

DOI [10.28925/2663-4023.2021.11.7384](https://doi.org/10.28925/2663-4023.2021.11.7384)

УДК 681.5(042.3)

**Семко Віктор Володимирович**

доктор технічних наук, доцент,  
професор кафедри інформаційної та кібернетичної безпеки  
Київський університет імені Бориса Грінченка  
ORCID ID: 0000-0001-5157-4264  
[v.semko@kubg.edu.ua](mailto:v.semko@kubg.edu.ua)

**Семко Олексій Вікторович**

кандидат технічних наук,  
науковий співробітник відділу онтологічних систем та прикладної алгебраїчної комбінаторики  
Інститут телекомунікацій і глобального інформаційного простору НАН України  
ORCID ID: 0000-0001-6473-1329  
[semalek@meta.ua](mailto:semalek@meta.ua)

## МЕТОД УПРАВЛІННЯ МАРШРУТИЗАЦІЄЮ ПОТОКІВ ДАНИХ В ГЕТЕРОГЕННИХ МЕРЕЖАХ ЗА УМОВ КОНФЛІКТУ, НЕВИЗНАЧЕНОСТЕЙ І ЗБУРЕНЬ

**Анотація.** У статті запропоновано метод синтезу маршрутів передачі даних в конфліктуючих гетерогенних самоорганізованих бездротових мережах передачі даних за умов зовнішніх і внутрішніх впливів. При цьому під маршрутизацією розуміється процес визначення в мережі передачі даних одного або множини маршрутів (шляхів), оптимальних у рамках обраних критеріїв, між заданою парою або множиною мережних вузлів. Таким чином, маршрутом є послідовність мережних вузлів і трактів передачі даних, які з'єднують пару вузлів мережі для інформаційної взаємодії. Метод базується на математичній моделі функціонування мережі передачі даних в віртуальному багатомірному просторі параметрів. В основі моделі функціонування покладено граф-модель інформаційної взаємодії вузлів мережі в процесі передачі даних між вузлами рецепторами і акцепторами при передачі потоків даних. Виходячи з постановки задачі, формально визначено функцію ціни в якості значення віртуальної відстані між вузлами гетерогенної мережі передачі даних. На відміну від алгоритмів Флойда-Уоршала і Дейкстри при синтезі маршруту передачі даних враховується як завантаження обчислювального середовища вузлів мережі, так і стан каналів інформаційної взаємодії вузлів мережі, а також можливі зміни параметрів функціонування мережі при передачі даних. При цьому мережа передачі даних є самоорганізованою, не має виділених вузлів, що забезпечує її гарантоздатність за умов зовнішніх і внутрішніх впливів, конфліктів при передачі даних, а також варіативної топології. Запропонований метод синтезу маршрутів передачі даних при управлінні маршрутизацією потоків даних в гетерогенних мережах орієнтований на можливість реалізації в межах існуючих протоколів базової моделі взаємодії відкритих систем - моделі OSI, яка є еталонною мережевою моделлю для комунікацій і розробки мережних протоколів.

**Ключові слова:** мережа передачі даних; граф-модель мережі; завантаженість елементів мережі; функція ціни; варіативна топологія; конфлікт; збурення.

### ВСТУП

Системи управління (СУ) самоорганізованими гарантоздатними мережами передачі даних (МПД) і процесами, що обумовлені їх функціонуванням, структурно та функціонально є складними і багатомірними. Їх прагматична сутність обумовлюється перш за все наявністю взаємозв'язків, правил та відношень, як між власне внутрішніми компонентами, так і з компонентами зовнішнього середовища. Взаємозв'язки між компонентами описуються, як правило, моделями, які відображають специфіку взаємодії



цих компонент, елементів та підсистем з зовнішнім і внутрішнім середовищем в умовах невизначеностей, довільних обмежень та конфлікту. При цьому невизначеності обумовлені неоднозначністю, неповнотою або відсутністю даних про вектор стану і параметри функціонування СУ; неконтрольованими завадами вимірювання значення параметрів, зовнішніми та внутрішніми збуреннями; властивостями простору існування мережі; наявністю об'єктів, які знаходяться в стані конфлікту. Під конфліктом в цьому сенсі розуміють явище взаємодії по-різному цілеспрямованих сторін – об'єктів технічних систем (ТС), які або мають складний опис, що не може бути використаним практично, або взагалі не можуть бути повною мірою описаними як формально, так і вербально [1], [2]. За результатами попередніх досліджень [3]–[7] встановлено, що процеси функціонування гарантоздатних самоорганізуючих МПД варіативної топології (ВТ) потребують створення новітніх СУ на основі дискретних моделей та методів вирішення задач вибору з використанням методів динамічної дискретної оптимізації [6], [1].

Доцільність застосування методів інтелектуального управління МПД в мережах інформаційно-комунікаційних систем (ІКС), включаючи сенсорні мережі (СМ) ВТ, за умов забезпечення вимог гарантоздатності визначається при вирішенні проблем, які виникають при створенні відповідних СУ вузлами мережі. При цьому СУ кожного вузла є складовою частиною розподіленою динамічної СУ маршрутизацією ПД в мережах ІКС.

Сутність вирішення задачі синтезу і вибору рішення щодо інтелектуального управління маршрутизацією ПД в децентралізованих СУ мережами при забезпеченні інформаційної взаємодії вузла-відправника і вузла-отримувача даних полягає у вирішенні задачі динамічної дискретної оптимізації [6], [1].

Синтез управління маршрутизацією в МПД здійснюється в віртуальному просторі функціонування мережі, який враховує щільність навантаження каналів ПД, властивості взаємного переміщення, невизначеності, завади, навантаження на обчислювальне середовище вузлів мережі, тощо [1], [10], [11]. Зазначені параметри віртуального простору функціонування МПД дозволяють формально визначити додатню функцією ціни при синтезі і виборі рішень щодо управління маршрутизацією [4], [11].

В такому разі при управлінні маршрутизацією ПД, як динамічним об'єктом, виникає питання щодо можливості переведення об'єкту управління (ОУ) з одного стану до іншого шляхом виконання послідовності дій, що визначають маршрут [12]. В такому разі необхідно визначити множини досяжності оптимального управління за умов забезпечення повної керованості ОУ.

Проблема дослідження множин керованості та досяжності управління ОУ за умов забезпечення якості процесу управління є однією з головних в теорії управління динамічними системами [3], [13]–[15].

Метою роботи є: визначення формальної моделі МПД ІКС; визначення способу віртуалізації простору функціонування мережі, як динамічного ОУ; формального визначення задачі синтезу управління маршрутизацією ПД, як задачі дискретної динамічної оптимізації, при вирішенні конфлікту в ТС за умов обмежень, невизначеностей і збурень.

## ВИКЛАД ОСНОВНОГО МАТЕРІАЛУ

Математичну модель функціонування МПД можна представити у вигляді зв'язного графу

$$G = (V, E), \quad (1)$$

де  $V$  - множина вузлів графу, що представляє мережу,  $E$  - множина ребер графу (каналів ПД), що з'єднує вузли і відображає можливий маршрут ПД.

Кожному ребру  $e_{ij} \in E \forall \{i, j\} \in V$  графа  $G$  можна поставити у відповідність невід'ємне число  $c_{ij} \geq 0$ , що визначає пропускну здатність каналу ПД (ребра графу), як функції ціни. Введемо поняття функції  $f$  що визначається для кожної пари вершин (вузлів)  $s$  і  $t$  графу, і яка має додатне значення на ребрах графу  $G$   $f_{ij} \geq 0$  за умови того, що дані не накопичуються при передачі в проміжних вузлах мережі між вузлами  $s$  і  $t$ , тобто

$$\sum_k f_{ki} = \sum_j f_{ij}, \forall i \in V, i \neq \{s, t\}, \forall k \in V, k = \{s, i\} \setminus k = i, \forall j \in V, j = \{i, t\} \setminus j = t \quad (2)$$

і не перевищує пропускну спроможність каналу ПД, а саме  $f_{ij} \leq c_{ij}$  і  $e_{ij} \in E$ . Залишкова пропускну здатність ребра  $e_{ij}$  визначається як різниця  $c_{ij}^f = c_{ij} - f_{ij}$ . В такому разі з графу мережі  $G$  отримуємо залишкову мережу  $G' = (V, E^f)$ , в якій залишаються ребра з додатною залишковою пропускну спроможністю.

Виникнення процесу ПД в мережі визначається як поява заявки в мережі між парою вершин з множини  $\{\{s_1, t_1\}, \dots, \{s_n, t_n\}\}$  полюсів. Час життя заявок обмежений обслуговуванням заявок за умови встановленого маршруту ПД між вузлами мережі. Тим самим, забезпечується вивільнення пропускну спроможності ребер мережі у випадку обслуговування заявки на обслуговування (маршрут між вузлами мережі був прокладений). Множина маршрутів ПД між кожною парою вузлів через проміжний  $m$ -й вузол мережі можна визначити як продукт  $\{s_m, t_m\}$ , який можна назвати продуктом  $v_m$ .

В якості обмеженого ресурсу мережі, що визначає функцію ціни при ПД за маршрутом, оберемо пропускну спроможність каналів зв'язку, які є ребрами (дугами) граф-моделі мережі  $G$ . Тобто процес ПД в мережі є можна визначити, як взаємодії

Множина ребер граф-моделі  $G$ , видалення яких розриває мережу на кілька незв'язних між собою частин таким чином, що вершини (вузли мережі) знаходяться в її різних частинах, визначає множину  $\mathcal{R}_m$  - множину мінімальних розрізів кожного продукту  $v_m$  та пропускну спроможність цих розрізів -  $R_m$ . В такому разі, для вирішення задачі синтезу маршруту ПД при взаємодії конфліктуючих вузлів мережі можна здійснити за евристичним алгоритмом інтегрального усікання варіантів [14], [16]. В такому разі рішення задачі синтезу МПД зводиться до пошуку маршруту який має найменше значення функції вартості. При цьому значення вартості МПД присвоюються ребрам мережі в залежності від кількості мінімальних розрізів продукту і пропускну спроможності ребер графу мережі (каналів ПД), а також кількості елементів (*hops*) синтезованого маршруту.

Залежно від способу визначення вартості ребер моделі мережі  $G$ , для визначення функції вартості маршруту ПД (ціни) застосовується субоптимальний мінімально-розрізний алгоритм, що орієнтований на синтез і вибір МПД за ребрами граф-моделі  $G$  (каналами ПД між вузлами мережі), які мають найбільший резерв пропускної спроможності каналів і мінімальну кількість елементів синтезованого маршруту. Такий алгоритм забезпечує обслуговування найбільшої кількості заявок на ПД.

Відповідно моделі (1) при синтезі і виборі стратегії управління маршрутизацією визначається додатня функція ціни (2).

Найбільш значущими параметрами, що характеризують функціонування каналу ПД при взаємодії вузлів мережі є залишкова пропускна здатність каналу між вузлами мережі. Зазначений параметр відображає властивості ребра граф-моделі  $G$  і враховує значення корегуючої віртуальної відстані від  $i$ -го до  $j$ -го вузла мережі ПД -  $\Delta d_{ij}^{ij}$ . Тим самим, рішення задачі синтезу і вибору оптимального маршруту ПД буде здійснюватись у віртуальному просторі  $Q$  функціонування мережі.

В загальному вигляді при взаємодії  $i$ -го вузла з  $j$ -м вузлом мережі значення віртуальної відстані між вузлами мережі ПД  $d^{ij}$  може бути визначено як

$$d^{ij} = C_{зад}^{ij} d_{зад}^{ij} + C_{\square}^{ij} \Delta d^{ij} + C_{звирт}^{ij} d_{звирт}^{ij}, \quad (3)$$

де  $d_{зад}^{ij}$  - відстань  $i$ -го вузла при інформаційній взаємодії з  $j$ -м вузлом мережі;  $\Delta d^{ij}$  - невизначеність, яка враховує динамічність  $i$ -го вузла і параметри, що враховують властивості каналів ПД;  $d_{звирт}^{ij}$  - віртуальна відстань, що враховує прогноз і невизначеність взаємного переміщення вузлів мережі.

Віртуальна відстань при синтезі і виборі оптимального МПД в мережі є адитивним критерієм відбору, для якого згідно (3) має виконуватись умова

$$C_{зад}^{ij} + C_{\square}^{ij} + C_{звирт}^{ij} = 1 \quad (4).$$

В загальному вигляді значення  $\Delta d^{ij}$  для  $k$  - мірного простору  $Q$  визначається співвідношенням

$$\begin{cases} \Delta d^{ij} = \sqrt{\sum_{j=1}^k \left( \left| \Delta x_j^i \Big|_{t=t_0} - \Delta x_j^i \Big|_{t=0+\square t} \right| - \left| \Delta x_j^i \Big|_{t=0-\square t} - \Delta x_j^i \Big|_{t=t_0} \right) \frac{\Delta t^2}{2}} + d_{ij}^k + \Delta d_{ij}^k, \\ \square x_j^i = \left| (x^i - x^j) \Big|_{t=t_0} - (x^i - x^j) \Big|_{t=0+\square t} \right| \end{cases}, \quad (5)$$

де  $x^i$  - координати вузла-відправника  $i$  в  $k$  - мірному просторі  $Q$ ,  $x^j$  координати вузла-отримувача  $j$  в  $k$  - мірному просторі  $Q$ ,  $\Delta t$  - інтервал часу вимірювання,  $d_{ij}^k$  - корегуюча відстань за методом уточнення місцезнаходження вузла  $RSSI$  до  $j$ -го вузла мережі;  $\Delta d_{ij}^k$  - корегуюча віртуальна відстань до  $j$ -го вузла мережі, яка враховує властивості функціонування каналу ПД та завантаженість обчислювальних ресурсів  $j$ -го вузла мережі.

В загальному випадку корегуюча віртуальна відстань  $\Delta d_{ij}^k$  може бути визначена функцією

$$\Delta d_{ij}^k = z(n, s), \quad (6)$$

де  $n$  - кількість запитів до вузла мережі,  $s$  - швидкість ПД.

Визначивши величину додаткового затухання, в СУ вузла мережі (рис. 1), обчислюється значення корегуючої відстані від  $i$ -го вузла до інших  $j$ -тих вузлів мережі

$$d_{ij}^k = \left( d_{ij}^l \right)^{k-\square} \left( \frac{4\pi\eta}{c} \right)^{\frac{-\square}{k}}, \quad (7)$$

де  $d_{ij}^k$  - корегуючої відстані від  $i$ -го вузла до інших  $j$ -тих вузлів мережі, що визначена за методом уточнення місцезнаходження по індикації рівня сигналу  $RSSI$ , що отримується;  $d_{ij}^l$  - локальна відстань до  $j$ -тих вузлів мережі;  $k$  - коефіцієнт послаблення;  $\square$  - додаткове затухання;  $\eta$  - частота сигналу;  $c$  - швидкість світла.

Тим самим, за наявністю залишкової пропускну здатності каналу зв'язку можна в якості додаткового критерію відбору визначити сумарну затримку сигналу на маршруті ПД, що визначається значенням  $\Delta d_{ij}^k$  в співвідношенні (3).

Обчислення значення  $d_{\text{вирт}}^{ij}$  в  $k$ -мірному віртуальному просторі  $Q$  здійснюється за співвідношенням

$$\left\{ \begin{array}{l} d_{\text{вирт}}^{ij} = x_j^i + v_j^i \square t + \square v_j^i \frac{\Delta t^2}{2} \\ v_j^i = \frac{\sqrt{\sum_{m=1}^k (x_m^i - x_m^j)^2}}{\square t} \\ x_j^i = \sqrt{\sum_{m=1}^k (x_m^i - x_m^j)^2} \\ \square v_j^i = \frac{v_j^i|_{t=t_0} - v_j^i|_{t=t_0+\square t}}{\square t} \end{array} \right. , \quad (8)$$

де  $x_m^i$  -  $m$ -та координата вузла  $i$ ,  $x_m^j$  -  $m$ -та координата вузла  $j$ ,  $v_j^i$  - швидкість зближення/віддалення вузлів  $i$  і  $j$ ,  $\Delta v_j^i$  - прискорення зближення/віддалення вузлів  $i$  і  $j$ .

Виходячи з формального опису математичних моделей взаємодії вузлів мережі і синтезу та прийняття рішень щодо стратегій управління маршрутизацією ПД, визначимо мінімально-перебірну процедуру синтезу і вибору рішення на основі методу інтегрального усікання варіантів у відповідності до критерію оптимальності  $\Phi$ , який фактично є адитивним критерієм вибору, що визначається співвідношенням

$$\Phi = \sum_{i=1}^k C_i \lambda_i, \forall \lambda_i = \frac{\Delta u_i}{\sup |u_i|}, \forall \lambda_i \in \Lambda, \sum_{i=1}^k C_i = 1. \quad (9)$$

Значення коефіцієнтів  $C_i$  в співвідношенні (9) визначається для кожного виду конфліктів окремо.  $\lambda_i$  визначає "витрати на управління" параметрами функціонування елементів мережі згідно стратегії (2) на множині ребер граф-моделі  $G$  за рахунок управління  $u_i$  для  $i$ -го елемента маршруту ПД в віртуальному просторі функціонування мережі  $Q$ . Множина  $\Lambda$  включає усі припустимі "витрати на управління" параметрами функціонування елементів мережі без втрати її цілісності і гарантоздатності за умови забезпечення ціледосяжності.

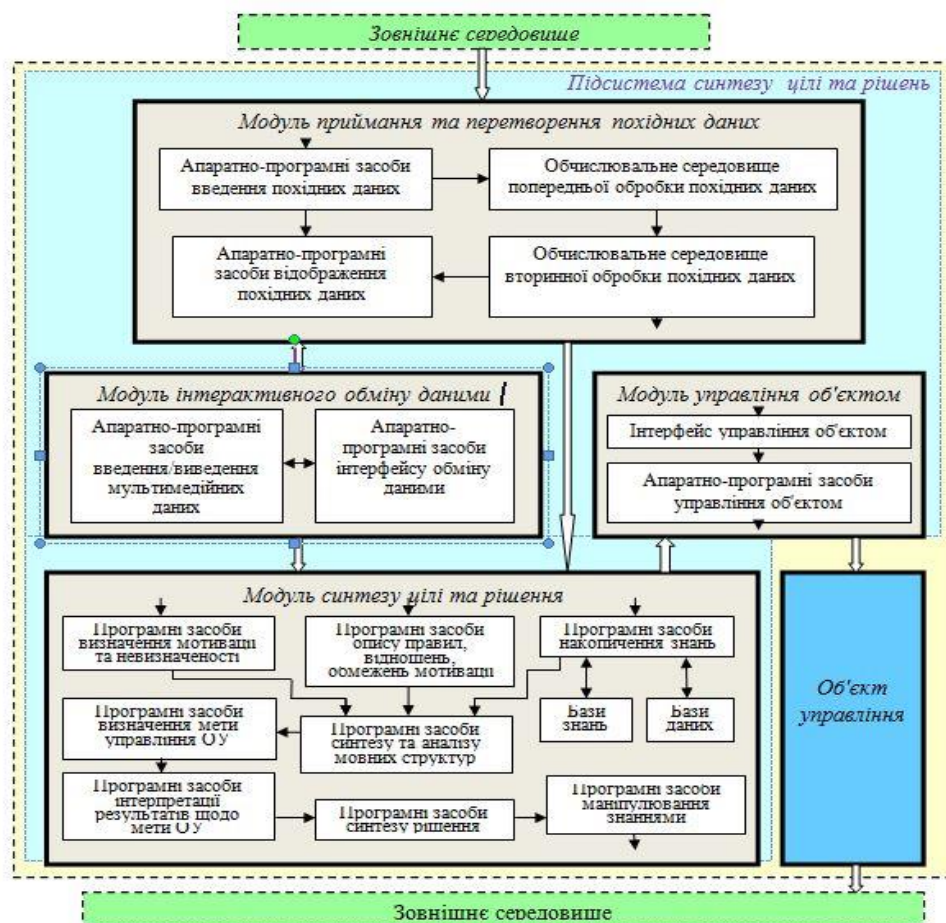


Рис. 1. Функціональна схема СУ вузла мережі ПД ІКС

Визначимо модель функціонування взаємодіючих  $N$  елементів мережі, як

$$M = \bigcup_{i=0}^N M^i, \quad (10)$$

де  $M^i$  - часткова модель  $i$ -го елемента мережі, що враховує потенційні можливості його взаємодії з СУ маршрутизацією у віртуальному просторі  $Q$  та враховує потенційні можливості переміщення за умов забезпечення гарантоздатності і цілісності мережі.

В такому разі задачу синтезу управління можна сформулювати як конфлікт взаємодії об'єктів (вузлів мережі) графу мережі  $G$  в просторі  $Q$

$$K = \langle M, \Gamma_{np}, G, \mu \rangle, \quad (11)$$

де  $\Gamma_{np}$  - правило зупинки при синтезі і виборі рішень конфлікту взаємодії елементів мережі у віртуальному просторі  $Q$ ;  $\mu$  - процес синтезу стратегій управління маршрутизацією, як ланцюжка керуючих впливів між вузлом-відправником і вузлом-отримувачем ПД відповідно (10).

Процедуру синтезу стратегій рішення конфлікту  $\mu$  згідно принципу оптимальності  $\chi$ , який реалізовує вимоги критерію  $\Phi$ , можна представити у вигляді

$$\begin{cases} K = \langle M, \Gamma_{np}, G, \mu \rangle \\ \chi K = \mu \end{cases}, \quad (12)$$

що дозволяє сформулювати задачу синтезу і вибору оптимальної стратегії управління маршрутизацією  $\mu^*$ , як рішення задачі конфлікту у віртуальному просторі  $Q$  з врахуванням правила зупинки  $\Gamma_{np}$ , у вигляді

$$\mu^* = \inf_{\chi, \Gamma_{np}} K. \quad (13)$$

Для алгоритму синтезу і вибору маршруту ПД евристична функція ціни оптимального маршруту у віртуальному просторі  $Q$  відповідно (13) визначається як

$$\left[ \begin{aligned} h^*(G) &= \inf_{i=s}^n d^{si} \sum_{j=1}^t d^{ij}, \forall i \in V, i \neq \{s, t\}, \forall j \in V, j \neq \{s, t\}, \forall e_{ij} \in E \forall \{i, j\} \in V \\ G &= (V, E) \end{aligned} \right]. \quad (14)$$

Синтез та вибір оптимального маршруту ПД (14) здійснюється за евристичним алгоритмом відповідно функції ціни (13) у віртуальному просторі функціонування мережі  $Q$  в постановці задачі конфлікту щодо взаємодії елементів мережі (11) і вміщує наступні кроки:

*Крок 1.* Помістити початковий вузол мережі в список вузлів мережі, що не задіяні в маршруті ПД, і обчислити значення функції ціни при здійсненні ПД.

*Крок 2.* Якщо список вузлів мережі порожній, завершити пошук, видати повідомлення про відсутність рішення і перейти до кроку 7, в іншому випадку перейти до кроку 3.

*Крок 3.* Вибрати зі списку вузлів мережі, що не задіяні в маршруті ПД, вузол з мінімальним значенням функції ціни (серед вузлів з однаковою мінімальною віртуальною відстанню обирається будь-яка), і внести вузол з мінімальним значенням функції ціни до списку (послідовності) вершин граф-моделі, що визначають маршрут ПД в мережі.

*Крок 4.* Якщо вузол зі список вузлів мережі, що не задіяні в маршруті ПД, є вузлом-отримувачем, то завершити пошук і видати ланцюг синтезованого маршруту ПД, в іншому випадку перейти до кроку 5.

*Крок 5.* Визначити обраний вузол зі списку вузлів мережі, що не задіяні в маршруті ПД, як похідний для побудови дочірніх ланцюжків маршруту ПД, побудувавши всі дочірні вузли маршруту ПД. Якщо таких вузлів немає, то перейти до кроку 2, в іншому випадку - до кроку 6.

*Крок 6.* Для кожного дочірнього вузла граф-моделі мережі зі списку вузлів мережі, що не задіяні в маршруті ПД, обчислити функцію ціни і помістити усі дочірні вузли в список вершин ланцюжку маршруту ПД. Перейти до кроку 2.

*Крок 7.* Кінець алгоритму.

З алгоритму видно, що оскільки кожен раз вузол з мінімальним значенням функції ціни обирається серед множини вузлів мережі, що визначають ланцюжок маршруту ПД, то вузли мережі, що обираються можуть розташовуватись у віддалених одна від одної частинах дерева. За алгоритмом функція ціни є такою, що при інших рівних умовах перевагу має менш глибокий вузол моделі мережі.

Ефективність алгоритму в пошуку може бути оцінена за допомогою показника цілеспрямованості

$$P = \frac{d^{ij}}{k^{ij}}, \quad (15)$$

де  $d^{ij}$  - довжина знайденої віртуальної відстані від  $i$ -го вузла-джерела до  $j$ -го вузла-отримувача ПД (дорівнює глибині цільового вузла граф-моделі мережі);  $k^{ij}$  - кількість вузлів ланцюжка маршруту ПД, які визначені в процесі перебору варіантів рішення.

Таким чином, показник цілеспрямованості вказує на те наскільки дерево маршруту ПД, що побудоване при переборі, витягнуто, а не куцисто. В загальному випадку показник цілеспрямованості (15) може бути застосованим для оцінки співвідношення (14), за яким обчислюється значення віртуальної відстані в процесі синтезу і виборі елементів ланцюжка маршруту ПД.

## РЕЗУЛЬТАТИ ДОСЛІДЖЕННЯ

Рішення задачі пошуку стратегій оптимального синтезу оптимального маршруту ПД в конфліктуючій СМ ВТ за умов обмежень, невизначеностей забезпечується шляхом застосування алгоритму евристичного пошуку з використанням методу інтегрального усікання варіантів (МІУВ) [15].

Виходячи з віртуалізації простору функціонування СМ ВТ, функція ціни (14) враховує основні чинники, які впливають на показники забезпечення гарантоздатності, обмеження і невизначеності, що притаманні функціонуванню СМ.

В загальному випадку евристичний алгоритм пошуку оптимального маршруту ПД в СМ ВТ є  $A$ -алгоритмом [10], [15], а значення евристичної функції ціни визначається як віртуальна довжина маршруту згідно граф-моделі мережі.

Запропонований алгоритм евристичного пошуку має властивості:

- припустимості (якщо розв'язок існує, він буде знайдений);
- оптимальності (знайдений розв'язок завжди оптимальний);
- ефективності (не існує алгоритмів, які знаходять розв'язок швидше із застосуванням тієї ж евристичної функції).

Порівняння часових показників функціонування розподіленої СІУ маршрутизацією ПД в СМ при використанні мурашиного алгоритму і алгоритму МІУВ показали, що застосування алгоритму МІУВ при різній завантаженості обчислювального середовища вузлів мережі забезпечує вигреш в часі не менше, ніж у 2,17 рази, а при використанні методів розпаралелювання обчислень у вузлах мережі вигреш в часі становить не менше ніж у 2,63 рази.



При передачі поточкових даних мультимедійного контенту застосування евристичного алгоритму МІУВ в порівнянні з мурашиним алгоритмом показує часову ефективність.

Алгоритм управління ПД в розподіленій СІУ маршрутизацією є поліноміальним в часі щодо кількості вузлів мережі (рис. 2), що підтверджують результати проведених імітаційних експериментів.

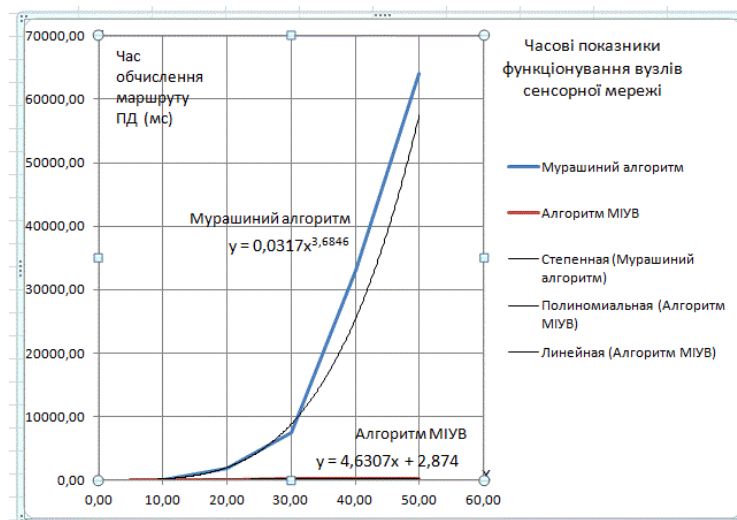


Рис. 2. Часові характеристики обчислення маршруту ПД

За результатами імітаційного експерименту для СМ з продуктивністю вузлів 0,6 gigaFLOPS отримано аналітичний вираз, що визначає функцію залежності часу синтезу і вибору маршруту ПД від кількості вузлів гетерогенної мережі

$$t_{\text{марш}} = 4,6307x + 2,874(ms). \quad (16)$$

Значення  $t_{\text{марш}}$  отримано для маршруту ПД, який відповідає режиму дуплексного режиму обміну речовими повідомленнями при завантаженні мережі до 25000  $\frac{\text{пакетів}}{\text{сек}}$ . За співвідношенням (4.1)  $t_{\text{марш}} < 500(ms)$  для СМ з кількістю вузлів  $n \leq 100$ .

## ВИСНОВКИ ТА ПЕРСПЕКТИВИ ПОДАЛЬШИХ ДОСЛІДЖЕНЬ

1. Доцільність застосування методів управління маршрутизацією ПД в мережі за умов обмежень, невизначеностей і забезпечення вимог гарантоздатності визначається при вирішенні проблем, які виникають при створенні відповідних систем управління (СУ) вузлами мережі ПД. При цьому СІУ кожного вузла є складовою частиною розподіленою динамічної СІУ маршрутизацією ПД в мережі ІКС.

2. Сутність вирішення задачі синтезу і вибору рішення щодо інтелектуального управління маршрутизацією ПД в децентралізованих СУ мережами при забезпеченні інформаційної взаємодії вузла-відправника і вузла-отримувача даних полягає у вирішенні задачі динамічної дискретної оптимізації.



3. Практична цінність методу синтезу та вибору стратегій оптимального управління маршрутизацією ПД в мережах ІКС ВТ та методу віртуалізації простору функціонування мережі дозволяє:

- враховувати обмеження, невизначеності і конфлікти взаємодії вузлів, а також властивості процесів, що притаманні функціонуванню мережі ПД за рахунок впровадження нового способу визначення віртуальної відстані між вузлами мережі, як функції ціни при синтезі і виборі оптимального маршруту ПД;

- здійснювати синтез та вибір стратегій гарантованого управління оптимальними маршрутами ПД з урахуванням показників функціонального стану інтегральних елементів розподіленої мережі ПД з використанням евристичного алгоритму динамічної дискретної оптимізації при рішенні конфлікту взаємодії вузлів мережі за умов обмежень та невизначеностей.

4. Метод рішення задачі управління маршрутизацією дозволяє за рахунок віртуалізації простору функціонування мережі ПД знаходити оптимальні маршрути ПД для гетерогенних мереж ВТ за умов невизначеностей, збурень і забезпечення гарантоздатності.

5. Ефективність алгоритму синтезу і вибору рішень щодо управління маршрутизацією ПД оцінюється за показником цілеспрямованості в віртуальному просторі її функціонування.

6. Алгоритм управління ПД в розподіленій СІУ маршрутизацією є *A*-алгоритмом і *P*-алгоритмом поліноміальним в часі щодо кількості вузлів мережі, що підтверджують результати проведених імітаційних експериментів.

## СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ

- 1 Harold, F., & Krause, M. (2007). *Information Security Management Handbook, Sixth Edition*. Taylor & Francis Group.
- 2 Arends, R., & Kusters, M., Blacka, D. (2007). DNS Security (DNSSEC) Opt-In, RFC 4956. – verisign, 15.
- 3 *DNSEncrypt - Protocol specification*. (б. д.). DNSEncrypt version 2 - Official Project Home Page. <https://dnscrypt.info/protocol/>
- 4 Hu, Z., Zhu, L., Heidemann, J., Mankin, A., Wessels, D., Hoffman, P. (2016). Specification for DNS over Transport Layer Security (TLS), RFC 7858. – USC/ISI, Verisign Labs, ICANN, 18.
- 5 Hoffman, P., Mcmanus, P. (2018). DNS Queries over HTTPS (doH), RFC 8484. – ICANN, Mozilla, 21.
- 6 Huitema, C., Shore, M., Mankin, A., Dickinson, S., Iyengar, J. (2019). Specification of DNS over Dedicated QUIC Connections. – Private Octopus, Fastly, Salesforce, 18.
- 7 Cid, C., Jacobson, M.J. (2019). Selected Areas in Cryptography. 25th International Conference Calgary.
- 8 Stallings, W. (2017). *Cryptography and Network Security. Principles and Practice*. 7th ed. Pearson Education Limited.
- 9 Oppliger, R. (2016). *SSL and TLS Theory and Practice, Second Edition*. Artech House, London.
- 10 Mockapetris, P. (1897). Domain names - concepts and facilities, RFC 1034. USC/Information Science Institute.
- 11 Mockapetris, P. (1987). Domain names - implementation and specification, RFC 1035. USC/Information Science Institute.
- 12 Pollard, B. (2019). *HTTP2 in Action*. – Manning Publications.
- 13 Bishop, M. (2016). *Hypertext Transfer Protocol Version 3 (HTTP/3)*. – IETF Draft.
- 14 Iyengar, J., Thomson, M. (2016) *QUIC: A UDP-Based Multiplexed and Secure Transport*. IETF Draft.

**Semko Viktor Volodymyrovich**

doctor of technical sciences, associate professor,  
professor of the department of information and cybersecurity  
Borys Grinchenko Kyiv University  
ORCID 0000-0001-5157-4264  
v.semko@kubg.edu.ua

**Semko Oleksiy Viktorovich**

candidate of technical sciences,  
research fellow department of ontological systems and applied algebraic combinatorics  
Institute of telecommunications and global information space of the National Academy of Sciences of Ukraine  
ORCID 0000-0001-6473-1329  
semalek@meta.ua

## METHOD OF MANAGING ROUTING OF DATA FLOWS IN HETEROGENEOUS NETWORKS UNDER CONFLICT, UNCERTAINTY AND DISTURBANCE

**Abstract.** This paper proposes a method of synthesis of data transmission routes in conflicting heterogeneous self-organized wireless data networks under external and internal influences. In this case, routing is understood as the process of determining in a data transmission network one or a set of routes (pathspaths), that are optimal within the selected criteria between a given pair or set of network nodes. Thus, a route is a sequence of network nodes and data transmission paths that connect a pair of network nodes for communication. The method is based on a mathematical model of the data network operation in a virtual multidimensional parameter space. The model of operation is based on a graph-model of information interaction of network nodes in the process of data transmission between receptor nodes and acceptors in the transmission of data streams. Based on the problem statement, the price function is formally defined as the value of the virtual distance between the nodes of a heterogeneous data network. In contrast to the Floyd-Warshall and Dijkstra algorithms, the synthesis of the data transmission route takes into account both the load of the computing environment of network nodes and the state of information interaction channels of network nodes, as well as possible changes in network parameters during data transmission. The data transmission network is self-organized, has no dedicated nodes, which ensures its reliability under external and internal influences, conflicts in data transmission, as well as variable topology. The proposed method for synthesizing data transmission routes when controlling the routing of data flows in heterogeneous networks is focused on the possibility of implementing the basic model of open systems interaction within the framework of existing protocols - the OSI model, which is a reference network model for communications and the development of network protocols.

**Keywords:** data transmission network; network graph-model; network elements load; price function; variable topology; conflict; perturbations.

### REFERENCES

- 1 Harold, F., & Krause, M. (2007). *Information Security Management Handbook, Sixth Edition*. Taylor & Francis Group.
- 2 Arends, R., & Kesters, M., Blacka, D. (2007). DNS Security (DNSSEC) Opt-In, RFC 4956. – verisign, 15.
- 3 *DNSCrypt - Protocol specificaton*. (б. д.). DNSCrypt version 2 - Official Project Home Page. <https://dnscrypt.info/protocol/>
- 4 Hu, Z., Zhu, L., Heidemann, J., Mankin, A., Wessels, D., Hoffman, P. (2016). Specification for DNS over Transport Layer Security (TLS), RFC 7858. – USC/ISI, Verisign Labs, ICANN, 18.
- 5 Hoffman, P., Mcmanus, P. (2018). DNS Queries over HTTPS (doh), RFC 8484. – ICANN, Mozilla, 21.



- 6 Huitema, C., Shore, M., Mankin, A., Dickinson, S., Iyengar, J. (2019). Specification of DNS over Dedicated QUIC Connections. – Private Octopus, Fastly, Salesforce, 18.
- 7 Cid, C., Jacobson, M.J. (2019). Selected Areas in Cryptography. 25th International Conference Calgary.
- 8 Stallings, W. (2017). Cryptography and Network Security. Principles and Practice. 7th ed. Pearson Education Limited.
- 9 Oppliger, R. (2016). SSL and TLS Theory and Practice, Second Edition. Artech House, London.
- 10 Mockapetris, P. (1897). Domain names - concepts and facilities, RFC 1034. USC/Information Science Institute.
- 11 Mockapetris, P. (1987). Domain names - implementation and specification, RFC 1035. USC/Information Science Institute.
- 12 Pollard, B. (2019). HTTP2 in Action. – Manning Publications.
- 13 Bishop, M. (2016). Hypertext Transfer Protocol Version 3 (HTTP/3).– IETF Draft.
- 14 Iyengar, J., Thomson, M. (2016) QUIC: A UDP-Based Multiplexed and Secure Transport. IETF Draft.

