

## РОЗРАХУНОК МАКСИМАЛЬНИХ ЗНАЧЕНЬ ІНТЕНСИВНОСТІ ПОТОКІВ ДАНИХ МІЖ ОКРЕМИМИ ВУЗЛАМИ ІНФОКОМУНІКАЦІЙНОЇ МЕРЕЖІ

Розглядаються питання визначення максимального значення інтенсивності потоків даних між окремими вузлами мережі. Проведений аналіз підходів в прогнозуванні поведінки інформаційного потоку. Проведено дослідження параметрів, що характеризують канал передачі даних. Проведено дослідження поведінки складної багатофазної системи масового обслуговування. Досліджено складові частини адаптивної маршрутизації з її здатністю швидко реагувати на зміни топології мережі або навантаження.

**Ключові слова:** інфокомунікаційна мережа, інформаційний потік, передача даних, вузли комутації.

### Вступ

Для виконання розподілу інформаційних потоків в інфокомунікаційних мережах необхідно провести попередній розрахунок значень інтенсивності потоків даних, що циркулюють в ній. Спосіб розрахунку максимальних значень інтенсивності потоків даних між окремими вузлами мережі є складовою частиною методу адаптивної маршрутизації. Адаптивна маршрутизація передбачає пристосування алгоритму маршрутизації до реального стану мережі.

Проблема маршрутизації полягає у виборі шляху, яким рухається пакет у багато вузловій мережі. Цей шлях повинен задовольняти певні вимоги, а саме: найшвидше передавання даних з найменшими спотвореннями.

### Основна частина

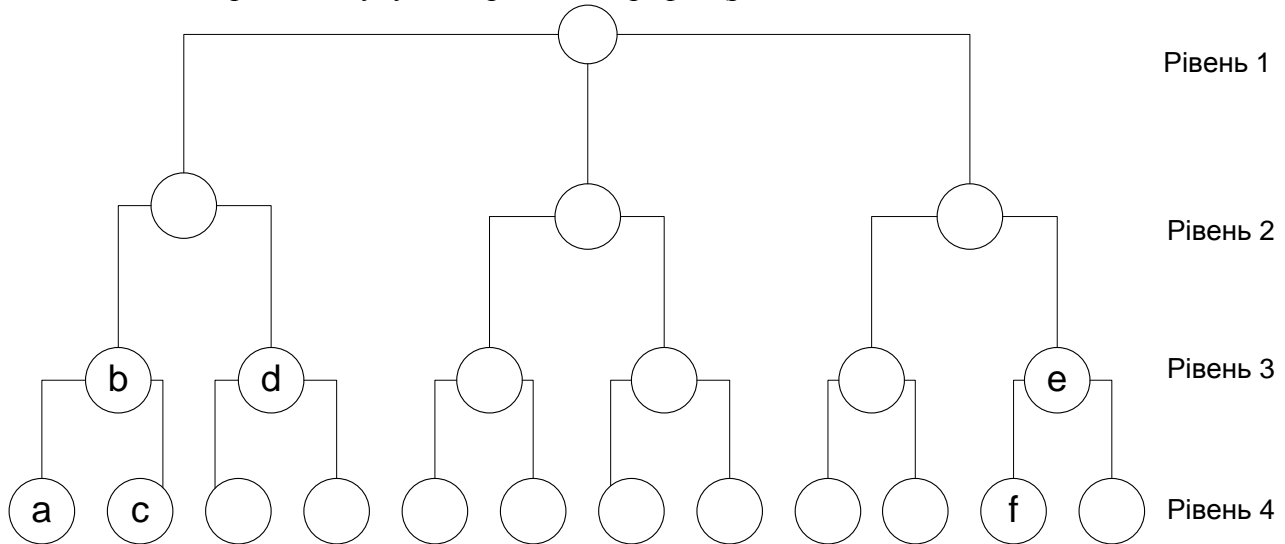
Дані на передачу від вузлів мережі надходять у випадкові моменти часу  $t$ . Тривалість передачі кожного окремого пакета даних також є величиною випадковою. Сукупність вузлів мережі породжує стохастичний потік даних інтенсивністю  $u$ , обслуговування якого реалізують вузли комутації (ЦКП) інфокомунікаційної мережі. Мережа передачі даних, що містить сукупність ЦКП, являє складну багатофазну систему масового обслуговування (СМО), бо один і той же пакет даних обслуговується низкою ЦКП. Дослідимо поведінку однофазної СМО, що характеризує роботу окремого вузла мережі. Домовимося розглядати систему в стаціонарному режимі функціонування. У реальних мережах ця умова на тривалому відрізку часу (доба) не дотримується. Однак на обмежених інтервалах часу ( $t_0 \leq 1$  година) можна припустити стаціонарність потоку даних.

Прийнято вважати, що проміжки між надходженням пакета даних на передачу, породжуваних вузлами мережі, незалежні і однаково розподілені. Формуючи модель інфокомунікаційної мережі, припускають, що потік даних має властивості ординарності і відсутності наслідків. Імовірність того, що за час  $t_0$  буде отримано рівно  $h$  пакетів даних при інтенсивності потоку даних  $u$ , дорівнює:  $P_h(t_0) = \frac{(u \cdot t_0)^h}{h!} \cdot e^{-u \cdot t_0}$ ; математичне очікування числа пакетів даних, що потрапляють на ділянку часу  $t_0$ , рівне  $m = u \cdot t_0$ ; дисперсія пуассонівського розподілу дорівнює його математичному очікуванню:

$\delta = u \cdot t_0$ . Це означає, що число пакетів даних, що надходять в одиницю часу, може коливатися в досить широких межах, що відповідає фізичній природі явища.

Потік даних, як і будь-який випадковий процес, можна характеризувати деяким сталим значенням  $u_{a,i}$ . Ця характеристика враховує не миттєву кількість даних, що передається з вузла  $u_a$  у вузол  $u_i$ , характерну для швидкості передачі, а характер її зміни в часі. На практиці значення інтенсивності потоку даних між окремими вузлами мережі можна знайти, виходячи з принципу, притаманного взаємодії двох об'єктів мережі, за яким інтенсивність обміну даними між вузлами прямо пропорційно добутку потужностей вузлів і пропускних спроможностей каналів ПД між ними і обернено пропорційна відстані між цими вузлами.

Для цього ПД задамо за допомогою неорієнтованого зваженого графа  $S = (Y, \varphi_y, W, l_w, p_w)$ ,  $Y$  – множина вершин  $y_i \in Y$  графа  $S$ , що знаходяться в ізоморфізмі з вузлами мережі, їх число  $h_y = |Y|$ ;  $\varphi_y: Y \rightarrow N_+$  - вагова функція, що визначає кожному вузлу  $y_i$  продуктивність його ЕОМ  $\varphi_{y_i}$  (опер/с);  $W = \langle Y \times Y \rangle$  - безліч ребер графа  $S$ . (Ребро  $w_{a,i} \in W$  визначено в графі  $S$  між вершинами  $y_a$  та  $y_i$  якщо між відповідними вузлами є канал передачі даних);  $l_w: W \rightarrow N_+$  - вагова функція, що визначає кожному каналу ПД  $w_{a,i} \in W$  пропускну здатність  $p_{w_{a,i}}$ . Для множини вершин  $Y$  будується рівневий граф  $B$  (рис. 1)



$$h_{Ba, b} = 1; h_{Ba, c} = 2; h_{Ba, d} = 3; h_{Ba, e} = 5; h_{Ba, f} = 6;$$

Рис. 1. Рівневий граф  $B$  підпорядкованості вузлів інфокомунікаційної мережі

і формується матриця  $H_B = \|h_{B_{a,i}}\|$ , де  $h_{B_{a,i}}$  кількість рівнів ієрархії мережі, через яке необхідно пройти пакету даних при обміні між вершинами  $y_a$  та  $y_i$ .

Рівневий граф відображає адміністративну підпорядкованість вузлів системам ПД. Так, для АСУ корпорацією, схема якої наведена на рис.3, рівню 3 відповідає рівень управління корпорацією; рівню 2 - регіональні відділення корпорації, рівню 1 - місцеві відділення корпорації. Інтенсивність потоків даних, що циркулюють між вузлами по вертикалі, як правило, більше ніж між вузлами, що знаходяться на одному рівні.

За допомогою алгоритму Данцига визначаються найкоротші шляхи між кожними двома вершинами  $y_a$  та  $y_i$  графа  $S$  і формується матриця

$$L_m = \|l_{m_{a,i}}\|,$$

де  $l_{m_{a,i}}$  - довжина найкоротшого шляху між вершинами  $y_a$  та  $y_i$ . Пропускна здатність шляху між вершинами  $y_a$  та  $y_i$  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  $w_j$  графа  $S$ , що входить до складу шляху  $m_{a,i}$ .

Позначимо через  $u_a$  максимальне значення сумарної інтенсивності потоків даних вершини  $y_a$ , якими вона обмінюється з усіма вершинами безлічі  $Y$ , а через  $u_a$ , і максимальне значення інтенсивності потоку даних між вершинами  $y_a$  та  $y_i$ . Тоді максимальне значення сумарної інтенсивності обміну даними вершини  $y_a$  з усіма іншими вершинами безлічі  $Y$ , визначається виразом:

$$u_a = \frac{l_p \cdot \varphi_{y_a} \cdot p_{m_a} \cdot \sum_{i=1}^{h_y} l_{y_i} \cdot \sum_{i=1}^{h_y} h_{B_i}}{h_y \cdot h_0 \cdot \sum_{i=1}^{h_y} p_{m_i} \cdot l_{y_a} \cdot h_{B_a}}$$

де  $l_p$  - довжина пакету даних;  $l_p = 1024 \div 16384$  біт;  $p_{m_a}$  - середньозважена пропускна здатність шляху між  $u_a$ -ою і іншими вершинами множини  $Y$ , що розраховується як

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

$l_{y_a}$  - середньозважена відстань між  $u_a$ -ою і іншими вершинами множини  $Y$ , яка розраховується як

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

$h_{B_a}$  - середньозважений радіус графа  $B$  з центром у вершині  $u_a$ , рівний

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

$h_0$  - число службових операцій процесора ЕОМ, між окремими операціями введення-виведення пакета даних в канал ПД, зазвичай, приймають  $h_0 = 10^6 \div 2 \cdot 10^6$  опер.

Так як  $u_a$  - максимальне значення сумарної інтенсивності обміну даними вершини  $u_a$ , то важливу роль відіграє розподіл  $u_a$  між іншими вершинами множини  $Y$ . Отримане значення  $u_a$  розподіляється між взаємодіючими вершинами, зокрема з вершини  $u_i$ , у відповідності з виразом :

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

Для кожної пари  $u_a$  та  $u_i$ , використовуючи вище приведений вираз, розраховуються значення  $u_{a,i}$  і  $u_{i,a}$ , які в загальному випадку можуть бути не рівні один одному.

Відповідно до  $u_{a,i}$  і  $u_{i,a}$  розраховується середньоарифметичне максимальне значення інтенсивності потоків даних між  $u_a$ -ою і  $u_i$ -ою вершинами:

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

Перерахунок максимальних значень інтенсивностей потоків даних між вузлами мережі здійснюється у разі зміни її структури.

Для фрагменту мережі, представленого на рис.2, результати розрахунку максимальних значень інтенсивностей потоків даних між окремими вузлами мережі, наведено в табл. 1.

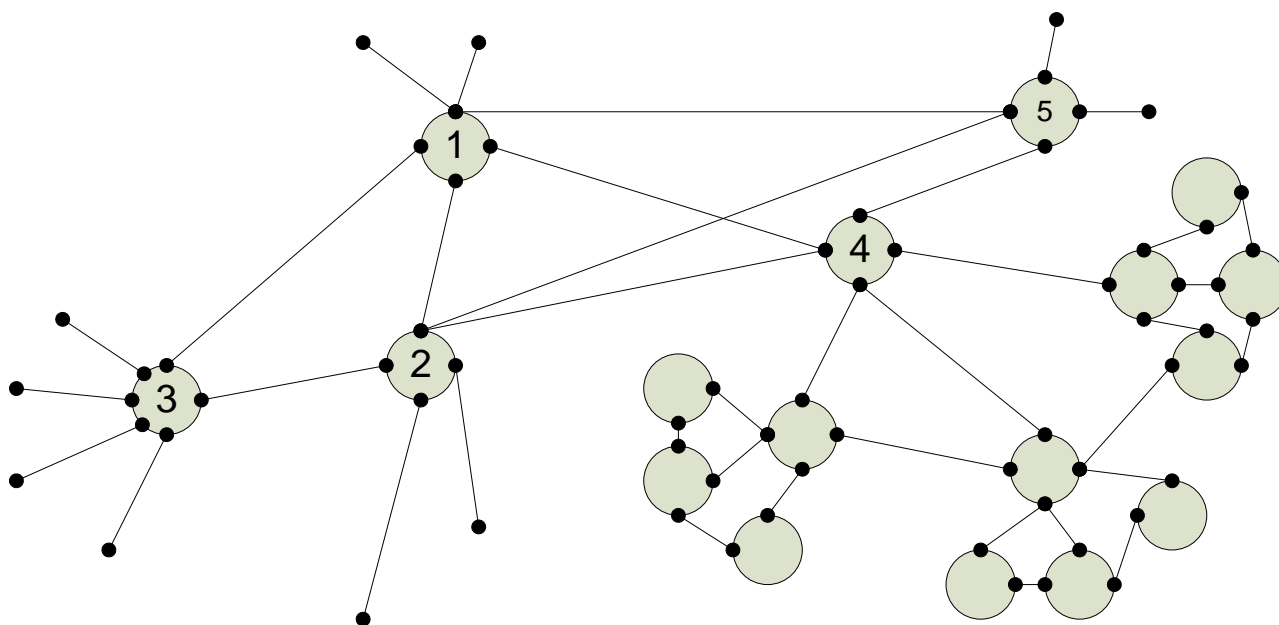


Рис. 2. Неорієнтований лінійний граф фрагменту мережі

Таблиця 1

Максимальне значення інтенсивностей потоків даних між відокремленими вузлами мережі

Номер вузла	Вузол	$u_a$ , біт/с	Номер вузла				
			1	2	3	4	5
1	Київ	18665	-	8231	2486	4159	3789
2	Хмельницький	28428	8207	-	10347	5547	4327
3	Львів	14644	2247	9378	-	1636	1383
4	Кіровоград	14759	3379	4521	1471	-	5388
5	Кременчук	12147	2825	3236	1141	4945	-

### Висновок

Таким чином, запропонований спосіб оцінки інформаційних потоків, що циркулюють в інфокомунікаційних мережах, дозволяє визначити максимальне значення інтенсивності потоків даних між окремими вузлами мережі, з урахуванням ієрархії їх розташування і відстані між ними. Отримання значення інтенсивностей потоків даних використовуються при проведенні їх розподілу в процесі адаптивної маршрутизації інформаційних потоків.

### Література

1. Козелков С.В., Королев А.В., Пашнев А.А. Маршрутизация в распределенных телекоммуникационных сетях / Козелков С.В., Королев А.В., Пашнев А.А. – Х.:ХВУ, 2003. -224с.
2. Босько В.В. Разработка метода прогнозирования поведения информационного потока в телекоммуникационной сети / В.В. Босько // Збірник наукових праць Харківського університету Повітряних Сил, 2010, випуск 3(25)
3. Мережі майбутнього: Цільові установки і цілі проектування // Рекомендація МСС-Т У.3001.
4. Телекоммуникационные системы и сети : учебное пособие. В 3 томах. Том 3. – Мультисервисные сети / В.В. Величко, Е. А. Субботин, В. П. Шувалов, А. Ф. Ярославцев; под ред. В. П. Шувалова. – Москва : Горячая линия – Телеком, 2005. – 592 с.

Надійшла 19.06.2015 р.

Рецензент: д.т.н., проф. Дудикевич В.Б.