

УДК 621.324

Ю.В. Стасев¹, В.К. Медведєв², Г.А. Кучук¹

¹Харківський університет Повітряних Сил ім. І. Кожедуба, Харків

²Національна академія оборони, Київ

МАТЕМАТИЧНА МОДЕЛЬ ПРОЦЕСУ ЗАПОВНЕННЯ БУФЕРІВ ФІЛЬТРАЦІЇ КОМУНІКАЦІЙНОГО ОБЛАДНАННЯ МУЛЬТИСЕРВІСНИХ МЕРЕЖ

Розглянуті причини втрати пакетів підтверджень при буферизації комунікаційного обладнання мультисервісних мереж та наведено математичну модель відповідного процесу.

комунікаційне обладнання, мультисервісна мережа, буфер, пакет підтвердження

Вступ

При побудові мультисервісних мереж однією з важливих задач є вибір необхідного для процесу управління і зменшення втрат пакетів розміру буферів комунікаційного обладнання тому, що у багатьох випадках управління віртуальним з'єднанням мережі зводиться до усунення перевантажень і подальшого відновлення його початкового стану [1, 2]. У мережі Інтернет управління TCP-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 комунікаційного обладнання мультисервісних мереж (КОММ) [4 – 7]. Оскільки в цьому випадку статистичне мультиплексування мережних потоків відбувається в буферах КОММ, виділених для контролю з'єднання [6], то для усунення впливу алгоритмів фільтрації на продуктивність інформаційних додатків потрібна розробка спеціальних процедур буферизації і настройка параметрів програми управління в розглядаємому КОММ. 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 TCP-з'єднання передаються в одному напрямі разом з пакетами підтвердження про успішну доставку сегментів TCP, утворених другим з'єднанням. В результаті пакети підтвердження потрапляють в спільний буфер із TCP-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 TCP 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 математичної моделі процесу заповнення буферів фільтрації при використанні відповідного комунікаційного обладнання мультисервісних мереж.

1. Визначення необхідного розміру буферу фільтрації

Розглянемо сегмент, який складається з двох вузлів номерами i та j , що обмінюються між собою повідомленнями за допомогою TCP-з'єднання. Стандартний алгоритм управління КОММ 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 проду-

ктивність 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 і перебуває у фазі повільного старту, то при прибутті пакету підтвердження вікно TCP збільшується на одиницю 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 КОММ згідно з алгоритмом фільтрації. Для керованих КОММ 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 КОММ, будемо вибирати розмір буфера пристрою фільтрації (КОММ) рівним максимальному значенню вікна TCP в обох з'єднаннях.

2. Процес 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 і 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, викликаній 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 TCP досягає максимального значення в 4 сегменти.

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

3. Математична модель

Позначимо інтервал часу, в перебіг якого вузол i передає свої TCP-сегменти, як $t[i]$ (часом передачі пакету підтвердження будемо нехтувати). Позначимо черги TCP-сегментів у вузлах i та j відповідно як $Q_i(t)$ та $Q_j(t)$.

Розглянемо k -й інтервал передачі TCP-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 $t[i, r+1] = t[i, k] + W_i / \rho$.

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 па-

кет 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, $t[i, k + 1] = t1 + Q_j(t1) / \rho + D_{ij}$.

Враховуючи (2), одержимо, що

$$t[i, k + 1] = t[i, k] + W_i / \rho,$$

а для вузла

$$j \quad t[j, k + 1] = t[j, k] + W_j / \rho.$$

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 підтвердженнь 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 передачі 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 $t2 = t[i, k] - D_{ji} + W_i / \rho$. Тому в період часу між $t[j, m]$ і $t2$ вузол i одержує TCP-сегменти від вузла j , які згенеровані в m -й період передачі. При цьому вихідна черга у вузлі j залишається пустою, сприяючи угрупованню пакетів підтвердження, які вузол i відправляє вузлу j . Число таких пакетів підтвердження на інтервалі $(t[j, m], t2)$ визначається значенням $\min\{(t2 - t[j, m]), W_j\}$, тому

$$\rho(t2 - t[j, m]) = (W_i + W_j - \rho \cdot (D_{ij} + D_{ji})) - Q_j(t[i, k]).$$

При прибутті першого сегменту $(k + 1)$ періоду передачі i -го вузла розмір черга у вузлі j буде рівним

$$Q_j(t[i, k + 1]) =$$

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

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 $t3$ – момент часу, коли перший пакет підтвердження для k -го періоду передачі даних з вузла i повернувся назад в цей вузол, тобто $t3 = t[i, k] + Q_j(t[i, k]) / \rho$. Якщо черга у вузлі i існує, тобто $Q_i(t3) > 0$, тоді передача сегментів k -го періоду ще не закінчена і $W_i / \rho > t3 - t[i, k] - D_{ij}$. Беручи до уваги вираз для $t3$, 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

$$t4 = t[i, k] + 2W_i / \rho - D_{ij}.$$

Перший сегмент досягне вузла j у момент $t[i, k + 1] = t[i, k] + W_i / \rho$. Оскільки сегменти прямують 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 $t5 = t[i, k + 1] + W_i / \rho + D_{ij}$.

Через прийняті припущення, $t_5 > t_4$, тому вузол i до цього часу завершить передачу:

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

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:

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

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

При цьому максимальне значення ефективності $E_i = 1$ 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, які чекають в черзі КОММ, може бути причиною зменшення пропускної спроможності з'єднання. Тому розміри буферів фільтрів пакетів і продуктивність мережних інтерфейсів КОММ повинні бути вибрані відповідно до співвідношень, одержаних у запропонованій математичній моделі. **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 мультисервісної мережі.

Список літератури

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, 2003. – 392 с.
5. Королёв А.В., Кучук Г.А., Пашиев А.А. *Управление сетевыми ресурсами*. – Х.: ХВУ, 2004. – 224 с.
6. Кучук Г.А. *Метод оценки характеристик АТМ-трафика // Информационно-керуючі системи на залізничному транспорті*. – 2003. – № 6 (44). – С. 25-29.
7. Кучук Г.А., Гахов Р.П., Пашиев А.А. *Управление ресурсами инфотелекоммуникаций*. – М.: Физматлит, 2006. – 218 с.

Надійшла до редколегії 27.09.2007

Рецензент: д-р техн. наук, проф. В.А. Краснобаєв, Харківський національний технічний університет сільського господарства ім. П. Василенка, Харків.