

V.I. СТЕЦЬОК, В.Р. ЛЮБЧИК, А.С. СЕМЕНЮК  
Хмельницький національний університет

## МЕТОДИ БАГАТОКРИТЕРІАЛЬНОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ В ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ МЕРЕЖАХ

*В роботі розглянуто алгоритми маршрутизації, основані на графовому описі мережі зв'язку, проведено їх аналіз, вказано на переваги та недоліки кожного методу. Проаналізовані недоліки алгоритмів пошуку найкоротшого шляху між кожною парою вузлів у мережі, пов'язані з обмеженими можливостями забезпечення збалансованого завантаження мережі та якості обслуговування одночасно за декількома показниками, оскільки кожному тракту передачі мережі ставилося у відповідність усього одне число (довжина, метрика), пов'язане з тим або іншим одним показником якості обслуговування. До обмежень, що накладаються на маршрут, відносяться пропускна здатність і часова затримка передачі даних в каналі. Відзначені недоліки мають послужили поштовхом до досить інтенсивних розробок у напрямку вдосконалення розглянутих алгоритмів та розробки оптимальних маршрутів практично для будь-якого типу сервісу телекомунікаційних мереж (звук, відео, дані тощо).*

*Ключові слова: мережа, телекомунікації, алгоритм, тракт, зв'язок, пропускна здатність, маршрут, сервіс.*

V.I. STETSYUK, V.R. LUBCHIK, A.S. SEMENYUK  
Khmelnitskyi National University

## MULTICRITERIA ROUTING METHODS IN TELECOMMUNICATION NETWORKS

*Modern society is unthinkable without the use of telecommunication technologies, which allow the use of communication networks not only for the regular browsing of web pages and the sending of e-mails, but for the transmission of voice and video. Given the low cost of telecommunication services, this process can be considered a revolution of communication, because in a fraction of a second you can see a subscriber from another country or even another continent. At the same time, the technically competent organization of this process is a serious task for both telecommunication specialists and software engineers. Until recently, television, telephone and internet services were provided to users on various access networks. However, in telecommunications, a new stage in the development of the industry began, namely the convergence of traffic. Now, on the same access networks, users can receive the full spectrum of information and communication services. However, routing methods that were used for traffic of a single type of service became ineffective for packet traffic of various services. In this paper, routing algorithms based on the graph description of the communication network are considered as the most optimal and visually perceptive method of analysis. A detailed analysis of the most promising algorithms is carried out, the advantages and disadvantages of each method are indicated. The disadvantages of algorithms for finding the shortest (that is, the only) path between each pair of nodes in the network are due to the limited ability to ensure a balanced load of the network and the quality of service at the same time for several indicators, since each network path of transmission was put in correspondence with only one number (length, metric), related to one or another QoS Quality Score. The restrictions imposed on the route include: bandwidth and time delay data transmission in the channel. The noted disadvantages have served as a stimulus to rather intensive developments in the direction of improving the considered algorithms and the development of optimal routes for virtually any type of service in telecommunication networks.*

*Keywords: network, telecommunications, algorithm, path, communication, bandwidth, route, service.*

Мільйони людей використовують Internet в повсякденному житті, навіть не задумуючись в його організації, сприймаючи це за належне. Сучасні технології дозволяють використовувати мережі зв'язку не лише для звичайного перегляду web-сторінок і відправки електронних листів, але і для передачі голосу та відео. Враховуючи невелику вартість телекомунікаційних послуг, даний процес можна вважати революцією спілкування, адже за долю секунди можна побачити абонента з іншої країни або навіть іншого континенту. Разом із тим, технічно грамотна організація цього процесу являється серйозною задачею як для фахівців в галузі телекомунікацій, так і для фахівців з програмної інженерії.

Ще до недавня послуги телебачення, телефону та інтернету надавалися користувачам по різних мережах доступу. Однак в телекомунікаціях почався новий етап розвитку індустрії, а саме конвергенція трафіку. Тепер по одних і тих же мережах доступу користувачі можуть отримувати весь спектр інформаційно-комунікативних послуг. Проте методи маршрутизації, які застосовувалися для трафіку єдиного типу сервісу, стали неефективними для трафіку пакетів різних сервісів. Функціонування пакетної мережі можна вважати ефективним тільки тоді, коли кожен ресурс завантажений, але не переобтяжений. У зв'язку з цим з'явилася потреба створення систем маршрутизації, які при побудові шляху враховували б не лише технічні характеристики обладнання і каналів, але і його вартість. Різке зростання Internet сталося після створення World Wide Web (WWW). Разом з числом користувачів Internet удосконалювалося і мережеве обладнання – маршрутизатори і лінії зв'язку. Пріоритетними завданнями були збільшення ширини пропускання каналів зв'язку і зменшення загасання сигналу на одиницю довжини каналу. В наші дні волоконно-оптичні лінії зв'язку мають найкращі характеристики. Також із вдосконаленням ресурсної складової Internet, розширювався і спектр послуг, пропонованих телекомунікаційними компаніями. З'явилися такі ресурсоємні сервіси, як IP-телефонія, відеоконференція, SmartTV та ін. Усі вони використовують протокол IP для передачі даних, але кожна послуга має свій ряд вимог до обробки IP пакетів. Незмінним залишався і залишається протокол передачі даних, завданням якого служить надійна передача даних в мережах з різною топологією. Від технології IP передусім чекали, що вона дозволить

створювати мережі довільно великого розміру, інтегрувати різні мережеві технології і надасть набір різноманітних сервісів.

Для якісного надання якої-небудь послуги оператори зв'язку повинні мати ресурсну базу (маршрутизатори, канали зв'язку і інше обладнання), технічні характеристики якої задовольняють усім вимогам цієї послуги. При цьому різні типи сервісів мають різні вимоги до технічних характеристик мережі зв'язку. Так, для простої передачі даних (пересилка електронної пошти або файлів) критична тільки ширина пропускання каналів зв'язку, тоді як для IP-телефонії найбільшим пріоритетом є мінімальний час затримки обробки IP пакетів на шляху отримання до адресата. На різних ділянках мережі може знаходитися різне обладнання зі своїм набором характеристик. Для певного сервісу не усі облаштування мережі можуть задовольняти вимогам до ресурсів. Тому такі пристрої не повинні входити в маршрут прямування IP пакетів цього сервісу. Таким чином, не усі послуги можуть надаватися по деяких ділянках мережі.

Оптимальним вирішенням цієї задачі є побудова збалансовано завантаженої мережі зв'язку. Для цього необхідно розробити методи вибору шляхів проходження IP трафіку різних сервісів через мережу, які враховуватимуть як вимоги сервісу до ресурсів мережі і завантаженість мережевого обладнання, так і вартість проходження трафіку по маршруту.

Для розв'язання маршрутних задач у рамках існуючих протоколів [1] розглянуто ряд комбінаторних алгоритмів, основаних на графовому описі мережі зв'язку. Математична модель ТКС у цьому разі представляється зваженим орієнтованим графом  $G=(R, L)$ , множину вершин якого складають мережні вузли – множина дуг, яка моделює тракти передачі між вузлами мережі та потужність якої дорівнює  $n$ . В якості вагових коефіцієнтів окремо взятої дуги  $l_{ij}$  графа  $G$  виступають деякі дійсні числа  $d_{ij}$ , які називаються довжиною (метрикою) дуги. Тому довжина (метрика) орієнтованого шляху  $p=(l_{i,k}, l_{k,g}, \dots, l_{m,j})$  між вузлами  $r_i$  та  $r_j$  може визначатися так:

$$d_p = d_{i,k} + d_{k,g} + \dots + d_{m,j} = \sum_{(l,m) \in p} d_{l,m} \quad (1)$$

Тоді для будь-яких двох вузлів  $r_i$  та  $r_j$  графа задача найкоротшого шляху полягає в пошуку такого шляху між цими двома вузлами, який би мав мінімальну довжину (метрику). Наприклад, якщо  $d_{ij}$  – середня затримка в тому чи іншому тракті передачі, то найкоротший шлях між мережними вузлами  $r_i$  та  $r_j$  забезпечуватиме мінімальний час доставки пакетів. У випадку, коли  $d_{ij}$  – імовірність того, що тракт, який моделюється дугою  $l_{ij}$ , перебуває в працездатному стані та не залежить від стану інших трактів, то пошук найкоротшого шляху між вузлами  $r_i$  та  $r_j$  еквівалентний пошуку найбільш надійного шляху між цими вузлами з метриками дуг  $(-lnd_{ij})$ .

Як правило, пошук найкоротшого шляху здійснюється за допомогою комбінаторних алгоритмів, тобто алгоритмів спрямованого перебору [2]. Основною перевагою комбінаторних алгоритмів розв'язання завдання пошуку найкоротшого шляху є невисока та заздалегідь відома обчислювальна складність їхньої реалізації. Найефективнішими та найпоширенішими з них є алгоритми Дійкстри (Dijkstra), Беллмана-Форда (Bellman-Ford), Флойда-Уоршела (Floyd-Warshall) та велика кількість різних їх модифікацій. При цьому перші два алгоритми знаходять найкоротші шляхи від обраного вузла-відправника пакетів до всіх інших вузлів, а третій алгоритм знаходить найкоротші шляхи від всіх вузлів до всіх інших вузлів [1].

*Алгоритм Беллмана-Форда.* Власне ідея досить проста. Маршрутизатор зберігає в таблиці список усіх відомих маршрутів із вказівкою в кожному елементі таблиці мережі одержувача і цілого числа – кількості пересилань до цієї мережі. Періодично кожен маршрутизатор надсилає копію своєї таблиці іншим маршрутизаторам, до яких він має прямий доступ. Одержавши таку копію від маршрутизатора  $B$ , маршрутизатор  $A$  аналізує отриманий набір адресатів і відстаней до них. Маршрутизатор  $A$  замінює дані у своїй таблиці, якщо маршрутизатору  $B$  відомий коротший, ніж наявний у ній, маршрут до одержувача, або якщо в його списку є невідомий йому дотепер маршрутизатор.

На підставі цієї таблиці, відповідно до алгоритму Беллмана-Форда, і розраховується значення метрики (наприклад вартості маршруту, затримки тощо) для кожного та здійснюється пошук мінімального сумарного числа пересилань. Поняття «вектор дистанцій» саме й пов'язане з характером інформації, що періодично передається протоколом інформації. У повідомленнях міститься пара чисел  $\{R, D\}$ , де  $R$  – вектор, який визначає вузол-одержувач, а  $D$  – відстань до цього вузла-одержувача, тобто один маршрутизатор повідомляє іншому про свою можливість досягти одержувача  $R$  за  $D$  пересилань. Під час розрахунку найкоротших шляхів між заданим вузлом і всіма іншими вузлами довжини (метрики) дуг можуть бути як додатними, так і від'ємними, але передбачається, що немає циклів від'ємної довжини. Позначимо також, що  $d_{ij} = \infty$ , якщо в графі відсутня дуга  $l_{ij}$ . Послідовність кроків алгоритму Беллмана-Форда полягає в тому, щоб спочатку знайти довжини найкоротших шляхів, за умови, що шляхи містять не більше однієї дуги, потім розраховуються довжини найкоротших шляхів за умови, що шляхи містять не більше двох дуг тощо. Найкоротший шлях за умови, що шлях містить не більше  $h$  дуг, надалі називатиметься найкоротшим ( $\leq h$ ) шляхом.

Нехай  $D_i^{(h)}$  – довжина найкоротшого ( $\leq h$ ) шляху від вузла 1 до  $i$ -го вузла. Вважатимемо, що  $D_i^{(h)}=0$  для всіх  $h$ . Тоді, при ініціалізації алгоритму Беллмана-Форда, спочатку виконується така операція:

$$D_i^{(0)} = \infty \text{ для всіх } i \neq 1. \quad (2)$$

При кожному наступному  $h \geq 0$ :

$$D_i^{(h+1)} = \min_j [D_j^{(h)} + d_{ji}] \text{ для всіх } i \neq 1 \quad (3)$$

Роботу алгоритму проілюстровано на рис. 1. Число ітерацій алгоритму в найгіршому разі дорівнює  $(m-1)$ , кожна ітерація має бути проведена для  $(m-1)$ -го вузла, а для кожного вузла мінімізація здійснюється якнайбільше за  $(m-1)$ -ю змінною. Таким чином, у найгіршому разі обсяг обчислень зростає як  $m^3$ , що записується у вигляді  $O(m^3)$ . Більш ретельний підрахунок свідчить, що обсяг обчислень дорівнює  $O(\alpha^n)$ , де  $n$  – число дуг, а  $\alpha$  – максимальне число дуг, що міститься в найкоротшому шляху. Популярність алгоритму Беллмана-Форда пояснюється тим, що у разі, коли довжини всіх дуг додатні, початкові умови  $D_i^{(0)}$  для  $i \neq 1$  можуть бути будь-якими невід’ємними числами та ітерації (3) можуть виконуватися паралельно для різних вузлів, власне кажучи, у довільному порядку, що має велике значення для аплікацій з розподіленими алгоритмами. На використанні алгоритму Беллмана-Форда основані протоколи вектора відстаней або дистанційно-векторні протоколи (Vector Distance Protocol), до яких, наприклад, належать протоколи RIP та IGRP.

**Алгоритм Дікстри.** Цей алгоритм вимагає, щоб довжини всіх дуг були додатні, що в сучасних мережах, як правило, виконується. Обсяг обчислень у найгіршому разі для цього алгоритму значно менший, ніж в алгоритмі Беллмана-Форда. Основна ідея алгоритму полягає в тому, щоб відшукувати найкоротші шляхи в порядку зростання їх довжини. Найкоротшим серед усіх найкоротших шляхів від вузла 1 є шлях, що складається з однієї дуги, що з’єднує вузол 1 з найближчим сусіднім вузлом, оскільки будь-який шлях, який складається з декількох дуг, буде завжди довшим ніж довжина першої дуги, внаслідок припущення про додатність всіх дугових довжин. Наступним найкоротшим серед найкоротших шляхів має бути або шлях з однієї дуги до наступного найближчого сусіда вузла 1, або найкоротший шлях із двох дуг, який проходить через вузол, обраний на першому кроці, тощо.

Для того щоб формально описати цю процедуру у вигляді алгоритму, вважатимемо, що кожний  $i$ -й вузол має мітку  $D_i$ , яка означає оцінку довжини найкоротшого шляху від вузла 1. Коли оцінка в ході розрахунків не змінюється, то вважається, що вузол *остаточно позначений*, а множину остаточно позначених вузлів позначимо через  $P$ . Вузол, що буде доданий на черговому кроці до множини  $P$ , є найближчим до вузла 1 серед всіх вузлів, що ще не ввійшли до  $P$ . Таким чином, у рамках алгоритму Дікстри на  $k$ -му кроці множина  $P$  складається з  $k$  найближчих вузлів до вузла 1. Серед усіх шляхів, що з’єднують вузол 1 з яким-небудь вузлом не з множини  $P$ , найкоротший шлях повинен пройти по вузлах з  $P$  (оскільки  $d_{ij} > 0$ ). Тому  $(k+1)$ -й найближчий вузол  $i$  відповідна найкоротшу відстань отримують мінімізацією за  $j$  по  $P$  величини  $\min_{j \in P} [D_j + d_{ji}]$ , у результаті чого

обчислювальна складність алгоритму Дікстри становитиме порядку  $O(m^2)$ . Формально алгоритм Дікстри працює в такий спосіб. Ініціалізація алгоритму:  $P = \{1\}$ ,  $D_1 = 0$  та  $D_j = d_{1j}$  для  $j \neq 1$ .

Крок 1: пошук наступного найближчого вузла. Знайти  $i$ , таке, що  $D_i = \min_{j \neq P} D_j$ . Покласти  $P = P \cup \{i\}$ . Якщо  $P$

містить усі вузли, то на цьому робота алгоритму закінчується. Крок 2: відновлення міток. Для всіх  $j$  покласти  $D_j = \min[D_j, D_i + d_{ij}]$ . Перейти до кроку 1.

Робота цього алгоритму, а також алгоритму Беллмана-Форда (для порівняння) проілюстрована на рис. 2. Оскільки число операцій, виконуваних алгоритмом Дікстри на кожному кроці, пропорційно  $m$ , а кроки повторюються  $(m-1)$  разів, то обсяг обчислень у найгіршому разі дорівнює  $O(m^2)$ , а не  $O(m^3)$ , як і в алгоритмі Беллмана-Форда.

Однак для слабозв’язних структур ТКС, у яких  $n \ll m^2$ , алгоритм Беллмана-Форда закінчує свою роботу після досить малого числа ітерацій ( $\alpha \ll m$ ), у цьому разі обсяг обчислень  $O(\alpha^n)$  може бути набагато менше, ніж  $O(m^2)$  алгоритму Дікстри. Алгоритм розрахунку найкоротшого шляху, запропонований Дікстри, покладений в основу протоколів OSPF, PNNI, IS-IS.

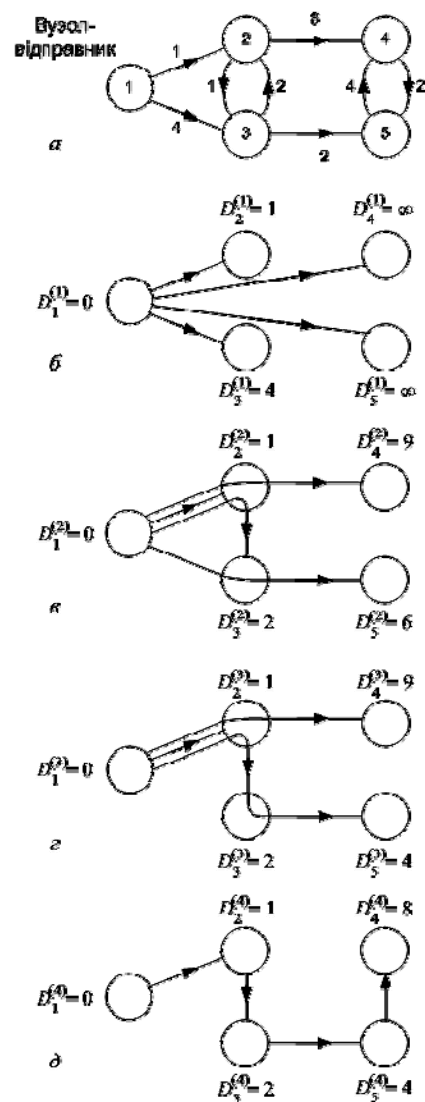


Рис. 1. Ілюстрація роботи алгоритму Беллмана-Форда:

- а) постановка задачі щодо визначення найкоротшого шляху із наведенням довжин дуг;
- б) перша ітерація: розрахунок найкоротших шляхів, що містять не більше однієї дуги;
- в) друга ітерація: розрахунок найкоротших шляхів, що містять не більше двох дуг;
- г) третя ітерація: розрахунок найкоротших шляхів, що містять не більше трьох дуг;
- д) результат розв’язання задачі: підсумкове дерево найкоротших шляхів

Алгоритм Флойда-Уоршелла на відміну від двох вище розглянутих алгоритмів знаходить найкоротші шляхи відразу для всіх пар вузлів. Як і в алгоритмі Беллмана-Форда, довжини дуг можуть бути як додатними, так і від'ємними, але також не повинно бути циклів від'ємної довжини. У всіх трьох алгоритмах остаточне рішення отримується методом ітерацій, але в кожному алгоритмі число ітерацій залежить від різних величин. Якщо в алгоритмі Беллмана-Форда число ітерацій залежить від числа дуг у шляху і в мережі в цілому, а в алгоритмі Дійкстри – від числа вузлів у мережі, то в алгоритмі Флойда-Уоршелла число ітерацій прямо залежить від кількості вузлів, які допускається використовувати як проміжні вузли на шуканих шляхах. Як і раніше описані алгоритми, алгоритм Флойда-Уоршелла починає свою роботу з розрахунку шляхів, які складаються з однієї дуги (тобто без проміжних вузлів), обраних як вихідні оцінки для довжин найкоротших шляхів. Потім обчислюються найкоротші шляхи з тим обмеженням, що проміжним вузлом може бути тільки вузол 1, потім з обмеженням, що проміжними вузлами можуть бути тільки вузли 1 і 2 тощо.

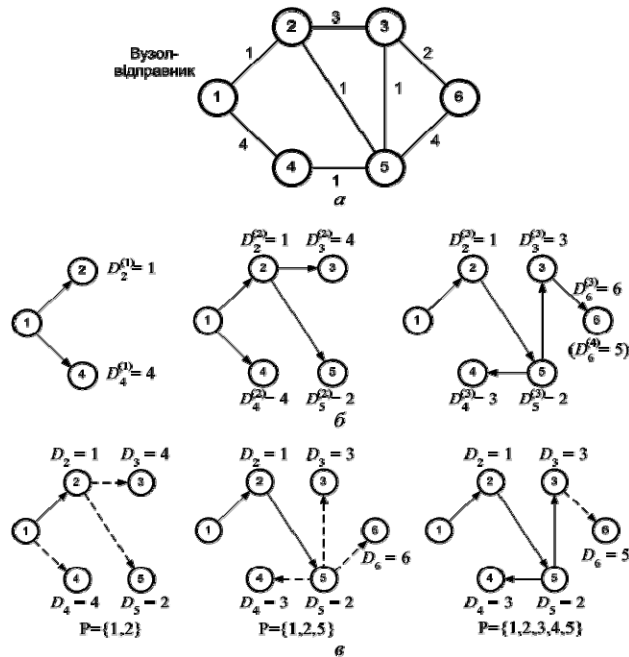


Рис. 2. Приклад використання алгоритмів Беллмана-Форда та Дійкстри:

- а) вихідна структура мережі:  $d_{ij} = d_{ij}$  для всіх  $i, j$ ;
- б) робота алгоритму Беллмана-Форда;
- в) робота алгоритму Дійкстри

З метою більш строгого опису алгоритму позначимо через  $D_{ij}^{(k)}$  довжину найкоротшого шляху від  $i$ -го вузла до  $j$ -го вузла при обмеженні, що тільки вузли 1, 2, ...,  $k$  можуть використовуватися як проміжні вузли на шляху. Формально алгоритм Флойда-Уоршелла працює в такий спосіб.

Крок 1: ініціалізація алгоритму:  $D_{ij}^{(0)}=d_{ij}$  для  $i, j (i \neq j)$ .

Крок 2: для  $k = 0, 1, \dots, m-1$ ,

$$D_{ij}^{(k+1)} = \min[D_{ij}^{(k)}, D_{i(k+1)}^{(k)} + D_{(k+1)j}^{(k)}] \text{ для } i, j (i \neq j).$$

Оскільки кожний з кроків відбувається для кожної пари вузлів, то об'єм обчислень для алгоритму Флойда-Уоршелла дорівнює  $O(m^3)$ , тобто такий же, як і в алгоритмі Дійкстри, повтореного для всіх вузлів, обраних як відправник.

**Висновки.**

Розглянуто алгоритми маршрутизації, основані на графовому описі мережі зв'язку, як найбільш оптимальному та візуально сприйнятливому методі аналізу. В роботі проведено детальний аналіз найбільш перспективних алгоритмів, вказано на переваги та недоліки кожного методу. Недоліки алгоритмів пошуку найкоротшого (тобто єдиного) шляху між кожною парою вузлів у мережі пов'язані з обмеженими можливостями забезпечення збалансованого завантаження мережі та якості обслуговування одночасно за декількома показниками, оскільки кожному тракту передачі мережі ставилося у відповідність усього одне число (довжина, метрика), пов'язане з тим або іншим одним показником якості обслуговування QoS (англ. quality of service). До обмежень, що накладаються на маршрут, відносяться пропускна здатність і часова затримка передачі даних в каналі. Відзначені недоліки мають послужили поштовхом до досить інтенсивних розробок у напрямку вдосконалення розглянутих алгоритмів та розробки оптимальних маршрутів практично для будь-якого типу сервісу телекомунікаційних мереж.

**Література**

1. Поповський В. В. Педагогічний програмний засіб: Телекомунікаційні системи та мережі. Структура й основні функції. Том 1 [Електронний ресурс] / В. В. Поповський, О. В. Лемешко; В. К. Ковальчук та ін. – Режим доступу : <http://www.znanius.com/3534.html?L=5>.
2. Стецюк В. І. Аналіз і вдосконалення методів синхронізації телекомунікаційних систем / В. І. Стецюк, В. Р. Любчик, І. В. Файфура // Вісник Хмельницького національного університету. – Хмельницький, 2015. – № 3. – С. 232–238.

**References**

1. Popovskiy V. V. Pedagogichnyi programnyi zasib: Telekomunikatsiyni systemy ta merezhi. Struktura y osnovni funktsii. Tom 1 [Elektronnyi resurs] / V. V. Popovskiy, O. V. Lemeshko; V. K. Kovalchuk ta in. – Rezhym dostupu : <http://www.znanius.com/3534.html?L=5>.
2. Stetsiuk V. I. Analiz i vdoskonalennia metodiv synkhrinizatsii telekomunikatsiinykh system / V. I. Stetsiuk, V. R. Liubchik, I. V. Faifura // Visnyk Khmelnytskoho natsionalnoho universytetu. – Khmelnytskyi, 2015. – № 3. – S. 232–238.