

УДК 681.5.017

DOI 10.36910/10.36910/6775-2313-5352-2023-22-22

Якимчук Н.М., Селепина Й.Р., Євсюк М.М., Вязовський А.О.

Луцький національний технічний університет, м. Луцьк, Україна

АДАПТАЦІЯ ЗАСТОСУВАННЯ ПРЕДИКТОРА СМІТА ДЛЯ КЕРУВАННЯ ОБ'ЄМОМ ПАМ'ЯТІ БУФЕРА В ІНФОРМАЦІЙНИХ МЕРЕЖАХ З ВИПАДКОВИМИ ЗАТРИМКАМИ

У даній статті розглядається питання контролю перевантажень у загальній мережі з комутацією пакетів, з використанням класичної теорії управління. Оскільки затримки розповсюдження даних відіграють ключову роль у високошвидкісних мережах зв'язку, було обрано предиктор Сміта, щоб розробити простий закон керування перевантаженням, ефективний для згладжування викидів навантаження та зменшення затримки пропускної здатності. Поведінка системи керування залежить від швидкості зміни вхідного потоку даних. Доступна смуга пропускання «BEST EFFORT» моделюється як невідомий і обмежений вхід збурювання, оскільки його важко виміряти.

Ключові слова: перевантаження мережі, комутація пакетів, предиктор Сміта.

Постановка проблеми. Сьогодні комунікаційні мережі є одними з найбільш швидкозростаючих інженерних напрямків і є рушійною силою надзвичайного розвитку в галузі зв'язку. Велика увага приділяється методам управління різномірним трафіком "Triple Play" (мова + відео + дані) або «Quadruple Play» (мова + відео + дані + мобільні абоненти) з використанням програмних комутаторів SoftSwitch і мультимедійної підсистеми на базі протоколу IP – IMS (IP Multimedia Subsystem). Дуже важливим питанням є вибір методів контролю перевантажень комутаційних вузлів комп'ютерних мереж. Спільне використання мережевих ресурсів дозволяє значно скоротити витрати на зв'язок і вимагає складних механізмів контролю потоку та перевантаження, щоб уникнути явищ перевантаження. Контроль перевантаження є критично важливим для мереж Інтернету, і це найважливіший аспект управління трафіком. Більше того, з'являються нові питання контролю, спрямовані на те, щоб користувачі отримували бажану якість обслуговування (QoS).

Збільшення об'єму пам'яті маршрутизаторів може якоюсь мірою допомогти, проте надмірне зростання об'єму пам'яті, не покращить, а, навпаки, погіршить ситуацію, оскільки із перевищенням граничного часу очікування пакетів в черзі відбувається їх повторне відправлення, ще більш підвищуючи навантаження на всьому шляху до отримувача. Запобігти перевантаженню буфера можна за допомогою методів керування чергами та прогнозування, використовуючи введення параметрів часу зупинки передачі кадрів іншим вузлам, резервування пропускної здатності чи реконфігурацію системи, що вимагає проведення аналізу і статистичної обробки інформації про зміни трафіку.

Аналіз останніх досліджень і публікацій. У більшості існуючих схем управління бракує двох фундаментальних частин у розробці керування зі зворотним зв'язком: (1) аналіз динаміки замкнутої мережі; (2) взаємодія з трафіком VBR. У [6] запропоновано явний алгоритм швидкості, який в основному обчислює вхідні швидкості, ділячи виміряну доступну пропускну здатність на кількість активних з'єднань. У [8] проблема проектування управління сформульована як стандартна проблема відхилення завад, де доступна пропускну здатність діє як завада для системи. Швидкість джерела ABR адаптована до низькочастотної варіації доступної смуги пропускання, а оптимальне керування застосовується для розробки контролера, який мінімізує різницю між швидкістю вхідного сигналу джерела та доступною смугою пропускання. Недоліком є те, що конструкція контролера залежить від характеристик взаємодіючого трафіку VBR і від вимірювань доступної смуги пропускання, що важко отримати на практиці. У [10] проблема сформульована як проблема стохастичного керування, де збурення моделюється як процес авторегресії.

Мета роботи. Метою роботи є дослідження зміни розмірів буфера пам'яті при зміні пропускної здатності мережі та прогнозування поведінки процесу передачі даних, для зменшення ризику появи перевантажень мережі з використанням систем регулювання на базі предикторів Сміта.

Виклад основного матеріалу. Для аналізу використаємо модель загальної мережі, яка використовує службу комутації пакетів зберігання та пересилання, тобто пакети надходять у мережу від джерела, потім зберігаються та пересилаються вздовж послідовності проміжних вузлів, нарешті досягаючи вузлів призначення. На рис. 1 зображена мережа комутації пакетів для зберігання та пересилання даних.

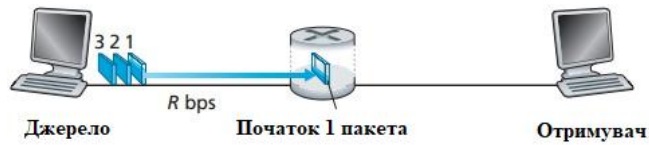


Рисунок 1 – Мережа з комутацією пакетів

Щоб надіслати повідомлення з вихідної кінцевої системи до кінцевої системи призначення, джерело розбиває довгі повідомлення на менші фрагменти даних, відомі як пакети. Між джерелом і одержувачем кожен пакет проходить через канали зв'язку та комутатори пакетів (для яких існує два переважних типи: маршрутизатори та комутатори каналного рівня). Пакети передаються по кожному каналу зв'язку зі швидкістю, що дорівнює повній швидкості передачі каналу. Отже, якщо вихідна кінцева система або комутатор пакетів надсилає пакет з L біт через канал зі швидкістю передачі R біт/с, тоді час для передачі пакету становить L/R секунд.

Більшість комутаторів пакетів використовують передачу з прямим записом на вході каналів. Пряма передача означає, що пакетний комутатор повинен отримати весь пакет, перш ніж він зможе почати передачу першого біта пакета по вихідному каналу. На рис. 1. зображене джерело, що має три пакети, кожен з яких складається з L бітів, які потрібно надіслати адресату. На проміжку часу, показаному на рис. 1. джерело передає частину пакета 1, а перша частина пакета 1 вже надійшла до маршрутизатора. Оскільки маршрутизатор використовує функцію зберігання та пересилання, у цей момент часу маршрутизатор не може передати отримані біти; замість цього він повинен спочатку буферизувати (тобто «зберігати») біти пакета. Лише після того, як маршрутизатор отримав усі біти пакета, він може почати передачу (тобто «пересилання») пакета по вихідному каналу зв'язку.

Кожен з маршрутизаторів має буфер певного розміру. Розмір вибирається з врахуванням апаратних обмежень та з тих міркувань, що немає сенсу тримати пакети в черзі надто довго, голосові пакети краще відкинути і відправити запит на повторне пересилання, якщо вони затримуються на 200мс. Якщо маршрутизатор не завантажений, утилізація буферів біля нуля і вони успішно амортизують короточасні викиди навантаження. Однак, при великій кількості запитів, виникають затримки у проходженні пакету через маршрутизатор. Як наслідок – перевищення часу очікування пакету більше, ніж тайм-аут і виникнення дублікатів пакетів. Хронічна утилізація більше 20-30% вимагає застосовувати засоби управління трафіком.

Отже, бачимо, що буферна пам'ять має кілька функцій:

- зменшення споживаних ресурсів об'єктом приймачем, що вимагає порівняно великих витрат, шляхом зменшення частоти надходження потоку даних в об'єкт-приймач.
- створення ділянки оперативної пам'яті для відпрацювання процесів рейдерингу пам'яті та інших процесів, час виконання яких залежить від розмірів пам'яті.

Обчислимо проміжок часу, який мине з моменту, коли джерело починає надсилати перший пакет, до моменту, коли адресат отримає всі три пакети. У момент часу L/R маршрутизатор починає пересилати перший пакет. Але також у момент часу L/R джерело почне надсилати другий пакет, оскільки воно щойно завершило надсилання всього першого пакета. Таким чином, у момент часу $2L/R$ адресат отримав перший пакет, а маршрутизатор отримав другий пакет. Подібним чином, у момент часу $3L/R$ адресат отримав перші два пакети, а маршрутизатор отримав третій пакет. Нарешті, у момент часу $4L/R$ адресат отримав усі три пакети. У загальному випадку час надсилання одного пакету від джерела до одержувача по шляху, що складається з N каналів зі швидкістю R (між джерелом і одержувачем є $N-1$ маршрутизатор), тобто затримка дорівнює $d = NL/R$.

Симуляція процесу передачі даних відбувається за допомогою клієнта, який має вбудований буфер даних. У ньому симулюється час кодування/декодування трафіку і навіть швидкість передачі кадрів (framerate). Якщо швидкість передачі даних падає нижче, ніж framerate потоку, користувач спостерігає затримки в передачі сигналу і чекає, поки буфер не

заповниться даними. Таким чином, можна констатувати важливість динамічного розміру буфера і актуальність удосконалення методів керування розміром буфера. Якщо він занадто малий, то передача даних буде постійно перериватись, а якщо занадто великим, то користувач повинен чекати наповнення буфера довше необхідного часу, що визначається швидкістю передачі даних. У роботі [5] автори пропонують використовувати класичний предиктор Сміта для керування системами з постійною затримкою. Однак результати [5] не застосовуються, коли базова комунікаційна мережа випадкова або змінюється в часі. Наш основний внесок полягає в адаптації стратегії прогнозування регулятора Сміта для керування об'ємом пам'яті буфера, коли інформаційна мережа має випадкові затримки. Для цього використаємо так званий адаптивний предиктор Сміта (ASP).

На рис. 2 показана схема ASP. Тут показано процес $G_p(s)$, яким потрібно керувати, а також мережу зв'язку із затримками в прямому каналі — τ_{ca} і в каналі зворотного зв'язку — τ_{sc} . Схема ASP складається з контролера $C(s)$, моделі процесу $G_m(s)$ і члену затримки, який враховує затримки, виміряні в мережі τ_{est} . Сигнал $y(t)$ являє собою вихід, $u(t)$ позначає вхід керування, а $r(t)$ являє собою опорний сигнал. Сигнал помилки $e(t) = y(t) - r(t)$ має бути якомога меншим. Індeksi в змінних позначають «надіслані» та «отримані» сигнали відповідно, що дозволяє нам записати:

$$u_r(t) = u_s(t - \tau_{ca}(t)) \text{ і } y_r(t) = y_s(t - \tau_{sc}(t)). \quad (1)$$

Припустимо, що затримки від мережеских каналів, тобто τ_{ca} та τ_{sc} , не змінюються в часі. У цьому випадку передавальна функція замкнутого циклу блочно-орієнтованої структури на рис. 2 читається як:

$$\frac{Y_s(s)}{R(s)} = \frac{C(s)G_p(s)e^{-\tau_{ca}s}}{1 + C(s)G_m(s) + N(s)}; \quad (2)$$

де

$$N(s) = C(s)[G_p(s)e^{-(\tau_{ca} + \tau_{sc})s} - G_m(s)e^{-\tau_{est}s}]. \quad (3)$$

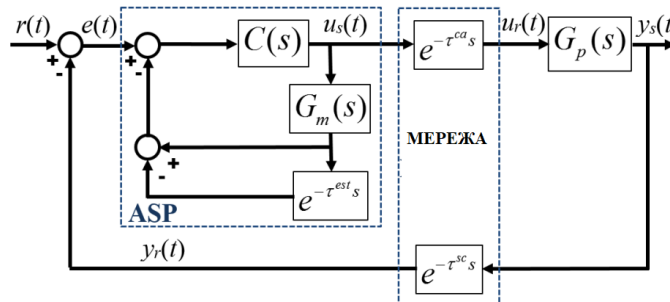


Рисунок 2 – Адаптивний контролер - предиктор Сміта (ASP) у замкнутій схемі.

У випадку, коли $\tau_{ca}(t)$ і $\tau_{sc}(t)$ змінюються в часі, вони можуть різко погіршити стабільність системи — потрібно мінімізувати негативний вплив таких затримок на стабільність. Для цього нам потрібно досягнути умови:

$$N(s) \approx 0. \quad (4)$$

Вираз (4) справедливий за умови, коли не лише прогнозована модель апроксимує процес, тобто $G_m(s) \approx G_p(s)$, але й оцінена затримка приблизно дорівнює фактичній, змінній у часі затримці, викликаній мережею, тобто $\tau_{est} \approx \tau_{sc} + \tau_{ca}$. У цьому випадку виконується умова (4), так що (2) дорівнює:

$$\frac{Y_s(s)}{R(s)} = \frac{C(s)G_p(s)e^{-\tau_{ca}s}}{1 + C(s)G_m(s)}. \quad (5)$$

Перевага виразу в (5) порівняно з (2) полягає в тому, що затримки не можуть дестабілізувати систему. Далі ми розглянемо два припущення:

- модель $G_m(s)$ відповідає процесу $G_p(s)$;
- розрахункова затримка τ_{est} наближається до загальної затримки зв'язку $\tau_{sc} + \tau_{ca}$.

Поведінка системи керування залежить від швидкості зміни вхідного потоку даних, ця функція називається асиметричною продуктивністю. Ця функція врахована в конструкції адаптивного предиктора Сміта на основі перемикання ПІД-регулювання. Збільшення чи зменшення об'єму пам'яті буфера слідує за наступним перемиканням:

$\dot{y}_r \geq 0$ - зростання швидкості більше певного значення;

$\dot{y}_r < 0$ - зменшення швидкості.

Тоді комутаційний ПІД-регулятор (SPID) описується як:

$$C_j(s) = K_{p,j} \left(1 + \frac{1}{T_{i,j}s} + \frac{T_{d,j}s}{1 + \alpha_j s} \right), \quad j = 1, 2, \dots \quad (6)$$

де константи K_p , T_i , і T_d представляють пропорційний, інтегративний і диференційний елементи відповідно.

Обидві затримки: на прямому каналі $\tau_{ca}(t)$ і каналі зворотного зв'язку $\tau_{sc}(t)$ мають пилкоподібний формат, як показано на рис. 3. Крім того, обидві затримки задовольняють умову переривчастого скидання до нуля, що відбувається в моменти часу $t_0 = 0 < t_1 < t_2 < \dots$, що відповідає моменту настання однорідного пуассонівського процесу зі швидкістю λ .

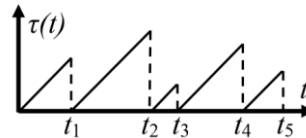


Рисунок 3 – Форма сигналу затримки τ_{sc} та τ_{ca} .

Тривалості проміжків часу між надходженнями $\tau_k = t_{k+1} - t_k$, $k \geq 0$, утворюють незалежні та однаково розподілені величини, а відповідна функція щільності ймовірності часу між надходженнями τ_k змінюється за законом Пуассона:

$$P_r[\tau_k = t] = \lambda e^{-\lambda t}, \quad \forall t \geq 0. \quad (7)$$

Стратегія адаптивного предиктора Сміта (ASP) вимагає оцінювання значення τ_{est} , що має наближено дорівнювати загальній затримці зв'язку $\tau_{sc} + \tau_{ca}$. На кожному кроці вибірки, скажімо $k > 0$, ми вимірюємо затримку з $(k-1)$ -го кроку. Далі, ми замінюємо значення τ_{est} у схемі ASP змінним у часі процесом:

$$\tau_{cst}^k = \frac{2}{N} \sum_{l=k-N}^{k-1} \tau_{cs}^l, \quad (8)$$

де τ_{cs}^l представляє собою затримку зв'язку затримка від датчика до контролера.

При використанні моделі комунікаційної мережі з випадковими затримками розподіленими за законом Пуассона отримали графіки з 20-секундними інтервалами, що показують значення як фізичної пам'яті, так і навантаження з точки зору хоста (рис. 4).

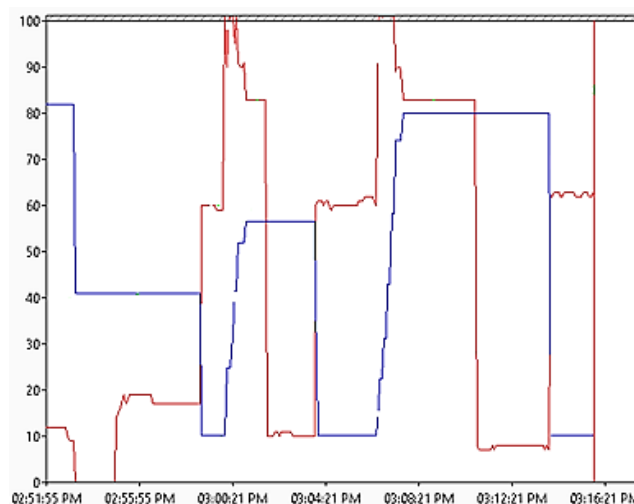


Рис. 4. Графіки значень фізичної пам'яті буфера (синя крива) та навантаження вузла (червона крива)

Видно, що при підвищенні навантаження обсяг оперативної пам'яті збільшується практично відразу. Після виділення оперативної пам'яті навантаження мережі падає. Коли навантаження знімається, та залишається низьким протягом кількох хвилин, розподіл

оперативної пам'яті падає. У цей час навантаження повертається до стандартного значення. Це підкреслює ефективність нашого підходу для керування параметрами трафіку у мережі з випадковими затримками. В більш загальному випадку при зміні динаміки мережі як об'єкта управління може бути застосована адаптивна система управління з еталонною моделлю, що використовує функції чутливості замкненої системи відносно параметрів ПІД-регулятора.

Висновки. Дуже важливим є вивчення питання, пов'язаного з розміром пам'яті буфера вхідних даних, оскільки його значення, що змінюється разом із зміною пропускної здатності, значною мірою позначається на параметрах якості системи передачі: зниження швидкості роботи додатків, порушення плавності відтворення та поява кількості небажаних переривань відео та аудіоінформації. Проведена робота показує, що розміри цього буфера повинні змінюватися при зміні пропускної здатності мережі з використанням систем регулювання на базі предикторів Сміта, що здатні прогнозувати динаміку процесу передачі даних, згладжувати викиди навантаження і запобігати появі перевантажень в мережі.

Інформаційні джерела

1. Astrom, K.J., Hagglund T. Revisiting the Ziegler-Nichols step response method for PID control, *Journal of Process Control*, 14, 2004. P. 635–650.
2. Avokh A., Mirjalily G. Interference-aware multicast and broadcast routing in wireless mesh networks using both rate and channel diversity. *Computers & Electrical Engineering*, Volume 40, Issue 2, 2014, pp. 624-640.
3. Balau, A.E.; Caruntu, C.F.; Lazar, C. Simulation and control of an electro-hydraulic actuated clutch, *Mechanical Systems and Signal Processing*, 25, 2011. P. 1911–1922.
4. Belkoura L., Richard J. P., and Fliess M. Parameters estimation of systems with delayed and structured entries, *Automatica*, vol.45, pp.1117-1125, 2009.
5. Caruntu, C.F.; Lazar, C. Network delay predictive compensation based on time-delay modeling as disturbance. *International Journal of Control*, 87, 2014. P. 2012–2026.
6. Gentile F. S., Moiola J. L., Paolini E. E. Nonlinear dynamics of internet congestion control: A frequency-domain approach. *Communications in Nonlinear Science and Numerical Simulation*, Volume 19, Issue 4, 2014, pp. 1113-1127.
7. Gomez O., Orlov Y., and Kolmanovsky I. On-line identification of SISO linear time-delay systems from output measurements, *Automatica*, vol.43, 2007. P.2060-2069.
8. Hou R., Wang C, Zhu Q., Li J. Interference-aware QoS multicast routing for smart grid. *Ad Hoc Networks*, Volume 22, 2014, pp. 13-26.
9. Kozlovskiy V., Yakymchuk N., Selepyna Y., Moroz S., Tkachuk A. Development of a modified method of network traffic forming/ *Informatyka, Automatyka, Pomiarzy W Gospodarce I Ochronie Środowiska*, 13 (1), P. 50-53.
- 10.4. Liu Y., Jing Y., Chen X. Adaptive neural practically finite-time congestion control for TCP/AQM network. *Neurocomputing*, Volume 351, 2019, pp. 26-32.
11. Mahmoud, M.S. *Control and Estimation Methods over Communication Networks*. Springer International Publishing Switzerland, 2014. P. 345-357.
12. Montanaro, U., di Gaeta, A., Giglio, V. Robust discrete-time MRAC with minimal controller synthesis of an electronic throttle body. *IEEE/ASME Transactions on Mechatronics*, 19, 2014. P. 524–537.

Yakymchuk N., Selepyna Y., Yevsiuk M., Vyazovskyi A.
Lutsk National Technical University, Lutsk, Ukraine

ADAPTATION OF THE APPLICATION OF SMITH'S PREDICTOR FOR CONTROLLING THE VOLUME OF BUFFER MEMORY IN INFORMATION NETWORKS WITH RANDOM DELAYS

This article examines the issue of congestion control in a general network with packet switching, using classical control theory. Since data propagation delays play a key role in high-speed communication networks, the Smith predictor was chosen to develop a simple congestion control law that is effective in smoothing load shedding and reducing throughput delay. The behavior of the control system depends on the rate of change of the input data flow. The available "BEST EFFORT" bandwidth is modeled as an unknown and limited disturbance input because it is difficult to measure.

Key words: network congestion, packet switching, Smith's predictor.