

12. Mahbod Tavallaee, Ebrahim Bagheri, Wei Lu, and Ali, A. Ghorbani, "A Detailed Analysis of the KDD CUP 99 Data Set" // Proceedings of the 2009 IEEE Symposium on Computational Intelligence in Security and Defense Applications (CISDA 2009). DOI: 10.1109/CISDA.2009. 5356528. Publication Year: 2009, Page (s): 1 – 8.

13. KDD Cup 1999 Data / The UCI KDD Archive, Information and Computer Science. – University of California, Irvine, 1999.

Надійшла до редакції
6.11.2010 р.

УДК 621.316

В.І. ЛУЖАНСЬКИЙ, Р.О. ПАНІМАСОВ

Хмельницький національний університет

АДАПТИВНА МАРШРУТИЗАЦІЯ НА ПАРАЛЕЛЬНИХ ОБЧИСЛЮВАЛЬНИХ СТРУКТУРАХ

В статті запропоновано адаптивна маршрутизація на паралельних обчислювальних структурах, які моделюють топологію комп'ютерної мережі. Описана дворівнева адаптація до навантаження комп'ютерної мережі. Перший рівень адаптації реалізується багатопляховою маршрутизацією з мінімальним часом затримки передачі даних. Другий рівень адаптації здійснюється переходом до визначення маршрутів передачі даних у мережі, що характеризуються мінімальною пропускною спроможністю.

The paper proposed an adaptive routing on parallel computing structures, modeling the topology of computer networks. We describe a two-level adaptation to load a computer network. The first level of adaptation is realized multipath routing with minimal latency data. The second level of adaptation is a conversion to determine the route data in a network, characterized by the minimum capacity.

Ключові слова: граф мережа, адаптивна маршрутизація, фіксована (одношляхова) маршрутизація, багатопляхова маршрутизація.

Вступ. В даний час інтенсивне зростання складності комп'ютерних мереж вимагає розробки паралельних алгоритмів маршрутизації для визначення маршрутів передачі даних у мережі, яка характеризується максимальною пропускною здатністю, або мінімальним часом затримки. При одношляховій маршрутизації різко зростає час затримки передачі даних у разі перевантаження комп'ютерної мережі [1]. З метою зменшення перевантаження комп'ютерної мережі застосовують альтернативну маршрутизацію, при якій процедура вибору маршрутів використовує більше одного шляху.

Постановка задачі дослідження. Математична модель комп'ютерної мережі може бути представлена у вигляді графа, вершини якого моделюють вузли-джерел та вузли-приймачів інформації, а гілками графа відповідають можливим каналам передачі даних. Гілками графа присвоюють значення пропорційне пропускній здатності каналу передачі даних або пропорційне тимчасовій затримці в процесі передачі даних з цього каналу. У разі забезпечення максимальної пропускної здатності необхідно вирішувати задачу про найдовший шлях між вузлом-джерелом і вузлом-приймачем інформації. Коли потрібно мінімізувати час затримки передачі даних необхідно вирішувати задачу про найкоротший шлях між вузлом-джерелом і вузлом-приймачем інформації. Рішення задачі про найдовший або найкоротший шлях на графі залежить від режиму роботи комп'ютерної мережі.

Аналіз останніх досліджень і публікацій [1-4] дозволяє зробити висновки про те, що завдання маршрутизації вирішується тільки як задача по найкоротших шляхах на графі з позитивним значенням гілок. Гнучкий перехід від рішення задачі про найкоротший шлях до розв'язання задачі по найдовшому шляху, паралельні методи знаходження найкоротших маршрутів в мережах не забезпечують.

Мета роботи. Розробка адаптивної маршрутизації в комп'ютерній мережі, яка змінюється залежно від навантаження в мережі.

Основна частина. В даний час використовується в основному фіксована (одношляхова) маршрутизація передачі даних від вузла-джерела вузлу-адресату. При одношляховій маршрутизації різко зростає час затримки передачі даних у разі перевантаження комп'ютерної мережі. З метою зниження перевантаження комп'ютерної мережі застосовують альтернативну маршрутизацію, при якій процедура вибору маршрутів використовується більше одного шляху. Реалізація альтернативної маршрутизації вимагає багаторазового рішення задачі про найкоротший шлях на графі-мережі [1-4]. Це в свою чергу призводить до істотного збільшення часу рішення задачі альтернативної маршрутизації, тому що оцінка часу виконання завдання альтернативної маршрутизації відомими алгоритмами на ЕОМ зростає пропорційно $O(N^2)$, де N – кількість вузлів комп'ютерної мережі [1]. Ефективним способом зниження часу рішення задачі альтернативної маршрутизації є розробка паралельних обчислювальних засобів для пошуку альтернативних маршрутів у комп'ютерних мережах. У зв'язку з цим актуальною є задача розробки паралельних структур для пошуку множини найкоротших шляхів в комп'ютерній мережі. Дослідження в цій області ведуться в основному у двох напрямках. Перший напрямок, пов'язаний з розробкою більш ефективних алгоритмів пошуку на ЕОМ найкоротших шляхів в мережі передачі даних, обмежено оцінкою обчислювальної

складності алгоритмів $O(N^2)$ [1]. Другий напрямок, пов'язаний з побудовою паралельних апаратних засобів вирішення задач про найкоротший шлях недостатньо розвинений для випадку альтернативної маршрутизації, коли потрібно знайти безліч альтернативних маршрутів передачі даних [3-4]. Це напрямком є перспективним, тому, що час рішення задачі про найкоротший шлях на паралельних обчислювальних засобах має оцінку $O(N)$ [3-4].

Метод багатознаходження маршрутизації використовує паралельні обчислювальні засоби рішення задачі одношляхової маршрутизації. Послідовний пошук усіх найкоротших шляхів між вузлом-джерелом даних і вузлом-адресатом на паралельних обчислювальних структурах збільшує час рішення задачі альтернативної маршрутизації в K -разів, де K -кількість альтернативних маршрутів. Враховуючи, що паралельні обчислювальні засоби рішення задачі про найкоротший шлях мають оцінку часу рішення $O(N)$, то загальний час пошуку K маршрутів у комп'ютерній мережі збільшиться в K раз, але лінійний характер залежності часу рішення задачі маршрутизації від складності комп'ютерної мережі зберігається. Якщо альтернативних маршрутів кілька ($K = 2, 3$), то такий метод досить ефективний, тому що більш ніж у два рази збільшує допустиме навантаження в комп'ютерній мережі [1].

В даний час використовуються різні типи цифрових аналогів для вирішення задачі про найкоротший шлях [3-4]. Найбільш прості при реалізації цифрові аналоги, в яких довжина гілки графа моделюється інтервалом часу між моментом приходу інформації на вхід моделі цієї гілки і моментом появи сигналу на її виході. Якщо подати в початковий вузол електричний сигнал, то він, поширившись по мережі з затримкою пропорційній значенню гілок графа, першим з'явиться у кінцевому вузлі мережі. Спосіб моделювання задачі про найкоротший шлях заснований на тимчасовій аналогії.

Розглянемо задачу знаходження найкоротшого шляху для K -шляхової маршрутизації. Використовуємо метод тимчасової аналогії для задання значення гілки графа. Граф мережі моделюємо паралельною структурою, що складається з моделей гілок (МГ) та моделей вузлів (МВ), з'єднаних згідно топології мережі (рис. 1). Моделі вузлів з'єднані парою моделей гілок, які спрямовані назустріч, тому, що передача даних між вузлами комп'ютерної мережі може здійснюватися в протилежних напрямках з різними характеристиками пропускної спроможності каналів передачі даних.

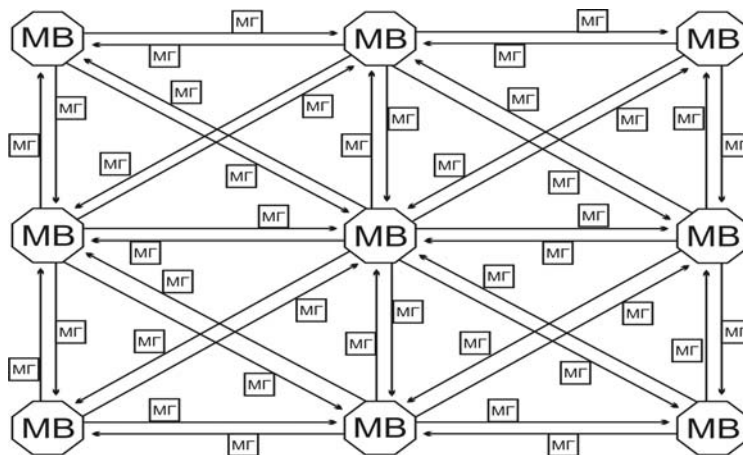


Рис. 1. Паралельна структура графа мережі

Реалізуємо функцію затримки сигналу на час пропорційний значенню ребра графа в моделях гілок, до складу яких введемо формувач часового інтервалу (ФЧІ). У моделі вузла виділимо перший сигнал, що надійшов у цей вузол, а в моделі гілки зафіксуємо за допомогою індикатора гілки (ІГ) факт надходження першого сигналу через дану гілку в модель вузла. Узагальнена модель фрагмента графа, що складається з пучка m гілок, що входять в один вузол, зображено на (рис. 2).

Кожна модель гілки містить інформаційний вхід i_{Φ} , інформаційний вихід i_{Φ} , індикаційні входи j_1^{Φ} , j_2^{Φ} і індикаційні виходи j_1^{Φ} , j_2^{Φ} . Модель вузла містить m інформаційних входів, m індикаційних виходів, один інформаційний вихід j_y і два індикаційних виходи j_{y1} і j_{y2} .

На першому етапі знаходимо перший найкоротший шлях з коренем в початковій вершині графа. З цією метою в модель початкового вузла подається електричний сигнал, який поширюється за моделями гілок і вузлів графа-мережі з тимчасовою затримкою, яка визначається значенням гілок. Перший сигнал, що надходить у модель вузла, запам'ятовується індикатором гілки для фіксації факту приналежності цієї гілки дерева найкоротших шляхів. На наступні сигнали, що надходять після першого часу сигналу, модель вузла не реагує і реалізує цим функцію блокування інших сигналів. Процес побудови дерева найкоротших шляхів закінчується після надходження першого сигналу в модель кінцевого вузла. Після цього виконують етап індикації оптимальної траєкторії. З цією метою в модель кінцевого вузла подають електричний сигнал, який поширюється по ланцюгах індикації в зворотному напрямку від кінцевого вузла графа в початковий вздовж

найкоротшого шляху. Процес знаходження другого найкоротшого шляху вирішується аналогічно. Для знаходження другого найкоротшого шляху необхідно заблокувати моделі гілок, що належать найкоротшим маршрутам на попередньому циклі розв'язку. Аналогічним чином визначає K найкоротших шляхів, що не мають спільних елементів.

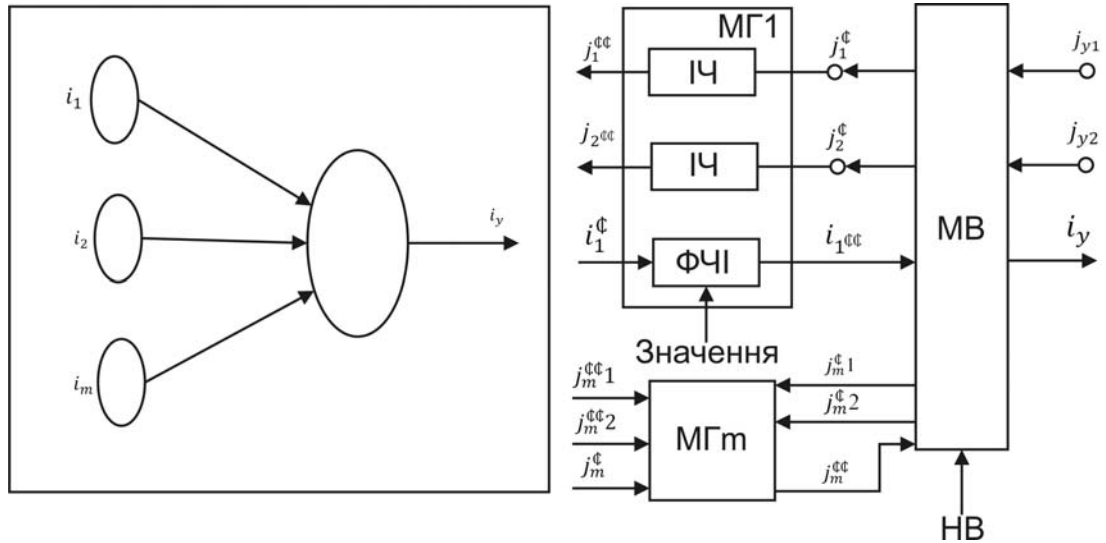


Рис. 2. Узагальнена модель фрагмента графа

Блок-схема послідовного алгоритму розв'язання задачі багатошляхової маршрутизації зображена на (рис. 3). Алгоритм заснований на послідовному методі використання паралельних алгоритмів розв'язання задачі одношляхової маршрутизації. Паралельні алгоритми одноколіїної маршрутизації реалізуються паралельними обчислювальними засобами (ПОЗ).

Пристрій керування (ПК) організує послідовне вирішення завдань одношляхової маршрутизації з виключенням зі структури модельованого графа комп'ютерної мережі тих найкоротших шляхів, що були знайдені на попередньому циклі розв'язку. З метою реконфігурації структури графа пристрій керування після знаходження кожного найкоротшого шляху блокує гілки графа вздовж найкоротшого шляху.

Послідовний пошук усіх найкоротших шляхів між вузлом-джерелом даних і вузлом-адресатом на паралельних обчислювальних структурах збільшує час рішення задачі альтернативної маршрутизації в K раз, де K – кількість альтернативних маршрутів. Враховуючи, що паралельні обчислювальні засоби рішення задачі про найкоротший шлях мають оцінку часу рішення $O(q)$, то загальний час пошуку K маршрутів у комп'ютерній мережі збільшиться в K раз, але лінійний характер залежності часу рішення задачі маршрутизації від складності комп'ютерної мережі зберігається. Якщо альтернативних маршрутів кілька ($K = 2, 3$), то такий алгоритм достатньо ефективний, тому що більш ніж у два рази збільшує допустиме навантаження в комп'ютерній мережі [1].

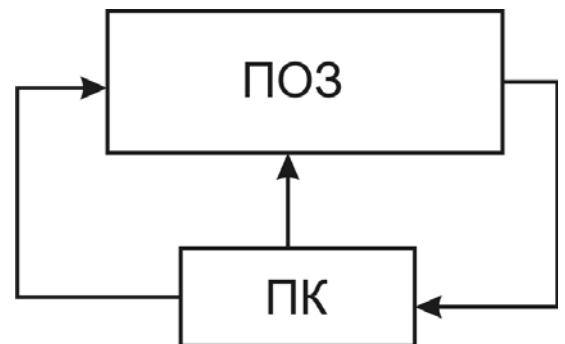


Рис. 3. Блок-схема послідовного алгоритму розв'язання задачі K -шляхової маршрутизації

Таким чином реалізується перший рівень адаптації до збільшення навантаження в комп'ютерній мережі. Однак, багатошляхова маршрутизація за часом затримки в передачі даних втрачає ефективність, коли пропускна здатність окремих ліній найкоротших маршрутів не здатна обслужити зростаючий потік повідомлень. У цьому випадку ПК переводить ПОЗ у режим другого рівня адаптації, коли за допомогою ПОЗ реалізується багатошляхова маршрутизація на основі рішення задачі про найдовші шляхи між вузлом-джерелом і вузлом-адресатом. У цьому режимі формувач часового інтервалу (ФЧІ) (рис. 2) перебуває на час пропорційний пропускній здатності гілки графа, а моделі вузлів (МВ) виділяють з вихідних сигналів моделей гілок (МГ) останній надійшовший сигнал. У результаті ПОЗ переключиться в режим пошуку найдовших шляхів, які відповідають шляхам з максимальною пропускною здатністю. Багатошляхова маршрутизація в цьому режимі реалізується таким же чином, як вона реалізується у разі пошуку найкоротших шляхів.

Другий рівень адаптації до навантаження мережі дозволяє збільшити припустиме навантаження в комп'ютерній мережі завдяки як багатошляхової маршрутизації, так і за рахунок розподілу потоку даних по маршрутах з максимальною пропускною здатністю. Платою за адаптацію до збільшення допустимого навантаження в мережі є збільшення часу передачі даних по найдовших шляхам, які володіють максимальною пропускною здатністю. Проте, другий рівень адаптації дозволяє уникнути втрат повідомлень у мережі до певного рівня збільшення навантаження в мережі. Другий рівень адаптації може включатися

пристроєм керування програмним чином в інтервали перевантаження мережі, або за фактом збільшення потоку повідомлення в мережі.

Висновки. Запропонована адаптивна маршрутизація на паралельних обчислювальних структурах забезпечує два рівні захисту комп'ютерної мережі від перевантаження.

Перший рівень захоплення допустимого навантаження в комп'ютерній мережі забезпечується багатошляховою маршрутизацією за часом затримки в передачі даних у мережі.

Другий рівень адаптації до збільшення навантаження в мережі реалізується багатошляховою маршрутизацією на основі пошуку маршрутів з максимальною пропускну здатністю. Застосування адаптивної маршрутизації на основі паралельних обчислювальних структур дозволяє розподілити потоки даних в мережі без їх втрати.

Література

1. Вишневський В.М. Теоретические основы проектирования компьютерных сетей. – М.: Техносфера, 2003. – 512 с.
2. Кормен Т., Лейзерсон Ч., Ривест Р. Алгоритмы: построение и анализ / Пер. с англ. Под ред. А. Шеня. – М.: МЦНМО: БИНОМ. Лаборатория знаний, 2004. – 960 с.
3. Жуков І.А., Мартинова О.П. Метод побудови паралельних структур для пошуку альтернативних маршрутів у комп'ютерних мережах // Вісник НАУ. – К.: НАУ, 2004. – № 1. – С. 14-17.
4. Мартынова О.П. Параллельные средства решения задачи альтернативной маршрутизации в компьютерных сетях // Інформаційно-діагностичні системи. – К.: НАУ, 2004. – Т.1. – С. 49-52.

Надійшла до редакції
19.11.2010 р.

УДК 004.921

О.В. РОМАНЮК, О.Н. РОМАНЮК, Т.М. ПАВЛИК

Вінницький національний технічний університет

ОДИН ІЗ АПАРАТНИХ ПІДХОДІВ ДО НОРМАЛІЗАЦІЇ ВЕКТОРІВ У СИСТЕМАХ КОМП'ЮТЕРНОЇ ГРАФІКИ

У статті запропоновано новий метод прискореної нормалізації векторів, який не потребує виконання операцій ділення та визначення квадратного кореня. Запропоновано апаратну реалізацію блоку нормалізації векторів і блоку визначення підкореневого виразу.

There had been proposed the new method of fast vector normalization which didn't contain division and square root operations. There had been proposed hardware realization of vector normalization unit and under root expression calculation unit.

Ключові слова: нормалізація векторів, лінійна інтерполяція векторів.

Вступ

Для досягнення високої реалістичності зображень у сучасних системах комп'ютерної графіки необхідно розраховувати велику кількість параметрів, які характеризують фізичні та оптичні властивості об'єкта візуалізації. Зокрема, вагоме місце серед цих параметрів займають вектори до джерел світла та спостерігача, а також вектори нормалі [1-3]. У моделях освітлення та формування шорстких поверхонь використовують нормалізовані значення цих векторів, тому процедура нормалізації векторів є невід'ємною складовою процесу формування реалістичних зображень.

Аналіз відомих методів нормалізації векторів [4-7] показав, що ця процедура є достатньо трудомісткою, що суттєво впливає на швидкість візуалізації реалістичних зображень. Тому питання розробки нових методів і засобів нормалізації, які дозволяють спростити обчислювальну складність процесу нормалізації векторів, є актуальними.

Аналіз методів нормалізації векторів

Нормалізований вектор – це вектор, який має одиничну довжину. Традиційна формула для нормалізації вектора має такий вигляд [1]:

$$\vec{N}_n = \frac{\vec{N}}{\sqrt{x^2 + y^2 + z^2}}, \quad (1)$$

де x, y, z – координати ненормалізованого вектора \vec{N} .

Формула (1) є досить складною з точки зору апаратної реалізації, оскільки передбачає виконання операцій ділення та знаходження квадратного кореня. У зв'язку з цим науковцями було запропоновано різні