

А.Г. Ложковський, Є.Б. Куліш, В.Ю. Гордієнко
Одеська національна академія зв'язку ім. О.С. Попова,
Національна комісія, що здійснює державне регулювання у сфері зв'язку та інформатизації

АЛГОРИТМИ МАРШРУТИЗАЦІЇ ТА ЯКІСТЬ ОБСЛУГОВУВАННЯ ПОВІДОМЛЕНЬ МУЛЬТИСЕРВІСНОЇ МЕРЕЖІ ЗВ'ЯЗКУ

© Ложковський А.Г., Куліш Є.Б., Гордієнко В.Ю., 2013

A.G. Loshkovskii, E.B. Kulish, V.Yu. Gordienko
Odessa national academy of telecommunications named after O.S. Popov,
National commission for the state regulations of communications and informatization

ALGORITHMS FOR ROUTING AND QUALITY OF SERVICE MESSAGES MULTI-SERVICE NETWORK CONNECTION

© Loshkovskii A.G., Kulish E.B., Gordienko V.Yu., 2013

This paper considers the options for combining routing algorithms in a single method for multiservice communication networks. For a comparative analysis of the quality of service communications multiservice communication network for various routing algorithms used the following input data: the dependence of the average number of packets from the input load of packages, the dependence of the average number of packets from the load generated by switched virtual circuits, the distribution function of packet service time in switching center, the average time and the distribution of packet delivery time given structure, the probability of loss applications for switching channels in a given network structure, bandwidth efficiency of edges, the number of computational operations to perform a rebuild operation, the total number of calculations required for the network operation of the algorithm routing over the period of observation. The first group of these results concerning the estimates of the number of packages in the middle of switching enabled the initial redistribution capacity of edges in the design of multiservice networks. The growth of the number of packets in the system depending on the crossing burden created by applications for switching virtual circuits or packet, in addition, defines the limit load value for a given quality of service. In this sense, the obvious advantages of systems with movable boundary between the regions of a frame allocated to applications for circuit switching and packet switching, as well as the use of digital speech interpolation. The second group of results can find applications of dynamic adaptive routing in comparison with the optimal streaming routing. Number of computational operations identified by analyzing all stages of computing routing algorithm and characterized using spent on the process of iteration time. For comparison, the order of evaluation examined the number of calculations for adaptive dynamic routing in the formation of routing matrix method for the relief packages and Probabilistic gaming applications for switching virtual circuits. Cited simulation results, the number and computation time for performing the process of forming a single optimal route routing several orders of magnitude greater than the formation routes for adaptive dynamic routing. This has been the case for selective formation of block matrices for applications for switching virtual circuits and applications for the packet, and the formation of block matrices with given redistribute bandwidth links between different types of traffic at the expense of moving the border between the regions of the frame. The numerical value of transaction routing methods and compared their performance time indicates that the optimal streaming algorithm that monitors bandwidth usage ribs and entire network as a whole rational use for long time periods between adjustments to the operation of his background adaptive dynamic routing. The time value adjustment and quality of service required characteristics should be taken into account in a comprehensive route selection criteria.

Key words: algorithms, routing, quality of service.

Розглянуто можливі варіанти комплексування алгоритмів маршрутизації в межах єдиного методу для мультисервісної мережі зв'язку та здійснений порівняльний аналіз якості обслуговування повідомлень для різних алгоритмів маршрутизації.

Ключові слова: алгоритм, маршрутизація, якість обслуговування.

Вступ

У мультисервісних мережах зв'язку (ММЗ) найважливім завданням є забезпечення заданої якості обслуговування (*QoS*) для всіх видів трафіка, створюваного користувачами при доступу до служб передавання голосу (телефонні повідомлення), даних, відео, зображення та великої кількості інших. Використовувані в ММЗ технології (наприклад, ATM, MPLS), мають механізми забезпечення гарантованого *QoS*, дозволяють в базовому для пакетної ММЗ протоколі IP використовувати механізми утворення віртуальних каналів. При цьому процес їх надання для потоків трафіка аналогічний до процесу заняття маршруту в мережі з комутацією каналів. Це означає, що методи теорії телетрафіка, розроблені значною мірою для мереж з комутацією каналів, можливо використовувати в моделях сучасних ММЗ [1].

На характеристики *QoS* значно впливають способи розподілу мультисервісного трафіка. Використовуваний алгоритм маршрутизації повинен визначатися таким критерієм вибору маршруту, який забезпечить заданий *QoS*. Складовим узагальненого вартісного критерію якості є: вартісний показник виразу середнього часу доставки повідомлення даних, ймовірність втрат для телефонних повідомлень, коефіцієнт використання пропускної здатності, кількість розрахункових операцій у центрах комутації, якості передавання мови.

Можливими варіантами комплексування алгоритмів маршрутизації в межах єдиного методу для ММЗ є такі:

- використання методу рельєфів для даних і ймовірно-ігрового методу для телефонних повідомлень при перерозподілі пропускної здатності мережі на основі рухливої границі між областями кадру;
- використання методу рельєфів для даних та проекційного градієнтного методу для телефонних повідомлень;
- використання проекційного градієнтного методу для телефонних повідомлень і для даних, що мають тенденцію до створення постійних потоків з великим навантаженням, і методу рельєфів для всіх інших повідомлень даних.

Перший із наведених варіантів є найпростішим і тому ширше використовується у мультисервісних мережах насамперед через природний перебіг процесу розвитку мультисервісних мереж.

Якість обслуговування повідомлень із застосуванням різних алгоритмів маршрутизації

Певною мірою апробованими результатами є такі вихідні дані [2]:

- залежність середньої кількості пакетів у напрямку ММЗ від вхідного навантаження пакетів;
- залежність середньої кількості пакетів у напрямку ММЗ від навантаження, що створюється на комутацію віртуальних каналів (наприклад, телефонними заявками);
- функція розподілу часу обслуговування пакетів у напрямку центра комутації ММЗ.

Для порівняльного аналізу, крім того, необхідні [3]:

- середній час і функції розподілу часу доставки пакетів для ММЗ заданої структури;
- ймовірність втрат заявок на комутацію каналів у мережі заданої структури;
- ефективність використання пропускної здатності ліній;
- кількість обчислювальних операцій для виконання однієї операції перебудування;
- загальна кількість обчислень у мережі необхідних для забезпечення функціонування алгоритму маршрутизації за період спостереження.

Перша група перерахованих результатів, що стосується оцінки кількості пакетів у центрі комутації дає можливість первісного перерозподілу пропускної здатності лінії під час проектування ММЗ. Збільшення кількості пакетів у системі залежно від навантаження, що створюється заявками на комутацію віртуальних каналів або комутацію пакетів, крім того, визначає граничні співвідношення навантаження для заданої якості обслуговування. У цьому сенсі очевидні переваги систем з рухливою границею між областями кадру, що виділяються для заявок на комутацію каналів і на комутацію пакетів, які використовують можливості цифрової інтерполяції мови. Останнє особливо помітно в області великих навантажень при коефіцієнті використання пропускної здатності $r \rightarrow 1$ [4].

Друга група результатів дає змогу знайти сфери застосування динамічно-адаптивної маршрутизації порівняно з оптимальною потоковою маршрутизацією.

Кількість обчислювальних операцій можливо визначити на основі аналізу всіх обчислювальних етапів алгоритму маршрутизації, а також охарактеризувати за допомогою витраченого на процес ітерації часу.

Спочатку розглянемо математичні основи оптимальної маршрутизації. Фактично задача оптимальної потокової маршрутизації зводиться до мінімізації інтенсивності потоку

$$D(x) = \sum_{i,j} D_{ij}(A_{ij}), \quad (1)$$

при обмеженнях $\sum_{p \in P_w} x_p = r_w, x_p \geq 0$ для всіх $p \in P_w, w \in W$, де навантаження кожного сумарного

потоку на лінії A_{ij} виражається через вектор шляхових потоків, що проходять по лінії (i, j) , x_p – вибірка, r_w – число ступенів свободи цільової функції. Після k ітерацій має місце вектор припустимих шляхових навантажень $x^k = \{x_p^k\}, \{A_{ij}\}$ та являє собою відповідну безліч сумарних потоків на лініях. Обраний метод Нелдера-Міда забезпечує знаходження оптимального рішення шляхом визначення досягнутих точок функції. На практиці використовується інтервальна оцінка математичного очікування m_x гіпотетичної функції розподілу $F(x)$ за допомогою \bar{x} , яка має вигляд

$$P(|x - m_x| < e) = b, \quad (2)$$

Рівність (2) має місце при $e = e_0$, де число e_0 характеризує точність, а b – надійність оцінки.

Процедура, у результаті якої вдається одержати або припустиму, або майже припустиму точку, виглядає так.

1. Нехай $\hat{x}^{(0)} = \bar{x}_i^{(k)}$ є неприпустима точка в E^n , $F^{(k)}$ – значення критерію допустимості, знайдене за допомогою розподілу Стюдента, використання якого дозволило отримати довірчий інтервал для m_x у вигляді

$$\left(\bar{x} - \frac{rS}{\sqrt{n-1}}, \bar{x} + \frac{rS}{\sqrt{n-1}} \right), \quad (3)$$

на k -му етапі процедури оптимізаційного пошуку, де $r = t_{q,1} = f(l, q)$; q – відсоток обмеження в залежності від числа l ступенів свободи. Нехай $t = 0,05 \cdot F^{(k)}$ є параметр розміру вихідного багатогранника, асоційованого з мінімізацією $T(\bar{x})$ – позитивно визначеного функціоналу над множиною всіх функцій, який показує ступінь обмеження задачі, починаючи із точки $\hat{x}^{(0)}$.

За допомогою процедури, визначають $(n+1)$ вершин $\hat{x}_i^{(0)}$ ($i=1, \dots, n+1$), необхідних для виконання початкового кроку у зв'язку з мінімізацією $T(\bar{x})$. За допомогою співвідношення

$$T(\bar{x}) = \left[\sum_{i=1}^m h_i(\bar{x}) + \sum_{i=m+1}^p U_i g_i^2(\bar{x}) \right], \quad (4)$$

обчислюється значення $T(\bar{x})$ в кожній з $(n+1)$ вершин, тобто перебуває $T(\hat{x}_i^{(0)})$ при $(i=1, \dots, n+1)$.

2. При $a=1, b=0,5, g=2$ за допомогою процедури Нелдера-Міда мінімізується $T(\bar{x})$. Наприкінці кожного S -го етапу найменше зі значень $T(\hat{x}_i^{(0)})$ ($i=1, \dots, n+1$), тобто $T(\hat{x}_i^{(s)})$, порівнюється з $F^{(k)}$.

3. Якщо $T(\hat{x}_i^{(s)}) \geq F^{(k)}$, знайдена точка є припустимою, або майже припустимою. Якщо $T(\hat{x}_i^{(s)}) > 0$, неприпустима точка $\hat{x}_i^{(k)}$ замінюється на точку $\hat{x}_i^{(s)}$, при цьому точка $\hat{x}_i^{(k)} = \hat{x}_i^{(s)}$

виявиться або припустимою, або майже припустимою й мінімізація $T(\bar{x})$ закінчується. Якщо ж $T(\hat{x}_l^{(s)}) = 0$ і $m=0$, переходять до кроку 7, опис якого наведено нижче.

4. Якщо $T(\hat{x}_l^{(s)}) \geq F^{(k)}$, обчислюється величина

$$A^{(s)} = \frac{1}{n+1} \left\{ \sum_{i=1}^{n+1} \left[T(\hat{x}_i^{(s)}) - T(\hat{x}_{n+2}^{(s)}) \right]^2 \right\}^{\frac{1}{2}}, \quad (5)$$

де $T(\hat{x}_{n+2}^{(s)})$ – значення $T(\bar{x})$ в центрі тяжіння багатогранника на s -му етапі мінімізації $T(\bar{x})$.

5. Якщо $A^{(s)} > 10^{-7}$, повертаємося до кроку 2 і триває мінімізація $T(\bar{x})$ на $(s+1)$ -м у етапі.

6. Якщо $A^{(s)} \leq 10^{-7}$, деформований багатогранник близький до виродження в точку, тоді як допустиму (або майже допустиму) точку так і не вдалося знайти. При $A^{(s)} \leq 10^{-7}$ та за наявності великої кількості нелінійних обмежень (як у вигляді рівностей, так і у вигляді нерівностей), $T(\bar{x})$ виявляється доволі складною функцією в неприпустимій області E^n . Нехай $\hat{x}_l^{(s)}$ є вершина, що відповідає найменшому значенню $T(\bar{x})$, знайденому за допомогою процедури Нелдера-Міда. Замість того, щоб припинити пошук в точці $\hat{x}_l^{(s)}$, втративши можливість визначення припустимої або майже припустимої точки, алгоритм продовжує роботу, реалізуючи пошук впродовж кожного з напрямків, паралельних схем координат, і здійснює пошук мінімуму $T(\bar{x})$ за наступною схемою.

Зафіксовані \hat{x}_j^* ($j=1, \dots, n$) – точки, що відповідають найменшим серед всіх значень $T(\bar{x})$, знайденим на траєкторіях, паралельних схем координат. Починаючи з $\hat{x}_l^{(s)}$, визначається \hat{x}_1^* , що відповідає мінімальному значенню $T(\bar{x})$ при переміщенні в напрямку, паралельному до координатної осі x_1 ; потім, починаючи з \hat{x}_1^* визначається \hat{x}_2^* і т.д. Цей процес триває доти, поки не будуть визначені \hat{x}_j^* для всіх n значень індексу j . Використовувана при цьому методика полягає у визначенні такого інтервалу I_0 , що містив би точку з мінімальним значенням $T(\bar{x})$ в обраному напрямку. Після цього здійснюється одномірний пошук методом золотого перетину. Цей пошук триває доти, поки довжина інтервалу, що містить точку \hat{x}_j^* , не зменшиться до $0,01 \cdot F^{(k)}$. Мета такого одномірного пошуку полягає в тому, щоб знайти нову точку, що не збігається з $\hat{x}_l^{(s)}$ і повторити обчислювальні операції, починаючи з кроку 1, при більших розмірах вихідного багатогранника.

Наприкінці кожного одномірного пошуку в напрямках, паралельних до схем координат, виконується перевірка з метою з'ясування, чи виконується для нового значення $T(\bar{x}_j^*)$ умова $T(\bar{x}_j^*) \leq F^{(k)}$.

Якщо ця умова виконується, $\bar{x}_l^{(k)}$ замінюють на \hat{x}_j^* та процедура мінімізації $T(\bar{x})$ закінчується. Якщо після проведення пошуку в кожному з координатних напрямків припустиму або майже припустиму точку визначити все-таки не вдалося, алгоритм реалізує перехід до кроку 1 і всі операції знову повторюються за схемою, передбаченою методом Нелдера-Міда.

Водночас початковою знову вибирається точка \hat{x}_n^* , тобто точка, у якій $T(\bar{x})$ приймає мінімальне значення в ході переміщення в напрямку, паралельному n -й осі координат. Якщо в результаті трикратного виконання всієї процедури від кроку 1 до кроку 6 припустиму або майже припустиму точку знайти не вдається, мінімізаційний пошук припиняється та кваліфікується як безрезультатний.

7. Якщо $T(\bar{x}_1^{(s)}) = T(x_i^{(k)}) = 0$, то, перш ніж повернутися до процедури мінімізації $f(\bar{x})$, здійснюється інтерполяція. У результаті інтерполяції домагаються того, щоб точка $x_i^{(k)} = \hat{x}_i^{(s)}$ не була занадто віддалена від границь, що задають тими обмеженнями, які були порушені безпосередньо перед тим, як була знайдена точка $\hat{x}_i^{(s)}$.

За результатами імітаційного моделювання на базі моделі [5] загальна кількість розрахункових операцій при визначенні оптимального рішення для мереж різної конфігурації наведена в таблиці.

Обсяг і час обчислень

| Кількість вузлів у мережі | Кількість операцій | Час обчислень, с. |
|-------------------------------------|--------------------|-------------------|
| При визначенні оптимального рішення | | |
| 2 | 71 | 1,03 |
| 3 | 117 | 2,56 |
| 4 | 258 | 3,79 |
| 5 | 483 | 5,97 |
| 6 | 791 | 11,04 |
| При переформуванні рельєфів | | |
| 2 | 12 | 0,0265 |
| 3 | 27 | 0,0408 |
| 4 | 31 | 0,0576 |
| 5 | 47 | 0,0866 |
| 6 | 82 | 0,1457 |

Для порівняння варто розглянути порядок оцінки кількості обчислень для динамічно-адаптивної маршрутизації при формуванні маршрутних матриць методом рельєфу для пакетів і ймовірно-ігровим методом для заявок на комутацію віртуальних каналів.

Застосування методу рельєфів, що використовує алгоритм Флойда-Уоршела, дає змогу припустити, що на кожному вузлі складається вихідна таблиця рельєфів R_i . Кількість стовпців таблиці визначається кількістю кінцевих вузлів у шляхах передавання інформації, тобто кількості можливих адрес повідомлень. У загальному випадку кількість стовпців кожної таблиці рельєфів дорівнює кількості вузлів мережі. Кількість рядків таблиці рельєфів дорівнює кількості ребер, що виходять із вузла, для якого ця таблиця складена. Стовпцям привласнюються номери вузлів, а рядкам – номери кінцевих вузлів ребер, що відповідають цим рядкам. У вихідній таблиці рельєфів на довільному вузлі i всі елементи, крім елементів i -го стовпця, передбачаються такими, що дорівнюють будь-якому значенню, яке перевищує максимально припустиму довжину шляху. Елементи i -го стовпця дорівнюють нулю та під час перетворення таблиці не змінюються.

Для кожної таблиці рельєфів складається мінімальний рядок, у який заносяться значення мінімальних елементів кожного стовпця. Мініальному рядку привласнюється номер вузла, на якому цей рядок формується. Потім рядки вихідних таблиць рельєфів замінюються відповідними їм за номером мінімальними рядками, кожний елемент яких попередньо збільшений на довжину ланки, що зв'язує розглянуті сусідні вузли, у результаті чого утворюються таблиці рельєфів R_i .

Після того як зазначеним способом будуть замінені рядки у всіх таблицях, знову формуються мінімальні рядки і знову здійснюється заміна рядків і формуються таблиці R_i^n .

Процес формування таблиць завершується, коли жодний мінімальний рядок, отриманий на черговому кроці, не відрізнятиметься від відповідного мінімального рядка, отриманого на попередньому кроці.

Цей же процес відбувається й при корекції таблиць у разі змін структури мережі. При обумовленому збільшенні довжини в напрямку, в таблицях рельєфів вузлів, пов'язаних із цим

напрямок, формуються мінімальні рядки. Якщо нові мінімальні рядки відрізняються від рядків, отриманих раніше, то починається процес переформування таблиць із заміною рядків таблиць на мінімальні рядки, як описувалося вище.

Аналогічний алгоритм формування елементів матриць справедливий і для ймовірнісно-ігрового методу для заявок на комутацію каналів, з тією лише різницею, що значення цих елементів обчислюються за іншими формулами.

Отже, загальний обсяг і час обчислень під час переформування рельєфів для мережі заданої структури також наведені у таблиці.

З наведених результатів моделювання, кількість і час обчислень для виконання одиничного процесу формування маршрутів оптимальної маршрутизації на кілька порядків перевищує час формування маршрутів для динамічно-адаптивної маршрутизації. Це має місце як для випадку роздільного формування маршрутних матриць для заявок на комутацію віртуальних каналів і заявок на комутацію пакетів, так і під час формування маршрутних матриць із урахуванням перерозподілу пропускної здатності ланок між різними типами трафіка за рахунок рухливої границі між областями кадру.

Зазначене справедливе для подібних умов функціонування мережі, зокрема при близьких значеннях використання пропускних здатностей ребер.

Висновки

Порівняння обраних методів маршрутизації між собою за чисельним значенням однієї із ймовірнісно-часових характеристик при інших фіксованих було б некоректним через різні значення відповідних їм критеріїв якості обслуговування. Порівняння чисельних величин кількості операцій маршрутизації для досліджуваних методів і тривалості їхнього виконання вказує на те, що оптимальним є потоковий алгоритм, який контролює використання пропускної здатності ліній і всієї мережі загалом; його раціонально використовувати для тривалих часових періодів між коригуваннями з одночасним функціонуванням динамічно-адаптивної маршрутизації. Значення часу коригування й необхідних характеристик якості обслуговування доцільно врахувати в комплексному критерії вибору маршруту.

1. Телекоммуникационные системы и сети: Учебное пособие. Том 3 – Мультисервисные сети / В.В. Величко, Е.А. Субботин, В.П. Шувалов, А.Ф. Ярославцев: под ред. В.П. Шувалова. – М.: Горячая линия, 2005. – 592 с. 2. Крылов В.В. Теория телетрафика и её приложения / В.В. Крылов, С.С. Самохвалова // СПб.: БХВ-Петербург, 2005. – 288 с. 3. Ложковский А.Г. Теория массового обслуживания в телекоммуникациях. – Одесса: ОНАС им. А.С. Попова, 2012. – 112 с. 4. Ложковский А.Г. Сравнительный анализ методов расчета характеристик качества обслуживания при самоподобных потоках в сети / Моделирование та інформаційні технології. Зб. наук. пр. ІПМЕ НАН України. – Вип. 47. – К. 2008. – С. 187–193. 5. Кулиш Е.Б. Структура имитационной модели цифровой сети интегрального обслуживания // Сборник научных трудов КВИУС – К., 1998. – с.41.