

**НАЦИОНАЛЬНАЯ АКАДЕМИЯ НАУК УКРАИНЫ
ИНСТИТУТ ПРОБЛЕМ РЕГИСТРАЦИИ ИНФОРМАЦИИ
НАН УКРАИНЫ**

**ИНФОРМАЦИОННЫЕ
ТЕХНОЛОГИИ
И БЕЗОПАСНОСТЬ**

**МАТЕРИАЛЫ XVII МЕЖДУНАРОДНОЙ
НАУЧНО-ПРАКТИЧЕСКОЙ КОНФЕРЕНЦИИ**

ВЫПУСК 17

Киев – 2017

*Рекомендовано к печати Ученым советом
Института проблем регистрации информации ИАП Украины
(протокол № 3 от 5 декабря 2017 г.)*

**Информационные технологии и безопасность. Материалы XVII
Международной научно-практической конференции ИТБ-2017.** – К.:
ООО "Инжиниринг", 2017. – 292 с. ISBN 978-966-2344-59-2

В сборник вошли материалы докладов, представленных на XVI
Международной научно-практической конференции «Информационные
технологии и безопасность» (ИТБ-2017, 30 ноября 2017 года, г. Киев,
Украина).

В сборнике представлены статьи, посвященные вопросам
кибернетической безопасности критических инфраструктур,
моделированию и противодействию информационным операциям,
технологиям информационно-аналитических исследований на основе
открытых источников информации, онтологическому подходу,
семантическим сетям, спелартному анализу при обеспечении
информационной поддержки принятия решений, компьютерному
моделированию процессов и систем, актуальным проблемам
технологического и правового обеспечения информационной и
кибернетической безопасности.

Для специалистов в области информационных технологий,
информационной безопасности, информационного права а также для
аспирантов и студентов старших курсов высшей школы соответствующих
специальностей.

Редакционная коллегия:

*А.Г. Додонов, д.т.н., профессор; А.М. Богданов, д.т.н., профессор;
В.В. Голенков, д.т.н., профессор; Д.В. Ландэ, д.т.н., с.н.с.; В.В. Мохор,
д.т.н., профессор; П.А. Ожеван, д.ф.н., профессор; В.В. Хаджинов, д.т.н.,
профессор; В.В. Циганок, д.т.н., с.н.с.; В.П. Фурашев, к.т.н., с.н.с.;
Е.С. Горбачик, к.т.н., с.н.с.; М.Г. Кузнецова, к.т.н., с.н.с., О.В. Андрейчук,
к.т.н., Гулякина Н.А., к.т.н., профессор*

© Институт проблем регистрации
информации ИАП Украины,
2017

ISBN 978-966-2344-59-2

© Коллектив авторов, 2017

КЕРУВАННЯ ПЕРЕВАНТАЖЕННЯМ КОМП'ЮТЕРНОЇ МЕРЕЖІ

Кучеров Д.

*Національний авіаційний університет,
м. Київ, Україна*

Перевантаження мережі є однією з основних проблем, з якою періодично стикаються користувачі комп'ютерних мереж. Вона викликає зниження пропускну здатності мережі, збільшення часу проходження пакетів або їх втрату. Саме це явище призводить до припинення дії деяких мережесвих служб, таких як VoIP, інтерактивні додатки, чат, доступ до віддалених ресурсів та інших. Останнім часом, коли спостерігається експоненціальне зростання мереж, ця проблема при їх експлуатації стає найбільш загостреною.

Одним з чинників перевантаження вважається надлишкова буферизація каналу передавання [1]. Буфер необхідний при передачі даних по лінії зв'язку, якщо у відправника та отримувача різний темп оброблення. При цьому в буфері затримується передавання пакетів на час приймання та первинного оброблення отримувачем. Наповнення буферу приводить до втрат переданих пакетів. Це явище може спостерігатися в маршрутизаторах, бездротових точках доступу, мостах, шлюзах, пристроях супутникового зв'язку.

Виключення перевантаження вирішується декількома способами. Запобігти перевантаженню буфера можна досягти завдяки керуванню чергами та методами передбачення. Методи керування перевантаженням контролюють перевантаження після того, коли воно виникає, в той час, як методи передбачення усувають перевантаження шляхом контролю інтенсивності передавання даних у мережі, що дозволяє передбачити перевантаження та запобігти його в типових "вузьких місцях" мережі. Основним засобом мережесвих операційних систем із запобігання перевантажень в Cisco є застосування алгоритмів зваженого випадкового раннього виявлення (WRED) [2].

В дуплексному режимі контролю портів комутатора можлива реалізація механізму зворотного зв'язку, який введений для мереж Ethernet специфікацією IEEE 802.3x. Механізм реалізується введенням підрівня керування рівнем MAC, на якому вводиться параметр часу зупинки передачі кадрів іншим вузлам. Час вимірюється в 512 бітовими інтервалами конкретної реалізації

Ethernet, діапазон можливих варіантів зупинки знаходиться в інтервалі $0 - 65535$. Після завершення часу зупинки передача відновлюється.

Перевантаження може бути виключним, якщо вводиться резервування перепускної здатності на підставі двійкових методів. При цьому користувачу додатками QoS надається частина перепускної здатності каналу, інша частина резервується іншим користувачам, що здійснюється за рахунок використання логічного з'єднання. Але це відбувається на рівні обладнання, яке вводить пріоритети певним користувачьким додаткам, наприклад, таким як відсоконференція. Таким чином, все мереже обладнання, що є в каналі передачі, повинне підтримувати цю технологію, але це не завжди виконується.

Мобільні мережі типовим рішенням завдання перевантаження вважається реконфігурація мережі. В статті проводиться аналіз можливості відтворення перепускної здатності комп'ютерної мережі, формування трафіку в різних умовах мережевих підключень, визначається конфігурація з меншим навантаженням, встановлюються відношення між падінням трафіку та його відновленням завдяки резервуванню.

Постановка проблеми

Будемо розглядати комп'ютерну мережу, вузли якої здатні обробляти інформацію та обмінюватися даними, крім того дозволяється зміна конфігурації системи. За способом управління мережа відповідає архітектурі «клієнт-сервер».

Мережа має певну топологію, яка описується зваженим графом $G = (V, E)$, в якому V – вузли, число вузлів $V(G) = N$, а E – зважені дуги, число дуг $G(E) = M$. Кожній дузі графу (i, j) ставиться у відповідність число $w_{ij} > 0$, яке зветься вагою дуги (i, j) , $i = 1..N, j = 1..M$. В разі, коли $(i, j) \notin G$, $w_{ij} = \infty$.

Шлях від вузла s до вузла f довжиною l називають впорядковану послідовність $(E_s, \dots, E_f)_l = (E_{s_s}, E_{s_d}), \dots, (E_{j-q}, E_{j+q+1}), \dots, (E_{f_s}, E_{f_d})$.

Зваженою довжиною шляху від s до f називають число

$$L(s, f) = \sum_{(j, j+1) \in (E_s, \dots, E_f)} w_{i, j} \quad (1)$$

Введемо множину усіх припустимих шляхів $\Xi_{s,f}$, тоді найкоротший шлях визначається виразом

$$L'_{sf} = \min_{(E_s, \dots, E_f) \in \Xi_{sf}(j, j+1)} \sum_{i \in (E_s, \dots, E_f)} w_{i,j} \quad (2)$$

Ставиться завдання визначити можливість щодо визначення найкоротшого шляху в комп'ютерній мережі в умовах впливу природних чи штучних перешкод на систему (1).

Задача маршрутизації. Передача даних в мережі відбувається за правилами, що регламентуються застосовуваними протоколами, згідно яких становлюється адреса, розмір і структура пакету, що передається, швидкість передачі даних.

Адреса може бути індивідуальною, коли повідомлення посилається тільки одному агенту, груповою, коли повідомлення розсилається кожному агенту в групі, або деякій підгрупі агентів. Такий спосіб адресації подібний до адресації в комп'ютерних мережах. Передача даних відбувається від адреси джерела до адреси приймача.

Якщо кількість вузлів значна, тоді виникає необхідність передавати інформацію через транзитні вузли. Але при цьому стає необхідність прокладання маршруту щодо забезпечення мінімуму часу на доставку інформації, що досягається мінімумом транзитних вузлів або наявністю каналів з високою пропускною здатністю та надійністю ліній зв'язку. Зрозуміло, що невелике збільшення кількості транзитних вузлів, що мають велику пропускну здатність, є переважним над мінімальною кількістю вузлів з невеликою пропускною здатністю з точки зору часу передачі інформації. Надійні канали зв'язку характеризуються мінімальними втратами інформації, що передається.

Через вузол може проходити декілька підпотоків, їх відрізняють за адресою пункту призначення. Зрозуміло, щоб визначити маршрут, який би забезпечив рівний час потоків різного обсягу даних, необхідно враховувати швидкість передачі, яку мають окремі лінії, та надавати можливість проведення розпаралелювання підпотоків та їх збірку. Переключення вузлів для передачі підпотоків здійснюється мультиплексуванням вільних каналів. Дана задача складається у визначенні маршруту проходження інформації кінцевому агенту. Розрізняють статичні та динамічні маршрути. Статичний маршрут задається одноразово або за певним розкладом та не змінюється в межах певного часу. Динамічні маршрути обчислюються відповідними алгоритмами в залежності від топології та стану

інформаційної мережі. До них відносяться алгоритми пошуку найкоротшої відстані в ширину, Дейкстри, Беллмана-Форда [9, 12].

Пошук в ширину. Проводиться обхід кожної вершини $V_i \in V$ графа G , запам'ятовується кількість пройдених дуг $E_i \in E$. Мінімальна відстань $L(s, f)$ між точками s та f відповідає найменшій кількості дуг, що з'єднують вершини s і f

$$L'(s, f) = \min_{(E_s, \dots, E_f) \in \Xi_{sf}} \sum_{i=1}^N E_i \quad (3)$$

Приклад застосування алгоритму наведений на рис. 1.

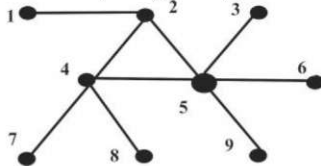


Рис. 1. Комп'ютерна мережа, що складається з 9 вузлів.

Найкоротший маршрут передачі інформації між вершинами 1-9 за алгоритмом (2) відповідно до рис. 1 складає $L(1, 9)=3$. Оцінкою продуктивності графа виступає часова складність $O(\cdot)$, що визначається кількістю операцій за алгоритмом (2). За цим алгоритмом усі вузли та ребра скануються одноразово, тому часова складність визначається їх кількістю, а саме $O(M+N)$.

Алгоритм Дейкстри є процедурою пошуку найкоротшого шляху на зваженому орієнтованому графі. Алгоритм використовується протоколами маршрутизації OSPF та IS-IS в IP-мережах [13, 14]. Ребра графа мають вагу $w(i, j)$ таку, що

$$w_{ij} = \begin{cases} 0, & \text{якщо } i = j, \text{ тобто та сама вершина,} \\ w > 0, & \text{якщо } |i - j| < 2 \text{ тобто сусідні вершини,} \\ \infty, & \text{якщо інакше.} \end{cases} \quad (4)$$

Довжина шляху на кожному кроці k від вершини s визначається правилом

$$L_k = \min_V [L(k), L(V) + w_{ij}] \text{ для } V \notin G, L(s)=0. \quad (5)$$

Правило (4) не дозволяє робити проходи по дугам графа G з великою вагою. Таким чином, множина вершин в графі G являє собою впорядковану послідовність зв'язаних між собою вузлів, яка

містить найкоротший шлях від вершини s до k . Цей шлях показаний на рис. 2 стрілками.

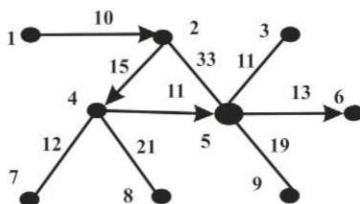


Рис. 2. Структура зваженого графа.

В кожний розрахунковий момент часу на маршрутизатор i поступає сумарний потік інформації, призначений для передавання кожному маршрутизатору j . Цей потік визначає таблицю маршрутизації, яку можна визначити матрицею $P(t)$ розмірності $N \times N$ з нульовою головною діагоналлю

$$P(t) = \sum_{i,j} c_{ij}(t), \quad k \in K, \quad (6)$$

де K – множина потоків інформації, яка зв'язана з відповідними IP-адресами, а c_{ij} – пропускна здатність. Компанія Cisco в маршрутизаторах визначає ваги дуг за формулою

$$w_{ij} = \frac{10^8}{c_{ij}(t)}, \quad (7)$$

Оскільки алгоритм є ітераційним, то число ітерацій визначається кількістю вершин графа, тому часова складність алгоритму $O(N)$. В межах кожної ітерації, відбувається нове проходження з врахуванням нової $(j+1)$ вершини. При цьому вершини з найбільшою вагою вивільнюються, а довжина шляху з новими вершинами поновлюється, кращий результат запам'ятовується. Це те ж оцінюється кількістю вершин. Загальна продуктивність алгоритму оцінюється величиною $O(N^2)$. Таким чином, алгоритм Дейкстри є ресурсоємним, але завдяки знанням топології мережі і шляху до потрібної вершини, маршрутизатор завжди знаходить альтернативний шлях до потрібного вузла мережі у випадку виникнення проблем у будь-якому вузлу визначеного шляху.

Резервування реперусункної здатності повинно враховувати навантаження мережі. Для контролю маршрутизатор доповнюється засобами вимірювання навантаження, які будуть створювати аналогічно (6) матрицю навантажень $X = |x_{ij}|$. Тоді алгоритм з резервуванням трафіку може бути записаний як

$$\bar{c}_{ij}(t) = \begin{cases} c_{ij} + \Delta, & \text{якщо } c_{ij} < x_{ij}, \\ c_{ij}, & \text{якщо інакше,} \end{cases} \quad (8)$$

де Δ - частка, що компенсує перевантаження.

Алгоритм Беллмана-Форда. За суттю цей алгоритм нагадує попередній (Дейкстри). На відміну від алгоритму Дейкстри цей алгоритм не відкидає ребр з великою вагою та ітераційно розраховує довжину усі шляхи в графі, запам'ятовуючи мінімальний шлях, використовується протоколом маршрутизації RIP. Кількість ітерацій, як і алгоритмі Дейкстри визначається кількістю вершин, а кількість розрахунків в межах ітерації кількістю ребр, то часова складність алгоритму оцінюється величиною $O(V \cdot E)$. Результат цього алгоритму для графа рис.2 співпадає з алгоритмом Дейкстри. При однакових розмірах графа алгоритм Дейкстри є менш ресурсоемним ніж Беллмана-Форда, а значить більш швидкий. Зменшення ресурсоемності можна досягти зменшенням кількості ребр, тобто переходом до розрідженого графу.

Зміна структури системи. Під реконфігурацією інформаційної системи будемо розуміти зміну будови системи, яка стосується розміру чи її топології. Особливістю реконфігурації є перебудова структури та топології системи з метою виключення перевантажень та збоїв в роботі системи. Вважається, що мережа виконує свої функції, поки між вузлами здійснюється обмін інформації. Приклад реконфігурованої системи показаний на рис.3.

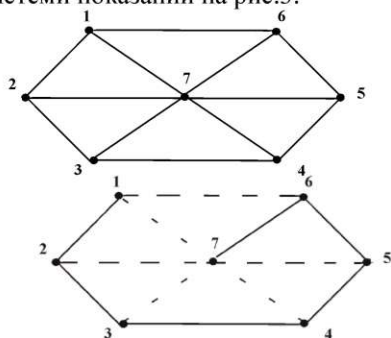


Рис. 3. Зміна будови інформаційної системи в результаті втрати зв'язку.

Таким чином, внаслідок перевантажень чи збоїв топологія локальної повнозв'язної мережі змінюється до «шини».

Аналіз реконфігурації комп'ютерної системи. Відповідно до загального уявлення про комп'ютерну мережу (1) вона є системою з обмеженою кількістю можливих станів. Тому її поведінку можна промоделювати за допомогою математичного апарату аналізу марківських ланцюгів.

Будемо вважати, що в процесі роботи комп'ютерна мережа, яка складається з кінцевої множини елементів N , обмінюється інформацією між всіма елементами за протоколами OSPF або RIP, що відповідає умовам нормального функціонування системи. Початковий стан мережі позначимо S_1 . Якщо за якимись не випадковими причинами починають виходити з ладу елементи мережі чи може пропадати обмін інформацією, то відбувається перехід системи до іншого стану. Будемо вважати, що елементи системи не перевантажуються одночасно, а по одному, тому здійснюються послідовні переходи зі стану S_1 у стани S_2, S_3, \dots, S_i через певні інтервали часу Δt , i означає номер стану. Послідовний набір станів комп'ютерної мережі та переходів між ними утворює ланцюг Маркова. Оскільки ланцюг послідовний, то функціонування системи можна подати у вигляді схеми «загибель-розмноження» [15].

Нехай комп'ютерна мережа складається з n вузлів, тому відповідно до підходу за схемою «загибель-розмноження» введемо стани $S_i, i=1..n+1$, де S_1 – стан мережі, що відповідає функціонуванню всіх вузлів без перевантажень. За умови впливу зовнішніх і внутрішніх факторів погіршується перепускна здатність каналів в мережі з фіксованою інтенсивністю λ . При цьому здійснюється перехід в стани, коли вузли поступово втрачають пакети, послідовно один за другим. Таким чином, здійснюється перехід в стан S_2 , коли не працює 1 вузол, та так далі, а відповідно S_{n-q} – комп'ютерна мережа перестала виконувати завдання у зв'язку з виходом з ладу $(n-q)$ -вузлів. Система також може вживати заходи щодо нарощування перепускної здатності, що відбувається з інтенсивністю $\mu > \lambda$. При цьому з інтенсивністю μ відбуваються послідовні переходи зі станів S_i у стани S_{i-1} . Знайдемо ймовірності p_i знаходження комп'ютерної мережі в кожному з кінцевих станів S_i та проаналізуємо їх. Ймовірності знаходження системи у фінальних станах знаходяться за формулами [15]

$$p_i = p_0 \frac{\prod_{k=1}^i \lambda^k}{\prod_{k=1}^i \mu^k}, \quad i \neq 0, \quad p_0 = \left(1 + \sum_{i=1}^n \frac{\prod_{k=1}^i \lambda^k}{\prod_{k=1}^i \mu^k} \right)^{-1} \quad (9)$$

Розглянемо цю задачу для випадку $n = 5$, $\lambda = 0,5$, $\mu_1 = 0,8$, $\mu_2 = 1,6$, $\mu_3 = 2,4$. Результати розрахунку за формулами (9) наведені на рис.4. Аналіз рисунку показує, що чим більше μ , тим краще система справляється с пакетами, більше ймовірність знаходження її у стані з мінімальними затримками та менше ймовірність знаходження у стані з найбільшими затримками.

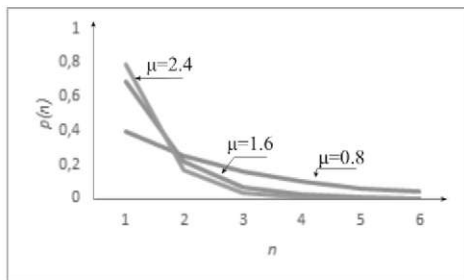


Рис. 4. Деградація комп'ютерної мережі в умовах інтенсивних навантажень.

Як видно з рисунку, якщо $\mu > (2..5) \lambda$, то система стає більш стійкою до навантажень різних типів.

Висновки. На підставі проведеного аналізу протоколів та алгоритмів маршрутизації встановлено, що ефективність комп'ютерної мережі визначається можливістю її функціонування в умовах перевантажень та збоїв, що є наслідком надлишкової буферизації системи. Одним з ефективних способів зменшення впливу перевантажень на мережу є резервування перепускної здатності каналів та компенсація її частки в каналах, які піддаються найбільшому впливу. Відповідно до проведеного аналізу мережі за схемою «загибель-розмноження» встановлена, що дія система функціонує, якщо відношення інтенсивності перевантажень до інтенсивності приросту перепускної здатності не перевищує значення $0,2 \dots 0,5$.

Подальші дослідження функціонування комп'ютерної мережі плануються зосередити на аналізі її динамічних властивостей.

Література

1. Gettys J. Bufferbloat: Dark Buffers in the Internet / J. Gettys // *Internet Computing*. – IEEE Computer Society, 2011. – Vol. 15. – № 3. – P. 96-95.
2. Руководство по технологиям объединенных сетей / Пер. с англ. – М.: ИД «Вильямс», 2005. – 1040 с.
3. Давиденко И.Н. Способ определения местоположения агентов домсна в мобильных сетях / И.Н. Давиденко, И.А. Жуков // *Проблеми інформатизації та управління*. – №1 (23). – 2008. – С. 61-64.
4. Ластовченко М.М. Метод анализа эффективности реконфигурации топологии беспроводных мультисерверных сетей повышенной помехозащищенности / М.М. Ластовченко, Е.Е. Зубарева, В.О. Саченко // *УСиМ*. – №6. – 2009. – С. 79-86.
5. Кузьмичов А.І. Оптимізаційні моделі мережвих структур / А.І. Кузьмичов, С.О. Додонов // *Реєстрація, зберігання і обробка даних*. – Т.19. - № 2. – 2017. – С. 24 – 35.
6. Kuchеров D.P. Control System Objects with Multiple Stream of Information / D.P. Kuchеров, A. N. Kozub // *Proceedings 2015 IEEE 3rd International Conference “Actual Problems of Unmanned Aerial Vehicles Developments (APUAVD)”*, October 13-15, 2015. – P. 290-293.
7. Горбунов И. Э. Методология анализа и синтеза реконфигурируемых топологий мобильных сетей связи / И. Э. Горбунов // *Математичні машини і системи*. – №2. – 2006. – С. 48-59.
8. Кучеров Д.П. Реконфігурація мультисенсорної системи за умови впливу дестабілізуючих факторів / Д.П. Кучеров // *Сенсорна електроніка і мікросистемні технології*. – Т.13. – №2. - 2016. – С. 101-112.
9. Столлингс В. Современные компьютерные сети / В. Столлингс. – СПб.: Питер, 2003. – 783 с.
10. Олифер В.Г. Компьютерные сети: принципы, технологии, протоколы / В.Г. Олифер, Н.А. Олифер. – СПб.: Питер, 2006. – 958 с.
11. Таненбаум Э. Компьютерные сети / Э. Таненбаум, Д. Уэзеролл. – СПб.: Питер, 2012. – С. 960.

12. Кормен Т. Алгоритмы. Построение и анализ / Т. Кормен, Ч. Лейзерсон, Р. Ривест, К. Штайн. – М.: ИД «Вильямс», 2005. – 1296 с.
13. Кузнецов Н.А. Алгоритм Дейкстры с улучшенной робастностью для управления маршрутизацией в IP-сетях / Н.А. Кузнецов, В.Н. Фетисов // Автоматика и телемеханика. - № 8. – 2008. – С. 80-85.
14. Fortz В. Optimizing OSPF / IS-IS weights in a changing world / В. Fortz, М. Throup // IEEE Journal on selected areas in communications, June, 2002. – P. 1-31. - [электронный ресурс]. – Режим доступа: DOI: 10.1109/JSAC.2002.1003042
15. Вентцель Е.С. Исследование операций: задачи, принципы, методология / Е.С. Вентцель. – М.: Наука, 1988. – 208 с.