

УДК 681. 3.07

І.С.ДОРОХІН, аспірант, НТУ «ХП»;

О.С.АНДРЕЄВ, магістр, НТУ «ХП»

МОДЕЛЮВАННЯ БАЛАНСУВАННЯ НАВАНТАЖЕННЯ У МЕРЕЖАХ MPLS

Обґрунтована необхідність реалізації методів балансування навантаження в мережах MPLS з метою перенаправлення маршрутів і перерозподілу трафіку на резервні в разі виходу з ладу однієї або кількох ліній зв'язку. Наведені приклади, реалізовані за допомогою імітаційного моделювання в програмному середовищі Opnet Modeler, підтверджують теоретичні результати авторів.

The necessity of implementing the methods of load balancing in MPLS networks to route diversion and redistribution of traffic to a backup in case of failure of one or more lines. The examples are implemented using the simulation software in the vehicle Opnet Modeler, our results confirm the theoretical.

Обоснована необходимость реализации методов балансировки нагрузки в сетях MPLS с целью перенаправления маршрутов и перераспределение трафика на резервные в случае выхода из строя одной или нескольких линий связи. Приведенные примеры, реализованные с помощью имитационного моделирования в программном средстве Opnet Modeler, подтверждают теоретические результаты авторов.

Постановка проблеми. Більшість оптимізаційних задач трафік-інжинірингу є мультипараметричними за своєю природою, так само, як і в реальному житті. Бажання отримати задоволення споживача найчастіше стикається з бажанням максимально ефективно використовувати ресурси мережі. Споживач потребує все більш і більш якісного і швидкого з'єднання, в той час як адміністратори мережі воліють мати стабільну і збалансовану мережу. Для знаходження компромісу прагнуть проаналізувати відразу кілька параметрів, що дає більш глибоке і всебічне уявлення про мережу. Тому, багатопараметрична оптимізація (МОП) мереж може дати додаткові конкурентні переваги провайдеру. Багатопараметричне завдання оптимізації розглядається як змішане двійкове завдання програмування. Три суперечливих параметра приймаються до розгляду-мінімальна вартість маршрутизації, оптимальне балансування навантаження, мінімальний поділ трафіку.

З теоретичної точки зору, важливим моментом є зростаюча складність аналізу у великих системах. Оптимізаційні задачі в мережі можуть бути дуже складні (NP-важкими), і, можливо, займають дуже великий час для знаходження оптимального рішення. Також відомо, що для NP-важких задач час рішення значно зростає при збільшенні її розміру. Враховуючи вузькі тимчасові рамки, набагато більш практично розробити специфічний алгоритм, який повинен буде знайти рішення, близьке до оптимального за набагато менший час. Такі алгоритми називаються евристичними, їх розробка дуже популярна серед наукових робіт останніх років.

Основна проблема балансування полягає у тому, щоб вибрати LSP для виконання запитів навантаження з різними класами обслуговування в поточній мережі. Класи обслуговування включають як трафік, що має вимоги до QoS, так і best-effort traffic. Має сенс встановити ці класи обслуговування відповідно до пріоритетів. Наприклад, якщо існує три рівні пріоритету – «високий», «середній» і «низький», то для запитів голосових і відеоданих може бути встановлений пріоритет «високий», для веб-запитів і передачі даних – «середній» і «низький» відповідно. Визначення набору пріоритетів і переваг може змінюватися в різних мережах.

Аналіз літератури. У роботах [1, 2], що розглядають питання оптимізації трафіку, показано, що використання частково-лінійної зростаючої функції вартості дозволяє зменшити максимальний рівень використання каналу. Крім взаємозв'язку даних функцій, в роботах розглядається різниця їх впливу на продуктивність мережі. Питання, пов'язані з перерозподілом навантаження трафіку в разі виходу з ладу ліній зв'язку і продовження роботи мережі в цілому після цього, в повному обсязі не розглянуті. Використання балансування функції може вплинути на вибір LSP, який буде розподіляти навантаження в мережі в вигляді, відмінному від зменшення максимального використання каналу в мережі.

Метою статті є забезпечення більш задовільної роботи TE всередині автономної системи мережі MPLS, яка була розроблена з урахуванням вимог QoS. Розробка імітаційної моделі дозволить перевірити можливість перенастроювання маршрутів у разі виходу з ладу однієї з ліній і, як наслідок, переконфігуруванні мережі, результатом якої стане розрахунок нових маршрутів досягнення пункту призначення трафіку. Мережі MPLS використовують парадигму пересилання міток, що дозволяє прозоро об'єднати маршрутизацію з класифікацією трафіку і призначенням пріоритетів для нього.

Багатопараметричне завдання оптимізації визначено як:

$$\text{Min } f(v) = (f_1(v), \dots, f_Q(v)) \quad (1)$$

за умови, що $v \in X_f$, де $Q \geq 2$ - це число параметрів, $v \in X_f$ позначають вектор прийняття рішення і допустиму безліч відповідно. Образ X_f відповідно до векторозначної функції $f = (f_1, \dots, f_Q)$ позначається як $Z_f = f(X_f)$. $z \in Z_f$ називається параметричним вектором. Вище наведена задача з усіма параметрами в мінімізаційній формі (в рамках загальних положень). Будь-яка параметрична функція в максимізаційній формі може бути представлена як мінімізаційна форма, помножена на -1. С точки зору математичної моделі, мережа являє собою орієнтований граф, де $V = \{1, 2, \dots, N\}$ і $E = \{1, 2, \dots, M\}$ визначають набір маршрутизаторів і з'єднань відповідно. Орієнтоване ребро m має сміність c_m (в од./сек).

Набір всіх запитів навантаження вказаний як T . Запит навантаження t

має вимогу до ширини смуги пропускання dt . Базова модель [3] включає тільки один рівень пріоритету. У разі необхідності, модель може бути розширена для випадку з кількома рівнями пріоритету. Застосування маршрутизації з комплексною ув'язкою параметрів може викликати деякі обмеження на LSP. Продуктивність маршрутизації QoS-трафіку дуже сильно залежить від джиттера, затримок і надійності мережі. Використання меншого числа транзитних ділянок мережі збільшує надійність передачі запитів навантаження, в той час як ймовірність збою віртуального каналу зменшується. Внаслідок цього, запити навантаження QoS-класів можуть мати обмеження за кількістю таких транзитних ділянок на їхньому шляху. Для того, щоб запровадити такі обмеження, вказується альтернативний набір шляхів $P_i = \{p_t^1, \dots, p_t^{L_t}\}$ для кожного запиту трафіку. L_t – кількість шляхів в даному наборі. Запити навантаження нижчих класів обслуговування можуть не мати такого обмеження.

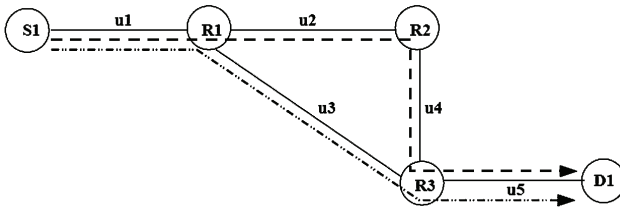


Рисунок 1 – Віртуальні шляхи можуть бути обмежені

На рис. 1 представлений приклад топології для MPLS-мережі з одним вхідним граничним маршрутизатором (S1), одним вихідним граничним маршрутизатором (D1) і трьома маршрутизаторами ядра (R1, R2, R3). Існує два запити завантаження від S1 до D1, один з них для QoS-трафіку і один – для best-effort трафіку. Два різних шляхи можливі між S1 і D1: $p^1 = (S1, R1, R2, R3, D1)$ та $p^2 = (S1, R2, R3, D1)$. Суть вимоги QoS-трафіку полягає у тому, що він може бути призначений тільки тому шляху, який має не більше 4 транзитних ділянок. Тому, допустимий набір шляхів буде таким: $P_{BE} = \{p^1, p^2\}$ – (набір шляхів для трафіку з максимальним зусиллям); $P_{QoS} = \{p^2\}$ – (набір шляхів для трафіку QoS).

Коли запит на обслуговування не має обмеження на кількість транзитних ділянок, йому доступний альтернативний набір шляхів, який містить всі шляхи між точкою входу в мережу і точкою виходу. Однак, коли розмір мережі збільшується, кількість можливих шляхів між двома вузлами мережі зростає експоненціально.

В цьому випадку, кількість доступних шляхів повинна бути обмежена [4]. Підхід до вибору обмеження полягає у тому, щоб розглядати тільки к найкоротших шляхів для запитів на обслуговування, які не мають обмежень по кількості транзитних ділянок. Рішення даної проблеми дає k шляхів без «петель» між будь-якими двома вузлами мережі відповідно до заданої вартіс-

тю шляхів. Такий алгоритм вимагає $O(k|V)$ обчислень, кожне з яких має складність $O(|V|/2)$.

Балансування навантаження необхідне для уникнення високого завантаження окремих ліній, при тому, що інші залишаються менш завантаженими. Завантаження лінії обчислюється як відношення повного навантаження трафіком до її ємності. Для мінімізації завантаження з'єднань в мережі широко використовується параметрична функція балансування навантаження.

Будемо використовувати функцію з лінійно-ломаною характеристикою для кожного з'єднання, що базується на його рівні завантаження. Мета полягає в мінімізації суми вартості з'єднань. Ідея полягає у тому, щоб позначати відправлені пакети у разі, якщо завантаження лінії стає вище.

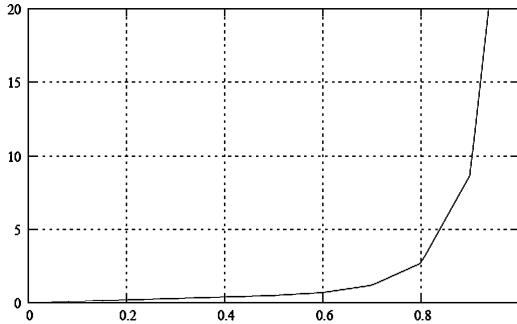


Рисунок 2 – Функція балансування навантаження з лінійно-ломаною характеристикою

У даному випадку, «помічені» пакети не допускаються і відкидаються. Функція [5] має зростаючий і опуклий характер. Її повне визначення значно залежить від мережі та вимог трафіку в ній. Вплив форми функції (конфігурації) на балансування навантаження проілюстровано на рис. 2 (ємність лінії 1 од./сек). Як видно, вартість балансування навантаження залежить від повного навантаження з'єднання m , яке позначена як g_m . Умова (3) означає, що лінія ніколи не буде перезавантажена.

$$g_m = \sum_{t \in T} \sum_{l=1}^{l_t} a_{t,l}^m x_t^l \forall m \in E, \quad (2)$$

$$g_m \leq u_m \forall m \in E. \quad (3)$$

Для з'єднання m з ємністю u_m завантаження дорівнює:

$$\lambda_m = \frac{g_m}{u_m}. \quad (4)$$

Точки розриву функції з'являються при наступних значеннях завантаження каналу: 0,5; 0,6; 0,7; 0,8 і 0,9. Допоміжна змінна ϕ_m вводиться для визначення значення функції для каналу m при заданому значенні верхніх меж.

Наступні обмеження використовуються для визначення значення функції вартості балансування навантаження:

$$\phi_m \geq g_m \forall m \in E; \tag{5}$$

$$\phi_m \geq 2g_m - \frac{1}{2}u_m \forall m \in E; \tag{6}$$

$$\phi_m \geq 5g_m - \frac{23}{30}u_m \forall m \in E; \tag{7}$$

$$\phi_m \geq 15g_m - \frac{93}{10}u_m \forall m \in E; \tag{8}$$

$$\phi_m \geq 60g_m - \frac{453}{10}u_m \forall m \in E; \tag{9}$$

$$\phi_m \geq 300g_m - \frac{2613}{10}u_m \forall m \in E; \tag{10}$$

Другий параметр мінімізує суму значень вартості:

$$\min \sum_{m \in E} \phi_m. \tag{11}$$

Приводом для цього може послужити ситуація, показана на рис. 3. У даній мережі присутні 4,0 маршрутизаторів і 5,0 односпрямованих каналів (e1, ..., e5) і два запити трафіку, один з яких потребує пропускної здатності в розмірі 10 од./с від S1 до D1, і другий, - 10 од./с від S2 до D2. Перший запит навантаження повинен бути обслужений, використовуючи канал 3, оскільки це єдиний шлях до точки призначення. Тому, максимальне значення використання мережі стає рівним 1,0.

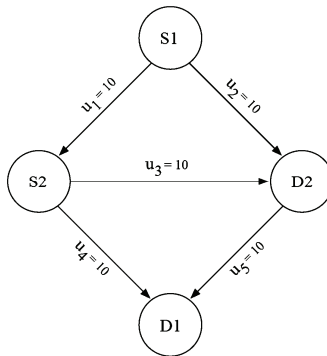


Рисунок 3 – Різниця в продуктивності між мінімальною сумою кусочно-лінійної функції вартості і мінімаксом рівня утилізації каналу в мережі

Мінімізація максимального використання каналу [7,8] як параметр не повинна зачіпати іншу частину мережі, тому передача трафіку другого запиту навантаження може бути здійснена від e1 до e2. Рішення, яке може бути знайдено шляхом мінімізації суми певних вартостей функції, надає більш збалансований розподіл трафіку між шляхами від e1 до e4, от e2 до e5. У ході

рішення ми побачимо, що значення використання каналів будуть рівні 0,5. Таким чином, можна уникнути високого завантаження окремих ліній [6]. Всі значення функції балансування навантаження для різного розподілу трафіків наведені у таблиці. Такий вид проблеми «пляшкового горлечка» може більш часто виникати в мережах, де для передачі трафіку використовуються декілька альтернативних шляхів. Так як розподіл трафіку стає все більш несправедливим, приріст загальної вартості балансування навантаження також підвищується.

Функція балансування навантаження для різних розподілів трафіку

Завантаження по шляху 1	Завантаження по шляху 2	Вартість балансування навантаження
10,0	0,0	774
9,0	1,0	176
8,0	2,0	58
7,0	3,0	30
4,0	6,0	22
5,0	5,0	20

При балансуванні навантаження існує розбіжність у пріоритетах різних трафіків. Більш пріоритетний трафік отримує перевагу на інтерфейсах маршрутизатора. Коли його кількість збільшується, низькопріоритетний трафік може простоювати у чергах. Тому рекомендується розподіляти QoS-трафік по мережі.

Для того, щоб описати кожен запит навантаження, необхідні наступні атрибути: вхідний граничний маршрутизатор; вихідний граничний маршрутизатор; очікуване значення навантаження на ширину смуги пропускання; обмеження, що накладаються на доступні шляхи, пов'язані з QoS вимогами і політиками.

В MPLS мережі балансування навантаження, як правило, налаштовується на вхідному маршрутизаторі. Конфігурації балансування навантаження розподіляють трафік серед LSP в рівній мірі завдяки хеш-алгоритмові, який вибирає наступний вузол призначення і встановлює його в таблицю передресарції для активного маршруту LSP. Кожен раз, коли змінюється next hop в будь-якому напрямку, хеш-алгоритм змінює next hop адресу. Для того, щоб показати ефективність роботи балансування навантаження в MPLS мережі, було проведено її моделювання за допомогою програмного продукту Ornet Modeler. Були створені основні і запасні MPLS тунелі за допомогою параметрів Configure Full Mesh of LSPs between nodes і Create facility protection bypass tunnels відповідно, маршрутизація OSPF була застосована до створеної мережі. Метрики інтерфейсів були задані довільним чином, після чого до всіх маршрутизаторів було застосоване балансування навантаження за допомогою параметра Load Balancing Options. У мережі були задані трафіки Tri-

plePlay. Після цього, в Protocols-MPLS-Display LSP Routes з'явилися маршрути, трафік став розподіляється за доступними каналами зв'язку. За замовчуванням – рівномірно, якщо метрики однакові. А мережа придбала такий вигляд (рис. 4).

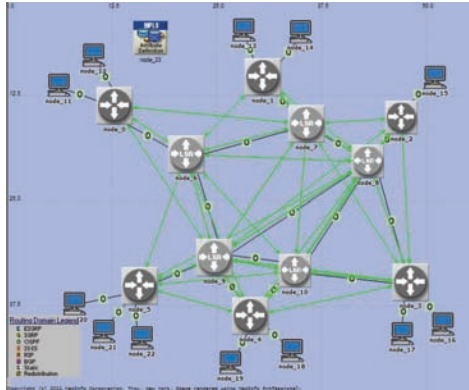


Рисунок 4 – Балансування навантаження

Також можна перенаправити трафік з певними параметрами на певні маршрути: для цього створюємо об'єкт MPLS Attribute Definition і створюємо FEC і Trunk групу, задаємо параметри для трафіків. Навантаження на маршрути змінюється, тому що є можливість примусово перенаправити трафік через інший маршрут.

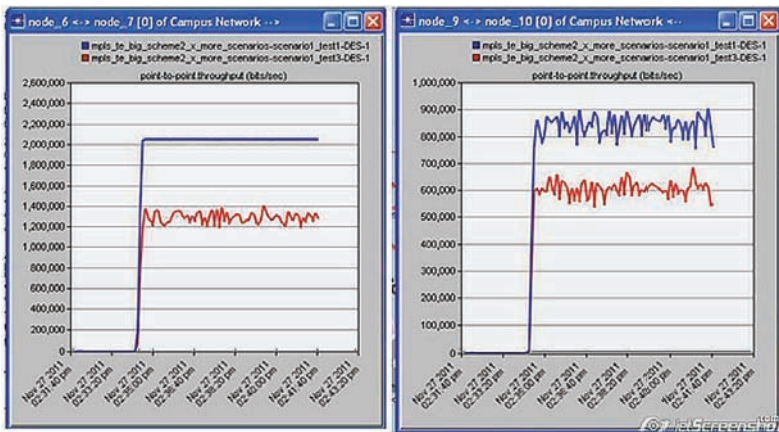


Рисунок 5 – Розподіл трафіку

При пошкодженні каналу зв'язку, трафік буде перенаправлено. Для того, щоб навантаження розподілялася пріоритетно на певний маршрут, достатньо

змінити його вагу. При виході з ладу однієї з ліній, мережа буде переконфігурована і будуть прораховані нові маршрути. Таким чином, мережа має велику гнучкість. При відмові одного з маршрутів, навантаження розподілиться по решті маршрутами.

У роботі імітувалася відмова однієї з ліній – між node_7 і node_8. Видно, що ця лінія є оптимальним маршрутом для проходження трафіку з node 0 до node 2 і node 3 (частково), від node 1 до node 3, node 4, node 2. При відмові даного маршруту, трафік розподілиться на маршрути node 9 – node 8, node 10 – node 8, node 6 – node 9. На рис. 5 представлені графіки розподілу трафіку: червоним – працююча мережа, синім – мережа з несправним каналом.

Графіки рис. 6 показують роботу системи перерозподілу трафіку. Після відмови одного з каналів використовуються інші для передачі інформації, реалізуючи при цьому балансування. Лівий малюнок показує роботу після застосування перерозподілу трафіку, а правий – до її використання.

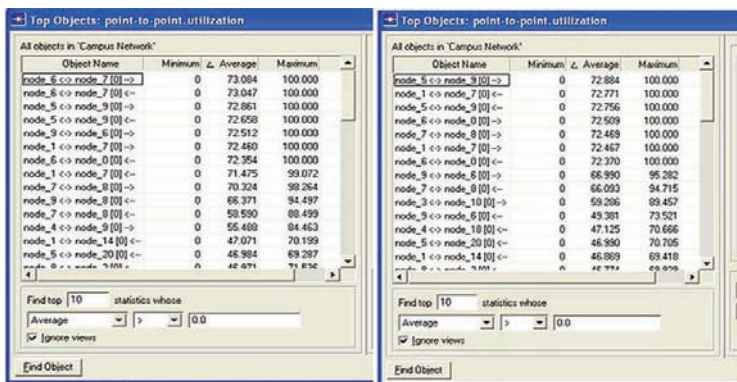


Рисунок 6 – Система перерозподілу трафіку

Висновок. Отримані у результаті виконання імітаційного моделювання результати підтверджують наступне: в мережах MPLS є можливість технічної реалізації методів балансування навантаження, які необхідні для перерозподілу трафіку на інші лінії зв'язку у разі обриву одного або декількох каналів зв'язку. Підсумком перенаправлення маршруту стане досягнення пакетом мережі призначення, тобто в результаті виходу з ладу обладнання або каналу зв'язку, пакет благополучно буде доставлений згідно з вимогами без помітної для кінцевого споживача затримки.

Список літератури: 1. *M.G.C.Resende, C.C.Ribeiro* A GRASP with path-relinking for private virtual circuit routing // *Networks*. – 41:104-114. – 2003. 2. *B. Fortz, M. Thorup* Internet traffic engineering by optimizing OSPF weights // In *Proceedings IEEE INFOCOM 2000* (2). – PP. 519-528. – Tel-Aviv, Israel, 2000. 3. *E. Gelenbe, R. Lent, Z. Xu* Design and performance of cognitive packet networks // *Performance Evaluation*. – 46:155-176. – 2001. 4. *S. Blake, D. Black, M. Carlson, E. Davies, Z. Wang, W. Weiss* An architecture for Differentiated Service // *RFC 2475*. – 1998. 5. *J. Wroclawski* The use of

RSVP with IETF Integrated Services // RFC 2210. – 1997. **6.** *D. O. Awduche, A. Chiu, A. Elwalid, I. Widjaja, X. Xiao* Overview and principles of internet traffic engineering // RFC 3272. – May 2002. **7.** *Шаринов Ю.К.* Отечественные телекоммуникационные системы : учеб. пособие. – М.: Логос, 2005. **8.** *Зайцев Д. А., Шинкарук Т. Н.* Моделирование телекоммуникационных сетей в системе NS.

Надійшла до редколегії 16.03.2012.