

АЛГОРИТМ ОПТИМІЗАЦІЇ МЕРЕЖ З БАГАТОПРОТОКОЛЬНОЮ КОМУТАЦІЄЮ ПО МІТКАХ

При проектуванні мережі передачі даних важливим є завдання оптимізації вибору алгоритму маршрутизації, що забезпечує необхідну продуктивність мережі і її адаптацію до змін трафіка.

Досліджено алгоритм оптимізації мережі з багатопроTOCOLНОЮ комутацією по мітках (MultiProtocol Label Switching, MPLS), що забезпечує підвищення продуктивності за рахунок більш ефективного розподілу ресурсів пропускнуої спроможності магістральних каналів зв'язку між набором заданих шляхів з комутацією по мітках (Label Switched Path, LSP), перерозподілу навантаження між LSP в умовах зміни трафіку в мережі.

Ключові слова: мережа MPLS, LSP, модель MPLS.

ALEXANDER MYASISCHEV, ALEXANDER HOLDYS
Khmelnitsky National University

ALGORITHM OPTIMIZATION OF NETWORKS WITH MULTIPROTOCOL LABEL SWITCHING

When designing a data network is an important task of optimizing the choice of routing algorithm that provides the required network performance and its adaptation to changes in traffic.

The algorithms optimize network with multi switched on labels (MultiProtocol Label Switching, MPLS), which provides increased productivity through more efficient allocation of resources capacity of main channels of communication between a set of specified routes switched on labels (Label Switched Path, LSP), load redistribution between LSP in a changing network traffic

Keywords: network MPLS, LSP, model MPLS.

Вступ. Швидкий ріст трафіка й впровадження нових сервісних послуг ставить перед провайдером завдання, швидко реагувати на зміни й адаптуватися до ситуації, що змінюється. І хоча, на перший погляд, IP-мережі мають у своєму розпорядженні необхідні механізми для підтримки мережі в робочому стані, такі як зміна швидкості передачі даних до доступної смуги пропускання, реагування маршрутизаторів на зміну мережевої топології з подальшим відновленням маршрутів, вибір найкоротших маршрутів і т.д. всі вони не гарантують раціонального використання мережних ресурсів.[1]

Завдання маршрутної оптимізації за умови, що береться більш-менш реальна мережа й оптимізація здійснюється з врахуванням декількох обмежень, відноситься до класу складних завдань. Їхнє рішення вимагає великого обсягу обчислювальних ресурсів і часу на реалізацію.

Питанням оптимального розподілу трафіка присвячено безліч робіт і завдання найчастіше формулюється в такий спосіб - потрібно знайти найкоротший шлях, що забезпечує мінімальну вартість при наявності певних обмежень. Рішенню такого роду завдань присвячені роботи вчених Вишневецького В.М., Бочарова П.П., Зайченка Ю.П., Гонти Ю.В., Хемди А.Таха, М.С.Гарей, Д.С.Джонсон, Г.Корньюєжолс, М.Л.Фішер, В.Форц. і ін.[2]. Оскільки вибір шляхів повинен здійснюватися в процесі роботи мережі, час обчислення оптимальних шляхів є основним чинником[3].

Постановка задачі. З існуючих методів рішення завдання оптимізації розглянутий метод мінімального розрізу й метод лінійного програмування.

Одним із способів рішення завдання оптимізації є використання лінійного програмування, однак складність обчислень при лінійному програмуванні швидко зростає зі збільшенням числа вузлів у мережі.[4]

Евристичний алгоритм, дозволяє робити швидко зміну дизайну LSP, що досить важливо в швидкозмінному характері трафіка мережі. Алгоритм відрізняється від відомих методів розподілу потоків тим, що він розглядає не окремо взяті вимоги по розподілу трафіка, а усі одночасно які вказані в «трафік-матриці». [5]. На кожному ітераційному кроці алгоритму багатопроductивний потік з інтенсивністю $\lambda \times \sum_{i,j} t_{ij}$ (λ - підвищувальний коефіцієнт, t_{ij} – трафік) розподіляється між всіма вихідними і вхідними точками.

Крок 1. Топологія мережі на кожному ітераційному кроці складається з ребер $e_k \in E$, пропускання здатність (bw) кожного з яких відмінна від нуля: $bw(e_k) > 0$ і коефіцієнт використання ребра $\rho(e_k) < 1$.

Крок 2. Для кожної вимоги на розподіл потоку в «трафік-матриці» перебуває найкоротший шлях від джерела v_i до споживача v_j з врахуванням ваг ребер $w(e_k)$.

При відсутності шляху від v_i до v_j , алгоритм продовжує свою роботу з кроку 3.

У іншому випадку для кожного ребра e_k визначається сумарний потік від кожної пари вихід-вхід. При цьому максимальний розподіл потоків через певні шляхи визначається з рівняння

$\frac{1}{\lambda^+} = \max \left\{ \frac{t(e_k)}{bw(e_k)(1 - \rho(e_k))} \right\}$, де $\rho(e_k)$ - коефіцієнт використання ребра, $t(e_k)$ - трафік на кожному ребрі. Потім новий потік розподіляється по обраних самих коротких шляхах й оновлюється значення результуючого навантаження на кожне ребро з урахуванням коефіцієнта масштабу λ^+ . В результаті, для ребер досягається значення $\rho(e_k) = 1$. Такі ребра не володіють вільною пропускною здатністю $bw(e_k) = 0$, вони виключаються з графа і не використовуються на наступних кроках виконання алгоритму.

Крок 3. При відсутності шляху для деякої вимоги на розподіл потоку t_{ij} від вихідної точки v_i до вхідної v_j , то буде існувати $S = (V_Q, V_Z)$, що містить в собі всі ребра без вільної пропускної здатності. Для визначення, рівня використання пропускної здатності найменшого розрізу, визначають пропускну здатність розрізу $bw_S = \sum_{e \in E(V_Q, V_Z)} bw(e)$ і виконується порівняння її із сумою всіх інтенсивностей потоків $f_S = \sum_{k \in V_Q, n \in V_Z} \lambda \times t_{kn}$, які повинні перетинати розріз згідно трафік-матриці. При виконанні рівності $f_S = bw_S$ мінімальний розріз вважається знайденим, і припиняється робота алгоритму.

Крок 4. У випадку, якщо $f_S < bw_S$, пропускну здатність розрізу, можливо буде використана:

- для вимог на розподіл потоків t_{kn} , вихідної точки v_k (або стоки v_n) яких не належать безлічі вершин виходів V_Q (або безлічі вершин споживачів V_Z).
- для потоків, що на своєму шляху від вихідної точки в безлічі V_Q до вхідної точки в безлічі V_Z багато разів перетинають розріз.

Зрівняємо алгоритми пошуку оптимального шляху. Існує кілька параметрів, по яких можна проводити порівняння алгоритмів оптимізації мереж MPLS. У цьому випадку порівнюватись будуть проводяться по складності алгоритмів, по отриманій вазі дизайну LSP і по інтегральному параметрі, що робить комплексну оцінку алгоритмів (час - якість).

На Рис.1 представлена залежність складності для лінійного програмування й евристичного алгоритму від розміру мережі. Функція складності лінійного програмування має більше високу швидкість росту, чим функція складності евристичного алгоритму.

Як видно з даного графіка, евристичний алгоритм є більше кращим з погляду складності, тому що для визначення оптимального дизайну LSP він виконує менше операцій в $8n$ раз.

Далі зрівняються ваги отриманого дизайну LSP. Для цього вибираються деякі графи з розмірністю n від 3 до 10. І застосовується до них метод лінійного програмування й евристичний алгоритм. Далі зрівнюються ваги дизайнів LSP, отримані двома методами (Рис.2).

Для проведення комплексної оцінки алгоритмів вводиться інтегральний параметр U . Приймається, що він прямо пропорційний складності алгоритму

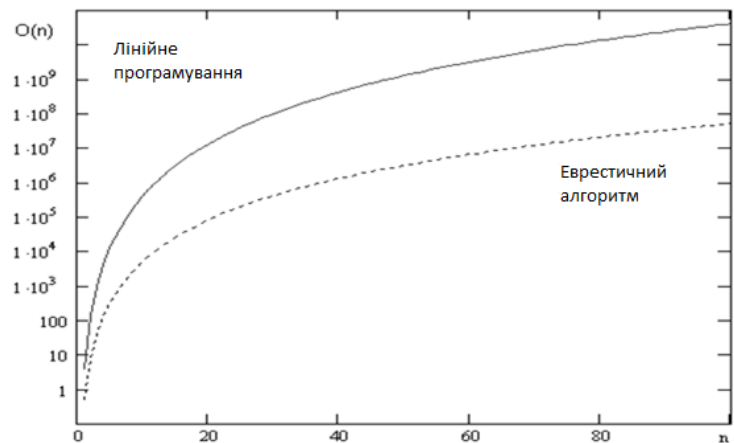


Рис. 1. Порівняння складності алгоритмів

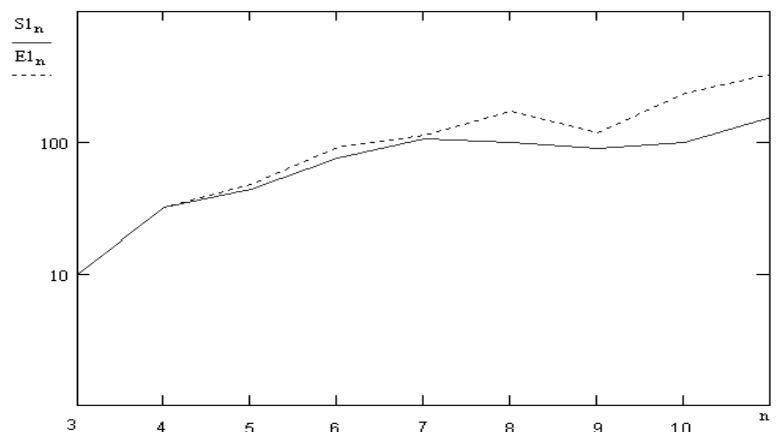


Рис. 2. Порівняння ваги дизайну LSP, отриманого евристичним алгоритмом (E1) і методом лінійного програмування (S1)

й одержуваному цим алгоритмом ваги дизайну LSP. У цьому випадку використовується значення ваги дизайну LSP, отриманих у попередньому кроці. $U_E = O\left(\frac{n^4}{2}\right) \times E1$ і $U_S = O(4n^5) \times S1$ відповідно для евристичного алгоритму й методу лінійного програмування (Рис.3).

Для кожного алгоритму оптимізації необхідно одержати оптимальний дизайн LSP (дизайн із найменшою вагою) при мінімальних витратах операцій на його обчислення. Відповідно, кращим є такий метод, функція комплексної оцінки якого має менший ріст.

Як видно з Рис.3 кращим є евристичний алгоритм, тому що він при значно менших витратах надає прийнятне рішення поставленої вище завдання.

Висновки

Результати дослідження показали, що при використанні лінійного програмування час обчислення ресурсів вище, на відміну від евристичного методу. Тому що в лінійному програмуванні на кожному ітераційному кроці розглядається кожна вимога на розподіл потоку, а в евристичному число обчислень знижується за рахунок того, що на кожному ітераційному кроці алгоритм розподіляється потік з інтенсивністю помноженої на суму вимог.

Методика може бути використана при розгортанні або стартово-налагоджувальних випробуваннях нового сегмента, що дозволяє з'ясувати всі потенційні «вузькі місця». При експлуатації, у випадку впровадження нових послуг, зміни плану маршрутизації й т.д. будь-які зміни в структурі трафіка можуть привести до негативних наслідків на мережі. Використовуючи різні класи обслуговування й вимірюючи коефіцієнти відмовостійкості зв'язку, можна подивитися реакцію мережі на зміну структури трафіка, або збільшення обсягу переданої інформації в мережі.

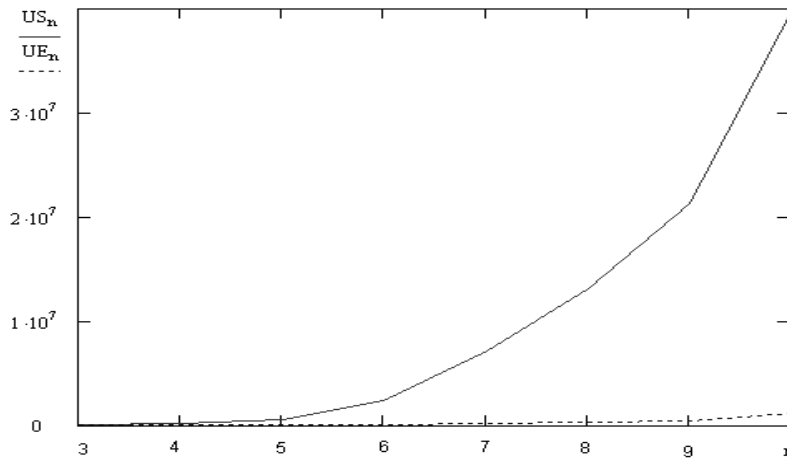


Рис. 3. Комплексна оцінка

Література

1. Будылдина Н.В., Трибунский Д.С., Шувалов В.П. Оптимизация сетей с многопротокольной коммутацией по меткам. – М.: Горячая линия –Телеком, 2010.
2. Будылдина Н.В. Технология MPLS. (Multi –Protocol Label Switching) // Теория, Техника и экономика сетей связи. Сборник научно –технических и методических трудов. Выпуск 1. – Екатеринбург: УрТИСИ, 2003. С.148 –152.
3. Вишневецкий В.М. Теоретические основы проектирования компьютерных сетей / В.М. Вишневецкий. – М. Техносфера, 2003.
4. Величко В.В.. Телекоммуникационные системы и сети / В.В. Величко, Е.А. Субботин, В.П. Шувалов и др.. Учебное пособие. Мультисервисные сети. Том 3. гл.4. Многопротокольная коммутация по меткам. Москва, горячая линия-Телеком, 2005г. – С.100-124.
5. Фомін М.М., Могилевич Д.І. Алгоритм вибору маршруту мережі технології MPLS // Збірник наукових праць ВІТІ НТУУ „КПІ” № 2 – 2013. – С. 79-88.

References

1. Budyldina NV, Tribunskaya DS, VP Shuvalov Optimization of networks with Multiprotocol Label Switching. - M.: Hotline - Telekom 2010.
2. Budyldina NV Technology MPLS. (Multi -Protocol Label Switching) // Theory, technology and economics of communication networks. Collection of Scientific -Technical and methodical works. Issue 1 - Yekaterinburg: UrTISI, 2003. p.148 -152.
3. V.M.Vishnevsky theoretical basis of design of computer networks. M. Technosphere, 2003.
4. V.V.Velichko, E.A.Subbotin, V.P.Shuvalov et al. Telecommunication systems and networks. Textbook. Multiservice networks. Volume 3. gl.4.Mnogoprotokolnaya Label Switching. Moscow, Hotline Telecom, 2005g.- s.100-124.
5. M. Fomin, Mogilevich DI Route Selection Algorithm for Network Technologies MPLS // Scientific Papers orator of "KPI" № 2 - 2013 s. 79-88.

Рецензія/Peer review : 25.11.2014 p.

Надрукована/Printed :1.1.2015 p.