

## РОЗДІЛ 4

### ПОТОКОВІ МОДЕЛІ ТА МЕТОДИ ІЄРАРХІЧНОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ В ІНФОКОМУНІКАЦІЙНИХ МЕРЕЖАХ

#### 4.1. Аналіз відомих теоретичних і протокольних рішень щодо ієрархічної маршрутизації в ІКМ

Як показав проведений аналіз [1, 2], досить прогресивною ідеєю в сфері інфокомунікацій є відділення рівня управління від рівня передачі даних у ІКМ. На реалізації подібної ідеї зосереджена нова концепція програмно-конфігурованих мереж, яка сьогодні активно розвивається і, на думку своїх розробників, повинна ефективно доповнити і модернізувати більшість наявних мережних технологій.

SDN-архітектура підтримує відкритий прикладний програмний інтерфейс (Application Programming Interface, API), який уможливорює реалізацію загальних мережних сервісів, керування пропускнуою здатністю, управління трафіком, оптимізацію процесорного навантаження, усі форми управління політиками та налаштування для забезпечення вимог користувачів щодо рівня якості обслуговування [2–7]. За допомогою відкритих API можна управляти мережею та процесами, що в ній протікають, реалізуючи мережні сервіси та додаткові можливості, не вдаючись у деталі їх реалізації, що дозволяє оптимізувати використання мережних та обчислювальних (серверних) ресурсів.

Таким чином, основна ідея SDN полягає у передачі низки основних функцій управління від операційних систем вузлів (маршрутизаторів і комутаторів) ІКМ до спеціального контролера (сервера) або множини таких контролерів мережної операційної системи. Концепція SDN передбачає створення єдиного, незалежного від виробника інтерфейсу обладнання між платформою управління та платформою передачі даних, а також віртуалізацією фізичних ресурсів мережі.

До основних переваг SDN належать:

- підвищення ефективності управління мережею;
- підвищення безпеки мережі;
- покращення гнучкості управління мережею та її ресурсами;
- підвищення конкурентоздатності мережного програмного забезпечення та комутаційного обладнання;
- підвищення рівня якості обслуговування.

У процесі проведеного аналізу встановлено, що на теперішній час активно використовуються декілька основних функціональних варіантів побудови SDN-архітектур, які відрізняються способом розподілу функцій контролю (управління) та передачі даних у мережі. Архітектура з розподіленим контролем (рис. 4.1, а) – це традиційна TCP/IP, мережа, в якій функції управління та передачі даних реалізуються в межах операційної системи на кожному з маршрутизаторів ІКМ окремо.

SDN-архітектура з гібридним контролем (рис. 4.1, б) передбачає делегування основних функцій контролю від маршрутизаторів до SDN-контролера. Завдяки використанню гібридного контролю деякі задачі реального масштабу часу щодо управління трафіком все ще розв'язуються на маршрутизаторах, а низка задач перекладається на SDN-контролер. У межах SDN з гібридним контролем традиційні мережні протоколи транспортної або локальної мережі та SDN-протоколи функціонують в одній і тій самій ІКМ. Подібна архітектура дозволяє впроваджувати новітні SDN-рішення, такі як OpenFlow, у дещо застарілі середовища без повної перебудови мережної архітектури.

SDN-архітектура з централізованим контролем – це базова архітектура програмно-конфігурованих мереж, в якій функції контролю повністю передані з маршрутизаторів транспортної мережі на контролери мережної операційної системи (рис. 4.1, в). SDN з централізованим контролем дозволяє значно покращити гнучкість мережі завдяки програмованості та автоматизації, значно знижуючи витрати на мережні операції. Проте централізовані рішення нерідко мають невисоку надійність і масштабованість.

З огляду на ці проблеми на практиці переходять до реалізації принципів ієрархічного контролю мережі. Ця архітектура (рис. 4.1, г) основана на введенні багаторівневої ієрархії контролерів, коли за функціональність кожного домену ІКМ відповідає окремий SDN-контролер. SDN-контролер мережі загалом здійснює координацію роботи контролерів доменів для підвищення ефективності розподіленого управління мережею. SDN-архітектура з резервним контролером, упровадження якої також спрямована на підвищення надійності мережних рішень, передбачає введення додаткового SDN-контролера, на який перекладаються функції основного контролера в разі виходу останнього з ладу (рис. 4.1, д).

Натепер сучасні ІКМ використовують досить широкий функціонал технологічних засобів щодо управління трафіком та маршрутизації з метою підвищення якості обслуговування, які реалізуються на всіх рівнях еталонної

моделі взаємодії відкритих систем (OSI). Зокрема важливо забезпечити адаптацію цих рішень під різні варіанти архітектур SDN-мереж (рис. 4.1).

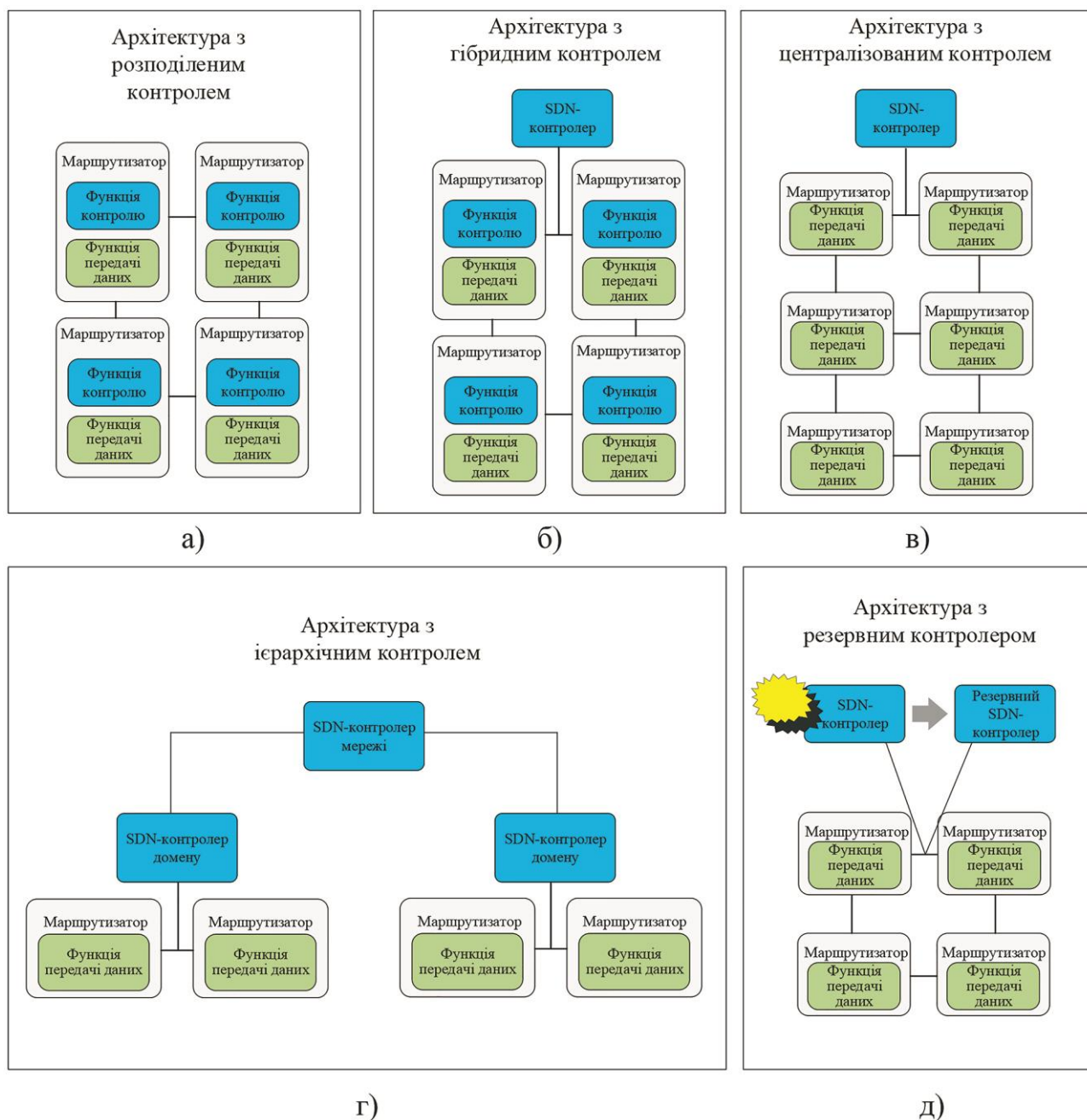


Рис. 4.1. Варіанти SDN-архітектури

Ієрархічна (багаторівнева) побудова сучасних ІКМ є адекватною реакцією на постійне зростання їх територіальної розподіленості, збільшення кількості комутаційних і термінальних пристроїв, наданих інфокомунікаційних сервісів тощо. З огляду на те що основною метою функціонування ІКМ є забезпечення заданого рівня якості обслуговування, то для підвищення масштабованості кінцевих рішень багато засобів забезпечення QoS де-факто вже мають багаторівневий характер, який підтверджують, наприклад, наявність концепцій

ієрархічних черг (Hierarchical Queuing Framework) та багаторівневого профілювання трафіку, оснований на обмеженні (Hierarchical Policing) або вирівнюванні (Hierarchical Shaping) швидкості потоку пакетів [8, 9]. Однак найбільш чутливі до проблем масштабованості саме протоколи маршрутизації, оскільки вони потребують узгодженого функціонування не одного, а цілої множини мережних пристроїв. Ієрархічна маршрутизація активно використовується в мережах IP, ATM і MPLS [10, 11], охоплюючи різні варіанти та принципи її організації.

Варто зазначити, що реалізація ієрархічних рішень у системах різного функціонального призначення, як правило [12, 13], базується, по-перше, на проведенні декомпозиції вихідної прикладної задачі, яка підлягає розв'язанню, на кілька взаємопов'язаних підзадач, об'єднаних спільною метою; по-друге, на визначенні кількості рівнів ієрархії та переліку задач, які розв'язуються на тому чи іншому ієрархічному рівні. Таким чином, залежно від особливостей організації ієрархічної маршрутизації в ІКМ її можна класифікувати за такими ознаками (рис. 4.2):

- за типом уведеної декомпозиції ІКМ ієрархічна маршрутизація може ґрунтуватися на структурній (територіальній), функціональній або структурно-функціональній декомпозиції мережі;
- за способом проведення структурної або структурно-функціональної декомпозиції ІКМ на домени виокремлюють ієрархічну маршрутизацію, коли границя доменів проходить або через маршрутизатори, або через канали зв'язку мережі;
- за способом проведення функціональної або структурно-функціональної декомпозиції ІКМ на домени розрізняють маршрутизацію з виділенням магістральної ділянки (backbone) або без організації такої ділянки;
- за місцем реалізації ієрархічної маршрутизації виокремлюють внутрішньодоменну та міждоменну маршрутизацію;
- за кількістю організованих ієрархічних рівнів розрізняють дворівневу, трирівневу та в загальному випадку  $n$ -рівневу маршрутизацію;
- за рівнем підтримки функцій міжрівневої координації може реалізуватись ієрархічна маршрутизація з координацією верхнім рівнем рішень, які отримані на нижніх рівнях, або без проведення міжрівневої координації.



Рис. 4.2. Класифікація рішень щодо ієрархічної маршрутизації в ІКМ

У сучасних ІКМ застосовуються різні способи їх декомпозиції ІКМ. Прикладом *структурної (територіальної) декомпозиції*, яка проводиться для організації ієрархічної маршрутизації, є поділ в IP-мережі загальної маршрутної задачі на множину маршрутних підзадач, кожна з яких розв'язується в окремій підмережі – домені (area), як це реалізовано в IGP-протоколах OSPF (рис. 4.3) та IS-IS (рис. 4.4), або кластері, якщо мова йде про протокол PNNI в мережі АТМ.

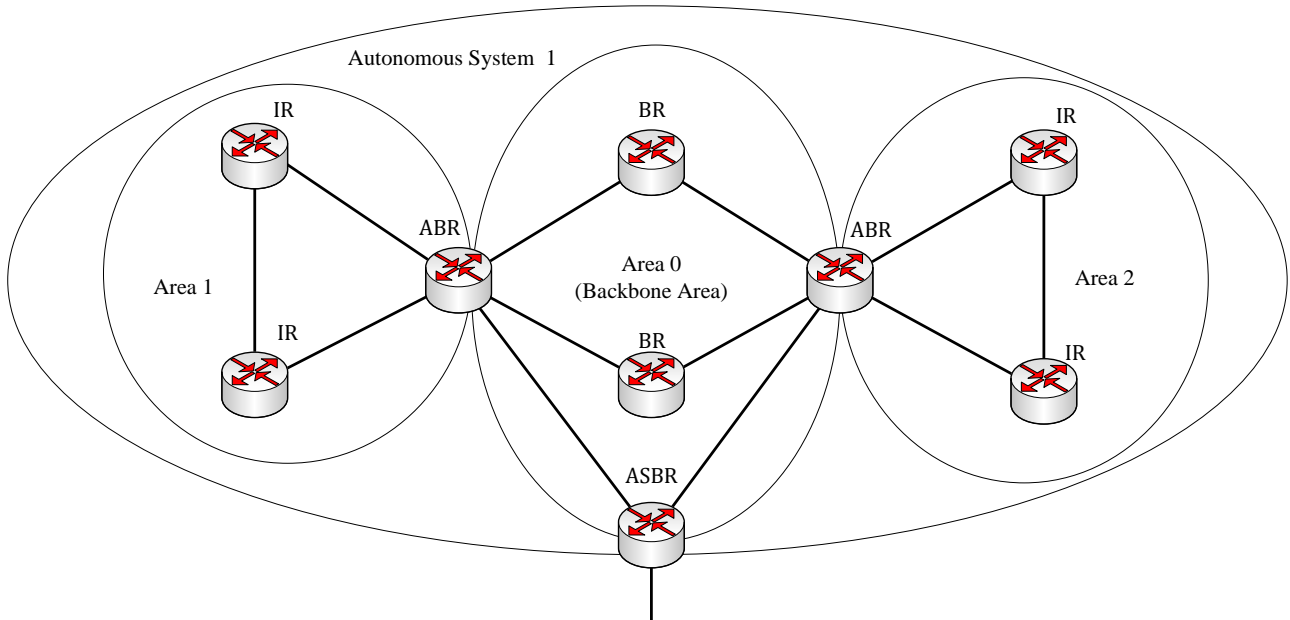


Рис. 4.3. Структурна ієрархія протоколу OSPF

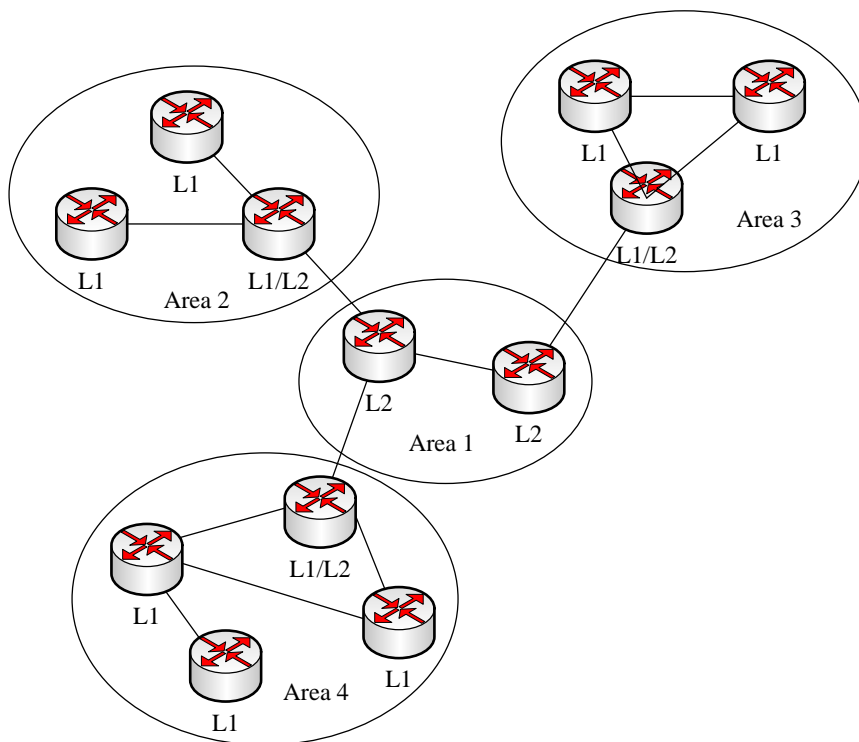


Рис. 4.4. Структурна ієрархія протоколу IS-IS

Як правило, критеріями декомпозиції мережі на домени можуть бути територіальна близькість маршрутизаторів, ступінь їх зв'язності або адміністративна підпорядкованість операторам (провайдерам) ІКМ. Окремим випадком подібної декомпозиції є розподіл маршрутних задач не між доменами, а між окремими маршрутизаторами, як це, наприклад, реалізовано в MPLS-мережах, коли функції визначення маршрутів делеговані лише приграничним маршрутизаторам – LER.

*Функціональна декомпозиція* ІКМ полягає в тому, що маршрутні підзадачі, на які здійснюється розподіл вихідної маршрутної задачі, можуть функціонально відрізнятися за своїм змістом, алгоритмом та періодичністю розв'язання. Введення функціональної ієрархії у розв'язанні задач маршрутизації може реалізуватись як на різних комутаційних пристроях, так і на центральному маршрутному сервері, наприклад контролері SDN.

У разі *структурно-функціональної декомпозиції* ІКМ одночасно реалізуються принципи як структурної, так і функціональної декомпозиції. Так, наприклад, у межах структурної декомпозиції IP-мережа розбивається на множину автономних систем (AS). Функціональна декомпозиція полягає в тому, що в кожній з AS використовується свій протокол маршрутизації внутрішнього шлюзу (Interior Gateway Protocol, IGP), а для маршрутизації між AS застосовуються протоколи зовнішнього шлюзу (Exterior Gateway Protocol, EGP), наприклад, протокол BGP (рис. 4.5) [12].

У процесі реалізації ієрархічної маршрутизації за умови проведення структурної або функціональної декомпозиції ІКМ границя між окремими доменами може проходити або через маршрутизатори, як це реалізовано у протоколі OSPF (рис. 4.3), або через канали зв'язку мережі, як, наприклад, це зроблено у протоколі IS-IS (рис. 4.4). З іншого боку, у проведенні декомпозиції ІКМ кожна автономна система IP-мережі може поділятися на підмережі різного рівня ієрархії. Верхній рівень ієрархії може визначати спеціально налаштована магістральна область (backbone), як, наприклад, це реалізовано в протоколах OSPF та IS-IS. Саме через цю область обмінюються пакетами підмережі нижнього рівня, іменовані (залежно від типу протоколу) доменами (areas), зонами (zones) або кластерами (clusters) [13]. Проте у випадку ієрархічної маршрутизації, яка базується на структурно-функціональній декомпозиції IP-мережі загалом, на множині автономних систем магістральна область (backbone) може й не організовуватися (рис. 4.5) [13].

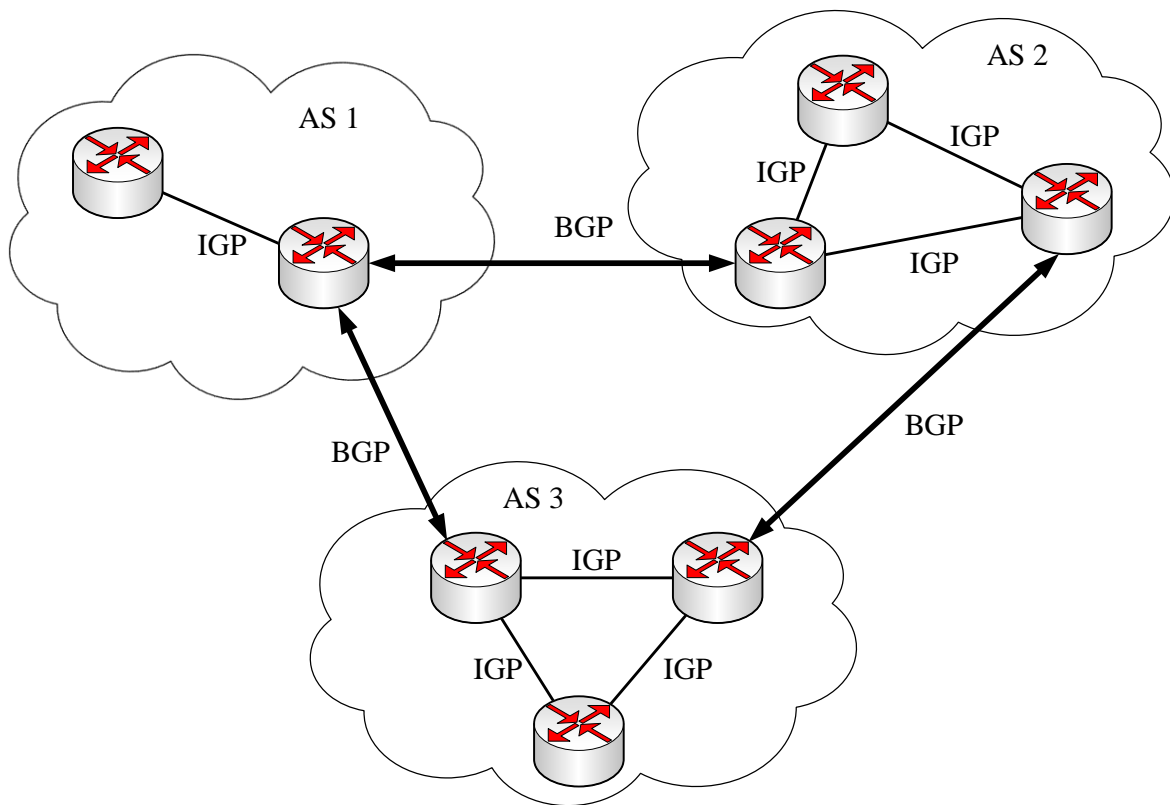


Рис. 4.5. Приклад ієрархічної побудови IP-мережі

За умови внутрішньодоменної ієрархічної маршрутизації структурна та/або функціональна ієрархія рішень може вводитися безпосередньо в межах окремого домену. У сучасних інфокомунікаційних технологіях внутрішньодоменна ієрархічна маршрутизація безпосередньо не застосовується. Проте набула широкого використання міждоменна ієрархічна маршрутизація. Так, у структурі дворівневої ієрархії протоколу OSPF завжди виокремлюється магістральний домен (*верхній рівень ієрархії*), через який відбувається взаємодія між окремими доменами (*нижній рівень ієрархії*) автономної системи загалом (рис. 4.3). Тому маршрутизатори в мережі, що використовують протокол OSPF, поділяються на декілька типів залежно від їх розташування та функцій, які вони виконують. Серед них можна виокремити:

- внутрішній маршрутизатор (Internal Router, IR) – це маршрутизатор, усі інтерфейси якого належать одному домену. IR формує та оновлює лише одну базу даних стану каналів цього домену;

- приграничний маршрутизатор (Area Border Router, ABR) – це маршрутизатор, через який з'єднується один або більше доменів з магістральним доменом. Він підтримує окрему базу даних стану каналів для кожного суміжного домену, виконуючи функції шлюзу для міждоменного трафіку, оскільки в кожного ABR завжди хоча б один інтерфейс належить магістральному домену;



– магістральний маршрутизатор (Backbone Router, BR) – маршрутизатор, у якого всі інтерфейси належать магістральному домену;

– приграничний маршрутизатор автономної системи (Autonomous System Boundary Router, ASBR) – це маршрутизатор, через який проходить обмін пакетами між цією автономною системою, що функціонує під управлінням протоколу OSPF, та іншими AS. Територіально та функціонально ASBR може розташовуватися в будь-якому місці автономної системи, а його завдання можуть вирішувати маршрутизатори IR, ABR або BR [10, 14–16].

Прикладом організації дворівневої міждоменної ієрархічної маршрутизації також може бути протокол IS-IS (рис. 4.4). Цей протокол аналогічно протоколу OSPF належить до класу протоколів стану каналів [15–17]. Маршрутизатори протоколу IS-IS, які виконують маршрутизацію тільки всередині домену, називаються маршрутизаторами 1-го рівня (L1). Маршрутизатори протоколу IS-IS, що виконують маршрутизацію між доменами, називаються маршрутизаторами 2-го рівня (L2). Маршрутизатору 1-го рівня відома тільки інформація про мережу, що стосується домену, в якому він міститься. Якщо маршрутизатор 1-го рівня на основі інформації про свій домен не знає, куди переслати пакет, то він надсилає пакет на найближчий маршрутизатор L2, який потім направляє пакет у відповідний сусідній домен.

Магістраль протоколу IS-IS не є окремим нульовим доменом, як це має місце в протоколі OSPF. Вона є групою послідовно та безперервно з'єднаних між собою маршрутизаторів 2-го рівня. Кожен маршрутизатор 2-го рівня функціонує тільки в межах окремого домену, але може мати канали, які з'єднують його з маршрутизаторами 2-го рівня іншого домену. Слід зазначити, що межею IS-IS-домена є не маршрутизатор 2-го рівня, а канал між маршрутизаторами 2-го рівня [17].

У табл. 4.1 наведено порівняння термінології, яка використовується в протоколах ієрархічної маршрутизації OSPF та IS-IS.

В IP-мережах може підтримуватися також трирівнева ієрархія, коли на рівні автономної системи реалізується дворівнева маршрутизація, організована, наприклад, за допомогою протоколу OSPF, а між автономними системами маршрутизація відбувається під управлінням, зокрема, протоколу BGP, що визначає додатковий верхній рівень ієрархії рішень (рис. 4.5).

У технології АТМ функції ієрархічної маршрутизації покладено на протокол PNNI [10, 18]. Ієрархія PNNI починається на нижньому рівні, де вузли організуються в кластери вузлів (КВ). За аналогією з традиційними мережами можна назвати КВ доменами маршрутизації, оскільки всередині кожного КВ завжди є повна інформація щодо належних йому вузлів (рис. 4.6). Також у

кожному кластері виокремлюється лідер KB (logical peer group leader), який є вузлом логічної групи (Logical Group Node, LGN) на наступному ієрархічному рівні PNNI. Усі LGN кожного KB нижнього рівня об'єднуються в KB на зазначеному рівні ієрархії PNNI. На цьому рівні у KB з LGN також обирається лідер кластеру. Кожен з лідерів цього KB створює вузол логічної групи, яка є членом групи більш високого рівня.

Таблиця 4.1

### Порівняння термінології протоколів OSPF та IS-IS

Термінологія протоколу IS-IS	Термінологія протоколу OSPF
Домен (Area)	Домен (Area)
Кінцева система (End System)	Вузол (Host)
Проміжна система (Intermediate System)	Маршрутизатор
ISO Routing Domain	Autonomous System
Level 1 (L1)	Внутрішній маршрутизатор (IR)
Level 1/ Level 2 (L1/L2)	Приграничний маршрутизатор (ABR)
Level 2 (L2)	Магістральний маршрутизатор (BR)
Довільна проміжна система (any IS)	Приграничний маршрутизатор автономної системи (ASBR)

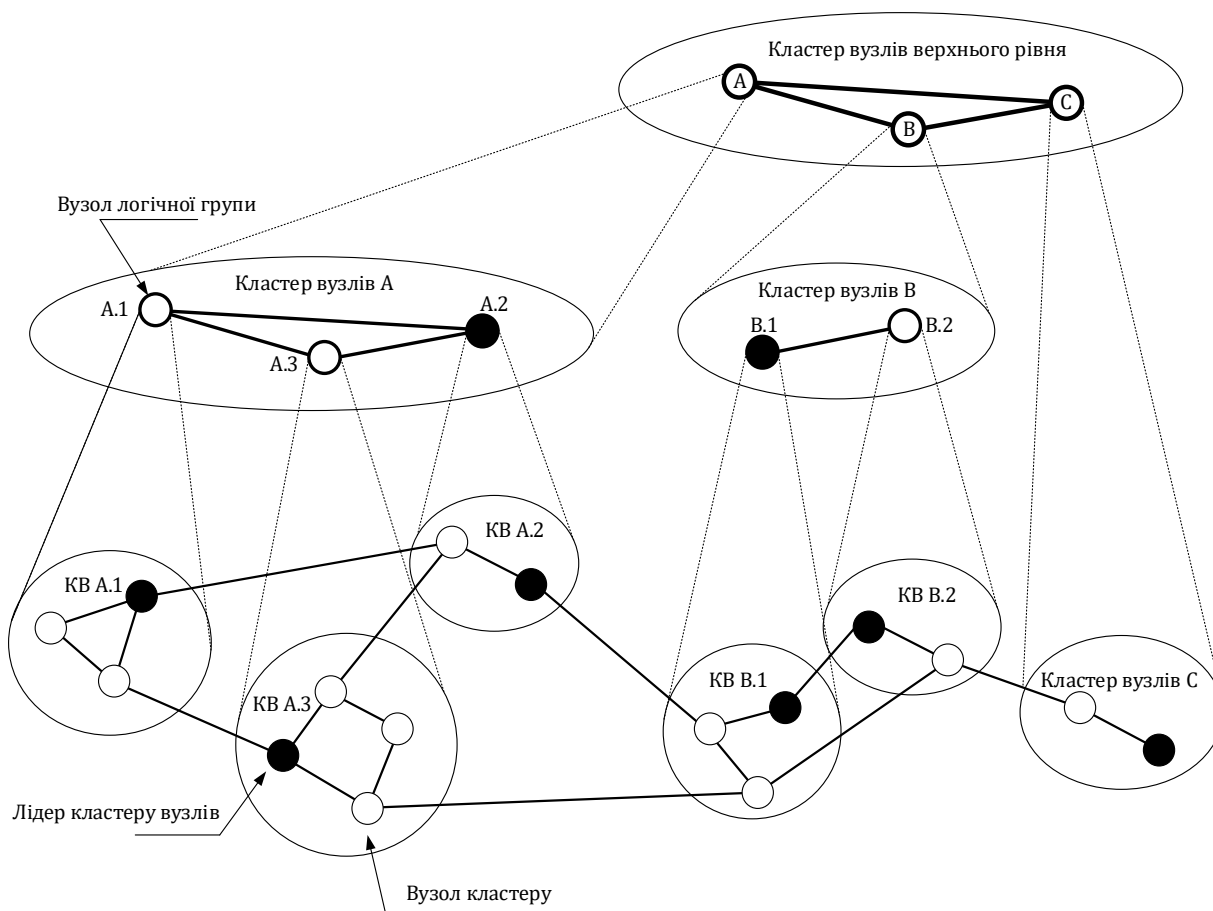


Рис. 4.6. Структурна ієрархія протоколу PNNI

Варто окремо наголосити, що проаналізовані протокольні рішення основані переважно лише на введенні структурної ієрархії без належної підтримки ієрархії функціональних задач окремих рівнів. Це проявляється в тому, що функціонально рішення, які отримуються в окремих доменах мережі, між собою не погоджуються, що негативно впливає на ефективність функціонування ІКМ загалом. З точки зору теорії ієрархічних багаторівневих систем управління [22, 23] важливим складником функціональної ієрархії маршрутних задач є саме реалізація принципів міжрівневої координації, яка проводиться для наближення ефективності ієрархічних рішень до централізованої маршрутизації з підвищенням їх масштабованості.

Алгоритми розрахунку найкоротших шляхів Дейкстри та Беллмана–Форда, які забезпечують функціональність більшості сучасних протоколів маршрутизації, безпосередньо не враховують особливостей ієрархічної побудови мережі. Інколи подібний факт, справді, не є проблемою. Зокрема це характерно для варіанта, коли кожен домен (підмережа нижнього рівня) комутується з магістральним доменом через один приграничний маршрутизатор (ABR або ASBR, наприклад, для протоколу OSPF), що є досить поширеним рішенням у сучасних мережах [10–11, 19]. У цьому випадку в розв’язанні задач маршрутизації і в доменах нижнього рівня, і в магістральному домені чітко відомі як маршрутизатор-відправник, так і маршрутизатор-отримувач. Тому жодної складності в узгодженні кінцевих рішень маршрутних завдань, що отримуються окремо в доменах різних класів, не виникає.

Проте у випадку, коли між доменами або автономними системами для підвищення відмовостійкості мережі використовуються декілька приграничних маршрутизаторів, тоді відсутність підтримки міжрівневої координації в наявних протоколах маршрутизації стає серйозною технологічною та теоретичною проблемою. Це обумовлено тим, наприклад, що в процесі реалізації одношляхової маршрутизації на міждоменній ділянці виникає неоднозначність у визначенні в кожному із суміжних доменів приграничного маршрутизатора, через який будуть передаватися пакети. За умови багатошляхової маршрутизації проблема ускладнюється ще й тим, що в кожному з доменів, в яких автономно одне від одного розв’язуються маршрутні задачі, треба визначитися не тільки з переліком використаних приграничних маршрутизаторів, але й з порядком балансування між ними мережного трафіку.

Ефективність протоколів маршрутизації і, зокрема, механізмів балансування навантаження багато в чому залежить від математичних моделей, які покладені в їх основу. Однак алгоритми Дейкстри та Беллмана–

Форда мають досить обмежені властивості щодо підтримки багатошляхових рішень та врахування характеристик потоків пакетів для забезпечення балансування навантаження в мережі [20, 21]. Причиною тому є те, що вони базуються на досить простих з функціональної точки зору графових математичних моделях пошуку найкоротшого шляху на графі, які вже не здатні адекватно описати процес маршрутизації в сучасних мультисервісних ІКМ з переважно потоковим характером мережного трафіку. Вихід з цієї ситуації ґрунтується, по-перше, на переході до декомпозиційного подання поточкових моделей, описаних у попередніх розділах, що дозволить найбільш адекватно описати процеси ієрархічної маршрутизації в сучасних ІКМ; а по-друге, на синтезі методів ієрархічної маршрутизації, які використовують теоретично обґрунтовані принципи добре апробованої теорії ієрархічних багаторівневих систем [22, 23].

Підхід, оснований на застосуванні теорії ієрархічних багаторівневих систем, уже застосовується в синтезі низки моделей і методів маршрутизації та управління трафіком [24–49]. Так, у роботах [24–30] представлені ієрархічно-координаційні рішення щодо управління каналним і буферним ресурсом ІКМ, а в статтях [32–40] описані моделі та методи щодо безпосередньо проблеми ієрархічної маршрутизації. У працях [25, 26] розглядається варіант ієрархічної маршрутизації, оснований на декомпозиційному поданні як структури ІКМ, так і функціональної моделі, описаної за допомогою системи різницевих рівнянь завантаженості буферів черг на маршрутизаторах мережі. Також пошуку підходів до ефективного та узгодженого розв'язання задач маршрутизації та розподілу каналного ресурсу присвячена досить значна кількість наукових публікацій, серед яких варто виокремити статті [31–49]. Саме в цих роботах запропоновані досить ефективні теоретичні рішення зазначених задач як у межах статичних, так і динамічних моделей [31–49]. Проте вони мають обмежені можливості щодо забезпечення збалансованого завантаження каналного ресурсу, а рішення [32, 33] більш орієнтовані на резервування ресурсів у межах IntServ. Використання теоретичних результатів, наведених у роботах [44–47], як правило, пов'язане з необхідністю розв'язання досить складних з обчислювальної точки зору оптимізаційних задач нелінійної оптимізації.

Виходячи з аналізу сучасного стану зазначеної проблеми щодо реалізації ієрархічної маршрутизації в ІКМ, основними вимогами, які висувуються до перспективних рішень у цьому напрямі є:

- орієнтація на поточкові підходи та методи, у межах яких основна увага приділяється не окремим пакетам, а характеристикам потоків пакетів;

- детальне врахування особливостей структурної та функціональної побудови ІКМ у процесі формування маршрутних метрик;
- оптимізаційне формулювання задачі ієрархічної маршрутизації, орієнтоване на максимізацію рівня QoS та/або мінімізацію використання мережного ресурсу;
- підтримка міжрівневої координації під час реалізації ієрархічної маршрутизації в ІКМ;
- забезпечення збалансованого завантаження (використання) доступного мережного ресурсу, ґрунтованого на реалізації багатошляхової маршрутизації та орієнтованого на підвищення рівня QoS;
- підвищення рівня масштабованості та погодженості рішень щодо маршрутизації, розподілу та резервування мережного ресурсу для забезпечення гарантованої якості обслуговування.

Ефективні рішення, які задовольняють перелічені вимоги та які представлені новими математичними моделями та методами ієрархічно-координаційної маршрутизації в програмно-конфігурованих інфокомунікаційних мережах, будуть запропоновані та досліджені в подальших підрозділах цього розділу.

#### **4.2. Поточкова модель і метод ієрархічно-координаційної внутрішньодоменої маршрутизації в інфокомунікаційній мережі SDN/MPLS**

У підрозділі пропонуються теоретичні рішення щодо організації ієрархічно-координаційної маршрутизації в ІКМ SDN/MPLS, що охоплюють випадок дворівневої оптимізації процесів внутрішньодоменої маршрутизації «від джерела». Особливістю запропонованої декомпозиційної моделі маршрутизації є те, що за розподілений розрахунок внутрішньодомених маршрутів відповідають лише приграничні маршрутизатори, які, наприклад, у технології MPLS називаються LER (Label Edge Router). У цьому випадку оптимальність розрахованих маршрутів може визначатись як формою використаної маршрутної (канальної та шляхової) метрики, так і відповідністю вимогам концепції Traffic Engineering щодо забезпечення збалансованого завантаження (використання) каналних ресурсів мережі.

З метою недопущення перевантаження каналів зв'язку в MPLS-мережі, спричиненого відсутністю погодженості в діях окремих приграничних LER-маршрутизаторів, у запропонованому методі внутрішньодоменої маршрутизації вводиться дворівнева ієрархія розрахунків, коли маршрутні рішення нижнього рівня, які отримуються на приграничних маршрутизаторах, координуються SDN-контролером верхнього ієрархічного рівня. В основу

методу ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в мережі SDN/MPLS покладено принцип цільової координації, що дозволило, по-перше, коректно сформулювати та розв'язати оптимізаційні задачі нижнього та верхнього ієрархічних рівнів, а по-друге, забезпечити високу збіжність методу до оптимальних рішень, близьких за значеннями до результатів централізованих розрахунків.

#### 4.2.1. Декомпозиційна модель ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в програмно-конфігурованій інфокомунікаційній мережі SDN/MPLS

Нехай структура MPLS-мережі буде представлена у вигляді орієнтованого графа  $G=(R,E)$ , де  $R=\{R_i; i=\overline{1,m}\}$  – це множина вершин графа, що моделює маршрутизатори в мережі. У свою чергу  $E=\{E_{i,j}; i,j=\overline{1,m}; i \neq j\}$  – множина дуг, що моделює канали зв'язку, які з'єднують маршрутизатори MPLS-мережі.

За аналогією з позначеннями, уведеними в підрозділі 1.7, позначимо через  $K$  множину потоків, що циркулюють у мережі. Уведемо дві підмножини:  $K^o$  – підмножина одноадресних потоків та  $K^b$  – підмножина багатоадресних потоків,  $K^o \cup K^b = K$ . Також позначимо через  $K_r$  ( $K_r \in K$ ) множину потоків, що підлягають маршрутизації приграничним маршрутизатором  $R_r$  ( $R_r \in R$ ). Надалі в цьому розділі під  $k_r$ -м потоком ( $k_r \in K_r$ ) буде розумітися  $k$ -й потік пакетів, маршрутизація якого здійснюється приграничним маршрутизатором  $R_r$ . Так, наприклад, потік  $2_5$  – це другий потік, маршрутизацію якого здійснює п'ятий LER.

Для кожного одноадресного  $k_r$ -го потоку ( $k_r \in K^o$ ) введемо низку характеристик:

$\lambda^{k_r}$  – середня інтенсивність (швидкість передачі) пакетів, що вимірюється в пакетах за секунду (1/с);

$s_{k_r}$  – маршрутизатор-відправник;

$d_{k_r}$  – маршрутизатор-отримувач  $k_r$ -го потоку пакетів.

Для кожного багатоадресного потоку ( $k_r \in K^b$ ) множину вузлів-отримувачів позначимо як

$$d_{k_r}^* = \left\{ d_{k_r}^1, d_{k_r}^2, \dots, d_{k_r}^{m_{k_r}} \right\}. \quad (4.1)$$

Тоді для кожного приграничного маршрутизатора-відправника пакетів у MPLS-мережі шуканими є змінні  $x_{i,j}^{k_r}$ , які характеризують частку інтенсивності  $k$ -го потоку пакетів, що надходить до мережі через приграничний маршрутизатор  $R_r$  та передається каналом  $E_{i,j} \in E$ . Через  $\varphi_{i,j}$  позначимо пропускну здатність каналу зв'язку  $E_{i,j} \in E$ .

Реалізація одношляхової стратегії маршрутизації передбачає введення в модель таких умов:

$$x_{i,j}^{k_r} \in \{0,1\}. \quad (4.2)$$

Для забезпечення багатошляхової маршрутизації на маршрутні змінні накладаються обмеження у вигляді

$$0 \leq x_{i,j}^{k_r} \leq 1. \quad (4.3)$$

З метою запобігання втрат пакетів на маршрутизаторах і в MPLS-мережі загалом унаслідок реалізації одноадресної маршрутизації ( $k_r \in K^o$ ) необхідно забезпечити виконання умов збереження потоку [50–52]:

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{j:E_{i,j} \in E} x_{i,j}^{k_r} - \sum_{j:E_{j,i} \in E} x_{j,i}^{k_r} = 1, \quad R_i = s_{k_r}; \\ \sum_{j:E_{i,j} \in E} x_{i,j}^{k_r} - \sum_{j:E_{j,i} \in E} x_{j,i}^{k_r} = 0, \quad R_i \neq s_{k_r}, d_{k_r}; \\ \sum_{j:E_{i,j} \in E} x_{i,j}^{k_r} - \sum_{j:E_{j,i} \in E} x_{j,i}^{k_r} = -1, \quad R_i = d_{k_r}. \end{array} \right. \quad (4.4)$$

Система рівнянь (4.4) має виконуватися для кожного потоку пакетів. Кількість умов у системі (4.4) залежить від кількості маршрутизаторів у мережі.

У реалізації багатоадресної маршрутизації, як показано в пункті 1.7.2, замість умов (4.3) та (4.4) на маршрутні змінні  $x_{i,j}^{k_r}$  (4.2) накладається низка обмежень: якщо маршрутизатор  $R_i$  є вузлом-відправником –

$$\sum_{j:E_{i,j} \in E} x_{i,j}^{k_r} \geq 1, \text{ коли } R_i = s_{k_r}, k_r \in K^b, \quad (4.5)$$

або

$$\sum_{i:E_{i,j} \in E} x_{i,j}^{k_r} = 1, \text{ якщо } R_j \in d_{k_r}^*, k_r \in K^b, \quad (4.6)$$

які вводяться для всіх вузлів-отримувачів пакетів [53–56].

Обмеження (4.5) вводяться для вузла-відправника потоку пакетів, а їх виконання орієнтоване на те, що від цього вузла потік, який надходить на обслуговування, буде переданий хоча б одному суміжному (сусідньому) вузлу-маршрутизатору. Умова (4.6) спрямована на забезпечення доставки пакетів потоку на кожен вузол-отримувач, проте потік повинен надходити на ці вузли лише з одного суміжного маршрутизатора.

Для кожного транзитного маршрутизатора  $R_j$ , яким може бути будь-який вузол MPLS-мережі, окрім відправника, у разі багатоадресної маршрутизації додатково вводяться такі умови [53–56]:

$$\sum_{i: E_{i,j} \in E} x_{i,j}^{k_r} \geq x_{j,p}^{k_r}, \text{ коли } R_j \neq s_{k_r}, k_r \in K^{\bar{b}}, \quad (4.7)$$

виконання яких робить можливим наявність потоку в будь-якому з вихідних від транзитного вузла каналі зв'язку ( $E_{j,p} \in E$ ) лише в тому випадку, коли цей потік надходить на цей вузол хоча б через один вхідний канал ( $E_{i,j} \in E$ ).

Для запобігання зациклення пакетів, тобто утворення контурів у розрахованих маршрутах, до запропонованої моделі вводяться умови такого вигляду (за кількістю контурів у мережі) [53–56]:

$$\sum_{E_{i,j} \in E_{\pi}^q} x_{i,j}^{k_r} < |E_{\pi}^q|, k_r \in K^{\bar{b}}, \quad (4.8)$$

де  $E_{\pi}^q$  – множина дуг графа, що утворюють відповідно до своєї орієнтації  $q$ -й контур ( $\pi$ );  $|E_{\pi}^q|$  – потужність множини  $E_{\pi}^q$ .

Виконання умови (4.8) гарантує, що кількість задіяних під час багатоадресної маршрутизації дуг, які створюють той чи інший контур, завжди менша від загальної кількості дуг у цьому контурі, тобто контур не входить до маршруту, який розраховується.

З метою запобігання перевантаження каналів зв'язку багатопотоковим трафіком важливо виконати умови

$$\sum_{R_r \in R} \sum_{k_r \in K_r} \lambda^{k_r} x_{i,j}^{k_r} \leq \varphi_{i,j}. \quad (4.9)$$

#### 4.2.2. Розв'язання задачі ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації на основі метрик в інфокомунікаційній мережі SDN/MPLS

Умова (4.9) орієнтована на використання в процесі централізованої маршрутизації, коли всі маршрутні змінні визначаються на єдиному сервері



(контролері) маршрутів. Під час реалізації маршрутизації «від джерела» за розрахунок маршрутів відповідає множина приграничних маршрутизаторів, тому в цьому випадку умови (4.9) будуть записані в такому декомпозиційному вигляді [50–56]:

$$\sum_{k_r \in K_r} \lambda^{k_r} x_{i,j}^{k_r} \leq \varphi_{i,j} - \sum_{\substack{R_s \in R, \\ s \neq r}} \sum_{k_s \in K_s} \lambda^{k_s} x_{i,j}^{k_s}. \quad (4.10)$$

Фізичний зміст виразу (4.10) визначається тим, що агрегований потік, який підлягає маршрутизації вузлом  $R_r$ , не повинен за своєю інтенсивністю перевищувати пропускну здатність каналу зв'язку, яка залишилася після обслуговування потоків, що надійшли до MPLS-мережі через інші приграничні маршрутизатори. У векторно-матричній формі умови (4.10) можна записати в такому вигляді:

$$A_r \bar{x}_r \leq D_r \bar{\varphi} - \sum_{\substack{R_s \in R \\ s \neq r}} C_{rs} \bar{x}_s, \quad (4.11)$$

де  $\bar{x}_r$  – маршрутний вектор, координатами якого є змінні  $x_{i,j}^{k_r}$ ;

$\bar{\varphi}$  – вектор пропускну здатностей каналів мережі з координатами  $\varphi_{i,j}$ ;

$A_r$ ,  $D_r$ ,  $C_{rs}$  – це матриці погодження розміру, тому що розміри векторів  $\bar{x}_r$  ( $R_r \in R$ ) та вектора  $\bar{\varphi}$ , а також порядок нумерації їх координат можуть не збігатися.

У розрахунку шуканих векторів  $\bar{x}_r$  критерієм оптимальності отриманих рішень пропонується використовувати мінімум такої цільової функції:

$$F = \sum_{R_r \in R} \bar{x}_r^t H_r \bar{x}_r, \quad (4.12)$$

де  $H_r = \left\| h_{i,j}^r \right\|$  – це діагональна матриця вагових коефіцієнтів, координати якої є маршрутні метрики  $h_{i,j}^r$  каналів зв'язку MPLS-мережі;

$[\cdot]^t$  – функція транспонування вектора (матриці).

Наприклад, якщо  $h_{i,j}^r = 1$ , то в мережі буде використовуватися метрика протоколу RIP. За умови  $h_{i,j}^r = 10^7 / \varphi_{i,j}$  у мережі буде організовано маршрутизацію за аналогом метрики протоколу IGRP/EIGRP.

Для розв'язання сформульованої оптимізаційної задачі, яка пов'язана з мінімізацією виразу (4.12) за наявності обмежень (4.2)–(4.11), використовується

принцип цільової координації [22–23]. Тоді, переходячи до задачі на безумовний екстремум,

$$\min_x F = \max_\mu L$$

необхідно максимізувати за  $\bar{\mu}$  лагранжیان вигляду

$$L = \sum_{R_r \in R} \bar{x}_r^t H_r \bar{x}_r + \sum_{R_r \in R} \bar{\mu}_r^t \left( A_r \bar{x}_r - D_r \bar{\varphi} + \sum_{\substack{R_s \in R \\ s \neq r}} C_{rs} \bar{x}_s \right), \quad (4.13)$$

де  $\bar{\mu}$  – вектор множників Лагранжу;

$\bar{\mu}_r$  – підвектори вектора  $\bar{\mu}$ , що належать до кожної з умов (4.11).

У межах принципу цільової координації [22, 23] вводиться дворівнева ієрархія розрахунків: вектори маршрутних змінних пропонується визначати на нижньому рівні – розподілено на кожному з приграничних маршрутизаторів, а підвектори  $\bar{\mu}_r$  множників Лагранжа – на верхньому рівні – рівні SDN-контролера. Тоді лагранжیان (4.13) представимо у вигляді [50–56]

$$L = \sum_{R_r \in R} L_r, \quad (4.14)$$

$$L_r = \bar{x}_r^t H_r \bar{x}_r + \bar{\mu}_r^t A_r \bar{x}_r - \bar{\mu}_r^t D_r \bar{\varphi} + \sum_{\substack{R_s \in R \\ s \neq r}} \bar{\mu}_s^t C_{sr} \bar{x}_r, \quad (4.15)$$

припустивши, що  $\bar{\mu}_r$  фіксовані та формуються на верхньому рівні ієрархії.

Таким чином, цільова функція (4.14) набуває адитивної форми, а загальна проблема ієрархічної маршрутизації підлягає декомпозиції на низку маршрутних задач (4.15). Розв'язання задач, пов'язаних з мінімізацією за маршрутними змінними виразів (4.15), відбувається на нижньому рівні розрахунків. Отримані таким чином рішення визначають порядок розподіленої маршрутизації «від джерела» потоків, що надходять на кожен з приграничних LER-маршрутизаторів. Вектори  $\bar{x}_r$  передаються на верхній рівень для перевірки виконання умов (4.11).

Основною технологічною задачею верхнього ієрархічного рівня є недопущення перевантаження каналів зв'язку, тобто забезпечення виконання умов (4.11). Таким чином, на верхньому рівні розрахунків згідно з принципом цільової координації здійснюється координація рішень, отриманих на нижньому рівні, та відбувається модифікація векторів множників Лагранжа в процесі виконання ітераційної градієнтної процедури

$$\bar{\mu}_r(a+1) = \bar{\mu}_r(a) + \nabla \bar{\mu}_r, \quad (4.16)$$

де  $a$  – номер ітерації розрахунків;

$\nabla \bar{\mu}_r$  – градієнт функції, що розраховується, виходячи з отриманих на верхньому рівні результатів розв’язання задач маршрутизації на кожному конкретному маршрутизаторі-відправнику

$$\nabla \mu_r(x) \Big|_{x=x^*} = A_r \bar{x}_r^* - D_r \bar{\varphi} + \sum_{\substack{R_s \in R \\ s \neq r}} C_{rs} \bar{x}_s^*, \quad (4.17)$$

де  $\bar{x}_r^*$  ( $R_r \in R$ ) – результат розрахунків, отриманий нижнім рівнем ієрархії на поточній ітерації.

Нові значення підвекторів множників Лагранжа (4.16) передаються на нижній рівень – рівень приграничних маршрутизаторів для перерозрахунку векторів маршрутних змінних. Фактично координати підвекторів (4.16) у виразі (4.15) є корекціями маршрутних метрик. Чим більший вплив здійснює той чи інший потік на перевантаження обраного каналу, тим більшого значення набуде відповідна координата вектора (4.16) та більшою стане результативна метрика перевантаженого каналу для цього потоку.

Таким чином, процес розв’язання задачі ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в ІКМ SDN/MPLS набуває ітераційного характеру. Чим менше ітерацій потребує координація маршрутних рішень (4.16), (4.17) для забезпечення виконання умов (4.11), тим менший обсяг службової інформації буде циркулювати в мережі про її стан, і тим оперативнішою буде практична реалізація отриманих результатів на приграничних маршрутизаторах. Тому актуальним завданням є аналіз впливу параметрів мережі (її топології та завантаженості), характеристик та типу трафіку на швидкість збіжності координаційної процедури (4.16), (4.17). Дослідження швидкості збіжності було проведено на різних мережних топологіях для випадків організації як одно-, так і багатоадресної маршрутизації.

### **4.2.3. Дослідження процесів ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації одноадресних потоків на основі метрик в інфокомунікаційній мережі SDN/MPLS**

Для початку проаналізуємо випадок одноадресної маршрутизації на структурі мережі, зображеної на рис. 4.7. Мережа складалася з шести маршрутизаторів ( $R_1 \div R_6$ ) і дев’яти каналів зв’язку. У розривах каналів зв’язку показана їхня пропускна здатність ( $1/c$ ). Для наочності розглядалося два потоки. Перший потік пакетів передавався від маршрутизатора  $R_1$  до

маршрутизатора  $R_4$ , а вузлом-відправником та вузлом-отримувачем другого потоку були маршрутизатори  $R_3$  та  $R_4$  відповідно. Інтенсивність потоків від кожного маршрутизатора-відправника змінювалася від 0 1/с до 200 1/с.

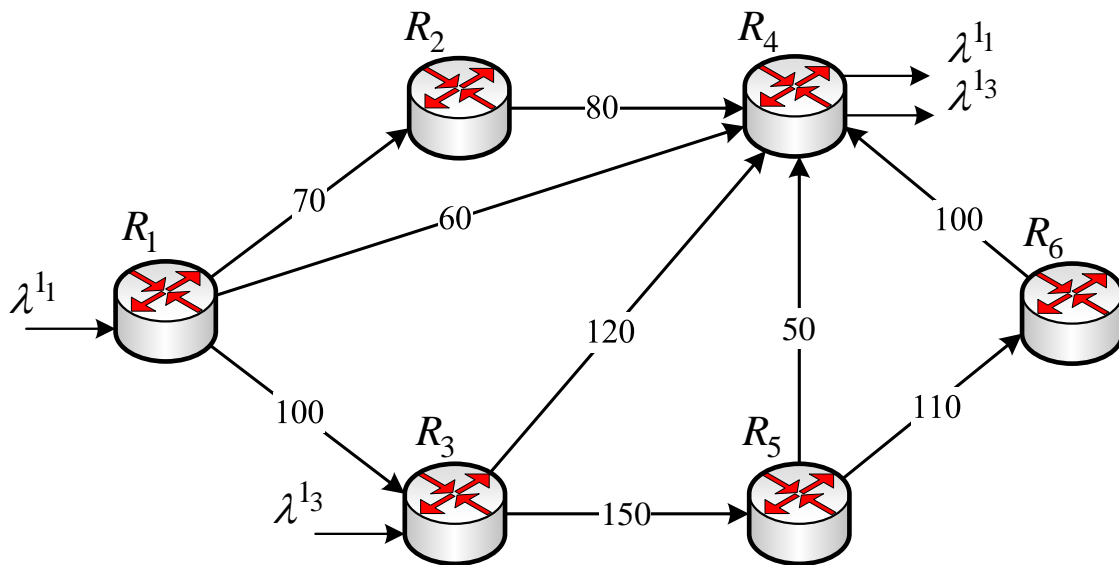


Рис. 4.7. Перший варіант структури мережі, що досліджувалась

Під час дослідження було проведено аналіз впливу завантаженості мережі, тобто значень інтенсивності потоків пакетів, на кількість ітерацій координаційної процедури (4.16), (4.17). Інтенсивність потоків змінювалася з кроком 20 1/с, загальна кількість варіантів, які були прораховані, становила 100. За результатами дослідження було зроблено висновок, що зі зростанням інтенсивності потоків збільшується ймовірність перевантаження каналів зв'язку ІКМ, тому зростає й кількість ітерацій координаційної процедури (4.16), (4.17). Для наведених вихідних даних максимальна кількість ітерацій дорівнювала 13 і спостерігалася за максимально можливою завантаженістю мережі, тобто за умови інтенсивностей 200 1/с для кожного потоку.

Розглянемо більш детально результат маршрутизації потоків для граничної завантаженості ІКМ, тобто коли інтенсивності обох потоків становили по 200 1/с. На першій ітерації результат розв'язання задачі маршрутизації нижнього рівня (4.15) показано на рис. 4.8, на якому в розривах каналів зв'язку представлено дріб з такими даними (зверху вниз): інтенсивність першого потоку (1/с), інтенсивність другого потоку (1/с), пропускна здатність каналу зв'язку (1/с).

Зважаючи на неузгодженість маршрутних рішень, отриманих на першому та п'ятому приграничних маршрутизаторах, відбувається перевантаження

каналу зв'язку, що з'єднує маршрутизатори  $R_3$  та  $R_4$ . Розподіл потоків пакетів по каналах зв'язку ІКМ, наприклад, після сьомої ітерації показано на рис. 4.9. На цій ітерації перевантаженими стають уже три канали зв'язку: між маршрутизаторами  $R_3$  та  $R_5$ ,  $R_6$  та  $R_4$ , а також між  $R_5$  та  $R_6$ .

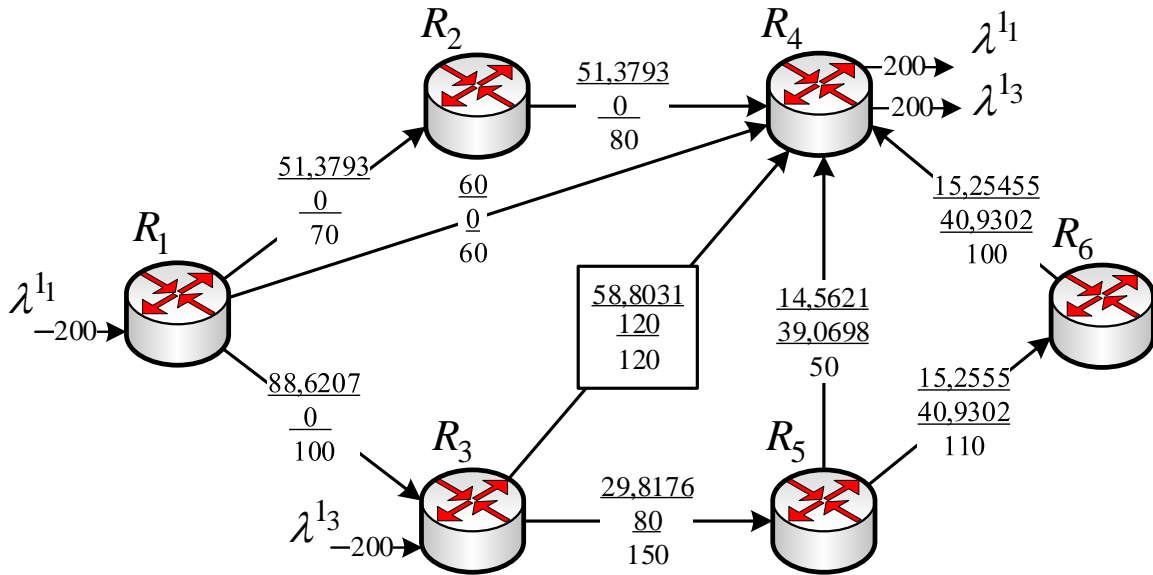


Рис. 4.8. Початковий порядок маршрутизації двох потоків в ІКМ

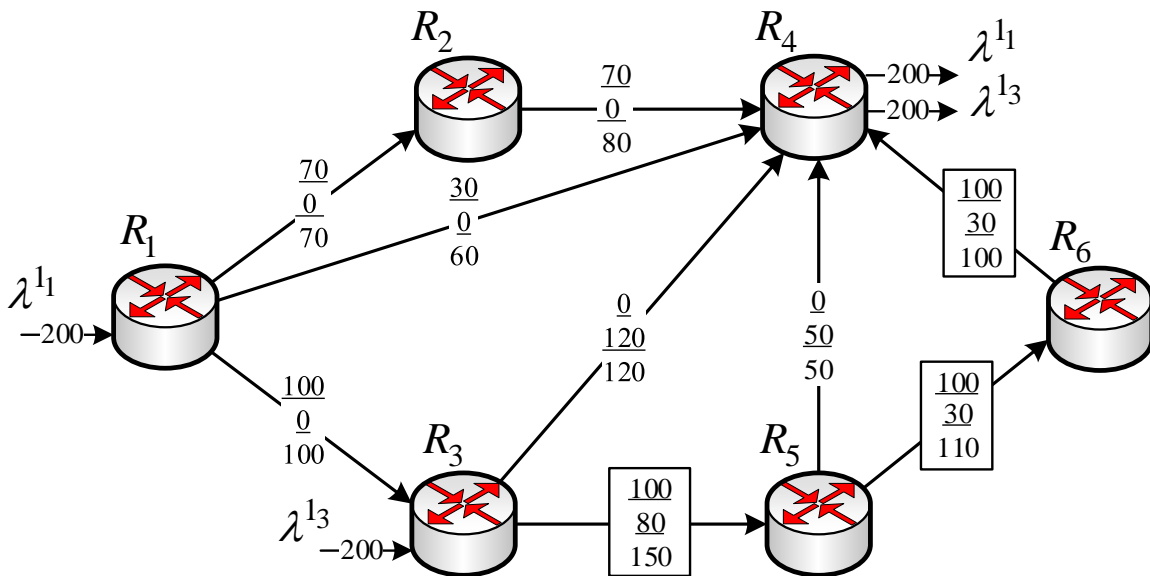


Рис. 4.9. Порядок маршрутизації потоків пакетів каналами зв'язку після сьомої ітерації

Остаточний порядок маршрутизації потоків пакетів, отриманий після тринадцятої ітерації, зображений на рис. 4.10. Зокрема жоден з каналів зв'язку під час маршрутизації двох потоків не був перевантаженим. Для вихідних даних

структури, наведеної на рис. 4.7, залежність кількості ітерацій координаційної процедури (4.16), (4.17) від інтенсивностей потоків показано на рис. 4.11.

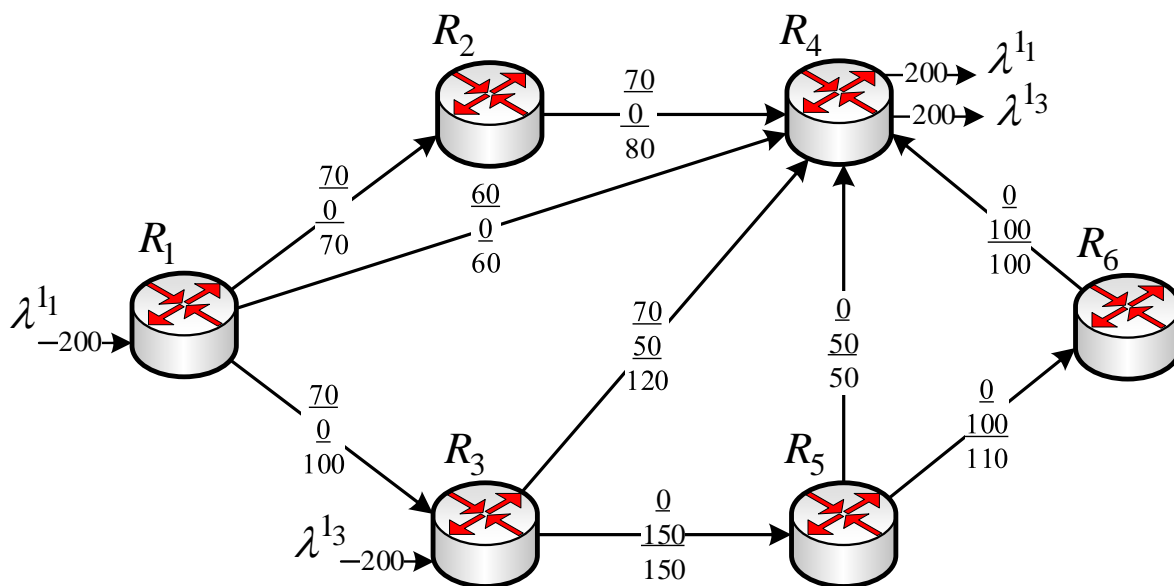


Рис. 4.10. Остаточний порядок маршрутизації потоків пакетів після тринадцятої ітерації

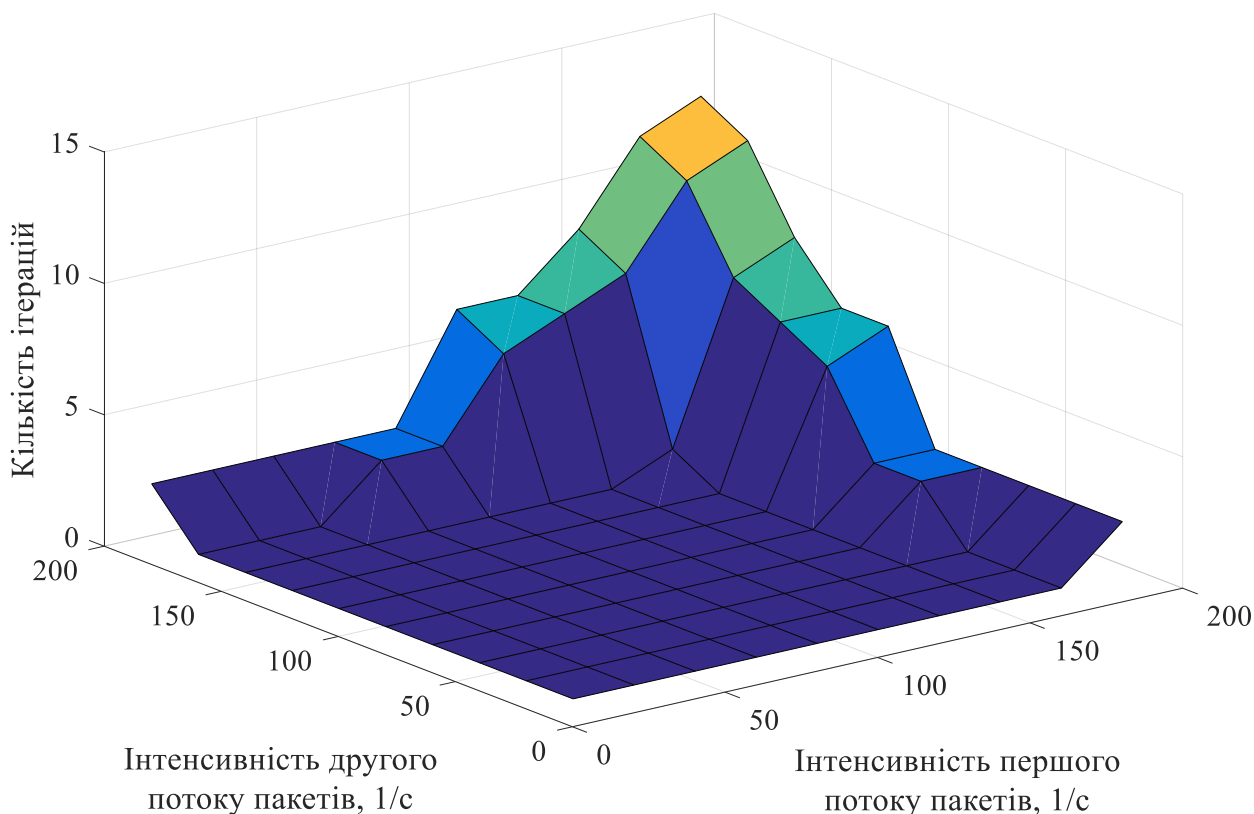


Рис. 4.11. Аналіз збіжності координаційної процедури (4.16), (4.17) за умови ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в мережі SDN/MPLS, структура якої зображена на рис. 4.7

У межах використаного принципу цільової координації кількість ітерацій координаційної процедури (4.16), (4.17) визначає інерційність процесу маршрутизації в мережі й обсяг службового трафіку, що містить дані про  $\bar{x}_r^*$  та  $\bar{\mu}_r$  ( $R_r \in R$ ). Тому важливо в процесі ієрархічної маршрутизації, яка організується в межах рішення (4.13)–(4.17), мінімізувати кількість ітерацій (4.16).

Під час дослідження встановлено (рис. 4.8–4.10), що причина зростання кількості ітерацій координаційної процедури – це перевантаження каналів зв'язку, віддалених за кількістю переприйомів від вузлів відправника або отримувача пакетів. Це обумовлено тим, що використання квадратичного критерію оптимальності (4.12) сприяє збалансованій завантаженості всіх каналів зв'язку ІКМ. У зв'язку з цим пропонується для кожного потоку пакетів до початку розрахунків забезпечити збільшення маршрутної метрики каналів зв'язку пропорційно віддаленості цих каналів (за кількістю вузлів) до відповідного вузла-відправника або отримувача пакетів. Тому для кожного потоку для модифікації маршрутних метрик пропонуються такі вирази:

$$h_{i,j}^* = h_{i,j} + g \cdot v_{i,j}^{k_r}, \quad v_{i,j}^{k_r} = \min \left( \text{hop}_{i,j}^{s_{k_r}}, \text{hop}_{i,j}^{d_{k_r}} \right), \quad (4.18)$$

де  $g$  – ваговий коефіцієнт зміни метрики ( $g > 0$ ), який регулює рівень впливу введеної модифікації на кінцеве значення маршрутної метрики;

$\text{hop}_{i,j}^{s_{k_r}}$  – мінімальна кількість вузлів між вузлом-відправником пакетів та каналом зв'язку  $E_{i,j}$ ;

$\text{hop}_{i,j}^{d_{k_r}}$  – мінімальна кількість вузлів між вузлом-отримувачем пакетів та каналом зв'язку  $E_{i,j}$ .

Таким чином, метрика каналу зв'язку  $E_{i,j}$  підлягає зміні залежно від кількості транзитних вузлів між цим каналом і вузлом-відправником (отримувачем). Канали зв'язку, що безпосередньо поєднані з відправником (отримувачем) пакетів, залишаються з номінальною метрикою, оскільки  $v_{i,j}^{k_r} = 0$  [57, 58].

Використовуючи вирази (4.18) у процесі модифікації маршрутних метрик у виразі (4.12), була також отримана залежність кількості ітерацій від інтенсивності вхідних потоків пакетів, представлена як у табл. 4.2, так і на рис. 4.12.

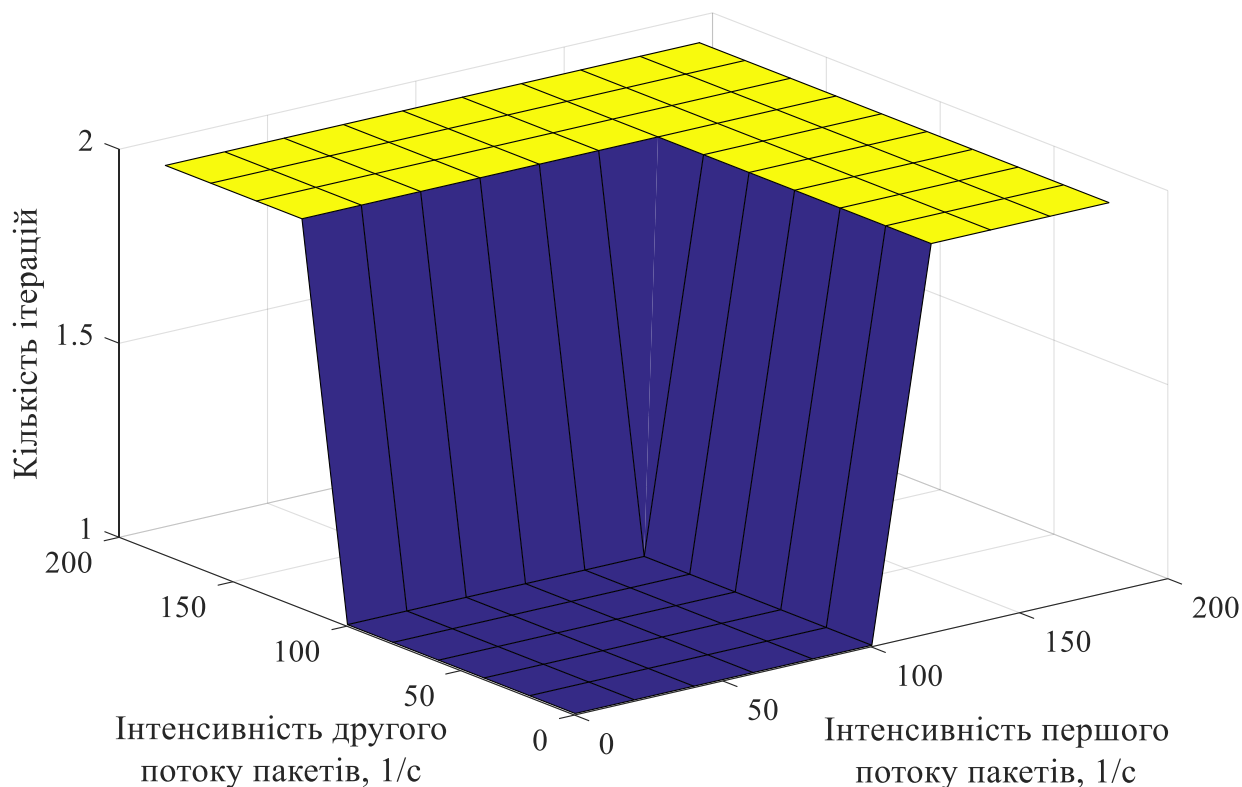


Рис. 4.12. Аналіз збіжності координаційної процедури (4.16), (4.17) за умови ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в мережі SDN/MPLS, структура якої зображена на рис. 4.7, з використанням метрики (4.18)

Модифікація метрики (4.18) каналів зв'язку значно вплинула на кількісний результат щодо збіжності координаційної процедури (4.16), (4.17), а саме: вдалося скоротити кількість ітерацій у середньому від 1,5 до 5 разів залежно від інтенсивності переданих потоків пакетів (рис. 4.13).

Проведемо додатково аналіз впливу особливостей структури ІКМ на збіжність координаційної процедури в разі реалізації ієрархічно-координаційної маршрутизації. Основними параметрами, які змінювалися в структурі мережі, були кількість каналів зв'язку та маршрутизаторів і їхня зв'язність. Як приклад розглянемо варіант структури мережі (рис. 4.14), яка містить чотири маршрутизатори ( $R_1 \div R_4$ ) та п'ять каналів зв'язку, тобто розмір ІКМ порівняно з варіантом, наведеним на рис. 4.7, знизився. Кількість потоків, що циркулюють у мережі, не змінювалася. Вузлом-відправником першого потоку пакетів був маршрутизатор  $R_1$ , вузлом-отримувачем – маршрутизатор  $R_4$ , а другий потік пакетів направлявся від маршрутизатора  $R_2$  до маршрутизатора  $R_4$ .

На рис. 4.14 у розривах каналів зв'язку показана їх пропускна здатність (1/с). У процесі дослідження інтенсивність кожного з потоків змінювалася від 0 1/с



до 180 1/с. Саме за умови максимальної інтенсивності потоків спостерігалася найбільша кількість ітерацій координаційної процедури, яка без використання виразів (4.18) дорівнювала семи. Початковий розподіл потоків у разі  $\lambda^{11} = \lambda^{12} = 180$  1/с продемонстровано на рис. 4.15, де в розривах каналів зв'язку показано дріб (зверху вниз): інтенсивність першого потоку пакетів (1/с), інтенсивність другого потоку пакетів (1/с), його пропускну здатність (1/с).

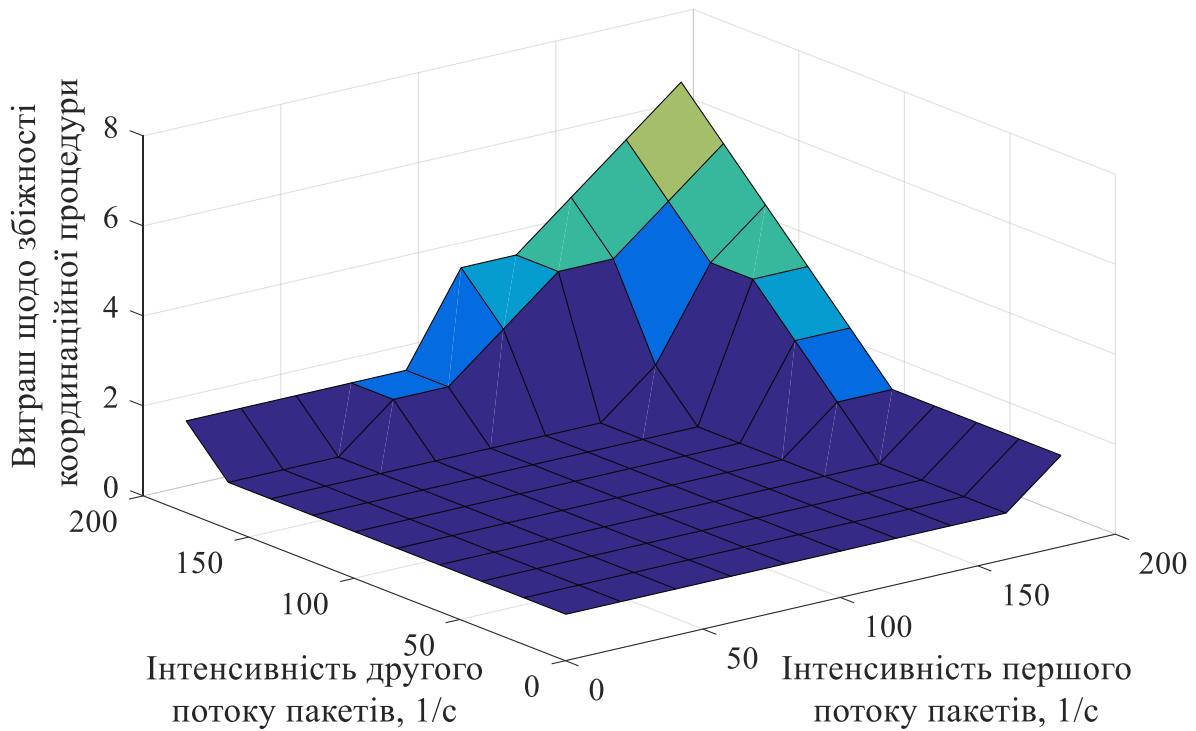


Рис. 4.13. Виграш щодо збіжності координаційної процедури (4.16), (4.17) за умови ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в мережі SDN/MPLS, структура якої зображена на рис. 4.7

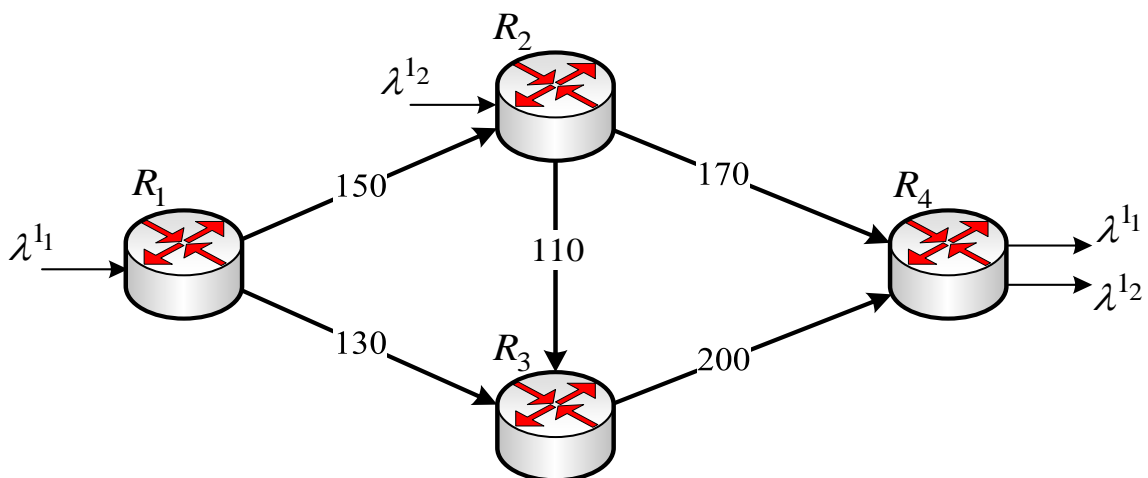


Рис. 4.14. Другий варіант структури мережі, яка досліджувалася

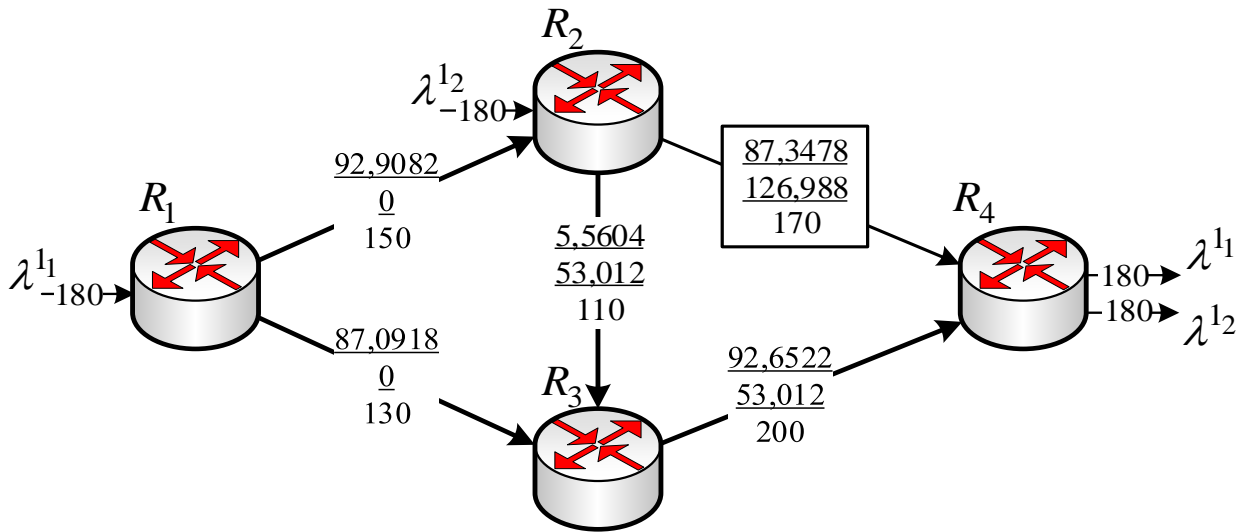


Рис. 4.15. Початковий порядок маршрутизації в ІКМ

Оскільки перший і другий маршрутизатори розраховували шляхи незалежно один від одного, то канал зв'язку між маршрутизаторами  $R_2$  та  $R_4$  виявився перевантаженими. Під час координації маршрутних рішень, що отримувалися на кожному приграничному маршрутизаторі, характер перевантаження змінювався. Так, після четвертої ітерації (рис. 4.16) перевантаженим залишився один канал, але який з'єднував маршрутизатори  $R_2$  та  $R_3$ .

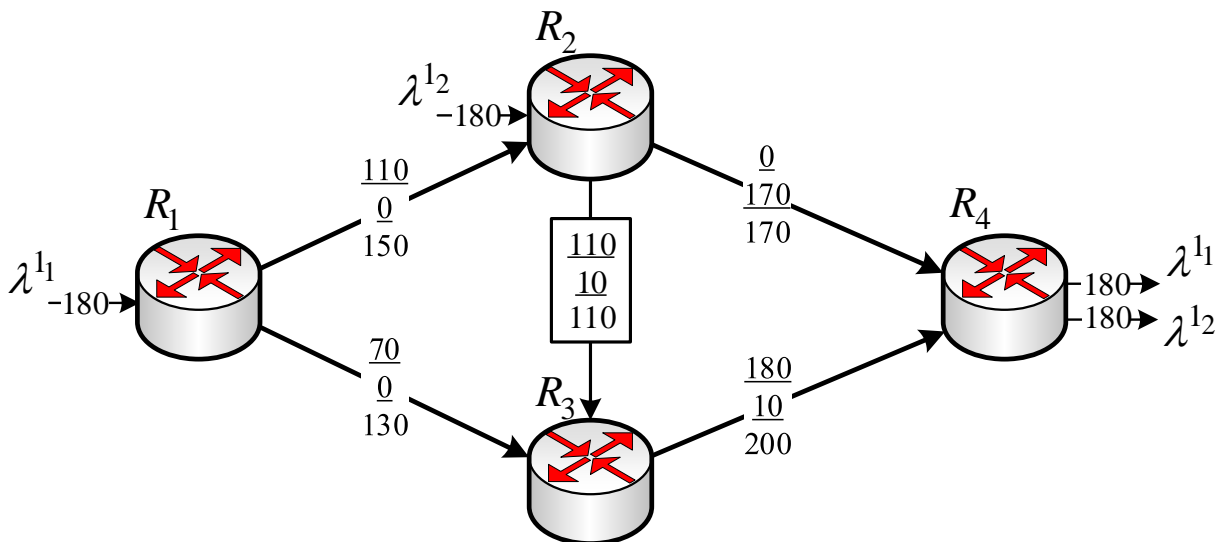


Рис. 4.16. Порядок маршрутизації потоків в ІКМ після четвертої ітерації

Остаточний порядок маршрутизації потоків в ІКМ, отриманий після завершення роботи процедури (4.16), (4.17), зображений на рис. 4.17.

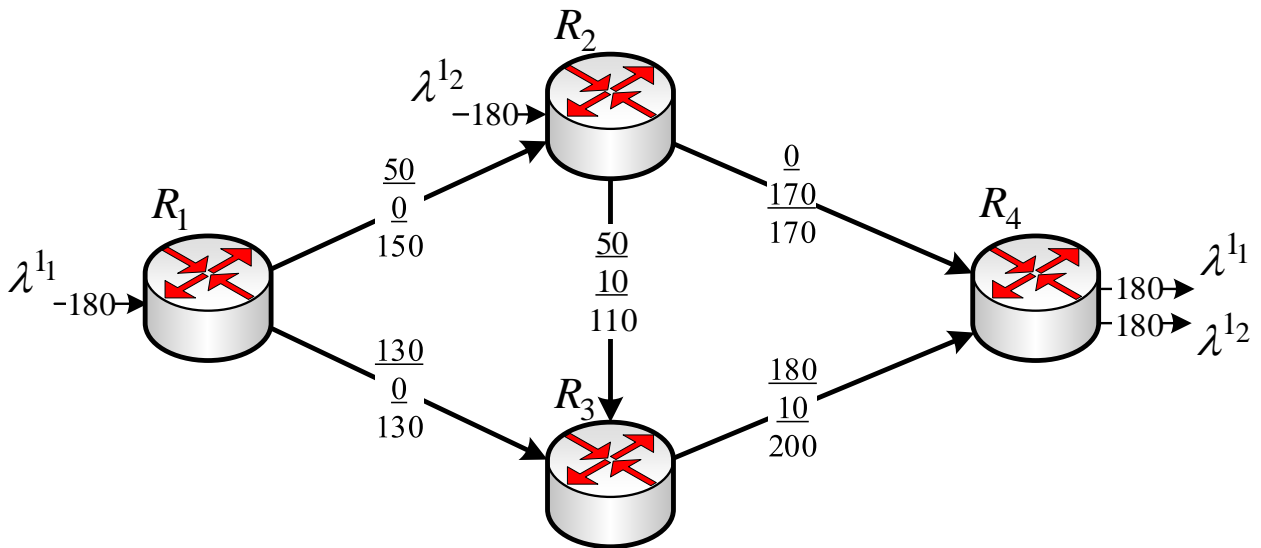


Рис. 4.17. Остаточний порядок маршрутизації потоків пакетів каналами зв'язку ІКМ (після сьомої ітерації)

Для структури, представленої на рис. 4.14, залежність кількості ітерацій координаційної процедури (4.16), (4.17) від величин інтенсивностей потоків пакетів показана на рис. 4.18.

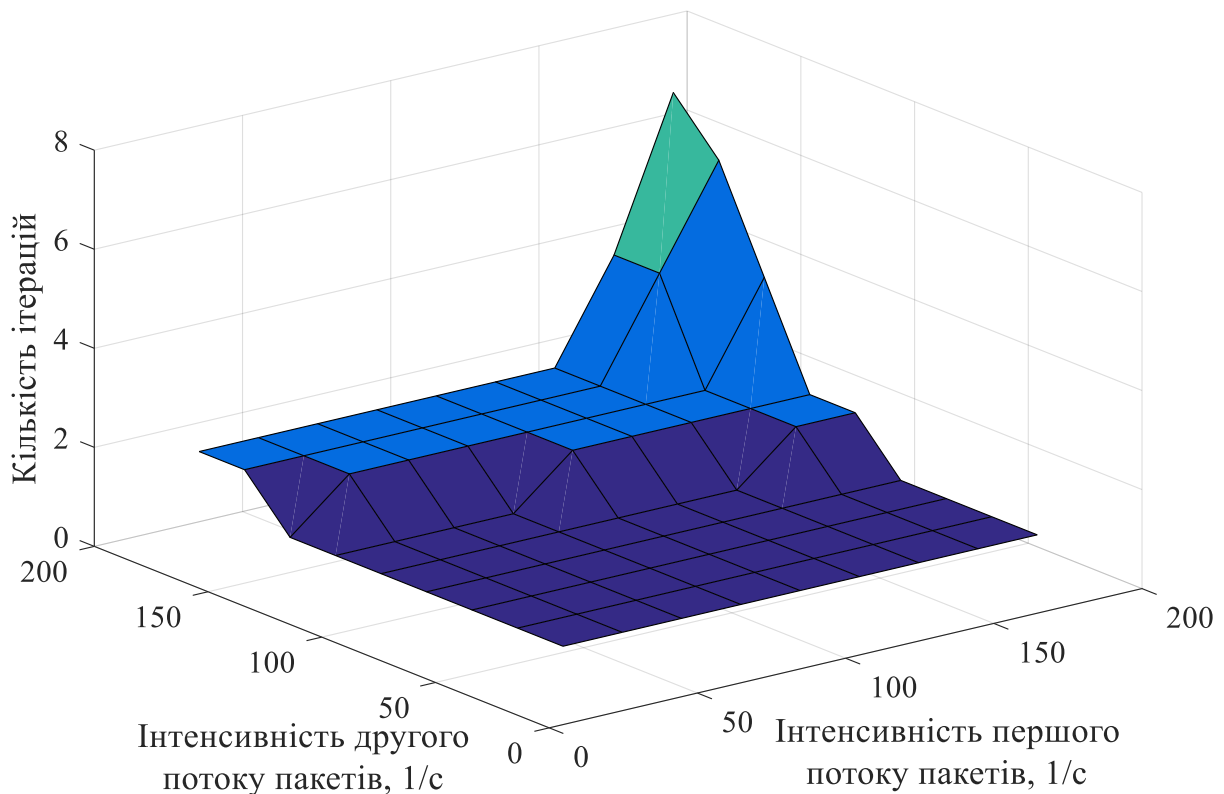


Рис. 4.18. Аналіз збіжності координаційної процедури (4.16), (4.17) за умови ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в мережі SDN/MPLS, структура якої зображена на рис. 4.14

З метою підвищення швидкості збіжності координаційної процедури маршрутна метрика також підлягала модифікації за правилом, що задано виразами (4.18). У цьому випадку для граничних значень інтенсивностей обох потоків 180 1/с максимальна кількість ітерацій дорівнювала двом (рис. 4.19). Результати аналізу роботи координаційної процедури за умови ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації для структури ІКМ, зображеної на рис. 4.14, представлено на рис. 4.19 та 4.20.

Як показано на рис. 4.20, модифікація метрики каналів зв'язку (4.18) дозволяє для структури мережі, представленої на рис. 4.14, зменшити кількість ітерацій координаційної процедури в ділянці середніх і високих навантажень у середньому в 1,5–2 рази, а для граничної завантаженості мережі – до 3,5 рази.

Під час подальшого дослідження розглядалась ІКМ, структура якої у порівняно з варіантом, наведеним на рис. 4.7, має більш високу зв'язність маршрутизаторів, тобто за умови тієї ж кількості маршрутизаторів ( $m = 6$ ) кількість каналів зв'язку збільшена з 9 до 11 (рис. 4.21). На рис. 4.21 у розривах каналів зв'язку знову вказано їхні пропускі здатності (1/с). Кількість і характеристики потоків, порівняно з першим прикладом (рис. 4.7), не змінювалися.

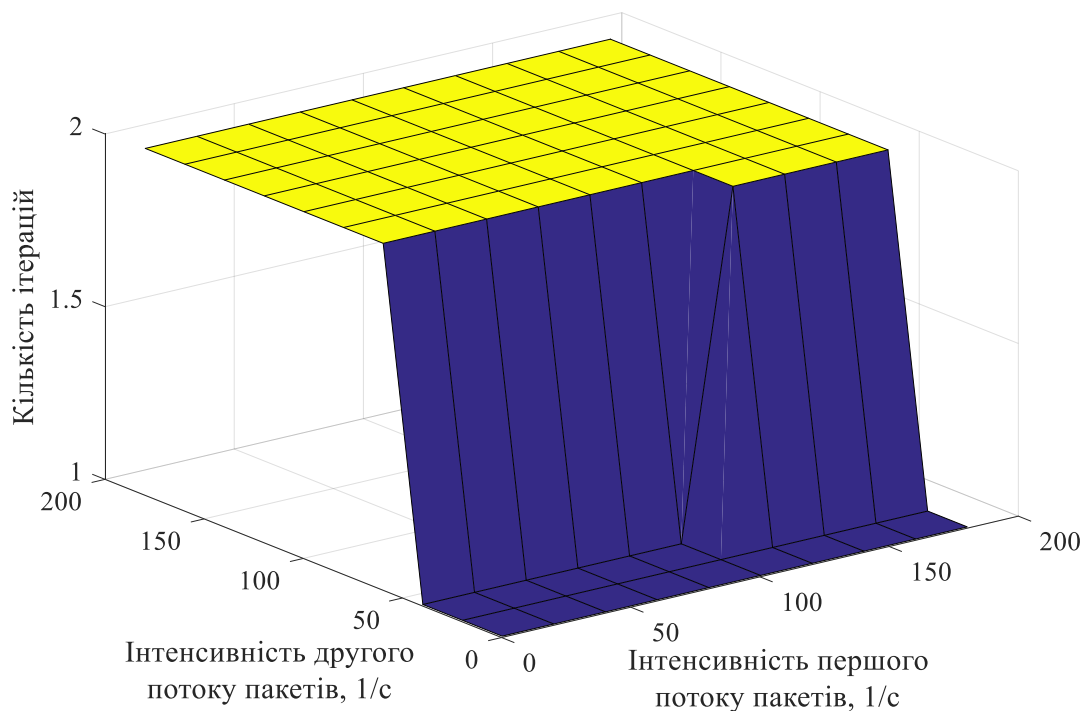


Рис. 4.19. Аналіз збіжності координаційної процедури (4.16), (4.17) за умови ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в мережі SDN/MPLS, структура якої зображена на рис. 4.14, з використанням метрики (4.18)

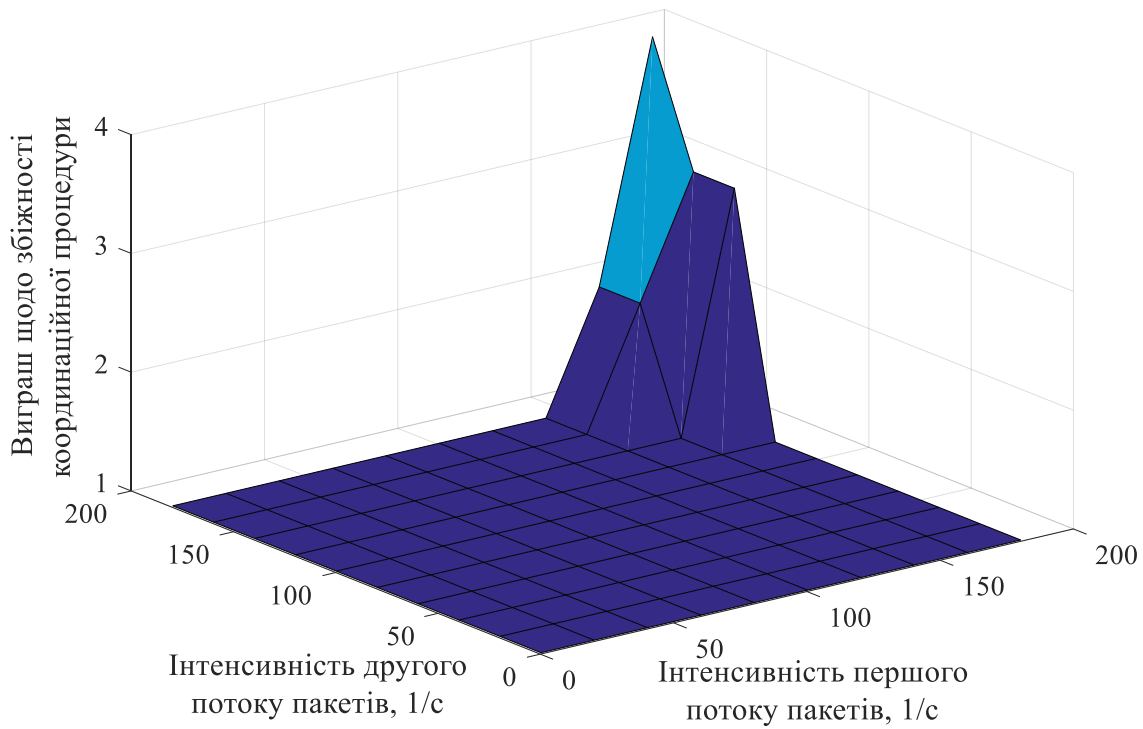


Рис. 4.20. Виграш щодо збіжності координаційної процедури (4.16), (4.17) за умови ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в мережі SDN/MPLS, структура якої зображена на рис. 4.14

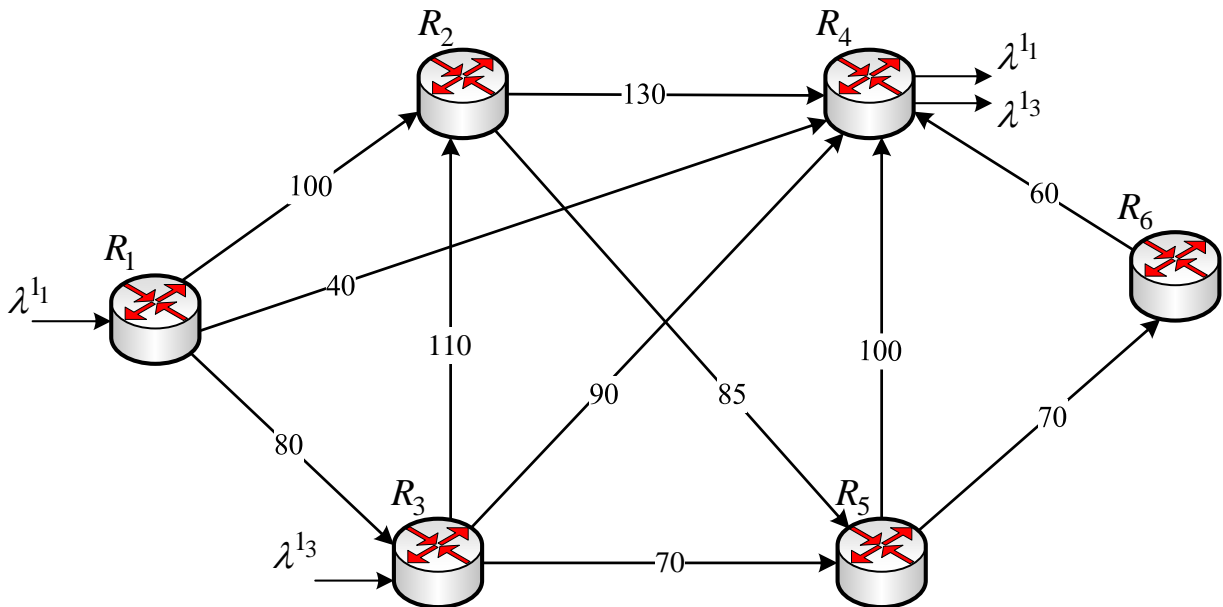


Рис. 4.21. Третій варіант структури мережі, яка досліджувалася

Реалізація ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації на основі принципу цільової координації (4.13)–(4.17) дозволила забезпечити збіжність координаційної процедури (4.16), (4.17) за 15 ітерацій. У цьому випадку на першій ітерації перевантаженим був канал зв'язку, що з'єднує маршрутизатори  $R_3$  та  $R_4$  (рис. 4.22).

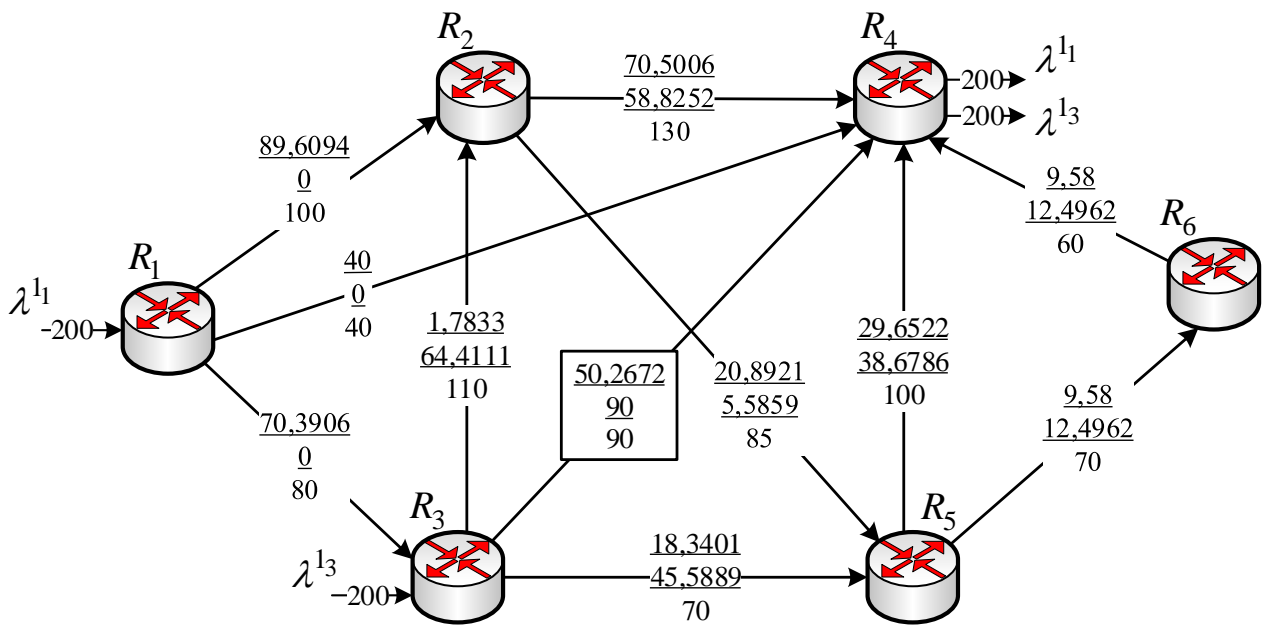


Рис. 4.22. Початковий порядок маршрутизації потоків в ІКМ

На рис. 4.22 в розривах каналів зв'язку вказано (зверху вниз): інтенсивність першого потоку (1/с), інтенсивність другого потоку (1/с), його пропускна здатність (1/с). Після сьомої ітерації перевантаженим став канал між маршрутизаторами  $R_2$  та  $R_3$  (рис. 4.23). Після завершення роботи координаційної процедури (4.16), (4.17), тобто після п'ятнадцятої ітерації, остаточний порядок маршрутизації потоків в ІКМ, структура якої представлена на рис. 4.21, зображений на рис. 4.24. Жоден з 11 каналів зв'язку перевантажений не був.

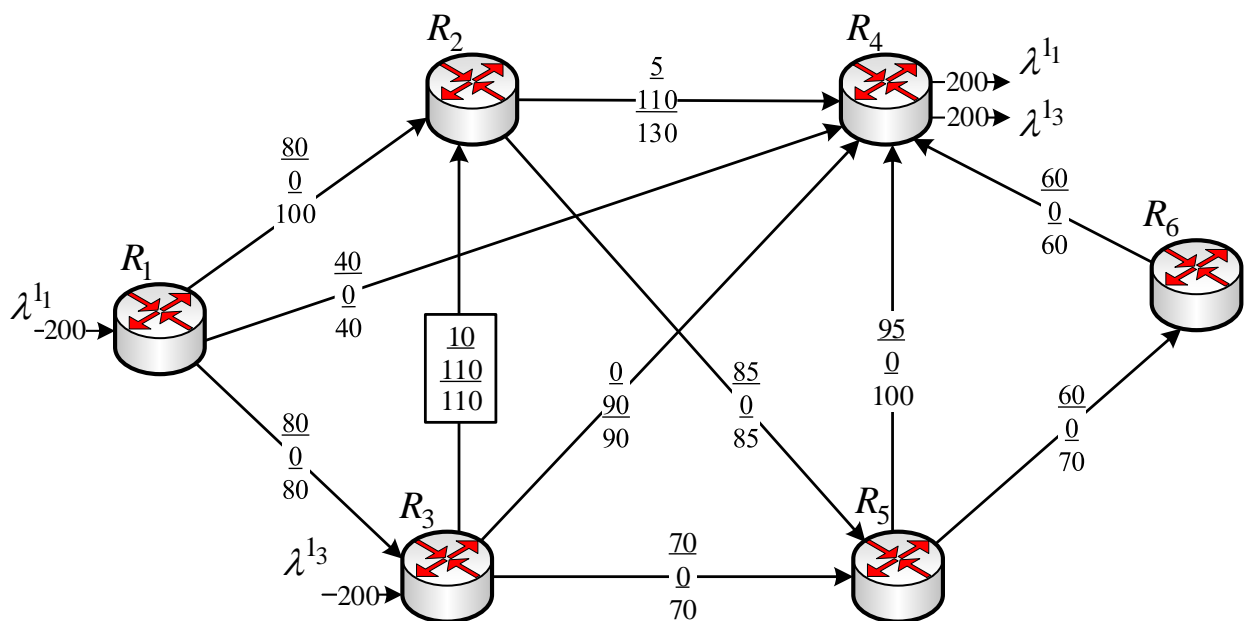


Рис. 4.23. Порядок маршрутизації потоків в ІКМ після сьомої ітерації

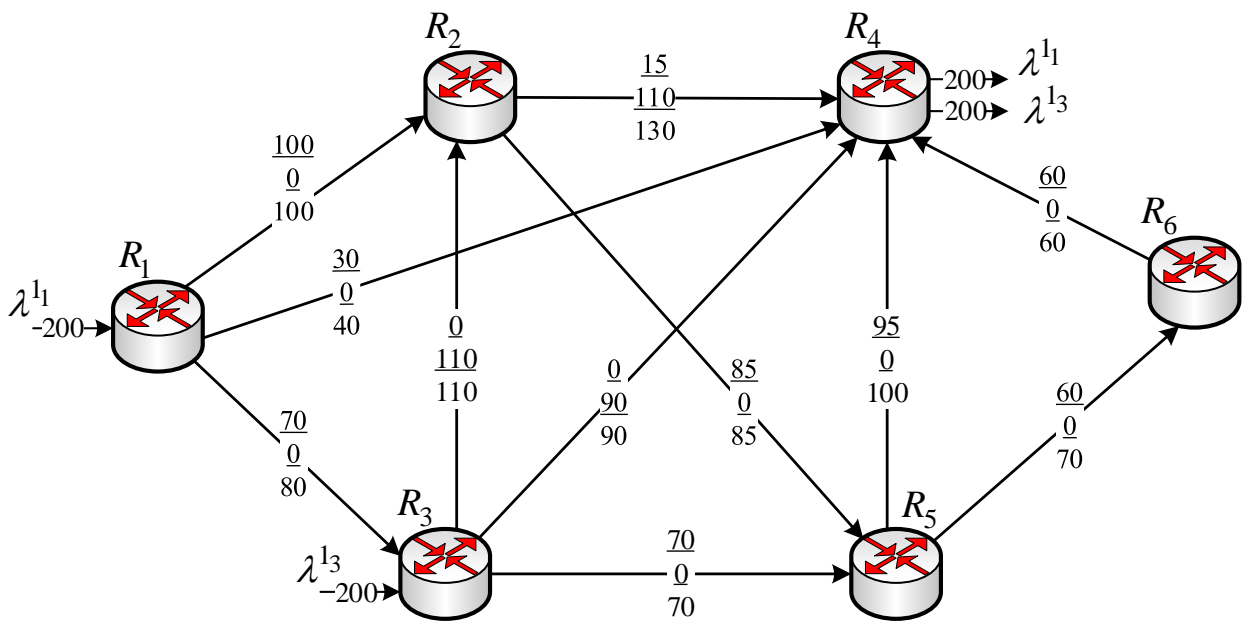


Рис. 4.24. Остаточний порядок маршрутизації потоків пакетів каналами зв'язку ІКМ (після п'ятнадцятої ітерації)

На рис. 4.25 показано результати аналізу збіжності координаційної процедури (4.16), (4.17) у разі зміни завантаженості ІКМ, структура якої представлена на рис. 4.21.

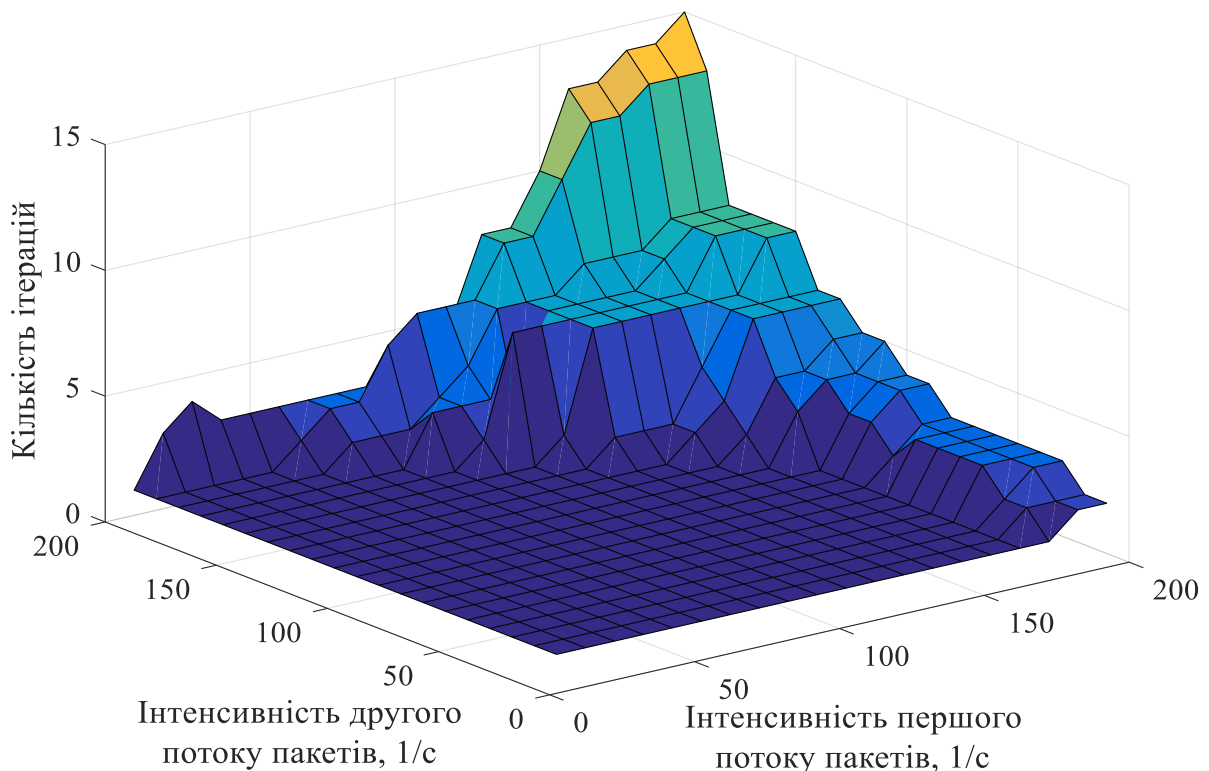


Рис. 4.25. Аналіз збіжності координаційної процедури (4.16), (4.17) за умови ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в мережі SDN/MPLS, структура якої зображена на рис. 4.21

У процесі модифікації маршрутної метрики за правилом (4.18) вдалося зменшити кількість ітерацій процедури (4.16), (4.17) до восьми (рис. 4.26), тобто практично удвічі (рис. 4.27) порівняно з початковими рішеннями.

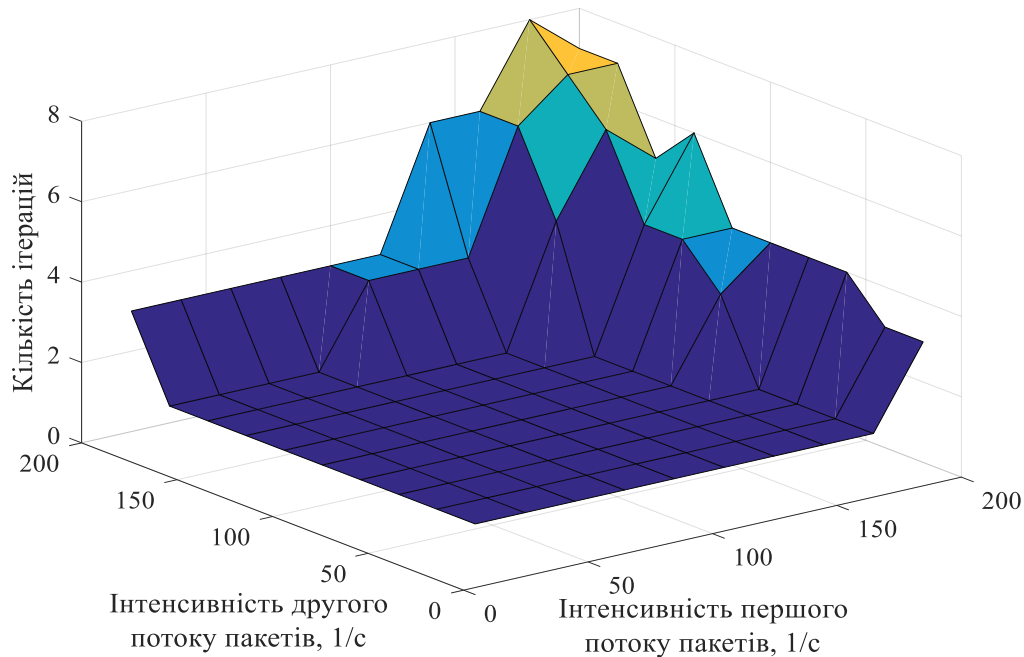


Рис. 4.26. Аналіз збіжності координаційної процедури (4.16), (4.17) за умови ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в мережі SDN/MPLS, структура якої зображена на рис. 4.17, з використанням метрики (4.18)

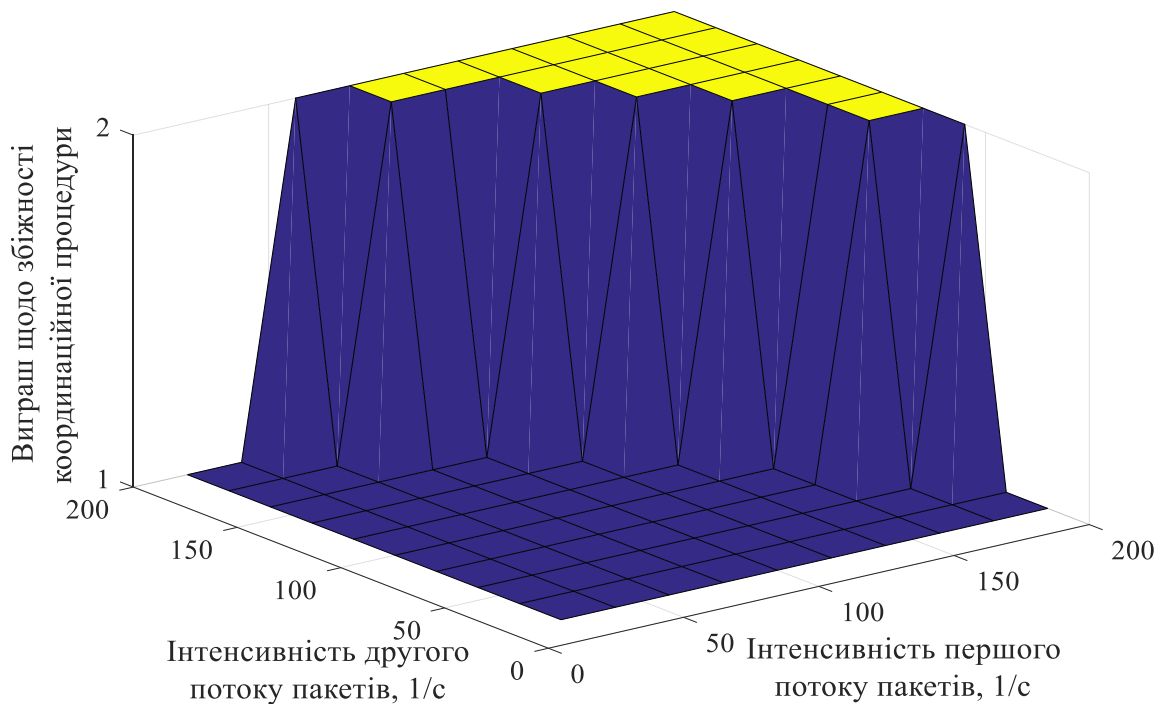


Рис. 4.27. Виграш щодо збіжності координаційної процедури під час реалізації ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації для структури ІКМ, що наведена на рис. 4.17



Отже, зі збільшенням завантаженості мережі, її розміру та зв'язності маршрутизаторів кількість ітерацій координаційної процедури (4.16), (4.17) збільшується, що призводить до відповідного зростання часу розв'язання маршрутних задач та обсягів службового трафіку в мережі. Застосування виразів для визначення маршрутних метрик (4.18) дозволяє суттєво (у середньому від 1,5 до 4 разів) підвищити швидкість збіжності отриманих рішень до оптимальних значень.

#### 4.2.4. Розв'язання задачі ієрархічно-координаційної внутрішньодоменої маршрутизації одноадресних потоків з балансуванням навантаження в інфокомунікаційній мережі SDN/MPLS-TE

З метою задоволення вимог концепції Traffic Engineering [59–62] щодо забезпечення балансування навантаження в мережі SDN/MPLS-TE під час реалізації ієрархічно-координаційної внутрішньодоменої маршрутизації в моделі (4.1)–(4.11), заснованої на маршрутних метриках, змінюється форма запису умов запобігання перевантаження каналів зв'язку (4.9). Як показано в роботах [63–67], ці умови представлені в такому вигляді:

$$\sum_{R_r \in R} \sum_{k_r \in K} \lambda^{k_r} x_{i,j}^{k_r} \leq \alpha \varphi_{i,j}, E_{i,j} \in E, \quad (4.19)$$

де  $\alpha$  – змінна балансування, яка кількісно визначає верхній поріг завантаженості каналів зв'язку мережі.

На змінну  $\alpha$  накладається умова у вигляді [63–67]

$$0 \leq \alpha \leq 1. \quad (4.20)$$

Саме мінімізація цього порогового значення  $\alpha$  є метою маршрутизації з балансуванням навантаження за вимогами концепції Traffic Engineering. Однак варто врахувати, що в процесі розподіленого розрахунку маршрутних змінних на кожному окремому приграничному маршрутизаторі вимоги умов (4.19) виконати досить важко. Це обумовлено тим, що кожен приграничний маршрутизатор у мережі приймає рішення щодо маршрутизації потоків, які надходять на нього, в умовах відсутності інформації про результати розрахунків на інших приграничних маршрутизаторах. У зв'язку з цим кожну з умов (4.19) розділимо на дві умови-нерівності: на умови (4.10) та умови

$$\sum_{k_r \in K_r} \lambda^{k_r} x_{i,j}^{k_r} \leq \alpha_r \varphi_{i,j}, \quad (4.21)$$

де  $\alpha_r$  – верхній поріг завантаженості каналів зв'язку потоками, які підлягають маршрутизації приграничним маршрутизатором  $R_r$ .

На змінні  $\alpha_r$  також накладаються обмеження, аналогічні до (4.20),

$$0 \leq \alpha_r \leq 1. \quad (4.22)$$

Умови (4.21) вводяться для забезпечення балансування навантаження, а нерівності (4.10) – для запобігання перевантаження каналів зв'язку ІКМ. Умови (4.21) можна виконати для кожного з приграничних маршрутизаторів окремо, натомість виконання умов (4.10) потребує координації роботи множини приграничних вузлів. Тому надалі умови (4.10) знову будуть використовуватись у векторно-матричній формі (4.11).

Варто зазначити, що на практиці завжди буде виконуватися нерівність

$$\alpha \leq \sum_{R_r \in R} \alpha_r. \quad (4.23)$$

Тому для розрахунку множини шуканих маршрутних змінних, представленої векторами  $\vec{x}_r$  ( $R_r \in R$ ), критерієм оптимальності отримуваних рішень обрано мінімум такої цільової функції:

$$F = \sum_{R_r \in R} \alpha_r, \quad (4.24)$$

яка вже записана в адитивній формі, що дуже важливо для забезпечення координації маршрутних рішень, які розподілено отримуються на приграничних маршрутизаторах мережі MPLS-TE.

Таким чином, розв'язання задачі ієрархічно-координаційної внутрішньодоменої маршрутизації в ІКМ SDN/MPLS-TE буде пов'язано з мінімізацією цільової функції (4.24) за наявності обмежень (4.2)–(4.8), (4.21), (4.22). Для цього знову використаємо принцип цільової координації [22, 23], у межах якого переходимо до двоїстої задачі

$$\min_{\vec{x}, \alpha_r} F = \max_{\mu} L,$$

де лагранжیان має такий вигляд:

$$L = \sum_{R_r \in R} \alpha_r + \sum_{R_r \in R} \vec{\mu}_r^t \left( A_r \vec{x}_r - D_r \vec{\phi} + \sum_{\substack{R_s \in R, \\ s \neq r}} C_{rs} \vec{x}_s \right). \quad (4.25)$$

Тоді, за аналогією з пунктом 4.2.2, у межах принципу цільової координації [22, 23] лагранжیان (4.25) представимо у вигляді

$$L = \sum_{R_r \in R} L_r, \quad (4.26)$$

$$L_r = \alpha_r + \vec{\mu}_r^t A_r \vec{x}_r - \vec{\mu}_r^t D_r \vec{\phi} + \sum_{\substack{R_s \in R, \\ s \neq r}} \vec{\mu}_s^t C_{sr} \vec{x}_r, \quad (4.27)$$

для того щоб усі маршрутні змінні належали до індексу  $r$ .

Таким чином, лагранжіан (4.26) набуває адитивної форми, а загальна проблема маршрутизації виявилася поділеною на кілька окремих маршрутних задач. Розв'язання задачі щодо мінімізації виразу (4.27) за наявності обмежень (4.2)–(4.4) та (4.21), (4.22) відбувається на нижньому рівні розрахунків. Унаслідок визначається послідовність маршрутизації потоків на кожному окремо взятому приграничному маршрутизаторі. Основна задача верхнього рівня залишилася незмінною – це координація рішень (4.16), (4.17), отриманих на нижньому рівні, з метою запобігання перевантаження каналів зв'язку (4.11).

Як зазначалось у пункті 4.2.2, у разі невиконання умов (4.11) координатор змінює градієнт функції (4.17), тим самим збільшуючи значення координат вектора множників Лагранжа (4.16) у виразі (4.27). Нові значення векторів множників Лагранжа координатор спрямовує на приграничні маршрутизатори. Тим самим фактично координатор змінює метрику перевантажених каналів, ініціюючи зменшення навантаження на цей канал зв'язку. Чим більше значення в перевантаженні каналу мають потоки, що надходять у мережу через маршрутизатор  $R_r$ , тим вищим є значення маршрутної метрики, яка залежить від  $\bar{\mu}_r$  (4.27).

На нижньому рівні приграничні LER-маршрутизатори розраховують нові значення маршрутних змінних, ґрунтуючись на модифікації векторів множників Лагранжа ( $\bar{\mu}_r$ ). Ці значення маршрутних змінних знову спрямовуються на верхній рівень для перевірки умов запобігання перевантаження каналів зв'язку (4.11) та подальшої координації рішень нижнього рівня (4.16), (4.17). Процес координації набуває ітераційного характеру, повторюючись доти, поки є проблема перевантаження каналів зв'язку.

#### **4.2.5. Дослідження процесів ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації одноадресних потоків з балансуванням навантаження в інфокомунікаційній мережі SDN/MPLS-TE**

Дослідження процесів ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації одноадресних потоків у мережі SDN/MPLS-TE проводилось у межах запропонованої моделі (4.1)–(4.4), (4.11), (4.16), (4.17), (4.19)–(4.27) для різних мережних структур зі змінюваною кількістю вузлів (маршрутизаторів) і каналів зв'язку. Для моделювання та розгляду всіх аспектів запропонованих рішень як приклад була обрана мережа, структура якої представлена на рис. 4.7. Вхідні дані щодо характеристик потоків залишилися незмінними.

На рис. 4.28 зображена залежність кількості ітерацій координаційної процедури (4.16), (4.17) від інтенсивностей потоків. Як показано на рис. 4.28, зі збільшенням навантаження на мережу ймовірність виникнення перевантаження каналів у зв'язку з розподіленим характером розв'язання задачі маршрутизації «від джерела» на нижньому рівні зростає. Тому й збільшується кількість ітерацій координаційної процедури (4.16), (4.17). Максимальна кількість ітерацій становила 10 і спостерігалася у разі гранично можливої завантаженості мережі, тобто коли інтенсивності кожного з потоків дорівнювали 200 1/с.

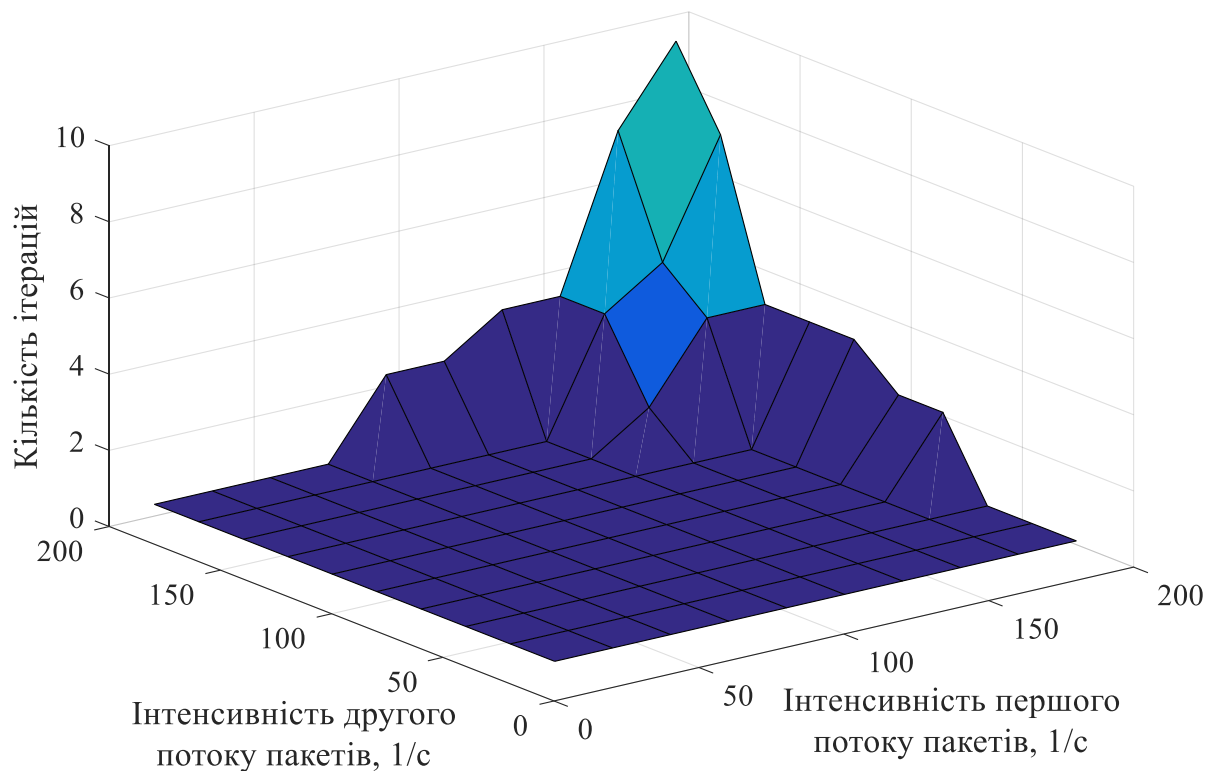


Рис. 4.28. Залежність кількості ітерацій координаційної процедури (4.16), (4.17) під час реалізації ієрархічно-координаційної маршрутизації з балансуванням навантаження в мережі від інтенсивностей потоків

Як і у випадку, описаному в пункті 4.2.2, причиною зростання кількості ітерацій координаційної процедури є перевантаження каналів зв'язку, що віддалені за кількістю переприйомів від вузлів відправника або отримувача пакетів. У зв'язку з цим для кожного приграничного маршрутизатора за умови балансування потоків пакетів пропонується використовувати не номінальні, а модифіковані значення пропускних здатностей каналів зв'язку, які беруть участь у розрахунках (4.21)

$$\varphi_{i,j}^r = \varphi_{i,j} v_{i,j}^{k_r}, \quad (4.28)$$

$$0 \leq v_{i,j}^{k_r} \leq 1, \quad (4.29)$$

де  $v_{i,j}^{k_r}$  – ваговий коефіцієнт, що характеризує пропорційну віддаленість каналу  $E_{i,j} \in E$  (за кількістю вузлів) від відповідного маршрутизатора-відправника або отримувача пакетів  $k_r$ -го потоку пакетів. Для розрахунку цього коефіцієнта пропонується використовувати вираз:

$$v_{i,j}^{k_r} = \frac{1}{\min\left(hop_{i,j}^{s_{k_r}}, hop_{i,j}^{d_{k_r}}\right) + 1}, \quad (4.30)$$

де  $hop_{i,j}^{s_{k_r}}$  – мінімальна кількість вузлів між маршрутизатором-відправником  $k_r$ -го потоку пакетів і каналом зв'язку  $E_{i,j}$ ;

$hop_{i,j}^{d_{k_r}}$  – мінімальна кількість вузлів між маршрутизатором-отримувачем  $k_r$ -го потоку пакетів і каналом зв'язку  $E_{i,j}$ .

Залежно від місця розташування каналу зв'язку в мережі можливі такі значення вагового коефіцієнта:

$v_{i,j}^{k_r} = 1$ , коли канал зв'язку  $E_{i,j} \in E$  є інцидентним до маршрутизатора-відправника або маршрутизатора-отримувача пакетів  $k_r$ -го потоку;

$v_{i,j}^{k_r} \rightarrow 1$ , чим ближче канал зв'язку  $E_{i,j} \in E$  до маршрутизатора-відправника або маршрутизатора-отримувача пакетів  $k_r$ -го потоку;

$v_{i,j}^{k_r} \rightarrow 0$ , чим далі канал зв'язку  $E_{i,j} \in E$  до маршрутизатора-відправника або маршрутизатора-отримувача пакетів  $k_r$ -го потоку ( $k_r \in K_r$ ).

На рис. 4.29 показано, що використання (4.28)–(4.30) в умовах балансування навантаження (4.21) під час реалізації ієрархічно-координаційної маршрутизації дозволило для аналізованої структури мережі (рис. 4.7) значно знизити кількість ітерацій координаційної процедури (до  $1 \div 2$ ), що в середньому від 1,5 до 5 разів менше, ніж без використання виразів (4.28)–(4.30) (рис. 4.28). Максимальна кількість ітерацій, як і в раніше розглянутому випадку (рис. 4.28), спостерігалася у разі граничної завантаженості мережі.

На рис. 4.30 представлений вигравш щодо збіжності координаційної процедури (4.16), (4.17) за умови реалізації ієрархічно-координаційної внутрішньодоменої маршрутизації в мережі SDN/MPLS-TE з використанням (4.28)–(4.30) в умовах балансування навантаження (4.21).

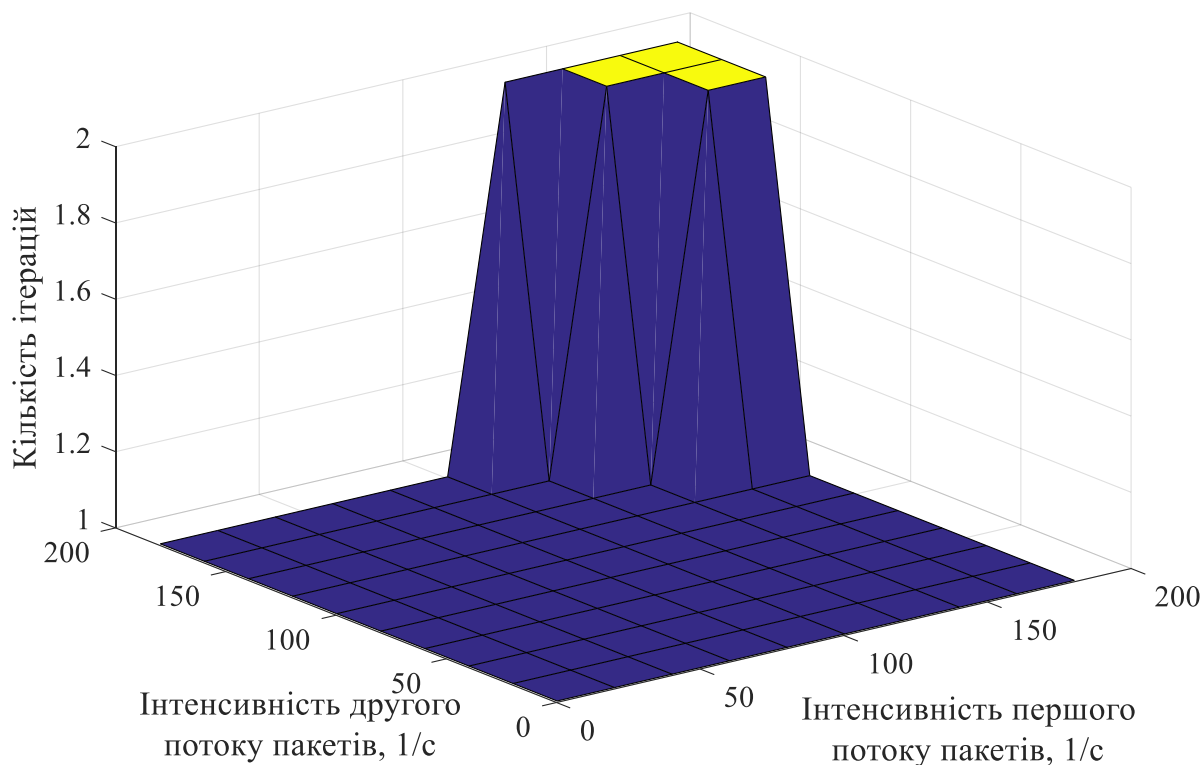


Рис. 4.29. Залежність кількості ітерацій координаційної процедури (4.16), (4.17) за умови ієрархічно-координаційної маршрутизації з балансуванням навантаження в мережі SDN/MPLS-TE від інтенсивностей потоків пакетів з використанням виразів (4.28)–(4.30) в умовах балансування (4.21)

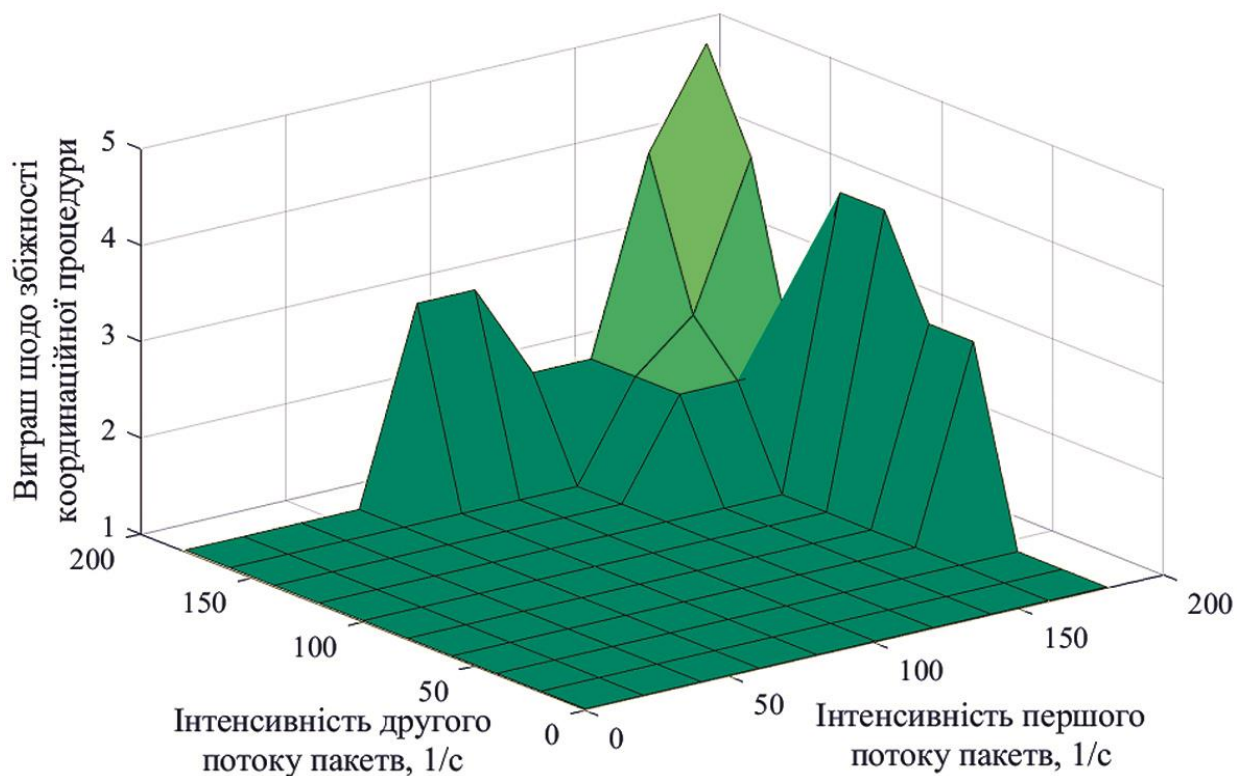


Рис. 4.30. Виграш щодо збіжності координаційної процедури (4.16), (4.17) за умови реалізації ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в мережі SDN/MPLS-TE, структура якої зображена на рис. 4.7

Результати дослідження процесів ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації одноадресних потоків, а саме вплив завантаженості мережі на збіжність процедур координації (4.16), (4.17), наведено в табл. 4.2. У цій таблиці відтворено результати розрахунків, коли порівнювалися швидкість збіжності координаційної процедури (4.16), (4.17) з використанням маршрутних метрик (4.12) та ТЕ-критерію (4.24), орієнтованого на забезпечення балансування навантаження в ІКМ.

Таблиця 4.2

**Результати порівняння швидкості збіжності  
координаційної процедури (4.16), (4.17) за умови використання  
різних критеріїв оптимальності розв'язань задачі  
ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації**

Інтенсивність першого потoku пакетів, 1/с	Інтенсивність другого потoku пакетів, 1/с	Кількість ітерацій у разі використання критерію (4.12)		Кількість ітерацій у разі використання критерію (4.24)	
		без вико- ристання умов (4.18)	з вико- ристанням умов (4.18)	без вико- ристання умов (4.28)–(4.30)	з вико- ристання умов (4.28)–(4.30)
20	20	1	1	1	1
40	20	1	1	1	1
60	20	1	1	1	1
...	...			...	...
100	100	1	1	1	1
...	...	...	...	...	...
140	160	4	2	1	1
140	180	6	2	4	1
140	200	6	2	4	2
...	...			...	...
200	40	2	2	1	1
200	60	2	2	1	1
200	80	2	2	3	1
200	100	2	2	3	1
...	...			...	...
200	160	9	2	8	2
200	180	12	2	8	2
200	200	13	2	10	2

Результати дослідження показали, що мережа може впоратися з максимальним навантаженням 400 л/с, тобто коли кожен потік мав інтенсивність, яка дорівнювала 200 л/с. З табл. 4.2 видно, що за умови завантаженості мережі меншої ніж на 60% у процесі реалізації ієрархічної внутрішньодоменної маршрутизації координація рішень приграничних маршрутизаторів не відбувалася, оскільки їх розподілені дії не призводили до перевантаження каналів зв'язку мережі. У подальшому зростанні завантаженості мережі розподілений характер рішень, отриманих на кожному з приграничних маршрутизаторів, неминуче спричиняв перевантаження каналів зв'язку та викликав необхідність координації цих рішень SDN-контролером верхнього рівня ієрархії.

Використання ТЕ-критерію оптимальності (4.24) та виразів (4.28)–(4.30) дозволяє знизити кількість ітерацій координаційної процедури (4.16), (4.17) від 1,5–2 до 3,5–5 разів, а в низці випадків і до 8 разів. Це на практиці призводить до пропорційного зниження часу розв'язання маршрутних задач та обсягів службового трафіку, що циркулює в мережі SDN/MPLS-TE. Особливо це характерно для розмірних мереж в умовах їх високої завантаженості, що і визначає ділянку переважного використання запропонованих рішень на практиці шляхом заміни наявних або впровадження нових протоколів маршрутизації в мережах SDN/MPLS та SDN/MPLS-TE.

#### **4.2.6. Дослідження процесів ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації багатоадресних потоків в інфокомунікаційній мережі SDN/MPLS-TE**

Проведено аналіз процесу збіжності рішень ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації до оптимальних рішень, але вже для передачі пакетів багатоадресних потоків. Дослідження стосувалося випадків використання двох критеріїв оптимальності: (4.12) та (4.24), а також охоплювало різні мережні структури з варійованою кількістю вузлів (маршрутизаторів) і каналів зв'язку. Для прикладу розглянемо структуру ІКМ, представлену на рис. 4.31. Мережа містить п'ять вузлів ( $R_1 \div R_5$ ) та сім каналів зв'язку, у розривах яких вказана їх пропускна здатність (л/с).

Кількість потоків та їх характеристики, які є вихідними даними для розрахунків, наведено в табл. 4.3.

У використанні критерію оптимальності (4.12) з  $h_{i,j}^r = 10^7 / \varphi_{i,j}$  на нульовій ітерації, тобто до початку роботи координаційної процедури,



дерево маршрутів для першого потоку представлено на рис. 4.32. У цьому випадку в розривах каналів зв'язку показано дріб, де в чисельнику наведено інтенсивність першого багатоадресного потоку пакетів, а в знаменнику – пропускна здатність цього каналу зв'язку. На рис. 4.33 вказані ті самі дані розрахунків, але для другого багатоадресного потоку пакетів. На рис. 4.34 представлено розв'язання задачі багатоадресної маршрутизації одночасно для двох потоків, яке відповідає нульовій ітерації, тобто до початку роботи координаційної процедури (4.16), (4.17). Зокрема на рис. 4.34 в розривах каналів зв'язку (зверху вниз) представлені такі дані: сумарна інтенсивність двох потоків (1/с), пропускна здатність каналу зв'язку.

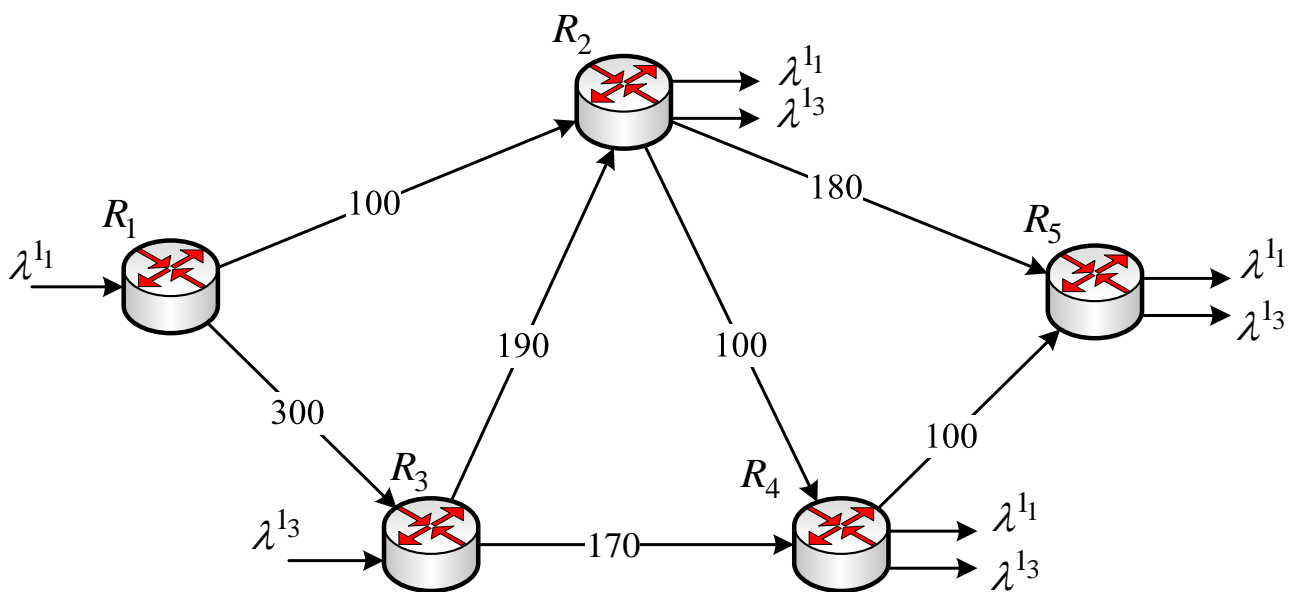


Рис. 4.31. Перша структура ІКМ, яка досліджувалася для багатоадресного випадку

Таблиця 4.3

### Характеристики багатоадресних потоків

№ потоку	Інтенсивність потоку, 1/с	Вузол-відправник	Вузли-отримувачі
1	$\lambda^{11} = 100$	$R_1$	$R_2, R_4, R_5$
2	$\lambda^{13} = 100$	$R_3$	$R_2, R_4, R_5$

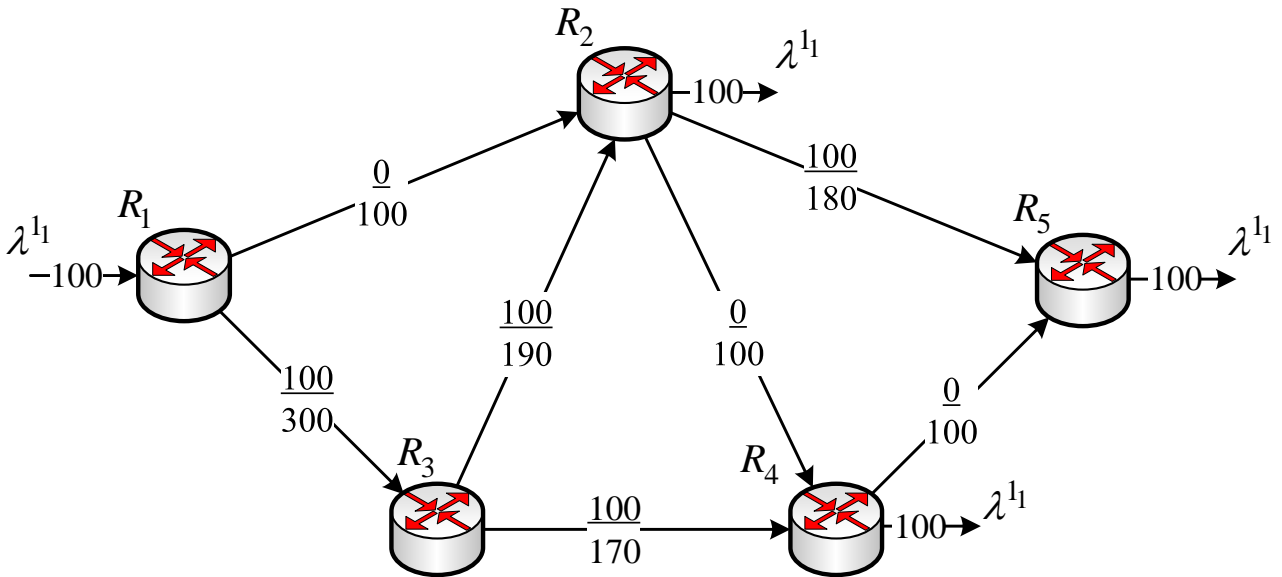


Рис. 4.32. Дерево маршрутів для першого потоку пакетів, розраховане на нульовій ітерації (до початку роботи координаційної процедури)

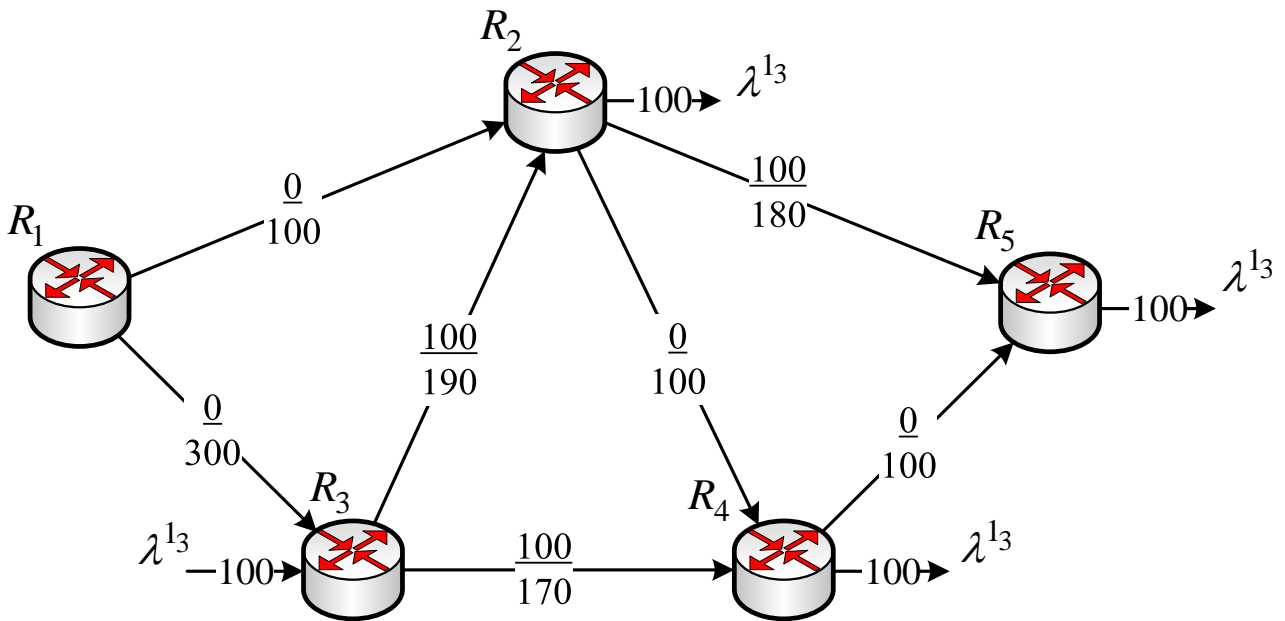


Рис. 4.33. Дерево маршрутів для другого потоку пакетів, розраховане на нульовій ітерації (до початку роботи координаційної процедури)

Як видно з рис. 4.34, через неузгодженість рішень, які було отримано на першому та п'ятому вузлах-відправниках, відбувається перевантаження трьох каналів зв'язку: між маршрутизаторами  $R_3$  та  $R_2$ ,  $R_3$  та  $R_4$ ,  $R_2$  та  $R_5$ . Для запобігання перевантаження цих каналів зв'язку і мережі загалом

відповідно до виразів (4.13)–(4.17) відбувається координація маршрутних рішень на верхньому рівні ієрархії. Для цієї структури (рис. 4.31) уже після першої координаційної ітерації (4.16), (4.17) у межах багатоадресної маршрутизації двох розглянутих потоків перевантаженню мережі вдалося запобігти: на рис. 4.35 та 4.36 зображено порядок маршрутизації відповідно першого та другого багатоадресних потоків (за аналогією до рис. 4.32 та 4.64), а на рис. 4.37 (за аналогією до рис. 4.34) представлено остаточне розв’язання задачі багатоадресної маршрутизації одночасно для двох потоків.

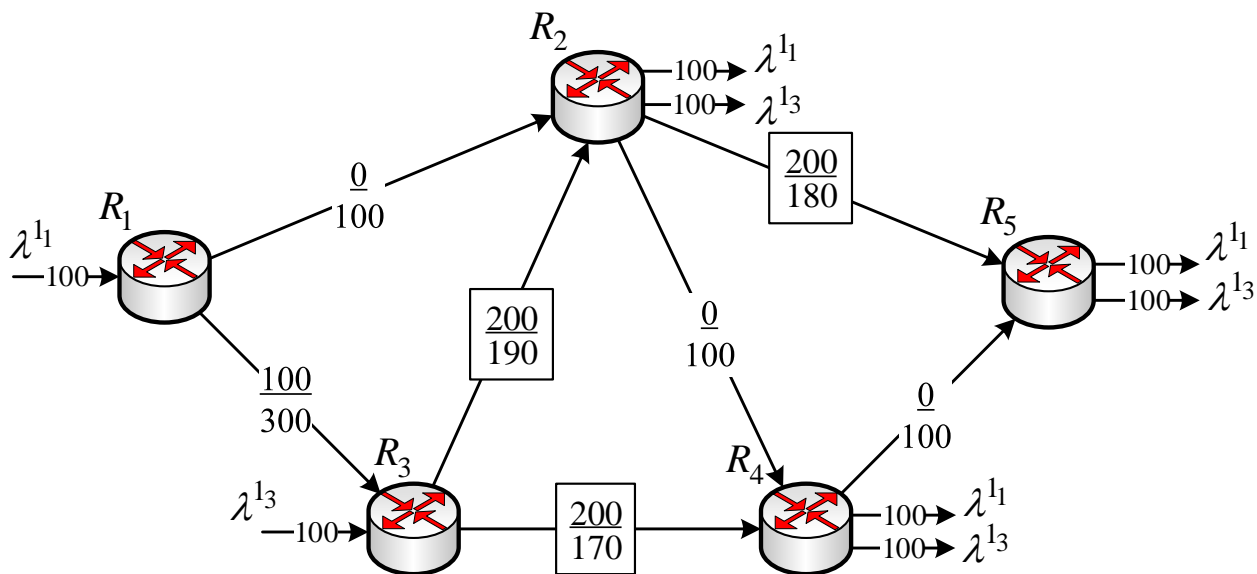


Рис. 4.34. Розв’язання задачі багатоадресної маршрутизації одночасно для двох потоків до початку роботи координаційної процедури

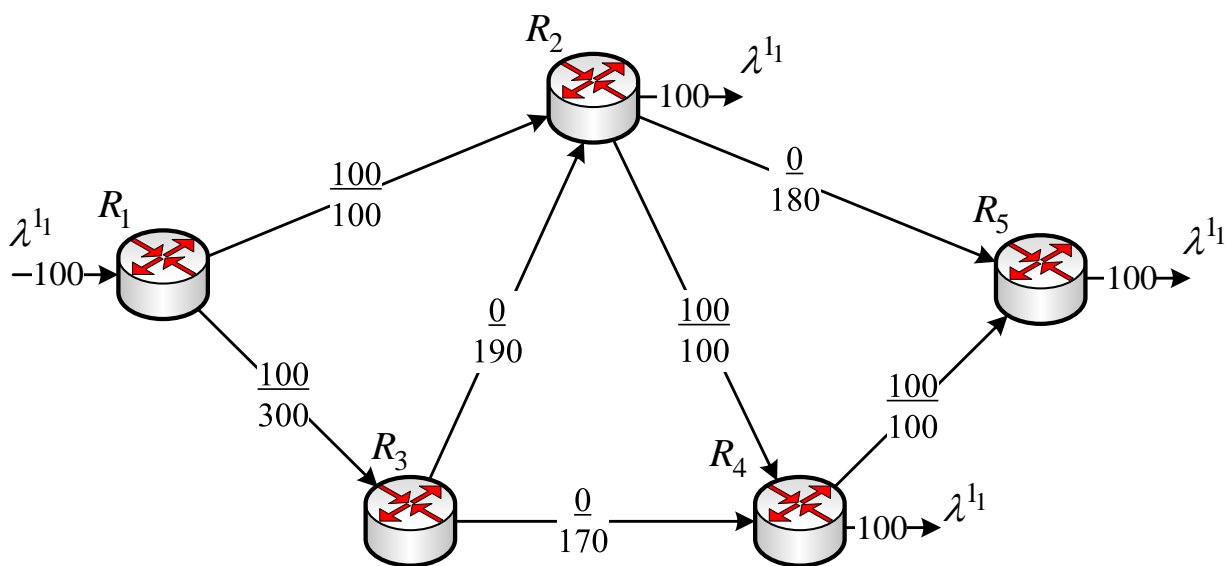


Рис. 4.35. Дерево маршрутів для першого потоку пакетів

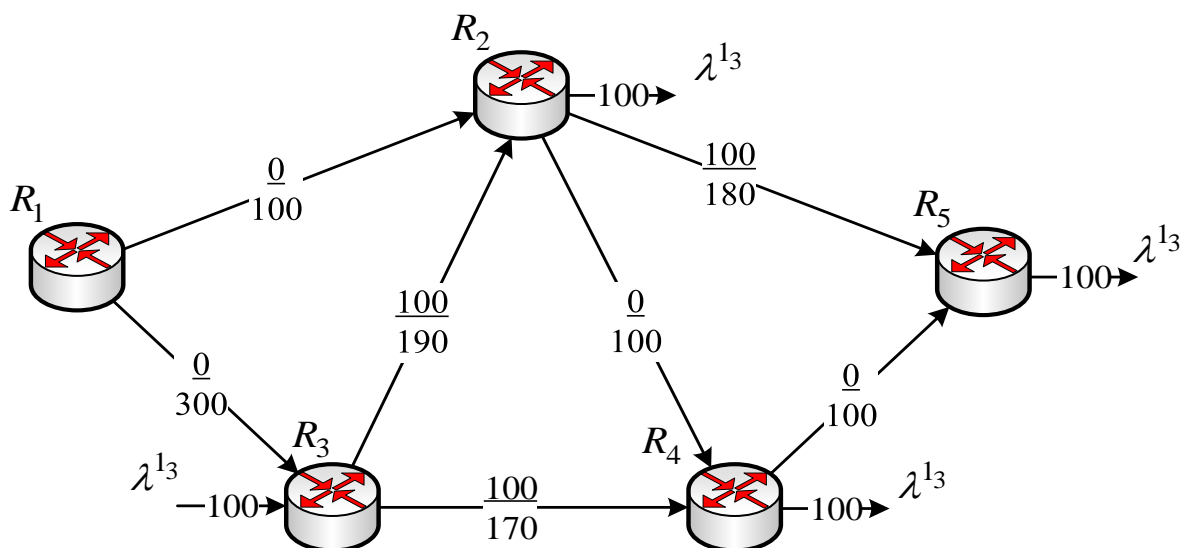


Рис. 4.36. Дерево маршрутів для другого потоку пакетів

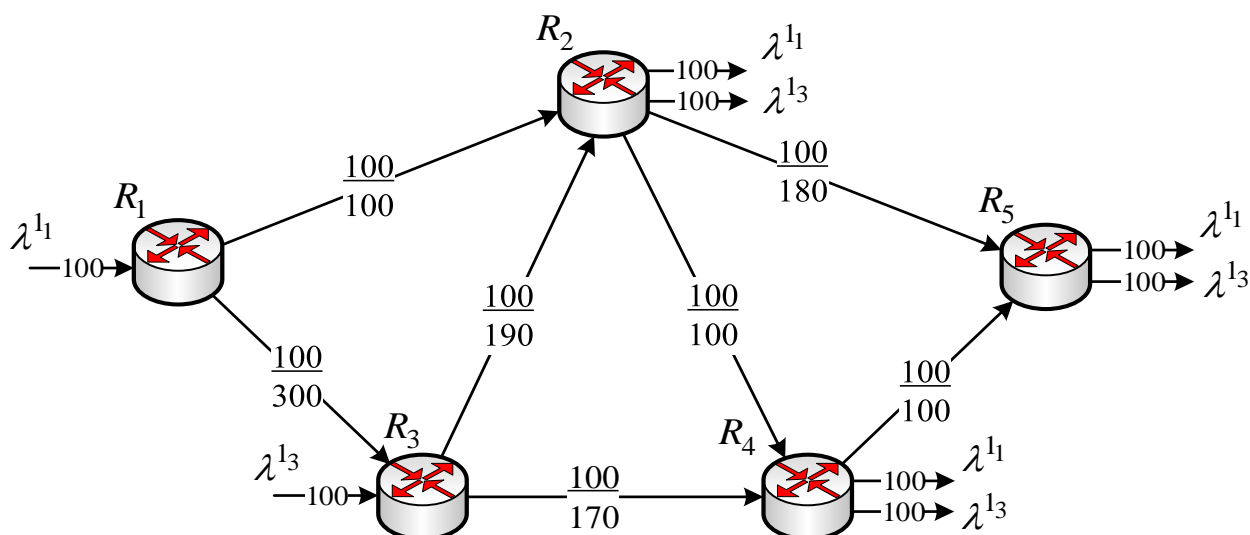


Рис. 4.37. Кінцеве розв'язання задачі багатоадресної маршрутизації одночасно для двох потоків

Однак, за результатами дослідження [53–56], збіжність до оптимального рішення за одну координаційну ітерацію – це швидше виняток, характерний для цього випадку, ніж правило. Традиційно на збіжність ієрархічних методів маршрутизації впливають розмірність і зв'язність вузлів мережі, завантаженість каналів зв'язку, кількість та інтенсивності потоків. Розглянемо, як буде впливати розмірність мережі на збіжність координаційної процедури (4.16), (4.17) у розв'язанні задачі багатоадресної маршрутизації. Використаємо варіант мережі, структура якої представлена на рис. 4.38. Мережа складається з шести маршрутизаторів ( $R_1 \div R_6$ ) та дев'яти каналів зв'язку, у розривах яких

указана їх пропускна здатність (1/с). Кількість потоків та їх характеристики, які були вихідними даними для розрахунків, наведені в табл. 4.4.

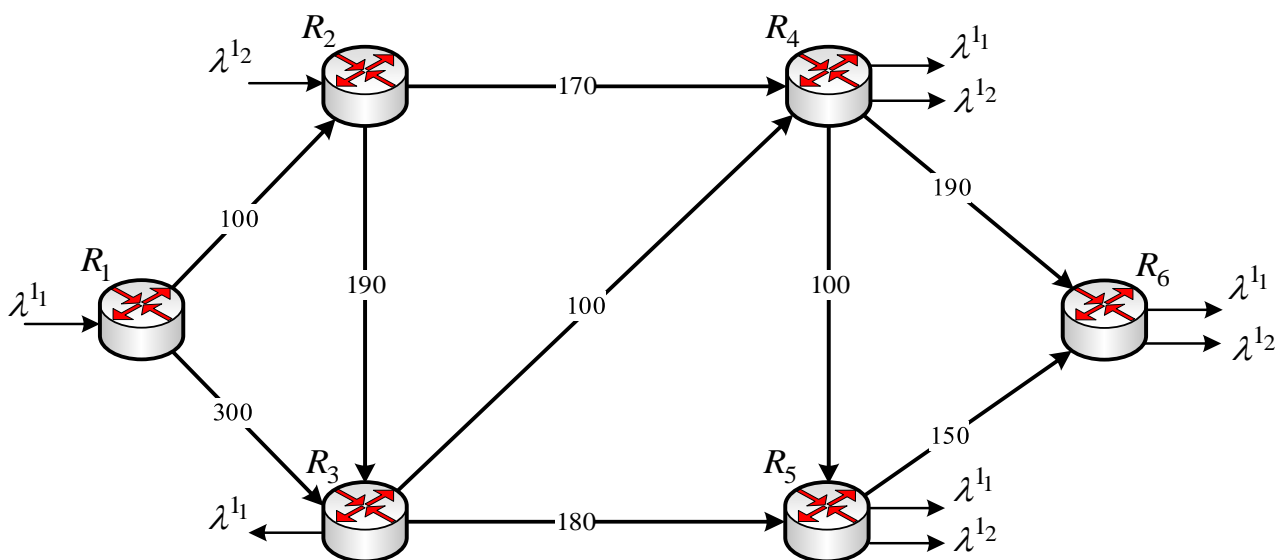


Рис. 4.38. Друга структура мережі, яка була використана для дослідження процесів ієрархічно-координаційної маршрутизації багатоадресних потоків у мережі SDN/MPLS

Таблиця 4.4

### Характеристики багатоадресних потоків

№ потоку	Інтенсивність потоку, 1/с	Вузол-відправник	Вузли-отримувачі
1	$\lambda^1 = 10 \div 100$	$R_1$	$R_3, R_4, R_5, R_6$
2	$\lambda^2 = 10 \div 100$	$R_2$	$R_4, R_5, R_6$

Під час дослідження було проведено аналіз впливу завантаженості каналів зв'язку та ІКМ загалом на кількість ітерацій координаційної процедури (4.16), (4.17). Інтенсивність потоків змінювалася з кроком п'ять пакетів за секунду (1/с) від 10 до 100 1/с. Тоді загальна кількість прорахованих варіантів вихідних даних щодо завантаженості мережі становила 200. Результати аналізу збіжності координаційної процедури (4.16), (4.17) за різних умов використання критеріїв оптимальності (4.12) і (4.24) розв'язань задачі ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації багатоадресних потоків наведено в табл. 4.5.

Результати моделювання показали, що мережа може впоратися з максимальним навантаженням 200 1/с, тобто коли кожен потік мав інтенсивність 100 1/с. З табл. 4.5 видно, що в разі завантаженості мережі менш ніж на 70–75% приграничні маршрутизатори забезпечували розрахунок

маршрутів від відправників до отримувачів, не перевантажуючи канали зв'язку мережі, тобто в цьому випадку координація їх рішень не була потрібна.

Таблиця 4.5

**Результати дослідження процесів  
ієрархічно-координаційної внутрішньодоменої  
маршрутизації багатоадресних потоків**

Інтенсивність першого потоку пакетів, 1/с	Інтенсивність другого потоку пакетів, 1/с	Кількість ітерацій у разі використання критерію оптимальності (4.12)	
		без використання умов (4.18)	з використанням умов (4.18)
20	20	1	1
40	20	1	1
...	...	...	...
55	20	1	1
...	...	...	...
100	50	1	1
100	55	1	1
100	60	1	1
...	...	...	...
80	95	2	2
85	95	2	2
90	95	3	2
95	95	3	2
95	100	3	3
100	100	3	3

У подальшому зростанні завантаженості мережі розподілений характер рішень, які було отримано від кожного приграничного маршрутизатора, неодмінно спричиняв перевантаження каналів зв'язку. Для запобігання перевантаження каналів зв'язку та мережі загалом на верхньому рівні ієрархії відбувалася координація отриманих з нижнього рівня рішень під час розрахунку множників Лагранжа (4.16), які у вигляді штрафних коефіцієнтів спускалися на нижній рівень, ініціюючи новий перерахунок маршрутних змінних. Таким чином, процес координації набував ітераційного характеру, а кількість таких ітерацій із зростанням завантаженості мережі також збільшувалася. Максимальна кількість координаційних ітерацій для розглянутого прикладу становила 11 і спостерігалася за умови інтенсивності кожного з потоків пакетів 100 1/с. Розглянемо докладніше процес координації рішень багатоадресної маршрутизації для цього (двохсотого) варіанта вихідних даних (табл. 4.5).

На рис. 4.39 представлено дерево маршрутів до початку роботи координаційної процедури для першого багатоадресного потоку. У розривах каналів зв'язку показано дріб, де в чисельнику наведена інтенсивність першого потоку пакетів, а в знаменнику – пропускна здатність даного зв'язку. На рис. 4.40 ті самі дані зображені для другого багатоадресного потоку.

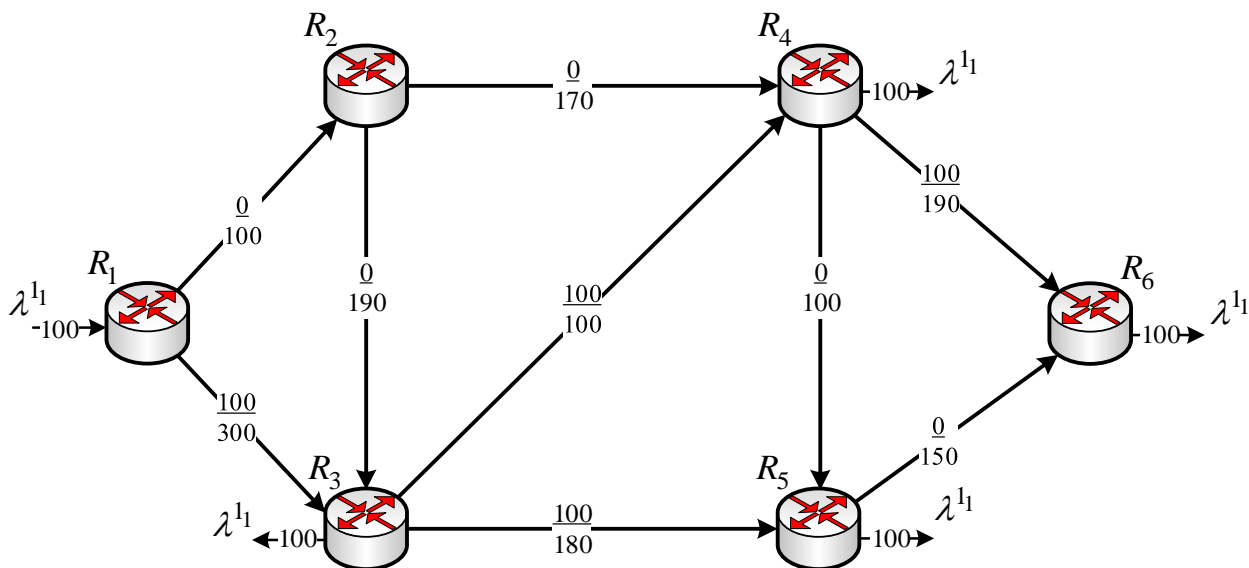


Рис. 4.39. Дерево маршрутів до початку роботи координаційної процедури для першого багатоадресного потоку

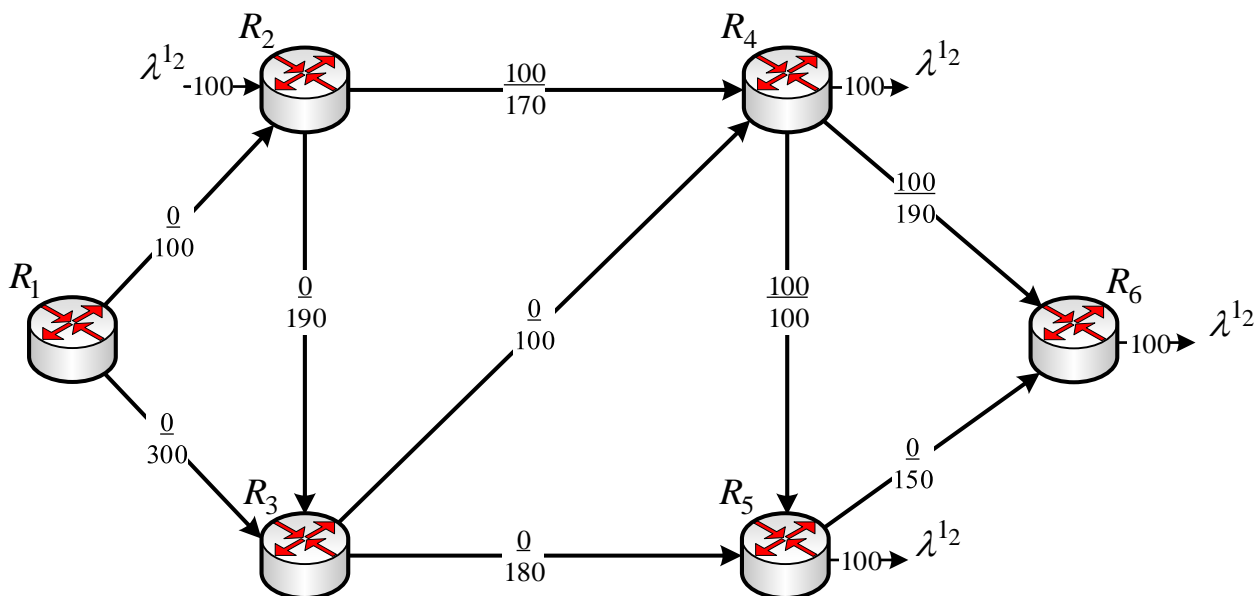


Рис. 4.40. Дерево маршрутів до початку роботи координаційної процедури для другого багатоадресного потоку

На рис. 4.41 представлено роз'язання задачі багатоадресної маршрутизації для двох розглянутих потоків після першої координаційної ітерації. У розривах каналів зв'язку показано дріб, де в чисельнику наведено

сумарну інтенсивність двох багатоадресних потоків пакетів, а в знаменнику – пропускна здатність каналу зв'язку.

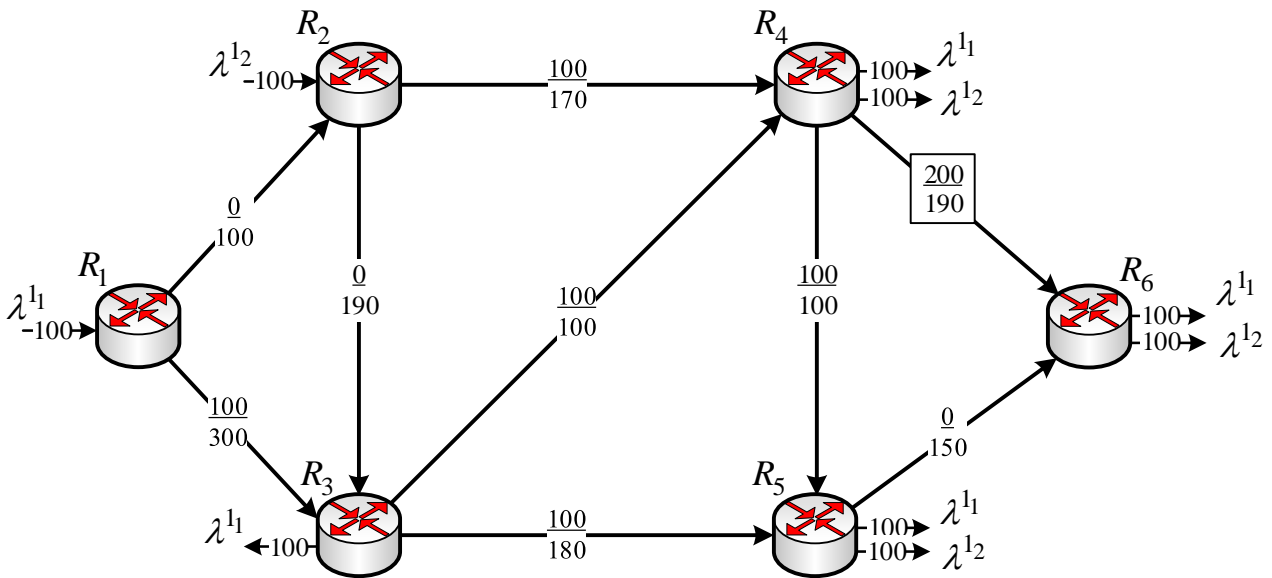


Рис. 4.41. Розв'язання задачі багатоадресної маршрутизації для двох розглянутих потоків до початку роботи координаційної процедури

Як видно з рис. 4.41, після першої ітерації спостерігається перевантаження каналу зв'язку між маршрутизаторами  $R_4$  та  $R_6$  через неузгоджену (децентралізовану) роботу приграничних вузлів-відправників. Після п'ятої координаційної ітерації порядок маршрутизації першого і другого багатоадресних потоків показано на рис. 4.42 та 4.43 відповідно, позначення на яких аналогічні до рис. 4.39 та 4.40.

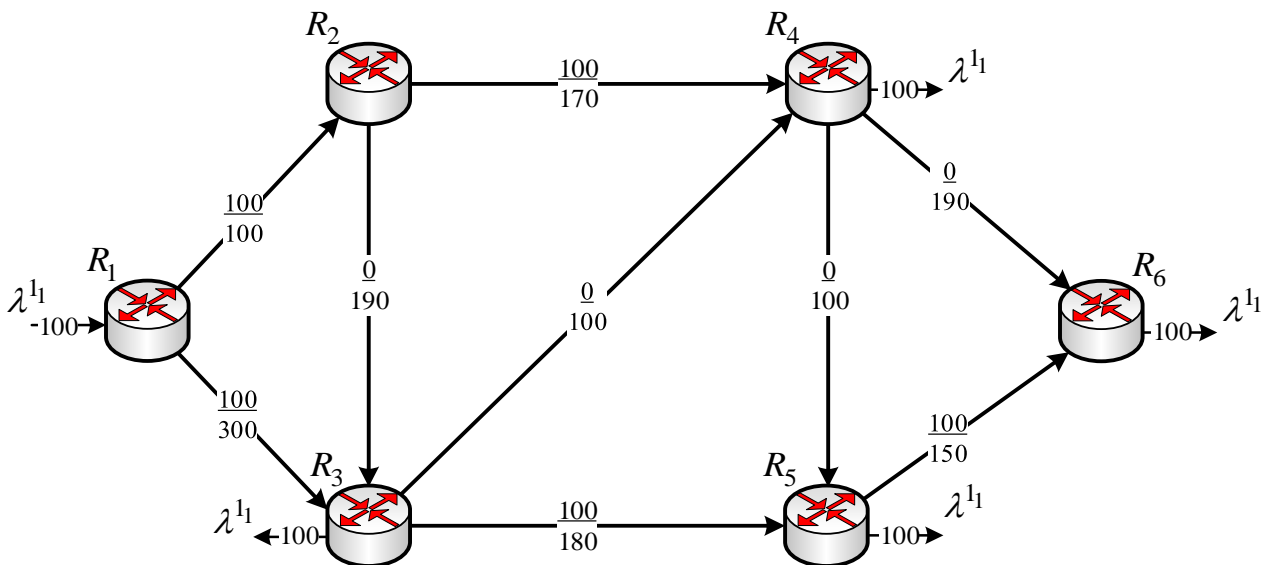


Рис. 4.42. Порядок маршрутизації першого багатоадресного потоку після другої координаційної ітерації



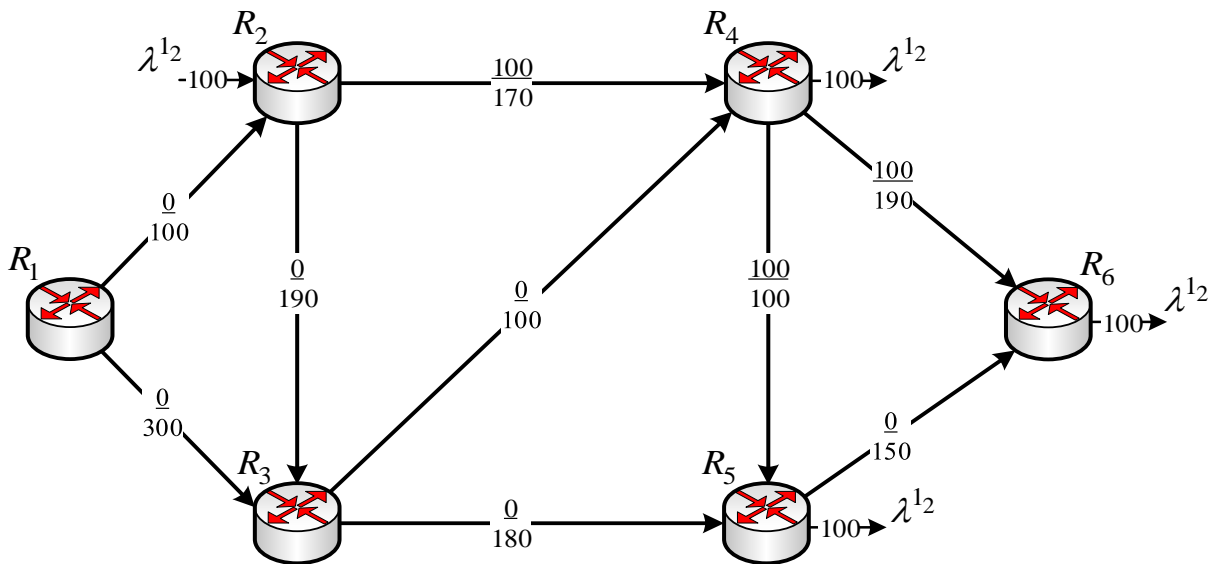


Рис. 4.43. Порядок маршрутизації другого багатоадресного потоку після другої координаційної ітерації

На рис. 4.44 представлено розв'язання задачі багатоадресної маршрутизації для двох потоків після другої ітерації. У розривах каналів зв'язку показано (як і на рис. 4.41) дріб, де в чисельнику наведено сумарну інтенсивність потоків пакетів, а в знаменнику – пропускну здатність каналу зв'язку. Після другої координаційної ітерації вдалося запобігти перевантаженню проблемного каналу зв'язку між маршрутизаторами  $R_4$  та  $R_6$  (рис. 4.41), однак виникло перевантаження іншого каналу – уже між маршрутизаторами  $R_2$  та  $R_4$  (рис. 4.44).

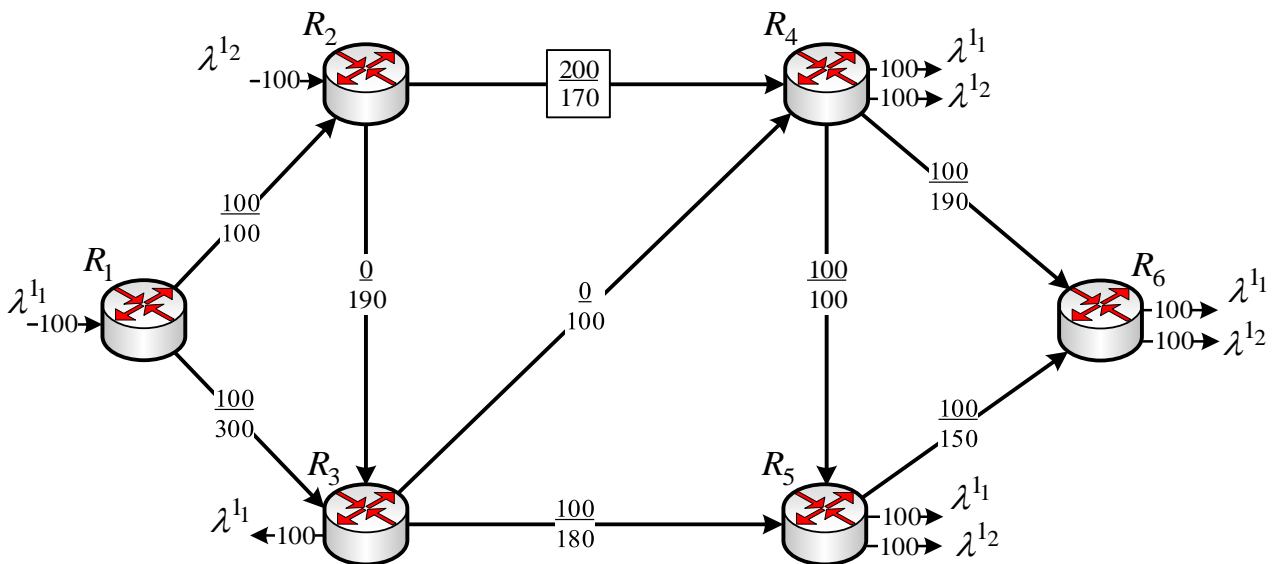


Рис. 4.44. Розв'язання задачі багатоадресної маршрутизації для двох потоків після другої координаційної ітерації

На рис. 4.45 та 4.46 (за аналогією до рис. 4.39 і 4.40) показані дерева маршрутів відповідно для першого і другого багатоадресних потоків після завершення координації, тобто після третьої координаційної ітерації.

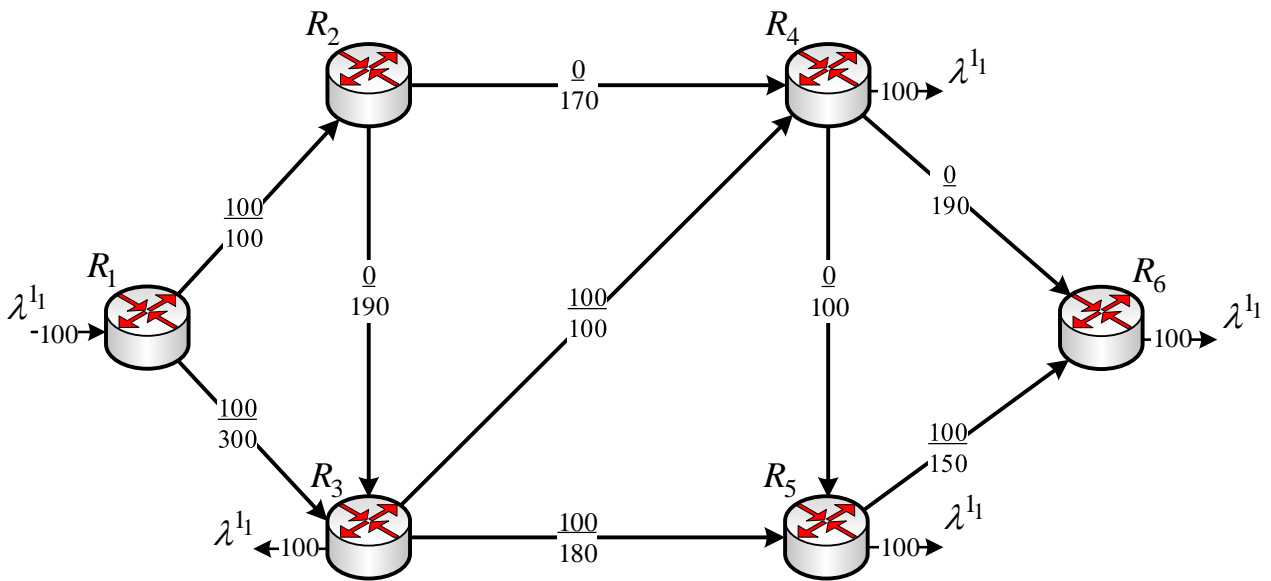


Рис. 4.45. Дерево маршрутів для першого багатоадресного потоку після завершення координації (після третьої координаційної ітерації)

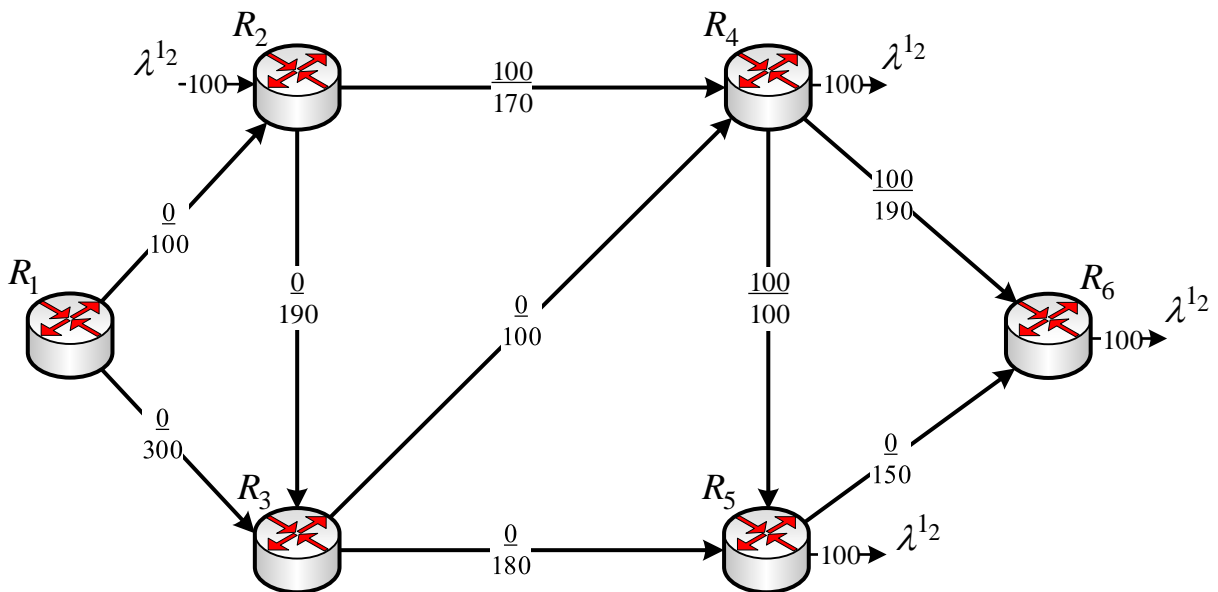


Рис. 4.46. Дерево маршрутів для другого багатоадресного потоку після завершення координації (після третьої координаційної ітерації)

На рис. 4.47 представлено остаточне (скоординоване) розв'язання задачі ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації для варіанта, коли інтенсивність кожного багатоадресного потоку пакетів становила 100 1/с.

У розривах каналів зв'язку показано дріб, де в чисельнику наведена сумарна інтенсивність двох багатоадресних потоків пакетів, а в знаменнику – пропускна здатність каналу зв'язку.

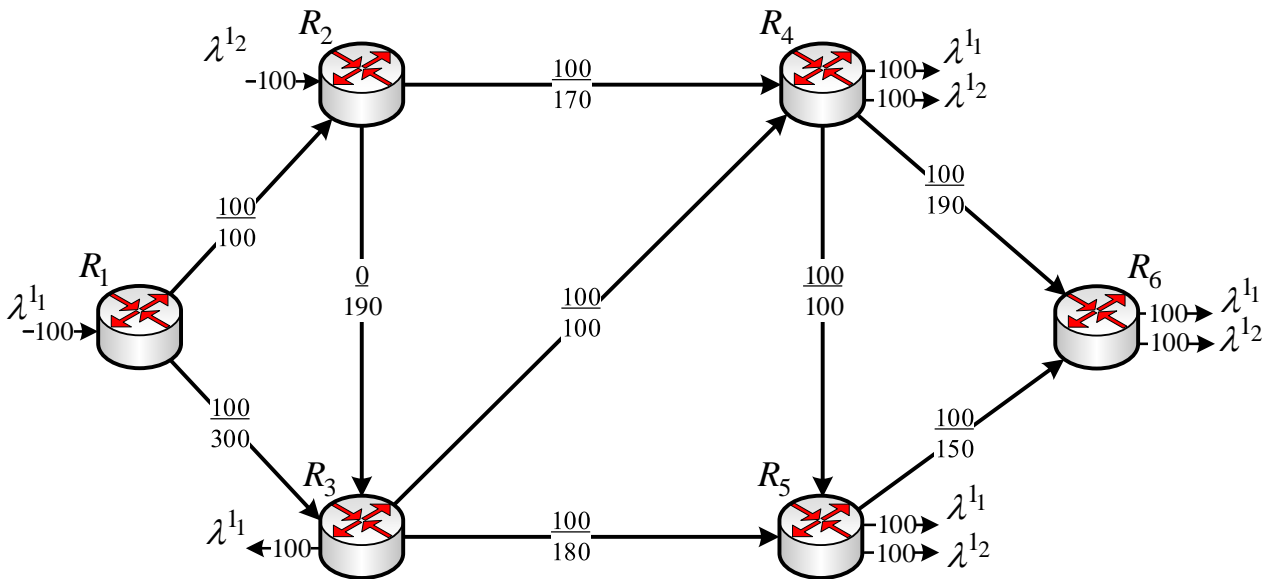


Рис. 4.47. Остаточне розв'язання задачі багатоадресної маршрутизації для варіанта, коли інтенсивність кожного потоку пакетів становила 100 1/с

Як і в попередньому випадку (табл. 4.2), використання запропонованих умов (4.18), (4.30)–(4.32) та ТЕ-критерію оптимальності маршрутних рішень також дозволило зменшити кількість ітерацій координаційної процедури (4.16), (4.17) у середньому в 1,5–2 рази (табл. 4.5), що особливо характерно за умови високої завантаженості мережі SDN/MPLS.

#### 4.2.7. Структура методу ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в інфокомунікаційній мережі SDN/MPLS

Ґрунтуючись на запропонованій у пункті 4.2.2 декомпозиційній моделі маршрутизації та результатах, проведених у пунктах 4.2.3–4.2.4 досліджень, пропонується метод ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в ІКМ SDN/MPLS, який містить етапи функціонування, наведені в рис. 4.48.

**Етап 1.** *Збір та аналіз вихідних даних.* Це стосується інформації про топологію MPLS-мережі, кількість приграничних маршрутизаторів, пропускні здатності каналів зв'язку та характеристики потоків.

**Етап 2.** *Розв'язання задач нижнього ієрархічного рівня.* Розрахунок на кожному з приграничних LER-маршрутизаторів векторів маршрутних змінних  $\vec{x}_r$ , що відбувається під час розв'язання відповідних оптимізаційних

задач (табл. 4.6). Забезпечення врахування виразів (4.18) або (4.28)–(4.30) для підвищення швидкості збіжності координаційної процедури (4.16), (4.17) на верхньому рівні ієрархії. Передача з кожного приграничного маршрутизатора розрахованих маршрутних векторів  $\vec{x}_r$  на SDN-контролер верхнього рівня для проведення подальшої координації.

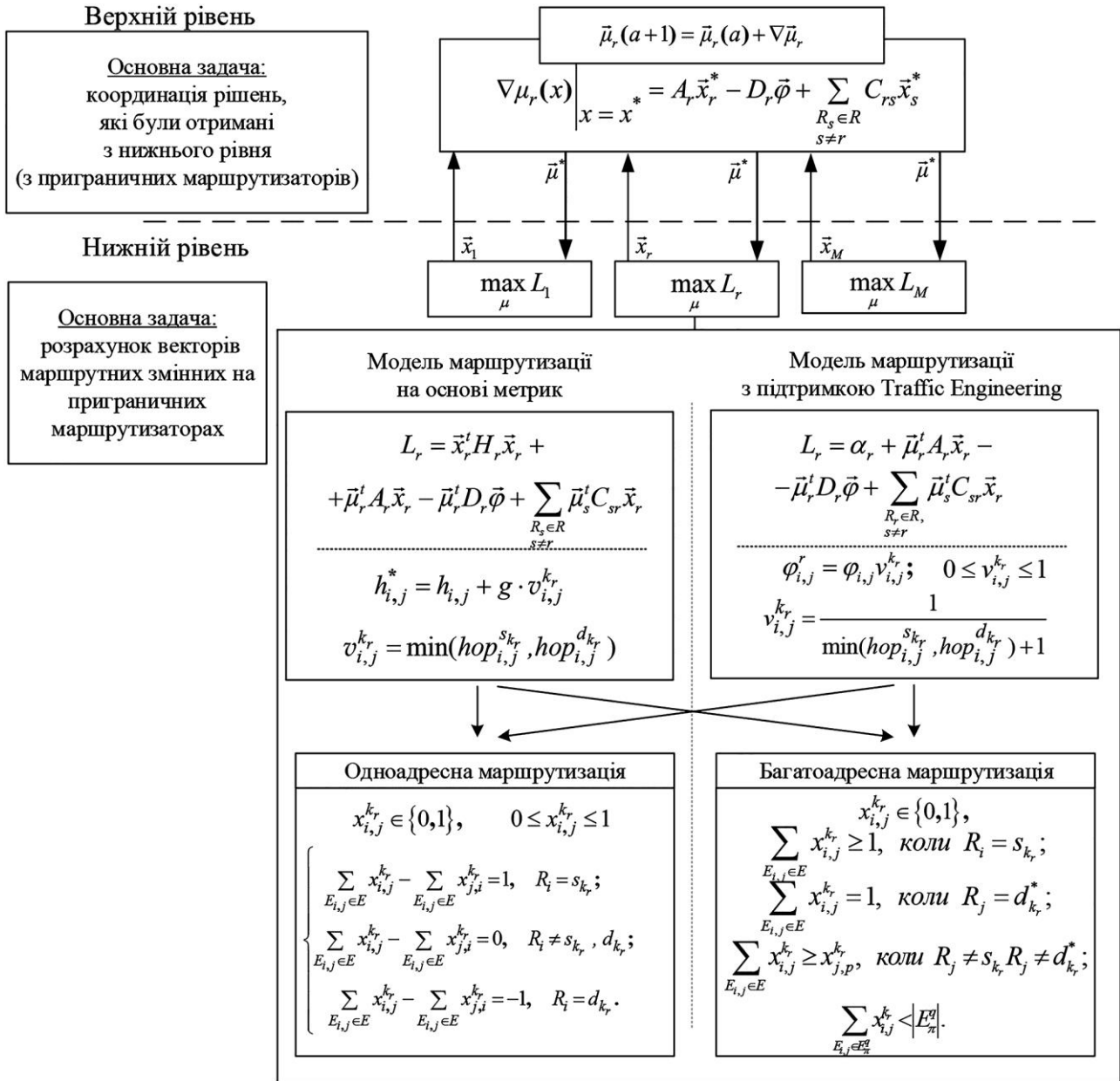


Рис. 4.48. Структура методу ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в ІКМ SDN/MPLS

**Характеристика оптимізаційних задач нижнього рівня  
запропонованого методу внутрішньодоменної маршрутизації**

Стратегія маршрутизації		Критерій оптимальності	Обмеження	Тип оптимізаційної задачі	
ОАМ	ОШМ	На основі маршрутних метрик	(4.12)	(4.2), (4.4), (4.9), (4.10)	ЗЦНП
		Traffic Engineering	(4.24)	(4.2), (4.4), (4.9), (4.19)–(4.23)	ЗЦЛП
	БШМ	На основі маршрутних метрик	(4.12)	(4.3), (4.4), (4.9), (4.10)	КП
		Traffic Engineering	(4.24)	(4.3), (4.4), (4.9), (4.19)–(4.23)	ЛП
БАМ	ОШМ	На основі маршрутних метрик	(4.12)	(4.2), (4.5)–(4.8), (4.9), (4.10)	ЗЦНП
		Traffic Engineering	(4.24)	(4.2), (4.5)–(4.8), (4.9), (4.19)–(4.23)	ЗЦЛП

ОАМ – одноадресна маршрутизація; БАМ – багатоадресна маршрутизація; ОШМ – одношляхова маршрутизація; БШМ – багатошляхова маршрутизація; ЛП – лінійне програмування; ЗЦЛП – змішане цілочисельне ЛП; КП – квадратичне програмування; ЗЦНП – змішане цілочисельне нелінійне програмування.

**Етап 3.** *Перевірка виконання умов запобігання перевантаження каналів зв'язку та координація маршрутних рішень на верхньому ієрархічному рівні.* У разі недотримання умов (4.11) на SDN-контролері виконується координаційна процедура (4.16), (4.17) для запобігання перевантаження каналів зв'язку MPLS-мережі на основі аналізу змісту маршрутних векторів  $\vec{x}_r$ . Формування векторів множників Лагранжа  $\vec{\mu}_r$  та передача їх на нижній ієрархічний рівень для модифікації лагранжіанів (4.15) або (4.27).

Якщо умови щодо запобігання перевантаження каналів зв'язку (4.11) виконуються, то процес координації завершується, а актуальні маршрутні вектори  $\vec{x}_r$  реалізуються в MPLS-мережі шляхом формування таблиць комутації за позначками на приграничних (LER) та транзитних маршрутизаторах (LSR) за допомогою сигнальних протоколів, наприклад, LDP (Label Distribution Protocol) або RSVP-TE (Resource ReServation Protocol TE).

Запропоноване рішення відповідає архітектурі SDN, наведеній на рис. 4.1, б, коли SDN-контролери завантажуються мінімально. У цьому випадку на них покладаються лише задачі щодо координації маршрутних рішень, отриманих на приграничних маршрутизаторах MPLS-мережі. Проте цей метод може бути адаптований і під SDN-архітектуру, наведену на рис. 4.1, в, коли задачі ієрархічних рівнів розв'язуються на SDN-контролері. Зокрема за розрахунок векторів маршрутних змінних  $\bar{x}_r$ , під час розв'язання відповідних оптимізаційних задач (4.15) або (4.27) можуть відповідати окремі процесори (ядра) обчислювальної системи SDN-контролера. Використання багатопроцесорних (багатоядерних) архітектур маршрутизаторів [66–67] з розпаралелюванням розрахунків сприяє підвищенню обчислювальної потужності SDN-контролера та масштабованості SDN-архітектури загалом.

### 4.3. Синтез і дослідження математичної моделі та методу ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації в програмно-конфігурованій ІКМ

#### 4.3.1. Декомпозиційна модель міждоменної маршрутизації в програмно-конфігурованій ІКМ, що складається з множини послідовно з'єднаних доменів

Нехай структура ІКМ буде представлена у вигляді орієнтованого графа

$$G = (R, E), \quad (4.31)$$

де  $R$  – це множина вершин, що моделює маршрутизатори, а  $E$  – множина дуг графа, яка описує канали зв'язку мережі.

Позначимо через  $K$  множину потоків, що циркулюють у мережі, тоді  $|K| = \tilde{K}$  – потужність множини, що кількісно характеризує загальне число потоків в ІКМ. Для кожного  $k$ -го потоку ( $k \in K$ ) вважається відомою його середня швидкість пакетів (інтенсивність) –  $\lambda^k$ , яка вимірюється в пакетах за секунду (1/с).

У ході синтезу декомпозиційної моделі міждоменної маршрутизації припустимо, що ІКМ складається з  $N$  взаємопов'язаних між собою підмереж – доменів. Тоді нехай кожен окремий  $p$ -й домен в ІКМ описується за допомогою підграфа  $G^p = (R^p, E^p)$  графа  $G$ , де  $R^p = \{R_i^p; i = \overline{1, m_p}\}$  – множина маршрутизаторів  $p$ -го домену, а  $m_p$  – їх загальна кількість у домені;

$E^P = \{E_{i,j}^P; i, j = \overline{1, m_p}, i \neq j\}$  – це множина каналів, що з'єднують маршрутизатори  $p$ -го домену (рис. 4.49).

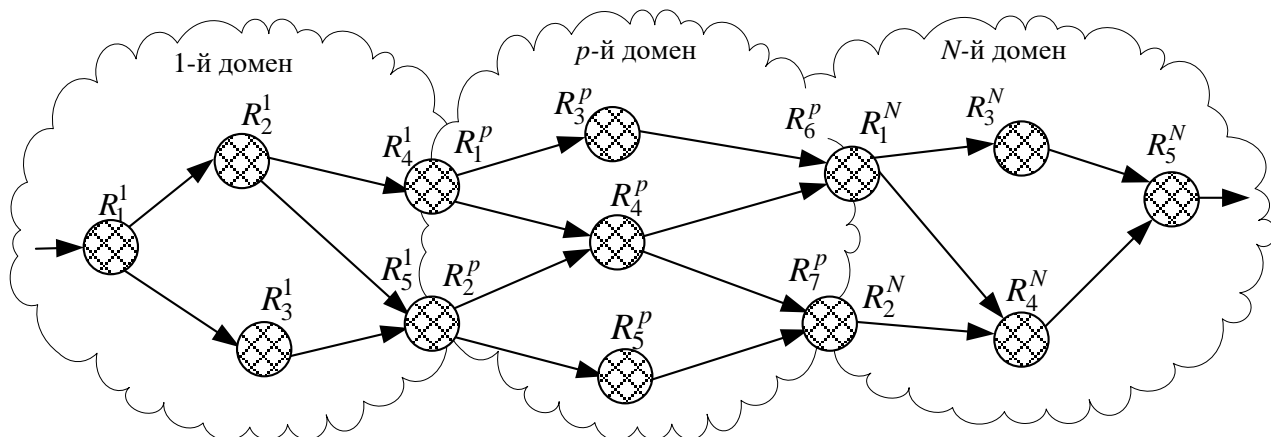


Рис. 4.49. Подання структури ІКМ, що містить декілька послідовно з'єднаних доменів, у вигляді орієнтованого графа

У процесі декомпозиції ІКМ границя між доменами проходила через маршрутизатори мережі, як це реалізовано, наприклад, у протоколі OSPF [10, 14]:

$$R^P \cap R^Q \neq 0 \text{ та } E^P \cap E^Q = 0, \quad (4.32)$$

тобто деякі маршрутизатори ІКМ можуть належати одночасно кільком суміжним доменам. Також для кожного  $p$ -го домену визначимо множину приграничних маршрутизаторів  $B^P$  ( $B^P \in R^P$ ). У свою чергу всю множину приграничних маршрутизаторів  $p$ -го домену можна поділити на дві підмножини:  $B_{in}^{P,k}$  – підмножина приграничних маршрутизаторів, через які пакети  $k$ -го потоку надходять до  $p$ -го домену;  $B_{out}^{P,k}$  – підмножина приграничних маршрутизаторів, через які пакети  $k$ -го потоку вибувають з  $p$ -го домену. Для кожного каналу зв'язку  $E_{i,j}^P$  через  $\varphi_{i,j}^P$  позначимо його пропускну здатність, яка вимірюється в пакетах за секунду (1/с).

Нехай унаслідок розв'язання задачі ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації для кожного  $p$ -го домену необхідно розрахувати маршрутні змінні  $x_{i,j}^{p,k}$ , які характеризують частку інтенсивності  $k$ -го потоку

пакетів, що протікає в каналі  $E_{i,j}^p \in E^p$ . Тоді для кожного маршрутизатора  $p$ -го домену необхідно виконати умови збереження  $k$ -го потоку для забезпечення зв'язності внутрішньодоменних ділянок міждоменних маршрутів. Якщо  $p$ -й домен є транзитним для  $k$ -го потоку пакетів, то подібні умови мають вигляд

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{B_{in}^{p,k} \in B^p} \left( \sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{i,j}^{p,k} - \sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{j,i}^{p,k} \right) = 1; \\ \sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{i,j}^{p,k} - \sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{j,i}^{p,k} = 0; \\ \sum_{B_{out}^{p,k} \in B^p} \left( \sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{i,j}^{p,k} - \sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{j,i}^{p,k} \right) = -1. \end{array} \right. \quad (4.33)$$

Система рівнянь (4.33) повинна виконуватися для кожного  $k$ -го потоку пакетів окремо. Перша умова системи (4.33) охоплює всі приграничні маршрутизатори, через які  $k$ -й потік надходить до  $p$ -го домену; друга умова в (4.33) вводиться для внутрішніх маршрутизаторів  $p$ -го домену, які для  $k$ -го потоку є транзитними; третя умова має виконуватися для всіх приграничних маршрутизаторів, через які  $k$ -й потік вибуває з  $p$ -го домену.

Якщо  $k$ -й потік пакетів надійшов в ІКМ через  $p$ -й домен, а його джерелом є, наприклад, маршрутизатор  $R_i^p$ , то для цієї мережі перша умова системи (4.33) дещо спроститься і набуде вигляду

$$\sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{i,j}^{p,k} = 1.$$

Решта рівнянь у системі (4.33) залишиться незмінною.

У разі, коли маршрутизатор  $R_j^p$  з  $p$ -го домену є отримувачем пакетів  $k$ -го потоку, то спроститься лише останнє рівняння системи (4.33) та матиме такий вигляд:

$$\sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{j,i}^{p,k} = 1.$$



Крім того, з метою запобігання перевантаження каналів зв'язку  $p$ -го домену мережі важливо виконати такі умови:

$$\sum_{k \in K} \lambda^k x_{i,j}^{p,k} \leq \varphi_{i,j}^p, \quad p = \overline{1, N}. \quad (4.34)$$

Для реалізації одношляхової маршрутизації на маршрутні змінні накладаються обмеження вигляду

$$x_{i,j}^{p,k} \in \{0,1\}, \quad (4.35)$$

а за умови реалізації багатошляхової маршрутизації – такі умови:

$$0 \leq x_{i,j}^{p,k} \leq 1. \quad (4.36)$$

Змінні (4.35), (4.36) є координатами маршрутних векторів, які відповідно до проведеної структурної декомпозиції (рис. 4.49) підлягають функціональній декомпозиції

$$\vec{x} = \begin{bmatrix} \bar{x}_1 \\ \bar{x}_2 \\ \vdots \\ \bar{x}_p \\ \vdots \\ \bar{x}_N \end{bmatrix}, \quad \bar{x}_p = \begin{bmatrix} \bar{x}_p^1 \\ \bar{x}_p^2 \\ \vdots \\ \bar{x}_p^k \\ \vdots \\ \bar{x}_p^{\tilde{K}} \end{bmatrix}, \quad \bar{x}_p^k = \begin{bmatrix} x_{1,2}^{p,k} \\ x_{1,3}^{p,k} \\ \vdots \\ x_{i,j}^{p,k} \\ \vdots \\ x_{m_p, m_p-1}^{p,k} \end{bmatrix}, \quad (4.37)$$

де  $\vec{x}$  – це вектор маршрутних змінних, які визначають порядок маршрутизації потоків в ІКМ загалом;  $\bar{x}_p$  – це маршрутний вектор, що визначає порядок маршрутизації всіх потоків, які циркулюють в  $p$ -му домені;  $\bar{x}_p^k$  – це маршрутний вектор, який визначає результат розв'язання задачі маршрутизації  $k$ -го потоку в  $p$ -му домені.

У разі розподіленого розрахунку векторів  $\bar{x}_p$  та  $\bar{x}_p^k$  у межах кожного окремого  $p$ -го домену важливо забезпечити структурну та функціональну зв'язність міждоменних маршрутів, тобто маршрутів, що проходять через множину маршрутизаторів різних доменів. Структурна зв'язність міждоменних маршрутів полягає в тому, що закінчення маршруту в одному домені має збігатися з початком цього ж маршруту в сусідньому домені. Функціональна зв'язність міждоменного маршруту буде забезпечуватись у тому випадку, коли порядок балансування навантаження на граничних (міждоменних)

маршрутизаторах, який визначений у сусідніх доменах, буде однаковим. Тобто для функціональної зв'язності міждоменного маршруту необхідно виконати умову щодо його структурної зв'язності. Для забезпечення структурної та функціональної зв'язності міждоменного маршруту в модель (4.31)–(4.37) вводяться умови міждоменної взаємодії:

$$C_{p,q}^k \bar{x}_p^k = C_{q,p}^k \bar{x}_q^k, \quad p, q = \overline{1, N}, \quad p \neq q, \quad k \in K, \quad (4.38)$$

де  $C_{p,q}^k$  – матриця взаємодії  $p$ -го та  $q$ -го доменів, яка має розмір  $m_{p,q} \times m_x^{p,k}$ ;  $m_{p,q} = |R^p \cap R^q|$  – кількість маршрутизаторів, через які проходить границя між  $p$ -м і  $q$ -м доменами;  $m_x^{p,k}$  – число координат  $x_{i,j}^{p,k}$  вектора  $\bar{x}_p^k$ .

Для отримання більш наочного уявлення про структуру та зміст матриць взаємодії доменів (4.38), що вводяться до запропонованої моделі, розглянемо приклади їх формування на кількох мережних структурах. Нехай у першому випадку розглядається структура мережі, яка представлена на рис. 4.50 та складається з двох доменів. Границя доменів, що була визначена під час структурної декомпозиції ІКМ, проходить через два маршрутизатори, які належать цим доменам. У позначеннях першого домену (рис. 4.50) це маршрутизатори  $R_5^1$  та  $R_6^1$ , а в позначеннях другого –  $R_1^2$  та  $R_2^2$ .

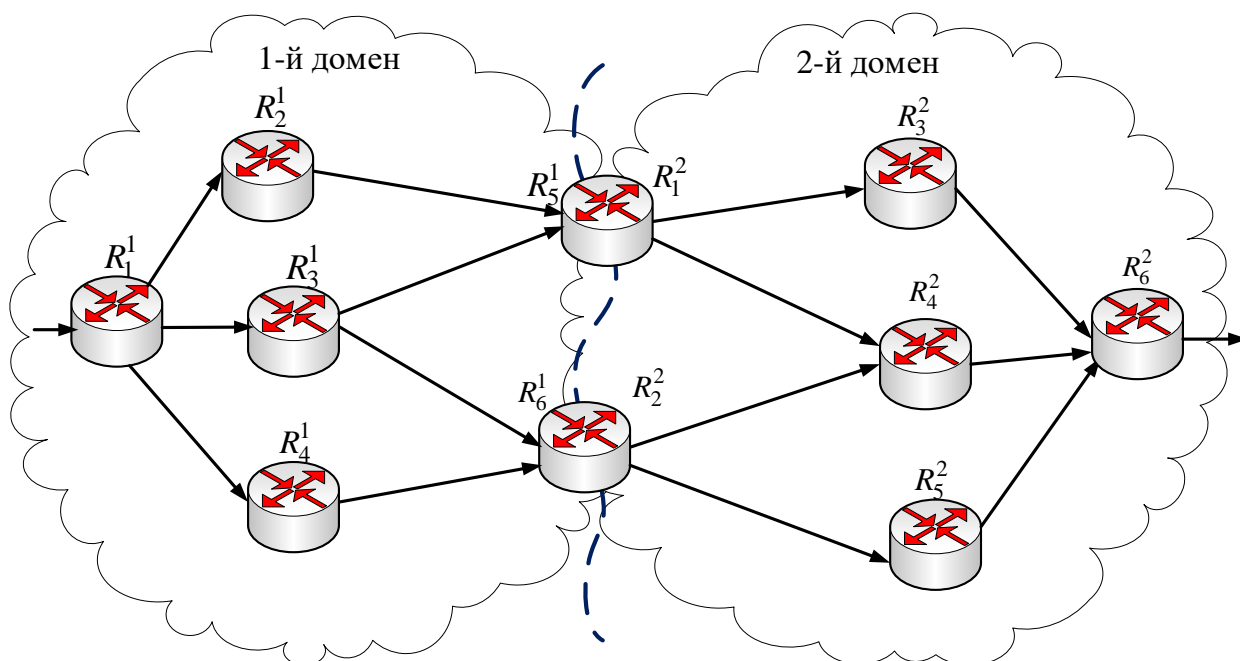


Рис. 4.50. Приклад першої структури ІКМ, що досліджувалася

Необхідно розв'язати задачу міждоменної маршрутизації потоку пакетів, який передається, наприклад, між маршрутизаторами  $R_1^1$  та  $R_6^2$ .

На рис. 4.50 показано випадок, коли будь-який з двох приграничних маршрутизаторів містить по два інтерфейси в кожному домені. Тоді вектори  $\vec{x}_1$  та  $\vec{x}_2$ , що визначають результат розв'язання задачі маршрутизації одного потоку в першому і другому доменах відповідно, набуватимуть такого вигляду:

$$\vec{x}_1 = \begin{bmatrix} x_{1,2}^{1,1} \\ x_{1,3}^{1,1} \\ x_{1,4}^{1,1} \\ x_{2,5}^{1,1} \\ x_{3,5}^{1,1} \\ x_{3,6}^{1,1} \\ x_{4,6}^{1,1} \end{bmatrix} \quad \text{та} \quad \vec{x}_2 = \begin{bmatrix} x_{1,3}^{2,1} \\ x_{1,4}^{2,1} \\ x_{2,4}^{2,1} \\ x_{2,5}^{2,1} \\ x_{3,6}^{2,1} \\ x_{4,6}^{2,1} \\ x_{5,6}^{2,1} \end{bmatrix}.$$

З урахуванням уведених позначень і проведеної декомпозиції умови взаємодії (4.38) першого та другого доменів (рис. 4.50) мають такий вигляд:

$$\text{для маршрутизатора } R_5^1 \left( R_1^2 \right): \quad x_{1,3}^{2,1} + x_{1,4}^{2,1} = x_{2,5}^{1,1} + x_{3,5}^{1,1};$$

$$\text{для маршрутизатора } R_6^1 \left( R_2^2 \right): \quad x_{2,4}^{2,1} + x_{2,5}^{2,1} = x_{3,6}^{1,1} + x_{4,6}^{1,1}.$$

У зв'язку з цим матриці міждоменної взаємодії для випадку симетричної структури доменів мають розмір  $(2 \times 7)$  та можуть бути записаними у формі

$$C_{2,1}^1 = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} \quad \text{та} \quad C_{1,2}^1 = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \end{bmatrix},$$

а умови (4.38) для розглянутого випадку (рис. 4.50) допускають запис

$$\begin{bmatrix} 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} \cdot \begin{bmatrix} x_{1,3}^{2,1} \\ x_{1,4}^{2,1} \\ x_{2,4}^{2,1} \\ x_{2,5}^{2,1} \\ x_{3,6}^{2,1} \\ x_{4,6}^{2,1} \\ x_{5,6}^{2,1} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \end{bmatrix} \cdot \begin{bmatrix} x_{1,2}^{1,1} \\ x_{1,3}^{1,1} \\ x_{1,4}^{1,1} \\ x_{2,5}^{1,1} \\ x_{3,5}^{1,1} \\ x_{3,6}^{1,1} \\ x_{4,6}^{1,1} \end{bmatrix}.$$

Випадок, коли ІКМ представлена двома доменами, але які мають один щодо іншого асиметричну структуру, показано на рис. 4.51. Границя між доменами також проходить через два приграничних маршрутизатори:  $R_5^1$  ( $R_1^2$ ) та  $R_6^1$  ( $R_2^2$ ). Для цього варіанта (рис. 4.51) характерно, що приграничні маршрутизатори мають різну кількість інтерфейсів, які належать різним доменам: два інтерфейси – першому домену та один інтерфейс – другому.

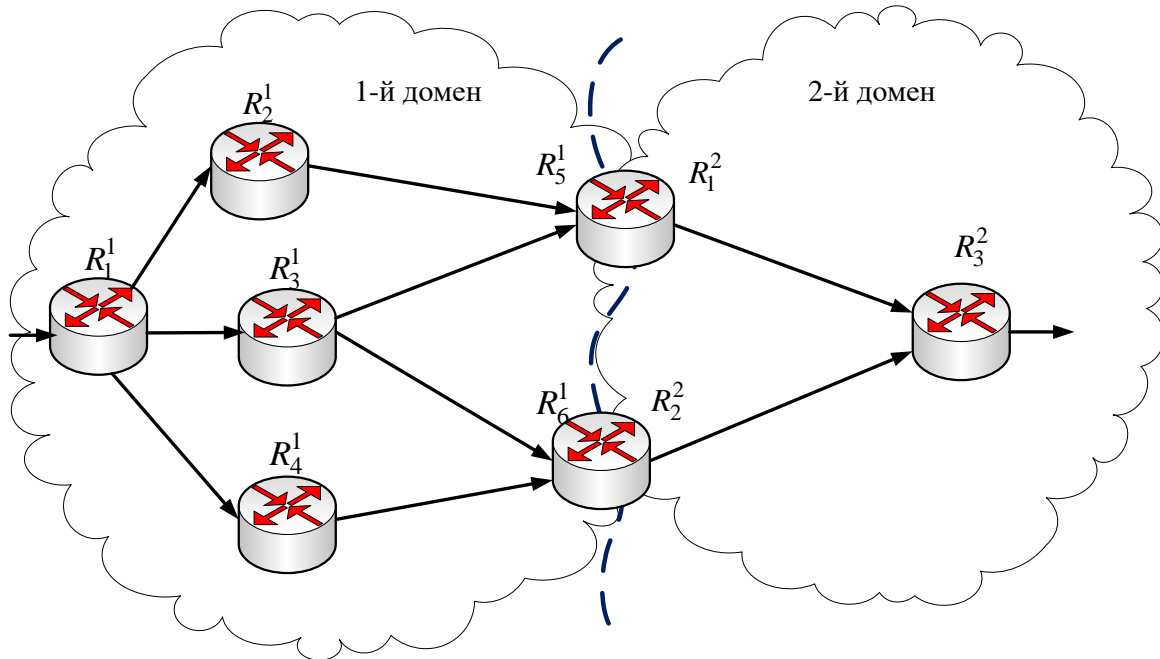


Рис. 4.51. Приклад другої структури ІКМ, що досліджувалася

Результат розв'язання задачі маршрутизації в першому та другому доменах (рис. 4.51) можна представити у вигляді відповідних маршрутних векторів:

$$\vec{x}_1 = \begin{bmatrix} x_{1,1}^{1,1} \\ x_{1,2}^{1,1} \\ x_{1,3}^{1,1} \\ x_{1,4}^{1,1} \\ x_{2,5}^{1,1} \\ x_{3,5}^{1,1} \\ x_{3,6}^{1,1} \\ x_{4,6}^{1,1} \end{bmatrix} \quad \text{та} \quad \vec{x}_2 = \begin{bmatrix} x_{1,3}^{2,1} \\ x_{2,3}^{2,1} \end{bmatrix}.$$

Тоді умови взаємодії доменів у скалярному вигляді можна записати таким чином:

$$x_{1,3}^{2,1} = x_{2,5}^{1,1} + x_{3,5}^{1,1}; \quad x_{2,3}^{2,1} = x_{3,6}^{1,1} + x_{4,6}^{1,1},$$

у зв'язку з чим матриці взаємодії доменів для випадку асиметричної структури доменів ІКМ можуть бути записані у такій формі:

$$C_{2,1}^1 = \begin{vmatrix} 1 & 0 \\ 0 & 1 \end{vmatrix} \quad \text{та} \quad C_{1,2}^1 = \begin{vmatrix} 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \end{vmatrix},$$

маючи розміри  $2 \times 2$  і  $2 \times 7$  відповідно.

У матричній формі умови взаємодії доменів (4.38) для структури ІКМ, наведеної на рис. 4.51, набуватимуть такого вигляду:

$$\begin{vmatrix} 1 & 0 \\ 0 & 1 \end{vmatrix} \cdot \begin{bmatrix} x_{1,3}^{2,1} \\ x_{2,3}^{2,1} \end{bmatrix} = \begin{vmatrix} 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \end{vmatrix} \cdot \begin{bmatrix} x_{1,2}^{1,1} \\ x_{1,3}^{1,1} \\ x_{1,4}^{1,1} \\ x_{2,5}^{1,1} \\ x_{3,5}^{1,1} \\ x_{3,6}^{1,1} \\ x_{4,6}^{1,1} \end{bmatrix}$$

або в спрощеній формі  $\bar{x}_2^1 = C_{1,2}^1 \bar{x}_1^1$ .

#### 4.3.2. Метод ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації в програмно-конфігурованій ІКМ

Ґрунтуючись на математичній моделі (4.33)–(4.38), що була запропонована в пункті 4.3.1, в основу методу ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації буде покладено розв'язання оптимізаційної задачі щодо розрахунку векторів маршрутних змінних  $\bar{x}_p^k$  ( $p = \overline{1, N}, k \in K$ ) за умови дотримання обмежень (4.33)–(4.36), (4.38) з використанням такого критерію оптимальності маршрутних рішень:

$$\min F, \quad F = \sum_{p \in N} \sum_{k \in K} \left( \bar{x}_p^k \right)^t H_p^k \bar{x}_p^k, \quad (4.39)$$

де  $H_p^k$  – діагональна матриця вагових коефіцієнтів, координатами якої, як правило [70–74], є маршрутні метрики каналів зв'язку  $p$ -го домену ІКМ.

Цільова функція  $F$  кількісно характеризує умовні сумарні витрати на організацію процесу міждоменної маршрутизації в ІКМ. Для надання шуканим рішенням властивостей ієрархічно-координаційної маршрутизації в ході розв'язання оптимізаційної задачі, пов'язаної з мінімізацією виразу (4.39) за наявності обмежень (4.33)–(4.36), (4.38), буде використано принцип цільової координації [22, 23]. Тоді, переходячи до задачі на безумовний екстремум

$$\min_{\bar{x}} F = \max_{\bar{\mu}} L,$$

необхідно максимізувати за  $\bar{\mu}$  лагранжіан вигляду:

$$L = \sum_{p=1}^N \sum_{k \in K} \left( \bar{x}_p^k \right)^t H_p^k \bar{x}_p^k + \sum_{p=1}^N \sum_{q=1}^N \sum_{\substack{k \in K \\ q \neq p}} \left( \bar{\mu}_{p,q}^k \right)^t \left( C_{p,q}^k \bar{x}_p^k - C_{q,p}^k \bar{x}_q^k \right), \quad (4.40)$$

де  $\bar{\mu}$  – вектор множників Лагранжа;

$\bar{\mu}_{p,q}$  – підвектори вектора  $\bar{\mu}$ , що належать до кожної з векторно-матричних умов взаємодії доменів (4.38).

З тієї причини, що в межах принципу цільової координації вектори множників Лагранжа  $\bar{\mu}$  розраховуються на верхньому рівні та для нижнього рівня є відомими значеннями, то вираз (4.40) можна представити в такій декомпозиційній формі:

$$L = \sum_{p=1}^N L_p,$$

$$L_p = \sum_{k \in K} \left( \bar{x}_p^k \right)^t H_p^k \bar{x}_p^k + \sum_{\substack{q=1 \\ p \neq q}}^N \sum_{k \in K_p^+} \left( \bar{\mu}_{p,q}^k \right)^t C_{p,q}^k \bar{x}_p^k - \sum_{\substack{q=1 \\ p \neq q}}^N \sum_{k \in K_p^-} \left( \bar{\mu}_{q,p}^k \right)^t C_{p,q}^k \bar{x}_p^k, \quad (4.41)$$

де  $K_p^+$  – підмножина потоків, які надходять до  $p$ -го домену з інших доменів;

$K_p^-$  – підмножина потоків, які виходять з  $p$ -го домену ( $K_p^+, K_p^- \subset K$ ).

Якщо  $k$ -й потік надходить в ІКМ через  $p$ -й домен, то  $k \in K_p^+$ . Відповідно до проведеної функціональної декомпозиції у виразі (4.41) усі складники належать до  $p$ -го домену, а другий і третій складники в цьому виразі відповідають за узгодження порядку маршрутизації відповідно вихідних і вхідних потоків для  $p$ -го домену ІКМ. Таким чином, у межах пропонованого методу загальна проблема ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації формулюється як задача дворівневої оптимізації. Сам метод

ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації передбачає таку послідовність дій (рис. 4.52):

1. На нижньому ієрархічному рівні SDN-контролери доменів проводять збір та аналіз інформації про їх стан – топологію, пропускні здатності каналів зв'язку, характеристики потоків, що циркулюють у мережі. Це дозволяє сформуванати матриці маршрутних метрик  $H_p^k$  та міждоменної взаємодії  $C_{p,q}^k$ , що містяться у виразі (4.41), та структуру обмежень (4.33).

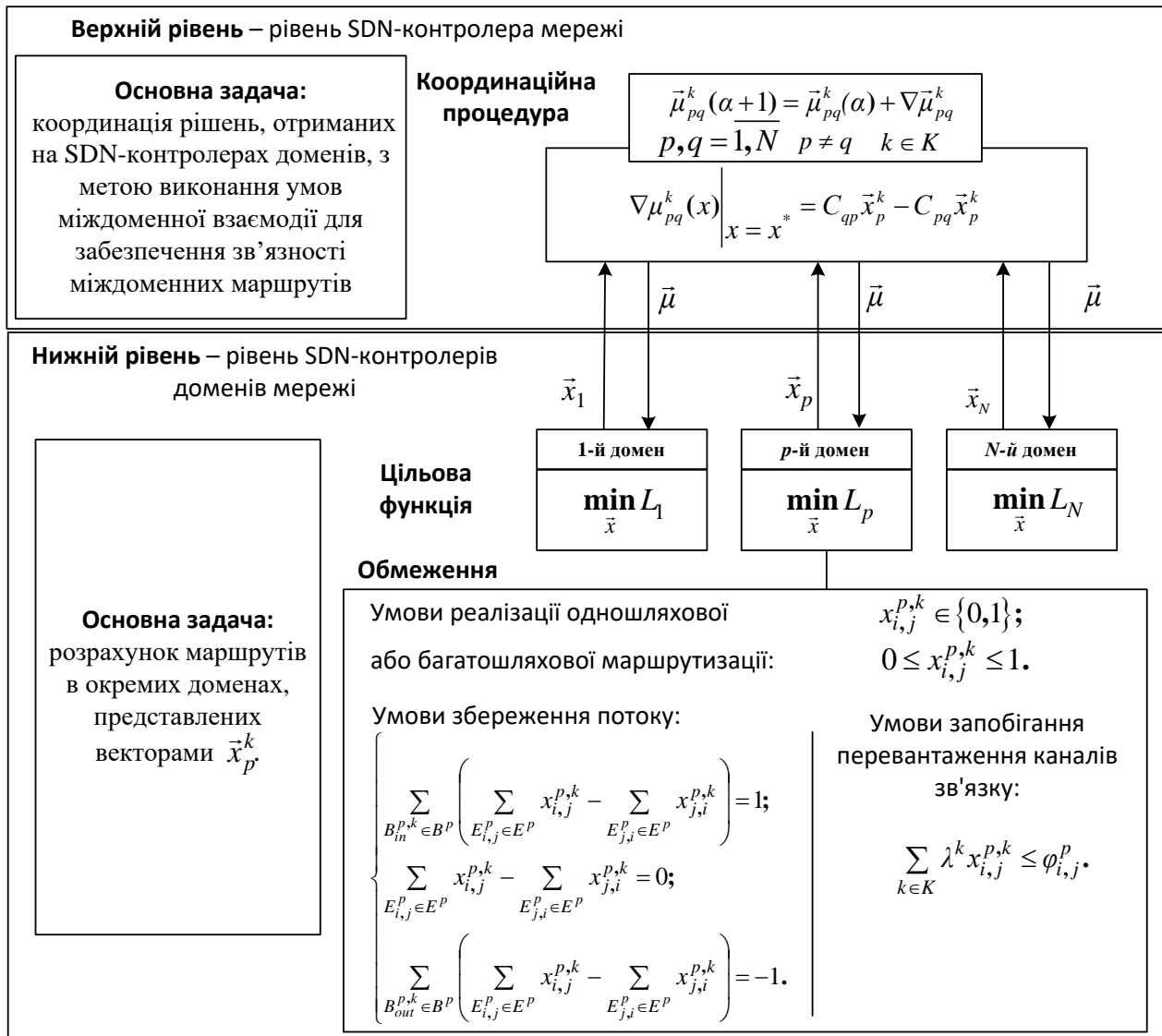


Рис. 4.52. Структура дворівневого методу ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації в програмно-конфігурованій ІКМ

2. Відповідно до результатів проведеного аналізу SDN-контролери доменів здійснюють розрахунок маршрутних змінних, представлених векторами  $\bar{x}_p^k$  ( $p = \overline{1, N}$ ,  $k \in K$ ), у процесі мінімізації лагранжіанів (4.41) за

умови обмежень (4.33)–(4.36). Результати розрахунків спрямовуються на верхній рівень – на SDN-контролер програмно-конфігурованої мережі загалом.

3. На верхньому рівні SDN-контролер мережі координує рішення, отримані на нижньому рівні SDN-контролерами доменів, з метою забезпечення виконання умов міждоменної взаємодії (4.38) шляхом модифікації векторів множників Лагранжа в процесі виконання градієнтної ітераційної процедури

$$\bar{\mu}_{p,q}^k(a+1) = \bar{\mu}_{p,q}^k(a) + \nabla \bar{\mu}_{p,q}^k, \quad (4.42)$$

де  $a$  – номер ітерації;  $\nabla \bar{\mu}_{p,q}^k$  – градієнт функції (4.41), який розраховується відповідно до отриманих на нижньому рівні результатів розв’язання задач маршрутизації  $\bar{x}_p^{k*}$  ( $p = \overline{1, N}$ ,  $k \in K$ ) у кожному конкретному домені

$$\nabla \bar{\mu}_{p,q}^k(x) \Big|_{x = x^*} = C_{p,q} \bar{x}_p^k - C_{q,p} \bar{x}_q^k. \quad (4.43)$$

4. Модифіковані значення векторів множників Лагранжа  $\bar{\mu}_{p,q}^k$  передаються на нижній рівень (на SDN-контролери доменів) для розрахунку нових маршрутних векторів  $\bar{x}_p^k$ . За аналогією до рішень, висвітлених у підрозділі 4.2, координати векторів множників Лагранжа  $\bar{\mu}_{p,q}^k$  були модифікаціями маршрутних метрик для каналів зв’язку, що не утворювали зв’язний маршрут (маршрути). Процес розрахунків набуває ітераційного характеру. Зв’язність міждоменних маршрутів буде забезпечуватися в разі наближення значень координат градієнта (4.43) до нуля.

Таким чином, запропонований метод ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації дозволяє відмовитися від централізації управління мережею, а також розподілити управління між SDN-контролерами доменів, що позитивно впливає на масштабованість маршрутних рішень. Проте ефективність запропонованого методу ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації з точки зору оптимальності та оперативності отриманих рішень багато в чому залежить від швидкості збіжності координаційної процедури (4.42), (4.43). З технологічної точки зору мінімізація кількості ітерацій процедури (4.42), (4.43) для отримання шуканого оптимального рішення орієнтує на скорочення обсягу службового трафіку, що передається між ієрархічними рівнями про результати розрахунків на кожній з ітерацій, і на зменшення загального часу розв’язання задачі міждоменної маршрутизації в ІКМ загалом [70–74].



### 4.3.3. Дослідження запропонованого методу ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації в програмно-конфігурованій ІКМ

Проведемо дослідження запропонованого методу ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації в ІКМ з метою підтвердження його працездатності, адекватності та ефективності отриманих результатів розрахунку. Під час дослідження методу також проаналізуємо вплив на швидкість збіжності градієнтної процедури координації (4.42), (4.43) основних топологічних і функціональних параметрів ІКМ: структури мережі та зв'язності її доменів, характеристик потоків, а також типу реалізованої стратегії маршрутизації – одно- або багатопляхової.

У межах першого розглянутого прикладу проаналізуємо характер рішень задачі ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації для варіанта структури ІКМ, яка представлена на рис. 4.53.

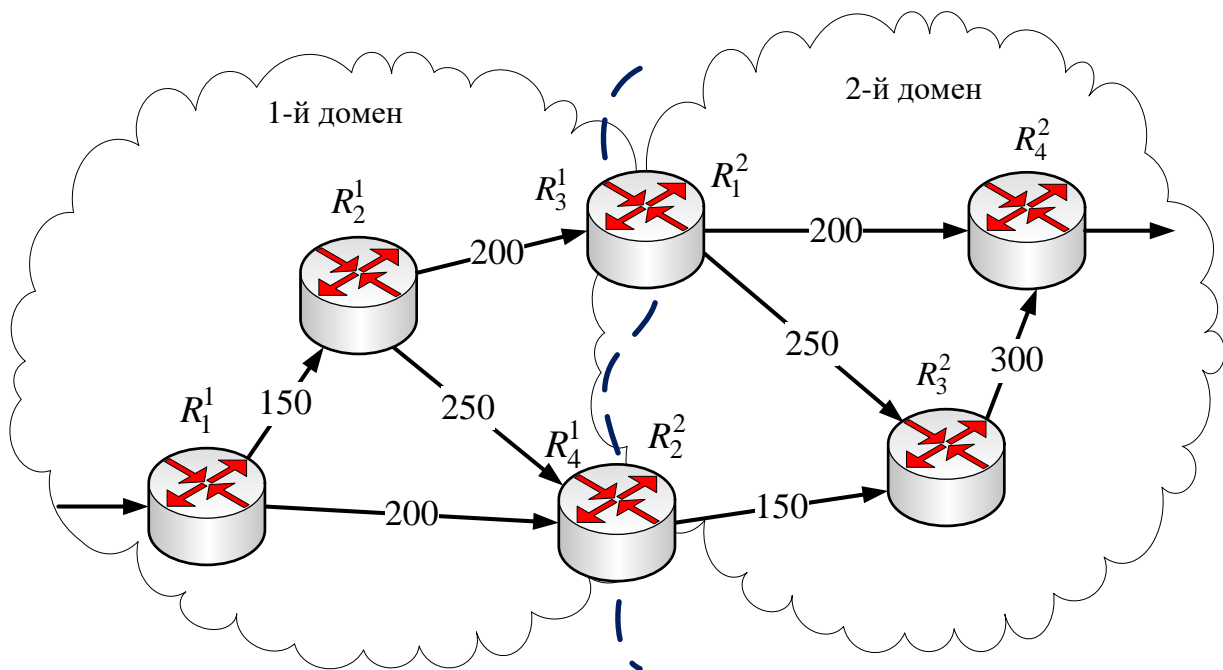


Рис. 4.53. Структура першої мережі, що досліджується

Мережа складається з двох доменів (рис. 4.53). Перший і другий домени містять по чотири маршрутизатори:  $R^1 = \{R_1^1, R_2^1, R_3^1, R_4^1\}$ ,  $R^2 = \{R_1^2, R_2^2, R_3^2, R_4^2\}$ . Взаємодія між доменами здійснюється через маршрутизатори  $R_3^1$  ( $R_1^2$ ) та  $R_4^1$  ( $R_2^2$ ). Нехай вузлом-джерелом пакетів буде маршрутизатор  $R_1^1$ , що розміщений у першому домені, а вузол-отримувач – маршрутизатор  $R_4^2$ , який

міститься відповідно в другому домені. У розривах каналів зв'язку (рис. 4.53) показана їх пропускна здатність (1/с). На головній діагоналі матриці  $H_p^k$  (4.39) розташовані величини  $10^8/\phi_{i,j}^p$  за аналогією до значень маршрутних метрик, характерних для протоколу OSPF [10, 14].

У розрахунках інтенсивність потоку пакетів змінювалася від 10 1/с до 300 1/с. Так, наприклад, у разі інтенсивності потоку 30 1/с на рис. 4.54 представлено початкове розв'язання задачі міждоменної маршрутизації, тобто до початку процесу координації. На цьому рисунку в розривах каналів зв'язку вказано дріб: у чисельнику представлена інтенсивність потоку пакетів, який передається, а в знаменнику – пропускна здатність каналу зв'язку.

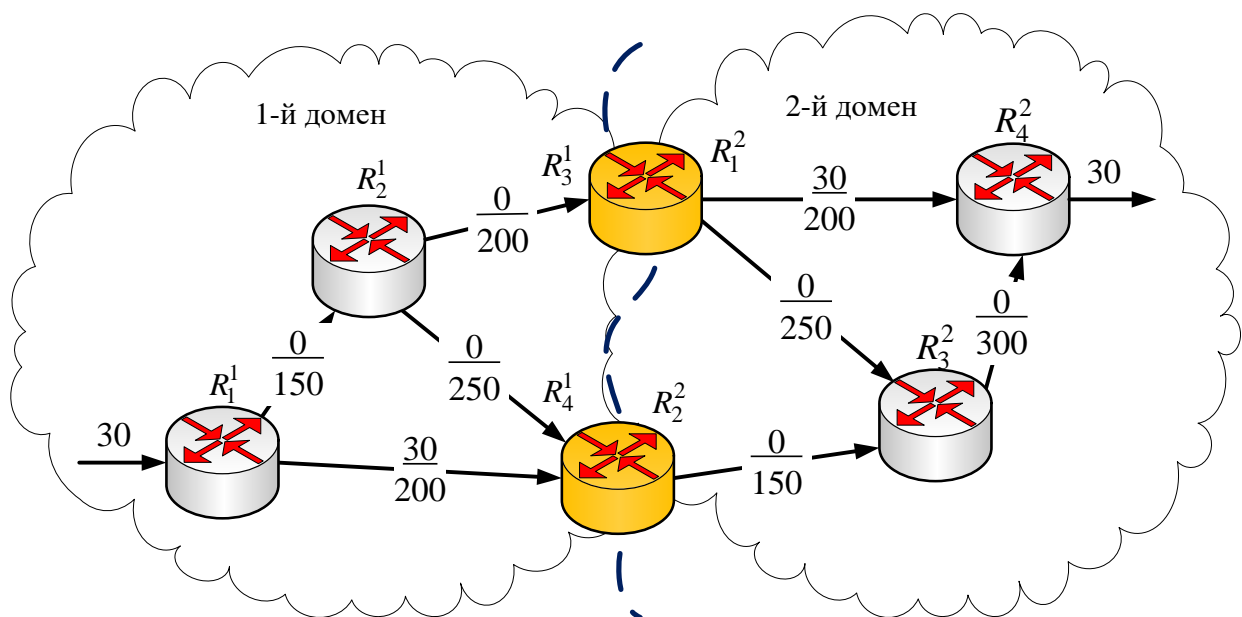


Рис. 4.54. Початкове розв'язання задачі міждоменної маршрутизації потоку інтенсивністю 30 1/с в ІКМ

З огляду на те що розрахунок маршрутів у різних доменах проводився незалежно один від одного, то зв'язність міждоменного маршруту не забезпечувалась (рис. 4.54), тобто умови міждоменної взаємодії (4.38) не були виконані. Так, з першого домену потік виходив через маршрутизатор  $R_4^1$  ( $R_2^2$ ), а до другого домену надходив через маршрутизатор  $R_1^2$  ( $R_3^1$ ). Початковий вибір маршрутів у кожному з доменів пояснюється тим, що саме вони є оптимальними, тобто «найкоротшими» в межах обраної метрики. Ці маршрути в доменах є, з одного боку, найбільш продуктивними, а з іншого, – містять мінімальну кількість переприйомів (hops), тому що використаний критерій оптимальності (4.41) має адитивний характер.

Проведена на верхньому рівні ієрархії запропонованого методу координація маршрутних рішень, отриманих в окремих доменах, яка спрямована на забезпечення виконання умов взаємодії (4.38), призводить до того, що зв'язність єдиного розрахованого міждоменного маршруту була забезпечена вже після третьої координаційної ітерації (рис. 4.55). Подібна ситуація була характерна і під час збільшення інтенсивності потоку до 150 1/с. У цьому випадку також була реалізована одношляхова стратегія маршрутизації, а координація здійснювалася знову ж за три ітерації.

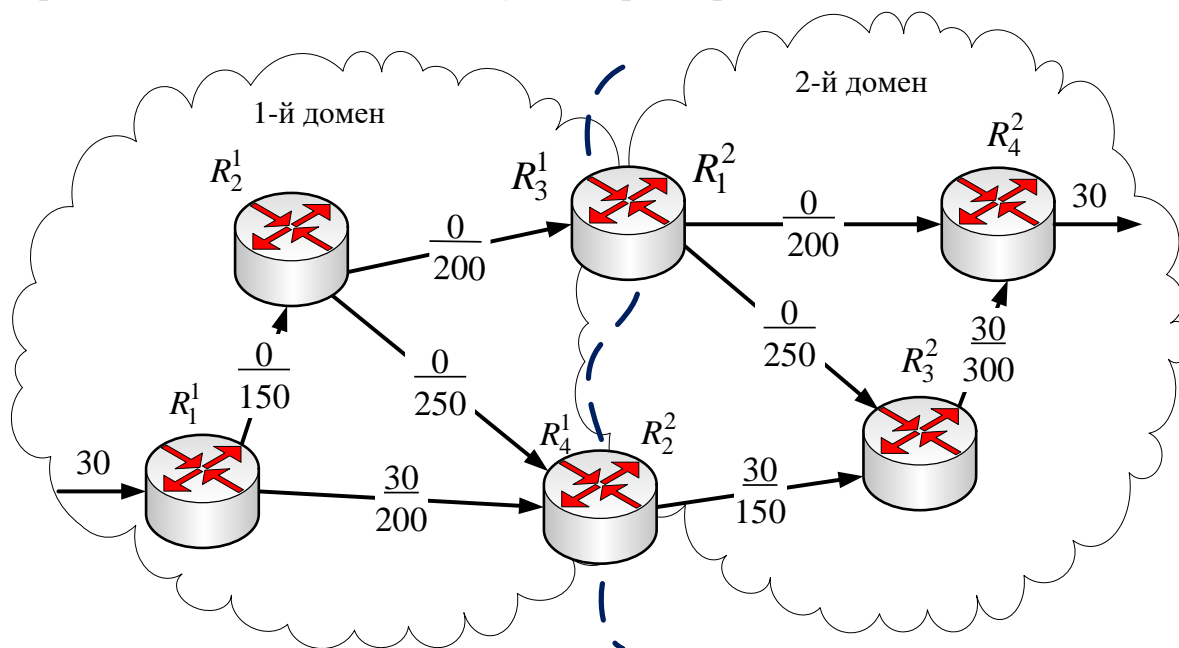


Рис. 4.55. Кінцеве (скоординоване) розв'язання задачі міждоменної маршрутизації потоку з інтенсивністю 30 1/с в ІКМ

У подальшому збільшенні інтенсивності того ж потоку за тими самими вихідними даними щодо структури мережі та пропускних здатностей каналів зв'язку (рис. 4.53) збіжність координаційної процедури забезпечувалася вже після п'ятої ітерації, а маршрутні рішення мали багатошляховий характер. Зокрема на рис. 4.56 показано початкове (до початку роботи координаційної процедури) розв'язання задачі міждоменної маршрутизації за інтенсивності потоку 300 1/с. Позначення в розривах каналів зв'язку є ідентичними до наведених на рис. 4.54 та 4.55. У кожному з доменів реалізується багатошляхова маршрутизація, тому що жоден з каналів не впорається з навантаженням 300 1/с. Однак через відсутність координації маршрутних рішень, що були отримані в окремих доменах, зв'язність міждоменних маршрутів не забезпечувалася (рис. 4.56).

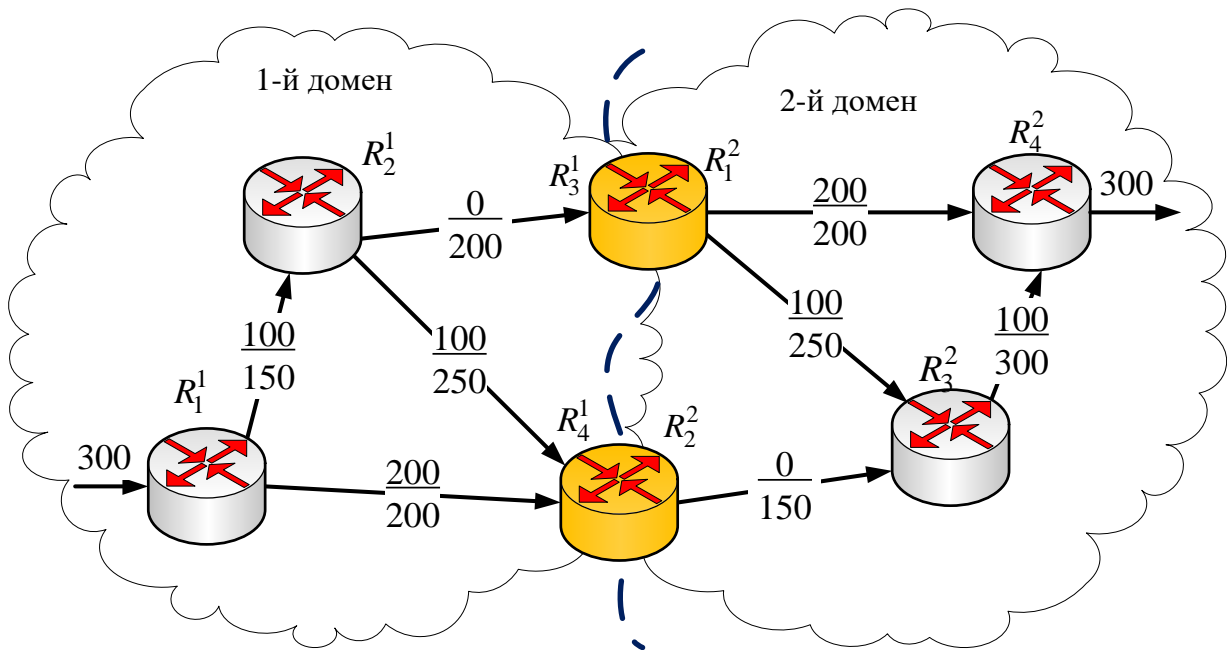


Рис. 4.56. Початкове розв'язання задачі міждоменної маршрутизації потоку інтенсивністю 300 1/с в ІКМ

На рис. 4.57 показано проміжне розв'язання задачі ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації, яке було отримано після третьої ітерації. У межах цього маршрутного рішення все ще не виконуються умови міждоменної взаємодії (4.38), але спостерігається менша розбіжність у результатах розрахунків, отриманих у різних доменах ІКМ, порівняно з початковим рішенням (рис. 4.56).

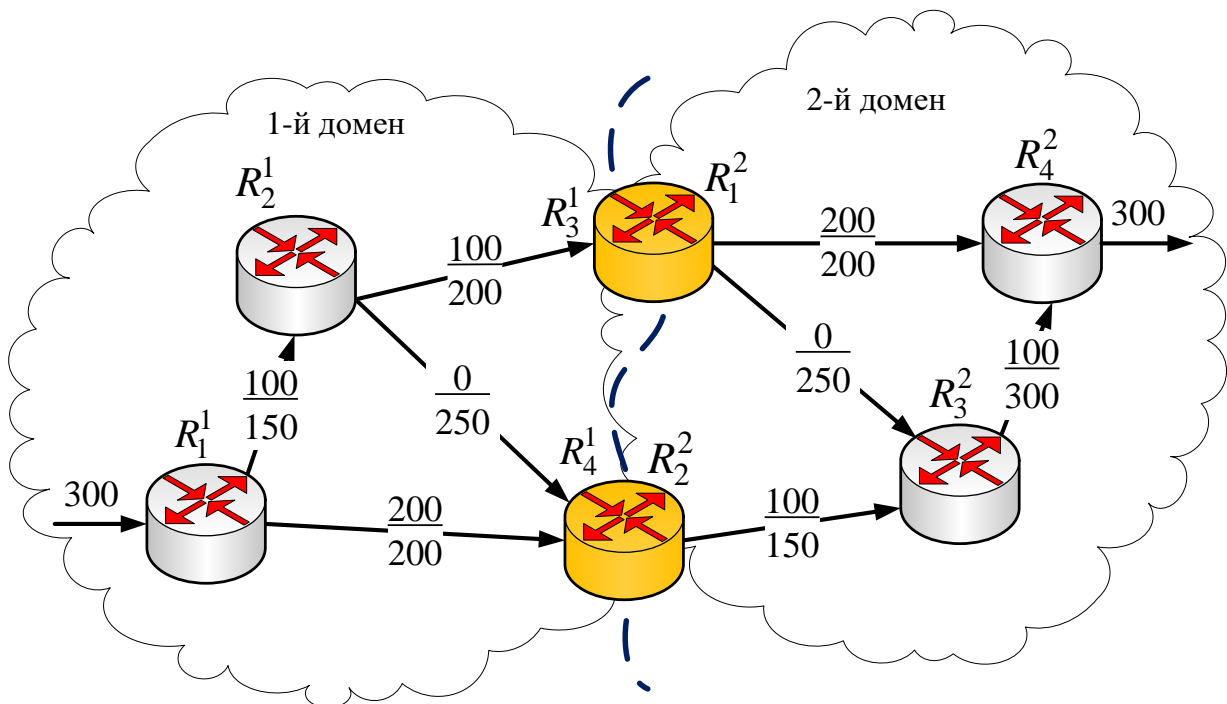


Рис. 4.57. Проміжне розв'язання задачі міждоменної маршрутизації потоку інтенсивністю 300 1/с в ІКМ (після третьої координаційної ітерації)

На рис. 4.58 наведений кінцевий порядок міждоменної маршрутизації після п'ятої координаційної ітерації роботи запропонованого методу, що приводить до виконання умов міждоменної взаємодії (4.38). Зростання кількості ітерацій координаційної процедури для отримання шуканого рішення за умови збільшення інтенсивності потоку викликано необхідністю реалізації багатопляхової стратегії маршрутизації як усередині доменів, так і між ними, що передбачало розширення кількості варіантів допустимих рішень поставленої задачі.

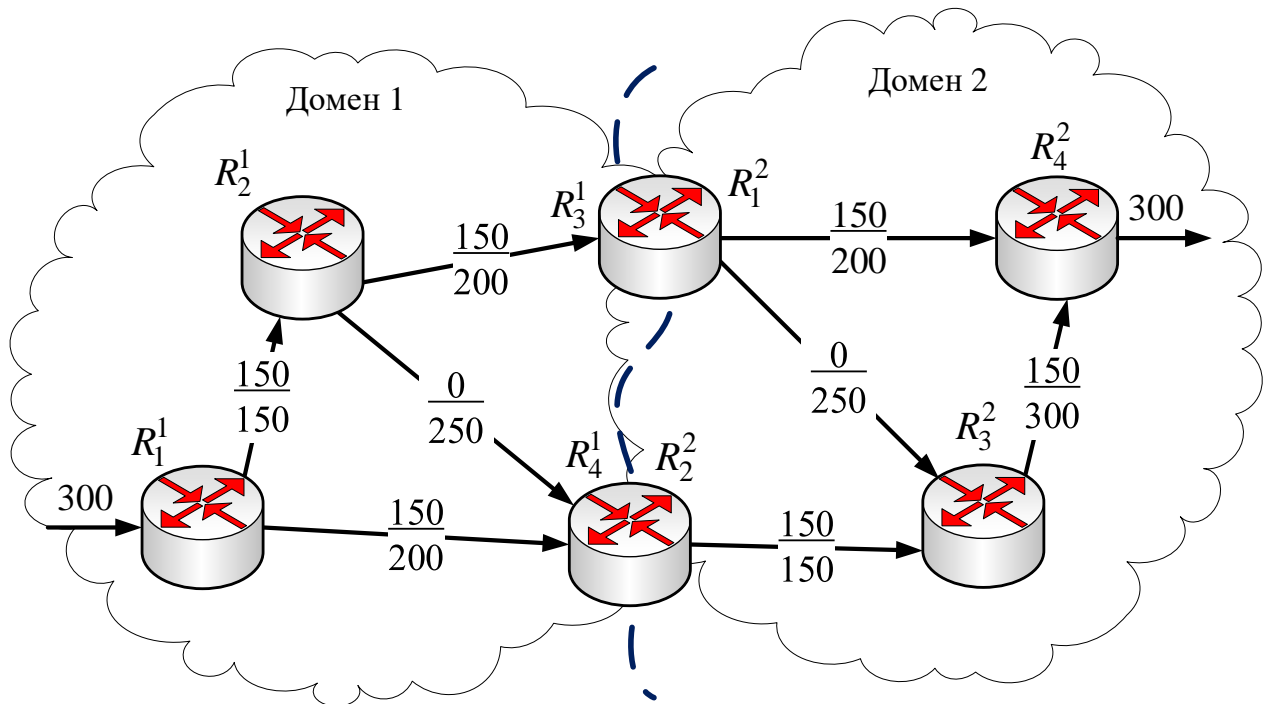


Рис. 4.58. Кінцеве (скоординоване) розв'язання задачі міждоменної маршрутизації потоку інтенсивністю 300 1/с в ІКМ

Далі буде проаналізовано вплив зростання розміру доменів і зв'язності приграничних маршрутизаторів (кількості залучених на них інтерфейсів) на характер рішень ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації та швидкість збіжності координаційної процедури. Для цього була досліджена структура ІКМ (рис. 4.59), яка складалася також з двох доменів. Проте, на відміну від раніше розглянутої структури ІКМ (рис. 4.53), перший домен містить більшу кількість маршрутизаторів і каналів зв'язку, що призвело до зростання залучених інтерфейсів на приграничних маршрутизаторах цих доменів. На рис. 4.59 у розривах каналів зв'язку вказані їх пропускні здатності (1/с).

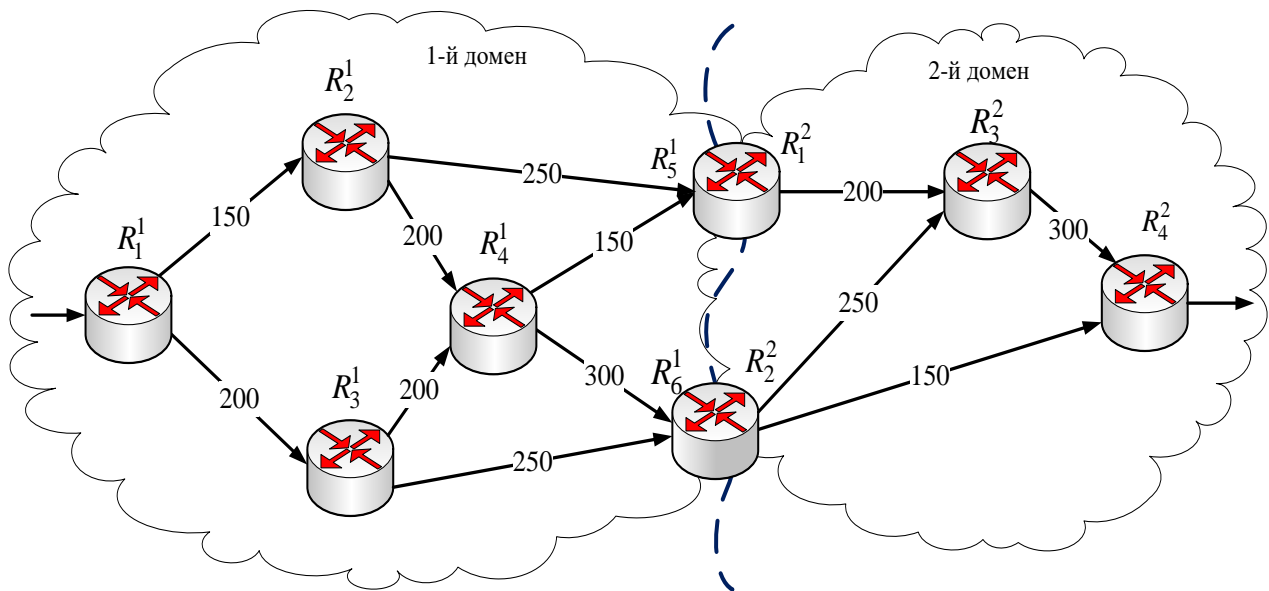


Рис. 4.59. Структура другої мережі, що досліджується

Таким чином, перший домен містить шість маршрутизаторів  $R^1 = \{R_1^1, R_2^1, R_3^1, R_4^1, R_5^1, R_6^1\}$ , а другий – чотири маршрутизатори  $R^2 = \{R_1^2, R_2^2, R_3^2, R_4^2\}$ . Взаємодія між цими доменами здійснюється через маршрутизатори  $R_5^1$  ( $R_1^2$ ) та  $R_6^1$  ( $R_2^2$ ). Нехай відправником пакетів є маршрутизатор  $R_1^1$ , що розташований у першому домені, а отримувачем – маршрутизатор  $R_4^2$ , що належить другому домену ІКМ.

Під час дослідження інтенсивність потоку змінювалася від 10 до 350 1/с. Зокрема кількість ітерацій координаційної процедури зростала від однієї до трьох пропорційно завантаженості мережі. Так, за умови інтенсивності потоку 200 1/с (рис. 4.60) зв'язність міждоменного маршруту забезпечувалась уже після першої ітерації координаційної процедури, що насамперед пов'язано з реалізацією одношляхової стратегії маршрутизації. На рис. 4.60 у розривах каналів зв'язку представлено дріб, де чисельник – це інтенсивність потоку пакетів, що протікає в каналі зв'язку, а знаменник – його пропускну здатність.

Для реалізації багатошляхової міждоменної маршрутизації, наприклад, у разі інтенсивності потоку 300 1/с запропонований метод забезпечував збіжність до оптимального рішення за три ітерації координаційної процедури. На рис. 4.61 представлено початкове розв'язання задачі міждоменної маршрутизації потоку інтенсивністю 300 1/с в ІКМ, структуру якої наведено на рис. 4.59. У межах початкового розв'язання сформульованої задачі, тобто до початку роботи координаційної процедури, зв'язність міждоменного маршруту

не була забезпечена (рис. 4.61), тому що перший домен прагнув передати пакети як через маршрутизатор  $R_5^1$  ( $R_1^2$ ), так і через  $R_6^1$  ( $R_2^2$ ) з інтенсивностями відповідно 100 1/с та 200 1/с, а другий домен намагався приймати пакети від першого домену лише через маршрутизатор  $R_6^1$  ( $R_2^2$ ).

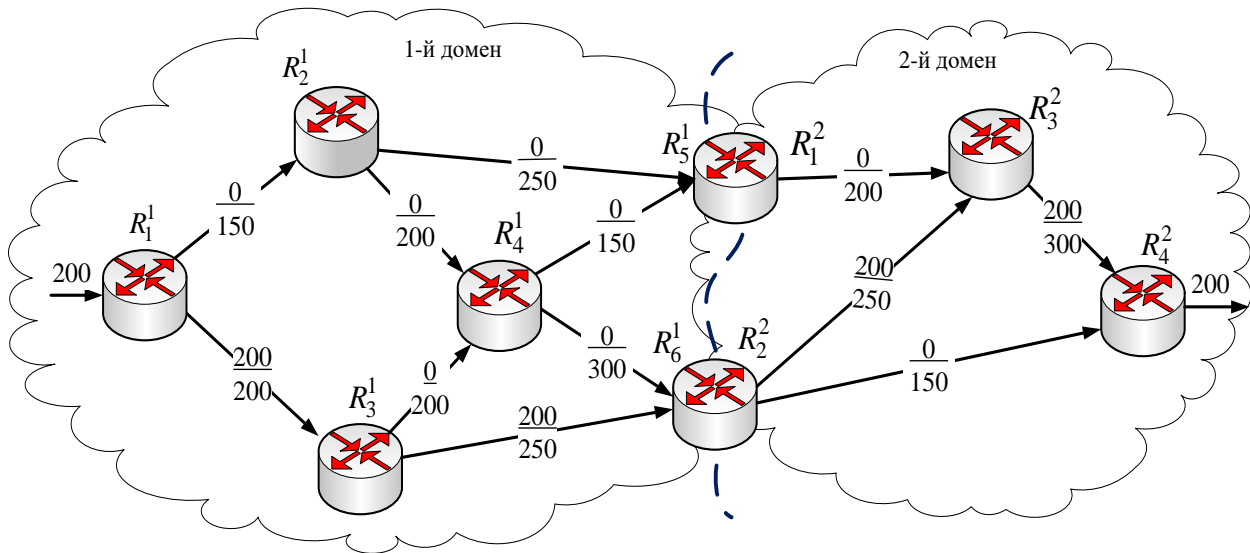


Рис. 4.60. Кінцеве (скоординоване) розв'язання задачі міждоменної маршрутизації потоку інтенсивністю 200 1/с в ІКМ

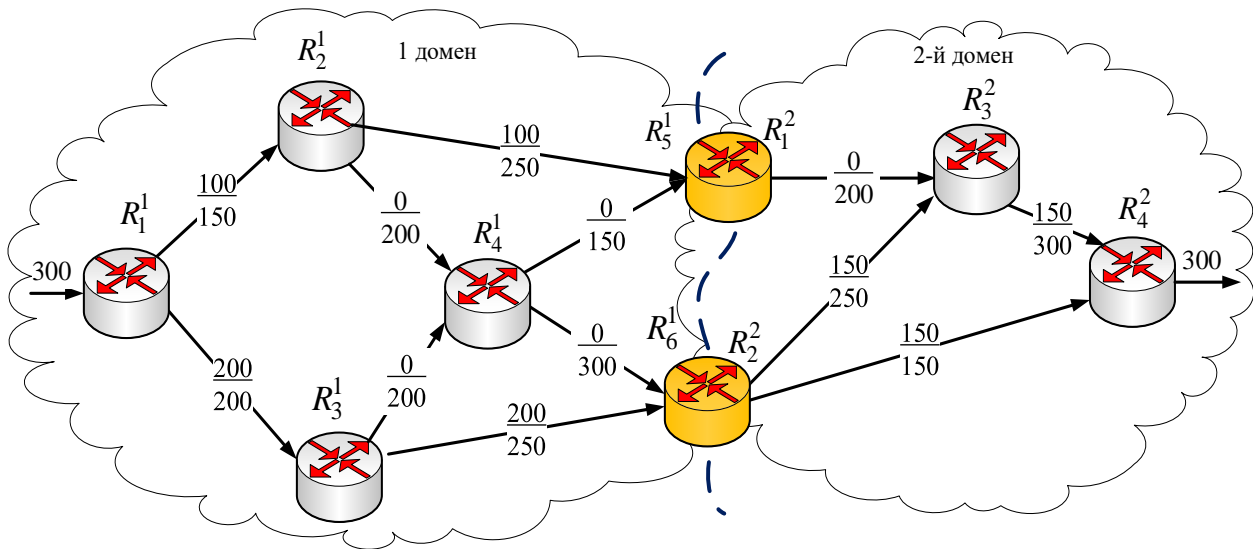


Рис. 4.61. Початкове розв'язання задачі міждоменної маршрутизації потоку інтенсивністю 300 1/с в ІКМ

Після завершення роботи координаційної процедури (4.42), (4.43), а саме після третьої ітерації, забезпечувалося виконання умов міждоменної взаємодії (4.38), як показано на рис. 4.62.

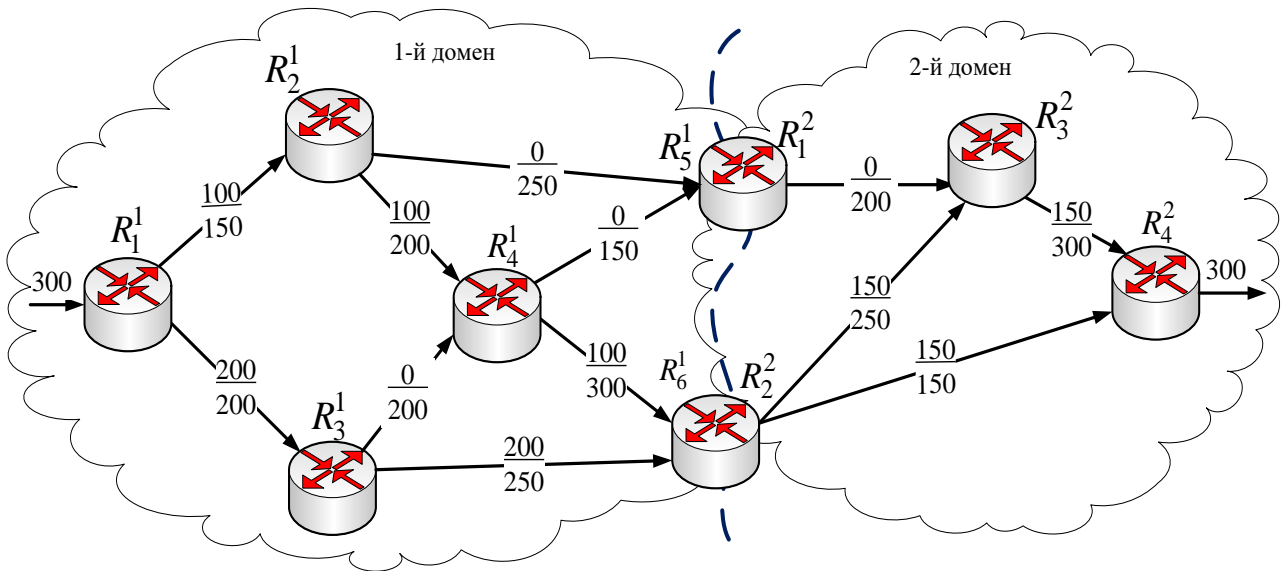


Рис. 4.62. Скоординоване розв'язання задачі міждоменної маршрутизації потоку інтенсивністю 300 1/с в ІКМ

Подальше дослідження було спрямоване на визначення ступеня впливу на збіжність координаційної процедури (4.42), (4.43) кількості приграничних маршрутизаторів, через які відбувалася взаємодія сусідніх доменів. Для цього підлягала дослідженню структура ІКМ, що представлена на рис. 4.63, у межах якої було виокремлено два домени. Кожен з доменів містив по сім маршрутизаторів:

$$R^1 = \{R_1^1, R_2^1, R_3^1, R_4^1, R_5^1, R_6^1, R_7^1\};$$

$$R^2 = \{R_1^2, R_2^2, R_3^2, R_4^2, R_5^2, R_6^2, R_7^2\}.$$

Взаємодія між цими доменами здійснювалася вже через три маршрутизатори  $R_5^1$  ( $R_1^2$ ),  $R_6^1$  ( $R_2^2$ ) та  $R_7^1$  ( $R_3^2$ ). Нехай відправником пакетів є маршрутизатор  $R_1^1$ , що розміщений у першому домені, а отримувачем – маршрутизатор  $R_7^2$ , який належить другому домену. На рис. 4.63 в розривах каналів зв'язку вказані їх пропускні здатності (1/с).

У процесі дослідження інтенсивність потоку змінювалася від 10 1/с до 300 1/с. Зокрема кількість ітерацій для збіжності координаційної процедури змінювалася залежно від інтенсивності потоку і реалізованої стратегії маршрутизації. За умови інтенсивності потоку до 120 1/с була реалізована одношляхова стратегія маршрутизації, а збіжність координаційної процедури була забезпечена за 1–2 ітерації. У зростанні інтенсивності потоку вже реалізовувалася багатошляхова стратегія маршрутизації, а кількість



ітерацій координаційної процедури варіювалася від 3 до 4. Так, наприклад, на рис. 4.64 показано початкове рішення задачі міждоменної маршрутизації (до початку роботи координаційної процедури) у разі інтенсивності потоку 250 1/с, зокрема в розривах каналів зв'язку представлено дріб, де чисельник – це інтенсивність потоку пакетів, що протікає в каналі зв'язку, а знаменник – його пропускну здатність.

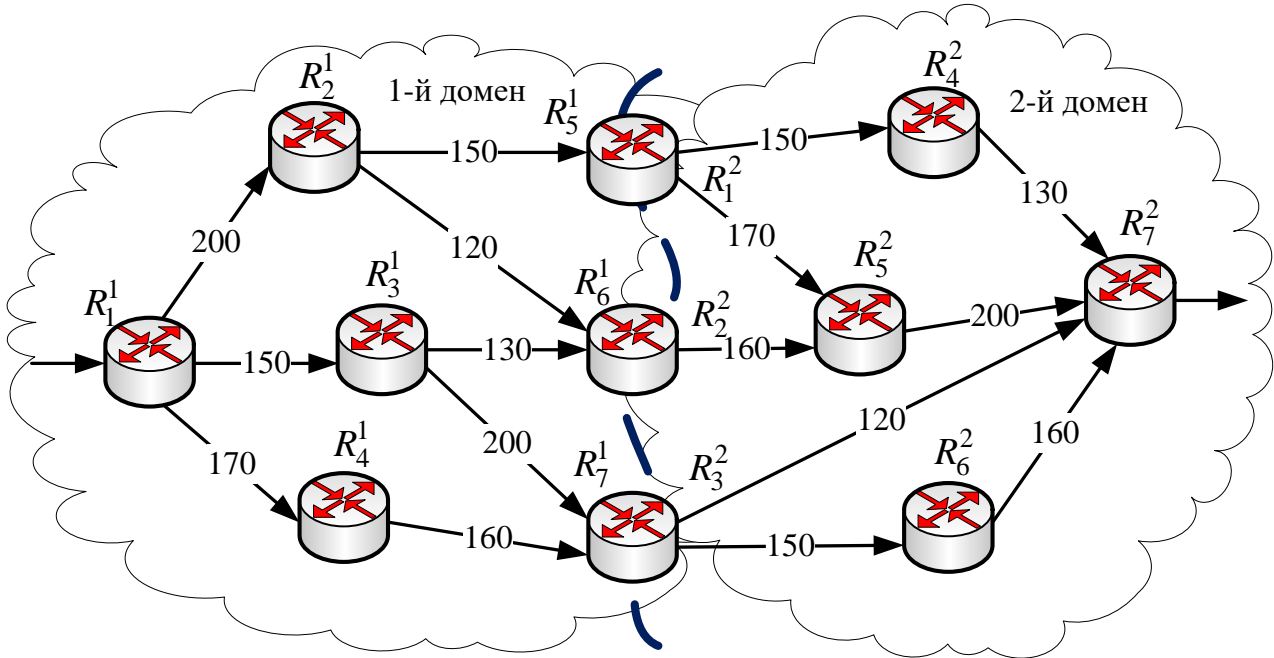


Рис. 4.63. Структура третьої мережі, що досліджується

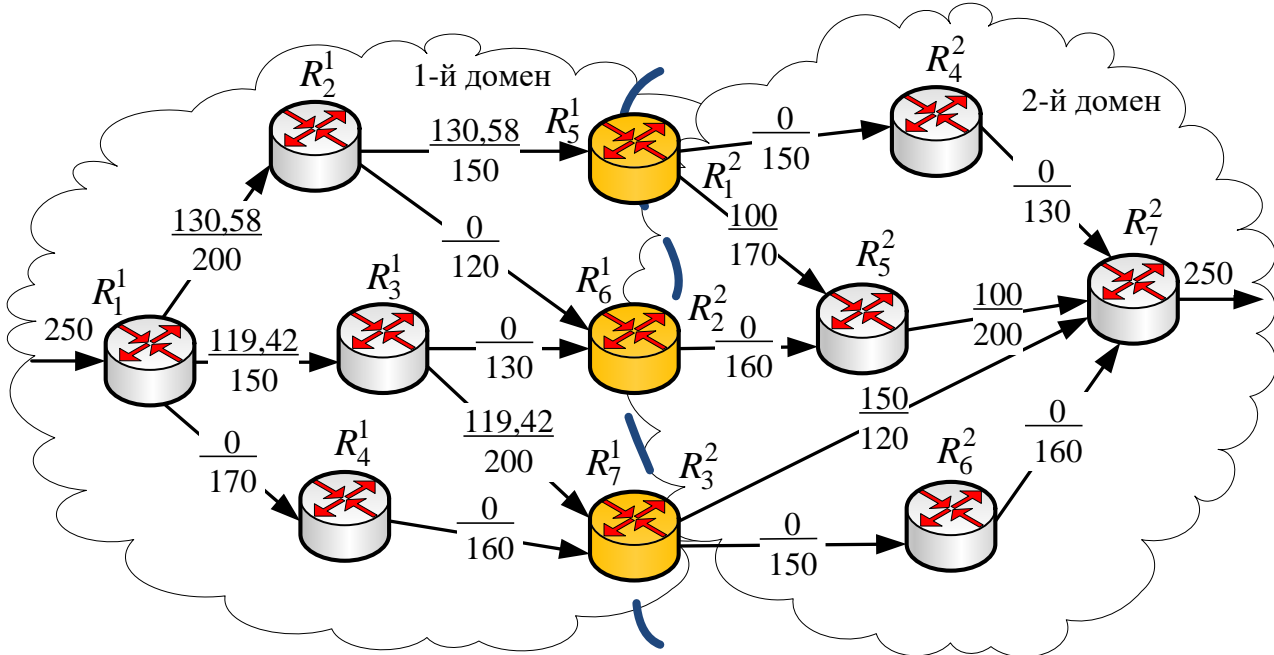


Рис. 4.64. Початкове розв'язання задачі міждоменної маршрутизації потоку інтенсивністю 250 1/с в ІКМ

У межах початкового розв'язання сформульованої маршрутної задачі зв'язність міждоменного маршруту не була забезпечена (рис. 4.64), тому що перший домен прагнув передати пакети через маршрутизатори  $R_5^1$  ( $R_1^2$ ) і  $R_7^1$  ( $R_3^2$ ) з інтенсивностями відповідно 130,58 1/с та 119,42 1/с, а другий домен намагався приймати пакети від першого домену через ті самі маршрутизатори  $R_5^1$  ( $R_1^2$ ) та  $R_7^1$  ( $R_3^2$ ), але з інтенсивностями 100 1/с та 150 1/с відповідно. Тобто забезпечувалася структурна, але не функціональна зв'язність міждоменного маршруту, бо порядок балансування навантаження на граничних (міждоменних) маршрутизаторах, який визначався SDN-контролером першого домену, відрізнявся від подібного порядку балансування, що був визначений на контролері другого домену.

Виконання умов міждоменної взаємодії (4.38) було забезпечено після завершення роботи координаційної процедури (4.42), (4.43), а саме після її третьої ітерації, як показано на рис. 4.65.

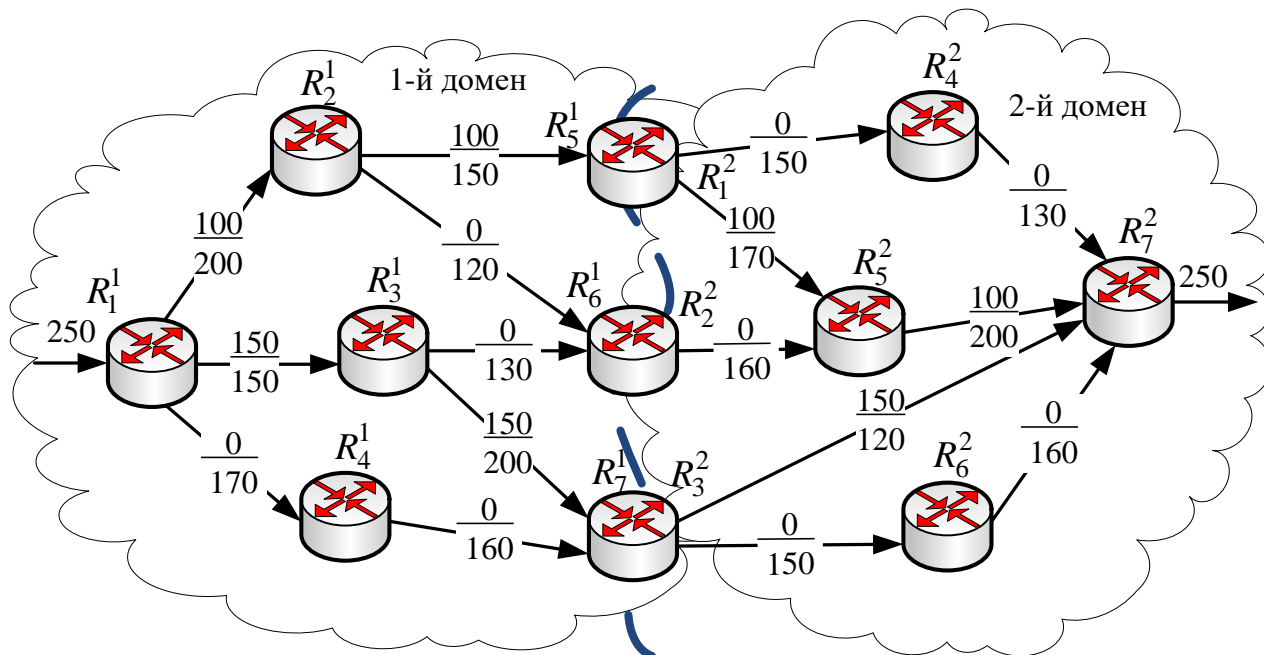


Рис. 4.65. Скоординоване розв'язання задачі міждоменної маршрутизації потоку інтенсивністю 250 1/с в ІКМ

Для скоординованого рішення у разі побудови міждоменного мультишляху були залучені два приграничні вузли  $R_5^1$  ( $R_1^2$ ) та  $R_7^1$  ( $R_3^2$ ), через які передавалися пакети інтенсивностями 100 1/с та 150 1/с відповідно. Для цих

маршрутів були характерними висока пропускна здатність і мінімальна кількість переприємів, що визначалося особливістю використовуваної маршрутної метрики.

Отже, як показали результати дослідження [75, 76], на швидкість збіжності координаційної процедури (4.42), (4.43), впливали такі основні чинники: кількість доменів, структура та розмір доменів у мережі, кількість приграничних маршрутизаторів, завантаженість мережі та стратегія маршрутизації (одно- чи багатошляхова). У процесі збільшення кількості приграничних маршрутизаторів та при реалізації багатошляхової стратегії маршрутизації загалом випадку число ітерацій координаційної процедури (4.42), (4.43) зростало (табл. 4.7). У табл. 4.7 наведені результати дослідження, коли число маршрутизаторів на границі доменів дорівнювала двом.

Таблиця 4.7

**Залежність кількості ітерацій координаційної процедури від реалізованої стратегії маршрутизації та кількості доменів в ІКМ**

Кількість доменів у мережі	2	3	4
Стратегія маршрутизації			
Одношляхова маршрутизація (4.35)	1–3	2–4	3–6
Багатошляхова маршрутизація (4.36)	2–5	2–6	3–7

Рішення, які представлені в цьому підрозділі, мають відношення до випадку, коли централізоване розв’язання маршрутних задач у кожному окремому домені покладалося на відповідний SDN-контролер домену (рис. 4.52). Якщо ж на рівні транспортної мережі використовується технологія MPLS, то для розрахунку внутрішньодоменних маршрутів «від джерела» на приграничних маршрутизаторах (LER) можна застосувати дворівневий метод, запропонований у підрозділі 4.2 цієї роботи. Тоді загальне розв’язання задачі міждоменної маршрутизації набуває тривірневої архітектури, як буде показано в наступному пункті.

**4.3.4. Тривірневий метод ієрархічно-координаційної маршрутизації в багатодоменній ІКМ**

Нехай для синтезу тривірневого методу структура ІКМ представляється у вигляді орієнтованого графа (4.31). Позначимо через  $K_r$  ( $K_r \in K$ ) множину потоків, що підлягають маршрутизації  $r$ -м приграничним маршрутизатором

$p$ -го домену:  $R_r^P$  ( $R_r^P \in R$ ). Для кожного  $k_r$ -го потоку ( $k_r \in K_r$ ) вважається відомою його середня швидкість пакетів (інтенсивність) –  $\lambda^{k_r}$  (1/с). Також для кожного  $p$ -го домену визначимо множину приграничних маршрутизаторів  $B^P$ , де  $B^P \in R^P$ , через які потоки пакетів надходять до цього домену або вибувають з нього. У свою чергу всю множину приграничних маршрутизаторів  $p$ -го домену можна поділити на дві підмножини:  $B_{in}^{p,k_r}$  ( $k_r \in K_r$ ) – підмножина приграничних маршрутизаторів, через які  $k_r$ -й потік надходить до  $p$ -го домену;  $B_{out}^{p,k_r}$  – підмножина приграничних маршрутизаторів, через які  $k_r$ -й потік вибуває з  $p$ -го домену. Для кожного каналу зв'язку  $p$ -го домену  $E_{i,j}^P$  через  $\varphi_{i,j}^P$  позначимо його пропускну здатність (1/с).

Нехай унаслідок розв'язання задачі ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації «від джерела» для кожного  $p$ -го домену необхідно розрахувати маршрутні змінні  $x_{i,j}^{p,k_r}$ , які характеризують частку інтенсивності  $k_r$ -го потоку пакетів, що протікає в каналі  $E_{i,j}^P \in E^P$ . Для кожного маршрутизатора  $p$ -го домену необхідно виконати умови збереження для кожного  $k_r$ -го потоку. Якщо  $p$ -й домен є транзитним для  $k_r$ -го потоку пакетів, то подібні умови мають вигляд

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{B_{in}^{p,k_r} \in B^P} \left( \sum_{E_{i,j}^P \in E^P} x_{i,j}^{p,k_r} - \sum_{E_{j,i}^P \in E^P} x_{j,i}^{p,k_r} \right) = 1; \\ \sum_{E_{i,j}^P \in E^P} x_{i,j}^{p,k_r} - \sum_{E_{j,i}^P \in E^P} x_{j,i}^{p,k_r} = 0; \\ \sum_{B_{out}^{p,k_r} \in B^P} \left( \sum_{E_{i,j}^P \in E^P} x_{i,j}^{p,k_r} - \sum_{E_{j,i}^P \in E^P} x_{j,i}^{p,k_r} \right) = -1. \end{array} \right. \quad (4.44)$$

Перша умова системи (4.44) справедлива для всіх приграничних маршрутизаторів, через які  $k_r$ -й потік надходить до  $p$ -го домену; друга умова вводиться для тих маршрутизаторів  $p$ -го домену, що для  $k_r$ -го потоку

є транзитними; третя умова має виконуватися для всіх приграничних маршрутизаторів, через які  $k_r$ -й потік вибуває з  $p$ -го домену.

Якщо  $k_r$ -й потік пакетів згенеровано в  $p$ -му домені, а його джерелом є, наприклад, маршрутизатор  $R_i^p$ , то для цієї мережі перша умова системи (4.44) дещо спроститься і набуде вигляду

$$\sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{i,j}^{p,k_r} = 1.$$

Решта рівнянь у системі (4.44) залишиться незмінною. У разі, коли маршрутизатор  $R_i^p$   $p$ -го домену є отримувачем пакетів  $k_r$ -го потоку, то спроститься лише останнє рівняння системи (4.44), приймаючи такий вигляд:

$$\sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{j,i}^{p,k_r} = 1.$$

З метою запобігання перевантаження каналів зв'язку  $p$ -го домену мультипотокним трафіком важливо виконати такі умови:

$$\sum_{R_r^p \in R^p} \sum_{k_r \in K_r} \lambda^{k_r} x_{i,j}^{p,k_r} \leq \varphi_{i,j}^p.$$

Ця умова орієнтована на централізовану маршрутизацію, коли розрахунок змінних  $x_{i,j}^{p,k_r}$  відбувається на єдиному SDN-контролері домену. Якщо за розрахунок внутрішньодомених маршрутів відповідає декілька, як правило, приграничних маршрутизаторів з множини  $R^p$ , то в цьому випадку умови запобігання перевантаження матимуть такий вигляд:

$$\sum_{k_r \in K_r} \lambda^{k_r} x_{i,j}^{p,k_r} \leq \varphi_{i,j}^p - \sum_{\substack{R_s^p \in R^p \\ s \neq r}} \sum_{k_s \in K_s} \lambda^{k_s} x_{i,j}^{p,k_s}, \quad p = \overline{1, N}. \quad (4.45)$$

Під час реалізації одношляхової маршрутизації на маршрутні змінні накладаються обмеження вигляду

$$x_{i,j}^{p,k_r} \in \{0,1\}, \quad (4.46)$$

а в разі забезпечення реалізації багатошляхової маршрутизації – умови вигляду

$$0 \leq x_{i,j}^{p,k_r} \leq 1. \quad (4.47)$$

Маршрутні змінні (4.46), (4.47) є координатами маршрутних векторів, які відповідно до проведеної структурної декомпозиції підлягають функціональній декомпозиції:

$$\vec{x}_p = \begin{bmatrix} \vec{x}_p^1 \\ \vec{x}_p^2 \\ \vdots \\ \vec{x}_p^r \\ \vdots \\ \vec{x}_p^{M^p} \end{bmatrix}, \quad \vec{x}_p^r = \begin{bmatrix} \vec{x}_p^{k_1} \\ \vec{x}_p^{k_2} \\ \vdots \\ \vec{x}_p^{k_r} \\ \vdots \\ \vec{x}_p^{\tilde{K}_r} \end{bmatrix}, \quad \vec{x}_p^{k_r} = \begin{bmatrix} x_{1,2}^{p,k_r} \\ x_{1,3}^{p,k_r} \\ \vdots \\ x_{i,j}^{p,k_r} \\ \vdots \\ x_{m_p,m_p-1}^{p,k_r} \end{bmatrix}. \quad (4.48)$$

У векторно-матричній формі умови (4.45) можна представити у вигляді

$$\sum_{k_r \in K_r} A_r^p \vec{x}_p^{k_r} \leq D_r^p \vec{\varphi}_p - \sum_{\substack{R_s^p \in R^p \\ s \neq r}} \sum_{k_s \in K_s} C_{rs}^p \vec{x}_p^{k_s}, \quad (4.49)$$

де  $\vec{x}_p^{k_r}$  – вектор, координатами якого є шукані змінні  $x_{i,j}^{p,k_r}$ ;

$\vec{\varphi}_p$  – вектор пропускних здатностей каналів ІКМ з координатами  $\varphi_{i,j}^p$ ;

$A_r^p$ ,  $D_r^p$ ,  $C_{rs}^p$  – матриці для погодження, тому що розміри векторів  $\vec{x}_p^{k_r}$  ( $R_r^p \in R^p$ ) та  $\vec{\varphi}_p$ , а також нумерація їх координат загалом можуть не збігатися.

За умови розподіленого (децентралізованого) розрахунку вектора  $\vec{x}_p^{k_r}$  на приграничних маршрутизаторах у межах кожного окремого  $p$ -го домену важливо забезпечити зв'язність міждомених маршрутів, тобто маршрутів, що проходять через множину маршрутизаторів різних доменів. Це стосується введення до структури моделі (4.45)–(4.49) умов міждоменної взаємодії

$$C_{p,q}^{k_r} \vec{x}_p^{k_r} = C_{q,p}^{k_r} \vec{x}_q^{k_r}, \quad p, q = \overline{1, N}, \quad p \neq q, \quad k_r \in K_r, \quad (4.50)$$

де  $C_{p,q}^{k_r}$  – матриця взаємодії  $p$ -го та  $q$ -го доменів, що має розмір  $m_{p,q} \times m_x^{p,k_r}$ ;

$m_{p,q} = |R^p \cap R^q|$  – кількість маршрутизаторів, через які проходить межа між  $p$ -м та  $q$ -м доменами;

$m_x^{p,k_r}$  – кількість координат  $x_{i,j}^{p,k_r}$  у векторі  $\vec{x}_p^{k_r}$ .

Ґрунтуючись на запропонованій вище математичній моделі (4.44)–(4.50), в основу трирівневого методу ієрархічно-координаційної міждоменної

маршрутизації буде покладено розв'язання оптимізаційної задачі щодо розрахунку векторів маршрутних змінних  $\bar{x}_p^{k_r}$  ( $p = \overline{1, N}$ ,  $k_r \in K_r$ ) за умови дотримання обмежень (4.44)–(4.47), (4.50) у використанні наступного критерію оптимальності отримуваних рішень [77–79]:

$$\min F, \quad F = \sum_{p \in N} \sum_{R_r^p \in R^p} \sum_{k_r \in K_r} \left( \bar{x}_p^{k_r} \right)^t H_p^{k_r} \bar{x}_p^{k_r}, \quad (4.51)$$

де  $H_p^{k_r}$  – діагональна матриця вагових коефіцієнтів, координатами якої, зазвичай, є маршрутні метрики каналів зв'язку в  $p$ -му домені ІКМ. Цільова функція  $F$  кількісно характеризує сумарні умовні витрати на організацію процесу міждоменної маршрутизації в ІКМ.

Для надання шуканим рішенням властивостей ієрархічно-координаційної маршрутизації в розв'язанні сформульованої оптимізаційної задачі, пов'язаної з мінімізацією виразу (4.51) за наявності обмежень (4.44)–(4.47), (4.50), буде використано принцип цільової координації [22, 23]. Тоді, переходячи до задачі на безумовний екстремум

$$\min_x F = \max_{\mu, \eta} L,$$

необхідно максимізувати за векторами множників Лагранжа  $\vec{\mu}$  та  $\vec{\eta}$  лагранжіан вигляду [77–79]:

$$\begin{aligned} L = & \sum_{p \in N} \sum_{R_r^p \in R^p} \sum_{k_r \in K_r} \left( \bar{x}_p^{k_r} \right)^t H_p^{k_r} \bar{x}_p^{k_r} + \\ & + \sum_{p=1}^N \sum_{\substack{q=1 \\ q \neq p}}^N \sum_{R_r^p \in R^p} \sum_{k_r \in K_r} \left( \vec{\mu}_{p,q}^{k_r} \right)^t \left( C_{p,q}^{k_r} \bar{x}_p^{k_r} - C_{q,p}^{k_r} \bar{x}_q^{k_r} \right) + \\ & + \sum_{p=1}^N \sum_{R_r^p \in R^p} \left( \vec{\eta}_p^{k_r} \right)^t \left( \sum_{k_r \in K_r} A_r^p \bar{x}_p^{k_r} - D_r^p \vec{\varphi}_p + \sum_{\substack{R_s^p \in R^p \\ s \neq r}} \sum_{k_s \in K_s} C_{rs}^p \bar{x}_p^{k_s} \right), \quad (4.52) \end{aligned}$$

де  $\vec{\mu}_{p,q}^{k_r}$  – підвектор вектора  $\vec{\mu}$ , що належить до векторно-матричної умови взаємодії  $p$ -го та  $q$ -го доменів, представлених виразом (4.50);

$\vec{\eta}_p^{k_r}$  – підвектор вектора  $\vec{\eta}$ , який належить до кожної з умов (4.49), представлених у кожному  $p$ -му домені.

Відповідно до змісту дворівневих методів, запропонованих у пунктах 4.2.2 та 4.3.2, загальна проблема міждоменної маршрутизації

«від джерела» формулюється як задача ієрархічно-координаційної трирівневої оптимізації. Зокрема задачі введених трьох ієрархічних рівнів маршрутизації полягають у такому:

- нульовий (нижній) рівень має забезпечувати розрахунок векторів маршрутних змінних  $\vec{x}_p^{k_r}$  ( $p = \overline{1, N}$ ,  $k_r \in K_r$ ) на кожному з приграничних маршрутизаторів доменів ІКМ;
- перший рівень відповідає за запобігання перевантаження каналів зв'язку в кожному з доменів ІКМ шляхом розрахунку вектора множників Лагранжа  $\vec{\eta}$ ;
- другий (верхній) рівень відповідає за забезпечення зв'язності міждоменних маршрутів шляхом розрахунку вектора множників Лагранжа  $\vec{\mu}$ .

Оскільки вектори множників Лагранжа  $\vec{\mu}$  та  $\vec{\eta}$  розраховуються на верхніх ієрархічних рівнях і для нульового рівня є фіксованими параметрами, то вираз (4.52) можна представити в такій декомпозиційній формі:

$$\begin{aligned}
 L &= \sum_{p=1}^N \sum_{R_r^p \in R^p} L_r^p, \\
 L_r^p &= \sum_{k_r \in K_r} \left( \vec{x}_p^{k_r} \right)^t H_p^{k_r} \vec{x}_p^{k_r} + \\
 &+ \sum_{\substack{q=1 \\ p \neq q}}^N \sum_{k_r \in K_r^+} \left( \vec{\mu}_{p,q}^{k_r} \right)^t C_{p,q}^{k_r} \vec{x}_p^{k_r} - \sum_{\substack{q=1 \\ p \neq q}}^N \sum_{k_r \in K_r^-} \left( \vec{\mu}_{q,p}^{k_r} \right)^t C_{p,q}^{k_r} \vec{x}_p^{k_r} + \\
 &+ \left( \vec{\eta}_p^{k_r} \right)^t \left[ \sum_{k_r \in K_r} A_r^p \vec{x}_p^{k_r} - D_r^p \vec{\phi}_p + \sum_{\substack{R_s^p \in R^p \\ s \neq r}} \sum_{k_s \in K_s} \left( \vec{\eta}_p^{k_s} \right)^t C_{sr}^p \vec{x}_p^{k_r} \right]. \quad (4.53)
 \end{aligned}$$

Отже, на нульовому рівні кожен  $r$ -й приграничний маршрутизатор  $p$ -го домену буде формувати маршрутні змінні, представлені векторами  $\vec{x}_p^{k_r}$  ( $p = \overline{1, N}$ ,  $R_r^p \in R^p$ ,  $k_r \in K_r$ ), шляхом мінімізації лагранжіану (4.53).

На першому рівні методу відбувається координація рішень, отриманих з нульового рівня, для запобігання перевантаження каналів зв'язку (4.43) в кожному окремо взятому домені

$$\vec{\eta}_p^{k_r}(a+1) = \vec{\eta}_p^{k_r}(a) + \nabla \vec{\eta}_p^{k_r}, \quad (4.54)$$

де  $a$  – номер ітерації роботи координатора першого рівня, яким є SDN-контролер кожного окремого домену;



$\nabla \vec{\eta}_p^{k_r}$  – градієнт функції (4.54), який розраховується відповідно до отримуваних з нижнього рівня результатів розв’язання задач маршрутизації  $\vec{x}_p^{k_r*}$  ( $p = \overline{1, N}$ ,  $R_r^p \in R^p$ ,  $k_r \in K_r$ ) у кожному конкретному домені

$$\nabla \vec{\eta}_p^{k_r}(x) \Big|_{x=x^*} = \sum_{k_r \in K_r} A_r^p \vec{x}_p^{k_r} - D_r^p \vec{\varphi}_p + \sum_{\substack{R_s^p \in R^p \\ s \neq r}} \sum_{k_s \in K_s} C_{rs}^p \vec{x}_p^{k_s}. \quad (4.55)$$

За умови наближення координат градієнта  $\nabla \vec{\eta}_p^{k_r}$  до нуля буде забезпечуватися виконання умов запобігання перевантаження каналів (4.49) у кожному з доменів ІКМ.

Завдання координатора другого рівня полягає в забезпеченні виконання умов міждоменної взаємодії (4.50) шляхом модифікації векторів множників Лагранжа такої градієнтної ітераційної процедури:

$$\vec{\mu}_{p,q}^{k_r}(b+1) = \vec{\mu}_{p,q}^{k_r}(b) + \nabla \vec{\mu}_{p,q}^{k_r}, \quad (4.56)$$

де  $b$  – номер ітерації роботи координатора другого рівня;

$\nabla \vec{\mu}_{p,q}^{k_r}$  – градієнт функції (4.56), який розраховується відповідно до отримуваних з першого рівня результатів розв’язання задач маршрутизації  $\vec{x}_p^{k_r*}$  ( $p = \overline{1, N}$ ,  $k_r \in K_r$ ) під час виконання умов (4.49) у кожному конкретному домені

$$\nabla \vec{\mu}_{p,q}^{k_r}(x) \Big|_{x=x^*} = C_{p,q}^{k_r} \vec{x}_p^{k_r} - C_{q,p}^{k_r} \vec{x}_q^{k_r}. \quad (4.57)$$

У разі наближення значень координат градієнта (4.57) до нуля буде забезпечуватися зв’язність міждомених маршрутів. Загальний оптимум досягається, коли  $\nabla \vec{\eta}_p^{k_r}(x)$  та  $\nabla \vec{\mu}_{p,q}^{k_r}(x)$  наблизяться до нуля.

Ефективність запропонованого тривірневого методу ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації з точки зору оптимальності та оперативності отримуваних рішень багато в чому залежить від швидкості збіжності процедур координації (4.54), (4.55) та (4.56), (4.57). З технологічного боку, чим менше ітерацій потрібно для отримання шуканого оптимального рішення, тим меншим є обсяг службового трафіку, який передається між ієрархічними рівнями про результати розрахунків на кожній з ітерацій, та нижчим є час розв’язання задачі міждоменної маршрутизації в ІКМ загалом. На рис. 4.66 наведено структуру тривірневого методу ієрархічно-координаційної маршрутизації.

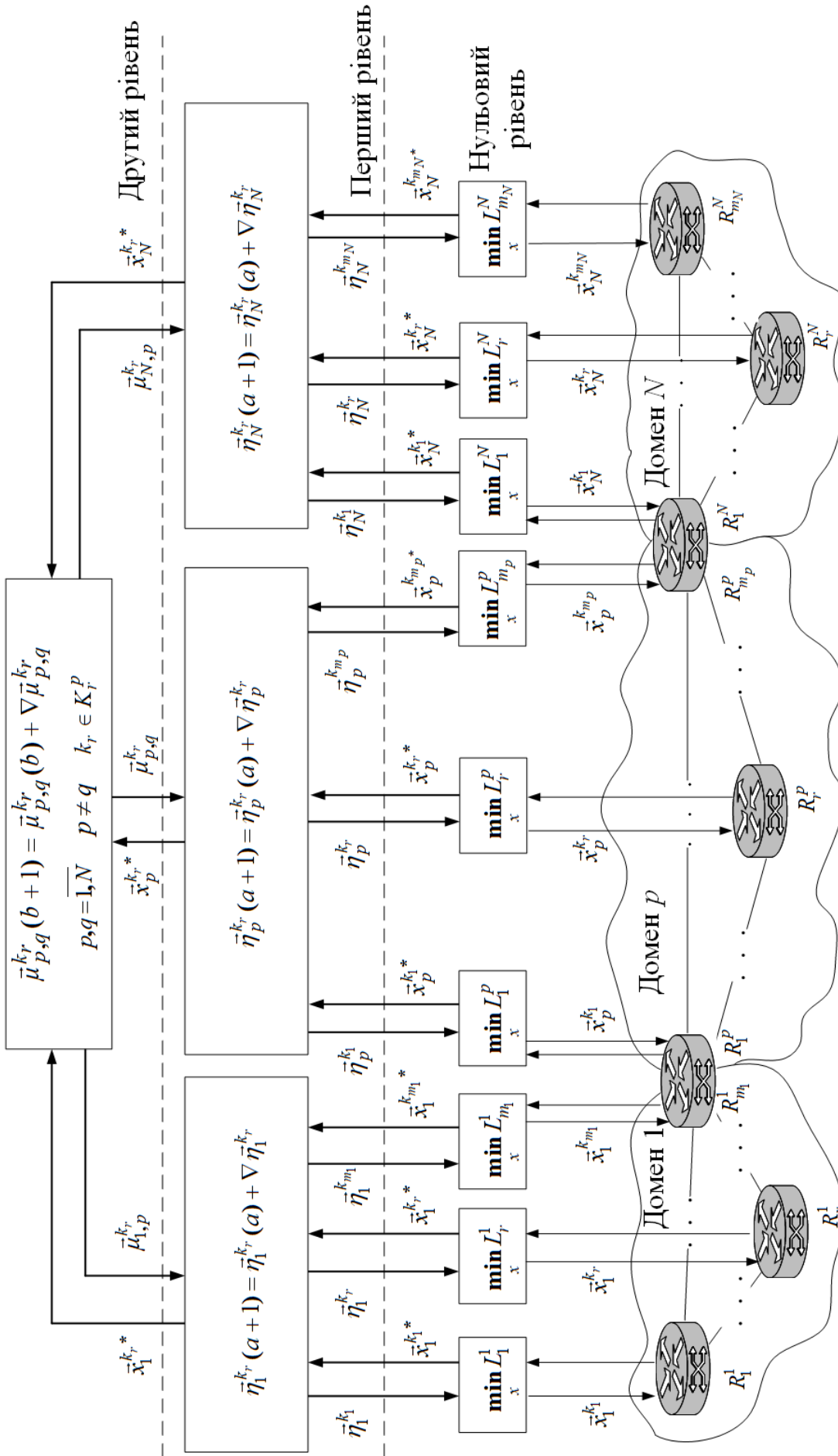


Рис. 4.66. Структура тривіневого методу ієрархічно-координатної маршрутизації

#### 4.4. Синтез і дослідження математичної моделі та методу ієрархічної міждоменної швидкої перемаршрутизації в ІКМ

Як зазначалось у першому розділі, відмінною властивістю функціонування протоколів маршрутизації OSPF та IS-IS є використання мультидоменних рішень. Зокрема маршрутизатори різних доменів (ділянок, кластерів, підмереж) можуть обмінюватися пакетами через один (опорний) домен, що, як правило, має нульовий номер. Важливо врахувати, що застосування єдиного приграничного маршрутизатора для зв'язку звичайного та опорного доменів істотно знижує відмовостійкість ТКМ загалом [46–49, 82]. У разі, коли приграничний маршрутизатор не в змозі забезпечити свою функціональність (перевантаження, збій, компрометація), то підключений через нього домен стає блокованим щодо опорного домену, а також до інших доменів мережі.

У зв'язку з цим для підвищення відмовостійкості мережних рішень на практиці все частіше для зв'язку звичайних доменів та опорного домену ІКМ використовуються кілька приграничних маршрутизаторів [82, 83]. У випадку відмови одного з них трафік може передаватися через працездатні маршрутизатори. Однак у процесі розв'язання задач маршрутизації міждоменних потоків виникає низка важливих особливостей, які варто врахувати.

*Перша особливість* пов'язана з тим, що у розв'язанні задач міждоменної маршрутизації треба передбачити реалізацію схем захисту приграничних маршрутизаторів у разі їх відмов з причин, наведених у підрозділі 2.1. Таким чином, поряд з множиною основних маршрутів необхідно розрахувати і множину резервних шляхів, які є обхідними щодо маршрутизатора, який захищається.

*Друга особливість* полягає в тому, що з'являється неоднозначність у порядку використання приграничних маршрутизаторів, який визначається, з одного боку, в опорному домені, а з іншого, у звичайних доменах мережі. Це може супроводжуватися порушенням зв'язності міждоменних маршрутів на границі «опорний домен – звичайний домен», а за умови багатошляхової маршрутизації неоднозначність може проявлятися також у неузгодженому балансуванні трафіку на приграничних маршрутизаторах.

Тому актуальним є завдання, пов'язане з підвищенням узгодженості (координованості) рішень щодо швидкої перемаршрутизації, отримуваних у звичайних доменах та опорному домені. Це може бути досягнуто на підставі перегляду математичних моделей і методів, покладених в основу відповідних протоколів ієрархічної маршрутизації. Для забезпечення високого рівня теоретичного обґрунтування шуканих рішень пропонується використовувати

положення, принципи та постулати теорії багаторівневих ієрархічних систем, запропонованої Месаровичем [22] та розвиненої Сінгхом і Тітлі [23]. Подібний підхід уже застосовується для вирішення завдань ієрархічного управління трафіком [50, 70].

#### 4.4.1. Декомпозиційна модель ієрархічної міждоменної швидкої перемаршрутизації в ІКМ

Припустимо, що структура ієрархічної ІКМ (рис. 4.67), як показано в пункті 4.3.1, представлена орієнтованим графом  $\Gamma = (R, E)$ . Тоді в разі синтезу декомпозиційної моделі ієрархічної міждоменної швидкої перемаршрутизації припустимо, що ІКМ складається з  $P$  доменів, пов'язаних між собою за принципом побудови IP-мереж.

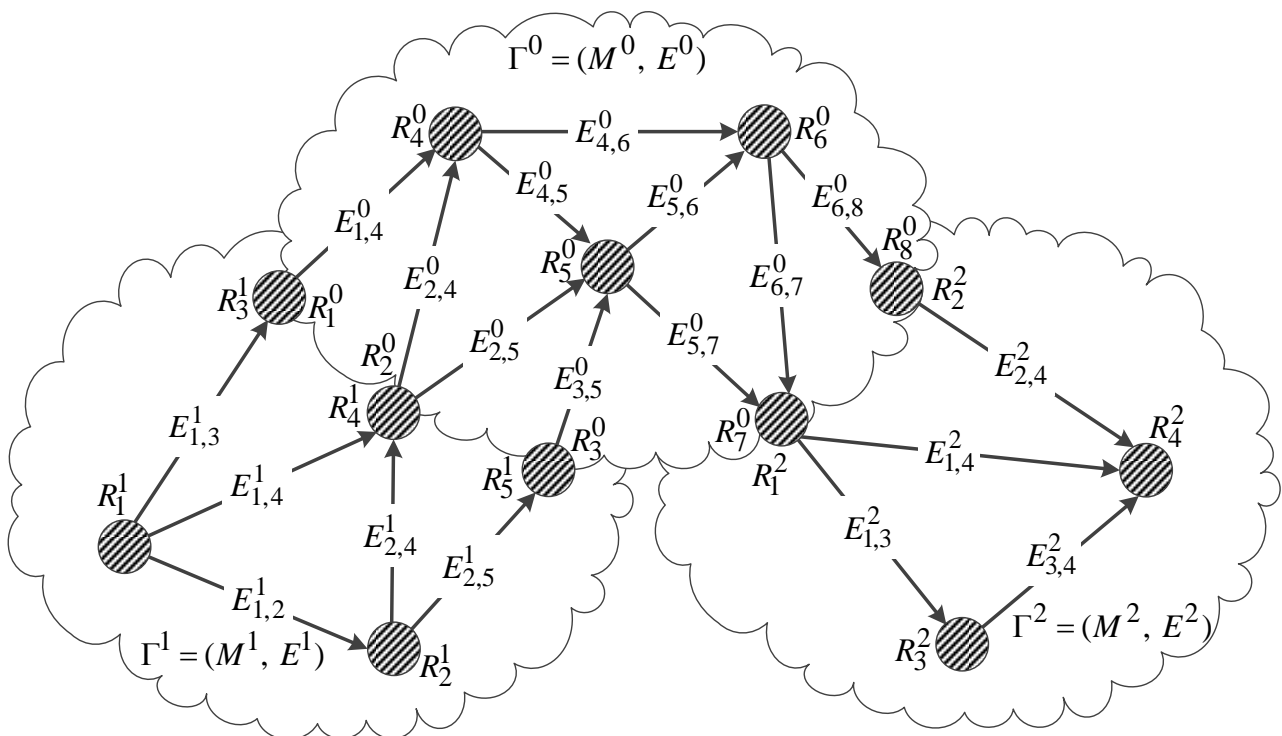


Рис. 4.67. Приклад структури ієрархічної мультидоменної мережі

Нехай кожен окремий  $p$ -й домен мережі описується підграфом  $\Gamma^p = (R^p, E^p)$  графа  $\Gamma$ , де  $R^p = \{R_i^p; i = \overline{1, m_p}\}$  – множина маршрутизаторів  $p$ -го домену, а  $m_p$  – загальна кількість маршрутизаторів у домені;  $E^p = \{E_{i,j}^p; i, j = \overline{1, m_p}, i \neq j\}$  – множина каналів зв'язку, які з'єднують маршрутизатори  $p$ -го домену ( $p = \overline{0, P}$ ). У цьому випадку нульовий номер надається опорному домену (backbone area), який задається підграфом  $\Gamma^0 = (R^0, E^0)$ . Інші  $P$  доменів обмінюються пакетами через цей опорний домен.

Припустимо, що за умови декомпозиції мережі границя між доменами проходить через маршрутизатори, як у протоколі OSPF [10, 14]. Тоді на основі введеної структурної моделі мережі мають місце такі умови:

$$\begin{cases} R^p \cap R^q = 0, & p, q = \overline{1, P}, p \neq q; \\ R^0 \cap R^p \neq 0, & p = \overline{1, P}; \\ E^p \cap E^q = 0, & p, q = \overline{0, P}, p \neq q. \end{cases} \quad (4.58)$$

Реалізація умов (4.58) визначає те, що тільки опорний домен може мати спільні маршрутизатори з іншими доменами. Крім того, кожен окремий канал зв'язку мережі належить лише одному домену. З метою підвищення відмовостійкості мережі кількість приграничних маршрутизаторів між доменами має бути рівною двом або більше. Зокрема, якщо один з подібних маршрутизаторів відмовить, усі потоки будуть переспрямовані на інші приграничні маршрутизатори.

Також для кожного  $p$ -го домену визначимо множину приграничних маршрутизаторів  $B^p$  ( $B^p \subset R^p$ ), через які потоки надходять до нього або виходять. Таким чином, уся множина приграничних маршрутизаторів  $p$ -го домену може бути поділена на дві підмножини, де  $B_{in}^{p,k}$  – підмножина приграничних маршрутизаторів, через які  $k$ -й потік надходить до  $p$ -го домену, а  $B_{out}^{p,k}$  – підмножина приграничних маршрутизаторів, через які  $k$ -й потік виходить з  $p$ -го домену. З кожним каналом зв'язку  $p$ -го домену пов'язана його пропускна здатність  $\varphi_{i,j}^p$  (1/с). Позначимо через  $R_{i*}^p \subset R^p / B_{out}^{p,k}$  множину маршрутизаторів, суміжних з маршрутизатором  $R_i^p$ .

Припустимо, що для структури мережі, представленої на рис. 4.67, джерелом  $k$ -го потоку є один з маршрутизаторів першого домену, а отримувачем – маршрутизатор другого домену. Тоді введені підмножини приграничних маршрутизаторів мають такий вигляд:

$$B_{out}^{1,k} = \{R_3^1, R_4^1, R_5^1\}; B_{in}^{0,k} = \{R_1^0, R_2^0, R_3^0\}; B_{out}^{0,k} = \{R_7^0, R_8^0\}; B_{in}^{2,k} = \{R_1^2, R_2^2\}.$$

Задамо множину маршрутизаторів, суміжних з маршрутизатором  $R_4^1$  першого домену:  $R_{4*}^1 = \{R_1^1, R_2^1\}$ . Той самий маршрутизатор  $R_4^1$  позначається як  $R_2^0$  у нульовому домені, для якого множина суміжних маршрутизаторів є такою:  $R_{2*}^0 = \{R_4^0, R_5^0\}$ . Розв'язуючи задачу ієрархічної міждоменної

маршрутизації для кожного  $p$ -го домену, необхідно розрахувати маршрутні змінні  $x_{i,j}^{p,k}$ , які характеризують частку інтенсивності  $k$ -го потоку в каналі зв'язку  $E_{i,j}^p \in E^p$ . Для кожного маршрутизатора  $p$ -го домену необхідно виконати умови збереження кожного  $k$ -го потоку, щоб забезпечити зв'язність розрахованих міждоменних маршрутів у мережі. Якщо  $p$ -й домен є опорним доменом для  $k$ -го потоку, то ці умови мають такий вигляд:

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{B_{in}^{0,k} \in B^0} \left( \sum_{E_{i,j}^0 \in E^0} x_{i,j}^{0,k} - \sum_{E_{j,i}^0 \in E^0} x_{j,i}^{0,k} \right) = 1; \\ \sum_{E_{i,j}^0 \in E^0} x_{i,j}^{0,k} - \sum_{E_{j,i}^0 \in E^0} x_{j,i}^{0,k} = 0; \\ \sum_{B_{out}^{0,k} \in B^0} \left( \sum_{E_{i,j}^0 \in E^0} x_{i,j}^{0,k} - \sum_{E_{j,i}^0 \in E^0} x_{j,i}^{0,k} \right) = -1. \end{array} \right. \quad (4.59)$$

Перше рівняння в системі (4.59) вводиться для всіх маршрутизаторів опорного домену, через які  $k$ -й потік надходить до цього домену. Друге рівняння вводиться для всіх маршрутизаторів опорного домену, які є транзитними для  $k$ -го потоку в опорному домені. Тоді як третє рівняння в системі (4.59) вводиться для всіх маршрутизаторів опорного домену, через які  $k$ -й потік виходить з опорного домену.

Якщо  $k$ -й потік надходить до мережі через  $p$ -й домен, а його джерелом є, наприклад, маршрутизатор  $R_i^p$ , то для цього випадку умови збереження мають такий вигляд:

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{i,j}^{p,k} = 1; \\ \sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{i,j}^{p,k} - \sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{j,i}^{p,k} = 0; \\ \sum_{B_{out}^{p,k} \in B^p} \left( \sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{i,j}^{p,k} - \sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{j,i}^{p,k} \right) = -1. \end{array} \right. \quad (4.60)$$

Коли маршрутизатор  $R_i^p$  в  $p$ -му домені є отримувачем  $k$ -го потоку, то мають місце такі умови збереження для кожного  $k$ -го потоку:

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{B_{in}^{p,k} \in B^p} \left( \sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{i,j}^{p,k} - \sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{j,i}^{p,k} \right) = 1; \\ \sum_{E_{i,j}^p \in E^p} x_{i,j}^{p,k} - \sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{j,i}^{p,k} = 0; \\ \sum_{E_{j,i}^p \in E^p} x_{j,i}^{p,k} = 1. \end{array} \right. \quad (4.61)$$

У разі одношляхової маршрутизації потоків мають місце такі умови:

$$x_{i,j}^{p,k} \in \{0, 1\}, \quad (4.62)$$

а для реалізації багатошляхової стратегії маршрутизації маршрутні змінні мають відповідати умовам:

$$0 \leq x_{i,j}^{p,k} \leq 1. \quad (4.63)$$

У цьому випадку маршрутні змінні (4.62), (4.63) є координатами відповідних маршрутних векторів:

$$\vec{x} = \begin{bmatrix} \bar{x}_1 \\ \bar{x}_2 \\ \vdots \\ \bar{x}_p \\ \vdots \\ \bar{x}_N \end{bmatrix}, \quad \vec{x}_p = \begin{bmatrix} \bar{x}_p^1 \\ \bar{x}_p^2 \\ \vdots \\ \bar{x}_p^k \\ \vdots \\ \bar{x}_p^{|K|} \end{bmatrix}, \quad \vec{x}_p^k = \begin{bmatrix} x_{1,2}^{p,k} \\ x_{1,3}^{p,k} \\ \vdots \\ x_{i,j}^{p,k} \\ \vdots \\ x_{m_p, m_p-1}^{p,k} \end{bmatrix}, \quad (4.64)$$

де  $\vec{x}$  – вектор маршрутних змінних, що визначає основні маршрути в мережі загалом;

$\vec{x}_p$  – вектор маршрутних змінних, який визначає основні маршрути в  $p$ -му домені;

$\vec{x}_p^k$  – вектор маршрутних змінних, що визначає основний шлях (шляхи) для  $k$ -го потоку в  $p$ -му домені.

У разі розподіленого (децентралізованого) розрахунку векторів  $\vec{x}_p$  та  $\vec{x}_p^k$  у кожному окремому домені важливо забезпечити зв'язність міждоменних

маршрутів, які проходять через множину маршрутизаторів у різних доменах. Відповідно до результатів, отриманих у пункті 4.3.1, це означає необхідність уведення в структуру моделі (4.58)–(4.64) додаткових умов міждоменної взаємодії

$$C_{p,0}^k \bar{x}_p^k = C_{0,p}^k \bar{x}_0^k, \quad p = \overline{1, P}, \quad k \in K, \quad (4.65)$$

де  $C_{p,0}^k$  – матриця взаємодії між  $p$ -м та опорним доменами під час передачі пакетів  $k$ -го потоку, яка має розмір  $m_{p,0} \times m_x^{p,k}$ ;

$m_{p,0} = |R^p \cap R^0|$  – кількість маршрутизаторів, що є граничними між  $p$ -м та опорним доменами;

$m_x^{p,k}$  – кількість координат  $x_{i,j}^{p,k}$  вектора  $\bar{x}_p^k$ .

#### 4.4.2. Умови захисту приграничних маршрутизаторів під час ієрархічно-координатійної міждоменної швидкої перемаршрутизації в ІКМ

Для розв'язання задачі відмовостійкої міждоменної маршрутизації поряд з розрахунком основних маршрутів необхідно розрахувати і множину резервних шляхів. Тому вводяться додаткові маршрутні змінні  $\bar{x}_{i,j}^{p,k}$ .

За аналогією з виразами (4.64) змінні  $\bar{x}_{i,j}^{p,k}$  також можна представити у вигляді координат відповідних векторів  $\bar{\bar{x}}$ ,  $\bar{\bar{x}}_p$  і  $\bar{\bar{x}}_p^k$ , зокрема для резервних маршрутів також необхідно виконати умови міждоменної взаємодії

$$C_{p,0}^k \bar{\bar{x}}_p^k = C_{0,p}^k \bar{\bar{x}}_0^k, \quad p = \overline{1, P}, \quad k \in K. \quad (4.66)$$

У цій роботі пропонуються схеми захисту приграничного маршрутизатора шляхом захисту множини каналів зв'язку, інцидентних вузлу, що захищається. Якщо ж один з маршрутизаторів  $p$ -го домену є джерелом  $k$ -го потоку, тоді в процесі реалізації одношляхової маршрутизації для захисту приграничного маршрутизатора  $R_i^p \in B_{out}^{p,k}$  треба виконати такі умови:

$$\bar{x}_{j,i}^{p,k} \in \{0; \delta_{j,i}^{p,k}\} \quad \forall R_j^p \in R_{i*}^p, \quad \text{якщо } R_{i*}^p \subset R^p \setminus B_{out}^{p,k}, \quad (4.67)$$

де

$$\delta_{j,i}^{p,k} = \begin{cases} 0, & \text{за умови захисту каналу зв'язку } E_{j,i}^p; \\ 1, & \text{в іншому випадку.} \end{cases} \quad (4.68)$$



Під час багатошляхової маршрутизації мають виконуватися умови

$$0 \leq \bar{x}_{j,i}^{p,k} \leq \delta_{j,i}^{p,k} \quad \forall R_j^p \in R_{i^*}^p, \text{ якщо } R_{i^*}^p \subset R^p \setminus B_{out}^{p,k}, \quad (4.69)$$

де вибір значень  $\delta_{j,i}^{p,k}$  також підпорядковується умові (4.68).

У позначеннях опорного домену (backbone area) для приграничного маршрутизатора  $R_z^0 \in B_{in}^{0,k}$ , який підлягає захисту, у разі одношляхової маршрутизації ці ж умови записуються в такому вигляді:

$$\bar{x}_{z,j}^{0,k} \in \{0; \delta_{z,j}^{0,k}\} \quad \forall R_j^0 \in R_{z^*}^0, \text{ коли } R_{z^*}^0 \subset R^0 \setminus B_{in}^{0,k}. \quad (4.70)$$

Тоді як для багатошляхової маршрутизації вводяться умови

$$0 \leq \bar{x}_{z,j}^{0,k} \leq \delta_{z,j}^{0,k} \quad \forall R_j^0 \in R_{z^*}^0, \text{ якщо } R_{z^*}^0 \subset R^0 \setminus B_{in}^{0,k}. \quad (4.71)$$

Якщо ж один з маршрутизаторів  $p$ -го домену є отримувачем пакетів  $k$ -го потоку, то для одношляхової маршрутизації у процесі захисту приграничного маршрутизатора  $R_i^p \in B_{in}^{p,k}$  необхідне виконання нижченаведених умов:

$$\bar{x}_{i,j}^{p,k} \in \{0; \delta_{i,j}^{p,k}\} \quad \forall R_j^p \in R_{i^*}^p, \text{ коли } R_{i^*}^p \subset R^p \setminus B_{in}^{p,k}, \quad (4.72)$$

де

$$\delta_{i,j}^{p,k} = \begin{cases} 0, & \text{за умови захисту каналу зв'язку } E_{i,j}^p; \\ 1, & \text{в іншому випадку.} \end{cases} \quad (4.73)$$

У разі багатошляхової маршрутизації мають виконуватися умови

$$0 \leq \bar{x}_{i,j}^{p,k} \leq \delta_{i,j}^{p,k} \quad \forall R_j^p \in R_{i^*}^p, \text{ якщо } R_{i^*}^p \subset R^p \setminus B_{in}^{p,k}, \quad (4.74)$$

де вибір значень  $\delta_{i,j}^{p,k}$  підпорядковується умові (4.68).

У позначеннях опорного домену для маршрутизатора  $R_z^0 \in B_{out}^{0,k}$ , що захищається, для одношляхової маршрутизації ці умови записуються у вигляді

$$\bar{x}_{j,z}^{0,k} \in \{0; \delta_{j,z}^{0,k}\} \quad \forall R_j^0 \in R_{z^*}^0, \text{ якщо } R_{z^*}^0 \subset R^0 \setminus R_{out}^{0,k}. \quad (4.75)$$

У процесі реалізації стратегії багатошляхової маршрутизації маємо умови:

$$0 \leq \bar{x}_{j,z}^{0,k} \leq \delta_{j,z}^{0,k} \quad \forall R_j^0 \in R_{z^*}^0, \text{ коли } R_{z^*}^0 \subset R^0 \setminus R_{out}^{0,k}. \quad (4.76)$$

За необхідності здійснення резервування пропускної здатності мережі, а також з метою запобігання можливого перевантаження каналів зв'язку під час реалізації стратегій як одношляхової, так і багатошляхової маршрутизації в модель за аналогією до (2.20) вводяться такі умови:

$$\frac{1}{2} \sum_{k \in K} \lambda^k \left[ x_{i,j}^{p,k} + \bar{x}_{i,j}^{p,k} + \left| x_{i,j}^{p,k} - \bar{x}_{i,j}^{p,k} \right| \right] \leq \varphi_{i,j}^p, \quad p = \overline{0, P}. \quad (4.77)$$

#### 4.4.3. Метод ієрархічно-координаційної міждоменної швидкої перемаршрутизації в ІКМ

Ураховуючи запропоновану вище математичну модель (4.58)–(4.77), основою методу ієрархічної міждоменної швидкої перемаршрутизації в ІКМ, що пропонується, є розв’язок оптимізаційної задачі на підставі розрахунку векторів маршрутних змінних  $\vec{x}_p^k$  та  $\overleftarrow{x}_p^k$  ( $p = \overline{0, P}$ ,  $k \in K$ ) з урахуванням обмежень (4.59)–(4.63), (4.65)–(4.77) під час використання такого критерію оптимальності:

$$\min_{x, \bar{x}} F, F = \sum_{p=0}^P \sum_{k \in K} \left[ \left( \vec{x}_p^k \right)^t H_p^k \vec{x}_p^k + \left( \overleftarrow{x}_p^k \right)^t H_p^k \overleftarrow{x}_p^k \right], \quad (4.78)$$

де  $H_p^k$  – діагональна матриця вагових коефіцієнтів, координатами якої, як правило, є маршрутні метрики каналів зв’язку  $p$ -го домену. Цільова функція  $F$  характеризує сумарну умовну вартість організації ієрархічної міждоменної швидкої перемаршрутизації в ІКМ.

Цільову функцію (4.64) можна представити в адитивній формі

$$F = \sum_{p=0}^P F_p, F_p = \sum_{k \in K} \left[ \left( \vec{x}_p^k \right)^t H_p^k \vec{x}_p^k + \left( \overleftarrow{x}_p^k \right)^t H_p^k \overleftarrow{x}_p^k \right]. \quad (4.79)$$

Особливістю формулювання та подальшого розв’язання оптимізаційної задачі (4.79) є те, що розрахунок векторів  $\vec{x}_p^k$  та  $\overleftarrow{x}_p^k$  з метою підвищення масштабованості маршрутних рішень можна здійснювати за кожним доменом окремо, мінімізуючи  $F_p$ . Первинний вибір маршрутів у кожному з доменів пояснюється тим, що вони оптимальні, тобто «найкоротші» в межах вибраних метрик  $H_p^k$ . Якщо на головній діагоналі матриці  $H_p^k$  (4.79) розташовані величини  $10^8 / \varphi_{i,j}^p$  за аналогією до значень маршрутних метрик у протоколі OSPF [10, 14], то ці маршрути є, з одного боку, найбільш продуктивними, з іншого, – вони містять мінімальну кількість переприйомів, оскільки застосовується адитивний критерій.

Проте якщо розрахунок основних і резервних маршрутів у різних доменах здійснюється незалежно один від одного, то зв’язність міждоменних шляхів може не забезпечуватися, тобто умови міждоменної взаємодії (4.65), (4.66) можуть порушуватися. З метою забезпечення виконання умов

міждоменної взаємодії (4.65), (4.66) у збереженні децентралізації розрахунку  $\bar{x}_p^k$  та  $\bar{\bar{x}}_p^k$  за окремими доменами пропонується використати принцип цільової координації [22, 23]. Тоді, переходячи до задачі на безумовний екстремум

$$\min_{x, \bar{x}} F = \max_{\mu, \eta} L,$$

необхідно максимізувати за  $\bar{\mu}$  та  $\bar{\eta}$  такий лагранжیان:

$$\begin{aligned} L = & \sum_{p=0}^P \sum_{k \in K} \left[ \left( \bar{x}_p^k \right)^t H_{p, \bar{x}_p^k}^k + \left( \bar{\bar{x}}_p^k \right)^t H_{p, \bar{\bar{x}}_p^k}^k \right] + \\ & + \sum_{p=1}^P \sum_{k \in K} \left( \bar{\mu}_{p,0}^k \right)^t \left( C_{p,0}^k \bar{x}_p^k - C_{0,p}^k \bar{\bar{x}}_0^k \right) + \\ & + \sum_{p=1}^P \sum_{k \in K} \left( \bar{\eta}_{p,0}^k \right)^t \left( C_{p,0}^k \bar{\bar{x}}_p^k - C_{0,p}^k \bar{\bar{x}}_0^k \right), \end{aligned} \quad (4.80)$$

де  $\bar{\mu}$  – вектор множників Лагранжа для основного маршруту;

$\bar{\eta}$  – вектор множників Лагранжа для резервного маршруту;

$\bar{\mu}_{p,0}^k$  – підвектори вектора  $\bar{\mu}$ , що мають відношення до кожної з векторно-матричних умов міждоменної взаємодії (4.65) для основного маршруту;

$\bar{\eta}_{p,0}^k$  – підвектори вектора  $\bar{\eta}$ , що мають відношення до кожної з векторно-матричних умов міждоменної взаємодії (4.66) для резервного маршруту.

У межах принципу цільової координації пропонується ввести таку ієрархію розрахунків: на нижньому рівні в кожному з доменів окремо розраховувати маршрутні вектори  $\bar{x}_p^k$  та  $\bar{\bar{x}}_p^k$ , а на верхньому рівні обчислювати вектори множників Лагранжа  $\bar{\mu}$  та  $\bar{\eta}$  для забезпечення виконання умов міждоменної взаємодії (4.65) та (4.66). Тоді, зважаючи на те, що в межах принципу цільової координації вектори множників Лагранжа розраховуються на верхньому рівні та для нижнього рівня є відомими значеннями, вираз (4.80) можна представити в такій декомпозиційній формі:

$$L = \sum_{p=0}^P L_p,$$

$$L_0 = \sum_{k \in K} \left[ \left( \bar{x}_0^k \right)^t H_{0, \bar{x}_0^k}^k + \left( \bar{\bar{x}}_0^k \right)^t H_{0, \bar{\bar{x}}_0^k}^k \right],$$

$$\begin{aligned}
L_p = & \sum_{k \in K} \left[ \left( \bar{x}_p^k \right)^t H_p^k \bar{x}_p^k + \left( \bar{\bar{x}}_p^k \right)^t H_p^k \bar{\bar{x}}_p^k \right] + \\
& + \sum_{k \in K_p^+} \left( \bar{\mu}_{p,0}^k \right)^t C_{p,0}^k \bar{x}_p^k - \sum_{k \in K_p^-} \left( \bar{\mu}_{q,0}^k \right)^t C_{p,0}^k \bar{x}_p^k + \\
& + \sum_{k \in K_p^+} \left( \bar{\eta}_{p,0}^k \right)^t C_{p,0}^k \bar{\bar{x}}_p^k - \sum_{k \in K_p^-} \left( \bar{\eta}_{q,0}^k \right)^t C_{p,0}^k \bar{\bar{x}}_p^k, \quad p = \overline{1, P}, \quad (4.81)
\end{aligned}$$

де  $K_p^+$  – підмножина потоків, що надходять з інших доменів мережі до  $p$ -го домену, який є доменом маршрутизатора-отримувача для  $k$ -го потоку;

$K_p^-$  – підмножина потоків, що виходять з  $p$ -го домену, який є доменом маршрутизатора-джерела для  $k$ -го потоку ( $K_p^+, K_p^- \in K$ ).

Згідно з проведеною декомпозицією у виразі (4.81) усі складники належать до  $p$ -го домену, зокрема другий, третій, четвертий та п'ятий складники в цьому виразі відповідають за узгодження порядку маршрутизації для основного та резервного шляхів вихідних і вхідних потоків відповідно для  $p$ -го домену ІКМ.

Таким чином, загальна проблема міждоменної швидкої перемаршрутизації сформульована як задача ієрархічно-координаційної дворівневої оптимізації. На нижньому ієрархічному рівні відбувається розрахунок маршрутних змінних, представлених векторами  $\bar{x}_p^k$  та  $\bar{\bar{x}}_p^k$  ( $p = \overline{0, P}$ ,  $k \in K$ ), у процесі мінімізації (4.81).

Водночас головним завданням верхнього рівня запропонованого методу є координація рішень, отриманих на нижньому рівні, з метою забезпечення виконання умов міждоменної взаємодії (4.65) та (4.66) шляхом модифікації векторів множників Лагранжа у виконанні градієнтної ітераційної процедури [22, 23]:

$$\bar{\mu}_{p,0}^k(i+1) = \bar{\mu}_{p,0}^k(i) + \nabla \bar{\mu}_{p,0}^k; \quad \bar{\eta}_{p,0}^k(i+1) = \bar{\eta}_{p,0}^k(i) + \nabla \bar{\eta}_{p,0}^k, \quad (4.82)$$

де  $i$  – номер координаційної ітерації;

$\nabla \bar{\mu}_{p,0}^k$  і  $\nabla \bar{\eta}_{p,0}^k$  – градієнти, які розраховуються, виходячи з отримуваних на нижньому рівні результатів розв'язання задач маршрутизації  $\bar{x}_p^{k*}$  та  $\bar{\bar{x}}_p^{k*}$  у кожному конкретному домені ( $p \neq 0$ ):

$$\begin{cases} \left. \nabla \bar{\mu}_{p,0}^k(x) \right|_{x = x^*} = C_{p,0}^k \bar{x}_p^k - C_{0,p}^k \bar{x}_0^k; \\ \left. \nabla \bar{\eta}_{p,0}^k(\bar{x}) \right|_{\bar{x} = \bar{x}^*} = C_{p,0}^k \bar{\bar{x}}_p^k - C_{0,p}^k \bar{\bar{x}}_0^k. \end{cases} \quad (4.83)$$

За умови наближення значень градієнтів (4.83) до нуля буде забезпечуватися зв'язність міждоменних основних і резервних маршрутів. Ефективність запропонованого методу міждоменної швидкої перемаршрутизації з точки зору оптимальності та оперативності отримуваних рішень багато в чому залежить від швидкості збіжності координаційної процедури (4.82)–(4.83). З технологічної точки зору, чим менше ітерацій потрібно для отримання шуканого оптимального рішення, тим нижчий обсяг службового трафіку, що циркулює в мережі та передається між ієрархічними рівнями щодо результатів розрахунків на кожній з ітерацій, і меншим є час розв'язання задач ієрархічної маршрутизації в ІКМ загалом.

#### 4.4.4. Дослідження методу ієрархічно-координаційної міждоменної швидкої перемаршрутизації в ІКМ

Особливості роботи та ефективність запропонованого методу з підтвердженням адекватності математичної моделі, покладеної в його основу, буде продемонстровано на наступному числовому прикладі. Для цього було обрано структуру ІКМ, яка показана на рис. 4.68 та складається з трьох доменів: нульового, першого та другого.

Маршрутизатори, розміщені в 1, 2 та 0-му доменах відповідно, зручно представити у вигляді таких множин:  $R^1 = \{R_1^1, R_2^1, R_3^1, R_4^1, R_5^1\}$ ;  $R^2 = \{R_1^2, R_2^2, R_3^2, R_4^2\}$ ;  $R^0 = \{R_1^0, R_2^0, R_3^0, R_4^0, R_5^0, R_6^0, R_7^0, R_8^0\}$ . Взаємодія між першим та опорним доменами здійснюється через маршрутизатори  $R_3^1 (R_1^0)$ ,  $R_4^1 (R_2^0)$  та  $R_5^1 (R_3^0)$ . Тоді як взаємодія між опорним та другим доменами реалізується через маршрутизатори  $R_7^0 (R_1^2)$  та  $R_8^0 (R_2^2)$ . Припустимо, що вузлом-джерелом є маршрутизатор  $R_1^1$ , розташований у першому домені, а вузлом-отримувачем є маршрутизатор  $R_4^2$ , розміщений у другому домені. Крім того, на рис. 4.68 у розривах каналів зв'язку мережі показано їх пропускну здатність  $\varphi_{i,j}^p$  (1/с).

Під час дослідження інтенсивність потоку пакетів, що передавався в мережі, за умови реалізації стратегії одношляхової маршрутизації змінювалася від 10 1/с до 100 1/с, а в разі багатошляхової маршрутизації – від 10 1/с до 200 1/с.

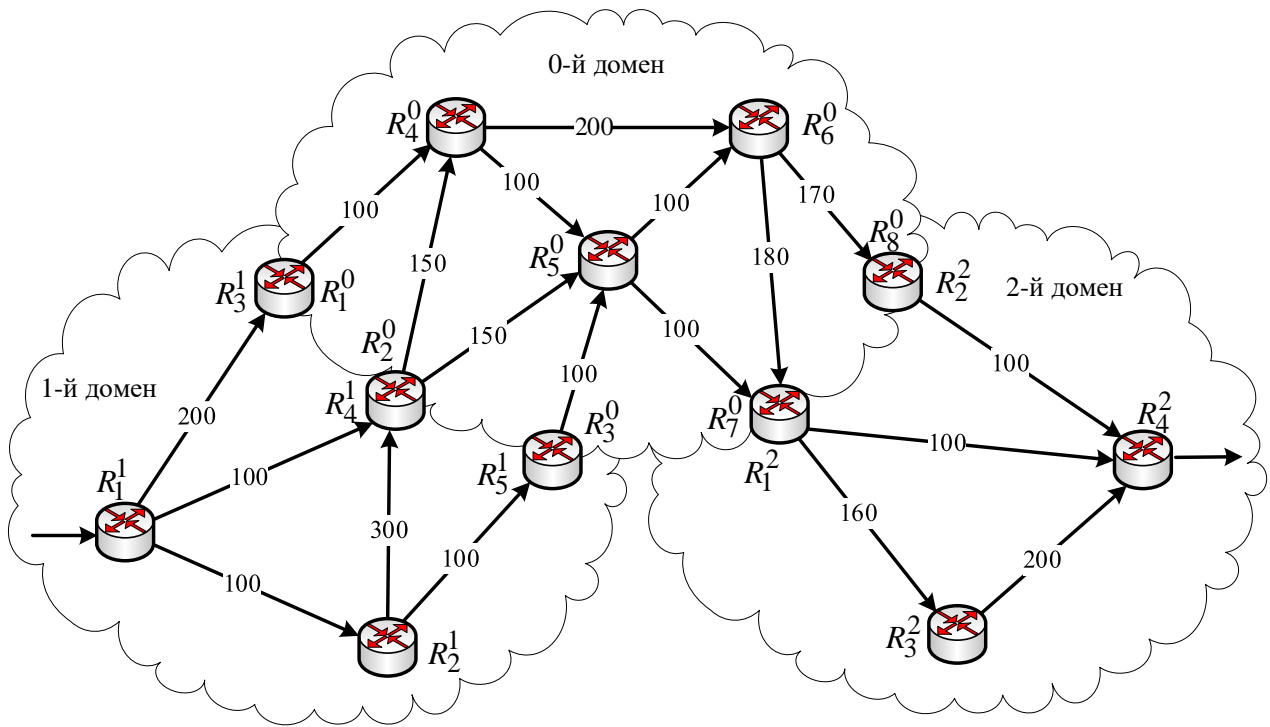


Рис. 4.68. Структура мережі, яка використовувалася в дослідженні методу

Нехай в мережі, структура якої наведена на рис. 4.68, необхідно захистити приграничний маршрутизатор  $R_4^1$  ( $R_2^0$ ), що розміщений на межі першого й опорного доменів. У випадку інтенсивності потоку в межах від 10 1/с до 100 1/с реалізовувалася одношляхова маршрутизація. Скоординоване розв'язання задачі міждоменної швидкої перемаршрутизації, представлене основним маршрутом, показано на рис. 4.69, а резервним – на рис. 4.70.

Розрахований (основний або резервний) шлях представлений суцільною лінією, тоді як невикористовувані канали зв'язку зображені напівпрозорими лініями. На рис. 4.69 та 4.70 у розривах каналів зв'язку вказаний дріб, де в чисельнику представлена інтенсивність потоку пакетів, що передається, а в знаменнику – пропускна здатність каналу зв'язку. Розрахований основний шлях (рис. 4.69) містить такі маршрутизатори різних доменів, зокрема приграничний маршрутизатор  $R_4^1$  ( $R_2^0$ ):

$$R_1^1 \rightarrow R_4^1 (R_2^0) \rightarrow R_5^0 \rightarrow R_7^0 (R_1^2) \rightarrow R_4^2.$$

Резервний маршрут представлений на рис. 4.70:

$$R_1^1 \rightarrow R_2^1 \rightarrow R_5^1 (R_3^0) \rightarrow R_5^0 \rightarrow R_7^0 (R_1^2) \rightarrow R_4^2.$$

Він не містить приграничний маршрутизатор  $R_4^1$  ( $R_2^0$ ), який захищається.

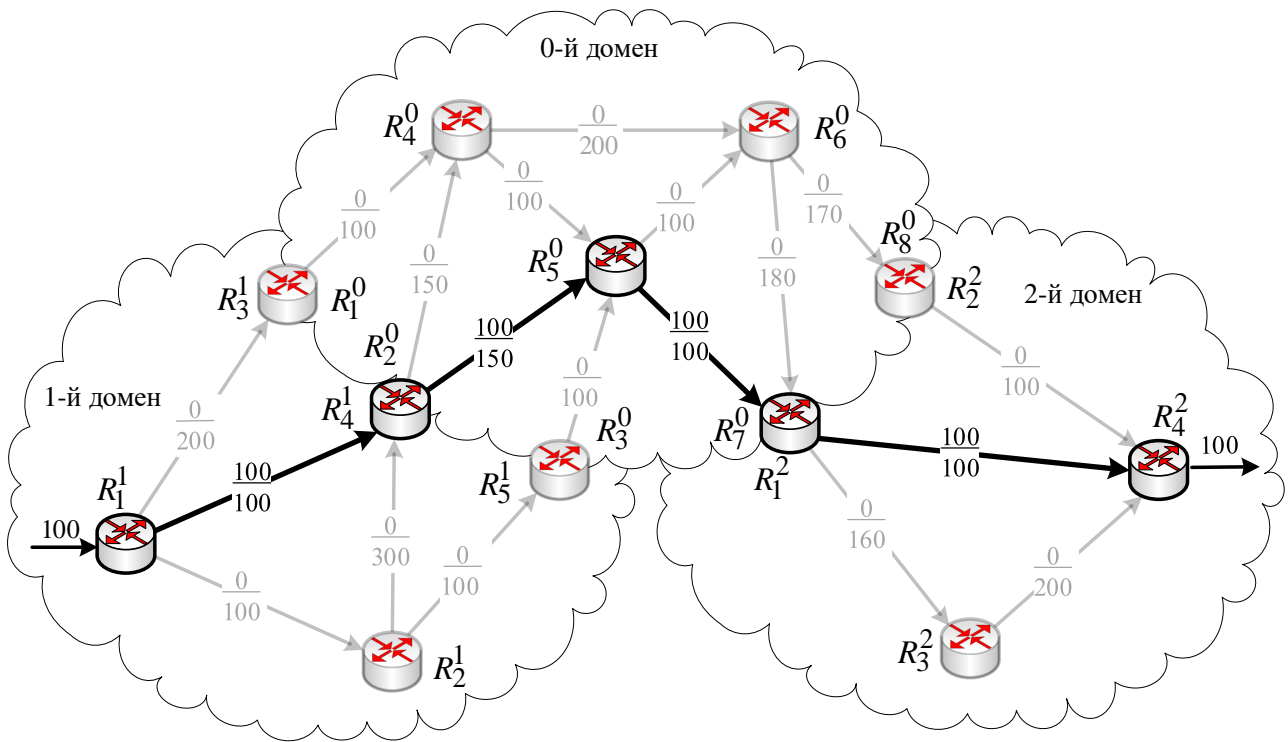


Рис. 4.69. Скоординоване розв'язання задачі міждоменної одношляхової маршрутизації потоку інтенсивністю 100 1/с, представлене основним маршрутом

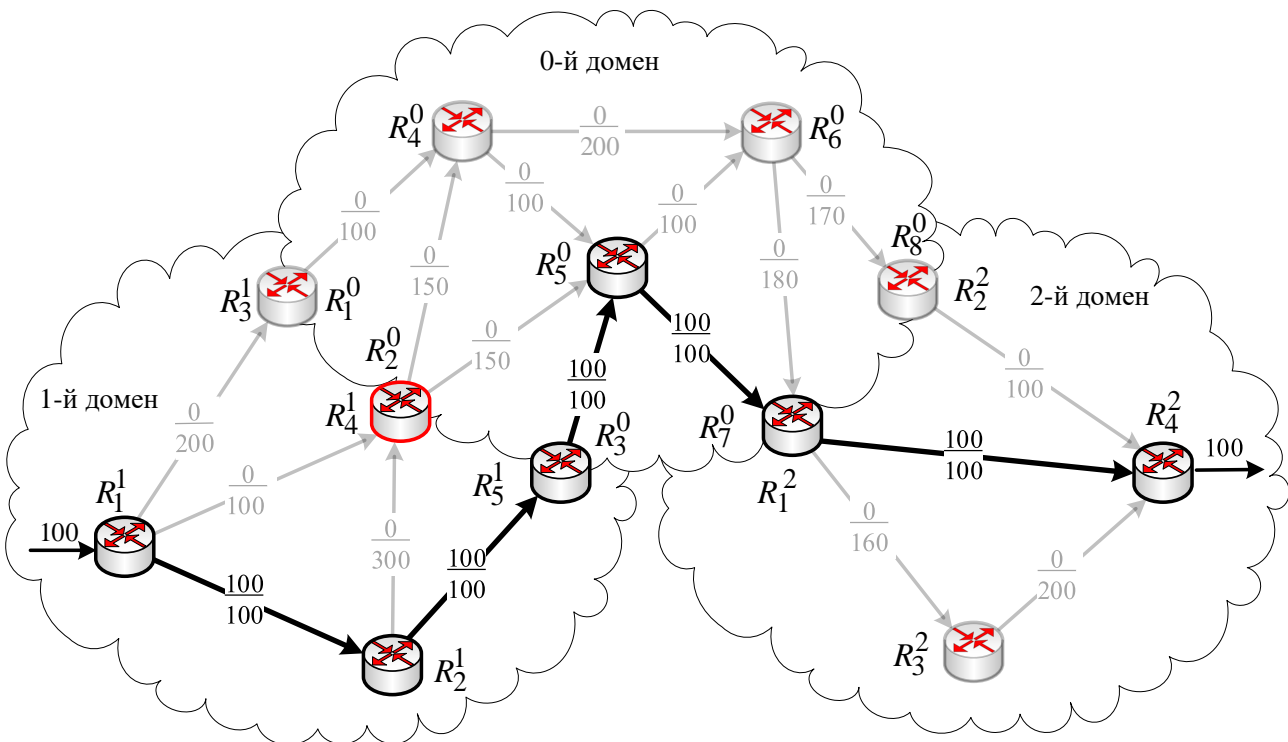


Рис. 4.70. Скоординоване розв'язання задачі міждоменної одношляхової маршрутизації потоку інтенсивністю 100 1/с, представлене резервним маршрутом

Кожен з розрахованих маршрутів відповідно до умови (4.77) надає потоку, що передається, необхідну пропускну здатність. Це рішення було отримано після другої координаційної ітерації (4.82), (4.83), оскільки у початковому розрахунку не була забезпечена зв'язність міждоменного маршруту, тому що умови міждоменної взаємодії (4.65) та (4.66) не виконувалися.

Нехай, як і раніше, необхідно забезпечити захист приграничного маршрутизатора  $R_4^1 (R_2^0)$  за умови подальшого збільшення інтенсивності того ж потоку до 200 1/с в ІКМ, структура якої представлена на рис. 4.68. Для реалізації багатошляхової швидкої перемаршрутизації збіжність координаційної процедури забезпечувалася вже після третьої ітерації. Скоординоване рішення показано на рис. 4.71 та 4.72 для основного та резервного маршрутів відповідно. На цих рисунках позначення в розривах каналів зв'язку ідентичні тим, що наведені на рис. 4.69 та 4.70. Основний мультишлях для передачі потоку 200 1/с від маршрутизатора-джерела пакетів до маршрутизатора-отримувача містить два шляхи, якими передаються потоки з однаковою інтенсивністю 100 1/с (рис. 4.71):

- $R_1^1 \rightarrow R_4^1 (R_2^0) \rightarrow R_4^0 \rightarrow R_6^0 \rightarrow R_7^0 (R_1^2) \rightarrow R_4^2$ ;
- $R_1^1 \rightarrow R_2^1 \rightarrow R_4^1 (R_2^0) \rightarrow R_5^0 \rightarrow R_7^0 (R_1^2) \rightarrow R_3^2 \rightarrow R_4^2$ .

Резервний мультишлях, який використовується для захисту приграничного вузла  $R_4^1 (R_2^0)$ , також складається з двох шляхів (рис. 4.72), кожним з яких передається потік інтенсивністю 100 1/с:

- $R_1^1 \rightarrow R_3^1 (R_1^0) \rightarrow R_4^0 \rightarrow R_6^0 \rightarrow R_7^0 (R_1^2) \rightarrow R_4^2$ ;
- $R_1^1 \rightarrow R_2^1 \rightarrow R_5^1 (R_3^0) \rightarrow R_5^0 \rightarrow R_7^0 (R_1^2) \rightarrow R_3^2 \rightarrow R_4^2$ .

Ефективність практичної реалізації запропонованого методу багато в чому залежить від швидкості збіжності координаційної процедури (4.82), (4.83). Мінімізація кількості координаційних ітерацій дозволяє, по-перше, пропорційно зменшити обсяги циркулюючої службової інформації про стан мережі, а по-друге, підвищити оперативність вирішення маршрутних завдань загалом. У процесі дослідження встановлено, що на швидкість збіжності координаційної процедури впливало багато різних чинників:

- реалізована стратегія маршрутизації: одношляхова чи багатошляхова;
- кількість приграничних маршрутизаторів;
- завантаженість мережі;



- структура доменів, зокрема опорного;
- зв'язність та кількість доменів.

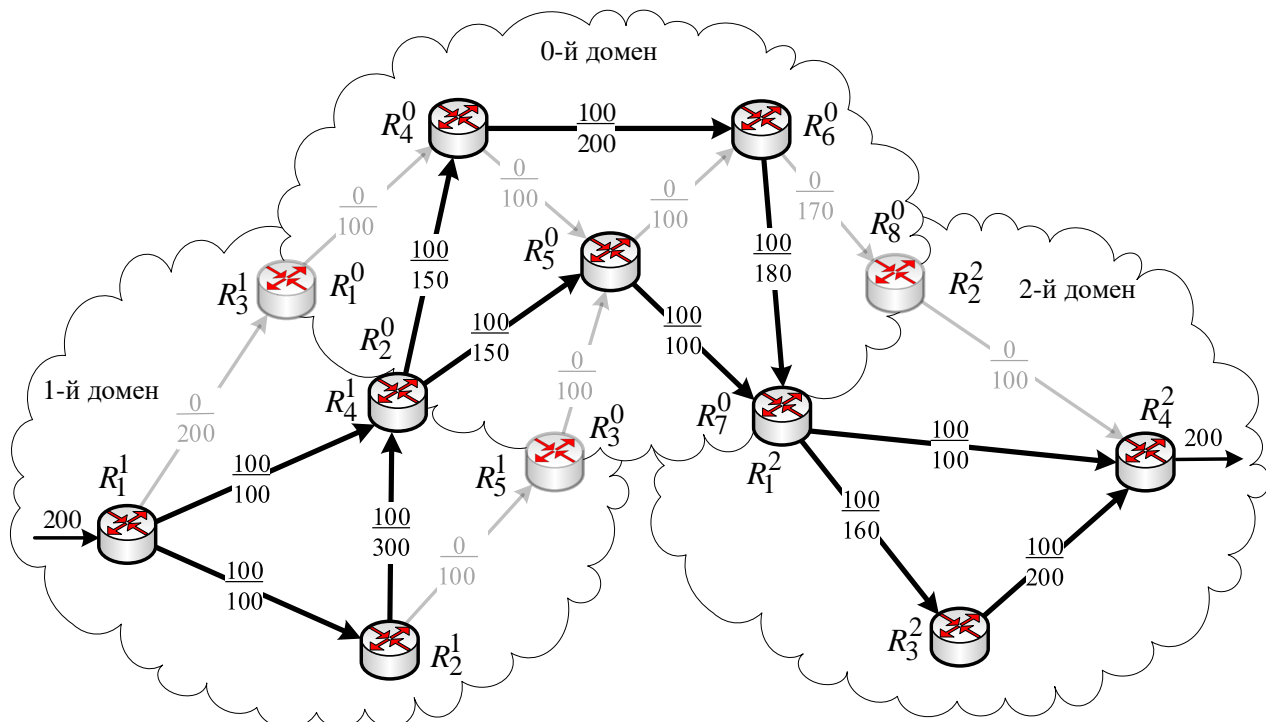


Рис. 4.71. Скоординоване розв'язання задачі міждоменної багатошляхової маршрутизації потоку інтенсивністю 200 1/с, представлене основним мультишляхом

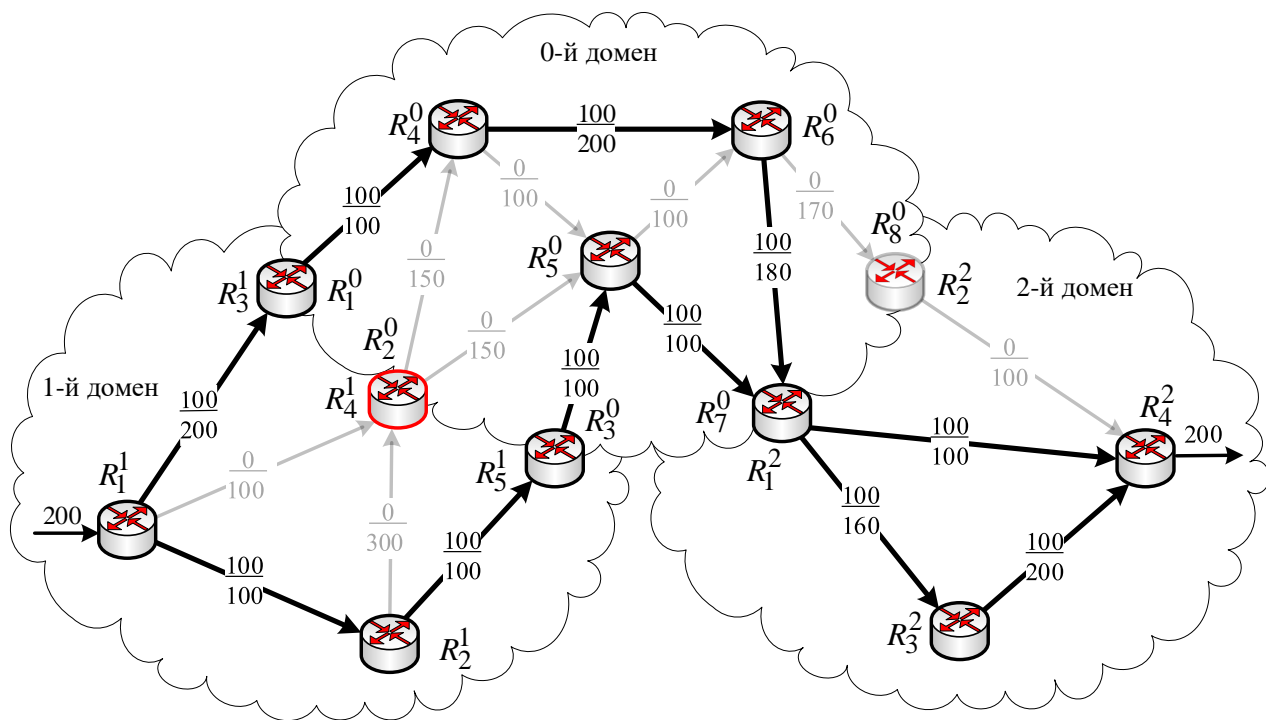


Рис. 4.72. Скоординоване розв'язання задачі міждоменної багатошляхової маршрутизації потоку інтенсивністю 200 1/с, представлене резервним мультишляхом

Представлений перелік чинників упорядкований за ступенем зниження впливу на швидкість збіжності процедури (4.82), (4.83). Тобто найбільша кількість координаційних ітерацій залежала від реалізованої стратегії маршрутизації та кількості приграничних маршрутизаторів, і меншою мірою – від структури доменів та їх зв'язності. Загалом у використанні двох приграничних маршрутизаторів кожним з доменів кількість координаційних ітерацій становила в середньому  $1\div 2$  у разі використання одношляхової маршрутизації або  $2\div 3$  – за умови багатошляхової маршрутизації (табл. 4.8).

Таблиця 4.8

**Результати аналізу впливу кількості приграничних маршрутизаторів і використаної стратегії маршрутизації на кількість ітерацій координаційної процедури (4.82), (4.83) запропонованого методу**

Кількість приграничних маршрутизаторів у домені	Стратегія маршрутизації	
	Одношляхова	Багатошляхова
2	$1\div 2$	$2\div 3$
3	$2\div 3$	$3\div 4$

Якщо структура доменів містила три приграничних маршрутизатора, то середня кількість координаційних ітерацій у процедурі (4.82), (4.83) зростала до  $2\div 3$  за умови одношляхової або до  $3\div 4$  – багатошляхової маршрутизації (табл. 4.8). Зростання кількості ітерацій було обумовлено тим, що зі збільшенням кількості приграничних маршрутизаторів і переходом до багатошляхової маршрутизації зростала і кількість варіантів рішень, що отримуються в окремих доменах, які треба узгодити за допомогою координаційної процедури (4.82), (4.83). Під час досліджень також встановлено, що розміри доменів та зв'язність внутрішньодомених маршрутизаторів на швидкість збіжності координаційної процедури (4.82), (4.83) істотно не впливали.

**Висновки до четвертого розділу**

1. У процесі проведеного аналізу встановлено, що дієвим засобом підвищення масштабованості ІКМ є використання ієрархічної маршрутизації, яка на сьогоднішній день представлена множиною протокольних рішень. Проте наявні протоколи ієрархічної маршрутизації (OSPF, IS-IS, EGP/BGP) оснований лише на введенні структурної ієрархії мережі та використанні досить простих комбінаторних алгоритмів пошуку найкоротшого шляху на

графі, за допомогою якого описується структура ІКМ. Це значно знижує ефективність функціонування ІКМ і передбачає перегляд і вдосконалення наявних моделей і методів ієрархічної маршрутизації, на яких основані відомі протокольні рішення.

2. У цьому розділі запропоновано декомпозиційну модель ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації одно- або багатоадресних потоків у програмно-конфігурованій інфокомунікаційній мережі SDN/MPLS-TE. Залежно від постановки задачі та множини вихідних даних запропонована модель може бути адаптована під випадок використання маршрутних метрик (4.12) та вимог концепції Traffic Engineering (4.24). Для реалізації стратегії маршрутизації «від джерела», яка є характерною для MPLS-мереж, здійснена декомпозиція умов запобігання перевантаження каналів зв'язку (4.10), (4.11) та балансування навантаження (4.19).

3. Удосконалено метод ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації «від джерела» в інфокомунікаційній мережі SDN/MPLS-TE. В основу методу покладено розв'язання сформульованої в межах запропонованої декомпозиційної моделі оптимізаційної задачі щодо розрахунку векторів маршрутних змінних на кожному з приграничних маршрутизаторів MPLS-мережі. Для розв'язання оптимізаційної задачі з критеріями оптимальності (4.12) або (4.24) використано принцип цільової координації з уведенням дворівневої ієрархії розрахунків. На нижньому рівні кожним з приграничних маршрутизаторів розраховувався вектор маршрутних змінних для потоків, які надходили через нього до мережі. На верхньому рівні здійснювалася координація рішень нижнього рівня для запобігання перевантаження каналів зв'язку MPLS-мережі, оскільки приграничні маршрутизатори розраховують маршрутні вектори незалежно один від одного. У межах запропонованого методу процес пошуку оптимальних маршрутних векторів набував ітераційного характеру.

4. Установлено, що для мінімізації часу розв'язання маршрутних задач та з метою зниження обсягів службового трафіку, що циркулює в мережі, важливо забезпечити високу швидкість збіжності координаційної процедури (4.16), (4.17). У зв'язку з цим проведено кількісний аналіз чинників, що впливають на збіжність координаційної процедури методу ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації. З'ясовано, що із збільшенням розміру мережі, зв'язності її маршрутизаторів і навантаженості ІКМ загалом кількість ітерацій координаційної процедури зростає. Показано, що за умови

завантаженості мережі менш ніж на 50% перевантаження каналів зв'язку не спостерігалось (табл. 4.2), а метод досягав оптимуму за одну ітерацію. Однак у разі збільшення завантаженості мережі від 55% і більше кількість ітерацій координаційної процедури нелінійно зростала у зв'язку з можливим перевантаженням каналів зв'язку через непогодженість роботи окремих приграничних маршрутизаторів.

5. За результатами проведеного дослідження було визначено, що причина зростання кількості ітерацій координаційної процедури (4.16), (4.17) – це перевантаження віддалених за кількістю переприйомів від маршрутизатора-відправника або отримувача каналів зв'язку. Це обумовлено тим, що використання квадратичного критерію оптимальності (4.12) та ТЕ-критерію (4.24) сприяє збалансованій завантаженості всіх каналів зв'язку ІКМ. У зв'язку з цим у роботі запропоновано використовувати модифікацію маршрутної метрики для каналів зв'язку мережі, представленої виразом (4.18). Використання модифікації маршрутної метрики (4.18) у методі (4.13)–(4.17) дозволило, як показали чисельні результати розрахунку для множини мережних структур та різної завантаженості мережі, знизити кількість ітерацій координаційної процедури в середньому від 1,5 до 4 разів (рис. 4.13, 4.20, 4.27). Використання ТЕ-критерію оптимальності (4.24) та виразів (4.28)–(4.30) дозволяє зменшити кількість ітерацій координаційної процедури (4.16), (4.17) від 1,5–2 до 3,5–5 разів, а в деяких випадках і до 8 разів (рис. 2.24). За умови маршрутизації багатоадресних потоків використання запропонованих рішень дозволило підвищити збіжність координаційної процедури в середньому в 1,5–2 рази (табл. 4.5). Це особливо характерно для високої завантаженості мережі, що і визначає ділянку переважного використання пропонуваного рішення на практиці шляхом зміни наявних або розроблення нових протоколів маршрутизації.

6. Запропоновані маршрутні рішення мають високу масштабованість, що дозволило: значно знизити розмір маршрутних задач (пропорційно кількості приграничних маршрутизаторів) та обчислювальну складність їх розв'язання, покращити збіжність координаційної процедури (4.16), (4.17) з відповідним зниженням обсягів службової інформації, що циркулює в мережі, про її стан, та максимального часу оновлення маршрутних векторів. Крім того, запропонований метод може бути адаптований і на випадок, коли задачі ієрархічних рівнів розв'язуються на SDN-контролері з багатопроекторною (багатоядерною) архітектурою. Тобто за розрахунок векторів маршрутних змінних  $\vec{x}_r$  у

розв'язанні відповідних оптимізаційних задач (4.15) або (4.27) можуть відповідати окремі процесори (ядра) обчислювальної системи SDN-контролера. Розпаралелювання розрахунків також сприяє підвищенню обчислювальної потужності SDN-контролера та масштабованості SDN-архітектури загалом.

7. Під час розрахунків також оцінювалося у відсотковому вираженні розбіжність між значеннями критеріїв оптимальності, які отримувалися за умови ієрархічно-координаційної (4.12) та централізованої маршрутизації. Розбіжність була в межах від 2% до 5% у разі зростання завантаженості мережі для структур з невеликим розміром (рис. 4.14) і становила від 3% до 11% для структур з більшим розміром (рис. 4.7, 4.21). За ТЕ-показниками (4.20) та (4.24) отримані ієрархічно-координаційні рішення відрізнялися від централізованих не більше ніж на 3–7%.

8. У розділі запропоновано математичну модель та метод ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації у програмно-конфігурованій ІКМ. Новизна моделі полягає в тому, що на основі її декомпозиційного представлення щодо кожного окремого домену, по-перше, набули нової форми умови збереження потоку (4.33) для доменів різних типів: відправників, отримувачів пакетів та транзитних доменів; по-друге, вдалося коректно сформулювати умови міждоменної взаємодії (4.38), виконання яких гарантувало структурну та функціональну зв'язність міждоменних маршрутів.

9. Обґрунтовано вибір принципу цільової координації як основи запропонованого методу ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації, наблизивши якість розподіленої маршрутизації за доменами до результатів централізованої маршрутизації. Водночас вдалося суттєво знизити розмірність маршрутної задачі, що в підсумку сприяє підвищенню масштабованості рішень щодо міждоменної маршрутизації. Використання запропонованого методу гарантувало збіжність координаційної процедури (4.42), (4.43) за кінцеве число ітерацій, що було підтверджено у розрахункових прикладах.

10. У процесі дослідження запропонованого методу ієрархічно-координаційної міждоменної маршрутизації в програмно-конфігурованій інфокомунікаційній мережі проаналізовано вплив структури мережі, зв'язності маршрутизаторів, кількості приграничних маршрутизаторів, реалізованої стратегії маршрутизації (одно або багатопляхової) та завантаженості ІКМ на збіжність координаційної процедури (4.42), (4.43). Результати дослідження виявили, що до збільшення кількості ітерацій координаційної процедури (4.42), (4.43) призводило, насамперед, зростання завантаженості ІКМ, реалізація

багатошляхової стратегії маршрутизації, а також збільшення кількості приграничних маршрутизаторів. Це пояснювалося розширенням кількості можливих варіантів розв'язання задачі маршрутизації в окремих доменах, що і призводило до збільшення кількості ітерацій (до 3÷4) координаційної процедури. Інші особливості структури доменів ІКМ на збіжність методу значно не впливали. У процесі реалізації одношляхової маршрутизації метод забезпечував зв'язність міждоменного маршруту в середньому за 1÷2 ітерації роботи координаційної процедури.

11. У розділі запропоновано трирівневий метод ієрархічно-координаційної маршрутизації «від джерела» в ІКМ. Запропонований метод є удосконаленням методу міждоменної маршрутизації в мережі SDN, у межах якого розрахунок маршрутних змінних усередині доменів проводився централізовано на відповідних SDN-контролерах. Метод може застосовуватись у SDN/MPLS-мережах, коли в кожному з доменів реалізується розподілена маршрутизація «від джерела» на приграничних маршрутизаторах. В основу методу покладено принцип цільової координації, за допомогою якого вдалося розділити задачу розрахунку маршрутних змінних для передачі пакетів від маршрутизатора-відправника до маршрутизатора-отримувача на три рівні з послідовною координацією рішень. На нульовому рівні відбувається розрахунок маршрутних змінних приграничними маршрутизаторами кожного домену; на першому рівні здійснюється координація рішень нульового рівня для запобігання перевантаження каналів зв'язку в кожному окремому домені; а основне завдання координатора другого рівня полягає в забезпеченні структурної та функціональної зв'язності міждоменних маршрутів.

12. З'ясовано, що застосування запропонованих дворівневого та трирівневого методів міждоменної маршрутизації в мережі SDN дозволяє підвищити масштабованість маршрутних рішень, знизити обчислювальну складність розрахунків, зменшивши розмір задач маршрутизації (пропорційно кількості доменів в ІКМ) без суттєвої втрати якості балансування навантаження в SDN/MPLS-мережі. Мінімізація кількості ітерацій координаційної процедури сприяє також зменшенню, по-перше, обсягів службової інформації про стан мережі, що циркулює в ІКМ, по-друге, загального часу розв'язання задачі міждоменної маршрутизації в SDN/MPLS-мережі.

13. З метою підвищення масштабованості та відмовостійкості маршрутних рішень у розділі запропоновано математичну модель та метод ієрархічної міждоменної швидкої перемаршрутизації в ІКМ. Представлений

метод оснований на декомпозиційному поданні потокової моделі маршрутизації (4.44)–(4.50) з уведенням умов взаємодії доменів (4.51), (4.52) для забезпечення зв'язності міждоменних маршрутів – основних та резервних. Крім того, у модель включено умови резервування приграничних маршрутизаторів, адаптованих як під реалізацію одношляхової, так і багатошляхової маршрутизації (4.53)–(4.63). В основу запропонованого методу міждоменної швидкої перемаршрутизації покладено розв'язання оптимізаційної задачі, пов'язаної з мінімізацією завантаженості каналів зв'язку мережі (4.64). Запропонований метод (4.65)–(4.69) використовує принцип цільової координації для забезпечення узгодженості маршрутних рішень, отримуваних за окремими доменами. У межах розглянутого прикладу продемонстровано працездатність запропонованого методу з точки зору збіжності координаційної процедури (4.68), (4.69) і забезпечення захисту приграничних маршрутизаторів під час реалізації одношляхової або багатошляхової маршрутизації.

14. Доведено, що використання запропонованого методу дозволяє підвищити якість вирішення маршрутних завдань у мережах ієрархічної структури, а саме істотно знизити розміри маршрутних таблиць та обчислювальну складність отримуваних рішень за рахунок зменшення розміру розв'язуваної оптимізаційної задачі у визначенні маршрутних векторів. У процесі досліджень установлено, що на ефективність запропонованого методу з точки зору швидкості збіжності координаційної процедури (4.68), (4.69) найсильніше впливала кількість приграничних маршрутизаторів і реалізована стратегія маршрутизації. Загалом метод збігався до оптимальних рішень за  $1 \div 2$  ітерації процедури (4.68), (4.69) під час реалізації одношляхової маршрутизації, за  $2 \div 3$  ітерації – за умови багатошляхової маршрутизації через два приграничних маршрутизатори і за  $3 \div 4$  ітерації – у разі багатошляхової маршрутизації через три приграничних маршрутизатори.

15. У процесі розрахунків також оцінено у відсотковому відношенні розбіжність між значеннями критеріїв оптимальності, які отримувалися за умови ієрархічно-координаційної маршрутизації (4.39) та розрахованих для випадку централізованої маршрутизації. Розбіжність збільшувалася в разі збільшення кількості доменів у межах від 5% до 12% для мережних структур з невеликим розміром (рис. 4.53) і в межах від 8% до 17% для структур з більшим розміром (рис. 4.59, 4.63). За ТЕ-показниками (4.20) та (4.24) отримані ієрархічні рішення відрізнялися від централізованих не більше ніж на 5–9%.

## Перелік джерел посилання до четвертого розділу

1. Поповский В.В. Основы теории телекоммуникационных систем. LAPLAMBERT Academical Publishing. 2018. 565 с.
2. Stallings W. Foundations of Modern Networking: SDN, NFV, QoE, IoT, and Cloud. 1st Edition. Pearson Education Inc., 2016. 510 p.
3. RFC 7426 – Software-Defined Networking (SDN): Layers and Architecture Terminology / E. Haleplidis, K. Pentikousis, S. Denazis and other. IETF. proposed standard, January 2015. 35 p.
4. QoS-aware Adaptive Routing in Multi-Layer Hierarchical Software Defined Networks: A Reinforcement Learning Approach / S.C. Lin, I.F. Akyildiz, P. Wang, M. Luo. 2016 IEEE International Conf. on Services Computing (San Francisco, CA, USA, 27 June–2 July 2016). San Francisco, 2016. P. 25–33.
5. Amin R., Reisslein M., Shah N. Hybrid SDN Networks: A Survey of Existing Approaches. IEEE Communications Surveys & Tutorials. 2018. 48 p. DOI: 10.1109/COMST.2018.2837161.
6. Duan Q., Toy M. Virtualized Software-Defined Networks and Services. Boston-London: Artech house, 2016. 319 p.
7. Bliat O., Mamoun M. Ben, Benaini R. An Overview on SDN Architectures with Multiple Controllers. Journal of Computer Networks and Communications. 2016. Vol. 2016, Article ID 9396525. P. 1–8.
8. Вегешна Ш. Качество обслуживания в сетях IP / пер. с англ. Москва: Вильямс, 2003. 368 с.
9. Barreiros M., Lundqvist P. QoS-Enabled Networks: Tools and Foundations. Wiley Series on Communications Networking & Distributed Systems, 2nd Edition: Wiley, 2016. 254 p.
10. Uyless D. Black. IP routing protocols: RIP, OSPF, BGP, PNNI and Cisco routing protocols. Prentice Hall PTR, 2000. 287 p.
11. Misra S., Goswami S. Network Routing: Fundamentals, Applications, and Emerging Technologies 1st Edition. Wiley, 2017. 536 p.
12. RFC 4271 – A Border Gateway Protocol 4 (BGP-4) / Y. Rekhter, T. Li, S. Hares. IETF. PROPOSED STANDARD, January 2006. 104 p.
13. Гольдштейн А.Б., Гольдштейн Б.С. Технология и протоколы MPLS. Санкт-Петербург, БХВ, 2005. 304 с.
14. Moy J. RFC 1247 – OSPF Version 2. IETF proposed standard, July 1991. 189 p.



15. Обзор и сравнительный анализ основных моделей и алгоритмов многопутевой маршрутизации в мультисервисных телекоммуникационных сетях / В.В. Поповский, А.В. Лемешко, Л.И. Мельникова, Д.В. Андрушко. Прикладная радиоэлектроника. 2005. Т. 4. Вып. № 4. С. 372–382.
16. Новиков С.Н. Классификация методов маршрутизации в мультисервисных сетях связи. Вестник СибГУТИ. 2013. № 1. С. 57–67.
17. Oran D. RFC 1142 – OSI IS-IS Intra-domain Routing Protocol. IETF proposed standard, February 1990. 157 p.
18. Af-pnni-0055.000. Private Network-Network Interface. Specification Version 1.0 (PNNI 1.0). March 1996. 366 p.
19. Rak J. Resilient Routing in Communication Networks (Computer Communications and Networks), 1st edition. Springer, 2015. 181 p.
20. Medhi D., Ramasamy K. Network Routing, Second Edition: Algorithms, Protocols, and Architectures (The Morgan Kaufmann Series in Networking) 2nd Edition. Cambridge, MA, USA: Elsevier Inc., 2018. 1018 p.
21. Marsic I. Computer Networks: Performance and Quality of Service. Rutgers University, 2013. 500 p.
22. Месарович М., Мако Д., Такахара И. Теория иерархических многоуровневых систем. Москва: Мир, 1973. 344 с.
23. Сингх М., Титли А. Системы: декомпозиция, оптимизация и управление. Москва: Машиностроение, 1986. 494 с.
24. Лемешко А.В. Алгоритм иерархическо-координационного управления информационным обменом в сети передачи данных. Открытые информационные и компьютерные интегрированные технологии. 1998. Вып. № 1. С. 323–328.
25. Лемешко А.В., Семеняка М.В. Модель и метод предотвращения перегрузки с активным управлением очередью на узлах телекоммуникационной сети. Проблеми телекомунікацій. 2014. № 2 (14). С. 91–104. URL: [http://pt.journal.kh.ua/2014/2/1/142\\_lemeshko\\_aqm.pdf](http://pt.journal.kh.ua/2014/2/1/142_lemeshko_aqm.pdf).
26. Лемешко А.В., Симоненко Д.В. Динамическая модель балансировки буферных и канальных ресурсов транспортной сети телекоммуникационной системы. Проблеми телекомунікацій. 2010. № 2 (2). С. 42–49. URL: [http://pt.journal.kh.ua/2010/2/2/102\\_lemeshko\\_dynamic.pdf](http://pt.journal.kh.ua/2010/2/2/102_lemeshko_dynamic.pdf).
27. Lemeshko O.V., Ahmad M. Hailan, Starkova O.V. Multi-level traffic management in the MPLS-TE DiffServ network. The experience of designing and application of CAD systems in microelectronics: 11th International Conference (Polyana-Svalyava-(Zakarpattia), 23–25 February 2011). Polyana–Svalyava, 2011. P. 118–120.

28. Ghosh S., Rajkumar R., Hansen J., Lehoczky J. Scalable QoS-based resource allocation in hierarchical networked environment. Real Time and Embedded Technology and Applications: 11th IEEE Symposium (Porto, Portugal, 7–10 March 2005). Porto, 2015. P. 256–267.
29. Capelle M., Abdellatif S., Huguet M. Online virtual links resource allocation in Software-Defined Networks. 2015 IFIP Networking Conference (Toulouse, France, May 2015). Toulouse, 2015. P. 1–9.
30. Alhihi M. Method of Distribution Network Resources after Restoration, the Networks MPLS-TE Use of Various Telecommunications Technologies to Construct Backbone Networks. Int. J. Communications, Network and System Sciences. Vol. 10. 2017. P. 251–260.
31. QoS in the MPLS-DiffServ network / A. Saika, R. El Kouch, B. Raouyane, M. Bellafkih, M.M. Himmi. Sciences of Electronics, Technologies of Information and Telecommunications (SETIT): 6th International Conference (Sousse, Tunisia, 21–24 March 2012). Sousse, 2012. P. 507–510.
32. Лемешко А.В., Ахмад М. Хайлан, Семеняка М.В. Модель и метод иерархической маршрутизации на основе резервирования ресурсов в сети IP/IntServ. Радиотехника: Всеукр. межвед. науч.-техн. сб. 2010. Вып. 163. С. 79–84.
33. Lemeshko A., Hailan Ahmad M., Yevsyeyeva O. Mathematical Model and Method of Routing with Resources Reservation in IP/IntServ Network. Proceedings of International Conference on Modern Problem of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science (TCSET'2012) (Lviv–Slavske, Ukraine, 21–24 Feb. 2012). Lviv–Slavske, 2012. P. 325–326.
34. An efficient dynamic multicast routing algorithm with advance resource reservation awareness / P. Pavarangkoon, A. Gunabhibal, C. Pomavalai, R. Varakulsiripunth. Advanced Communication Technology: 6th International Conference on (Phoenix Park, Korea, 9–11 Feb. 2004). Phoenix Park, 2004. P. 651–655
35. End-to-End Resource Reservations in Distributed Embedded Systems / M. Ashjaei, S. Mubeen, M. Behnam, L. Almeida, T. Nolte. 22nd International Conference on Embedded and Real-Time Computing Systems and Applications (RTCSA) (Daegu, South Korea 17–19 Aug. 2016). Daegu, 2016. P. 1–11.
36. Евсева О.Ю. Решение задачи иерархическо-координационной маршрутизации в телекоммуникационных сетях методом предсказания взаимодействия. Открытые информационные и компьютерные интегрированные технологии. 2003. Вып. 21. С. 102–111.

37. Abe J.F., Mantar H.A. Multipath Routing and Brokering in Inter-Domain or Inter-AS with SDN: A Model. 2017 Advances in Wireless and Optical Communications (RTUWO'17): proceedings of Conference (Riga, Latvia, November 2017). Riga, 2017. P. 192–197.
38. Lemeshko O., Ahmad M. Hailan, Ali S. Ali. A flow-based model of two-level routing in multiservice network. Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science. Proceedings of the international Conference TCSET'2010. (Lviv–Slavsko, 2010). Lviv, 2010. P. 225.
39. Fakhrali S., Zarandi H.R. FXY: a hierarchical routing algorithm to balance performance and fault tolerance in networks-on-chip. Journal of Circuits, Systems and Computers, Vol. 23. Issue 10. December 2014. P. 1450146-1-23.
40. Лемешко А.В., Ахмад М. Хайлан. Многоуровневое управление трафиком в сети MPLS–TE DiffServ на основе координационного принципа прогнозирования взаимодействий. Проблемы телекоммуникацій. 2010. № 1 (1). С. 35–44. URL: [http://pt.journal.kh.ua/2010/1/1/101\\_lemeshko\\_traffic.pdf](http://pt.journal.kh.ua/2010/1/1/101_lemeshko_traffic.pdf).
41. Gholamian M.R., Heydari M. An inventory model with METRIC approach in location-routing-inventory problem. Advances in Production Engineering & Management. Vol. 12. N 2. June 2017. P. 115–126.
42. Lemeshko O.V., Yeremenko O.S. Dynamics Analysis of Multipath QoS-Routing Tensor Model with Support of Different Flows Classes. Smart Systems and Technologies (SST): 2016 International Conference (Josip Juraj Strossmayer University of Osijek, Croatia. 12–14 Oct. 2016). Croatia, 2016. P. 225–230.
43. Research Challenges for Traffic Engineering in Software Defined Networks / I.F. Akyildiz, A. Lee, P. Wang and other. IEEE Network. Vol. 30. Issue 3. P. 52–58.
44. Stochastic time-dependent vehicle routing problem: Mathematical models and ant colony algorithm / Zh. Duan, Sh. Sun, Sh. Sun, W. Li. Advances in Mechanical Engineering. 2015. Vol. 7(11). P. 1–16.
45. Domain clustering for inter-domain path computation speed-up / L. Maggi, J. Leguay, J. Cohen, P. Medagliani. An international Journal Networks. 2017. Vol. 71, Issue 3. P. 1–19.
46. IP Fast Rerouting for Multi-Link Failures / T. Elhourani, A. Gopalan and other. IEEE/ACM Transactions on Networking. 2016. P. 3014–3025.
47. Kwon D., Park J.H., Kim D.K. Hierarchical multicast transmission for single cell point-to-multipoint (SC-PTM) in cellular networks. Information and Communication Technology Convergence (ICTC), 2017 International Conference on (Jeju, South Korea, 18–20 Oct. 2017). Jeju, 2017. P. 737–741.

48. Мерсни А. Двухуровневый метод многопутевой маршрутизации многоадресных потоков в телекоммуникационной сети. Наукові записки УНДІЗ. 2017. № 2(46). С. 98–106.
49. Lemeshko O., Yeremenko O., Hailan A.M. Two-level Method of Fast ReRouting in Software-Defined Networks. Proc. Fourth International Scientific-Practical Conference Problems of Infocommunications Science and Technology (PIC S&T), (Kharkiv, 10–13 October 2017). Kharkiv, 2017. P. 376–379.
50. Лемешко А.В., Невзорова Е.С., Арус К.М. Анализ сходимости координационной процедуры при реализации иерархической маршрутизации в телекоммуникационной сети. Проблеми телекомунікацій. 2015. № 1 (16). С. 54–71. URL: [http://pt.journal.kh.ua/2015/1/1/151\\_lemeshko\\_coordination.pdf](http://pt.journal.kh.ua/2015/1/1/151_lemeshko_coordination.pdf).
51. Nevzorova O., Hasan A.K., Korshets O.A. Convergence Analysis of the Hierarchical Routing Method. Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications, and Computer Science: proc. of XII International Conf. (Lviv–Slavske, 25 February–1 March 2014). Lviv–Slavske, 2014. P. 587–589.
52. Невзорова Е.С. Анализ сходимости метода иерархической маршрутизации. Радиоэлектроника и молодежь в XXI веке: материалы 18-го Международного мол. форума (Харьков, 14–16 апреля 2014). Харьков: ХНУРЭ, 2014. С. 71–72.
53. Nevzorova Ye.S., Arous K.M., Salakh M.T.R. Method for hierarchical coordinated multicast routing in a telecommunication network. Telecommunication and Radio Engineering. 2016. Vol. 75. P. 1137–1151.
54. Nevzorova O., Arous K., Hailan A. Flow-based model of hierarchical multicast routing. Problems of Infocommunications Science and Technology, PICS&T'2015: proceedings of Second International Scientific-Practical Conference (Kharkiv, 13–15 Oct. 2015). Kharkiv, 2015. P. 50–53.
55. Невзорова Е.С., Арус К.М. Анализ модели двухуровневой многоадресной маршрутизации в телекоммуникационной сети. Современные информационно-телекоммуникационные технологии: материалы научно-технической конф. (Київ, 17–20 ноября 2015). Киев, 2015. С. 98–100.
56. Nevzorova O., Arous K.M., Ali A.S. Research of the flow-based model of hierarchical multicast routing. Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications, and Computer Science: proceedings of XIII International Conference (Lviv–Slavske, 23–26 Feb. 2016). Lviv–Slavske, 2016. P. 889–892.
57. Lemeshko O., Nevzorova O., Hailan A. The increasing convergence of coordination procedure in the implementation of multipath hierarchical routing. Problems of Infocommunications Science and Technology PICS&T'2014:

proceedings of First International Scientific-Practical Conference (Kharkiv, Ukraine, 14–17 Oct. 2014). Kharkiv, 2014. P. 45–48.

58. Спосіб підвищення збіжності координаційної процедури в ході оптимізації процесу ієрархічної маршрутизації в телекомунікаційній мережі: патент Україна: МПК (2015.01) G 06 G 3/00. № u201412829; заявка 01.12.2014; опуб. 25.05.2015, бюл. № 10. 7 с.

59. RFC 3272 – Overview and Principles of Internet Traffic Engineering / D. Awduche, A. Chiu, A. Elwalid, I. Widjaja and other. IETF proposed standard, May 2002. 70 p.

60. Simha A., Osborne E. Traffic Engineering with MPLS. Cisco Press, 2002. 608 p.

61. Seok Yo., Lee Yo., Choi Ya., Kim C. A constrained multipath traffic engineering scheme for MPLS networks. Proc. of IEEE ICC 2002. (New York, 2002). New York, 2002. P. 2431–2436.

62. Wang Y., Wang Z. Explicit routing algorithms for Internet Traffic Engineering. Computer Communications and Networks: Proceedings Eight International Conference. (Boston, USA, 11–13 Oct. 1999). Boston, 1999. P. 582–588.

63. Невзорова О.С. Розробка та дослідження методу ієрархічно-координаційної внутрішньодоменної маршрутизації в телекомунікаційній мережі MPLS-TE. Проблеми телекомунікацій. 2017. № 2 (21). С. 3–15. URL: [http://pt.journal.kh.ua/2017/2/1/172\\_nevzorova\\_hierarchical.pdf](http://pt.journal.kh.ua/2017/2/1/172_nevzorova_hierarchical.pdf)

64. Невзорова Е.С., Тарики Надия. Анализ сходимости иерархической маршрутизации с использованием технологии Traffic Engineering // Радиоэлектроника и молодежь в XXI веке: материалы 19-го Международного молодежного форума: сб. материалов форума. Т. 4. (Харьков: ХНУРЭ, 20–22 апреля 2015). Харьков, 2015. С. 75–76.

65. Nevzorova O., Vavenko T., Arif F.A.R. Hierarchical method of load-balancing routing in MPLS network. Problems of Infocommunications. Science and Technology (PIC S&T): 4th International Scientific-Practical Conference (Kharkov, Ukraine, 10–13 Oct. 2017). Kharkov, 2017. P. 434–438.

66. Lemeshko O., Nevzorova O., Rossikhin V., Hailan A.M. Hierarchical Method of Load Balancing Routing on SDN Controllers with Multicore Architecture. Problems of Infocommunications. Science and Technology (PIC S&T): International Scientific-Practical Conference (Kharkiv, Ukraine, 9–12 Oct. 2018). Kharkiv, 2018. P. 1–4.

67. Невзорова О.С., Шаповалова А.С., Обиденнова М.С. Ієрархічно-координаційний метод маршрутизації в програмно-конфігурованій мережі.

Фізико-технологічні проблеми передавання, оброблення та збереження інформації в інформаційних системах (PREDT): матеріали VII Міжнародної науково-практичної конференції (Чернівці, Україна, 8–10 листопада 2018). Чернівці, 2018. С. 104–105.

68. Невзорова Е.С. Исследование сходимости иерархическо-координационного метода маршрутизации. Проблемы експлуатації та захисту інформаційно-комунікаційних систем: тези науково-практичної конференції (Київ, 2–4 червня 2015). Київ, 2015. С. 157–158.

69. Lemeshko O., Nevzorova O., Mersni A., Nailan A.M., Ali A.S., Harkusha S. Improved two-level method of multicast routing in MPLS-TE network // 2019 IEEE 2nd Ukraine Conference on Electrical and Computer Engineering (UKRCON), July 2–6, 2019. Lviv, Ukraine. P. 846–850.

70. Лемешко А.В., Невзорова Е.С., Ильяшенко А.Е. Разработка и анализ метода иерархическо-координационной междоменной маршрутизации в телекоммуникационной сети. Наукові записки Українського науково-дослідного інституту зв'язку. 2016. № 4 (44). С. 49–67.

71. Лемешко А.В., Ильяшенко А.Е., Коваленко Т.Н., Невзорова Е.С. Разработка и анализ диакоптического метода междоменной маршрутизации с балансировкой нагрузки в телекоммуникационной сети. Проблемы телекомунікацій. 2018. № 1(22). С. 3–24. URL: [http://pt.journal.kh.ua/2018/1/1/181\\_lemeshko\\_diacoptic.pdf](http://pt.journal.kh.ua/2018/1/1/181_lemeshko_diacoptic.pdf).

72. Lemeshko O., Nevzorova O., Vavenko T. Hierarchical coordination method of inter-area routing in telecommunication network. Radio Electronics & Info Communications (UkrMiCo): proceedings of International Conference (Kyiv, 11–16 Sept. 2016). Kyiv, Ukraine, 2016. P. 1–4.

73. Lemeshko O., Nevzorova O., Vavenko T. Two-level method of hierarchical inter-area routing in network. Physical and technological problems of transmission, processing and storage of information in infocommunication systems: proceedings of V International Scientific Practical Conference (Chernivtsi, 3–5 november 2016). Chernivtsi, 2016. P. 154–155.

74. Невзорова Е.С., Ильяшенко А.Е. Метод иерархической междоменной маршрутизации на основе принципа целевой координации. Інформатика, математика, автоматика: матеріали науково-технічної конференції (Суми, 17–21 квітня 2017). Суми, 2017. С. 106.

75. Lemeshko O., Nevzorova O., Nailan A.M. Research of hierarchical coordination method of inter-area routing in telecommunication network. Problems

of infocommunications Science and Technology (PIC S&T'2016): III Intern. Scientific-Practical Conf. (Kharkiv, 4–6 Oct.2016). Kharkiv, 2016. P. 135–138.

76. Невзорова Е.С., Ильяшенко А.Е. Исследование метода иерархической междоменной маршрутизации. Радиоелектроніка та молодь у XXI столітті: матеріали 21-го міжнародного молодіжного форуму (Харків, 25–27 квітня 2017). Харків, 2017. С. 57–58.

77. Лемешко А.В., Невзорова Е.С. Разработка трехуровневого метода иерархической маршрутизации на основе принципа целевой координации. Радиоэлектроника и информатика. 2017. № 2 (77). С. 15–19.

78. Невзорова Е.С., Ильяшенко А.Е. Трехуровневый метод иерархической маршрутизации. Перспективи розвитку інформаційно-телекомунікаційних технологій та систем ПРІТС 2017: тези допов. ІХ Міжнародна науково-технічна конференція студентів та аспірантів (Київ НТУУ «КПІ ім. Ігоря Сікорського»), 2017). Київ, 2017. С. 475.

79. Lemeshko O., Yeremenko O., Nevzorova O., Vavenko T. Three-level Method of Hierarchical Coordination Routing in Multi-Area Network. Conference on Information and Telecommunication Technologies and Radio Electronics (UkrMiCo'2017): IEEE The Second International Conference, (Kyiv, 11–15 Sept. 2017) Kyiv, 2017. P. 1–4.

80. Lemeshko O., Yeremenko O., Nevzorova O. Hierarchical Method of Inter-Area Fast Rerouting. Transport and Telecommunication Journal. 2017 18(2). P. 155–167.

81. Yeremenko O., Nevzorova O., Ali Salem Ali. Two-level method of fault-tolerant inter-area routing. The Experience of Designing and Application of CAD System in Microelectronic (CADSM): 14th International Conference (Polyana-Svalyava (Zakarpattya), 21–25 February 2017). Polyana–Svalyava, 2017. P. 105–108.

82. Tiso J., Teare D. Designing Cisco Network Service Architectures (ARCH): Foundation Learning Guide. Cisco press. 2011. 733 p.

83. Cisco Networking Academy (Ed.). Routing Protocols Companion Guide. Pearson Education. 2014. 792 p.