

**Козелков С. В., Сторчак К. П., Бондарчук А. П.**

*Державний університет телекомунікацій, Київ*

### **СИНТЕЗ МАТЕМАТИЧНОЇ МОДЕЛІ РОЗПОДІЛУ ІНФОРМАЦІЇ ДЛЯ МІНІМІЗАЦІЇ ЗАТРИМКИ ДАНИХ В СУПУТНИКОВІЙ СИСТЕМІ**

*Запропонована математична модель та алгоритм розподілу інформаційних потоків, що дозволяє мінімізувати середню затримку пакета даних в супутниковій кластерній багатofункціональній інформаційній системі. Алгоритм враховує вимоги до надійності методів маршрутизації, забезпечуючи передачу даних по двох незалежних маршрутах без виконання перерозподілу інформаційних потоків.*

**Ключові слова:** супутникова кластерна багатofункціональна інформаційна система, маршрутизація, алгоритм Дейкстри, затримка пакета, розподіл інформаційних потоків

**Kozelkov S. V., Storchak K. P., Bondarchuk A. P.**

*State University of Telecommunications, Kyiv*

### **SYNTHESIS OF THE MATHEMATICAL MODEL OF INFORMATION DISTRIBUTION FOR MINIMIZING THE DELAY OF DATA IN THE SATELLITE SYSTEM**

*The paper proposes a mathematical model for the distribution of information flows, which searches for paths of minimal weight and allows to minimize the average delay of a data packet in satellite cluster multifunctional information system (SCMIS). The paper defines the average data delay in the SCMIS, the average load factor for data transmission channels, the average bandwidth of the channel, taking into account its loading, the proposed indicator of the efficiency of the distribution of information streams over routes. The problem of rational distribution of information flows in the SCMIS is formulated, which consists in finding such distribution of data streams along routes, for which the efficiency of the distribution of data streams along the routes will receive the minimum value under the conditions not exceeding the value of the intensity of distributed data streams on the duct channel above the bandwidth, the maximum the value of the data packet delay, and also takes into account that the data transmission must be carried out in two routes, to ensure a high level of reliability ones. When solving a given task, a basic distribution of data flows and routes is formed, a tree for determining the routes using the Dykextry algorithm is constructed. The authors propose an algorithm, which takes into account the requirements for the reliability of routing methods, ensuring the transfer of data in two independent routes, which allows, to exchange information on a spare route without re-distribution of information flows. This makes it possible to significantly reduce the service data flows in the SCMIS, caused by gathering information about the status of downloading data channels.*

**Keywords:** satellite cluster multifunctional information system, routing, Dykextry algorithm, packet delay, distribution of information streams

**Козелков С. В., Сторчак К. П., Бондарчук А. П.**

*Государственный университет телекоммуникаций, Киев*

### **СИНТЕЗ МАТЕМАТИЧЕСКОЙ МОДЕЛИ РАСПРЕДЕЛЕНИЯ ИНФОРМАЦИИ ДЛЯ МИНИМИЗАЦИИ ЗАДЕРЖКИ ДАННЫХ В СУПУТНИКОВОЙ СИСТЕМЕ**

*Предложена математическая модель и алгоритм распределения информационных потоков, позволяющие минимизировать среднюю задержку пакета данных в спутниковой кластерной многофункциональной информационной системе. Алгоритм учитывает требования к надежности методов маршрутизации, обеспечивая передачу данных по двум независимым маршрутам без выполнения перераспределения информационных потоков.*

**Ключевые слова:** спутниковая кластерная многофункциональная информационная система, маршрутизация, алгоритм Дейкстри, задержка пакета, распределение информационных потоков

© Козелков С. В., Сторчак К. П., Бондарчук А. П., 2018

## 1. Вступ. Постановка задачі

Сучасні досягнення в області телекомунікацій, супутникових систем та обчислювальних систем стали причиною розширення інформаційної взаємодії між окремими елементами системи. Це призвело до різкого збільшення об'ємів інформації, що циркулює в обчислювальних системах і каналах передачі даних.

Не дивлячись на множину розроблених методів маршрутизації інформаційних потоків, до цього часу не вдавалося вирішити задачу створення методу маршрутизації, що забезпечив би здійснення передачі та розподілу великих об'ємів інформації в реальному часі множиною взаємодіючих абонентських пунктів мережі, розташованих на значній відстані один від одного з великою кількістю транзитних вузлів, не потребуючих великих затрат на їх реалізацію.

Так, статичні методи маршрутизації маючи відносно просту реалізацію, дозволяють забезпечити оперативний обмін інформацією в мережі при невисокому завантаженні використовуваних каналів передачі даних [1]. Подальше збільшення завантаження каналів передачі даних призводить до виникнення часткових блокувань в мережі при різкому збільшенні затримки пакетів даних в ній.

Динамічні методи маршрутизації забезпечують низьку затримку пакетів даних в мережі при високих значеннях завантаження каналів передачі даних, однак вони складні в реалізації і вимогливі до ресурсів використовуваних обчислювальних засобів [2].

Авторами пропонується метод адаптивної маршрутизації інформаційних потоків, заснований на поєднанні можливостей як статичного, так і динамічного методів маршрутизації, що забезпечує адаптацію процесу маршрутизації інформаційних потоків до змін структури інформаційної мережі передачі даних і характеристик використовуваних каналів передачі даних, що враховує максимальне значення інтенсивностей потоків даних при їх розподілу по маршрутам і дозволяє мінімізувати середню затримку пакету даних в мережі і не потребує великих затрат на їх реалізацію.

*Метою статті* є адаптація процесу маршрутизації інформаційних потоків до змін структури інформаційної мережі та мінімізація середньої затримки пакета даних в мережі.

## 2. Основні визначення та задача розподілу інформаційних потоків в СКБІС

Середня затримка даних в СКБІС  $T_p^{(\gamma)}$  для розподілу  $\gamma$  визначається:

$$T_p = \frac{1}{c_u} \cdot \sum_{j=1}^{h_r} \sum_{a=1}^{h_m} \left( c_{m_a^j} \cdot h_{w_a^j} \cdot \left( t_y + k_z \cdot \frac{l_p}{p_z} + \frac{l_0}{p_z} \cdot l_p \right) \right),$$

де  $c_u$  – сумарна інтенсивність розподілених потоків даних в СКБІС;

$h_r$  – число інформаційних потоків між множиною вузлів мережі;

$h_m$  – число маршрутів для передачі  $j$ -го потоку в розподілі  $\gamma$ ;

$c_{m_a^j}$  – інтенсивність  $j$ -го потоку по маршруту  $m_a^j$ ;

$h_{w_a^j}$  – довжина маршруту  $m_a^j$ , визначається числом каналів передачі даних (ПД), що входять в маршрут;

$t_y$  – середній час комутації пакета в вузлі;

$k_z$  – середній коефіцієнт завантаження каналів ПД;

$l_0$  – середня довжина черги до каналу ПД;

$l_p$  – середній об'єм пакета (в бітах), що передаються в мережі даних;

$p_z$  – середня пропускна здатність каналу ПД з урахуванням його завантаження.

Вираз для визначення середнього коефіцієнта завантаження каналів ПД має вигляд:

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

де  $h_{w_a^j}$  – число каналів ПД, що входять в маршрут  $m_a^j$ ;

$c_{m_{ab}^j}$  – сумарна інтенсивність переданих потоків даних по b-му каналу ПД, що входить в маршрут  $m_a^j$ ;

$p_{w_{ab}^j}$  – пропускна здатність b-го каналу ПД, що входить в маршрут  $m_a^j$ .

Середня пропускна здатність каналу ПД  $p_z$  з урахуванням його завантаження визначається виразом:

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

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

Використовуючи обраний показник ефективності розподілу потоків даних по маршрутам  $F^{(\gamma)}$ , який визначається виразом

$$F = \frac{1}{c_u} \sum_{j=1}^{h_r} \sum_{a=1}^{h_m} c_{m_a^j} \cdot l_{m_a^j},$$

сформулюємо завдання раціонального розподілу інформаційних потоків в СКБІС.

Необхідно знайти такий розподіл  $\gamma$  потоків даних за маршрутами, для якого цей вираз приймає мінімальне значення при виконанні наступних умов:

– сумарна інтенсивність розподілених потоків даних по каналу ПД не повинна перевищувати його пропускної здатності;

– затримка пакета даних на обраному маршруті не повинна перевищувати заданого значення  $T_{\max}$ ;

– в кожному вузлі мережі передача даних в напрямку кінцевого адресата повинна здійснюватися за двома маршрутами з допущенням, що по одному з них може передаватися потік, інтенсивність якого дорівнює нулю.

Остання умова пов'язана з необхідністю забезпечення високого рівня надійності методів маршрутизації в умовах можливих відмов каналів передачі даних.

Будемо вважати, що в умовах побудови відмовостійких центрів комутації пакетів (ЦКП) за модульним багатопроцесорним принципом відмова вузла мережі – малоймовірна подія, і тому недоцільно вимагати, щоб два маршрути передачі даних між вузлами однієї пари не мали загальних транзитних вузлів (ЦКП), проте ці маршрути не повинні мати спільних каналів передачі даних. Наявність тільки двох напрямків передачі даних з вузла за однією адресою дозволяє істотно спростити маршрутизацію пакетів при реалізації протоколу мережевого рівня.

### 3. Розробка алгоритму розподілу інформаційних потоків

Задамо СКБІС за допомогою неорієнтованого зваженого по ребрах графа  $S = (Y, W, p_w, l_w)$ , що визначає наявність, пропускну здатність і довжину каналів передачі даних між вузлами мережі. Неорієнтований, зважений по ребрах граф  $U = (Y, R, u_r)$  визначає інтенсивності потоків даних між вузлами, які необхідно розподілити в СКБІС.

Для графів  $S$  і  $U$  прийняті наступні позначення:

$Y = \{y_1, \dots, y_{h_y}\}$  – перенумерована множина вершин графів  $S$  і  $U$ , що знаходяться в ізоморфізмі до вузлів мережі;  $h_y = |Y|$  – число вершин графів  $S$  і  $U$ ;  $W = \{w_1, \dots, w_{h_w}\}$  – перенумерована множина ребер графа  $S$ , що знаходяться в ізоморфізмі до каналів передачі даних ІМ;  $h_w = |W|$  – число ребер графа  $S$ ;

$p_w : W \rightarrow N_+$  – вагова функція, яка визначає кожному ребру  $w_i \in W$  пропускну здатність  $p_{w_i}$ ,  $1 \leq i \leq h_w$ ;

$l_w : W \rightarrow N_+$  – вагова функція, яка визначає кожному ребру  $w_i \in W$  довжину каналу ПД в кілометрах,  $l_{w_i}$ ;

$R = \{r_1, \dots, r_{h_r}\}$  – перенумерована множина ребер графу  $U$ .

Ребра  $r_j \in R$ ,  $1 \leq j \leq h_r$  з'єднують дві вершини графа  $U$ , якщо між відповідними вузлами проводиться обмін інформацією. Число ребер графа  $U$  позначимо  $h_r = |R|$ . Значення інтенсивності потоку даних, який повинен бути переданий по ребру  $r_j$ , задано ваговою функцією  $u_r : R \rightarrow N_+$ , що визначає кожному ребру  $r_j \in R$  графа  $U$  інтенсивність потоку  $u_{r_j}$ .

Також, задамо об'єм  $I_p$  пакета переданих в СКБІС даних; коефіцієнт завантаження каналу ПД  $k_z$  з визначено допустимим перевантаженням  $k_{z_{\max}} = 2 \cdot k_z$ ; час комутації пакета даних в вузлі  $t_y$  (для вузлів, що є передавачами і приймачами пакетів, час комутації дорівнює  $t_y/2$ ); матриці  $M_w^1(y)$ ,  $M_w^2(y)$  – квадратні, розміру  $h_y = |Y|$ , що визначають імена ребер, інцидентних вершині  $x \in Y$ , по яким спрямовуються потоки даних з вершин  $x$  до всіх адресатів множини  $Y$ . Кожен елемент  $m_w^1(x, y)$  та  $m_w^2(x, y)$  матриць  $M_w^1(y)$  та  $M_w^2(y)$  визначає ребро  $w_{x,y} \in W$  графа  $S$ , інцидентне вершині  $x \in Y$ , по якому спрямовуються потоки по одному або декількома маршрутами до адресата  $y \in Y$ . В матрицях  $M_w^1(y)$  і  $M_w^2(y)$  діагональні елементи дорівнюють нулю:

$$m_w^1(x, x) = m_w^2(x, x) = 0.$$

Перед початком розподілу потоків даних всі елементи матриць  $M_w^1(y)$  і  $M_w^2(y)$  також дорівнюють нулю. В кінцевому розподілі ці елементи, виключаючи діагональні, повинні мати значення, відмінні від нуля. Наявність двох елементів  $m_w^1(x, y)$  і  $m_w^2(x, y)$  говорить про те, що в один кінцевий адрес з кожної вершини  $x \in Y$  може бути не більше двох напрямків передачі потоків даних.

Розподіл  $\gamma$  потоків даних, переданих в СКБІС, що задана за допомогою графів  $S$  і  $U$ , можна представити як кортеж

$$\gamma = M^{(y)}, M_v^{(y)}, C_r^{(y)}, C_w^{(y)}, u_y^{(y)}$$

сімейств множин  $M^{(y)}$ ,  $M_v^{(y)}$ , множин  $C_r^{(y)}$ ,  $C_w^{(y)}$  і вектора  $u_y^{(y)}$ .

Розглянемо окремо кожен складову даного кортежу.

$M^{(\gamma)} = \{M^1, \dots, M^{h_r}\}$  – сімейство множин  $M^j = \{m_1^j, \dots, m_{h_m}^j\}$ , складених з маршрутів, де  $j$ -й потік в розподілі  $\gamma$ ;  $h_m$  – число маршрутів для передачі  $j$ -го потоку в розподілі  $\gamma$ . Кожному маршруту  $m_a^j, 1 \leq a \leq h_m$   $\langle W_{m_a}^j, h_{m_a}^j, c_{m_a}^j \rangle$ , де  $W_{m_a}^j = \{w_{m_{a_1}}^j, \dots, w_{m_{a_{h_{w_a}^j}}}^j\}$  – множина, що визначає склад маршруту (в переліку ребер) графа  $S$ , кожен елемент якого  $w_{m_{a_b}}^j, 1 \leq b \leq h_{w_a}^j$ , є ребро множини  $W$  графа  $S$ ;  $h_{w_a}^j$  – довжина маршруту  $m_a^j$ , що визначається числом ребер, з яких складений маршрут;  $c_{m_a}^j$  – значення інтенсивності  $j$ -го потоку по маршруту  $m_a^j$ . Відзначимо, що в множині  $W_{m_a}^j$  елементи  $w_{m_{a_b}}^j$  розташовані відповідно до їх порядку проходження по маршруту.

$M_v^{(\gamma)} = \{M_v^1, \dots, M_v^{h_w}\}$  – сімейство множин  $M_v^i, 1 \leq i \leq h_w$ . Кожна множина  $M_v^i = \{m_{v_1}^i, \dots, m_{v_\beta}^i\}$  складена з імен маршрутів, які включають ребро  $i \in W$  графа  $S$ ,  $\beta$  – число маршрутів, що проходять по ребру  $i$ .

$C_r^{(\gamma)} = \{c_{r_1}, \dots, c_{r_{h_r}}\}$  – множина, що визначає інтенсивності реалізованих потоків даних в розподілі  $\gamma$  між кожною парою вершин, пов'язаних в графі  $U$  ребром. Елемент  $c_{r_j} \in C_r^{(\gamma)}$  визначає інтенсивність розподіленого потоку між  $j$ -й парою вершин графа  $U$ ;  $\forall r_j \in R \exists c_{r_j} = \sum_{a=1}^{h_m} c_{m_a}^j$ .

$C_w^{(\gamma)} = \{c_{w_1}, \dots, c_{w_{h_w}}\}$  – множина, кожен елемент якої  $c_{w_i}$  є сумарна інтенсивність переданих потоків даних по ребру  $w_i \in W$  графа  $S$  в розподілі  $\gamma$ :

$$\forall w_i \in W \exists c_{w_i} = \sum_{j=1}^{h_r} \sum_{a=1}^{h_m} c_{m_a}^j \cdot k_a^j, \text{ де } k_a^j = \begin{cases} 0, & w_i \notin m_a^j; \\ 1, & w_i \in m_a^j. \end{cases}$$

$u_y^{(\gamma)} = \{u_{y_1}, \dots, u_{y_{h_y}}\}$  – вектор, який визначає сумарну інтенсивність нерозподілених

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

Затримка пакета даних на маршруті  $m \in M$ , що складається з декількох ребер графа  $S$ , визначається виразом

$$T_m = \sum_{w_{x,y} \in W} t_w(x, y).$$

Вираз для визначення часу передачі пакету даних по ребру  $w_{x,y} \in W$  графа  $S$  має вигляд:

$$t_w(x, y) = t_y(x) + k_{z_{\max}}(x, y) \cdot \frac{l_p}{p_z(x, y)} + \frac{l_0(x, y)}{p_z(x, y)} \cdot l_p,$$

де  $t_y(x)$  – час комутації даних у вузлі  $x$ ;

$k_{z_{\max}}(x, y)$  – максимальний коефіцієнт завантаження ребра  $w_{x,y}$ ;

$l_0(x, y)$  – довжина черги пакетів даних до ребра  $w_{x,y}$ ;

$l_p$  – об'єм пакета даних, що передаються по маршруту  $m$ ;

$p_z(x, y)$  – пропускна здатність ребра  $w_{x,y}$  з урахуванням його максимального завантаження.

З огляду на вищенаведене можна дати формалізовану постановку задачі розподілу інформаційних потоків по маршрутам.

Задані графи  $S = (Y, W, p_w, l_w)$ ,  $U = (Y, R, u_r)$  і відповідні значення параметрів  $l_p, k_z, t_y, T_{\max}, M_w^1(\gamma) = M_w^2(\gamma) = 0$ . Потрібно розподілити потоки даних за маршрутами в мережі, тобто сформувати сімейства множин  $M^{(\gamma)}, M_v^{(\gamma)}$ , множини  $C_r^{(\gamma)}, C_w^{(\gamma)}$  і вектор  $u_y^{(\gamma)}$  і матриці  $M_w^1(\gamma), M_w^2(\gamma)$  таким чином, щоб при максимальному значенні сумарної інтенсивності розподілених потоків даних  $c_u$  і виконанні умов [2]:

$$\forall w_{x,y} \in W, c_w(x, y) \leq p_w(x, y);$$

$$\forall r_{x,y} \in R, c_r(x, y) \leq u_r(x, y);$$

$$c_u \leq \sum_{r_{x,y} \in R} u_r(x, y);$$

$$\forall m \in M, T_m \leq T_{\max}.$$

Щоб передача даних в напрямку кінцевого адресата здійснюється за двома маршрутами, тобто в матрицях  $M_w^1(\gamma)$  і  $M_w^2(\gamma)$  значення елементів  $m_w^1(x, y)$  і  $m_w^2(x, y)$  повинні бути відмінні від нуля, величина  $F^{(\gamma)}$  приймала мінімальне значення.

На першому етапі вирішення даного завдання формується базовий розподіл даних. Розподіл потоків даних і формування маршрутів проводиться послідовно для кожної вершини  $x \in Y$  графа  $U$ , у якої  $u_y(x) > 0$ . Виберемо з множини  $Y$  вершину  $x$ , що має максимальне значення  $u_y(x)$ . Для вершини  $x$  на базі графа  $S$  будується суграф

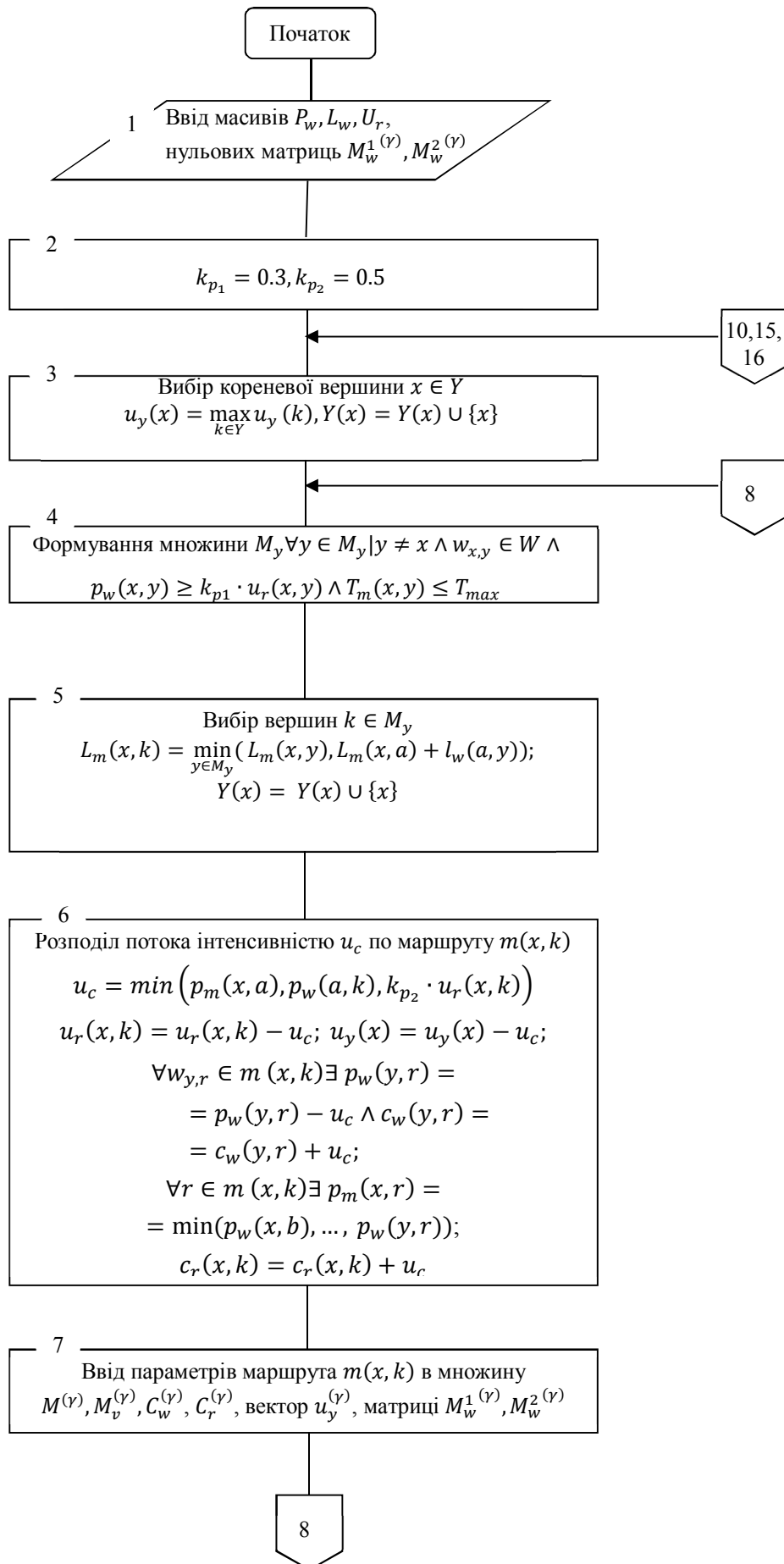
$$S(x) = (Y(x), W(x), p_w, l_w) \quad (Y(x) \subseteq Y, W(x) \subseteq W),$$

що є деревом і визначає маршрути передачі даних між вершиною  $x$  і всіма іншими вершинами множини  $Y$ . Для побудови дерева  $S(x)$  на окремих етапах при знаходженні найкоротших шляхів використаний алгоритм Дейкстри. В даному дереві, рухаючись від заданої вершини  $y \in Y$  до вершини  $x$ , легко знайти маршрут передачі даних між вершинами  $x$  і  $y$ . Маршрут є доступним і має довжину  $L_m(x, y)$ . Максимальна затримка пакета даних на маршруті визначається змінною  $T_m(x, y)$ .

Алгоритм, що реалізує рішення поставленої задачі, показаний на рис. 1.

#### 4. Висновки

Таким чином, запропонована математична модель розподілу інформаційних потоків дозволяє мінімізувати середню затримку даних в СКБІС за рахунок мінімізації сумарного добутку значень довжин маршрутів і інтенсивностей потоків даних, які розподіляються по ним при заданій величині сумарної інтенсивності розподілених потоків. Дана математична модель враховує вимоги до надійності методів маршрутизації, забезпечуючи передачу даних між кожною парою вузлів мережі по двох незалежних маршрутах, що дозволяє, в разі виходу з ладу одного з маршрутів передачі даних, проводити обмін високопріоритетної інформації по запасному маршруту без виконання перерозподілу інформаційних потоків. Це дає можливість істотно знизити службові потоки даних в СКБІС, викликані збиранням інформації про стан завантаження каналів передачі даних і розсилкою по вузлах мережі оновлень таблиць маршрутизації.



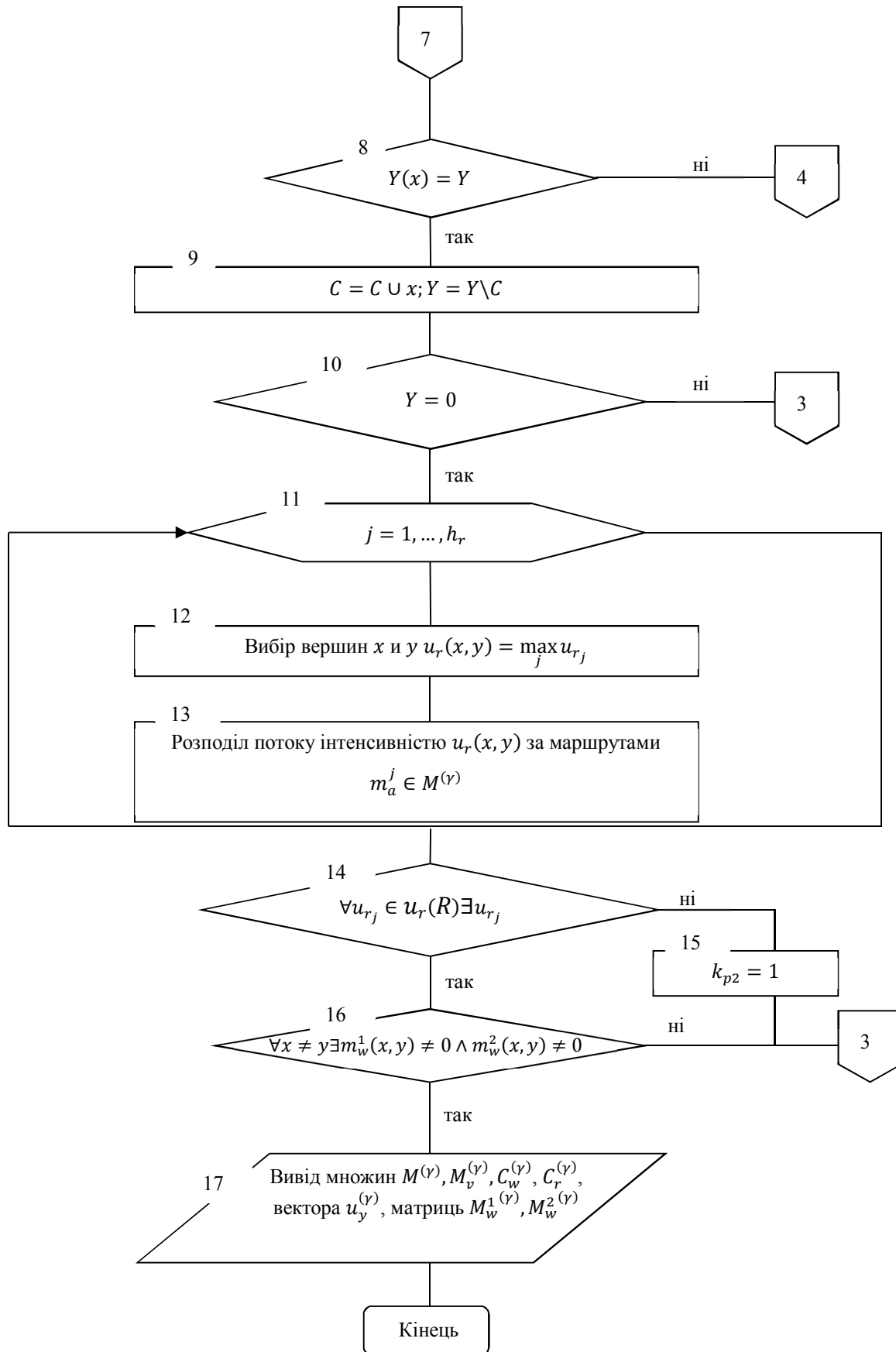


Рис. 1. Схема розподілу інформаційних потоків



**Список використаної літератури**

1. Дружинін С. В. Аналіз стратегій процедури маршрутизації в телекомунікаційній мережі військового призначення / С. В. Дружинін, О. К. Климович, О. М. Захараш // Збірник наукових праць Харківського національного університету Повітряних Сил. – 2009. – № 4(22). – С. 68-71.
2. Гурман І. В. Метод адаптивної маршрутизації в мережах передачі даних з урахуванням самоподібності трафіка / І. В. Гурман, В. В. Завадовський, І. В. Муляр // Збірник наукових праць Військового інституту Київського національного університету імені Тараса Шевченка. – 2014. – Вип. 46. – С. 166-170.
3. Королев А. В. Розподіл інформаційних потоків в обчислювальних мережах / А. В. Королев, Г. А. Кучук, А. А. Пашнев // Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті. – 1998. – №6. – С. 47-50.

**References (MLA)**

1. Druzhynin S. V., Klymovych O. K., and Zakharash O. M. "Analysis of Strategies of Routing Procedure in the Military Telecommunication Network." *Zbirnyk Naukovykh Prats Kharkivskoho Natsionalnoho Universytetu Povitryanykh Syl*. 4(22) (2009): 68-71. Print.
2. Gurman I. V., Zavadovskyi V. V., and Muliari I. V. "The Method of Adaptive Routing in Data Transmission Networks at Self-Similarity Traffic." *Zbirnyk Naukovykh Prats Viiskovoho Instytutu Kyivskoho Natsionalnoho Universytetu imeni Tarasa Shevchenka* 46. (2014): 166-170. Print.
3. Koroliiov A. V., Kuchuk G. A., and Pashnev A. A. "Distribution of Information Flows in Computer Networks." *Informatsiyno-Keruiuchi Systemy na Zaliznychnomu Transporti* 6 (1998): 47-50. Print.

**Автори статті**

**Козелков Сергій Вікторович** – доктор технічних наук, професор, директор Навчально-наукового інституту телекомунікацій та інформатизації, Державний університет телекомунікацій, Київ. Тел. +380 (44) 249-29-26. E-mail: nniti\_dut@ukr.net.

**Сторчак Каміла Павлівна** – кандидат технічних наук, завідувач кафедри інформаційних систем і технологій, Державний університет телекомунікацій, Київ. Тел. +380 (44) 249-25-42. E-mail: kpstorchak@ukr.net.

**Бондарчук Андрій Петрович** – кандидат технічних наук, декан факультету інформаційних технологій, Державний університет телекомунікацій, Київ. Тел.:+380 (97) 408 61 31. E-mail: 0-99@mail.ru.

**Authors of the article**

**Kozelkov Serhiy Viktorovych** – doctor of sciences (technical), director of the educational-scientific institute of telecommunications and informatization, State University of Telecommunications, Kyiv. Tel. +380 (93) 542 27 73. E-mail: nniti\_dut@ukr.net.

**Storchak Kamila Pavlivna** – candidate of sciences (technical), head of the informative systems and technologies department, State University of Telecommunications, Kyiv. Tel. +380 (44) 249-25-42. E-mail: kpstorchak@ukr.net.

**Bondarchuk Andrii Petrovych** – candidate of sciences (technical), dean of informative technologies faculty, State University of Telecommunications, Kyiv. Tel.: +380 (44) 249 25 85. E-mail: 0-99@mail.ru.

Дата надходження  
в редакцію: 12.02.2018 р.

Рецензент:  
доктор технічних наук, професор Л. Н. Беркман  
*Державний університет телекомунікацій, Київ*