УДК 004.732.65.011.56

С. А. Нестеренко, д-р техн. наук, проф.;
О. А. Усова, асп.

ОПТИМІЗАЦІЯ ІНФОРМАЦІЙНИХ ПОТОКІВ І ВИЗНАЧЕННЯ ОПТИМАЛЬНИХ МАРШРУТІВ В КОРПОРАТИВНИХ МЕРЕЖАХ ПЕРЕДАЧІ ДАНИХ

Запропоновано модель оптимального розподілу інформаційних потоків в корпоративних мережах передачі даних, яка дозволяє мінімізувати час затримки повідомлень, що передаються. Запропоновано алгоритм визначення оптимального маршруту інформаційних потоків для ведення бізнес-процесів в корпоративних структурах.

Вступ

Аналіз тенденцій розвитку ринку корпоративних комунікацій показує, що сьогодні компанії щораз більше прагнуть до інтеграції бізнес-процесів. Швидкі темпи зростання обсягів обміну інформацією вимагають розробки нових методів, алгоритмів і засобів для ефективнішого розподілу даних, що передаються, з урахуванням обмежень на пропускну здатність каналів зв'язку і вибору алгоритмів і протоколів маршрутизації [1].

Необхідність і доцільність такої еволюції обумовлені прагненням компанії мінімізувати витрати на надання телекомунікаційних послуг за рахунок реструктуризації трафіку і балансування завантаження каналів зв'язку [3].

Саме тому розробка ефективних методів розподілу інформаційних потоків в магістральних корпоративних системах в рамках оптимальних інформаційних технологій і є актуальною.

Постановка задачі

Розглянемо модель трансляції інформаційних потоків в мережі передачі даних (МПД). Нехай мережа складається з N вузлів комутації і M ліній зв'язку. Побудуємо модель оптимального розподілу інформаційних потоків в МПД так, щоб забезпечити мінімальний час затримки T повідомлень в процесі передавання. Припускаємо, що:

1) всі лінії зв'язку абсолютно надійні;
2) всі лінії зв'язку завадостійкі;
3) вузли комутації мають нескінченну пам'ять;
4) час обробки у вузлах комутації відсутній;
5) довжини всіх повідомлень незалежні і розподілені за показовим законом з середнім значенням $1/\mu$ [байт];
6) трафік, що надходить у мережу, складається з повідомлень, що мають однаковий пріоритет, і утворює пуасонівський потік з середнім значенням γ_{ij} [повідомлень/сек] для повідомлень, що виникають у вузлі i та призначені вузлу j.

Позначимо: $\gamma = \sum_{i=1}^{N} \sum_{j=1}^{N} \gamma_{ij}$ — повний зовнішній трафік; (1)

7) кожна лінія зв'язку між вузлами k та l складається з єдиного дуплексного каналу зв'язку з пропускною здатністю d_{kl} [байт/сек; якщо лінія зв'язку між вузлами k та l відсутня, то $d_{kl} = 0$.

Позначимо через $x_{kl}^{(i,j)}$ – частку потоку γ_{ij}, що проходить по лінії (k,l):

$$0 \le x_{kl}^{(i,j)} \le 1. \tag{2}$$

Тоді

$$\lambda_{kl} = \gamma \sum_{i=1}^{N} \sum_{j=1}^{N} \gamma_{ij} \cdot x_{kl}^{(i,j)}, \tag{3}$$

де λ_{kl} — величина потоку в лінії (k,l) [повідомлень/сек], зумовлена потоком γ_{ij}

Для змінних $x_{kl}^{(i,j)}$ повинна виконуватись умова збереження потоку в мережі, яка записується таким чином:

$$\sum_{i=1}^{N} x_{kl}^{(i,j)} - \sum_{j=1}^{N} x_{kl}^{(i,j)} = \begin{cases} -1, & l = i; \\ 0, & l \ne i, j; \\ 1, & l = j. \end{cases} \tag{4}$$

Визначимо через Z_{ij} — середній час, що витрачається на передачу повідомлення, яке виникло у вузлі *i* та призначається вузлу *j* (міжкінцева затримка повідомлення). Важливою характеристикою якості функціонування мережі передачі даних є середня затримка повідомлення в мережі — *T*, яка визначається як зважена сума міжкінцевих затримок Z_{ij} [2]

$$T = \frac{1}{\gamma} \sum_{i=1}^{N} \sum_{j=1}^{N} \gamma_{ij} \cdot Z_{ij}. \tag{5}$$

Останню формулу можна перетворити до простішого вигляду, використовуючи формули (1), (3):

$$T = \frac{1}{\gamma} \sum_{i=1}^{N} \sum_{j=1}^{N} \lambda_{kl} \cdot t_{kl}, \tag{6}$$

де t_{kl} — середній час перебування повідомлень в лінії (k,l).

Для отримання аналітичного виду величини середньої затримки повідомлення *T* можна скористатися формулою (1), або піти іншим шляхом.

Середній час перебування повідомлень в лінії (k,l), що складається з часу передачі повідомлення — $\frac{1}{\mu d_{kl}}$ і часу очікування в черзі визначається з формули

$$t = \frac{1}{\mu d_{kl}} + W_{kl}, \tag{7}$$

де

$$W_{kl} = \frac{1}{\mu d_{kl}} \cdot \frac{\lambda_{kl}}{\mu d_{kl} - \lambda_{kl}} \quad \text{або} \quad t_{kl} = \frac{1}{\mu d_{kl} - \lambda_{kl}}. \tag{8}$$

Позначимо: $f_{kl} = \lambda_{kl} / \mu$ — величина потоку в лінії (k,l), виражена в байтах/сек. Тоді

$$t_{kl} = \frac{1}{\mu} \cdot \frac{1}{d_{kl} - f_{kl}}. \tag{9}$$

Підставляючи t_{kl} у (6), отримуємо вираз для середньої затримки повідомлень по мережі:

$$T = \sum_{i=1}^{N} \sum_{j=1}^{N} \frac{f_{kl}}{d_{kl} - f_{kl}}. \tag{10}$$

Зроблені припущення і позначення дозволяють сформулювати задачу пошуку таких значень змінних $x_{kl}^{(i,j)}$, які забезпечать оптимальне (найменше) значення величини *T*.

Нехай, нам відомі такі дані по мережі:

1) топологічна структура МПД;

3) пропускна здатність ліній зв'язку $\|d_{kl}\|$;

2) матриця вхідних потоків $\|\gamma_{ij}\|$;   4) середня довжина повідомлення — $1/\mu$.

Тоді, ми можемо знайти змінні $x_{kl}^{(i,j)}$ і, відповідно, потоки в лініях зв'язку f_{kl} такі, що

$$T = \sum_{k=1}^{N} \sum_{l=1}^{N} \frac{f_{kl}}{d_{kl} - f_{kl}} \to \min, \tag{11}$$

якщо виконуються обмеження

$$f_{kl} = \frac{1}{\mu} \sum_{k=1}^{N} \sum_{l=1}^{N} \gamma_{ij} \cdot x_{kl}^{(i,j)}, \quad k, l = 1, 2, \ldots, N; \tag{12}$$

$$f_{kl} < d_{kl}; \quad k, l = 1, 2, \ldots, N; \tag{13}$$

$$\sum_{k=1}^{N} x_{kl}^{(i,j)} - \sum_{k=1}^{N} x_{kl}^{(i,j)} = \begin{cases} -1, & l = i; \\ 0, & l \neq i, j; \\ 1, & l = j. \end{cases} \tag{14}$$

$$0 \le x_{kl}^{(i,j)} \le 1; \quad i, j, k, l = 1, 2, \ldots, N. \tag{15}$$

Ця задача називається задачею вибору оптимальних потоків і визначення оптимальних маршрутів в мережі передачі даних по критерію середньої затримки [3].

Обмеження (15) припускає, що для передачі повідомлень з вузла i у вузол j може бути використано більше за один маршрут, тобто завдання (11)—(15) описує *альтернативну* процедуру вибору маршрутів.

Якщо умову (15) замінити на умову

$$x_{kl}^{(i,j)} \in \{0, 1\}; \quad i, j, k, l = 1, 2, \ldots, N, \tag{15a}$$

то задача (11)—(14) спільно з умовою (15а) визначатиме *фіксовану* маршрутизацію.

І, нарешті, для опису даного завдання для випадку *K-шляхової* маршрутизації використовуватимемо такі додаткові обмеження.

Введемо змінну:

$$v_{kl}^{(i,j)} = \begin{cases} 1, & \text{якщо } \sum_{k=1}^{N} x_{kl}^{(i,j)} > 0; \\ 0, & \text{якщо } \sum_{k=1}^{N} x_{kl}^{(i,j)} = 0. \end{cases} \quad j, k, l = 1, 2, \ldots, N. \tag{16}$$

Іншими словами, змінна $v_{kl}^{(j)} = 1$, якщо лінія зв'язку (k, l) використовується для передачі потоку у вузол-адресат j хоч би від одного вузла-джерела, і дорівнює 0 в іншому випадку.

Тоді обмеження на число вихідних ліній (K), що використовуються для передачі даних з кожного вузла k вузлу-адресату j можна записати в такому вигляді:

$$\sum_{k=1}^{N} v_{kl}^{(i,j)} \le K; \quad k, j = 1, 2, \ldots, N. \tag{17}$$

Таким чином, завдання (11)—(17) описує *K-шляхову* маршрутизацію. Відмітимо, що якщо покласти величину K рівною 1, то обмеження (16) і (17) перетворяться на обмеження (15а), тобто, ми знову отримаємо постановку задачі для *фіксованої* маршрутизації, що абсолютно природно.

Аналіз рішення

Формальним результатом рішення задачі вибору оптимальних потоків в мережі є множина змінних $x_{kl}^{(i,j)}$; $i, j, k, l = 1, 2, \ldots, N$. [4]. Знаючи ці змінні, легко визначити величини потоків в лініях зв'язку f_{kl}, множину оптимальних маршрутів для всіх пар вузлів «джерело—адресат» і частки від вхідних потоків γ_{ij}, які потрібно передавати по оптимальних маршрутах. Самі змінні $x_{kl}^{(i,j)}$ практичного змісту не мають, і багато існуючих алгоритмів розв'язання задачі вибору оптимальних потоків, як правило, визначають лише потоки в лініях зв'язку f_{kl}, Знаючи значення f_{kl}, за формулою (10) можна визначити значення мінімальної затримки *T*. Проте, інколи необхідно знати, які саме маршрути приводять до оптимального розподілу потоків.

Більш строго ставиться така задача: для кожної пари вузлів «джерело»—«адресат(j)» необхідно визначити множину оптимальних маршрутів $\prod_{ij} = \left\{\pi_{ij}^{(r)}\right\}$, $r = 1, 2, R_{ij}$ (R_{ij} — кількість оптимальних маршрутів з вузла *i* у вузол *j*) і частки потоків $\alpha_{ij}^{(r)}$ від вхідного потоку γ_{ij}, відповідно до яких використовуються маршрути $\pi_{ij}^{(r)} \left(\sum_{k=1}^{N} \alpha_{ij}^{(r)} = 1 \right)$. Очевидно, що для фіксованої маршрутизації $R_{ij} = 1$ та $\alpha_{ij}^{(1)} = 1$, тобто визначається єдиний оптимальний маршрут. Задача вибору оптимальних маршрутів відноситься до класу задач з опуклою цільовою функцією і опуклою множиною обмежень. Отже, існує єдиний локальний мінімум цієї задачі, що є глобальним мінімумом [5].

Алгоритм розв'язання поставленої задачі

Пропонується алгоритм визначення оптимального маршруту інформаційних потоків для ведення бізнес-процесів в корпорації.

Крок 1. Визначити «ваги» ліній зв'язку ω_{kl}, ініціалізувати потоки в лініях зв'язку f_{kl},

$$\begin{matrix} k,l = 1,2,\ldots,N : d_{kl} > 0; \\ k,l = 1,2,\ldots,N : d_{kl} = 0; \end{matrix} \quad f_{kl} := 0; \quad k, l = 1, 2, \ldots N.$$

Крок 2. Використовуючи «ваги» ліній зв'язку, визначити найкоротші шляхи π_{ij} між усіма парами вузлів «джерело—адресат». Для знаходження найкоротших шляхів в даному випадку можна використати алгоритм Флойда [2].

Крок 3. Розподілити потоки по найкоротших шляхах

$$\forall_{i,j} = 1, 2,\ldots, N : \quad \forall (k,l) \in \pi_{ij} : \quad f_{kl} := f_{kl} + \frac{\gamma_{ij}}{\mu}.$$

Крок 4. Обчислити: $T_{\text{old}} = \frac{1}{\gamma} \sum_{k=1}^{N} \sum_{l=1}^{N} \frac{f_{kl}}{d_{kl} - f_{kl}}$.

Крок 5. Присвоїти: $\gamma^{(1)} := \gamma$.

Крок 6. Присвоїти: $\gamma^{(2)} := \min\left\{\gamma, \frac{\gamma^{(1)}}{\rho_{\max}}\right\}$, де $\rho_{\max} = \max\left\{\frac{f_{kl}}{d_{kl}}\right\}$; $\forall (k,l) : d_{kl} > 0$.

Крок 7. Перерахувати потоки в лініях зв'язку: $f_{kl} := f_{kl} \frac{\gamma^{(2)}}{\gamma^{(1)}}$; $k, l = 1, 2,\ldots, N$.

Крок 8. Визначити «ваги» ліній зв'язку та ініціалізувати потоки по найкоротших шляхах φ_{kl} :

$$\omega_{kl} := \begin{cases} \left[\frac{\partial T}{\partial f_{kl}}\right] = \frac{d_{kl}}{(d_{kl} - f_{kl})^2}; \quad f_{kl} = 0 = \frac{1}{d_{kl}}; & k, l = 1, 2,\ldots, N : \ d_{kl} > 0 \ \text{ та } \ f_{kl} < d_{kl}; \\ & k, l = 1, 2,\ldots, N : \ d_{kl} = 0 \ \text{ або } \ f_{kl} \geq d_{kl}; \\ \infty; & k, l = 1, 2,\ldots, N. \\ \varphi_{kl} := 0; & \end{cases}$$

Крок 9. Використовуючи «ваги» ліній зв'язку, визначити найкоротші шляхи π_{ij} між всіма парами вузлів «джерело—адресат».

Крок 10. Розподілити потоки по найкоротших шляхах:

$$\forall_{i,j} = 1, 2, \ldots, N: \qquad \forall (k,l) \in \pi_{ij}: \qquad \varphi_{kl} := \varphi_{kl} + \gamma_{ij} \frac{\gamma^{(2)}}{\mu\gamma}.$$

Крок 11. Знайти величину $\beta \in [0,1]$, [0,1], що мінімізує функцію

$$T(\beta) = \frac{1}{\gamma^{(2)}} \sum_{l=1}^{N} \sum_{k=1}^{N} \frac{\beta\varphi_{kl} + (1-\beta) f_{kl}}{d_{kl} - \beta\varphi_{kl} - (1-\beta) f_{kl}}$$

за умови виконання обмеження (13).

Пошук величини β можна здійснити будь-яким з відомих методів одновимірного пошуку, наприклад, методом Фібоначі. Обмеження (13) легко додати в реалізацію методу одновимірного пошуку: якщо для деякого значення $\beta : \cdot\varphi_{kl} + (1-\beta) f_{kl} \geq d_{kl}$, то достатньо присвоїти $T(\beta) = \infty$.

Крок 12. Виконати відхилення (девіацію) потоку на величину β:

$$f_{kl} = \beta\varphi_{kl} + (1-\beta) f_{kl} l; \quad k, l = 1, 2, \cdot N.$$

Крок 13. Обчислити: $T_{\text{new}} := \dfrac{1}{\gamma^{(2)}} \sum_{k=1}^{N} \sum_{l=1}^{N} \dfrac{f_{kl}}{d_{kl} - f_{kl}}.$

Крок 14. Якщо $|T_{\text{old}} - T_{\text{new}}| \leq \varepsilon,$ то STOP;

якщо $\gamma^{(2)} < \gamma,$ то допустимих рішень немає;

якщо $\gamma^{(2)} = \gamma,$ то отримано оптимальне рішення із заданою точністю ε.

Інакше:

1) присвоїти: $T_{\text{old}} := T_{\text{new}}\ \gamma^{(1)} := \gamma^{(2)};$

2) якщо $\gamma^{(1)} < \gamma,$ перейти до кроку 6; інакше перейти до кроку 8.

У порівнянні з початковим описом, алгоритм об'єднує в собі кроки побудови початкового допустимого потоку (кроки 1—14) і власне завдання мінімізації середньої затримки (кроки 8—14).

Для визначення множини оптимальних маршрутів $\prod_{ij} = \left\{ \prod_{ij}^{(r)}, r = 1, 2 \right\}, R_{ij}$ і частки потоків $\alpha_{ij}^{(r)}$ від вхідного потоку γ_{ij} можна використовувати модифікацію алгоритму, запропоновану в роботі [3].

Висновки

Таким чином, побудовано модель вибору оптимального маршруту інформаційних потоків для ведення бізнес-процесів в корпоративних структурах і запропоновано алгоритм її реалізації. Теоретична трудомісткість алгоритму визначається кроками 2 і 9, на яких проводиться пошук найкоротших шляхів між усіма парами вузлів.

СПИСОК ЛІТЕРАТУРИ

1. Ландэ Д. В. Основы интеграции информационных потоков / Д. В. Ландэ. — К. : Инжиниринг, 2006. — 240 с.
2. Клейнрок Л. Вычислительные системы с очередями ; пер. с англ. / Л. Клейнрок. — М. : Мир, 1979. — 600 с.
3. Кульчин М. Технологии корпоративных сетей / М. Кульчин. — СПб. : Питер, 2000. — 704 с.
4. Усов А. В. Введение в методы оптимизации и теорию технических систем // А. В. Усов, Г. А. Оборский, Ю. А. Морозов, К. А. Дубров. — Одесса : Астропринт. — 2005 г. — 496 с.
5. Олифер В. Г. Компьютерные сети / В. Г. Олифер, Н. А. Олифер. — 3-е изд. — СПб. : Питер. — 2006. — 958 с.

Рекомендована кафедрою проектування комп'ютерних систем управління

Надійшла до редакції 11.01.10
Рекомендована до друку 12.02.10

Нестеренко Сергій Анатолійович — професор, ***Усова Ольга Анатоліївна*** — аспірантка.

Кафедра комп'ютерних інтелектуальних систем і мереж, Одеський національний політехнічний університет