж у вихідну чергу потраплять пакети підтвердження про прибуття сегментів з протилежного напрямку. Коли ці пакети підтвердження будуть одержані і між ними не опиняться TCP-сегментів від іншого джерела, то до вихідної черги будуть відправлені вже чотири TCP-сегменти. У сформованій таким чином послідовності сегментів не буде місця пакетам підтвердження, які опиняться в черзі після сегментів даних. Таким чином, використання стандартних механізмів управління TCP-з'єднанням призводить до втрати пакетів підтверджень при існуванні стрічних потоків даних. Цей ефект може ще більше посилитися у разі несиметричного каналу зв'язку для TCP-сегментів і пакетів підтвердження.

Отже, сегменти даних і пакети підтвердження, які передаються через TCP-з'єднання в одному із напрямів, обробляються в загальній FIFO-черзі. Нехай ρ_i – швидкість передачі з'єднання i , а ρ_j – з'єднання j (для спрощення канали вважатимемо симетричними, тобто, $\rho_j = \rho_i$), D_{ij} – постійна складова затримки при передачі TCP-сегментів від вузла i до вузла j . З метою спрощення аналізу припустимо, що всі TCP-сегменти мають однаковий розмір, а продуктивність транспортного протоколу така, що дані обробляються у вузлах мережі миттєво. Пакети підтверджень генеруються і додаються у вихідну чергу при отриманні кожного сегменту, забезпечуючи управління розміром TCP-вікна з урахуванням обмежень, які визначаються приймачем пакетів, на допустиме значення вікна перевантаження. Оскільки мережа на рівні транспортного протоколу може вважатися вільною від помилок і втрат на пролягаючих нижче рівнях, то це дозволяє декілька спростити модель даного процесу. Будемо вважати, що сегменти, які передаються в одному із напрямів, та підтвердження на отримані сегменти з іншого напрямку, розділяють спільну FIFO-чергу на мережному рівні і обслуговуються із однаковою швидкістю. Покажемо, що характер процесів в цій черзі є ключовим чинником, що призводить до втрати пакетів підтверджень. У цій черзі пакети підтвердження, що передаються в напрямку від j до i , об'єднуються в групи через те, що чекають свій відправки та знаходяться позаду згенерованої раніш групи TCP-сегментів, що відправляються в напрямку від i до j . Хоч вища швидкість обробки пакетів на каналному рівні дозволяє зменшити розмір черги на даному мережному рівні, але не усуває ефект затримки, який в цьому випадку виявлятиметься на рівні черг в пристроях каналного рівня. Таким чином, якщо з'єднання i перебуває у фазі повільного старту, то при прибутті пакету підтвердження вікно TCP збільшується на оди-

ницю і додатковий сегмент TCP з'являється в черзі на мережному рівні. У результаті два інформаційні сегменти передаються один за іншим без проміжних сегментів підтвердження, які формуються для з'єднання j . Більш того, сегменти даних, додані в IP-чергу в i -му вузлі у відповідь на групу пакетів підтверджень, що прийшли з протилежного кінця TCP, в свою чергу також передаються як група пакетів. Розмір такої групи залежить від розміру поточного вікна TCP, який визначається розміром буферної пам'яті, що виділяється для цього з'єднання в АЗМ згідно з алгоритмом фільтрації. Для керованих АЗМ черга буде утворюватися на рівні IP як результат угруповання пакетів підтверджень. При цьому у вихідну чергу може бути додано число пакетів, рівне розміру поточного вікна TCP. Тому, щоб уникнути втрати пакетів в проміжному вузлі віртуального з'єднання, яким є АЗМ, будемо вибирати розмір буфера пристрою фільтрації (АЗМ) рівним максимальному значенню вікна TCP в обох з'єднаннях.

2. Приклад втрати пакета підтвердження. Нехай W_i і W_j – розміри TCP-вікон відповідних з'єднань. Тоді умови виникнення втрати пакетів підтверджень можна записати у вигляді такої нерівності:

$$(W_i + W_j) / \rho > D_{ij} + D_{ji}. \quad (1)$$

Припустимо, що максимальний розмір вікна дорівнює 4 сегментам. Нехай з'єднання i передає дані з вузла i до вузла j та вже досягло сталого стану із розміром вікна $W_i = 4$ сегменти. При цьому з'єднання j ще не досягло сталого стану. Прийнемо час передачі сегменту рівним одній умовній одиниці, а затримку в кожному напрямку – 2 умовним одиницям. Ця затримка включає час обробки пакету, при цьому пакет підтвердження генерується, коли перший біт сегменту досягає вузла призначення. Тоді перший сегмент $1'$ досягає вузла i у момент часу $t+2$, а пакет підтвердження для сегменту $1'$ досягає вузла призначення у момент часу $t+4$. Одержавши цей пакет, вузол j збільшує вікно на одиницю, а потім додає два сегменти ($2'$ і $3'$) у вихідну чергу. Сегмент $2'$ передається у момент часу $t+5$ відразу ж після пакету підтвердження для сегменту $1'$. Пакет підтвердження для сегменту $2'$ в цьому випадку буде поміщений за сегментом $3'$ у вузлі j , а його затримка буде дорівнювати часу, що витрачається на передачу всього сегменту $3'$. В результаті цей пакет підтвердження буде згрупований з пакетом підтвердження для наступного сегменту з номером 9 . Таким чином, сегменти $2'$ і $3'$ слідуватимуть за згрупованими пакетами підтвердження для сегментів 8 і 9 , передача яких почнеться у момент часу $t+8$. При цьому вузол i був не здатним відправити наступний сегмент TCP після сегменту 11 , тому що пакет підтвердження пакету 8 ще не прибув внаслідок затримки, викликані чеканням сегменту $2'$. Пакети підтвердження для сегментів $2'$ і $3'$ прибудуть у вузол j у момент часу $t+9$, збільшуючи вікно TCP у вузлі j . Таким чином, у момент часу $t+9$ чотири сегменти ($4'$, $5'$, $6'$, $7'$) додаються в IP-чергу вузла j ,

а фаза повільного старту в з'єднанні j завершується, оскільки вікно ТСП досягає максимального значення в 4 сегменти.

Всі описані вище процеси призводять до втрати частини пропускнув спроможності з'єднання і знижують ефективність роботи мережного додатку.

3. Математична модель. Позначимо інтервал часу, в перебіг якого вузол i передає свої ТСП-сегменти, як $t[i]$ (часом передачі пакету підтвердження будемо нехтувати). Позначимо черги ТСП-сегментів у вузлах i та j як $Q_i(t)$ та $Q_j(t)$. Розглянемо k -й інтервал передачі ТСП-сегментів i -м вузлом, позначивши його як $t[i, k]$. Цей час відповідає моменту, коли перший сегмент k -го інтервалу досягне вузла j . Нехай $W_i - W_j > \rho \cdot D_{ij} + \rho \cdot D_{ji}$, тоді $t[i, k+1] = t[i, k] + W_i / \rho$. Дійсно, коли перший сегмент, відправлений з i -го вузла в k -й період передавання досягне вузла j , то він буде поміщений в чергу $Q_j(t[i, k])$. Тому пакет підтвердження буде відправлений із вузла j у момент часу $t[i, k] + Q_j(t[i, k]) / \rho$, і досягне вузла i у момент часу

$$t1 = t[i, k] + Q_j(t[i, k]) / \rho + D_{ji}. \quad (2)$$

У вузлі i є власна вихідна черга. Її розміри визначаються тим, що початок передачі 1-го сегменту в k -й період припадає на момент часу $t[i, k] - D_{ij}$, тому коли перший пакет підтвердження повернеться до вузла i , з нього буде надіслано $\rho(t1 - (t[i, k] - D_{ij})) = W_i - W_j > \rho \cdot D_{ij} + \rho \cdot D_{ji}$ сегментів. Оскільки кожен період передачі у вузлі i містить W_i сегментів, то його вихідна черга має $Q_i(t1) = W_i - Q_i(t[i, k]) + \rho \cdot D_{ij} + \rho \cdot D_{ji}$ сегментів на момент прибуття першого пакету підтвердження. Оскільки всі пакети підтвердження з'єднання j повернуться у вузол j як група пакетів і вузол i завжди має дані для передачі, тобто $Q_i(t1) > 0$, то наступний період передачі розпочнеться у момент часу $t1 + Q_i(t1) / \rho$, а перший пакет досягне вузла j через час D_{ij} . Таким чином, $t[i, k+1] = t1 + Q_i(t1) / \rho + D_{ij}$. Враховуючи (2), одержимо, що $t[i, k+1] = t[i, k] + W_i / \rho$, а для вузла j $t[j, k+1] = t[j, k] + W_j / \rho$. Тепер можна визначити вираз для величини черги у вузлі j :

$$Q_j(t[i, k+1]) = \min \{ ((W_i + W_j) - (\rho \cdot D_{ij} + \rho \cdot D_{ji}) - Q_j(t[i, k]), W_i \},$$

з якого виходить оцінка на максимальний розмір черги, яка обмежена значенням $\min \{ ((W_i + W_j) - (\rho \cdot D_{ij} + \rho \cdot D_{ji}), W_i \}$. Дійсно, коли перший сегмент $k+1$ періоду передачі i -го вузла досягне вузла j , то в ньому існуватиме черга розміром $Q_j(t[i, k+1])$. Ця черга утворилася внаслідок прибуття до вузла j пачки пакетів підтверджень перед моментом початку $(k+1)$ періоду передачі, тобто моменту $t[i, k+1]$. Припустимо, що ці пакети підтверджують

прибуття сегментів, відправлених до m -го періоду передачі вузлом j . Позначимо як $t[j, m]$ час, коли перший сегмент в m -й період передач j -го вузла досяг вузла i . Величину можна визначити через значення $t[i, k]$. У момент $t[i, k]$ вузол j передав $W_i - Q_j(t[i, k])$ сегментів, які відносяться до його m -го періоду передачі. Тому цей період передачі почався у момент часу $t[i, k] - (W_i - Q_j(t[i, k]))/\rho$, тобто $t[j, m] = t[i, k] - (W_i - Q_j(t[i, k]))/\rho + D_{ji}$. Вузол i завершує свій k -й період передачі у момент час $t_2 = t[i, k] - D_{ji} + W_i/\rho$. Тому в період часу між $t[j, m]$ і t_2 вузол i одержує TCP-сегменти від вузла j , які згенеровані в m -й період передачі. При цьому вихідна черга у вузлі j залишається не пустою, сприяючи угрупованню пакетів підтвердження, які вузол i відправляє вузлу j . Число таких пакетів підтвердження на інтервалі $(t[j, m], t_2)$ визначається значенням $\min\{t_2 - t[j, m], W_i\}$, тому $\rho(t_2 - t[j, m]) = (W_i + W_j - \rho \cdot (D_{ij} + D_{ji}) - Q_j(t[i, k]))$. При прибутті першого сегменту $(k + 1)$ періоду передачі i -го вузла розмір черга у вузлі j буде рівним $Q_j(t[i, k+1]) = \min\{W_i + W_j - \rho \cdot (D_{ij} + D_{ji}) - Q_j(t[i, k]), W_i\}$,

що збігається із раніше записаним виразом. Використовуючи отриманий результат і обчислюючи вираз для $Q_j(t[i, k+2])$ на основі $Q_j(t[i, k+1])$, одержимо $Q_j(t[i, k+2]) = Q_j(t[i, k])$. Враховуючи періодичний характер зміни черги, можна обчислити інтервал часу між періодами передачі і на цій основі оцінити ефективність роботи віртуального каналу. Якщо виконується умова

$$W_j - \rho \cdot (D_{ij} + D_{ji}) < W_i < W_j + \rho \cdot (D_{ij} + D_{ji}),$$

то $t[i, k+2] - t[i, k] = (W_i + W_j)/\rho + D_{ij} + D_{ji}$. Дійсно, нехай t_3 – момент часу, коли перший пакет підтвердження для k -го періоду передачі даних з вузла i повернувся назад в цей вузол, тобто $t_3 = t[i, k] + Q_j(t[i, k])/\rho$. Якщо черга у вузлі i існує, тобто $Q_i(t_3) > 0$, тоді передача сегментів k -го періоду ще не закінчена і $W_i/\rho > t_3 - t[i, k] - D_{ij}$. Беручи до уваги вираз для t_3 , одержимо, що $W_i > \rho(D_{ij} + D_{ji}) + Q_j(t[i, k])$. Вузол i продовжуватиме передачу сегментів і скомпресованих пакетів підтвердження. Передача першого сегменту, що відноситься до $k+1$ періоду їх генерації вузлом i почнеться у момент часу $t[i, k] + W_i/\rho - D_{ij}$ і завершиться у момент $t_4 = t[i, k] + 2W_i/\rho - D_{ij}$. Перший сегмент досягне вузла j у момент $t[i, k+1] = t[i, k] + W_i/\rho$. Оскільки сегменти за скомпресованими пакетами, підтверджуючими W_j сегментів, відправлених із вузла j , то перший пакет прибуде в буфер j -го вузла, в якому знаходиться $Q_j(t[i, k]) = W_i$ сегментів. Тому перший пакет підтвердження буде відправлений до моменту $t[i, k+1] + W_i/\rho$ і досягне вузла i у момент часу

$t_5 = t_{[i, k+1]} + W_i / \rho + D_{ij}$. Через прийняті припущення, $t_5 > t_4$, тому вузол i до цього часу завершить передачу i :

$$t_{[i, k+2]} = t_5 + D_{ij} = t_{[i, k+1]} + W_i / \rho + D_{ij} + D_{ji} = t_{[i, k]} + (W_i + W_j) / \rho + D_{ij} + D_{ji}.$$

Аналогічно можна показати справедливість одержаних співвідношень для випадку, коли $Q_i(t_2) = 0$. В результаті ефективність віртуальних каналів можна оцінити за допомогою наступних виразів:

$$E_i = 2W_i / (W_j + W_i + \rho \cdot (D_{ij} + D_{ji})); \quad E_j = 2W_j / (W_j + W_i + \rho \cdot (D_{ij} + D_{ji})).$$

При цьому максимальна ефективність $E_i = 1$ досягається при

$$W_i > W_j + \rho \cdot (D_{ij} + D_{ji}),$$

а при $W_i < W_j + \rho \cdot (D_{ij} + D_{ji})$ досягає значення $E_i = W_i / W_j$.

Висновки. Отже, затримка, що викликається підтвердженнями, чекаючими в черзі АЗМ може бути причиною зменшення пропускної спроможності з'єднання. Тому розміри буферів фільтрів пакетів і продуктивність мережних інтерфейсів АЗМ повинні бути вибрані відповідно до одержаних вище співвідношень. **Перспективним напрямком подальших досліджень** є розробка методу розрахунку загального параметра, що характеризує інерційні властивості мережних з'єднань, в якості якого може бути вибрана віртуальна ємність лінії, що дорівнює добутку затримки при передачі ТСП-сегменту на ширину смуги пропускання каналу.

ЛІТЕРАТУРА

1. Столлингс В. *Современные компьютерные сети*. – С.-Пб.: Питер, 2003. – 784 с.
2. Cheng C.S., Thomas J.A. *Effective bandwidth in high-speed digital networks // IEEE journal on selected Areas in Communications*. – 1995. – V. 13. – P. 1091-1100.
3. Варакин Л.Е. *Введение в теорию инфокоммуникаций. Ч. 1. // Электросвязь*. – 2000. – № 2 (14). – С. 2-11.
4. Стеклов В.К., Беркман Л.Н. *Телекоммуникаційні мережі*. – К.: Техніка, 2001. – 392 с.
5. Королёв А.В., Кучук Г.А., Пашичев А.А. *Управление сетевыми ресурсами*. – Х.: ХВУ, 2004. – 224 с.
6. Кучук Г.А. *Метод оценки характеристик АТМ-трафика // Информационно-управляющие системы на железнодорожном транспорте*. – 2003. – № 6 (44). – С. 25-29.
7. Кучук Г.А. *Метод дослідження фрактального мережного трафіка // Системи обробки інформації*. – Х.: ХУ ПС, 2005. – Вип. 5 (45), – С. 74-84.
8. Кучук Г.А. *Моделирование трафика изолированного пульсирующего источника // Системи обробки інформації*. – Х.: ХВУ, 2004. – Вип. 1. – С. 168-173.

Надійшла 27.12.2005

Рецензент: доктор технічних наук, професор В.А. Краснобаєв,
Харківський національний технічний університет сільського господарства.