

УДК 004.72

DOI: 10.25140/2411-5363-2021-2(24)-123-130

Олександр Гончаренко, Олексій Череватенко

**СПОСОБИ МУЛЬТИКАНАЛЬНОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ  
В МЕРЕЖАХ НАДЛИШКОВОГО ДЕ БРУЙНА**

У статті розглянуто способи багатошляхової (мультиканальної) маршрутизації в мережах, побудованих на основі топології надлишкового де Бруйна. На основі існуючих алгоритмів маршрутизації запропоновано ряд підходів, що поєднують принципи стандартних алгоритмів маршрутизації в мережі де Бруйна та властивостях власне топології. Для кожного підходу надані теоретичний опис та приклад впровадження з графічним зображенням принципу роботи. На основі розроблених рішень виконано аналіз запропонованих способів на предмет переваг та недоліків, швидкості та застосованості. Із урахуванням висновків, окреслено напрямки для майбутніх теоретичних та практичних досліджень.

**Ключові слова:** мережі де Бруйна; балансування трафіку; маршрутизація; топологія; граф.

Рис.: 6. Табл.: 2. Бібл.: 4.

**Актуальність теми дослідження.** Станом на сьогодні мережеві технології є основою інтернет-комунікацій у всьому світі. Останніми десятиліттями кількість користувачів глобальної мережі збільшилася в геометричній прогресії. Крім того, мережі активно використовуються і для внутрішнього користування державними та приватними компаніями в різних країнах. Розмір мереж стає дедалі більшим, кількість трафіку за рахунок нестримного розвитку потужностей комп'ютерних процесорів також швидко зростає. Це породжує проблему маршрутизації даних у значно збільшених мережах та балансування трафіку у них таким чином, щоб уникнути перевантажень вузлів та зв'язків.

Топологія надлишкового де Бруйна – доволі перспективна та добре досліджена топологія для комп'ютерної мережі, що демонструє одночасно добру надійність та відмовостійкість, а також переконливо гарні топологічні характеристики. Однією із ключових особливостей цієї структурної організації є наявність простих та надійних підходів маршрутизації, що базуються на властивостях топології і за рахунок цього демонструють кращі швидкісні характеристики. Проте у наявних рішень є і ряд недоліків. Насамперед усі розглянуті раніше способи забезпечують знаходження лише одного маршруту між вузлами відправлення та призначення, що робить неможливим їх застосування для паралельної передачі даних по кількох каналах одразу. Також нерозглянутим залишаються питання пошуку оптимальних маршрутів, питання врахування завантаженості мережі, а також питання адаптації вже наявних алгоритмів з метою збереження їхніх ключових переваг.

Наробки, що створені в подібному дослідженні, можна було б використати для подальшого розвитку побудов комп'ютерних мереж на основі стеку топології надлишкового де Бруйна та запропонованих способів маршрутизації у ній, в тому числі проектування мереж на основі перспективної технології програмно-конфігурованих мереж (SDN).

**Постановка проблеми.** Топологія надлишкового де Бруйна є надійною та швидкою для комп'ютерних мереж, однак існує необхідність в розробці способу маршрутизації, який би враховував швидко змінюваний стан мережі. Крім того, для цієї топології не існує власних алгоритмів мультиканальної маршрутизації, тому їх розробка є актуальною проблемою.

**Аналіз останніх досліджень і публікацій.** Топологія надлишкового де Бруйна загалом добре вивчена та описана в багатьох наукових публікаціях [1; 3]. З публікацій відомі добрі характеристики цієї топології, відмовостійкість. Однак, як зазначалося при постановці задачі, для неї немає розроблених способів маршрутизації.

Нині не існує досліджень, які б проводили опис нових розроблених способів мультиканальної маршрутизації трафіку для мережі з топологією надлишкового де Бруйна та продемонстрували б результати їхнього практичного використання.

**Виділення недосліджених частин загальної проблеми.** Недосліджені частини описаної проблеми зводяться до відсутності способів мультиканальної маршрутизації, розроблених спеціально для топології надлишкового де Бруйна. В той час як сама топологія вивчена й добре описана, балансування трафіку в ній, його можливість та перспективи є недослідженими.

До того ж, незважаючи на те, що розроблені алгоритми маршрутизації, для топології необхідно виконати їхній порівняльний аналіз для вибору одного або кількох з них для подальшої розробки способу балансування трафіку в мережі надлишкового де Бруйна та впровадження створеного рішення.

**Мета дослідження.** Мета цієї статті – визначити, чи є можливою та практично обгрунтованою розробка та впровадження способу мультимедійної маршрутизації спеціально для топології надлишкового де Бруйна. Для досягнення мети будуть застосовані теоретичні дослідження можливих рішень та практичні експерименти з демонстрацією і аналізом результатів.

**Виклад основного матеріалу.** Топологія надлишкового де Бруйна (Excess de Bruijn topology, EDB), також відома як квазіквантова, – це де Бруйн-подібна топологія, синтез якої базується на операціях порозрядного зсуву, а для нумерації вузлів застосовується надлишкове бінарне представлення (redundant binary representation, RBR) або інший надлишковий (excess) код. Цей код відрізняється від звичайного бінарного наявністю в алфавіті цифри -1, що позначається символом T, і легко може бути представлений у звичайному двійковому пристрої через використання знакорозрядного позиційно-залишкового кодування [1].

На рис. 1 представлено топологію надлишкового де Бруйна рангу 2, а також – дерева маршрутизації для неї [2].

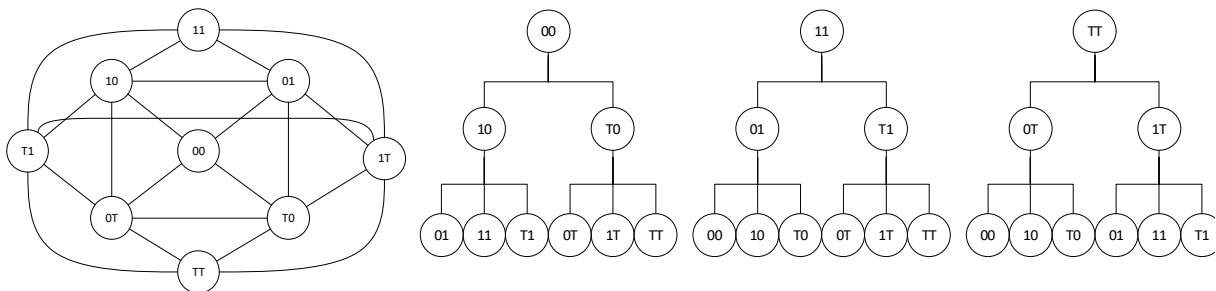


Рис. 1. Надлишковий де Бруйн 2 рангу з деревами

Ключовими особливостями цієї топології є високий потенціал для відмовостійкості та простота маршрутизації при досить непоганих топологічних характеристиках [3]. Наявність альтернативних представлень і дерев, у свою чергу, дозволяє забезпечити відмовостійкість при передачі даних [4]. Розглянутими є питання реалізації топології у вигляді комутованої мережі, а також забезпечення високої відмовостійкості як на рівні обчислень, так і на рівні передачі даних. Це робить її гарним кандидатом як фізичну топологію системи.

Аналізуючи особливості предметної області та обрані рішення, можна загалом виділити ряд питань.

По-перше, однією із ключових проблем такої метрики, як трафік мережі є його змінність. Перш ніж системі вдасться обрахувати поточну завантаженість та побудувати оптимальні маршрути – стан мережі вже зміниться. Це ставить високі вимоги до алгоритмів маршрутизації в контексті швидкодії. З іншого боку, така метрика, як дистанція в хопах є більш статичною, а тому концентрація на цій метриці є альтернативою трафік-адаптивному алгоритму, хоч це і шкодитиме фактичній швидкості передачі.

По-друге, для мереж типу надлишкового де Бруйна не існує власних алгоритмів мультимедійної маршрутизації. Це ставить в пріоритет задачу розробки таких алгоритмів. Причому при розробці варто звертати увагу на вже наявні одноканальні алгоритми, оскільки вони є досить простими, швидкими та відмовостійкими. Як наслідок, мультимедійне рішення, що базується на таких алгоритмах, потенційно може забезпечити кращі характеристики, ніж універсальний алгоритм.

Також для наочності порівняння алгоритмів необхідно заздалегідь визначитись із прикладом. На рис. 2 зображений граф передачі даних, на якому буде проводитись порівняння.

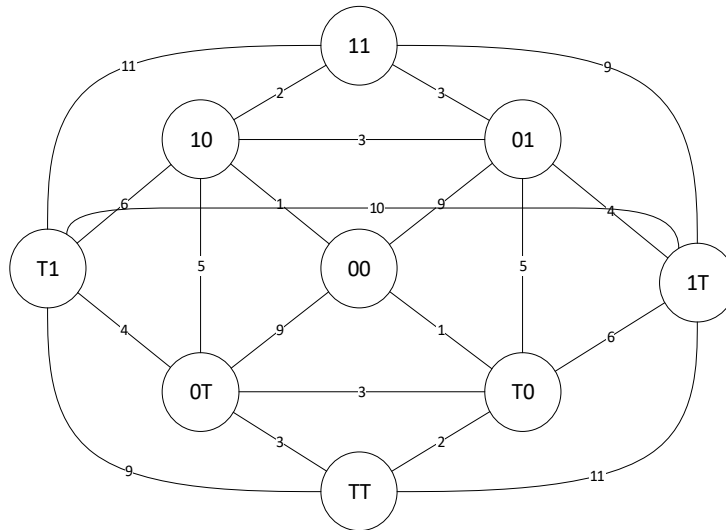


Рис. 2. Графік передачі даних

Нехай джерелом  $S$  є вузол  $1T$ . Вузлом призначення  $D$  –  $00$ . Необхідно виконати передачу даних, створивши  $k$  каналів передачі. При цьому бажано (але не обов’язково), щоб вони мали мінімальну довжину у вагах та хопах, а також не перетинались. Проаналізувавши структуру мережі та класичні алгоритми одноканальної маршрутизації, можна одразу запропонувати як мінімум 4 простих шаблонних рішення, що можуть бути поєднаними між собою для досягнення бажаних характеристик.

**Найпростіше двоканальне рішення.** Ідея цього алгоритму дуже проста і базується на стандартній маршрутизації де Бруйна. Вона реалізується через вставлення розрядів призначення в код джерела. При цьому напрям зсуву є заздалегідь детермінованим. Алгоритмом гарантується, що вузол призначення буде досягнутим рівно за  $R$  хопів.

Логічним розвитком цієї ідеї є виконання зсуву в двох напрямках. Це майже не ускладнить сам алгоритм і мало вплине на швидкодію, проте дозволить передавати дані через мережу одразу двома каналами рівної довжини. На рис. 3 проілюстровано відмінність між стандартною маршрутизацією і запропонованою (як приклад для демонстрації ідеї взята складніша мережа рангу 5). Права частина рис. 3 показує, як відбувається передача даних у заданому прикладі мережі. Цифри над дугами – ваги маршрутів.

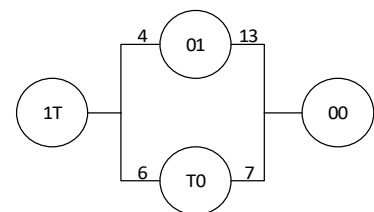
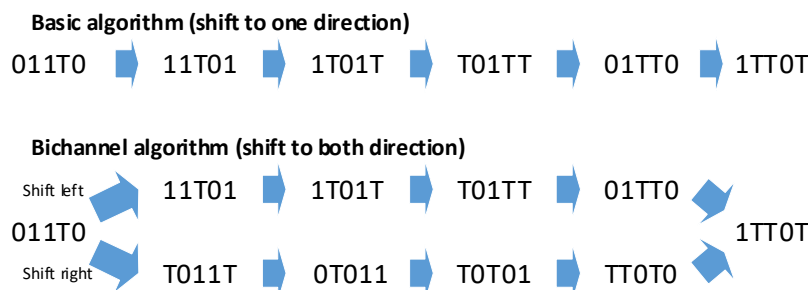


Рис. 3. Приклад двоканального алгоритму

Як видно із прикладу, цей алгоритм є оптимальним за довжиною у хопах, однак ваги маршрутів є різними. Аналогічно, проблемою є те, що таких маршрутів усього лише 2, що в чистому вигляді не дає відмовостійкості.

**Рішення дерев маршрутизації.** Ідея цього алгоритму базується на використанні дерев маршрутизації. У кожному дереві містяться обидві вершини – і джерело, і призначення – причому їх розташування є різним. Це дозволяє гарантовано отримати по одному маршруту з кожного дерева, причому незалежність маршрутів гарантується самим принципом декомпозиції.

На рис. 4 наведено принцип роботи такого алгоритму. Цифри біля стрілок – ваги маршрутів.

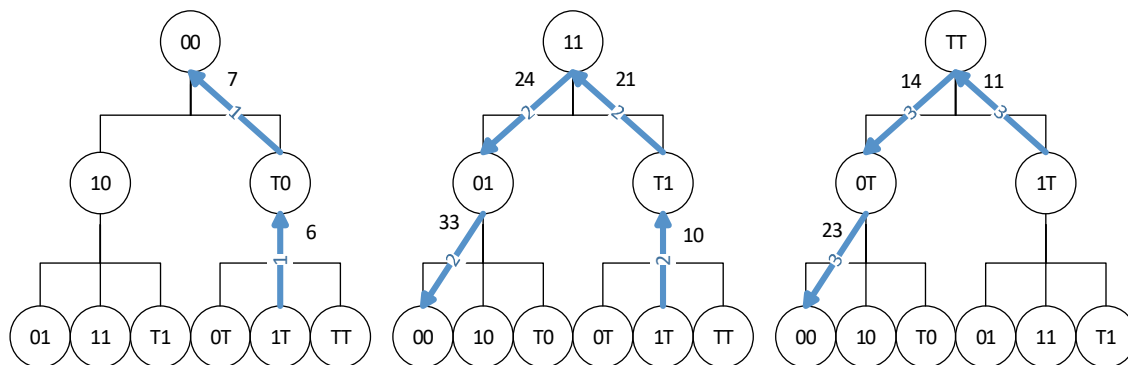


Рис. 4. Приклад алгоритму дерев

Як видно із прикладу, перевагою алгоритму є повна й гарантована незалежність шляхів. Недоліком – відсутність урівноваження як за вагами, так і за хопами. Відмовостійкість алгоритму невелика й забезпечується виключно відкиданням непрохідних маршрутів.

**Рішення дерева від джерела.** Цей алгоритм базується на такій ідеї: що як побудувати дерево від джерела, знаходячи всі можливі мінімальні маршрути? Це робиться таким чином:

1. Береться чергова вершина  $T$ . На початку  $T = S$ . Для неї визначаються нащадки. Алгоритм той самий, що і при синтезі топології: виконуються всі можливі зсуви зі всіма можливими вставками. Визначається вага кожного шляху: до ваги попереднього шляху додається вага ребра графа.

2. Зі знайдених нащадків видаляються ті вершини, що вже досягнуті більш легким маршрутом. Якщо ж вершина-нащадок уже була досягнута, але маршрут до неї не є оптимальним – «погана» гілка видаляється з дерева як неперспективна. Якщо для неї вже були прораховані нащадки – вони переносяться в цю гілку з поправкою ваг маршрутів.

3. Виконуються додаткові операції відсіювання. Так, якщо шуканими є маршрути, довжина яких менше певної величини – виконується перевірка кожної гілки на перевищення обмеження. Якщо шуканими є виключно мінімальні маршрути до джерела, то відкидаються всі маршрути, які вже є довшими, ніж мінімальні. Якщо шуканими є  $k$  мінімальних маршрутів, то відсіювання виконується після знаходження останнього з них.

4. Алгоритм повторюється для нащадків. При цьому пріоритет варто надавати тим із них, що наближають до коду призначення, – це зменшить кількість необхідних обчислень. Аналогічно, серед інших напрямів пріоритет варто віддавати тим, які мають меншу вагу.

Загалом, цей алгоритм класичний, проте в контексті топології де Бруйна він дещо змінюється. По-перше, немає необхідності щоразу звертатись до структури мережі: вона може «відбудовуватись» за рахунок зсувів без зайвих звертань до пам'яті. По-друге, знаючи коди поточної вершини та призначення, можна завжди розрахувати, як «далеко» ця вершина знаходиться від цілі, що дає можливість виконувати побудову дерева не повністю, а лише в найбільш перспективних напрямках.

На рис. 5 показано приклад роботи алгоритму.

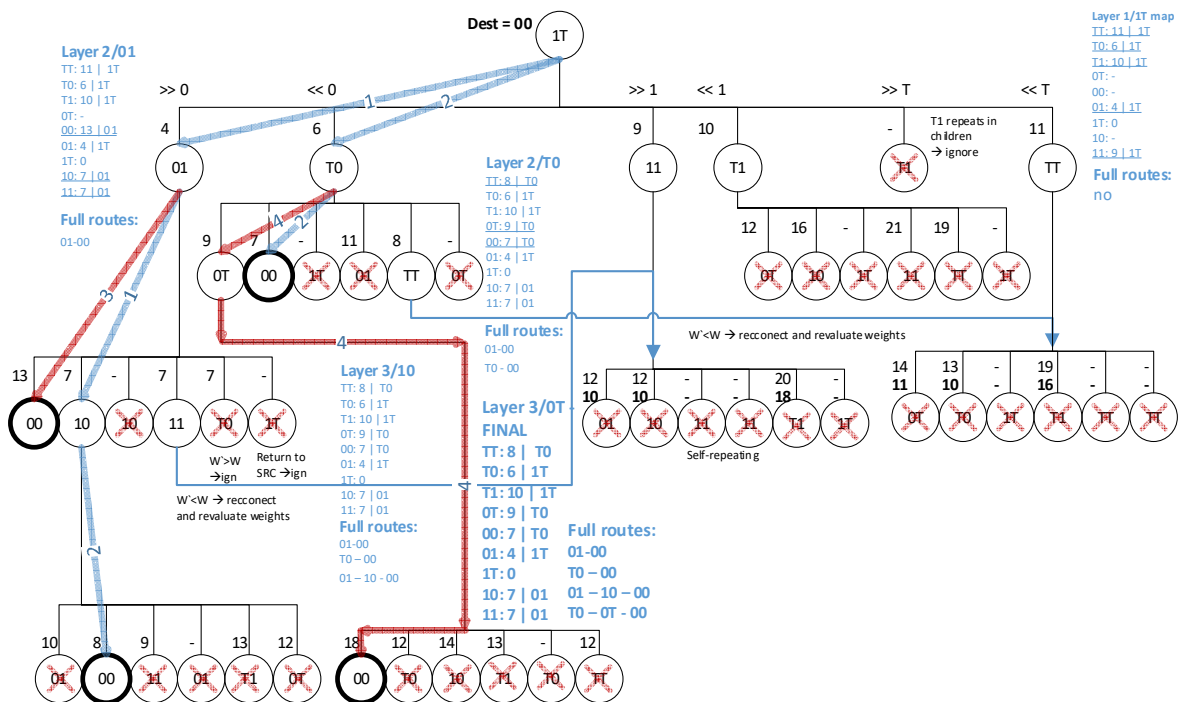


Рис. 5. Приклад алгоритму на основі дерева від джерела

Перевагами такого підходу є оптимальність ваг та висока відмовостійкість: якщо вершина не може бути досягнута певним шляхом, то це можна врахувати і знайти мінімальний обхід за допомогою цього ж алгоритму.

**Квазіквантовий алгоритм.** Цей алгоритм базується на так званій квазіквантовій маршрутизації. Він використовує вершини з однаковими чисельними номерами й різними кодами для створення відразу кількох потоків між обчислювальними вузлами (а не між маршрутизаторами).

Для прикладу нехай відбувається передача даних між вузлами 1 та -1. На рис. 6 показано, як це буде відбуватись. Спочатку для кожного процесора знаходяться альтернативні представлення номера в RBR. Потім між ними організовується передача даних «точка-точка» будь-яким із методів. У прикладі використано стандартну маршрутизацію через зсув ліворуч.

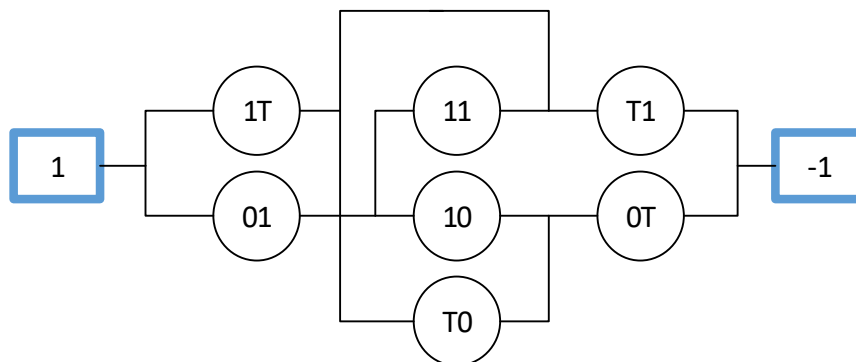


Рис. 6. Квазіквантова багатоканальна маршрутизація

Цей метод складно назвати повною мірою багатоканальним, оскільки він дуже сильно зав'язаний на число представлень кожного конкретного вузла. Проте при комбінації його із іншими методами він може значно покращити як каналність так і відмовостійкість.

**Результати.** Таблиця 1 ілюструє характеристики запропонованих підходів.

Таблиця 1 – Характеристики підходів

Маршрутизація	Двоканальний зсув	Дерева маршрутизації	Дерево від джерела	Квазіквантова
Кількість каналів	2	3	k	-
Складність	дуже проста	проста	середня	дуже проста
Затримка	дуже низька	низька	дуже висока	середня
Додаткові потреби в пам'яті	Ні	Для дерев	Для дерева, для ваг, для черги, та ін.	Для альтернативних представлень
Відмовостійкість	Ні	Низька	Висока	-
Довжина маршрутів у хопах	Рівний R	-	Мінімізовані, але можуть не бути мінімальними	-
Вага маршрутів за графіком	Ігнорується	Ігнорується	Мінімальний	Ігнорується
Гарантія незалежності маршрутів	Ні	Так	Так	Ні

У табл. 2 наведені дані для конкретного прикладу. Нехай по мережі від вузла 1Т (обчислювальний вузол 1) до вузла 00 (обчислювальний вузол 0) передається 3000 пакетів даних. При цьому маршрутизація відбувається від джерела, а передача виконується методом віртуальної комутації каналів. Вага кожної дуги графа визначає число потоків даних, що вже займають цей зв'язок + 1, а час передачі 1 пакету становить 1 мкс.

Щодо часу виконання алгоритму, то нехай операція порозрядного зсуву у RBR займає 1 мкс, операція перевірки – 4 мкс, арифметичні операції – 2 мкс, звертання до пам'яті – 10 мкс.

Таблиця 2 – Експериментальні дані

Показник	Двоканальний зсув	Дерева маршрутизації	Дерево від джерела	Квазіквантова
<b>Характеристики передачі</b>				
Кількість незалежних каналів	2	3	2	2
Середня вага передачі	11	21	7.5	11/8.5*
Очікуваний час передачі [мкс]	16500	21000	11250	16500/12750
Найгірший час передачі [мкс]	22500	33000	12000	22500/15000
<b>Характеристики алгоритму</b>				
Зсуви	4	9	48	3
Арифметичні дії	0	0	39	0
Порівняння	0	0	217	0
Читань	0	9	47	2
Записів	4	9	61	3
Загальна затримка маршрутизації [мкс]	44	189	2134	53
Використання пам'яті	4	37	135	7

\* - для квазіквантового алгоритму перше число вказує на характеристики за умови, що квазіквантовість реалізується через стандартний зв'язок топології (гірший варіант). Друге число – чиста квазіквантовість із передачею даних поза топологією (кращий варіант, вага 1).

**Висновок.** У статті були розроблені способи багатоканальної маршрутизації, що засновані на спеціалізованих одноканальних алгоритмах маршрутизації і використовують властивості графа топології надлишкового де Бруїна. За рахунок цього досягнуті деякі переваги:

- способи працюють швидко і, як наслідок, стан мережі з меншою ймовірністю встигне змінитися, поки йдуть розрахунки;
- способи сумісні зі стандартною маршрутизацією і можуть використовувати її властивості для обходу відмов;
- способи можуть бути суміщені між собою для поліпшення тих чи інших властивостей.

Втім, можна виділити і деякі недоліки:

- лише один алгоритм враховує трафік;
- відсутній механізм пошуку кращих маршрутів;
- загалом слабка відмовостійкість.

Варто окремо зазначити, що запропоновані способи маршрутизації не є кінцевими варіантами. Це лише адаптація вже наявних рішень до нової задачі з метою збереження ключових переваг та більш повного використання особливостей топології. Передбачається, що розглянуті підходи стануть базисом для розробки швидких та ефективних методів мультиканальної маршрутизації в мережах надлишкового де Бруїна.

У цих сферах плануються такі дослідження, а саме пошук таких поєднань базисних способів і модифікацій, які б працювали швидше, ніж змінюється стан мережі, давали прийнятні результати по швидкості передачі та максимально повно використовували властивості відмовостійкості, закладені в ці алгоритми (які виникають від аналогічних одноканальних рішень).

### Список використаних джерел

1. Евстигнеев В. Компьютерные арифметики. Ретроспективный взгляд. *Электроника: наука, технология, бизнес*. 1998. № 2. С. 19-22.
2. Honcharenko O., Volokyta A., Loutskii H. Method of fault-tolerant distributed systems' realization by excess de Bruijn topology. *The International Conference on Security, Fault Tolerance, Intelligence ICSFTI*. 2020. Pp. 16-31.
3. Routing method based on the excess code for fault tolerant clusters with InfiniBand / O. Goncharenko et al. *International Conference on Computer Science, Engineering and Education Applications*. Springer, Cham, 2019. Pp. 335-345.
4. Increasing the fault tolerance of distributed systems for the Hyper de Bruijn topology with excess code / H. Loutskii et al. *2019 IEEE International Conference on Advanced Trends in Information Theory (ATIT)*. IEEE, 2019. Pp. 1-6.

### References

1. Evstigneev, V. (1998). Kompiuternye arifmetiki. Retrospektivnyi vzgliad [Computer arithmetic. Retrospective view]. *Elektronika: nauka, tekhnologiya, biznes – Electronics: science, technology, business*, (2), 19-22.
2. Honcharenko, O., Volokyta, A., Loutskii, H. (2020). Method of fault-tolerant distributed systems' realization by excess de Bruijn topology. *The International Conference on Security, Fault Tolerance, Intelligence ICSFTI* (pp. 16-31).
3. Goncharenko, O., Rehida, P., Volokyta, A., Loutskii, H., & Thinh, V. D. (2019, January). Routing method based on the excess code for fault tolerant clusters with InfiniBand. In *International Conference on Computer Science, Engineering and Education Applications* (pp. 335-345). Springer, Cham.
4. Loutskii, H., Volokyta, A., Rehida, P., Honcharenko, O., Ivanishchev, B., & Kaplunov, A. (2019, December). Increasing the fault tolerance of distributed systems for the Hyper de Bruijn topology with excess code. In *2019 IEEE International Conference on Advanced Trends in Information Theory (ATIT)* (pp. 1-6). IEEE.

UDC 004.72

*Oleksandr Honcharenko, Oleksii Cherevatenko*  
**METHODS OF MULTI-CHANNEL ROUTING  
IN EXCESS DE BRUIJN NETWORKS**

*In recent decades, the number of users of the global network has increased exponentially, the size of networks is growing rapidly as well as the amount of traffic. This raises the problem of routing data in significantly larger networks and balancing traffic in them in such a way as to avoid overloading nodes and links. The excess de Bruijn topology demonstrates both good reliability and fault tolerance, as well as convincingly good topological characteristics. In this regard, the question of implementing a suitable algorithm for a given topology and developing a multi-channel routing method for balancing traffic is relevant.*

*The excess de Bruijn topology is reliable and fast for computer networks, but there is a need to develop a multi-channel routing method that takes into account the rapid changes in a state of a network. In addition, there are no proprietary multichannel routing algorithms for this topology, so their development is an urgent problem.*

*The excess de Bruijn topology is generally well studied and described in a number of scientific publications. However, there are no developed multi-channel routing methods for it. Currently, there are no studies that would describe new developed ways of balancing traffic for a network with the excess de Bruijn topology and would demonstrate the results of their practical use.*

*The unexplored parts of the described problem are reduced to the lack of multi-channel routing methods developed specifically for the excess de Bruijn topology. While the topology itself is studied and well described, the balancing of traffic in it, its capabilities and prospects are unexplored.*

*The purpose of this article is to determine whether it is possible and practically justified to develop and implement a multi-channel routing method specifically for the excess de Bruijn topology.*

*Developed methods of multichannel routing, based on specialized single-channel routing algorithms and using the properties of the graph of the excess de Bruijn topology.*

*The results show that the developed methods have both advantages and disadvantages. Operating faster than the state of the network is changing, and being compatible with standard routing, they generally show poor fault tolerance and lack a mechanism to find better routes. Further development in the chosen direction is planned.*

**Ключові слова:** *de Bruijn networks; traffic optimization; routing; topology; graph.*

*Fig.: 6. Table: 2. References: 4.*

**Гончаренко Олександр Олександрович** – студент, кафедра обчислювальної техніки, Національний технічний університет України «Київський політехнічний інститут імені Ігоря Сікорського» (просп. Перемоги, 37, м. Київ, 03056, Україна).

**Honcharenko Oleksandr** – Student, Department of Computer Engineering, National Technical University of Ukraine “Igor Sikorsky Kyiv Polytechnic Institute” (37 Pobedy Av., 03056 Kyiv, Ukraine).

**E-mail:** alexandr.ik97@ukr.net

**ORCID:** <https://orcid.org/0000-0002-9086-6988>

**Череватенко Олександр Володимирович** – студент, кафедра обчислювальної техніки, Національний технічний університет України «Київський політехнічний інститут імені Ігоря Сікорського» (просп. Перемоги, 37, м. Київ, 03056, Україна).

**Cherevatenko Oleksii** – Student, Department of Computer Engineering, National Technical University of Ukraine “Igor Sikorsky Kyiv Polytechnic Institute” (37 Pobedy Av., 03056 Kyiv, Ukraine).

**E-mail:** chereva@ukr.net

**ORCID:** <https://orcid.org/0000-0001-9686-0555>