

УДК 681.324

І.Ю. Субач

Військовий інститут телекомунікацій та інформатизації НТУ України «КПІ», Київ

УПРАВЛІННЯ РОЗПОДІЛОМ ПОТОКІВ ДАНИХ В ІНФОРМАЦІЙНО-ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ МЕРЕЖАХ

Запропоновано метод управління розподілом потоків даних в інформаційно-телекомунікаційних мережах (ІТМ), який дозволяє забезпечити передачу і розподіл великих об'ємів інформації між взаємодіючими абонентами ІТМ в масштабі часу, наближеному до реального, при великій кількості транзитних вузлів.

Ключові слова: інформаційно-телекомунікаційна мережа, канал передачі даних, стратова структура.

Вступ

Сучасні досягнення в області інфокомунікацій сприяли розширенню взаємодії між окремими абонентами інформаційно-телекомунікаційних мереж (ІТМ), що призвело до різкого збільшення об'ємів інформації, яка циркулює в комп'ютерних системах і каналах передачі даних. При цьому виникає важлива практична задача передачі і розподілу великих об'ємів інформації в реальному масштабі часу між множиною взаємодіючих абонентів ІТМ, розташованих на значних відстанях один від одного з великою кількістю транзитних вузлів.

Аналіз останніх досліджень і публікацій показав, що різні методи маршрутизації інформаційних потоків (ІП), що використовуються в мережевих протоколах сучасних мультисервісних мережах [1 – 7], які є основою ІТМ, мають у порівнянні один з одним як ряд переваг, так і ряд недоліків. Так статичні методи маршрутизації, орієнтовані на незмінність маршрутів передачі даних забезпечують низьку середню затримку пакетів даних в ІТМ при невисокому завантаженні каналів передачі даних (ПД), проте подальше збільшення завантаження каналів ПД призводить до виникнення частих блокувань в ІТМ і різкому збільшенні середньої затримки пакетів даних [3]. Динамічні методи маршрутизації дозволяють забезпечити меншу середню затримку пакетів даних в ІТМ в порівнянні із статичними методами при високих значеннях завантаження каналів ПД за рахунок врахування поточного значення завантаження, проте вони складні і вимогливі до ресурсів використовуваних обчислювальних засобів [4]. Більшість проблем, виникаючих при надмірному завантаженні мережі, вирішується адаптивними методами маршрутизації, але при великій кількості транзитних вузлів, що є характерною рисою сучасних великих ІТМ, обчислювальна складність алгоритмів, що використовуються, починає зростати експоненційно [8].

Тому **метою даної статті** є розробка методу управління розподілом інформаційних потоків в ІТМ, який дозволить забезпечити передачу і розподіл вели-

ких об'ємів інформації між множиною взаємодіючих абонентів, розташованих на значних відстанях один від одного масштабі часу, наближеному до реального, при великій кількості транзитних вузлів.

Результати досліджень

Розглядаючи потік даних у ІТМ, як випадковий процес, будемо характеризувати його деяким сталим значенням $u_{a,i}$, яке враховує не миттєву кількість даних, що передається з вузла u_a до вузла u_i , характерну для швидкості передачі, а характер її зміни в часі [3]. Для цього задамо ІТМ неорієнтованим навантаженим графом

$$S = (Y, \varphi_Y, W, \ell_W, p_W),$$

де Y – множина вершин $y_i \in Y$ графа S , яка ізоморфна вузлам ІТМ, $h_Y = |Y|$; $\varphi_Y : Y \rightarrow N_+$ – вагова функція, яка визначає для кожного вузла y_i його продуктивність $\varphi_{y_i} = \varphi(y_i)$; $W = \langle Y \times Y \rangle$ – множина ребер графа S (ребро $w_{a,i} \in W$ визначено в графі S між вершинами u_a та u_i , якщо між відповідними вузлами є канал ПД); $\ell_W : W \rightarrow N_+$, $p_W : W \rightarrow N_+$ – вагові функції, що визначають кожному каналу ПД $w_{a,i} \in W$ довжину $\ell_{m_{a,i}}$ (кількість фізичних з'єднань віртуального каналу) та пропускну здатність $p_{w_{a,i}}$ відповідно між вершинами u_a і u_i .

Для множини вершин Y будується багатостратовий граф B , що відображає адміністративну підлеглість вузлів ІТМ. Інтенсивність потоків даних, циркулюючих між вузлами різних страт, як правило, більш ніж між вузлами однієї страти [8]. Також сформуємо матрицю $H_B = \|h_{B_{a,i}}\|$, де $h_{B_{a,i}}$ – кількість страт ієрархії ІТМ, через які необхідно пройти пакету даних при обміні між вершинами u_a і u_i .

За допомогою алгоритму Данцига [7] визначаються найкоротші шляхи між кожними двома вершинами u_a і u_i графа S і формується матриця найкоротших шляхів. Пропускна здатність маршруту між

вершинами u_a і u_i визначається за допомогою виразу $p_{m_{a,i}} = \min_{w_j \in m_{a,i}} p_{w_j}$, де p_{w_j} – пропускна здатність ребра w_j , що входить до складу маршруту $m_{a,i}$.

Якщо u_a – максимальне значення сумарної інтенсивності потоків даних вершини u_a , якими вона обмінюється зі всіма вершинами множини Y , а $u_{a,i}$ – максимальне значення інтенсивності потоку даних між вершинами u_a і u_i , то максимальне значення сумарної інтенсивності обміну даними вершини u_a з рештою всіх вершин множини Y , визначається як [8]:

$$u_a = \frac{\ell_p \cdot \varphi_{y_a} \cdot p_{m_a} \cdot \sum_{i=1}^{h_y} \ell_{y_i} \cdot \sum_{i=1}^{h_{B_i}} h_{B_i}}{h_y \cdot h_o \cdot \sum_{i=1}^{h_y} p_{m_i} \cdot \ell_{y_a} \cdot h_{B_a}}$$

де ℓ_p – довжина пакету даних; p_{m_a} – середньовагова пропускна здатність маршрутів між вершиною u_a і рештою вершин множини Y :

$$p_{m_a} = \left(\sum_{i=1}^{h_y-1} \frac{p_{m_{a,i}} \cdot \ell_{m_{a,i}} \cdot h_{B_{a,i}}}{\varphi_{y_i}} \right) / \left(\sum_{i=1}^{h_y-1} \frac{\ell_{m_{a,i}} \cdot h_{B_{a,i}}}{\ell_{y_i}} \right);$$

ℓ_{y_a} – середньовагова відстань між вершиною u_a і рештою вершин множини Y :

$$\ell_{y_a} = \left(\sum_{i=1}^{h_y-1} \frac{\ell_{m_{a,i}} \cdot \ell_{y_i} \cdot p_{m_{a,i}}}{h_{B_{a,i}}} \right) / \left(\sum_{i=1}^{h_y-1} \frac{\varphi_{y_i} \cdot p_{m_{a,i}}}{h_{B_{a,i}}} \right);$$

h_{B_a} – середньоваговий радіус графа B з центром у вершині u_a

$$h_{B_a} = \left(\sum_{i=1}^{h_y-1} \frac{h_{B_{a,i}} \cdot \varphi_{y_i} \cdot p_{m_{a,i}}}{\ell_{m_{a,i}}} \right) / \left(\sum_{i=1}^{h_y-1} \frac{\varphi_{y_i} \cdot p_{m_{a,i}}}{\ell_{m_{a,i}}} \right);$$

h_o – кількість службових операцій.

Набуте значення u_a розподіляється між взаємодіючими вершинами, зокрема з вершиною u_i , відповідно до виразу [8]:

$$u_{a,i} = \left(\frac{u_a \cdot \varphi_{y_a} \cdot p_{m_{a,i}}}{\ell_{m_{a,i}} \cdot h_{B_{a,i}}} \right) / \left(\sum_{j=1}^{h_y-1} \frac{\ell_{y_j} \cdot p_{m_{a,j}}}{\ell_{m_{a,j}} \cdot h_{B_{a,j}}} \right). \quad (1)$$

Для кожної пари вершин u_a і u_i , використовуючи вираз (1), розраховуються значення $u_{a,i}$ та $u_{i,a}$, які в загальному випадку можуть не дорівнювати один одному. Відповідно до $u_{a,i}$ і $u_{i,a}$ розраховується середньоарифметичне значення максимальної інтенсивності потоку даних між вершинами u_a і u_i [8]:

$$\overline{u_{a,i}} = (u_{a,i} + u_{i,a}) / 2.$$

Для розподілу інформаційних потоків здійснюється пошук шляхів мінімальної ваги і мінімізується середня затримка пакету даних в ІТМ за рахунок мінімізації сумарного добутку значень довжин маршрутів і інтенсивностей потоків даних, що розподіляються по ним з урахуванням вимог, що пред'являються до живучості методів маршрутизації.

Середня затримка пакету даних в ІТМ для розподілу γ визначається як [4]:

$$T_p = \frac{1}{c_u} \cdot \sum_{j=1}^{h_r} \sum_{a=1}^{h_m} \left(c_{m_a^j} \cdot h_{w_a^j} \cdot \left(t_y + k_z \cdot \frac{\ell_p}{p_z} + \frac{\ell_o}{p_z} \cdot \ell_p \right) \right),$$

де c_u – сумарна інтенсивність розподілених потоків даних в ІТМ; h_r – кількість інформаційних потоків між множиною вузлів ІТМ; h_m – кількість маршрутів для передачі j -го потоку в розподілі γ ; $c_{m_a^j}$ – інтенсивність j -го потоку за маршрутом m_a^j ; $h_{w_a^j}$ – довжина маршруту, визначена кількістю каналів ПД, що входять до маршруту; t_y – середній час комутації пакету у вузлі; k_z – середній коефіцієнт завантаження каналів ПД; ℓ_o – середня довжина черги до каналу ПД; ℓ_p – середній об'єм пакету даних в ІТМ; p_z – середня пропускна здатність каналу ПД з урахуванням його завантаження,

Вираз для визначення середнього коефіцієнта завантаження каналів ПД має вигляд [4]:

$$k_z = \sum_{j=1}^{h_r} \sum_{a=1}^{h_m} \sum_{b=1}^{h_{w_a^j}} \frac{c_{w_{ab}^j}}{p_{w_{ab}^j}} / \sum_{j=1}^{h_r} \sum_{a=1}^{h_m} h_{w_a^j},$$

де $h_{w_a^j}$ – кількість каналів ПД маршруту m_a^j ; $c_{w_{ab}^j}$, $p_{w_{ab}^j}$ – сумарна інтенсивність переданих потоків даних та пропускна спроможність b -го каналу ПД, що входить в маршрут m_a^j .

Середня пропускна спроможність каналу ПД p_z з урахуванням його завантаження визначається виразом [8]:

$$p_z = \left(\sum_{j=1}^{h_r} \sum_{a=1}^{h_m} \sum_{b=1}^{h_{w_a^j}} k_{z_{ab}^j} \cdot p_{w_{ab}^j} \right) / \sum_{j=1}^{h_r} \sum_{a=1}^{h_m} h_{w_a^j},$$

де $k_{z_{ab}^j}$ – коефіцієнт завантаження b -го каналу ПД, що входить до складу маршруту m_a^j .

Використовуючи показник ефективності розподілу потоків даних в ІТМ, визначений як [7]:

$$F = \frac{1}{c_u} \cdot \sum_{j=1}^{h_r} \sum_{a=1}^{h_m} c_{m_a^j} \cdot \ell_{m_a^j}, \quad (2)$$

($\ell_{m_a^j}$ визначається виразом $\ell_{m_a^j} = \sum_{b=1}^{h_{w_a^j}} \ell_{w_b}$, ℓ_{w_b} –

довжина каналу передачі даних, що входить до складу маршруту m_a^j) сформулюємо завдання раціонального розподілу інформаційних потоків в ІТМ: знайти такий розподіл γ потоків даних, для якого вираз (2) приймає мінімальне значення при виконанні наступних умов:

1) сумарна інтенсивність розподілених потоків даних по каналу ПД не повинна перевищувати його пропускної спроможності;

2) затримка пакету даних на вибраному маршруті не повинна перевищувати значення T_{\max} ;

3) у кожному вузлі ІТМ передача даних у напрямі кінцевого адресата повинна здійснюватися по двох маршрутах з допущенням, що по одному з них може передаватися нульовий потік (рівень живучості).

Розподіл γ визначає сімейства множин $M^{(\gamma)}$, $M_v^{(\gamma)}$, множини $C_r^{(\gamma)}$, $C_w^{(\gamma)}$ та вектор $u_y^{(\gamma)}$, які формуються таким чином: $M^{(\gamma)} = \{M^1, \dots, M^{h_r}\}$ – сімейство множин $M^j = \{m_1^j, \dots, m_{h_m}^j\}$, h_m – кількість маршрутів для передачі j -го потоку в розподілі γ , $C_r^{(\gamma)} = \{c_{r_1}, \dots, c_{r_{h_r}}\}$ – множина інтенсивностей реалізуємих потоків даних; $C_w^{(\gamma)} = \{c_{w_1}, \dots, c_{w_{h_w}}\}$ – множина, кожний елемент якої c_{w_i} – сумарна інтенсивність переданих потоків даних по ребру $w_i \in W$ графа S ; $u_y^{(\gamma)} = (u_{y_1}, \dots, u_{y_{h_y}})$ – вектор, що визначає сумарну інтенсивність нерозподілених потоків даних

для кожної вершини $x \in Y$, $u_y(x) = \sum_{y=1}^{h_y} u_r(x, y)$,

$1 \leq x \leq h_y$, $1 \leq y \leq h_y$. Тоді розподіл ІІІ буде знайдено як розв'язок оптимізаційної задачі:

$$F^{(\gamma)} \rightarrow \min$$

при виконанні наступних умов:

- 1) $\forall w_{x,y} \in W \quad c_w(x,y) \leq p_w(x,y)$;
- 2) $\forall r_{x,y} \in R \quad c_r(x,y) \leq u_r(x,y)$;
- 3) $\forall m \in M \quad T_m \leq T_{\max}$;
- 4) $c_u \leq \sum_{r_{x,y} \in R} u_r(x,y)$; $m_w^1(x,y) \neq 0$ $m_w^2(x,y) \neq 0$.

Висновок

Результатом розподілу інформаційних потоків в ІТМ є сформоване сімейство множини маршрутів $M^{(\gamma)}$, що визначає маршрути передачі даних між кожною парою вузлів ІТМ і значення

інтенсивностей потоків даних, що розподіляються по них. При цьому для кожної пари вузлів ІТМ визначаються два незалежні маршрути передачі даних, що не мають загальних каналів ПД. При розподілі мінімізований вплив поточного трафіку на зміну стану каналу ПД за рахунок обліку максимальних значень інтенсивностей потоків даних при їх розподілі по маршрутах. Також мінімізована середня затримка пакету даних в ІТМ за рахунок знаходження мінімального сумарного добутку значень довжин маршрутів і інтенсивностей потоків даних, що розподіляються по них. **Напрямок подальших досліджень** – розробка алгоритму управління розподілом інформаційних потоків мінімальної обчислювальної складності.

Список літератури

1. Заика А. Компьютерные сети / А. Заика. – М.: ИД "Олма-Пресс", 2006 – 448 с.
2. Лосев Ю.И. Математическая модель процесса информационного обмена при многопутевой передаче / Ю.И. Лосев, К.М. Руккас, С.И. Шматков // Системы управления, навигации та зв'язку. – К.: ДП «ЦНДІ НГУ», 2010. – Вип. 1 (13). – С. 205-209.
3. Олифер В.Г. Компьютерные сети. Принципы, технологии, протоколы. 4-е изд. / В.Г. Олифер, Н.А. Олифер. – СПб.: Питер, 2012. – 943 с.
4. Основы компьютерных сетей / Под ред. Л.Г. Гагариной. – М.: ИНФРА-М, 2007. – 272 с.
5. Антонов В.М. Комп'ютерні мережі військового призначення / В.М. Антонов, О.О. Пермяков. – К.: МК-Прес, 2005. – 320 с.
6. Гольдштейн А.Б. Технология и протоколы MPLS / А.Б. Гольдштейн, Б.С. Гольдштейн. – СПб.: БХВ-Санкт-Петербург, 2005. – 304 с.
7. Еришов В.А. Мультисервисные телекоммуникационные сети / В.А. Еришов, Н.А. Кузнецов. – М.: МГТУ им. Н.Э. Баумана, 2003. – 432 с.
8. Кучук Г.А. Управление ресурсами инфотелекоммуникаций / Г.А. Кучук, Р.П. Гахов, А.А. Пашнев. – М.: Физматлит, 2006. – 220 с.

Надійшла до редколегії 27.09.2012

Рецензент: д-р техн. наук проф. О.В. Бпрабаш, Національний університет оборони України, Київ.

УПРАВЛЕНИЕ РАСПРЕДЕЛЕНИЕМ ПОТОКОВ ДАННЫХ В ИНФОРМАЦИОННО-ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННЫХ СЕТЯХ

Ю.И. Субач

Предложен метод управления распределением потоков данных в информационно-телекоммуникационных сетях (ИТМ), который позволяет обеспечить передачу и распределение больших объемов информации между взаимодействующими абонентами ИТМ в масштабе времени, приближенном к реальному, при большом количестве транзитных узлов.

Ключевые слова: информационно телекоммуникационная сеть, канал передачи данные, стративая структура.

CONTROL OF DATA FLOWS DISTRIBUTING IS IN TELECOMMUNICATION NETWORKS

Yu.I. Subach

The method of control of data flows distributing is offered in telecommunication networks (TN), which allows to provide a transmission and distributing of large volumes of information between the interactive subscribers of TN in a scale time, close to the real, at plenty of transit knots.

Keywords: informatively telecommunication network, a channel of transmission is information, structure of strat.