

УДК 004.715 (045)

С. В. Полетаєв, асп.

ВИКОРИСТАННЯ ПАРАЛЕЛЬНИХ ОБЧИСЛЕНЬ ДЛЯ ОБРАХУВАННЯ ОПТИМАЛЬНИХ МАРШРУТІВ ПРОХОДЖЕННЯ МЕРЕЖЕВОГО ТРАФІКУ

Міжгалузовий інститут управління, e-mail: pol@miu.edu.ua

Протягом усього часу існування мережі Інтернет у ній постійно зростає обсяг передаваної інформації. Одним з методів підвищення пропускної здатності мережі є оптимізація маршрутизації даних у ній. Досліджено метод обчислення багатошляхової маршрутизації пакетів даних у комп'ютерних мережах, що має велике значення для підвищення швидкості передавання різних типів даних у цих мережах.

Ключові слова: паралельні обчислення, мережевий трафік.

Вступ. Сьогодні впроваджуються в експлуатацію нові швидкісні магістралі передавання даних. Зміни у структурі та обсязі мережевого трафіку, зумовлені впровадженням новітніх мережевих технологій, призводять до того, що сучасні комп'ютерні мережі зазнають дедалі більшого навантаження від безупинно зростаючого трафіку різних інтернет-сервісів: IP-телефонії (VoIP), відеоконференц-зв'язку, он-лайн телебачення тощо. Дуже швидко останнім часом зростає мультимедійний трафік. Вимоги, пропоновані додатками мультимедіа до продуктивності комп'ютерної мережі, набагато вищі від вимог звичайних мережевих додатків. Для роботи з додатками мультимедіа необхідна не тільки висока пропускна здатність мережі.

Постановка завдання. Мультимедійний трафік, що передає, наприклад, голос або зображення, характеризується низьким коефіцієнтом пульсацій, високою чутливістю до затримань передавання даних і низькою чутливістю до втрати даних. Головною особливістю мультимедійного трафіку є наявність жорстких вимог до синхронності переданих повідомлень.

Ці додатки дуже чутливі до вчасного доставлення пакетів, а звичайні мережі й протоколи орієнтовані на забезпечення лише цілісності переданих пакетів, а не на своєчасність їх доставлення. Щоб забезпечити час відгуку додатків на належному рівні, менеджери корпоративних мереж змушені постійно розширювати канали зв'язку. Однак відносної доступності каналів зв'язку у великих мегаполісах для зв'язку з офісами, що перебувають в інших містах або країнах, більшість підприємств змушені задовольнятися низькошвидкісним з'єднанням з мережею. І причина тут криється не тільки в дорожнечі міжміських і міжнародних каналів, але найчастіше й у технічній неможливості одержати широкосмуговий канал.

Збільшення продуктивності мережі за рахунок купівлі додаткової смуги пропускання вирішує важливу проблему лише на короткий строк – згодом обсяг трафіку швидко збільшується й знову починає перевищувати пропускну здатність передавальних каналів. Це зумовлено тим, що у неоптимізованій мережі потреба в смузі пропускання зростає лінійно відносно кількості користувачів.

Характеристика досліджуваного елемента. Більшість кінцевих користувачів сьогодні одержують доступ до Інтернету, розділяючи «останню милю» або мереж кабельного телебачення (МКТ) з уже існуючим сервісом. При цьому швидкість вихідного (від користувача) трафіку становить від 128 кбіт/с до 1 Мбіт/с, а вхідного (до користувача) – до 6 Мбіт/с. Багато хто прагне мати швидкість до 100 Мбіт/с.

Надання таких високих швидкостей потребує кардинальної зміни технологій, що й визначить подальший розвиток мережевих інфраструктур. Існує чимало можливостей надавати високошвидкісний доступ, але основним питанням тут є не тільки вартість останнього, а ще й оптимізація мережевого трафіку.

Високошвидкісні канали передавання даних також мають обмежену пропускну здатність, яка вимірюється інколи ще значенням 100 мбіт/с, що створює проблеми, пов'язані з передаванням великих масивів мультимедійних даних, хоча появляється дедалі більше мереж зі швидкостями 1 Гбіт/с, але таких мереж ще дуже мало [1]. Не так давно німецьким ученим удалося домогтися рекордного передавання даних по оптичних лініях зв'язку – 2,56 Тбіт/с, але широкого впровадження таких швидкостей ще доведеться чекати. [2].

На стадії проектування мережі передавання даних і в процесі її розвитку завдання вибору алгоритму маршрутизації є одним з основних. Для цього можуть бути використані різні способи:

- статистичний аналіз параметрів реальної мережі (якщо мережу передавання даних уже побудовано);
- натурне моделювання;
- імітаційне моделювання;
- математичні оптимізаційні моделі [3].

Можливості натурального моделювання досить обмежені. Воно дозволяє реалізувати окремі завдання при заданні невеликої кількості досліджуваних параметрів системи.

Але навіть коли при оптимізації мережі змінюються не типи пристроїв і операційних систем, а тільки їхні параметри, проведення експериментів у реальному масштабі часу для багатьох всіляких поєднань цих параметрів неможливе за доступний для огляду час. Навіть проста зміна максимального розміру пакета в якому-небудь протоколі потребує переконфігурування операційної системи в сотнях комп'ютерів мережі, що вимагає від адміністратора мережі проведення дуже великої роботи.

Тому під час оптимізації мереж у багатьох випадках кращим виявляється використання математичного моделювання. Математична модель являє собою сукупність співвідношень (формул, рівнянь, нерівностей, логічних умов), що визначають процес зміни стану системи залежно від її параметрів, вхідних сигналів, початкових умов і часу.

Математична модель досліджуваного елемента. Безліч багатопродуктивний потоків у лініях зв'язку є опуклим багатогранником, крайніми точками якого є «екстремальні» потоки, обумовлені відповідно до принципу найкоротших маршрутів. Цей принцип полягає в тому, що як оптимальні маршрути для кожної пари вузлів «джерело (i) – адресат (j)» розглядаються найкоротші маршрути, які обчислюються при довільному призначенні «ваг» ліній зв'язку. Кожне таке значення відповідає деякому «екстремальному» потоку й навпаки. У праці [4] показано, що будь-який багатопродуктивний потік у лініях зв'язку f може бути представлений, як опуклі комбінації «екстремальних потоків».

Для заданої безлічі багатопродуктивних потоків у лініях зв'язку f визначимо «вагу» лінії зв'язку (k, l) як частину похідну середньої затримки за змінною f_{kl} , тобто $\frac{\partial T}{\partial f_{kl}}$. Нехай ϕ

– потік по найкоротших маршрутах відповідно до «ваг» $\frac{\partial T}{\partial f_{kl}}$. Нехай далі $f' = \beta\phi + (1-\beta)f$ – опукла комбінація ϕ й f , функції мінімізації $T(\beta)$. Якщо $T(f') = T(f)$, то f – оптимальний потік.

Доведемо справедливості вибору «ваг» $\frac{\partial T}{\partial f_{kl}}$ і збіжності алгоритму.

Нехай: f – оптимальний розв'язок. Це означає, що будь-яке відхилення від f веде до збільшення цільової функції T , тобто для будь-якого відхилення f' відносно f такого, що f' – допустимий багатопродуктивний потік виконується нерівність:

$$T(f') \geq T(f). \quad (1)$$

Якщо $f' = \beta\varphi + (1-\beta)f$ – опукла комбінація φ і f , де φ – потік по найкоротших маршрутах, що відповідає деяким «вагам» w_{kl} , то

$$f' = f + \beta(\varphi - f).$$

Розглянемо різницю $T(f') - T(f) = \delta T$. Для $\beta \ll 1$ маємо:

$$T(f') - T(f) \approx \sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N (f'_{kl} - f_{kl}) \frac{\partial T}{\partial f_{kl}} = \beta \sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N (\varphi_{kl} - f_{kl}) \frac{\partial T}{\partial f_{kl}}.$$

Тоді з нерівності (1) маємо

$$\sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N (\varphi_{kl} - f_{kl}) \frac{\partial T}{\partial f_{kl}} \geq 0,$$

або

$$\sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N \varphi_{kl} \frac{\partial T}{\partial f_{kl}} \geq \sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N f_{kl} \frac{\partial T}{\partial f_{kl}}, \quad (2)$$

причому в точці оптимуму нерівність (2) переходить у рівність. Таким чином, щоб у результаті ітерацій потік f' наближався до оптимального розв'язку, необхідно мінімізувати величину $\sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N \varphi_{kl} \frac{\partial T}{\partial f_{kl}}$, де φ – потік по найкоротших маршрутах, що відповідає «вагам»

$$w_{kl} = \frac{\partial T}{\partial f_{kl}}.$$

Модифікована версія алгоритму відхилення потоку:

1. Визначимо «ваги» ліній зв'язку w_{kl} та проініціалізуємо потоки в лініях зв'язку f_{kl} :

$$w_{kl} = \frac{\partial T}{\partial f_{kl}} = \frac{1}{d_{kl}},$$

де $k, l = 1, 2, \dots, N$; $d_{kl} > 0$; $w_{kl} = \infty$, якщо $d_{kl} = 0$; $f_{kl} = 0$; $k, l = 1, 2, \dots, N$.

2. Використовуючи «ваги» ліній зв'язку w_{kl} , визначимо найкоротші шляхи π_{ij} між усіма парами вузлів «джерело–адресат». Для знаходження найкоротших шляхів у цьому випадку використовуємо алгоритм Флойда [5].

3. Розподілимо потоки по найкоротших шляхах:

$$\forall i, j = 1, 2, \dots, N;$$

$$\forall (k, l) \in \pi_{ij};$$

$$f_{kl} = f_{kl} + \frac{\gamma_{ij}}{\mu}.$$

4. Обчислимо:

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

5. Далі припустимо, що $\gamma^{(1)} = \gamma$.

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

7. Обрахуємо потоки в лініях зв'язку:

$$f_{kl} = f_{kl} \frac{\gamma^{(2)}}{\gamma^{(1)}},$$

де $k, l = 1, 2, \dots, N$.

8. Визначимо «ваги» ліній зв'язку w_{kl} та проініціалізуємо потоки по найкоротших шляхах ϕ_{kl} :

$$w_{kl} = \frac{\partial T}{\partial f_{kl}} = \frac{d_{kl}}{(d_{kl} - f_{kl})^2},$$

де $k, l = 1, 2, \dots, N$; $d_{kl} > 0$ і $f_{kl} < d_{kl}$, $w_{kl} = \infty$, якщо $d_{kl} = 0$ або $f_{kl} = d_{kl}$, $\phi_{kl} = 0$.

9. Використовуючи «ваги» ліній зв'язку w_{kl} , визначимо найкоротші шляхи π_{ij} між усіма парами вузлів «джерело – адресат».

10. Розподілимо потоки по найкоротших шляхах:

$$\forall i, j = 1, 2, \dots, N;$$

$$\forall (k, l) \in \pi_{ij};$$

$$\phi_{kl} = \phi_{kl} + \gamma_{ij} \frac{\gamma^{(2)}}{\mu \gamma}.$$

11. Знайдемо величину $\beta \in [0, 1]$, що мінімізує функцію:

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

Пошук величини β можна здійснити одним з відомих методів одновимірного пошуку, наприклад, методом Фібоначчі. Обмеження $f_{kl} < d_{kl}$; $k, l = 1, 2, \dots, N$ можна додати в реалізацію методу одновимірного пошуку: якщо для деякого значення β : $\beta \phi_{kl} + (1-\beta) f_{kl} \geq d_{kl}$, то досить припустити, що $T(\beta) = \infty$.

12. Виконаємо відхилення (девіацію) потоку на величину β :

$$f_{kl} = \beta \phi_{kl} + (1-\beta) f_{kl}; \text{ де } k, l = 1, 2, \dots, N.$$

13. Обчислимо

$$T_{\text{new}} = \frac{1}{\gamma^{(2)}} \sum_{k=1}^N \sum_{l=1}^N \frac{f_{kl}}{d_{kl} - f_{kl}}.$$

14. Якщо $|T_{\text{old}} - T_{\text{new}}| \leq \varepsilon$, то ЗУПИНКА: якщо $\gamma_{(2)} < \gamma$, то допустимих розв'язків немає; якщо $\gamma_{(2)} = \gamma$, то оптимальний розв'язок отримано із заданою точністю ε .

Інакше:

$$\gamma^{(1)} = \gamma^{(2)}; T_{\text{old}} = T_{\text{new}}; \text{ якщо } \gamma_{(1)} < \gamma, \text{ то перейти до кроку 6; інакше перейти до кроку 8.}$$

Порівняно з вихідним описом алгоритм поєднує кроки побудови початкового припустимого потоку (кроки 1 – 14) і загалом завдання мінімізації середньої затримки (кроки 8 – 14).

Висновки. Багатошляхова маршрутизація допускає значно більше навантаження на мережу, ніж фіксована (одношляхова), тобто багатошляхова маршрутизація досить близька до ідеальної (оптимальної) маршрутизації.

Очевидно, що під час проектування великих мереж потрібно використовувати виключно багатошляхову маршрутизацію, оскільки вона більш повно використовує ресурси мережі передавання даних (МПД).

Таким чином, зростання інформаційних потоків, упровадження нових технологічних функцій потребують модернізації мереж передавання даних, які можуть бути обчислені вищенаведеним способом з використанням паралельних методів обчислень для підвищення продуктивності обчислень під час розроблення складних мереж передач даних.

Список літератури

1. Жуков І. А. Комп'ютерні мережі та технології / І. А. Жуков, В. О. Гуменюк, І. Є. Альтман; навч. посіб. – К.: НАУ, 2004. – 276 с.
2. Мартынова О. П. Организация многоадресной маршрутизации для передачи мультимедийной информации // Проблемы системного підходу в економіці. – К.: НАУ, 2003. – Вип. 5. – С. 80 – 85.
3. Воеводін В. В. Математичні моделі й методи в паралельних процесах / В. В. Воеводін. – М.: Наука, 1986. – 296 с.
4. Жуків І. А. Системоаналоговий метод багатошляхової маршрутизації на графах / І. А. Жуків, О. П. Мартинова // Вісник технологічного університету Поділля.– Хмельницький, 2004. – т. 2(60), № 2, ч. 1. – С. 38 – 42.
5. Головкин Б. А. Паралельні обчислювальні системи / Б. А. Головкин. – М.: Наука, 1980. – 520 с.

С. В. Полетаев

Использование параллельных вычислений для вычисления оптимальных путей прохождения сетевого трафика

На протяжении всего времени существования сети Интернет, в ней постоянно происходит рост передаваемой информации. Одним из методов повышения пропускной способности сети является оптимизация маршрутизации данных в ней. В статье исследован метод расчёта многопутевой маршрутизации пакетов данных в компьютерных сетях, который имеет большое значение для повышения скорости передачи данных в таких сетях.

S. V. Poletaev

Use of parallel calculations for calculation of optimum ways of passage of the network traffic

Throughout all time of existence of a network the Internet, in it constantly occurs growth of the passed information. One of methods of increase of throughput of a network is optimisation of routeing of data in it. In article the method of calculation of multitravelling routeing of packages of data in computer networks which is of great importance for increase of link speed of data in such networks is investigated.