

УДК 621.391

ПІДВИЩЕННЯ ЕФЕКТИВНОСТІ РОЗПОДІЛУ РЕСУРСІВ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНОЇ МЕРЕЖІ ШЛЯХОМ ЗМІНИ МАРШРУТІВ ПЕРЕДАВАННЯ ДАНИХ



[Б.А. БУГИЛЬ](#), [М.М. КЛИМАШ](#),

[О.А. ЛАВРІВ](#), [І.В. ДЕМИДОВ](#)

Національний університет

«Львівська політехніка»

Abstract – The article deals with reasons why the planned network resource is not used completely. The main attention is paid to the dynamic routing protocol, which doesn't consider the current load of local network segments according to the principle of its functioning. In the paper local segments loading considers with existence of a constant flow to reduce the computational complexity of the proposed method. The method is proposed in the work to maximize the use of network resources and resource allocation improving based on alternative routes variation through less loaded local segment. The proposed method is implemented as a simulation model in Matlab. It allows making decision on routes variation based on introduced resource allocation efficiency index. The article shows results of two experiments on the proposed method to determine its adequacy. The task of the first experiment is to determine the effectiveness of the method to vary the network resources allocation for simple network structure. The second experiment compares the value of resource allocation efficiency index with load balancing according to the protocol EIGRP and the one with route replacement. The proposed method replaces dynamically defined routes to alternative that maximizes the efficient use of shared network resource..

Анотація – Запропоновано метод підвищення ефективності розподілу ресурсів телекомунікаційної мережі на основі вибору та заміни маршрутів. За допомогою програмної моделі, розробленої у системі MatLab, здійснено порівняння між ефективністю балансування потоку та заміною маршруту для досягнення максимального використання ресурсів мережі.

Аннотация – Предложен метод повышения эффективности распределения ресурсов в телекоммуникационной сети на основе выбора и замены маршрутов. С помощью программной модели, разработанной в системе MatLab, произведено сравнение между эффективностью балансировки потока и заменой маршрута для достижения максимального использования ресурсов сети.

Вступ

Постійне збільшення об'ємів трафіка в телекомунікаційних мережах, широке впровадження різноманітних сервісів в реальному масштабі часу, а найголовніше – загальнодоступність мережі Internet спонукають провайдерів нарощувати мережеві ресурси, а інженерів – розробляти нові технології високошвидкісного передавання даних. Мережі стали невід'ємною частиною сьогодення, з них можна дізнатись про останні світові новини, подивитись трансляцію телепередач, поспілкуватись із знайомими на іншому кінці світу, а найголовніше – кожного дня з'являються нові способи використання мережі для задоволення потреб людства. Ключовим фактором у такому розвитку є саме загальнодоступність мереж, що є стимулюючим фактором їх використання, а для операторів – великою проблемою, яка зачіпає питання мінімі-

зації залучених коштів у процесі побудови та експлуатації мережі із забезпеченням високого рівня якості обслуговування (QoS). Питанням проектування телекомунікаційних мереж присвячені роботи [1, 2], в яких обґрунтовується вибір об'єму мережевого ресурсу та його використання [3] в процесі функціонування мережі. Однак, здійснивши обґрунтування вибору мережевих ресурсів, не завжди можна досягти максимізації показника ефективності їх використання. Основні напрямки вирішення такого класу задач можна поділити на дві групи: оптимальний вибір маршрутів та вдосконалення методів управління трафіком і дослідження властивостей трафіка із забезпеченням необхідних ресурсів на етапі проектування [2]. Обидва напрямки мають ціль максимально ефективно використовувати мережеві ресурси. Їх поєднання є наступним кроком у дослідженнях, а дана робота присвячена питанню оптимального вибору маршрутів у телекомунікаційних мережах за критерієм рівномірного використання мережевих ресурсів.

Процес маршрутизації невід'ємно пов'язаний із структурою телекомунікаційної мережі, що закладена на етапі її проектування, і складність маршрутизації безпосередньо залежить від відповідності фізичної структури мережі віртуальній [4], яку утворює процес маршрутизації. Під складністю маршрутизації розуміємо неоднозначність вибору маршрутів між кожною парою вузлів у заданій структурі мережі. Зменшення зв'язності структури мережі зменшує складність вибору маршрутів, так як зменшується кількість безпосередніх з'єднань між вузлами. Даний вибір може здійснювати адміністратор мережі, який шляхом об'єднання багатьох факторів може ефективно вибрати статичні маршрути у нескладних структурах. Статичні маршрути мають власні переваги і активно використовуються у роботі мережі, та основним інструментом маршрутизації у сучасних мережах є протоколи динамічної маршрутизації. Автоматичний вибір маршрутів, їх оновлення та забезпечення відновлення роботи мережі при виході з ладу її окремих елементів робить управління мережею незалежним від людського фактору. Основним недоліком динамічної маршрутизації є недосконалість алгоритмів вибору маршрутів та недосконалість метрик, що включають незначну кількість мережевих параметрів, які враховують при виборі маршрутів. Компроміс між збіжністю та оптимальністю вибору маршрутів є основою при розробці протоколів динамічної маршрутизації; найчастіше застосовують алгоритми Дейкстри та Белмана-Форда, які є основою більшості сучасних протоколів. Основним недоліком протоколів динамічної маршрутизації є те, що вибір оптимального маршруту здійснюється на основі однокритеріальної метрики, яка не охоплює всіх особливостей функціонування мережі і стає причиною неефективного використання мережевих ресурсів.

I. Аналіз проблеми та постановка задачі

Основною задачею даної роботи є розроблення методу визначення альтернативних маршрутів і заміна ними оптимальних за традиційними алгоритмами динамічної маршрутизації маршрутів на основі критерію максимізації показника ефективності використання ресурсів мережі. Аналізуючи процес маршрутизації у мережах різних

структур [4], було помічено, що без врахування параметру завантаження ланки мережі протоколи динамічної маршрутизації спрямовують велику частину маршрутів по одному з ребер. У деяких структурах ця ситуація є неминучою, що свідчить про наявність "вузького місця" у мережі, або ж дана ланка є елементом магістрального каналу (backbone). Однак в обох випадках завантаженість даного сегменту є суттєво більшою від інших сегментів мережі, що породжує нерівномірність у використанні мережевих ресурсів. За пікових навантажень використання таких сегментів прямує до максимального, і, навіть при уникненні перевантаження, для потоку даних спостерігається зниження параметрів QoS (затримка, джитер тощо). Основні зусилля для вирішення даної задачі [2] спрямовані на удосконалення методів пріоритетного обслуговування черг, застосування механізмів IntServ та збільшення швидкості обробки пакетів [5]. Зазначені рішення на практиці показали свою ефективність щодо дотримання параметрів QoS, однак проблему "вузьких місць" не вирішують. Вони раціонально розпоряджаються ресурсами, наявними у певному сегменті мережі, віддаючи їх високопріоритетному трафіку, тим самим забезпечуючи дотримання параметрів QoS. При цьому мережа в цілому містить достатню кількість вільних ресурсів, за рахунок яких є можливість організувати альтернативний шлях для передавання певного класу трафіка, що завантажує магістральний канал або ж "вузьке місце" локального сегмента мережі.

Причиною наявності незавантажених альтернативних ресурсів є те, що протоколи динамічної маршрутизації використовують однокритеріальну метрику і працюють згідно з чіткою логікою. Така їх особливість призводить до порушення балансу у розподілі ресурсів мережі. До прикладу, досвідчені водії, які знаючи про існування довших або ж вужчих, однак не перевантажених транспортом доріг, оберуть саме їх, тобто вони здатні "йти на компроміс" для досягнення кінцевої мети. Для пристроїв, які керуються чіткою логікою, такого поняття не існує, і вони, знаючи про довший або ж вужчий шлях, будуть вважати його неоптимальним і вперто стоятимуть в "заторах". Вихід із такої ситуації забезпечує застосування статичної маршрутизації, коли адміністратор мережі власноруч змінює конфігурацію маршрутів. Звісно, для невеликих мереж та у випадку явно виражених перевантажених сегментів досить легко виявити, які саме маршрути можна змінити. Для складних структур мережі з великою кількістю вузлів єдиним способом виявлення "вузьких місць" є краш-тести при моделюванні на комп'ютерних симуляторах. Найбільш популярними з них є: Opnet, NS_3, NetSim, GloMoSim, OMNeT++, які широко використовуються як науковцями для дослідів, так і телекомунікаційними компаніями для проектування та тестування мереж. Завдяки комп'ютерному моделюванню вдається виявити більшість мережевих проблем і уникнути їх ще до початку будівництва мережі. Однак мережевий трафік є випадковим процесом, і моделі, які його описують, мають значний ступінь наближення, що в кінцевому випадку призводить до виникнення перевантажень або непрацездатності мережі.

Перевантаження та вихід з ладу мережі в даному контексті не стосуються надійності мережевих пристроїв, а відображають реакцію мережі на різкий стрибок інтенсивності мультисервісного трафіка. Саме мультисервісний трафік накладає жорсткі вимоги на мережеві пристрої при його передаванні. Різномірність трафіка змушує мережеві пристрої здійснювати його аналіз та обробляти у відповідності із типом сервісу ToS,

створювати пріоритетні черги, застосовувати складні схеми обслуговування, що, зрештою, перетворює маршрутизатор із пристрою доставки пакета у складний доволі повільний аналізатор. Дана тенденція є наслідком конвергенції мереж, яка призводить до уніфікації мережевих пристроїв на основі програмного управління.

На сьогодні єдиним способом управління розподілом мережевих ресурсів у процесі маршрутизації є балансування трафіка [6, 7], тобто всі еквівалентні маршрути, через які можна досягнути одержувача, використовуються для доставки пакетів. При такій маршрутизації трафік рівномірно завантажує різні сегменти мережі, і, хоча метрики кожного з маршрутів однакові, параметри QoS для пакетів можуть відрізнитися. Тому, без урахування завантаженості каналів найкоротші маршрути не будуть оптимальними. Однак завантаженість мережі є випадковою величиною, і її урахування спричинить постійне перевизначення маршрутів, що суттєво вплине на обслуговування пакетів. Дослідження поведінки трафіка та можливість його передбачення є суттєвим аспектом у процесі розподілу мережевих ресурсів телекомунікаційних мереж і дозволяє за допомогою маршрутизації оптимально його розподілити. Основна мета роботи – розроблення методу оптимального розподілу потоків трафіка у процесі маршрутизації для максимізації ефективності використання ресурсів мережі.

II. Опис прийнятих обмежень та вирішення поставленої задачі

У статті особливості обробки трафіка мережевими пристроями не враховуються, а кожен вузол представлено як точку сходження ліній (ребер). Такі обмеження викликані використанням теорії графів, яка основну увагу зосереджує на структурних аспектах моделі мережі. Певною мірою завантаженість буфера, втрату пакетів та затримку можна врахувати у вагах ребер, однак розв'язування оберненої задачі є складним. В роботі здійснюється балансування кількості потоків по ребрах із наступних міркувань: вага (коефіцієнт) кожного ребра рівна "1", якщо по ребру проходить потік, йому відводиться частка зайняття пропорційно двом факторам: кількості суміжних потоків та найменшій частці зайняття на всьому маршруті (теорема про максимальну пропускну здатність). Тому припускаємо, що в залежності від обраного маршруту потокам надається різний ресурс.

Врахування характеристик трафіка є наступним етапом роботи і полягає у розрахунку необхідної певному класу трафіка частки зайняття пропускну здатності певного маршруту; на даному етапі значення таких коефіцієнтів (часток зайняття) прийнято однаковими, а їх сума дорівнює одиниці. Одиниця відповідає використанню всієї пропускну здатності ребра. Розрахований коефіцієнт повинен бути інтегрований у метрику маршрутизації, що дасть можливість обирати маршрути із забезпеченням максимального показника ефективності розподілу ресурсів мережі.

В протоколах динамічної маршрутизації пошук найкоротших шляхів здійснюється за алгоритмами Беллмана-Форда або Дейкстри. Дані алгоритми використовуються у найбільш популярних протоколах маршрутизації RIP та OSPF, знаходячи найкоротші маршрути відповідно до метрик протоколу. В теорії графів обидва алгоритми дають однаковий результат, знаходячи найкоротші шляхи від початкової ве-

ршини до решти вершин графа по заданих вагах ребер за різний час, та з тією відмінністю, що алгоритм Беллмана-Форда працює із від'ємними вагами ребер. Враховуючи складність алгоритму Беллмана-Форда $O(|V| \times |E|)$ та алгоритму Дейкстри $O(|V|^2 + |E|)$, доцільність використання останнього виявляється у сильно зв'язних графах, де $|E| \gg |V|$. Для того, щоб граф відповідав телекомунікаційній мережі, він повинен бути зв'язним. Відповідно мінімальна кількість ребер для зв'язного графа $G = (V, E)$ із $|V|$ вершин становить $|E_{\min}| = |V| - 1$ (для деревоподібної топології), а максимальна – $|E_{\max}| = \sum_{n=1}^{|V|-1} |V| - n = \frac{(|V|^2 - |V|)}{2}$ (для повнозв'язної, коли повністю заповнена верхня або нижня діагональ матриці суміжності). Вводячи критерій зв'язності, бачимо, що частка структур, де $|E| \approx |V|$ є незначною, тому для сильно зв'язних структур із великою кількістю вузлів тривалість роботи алгоритму Дейкстри є меншою.

Хоча обидва згадані алгоритми використовуються протоколами динамічної маршрутизації, у роботі для пошуку найкоротших шляхів у зваженому неорієнтованому графі використано алгоритм Флойда. Основна причина його застосування – це побудова матриці найкоротших шляхів між усіма вершинами графа за час $O(|V|^3)$. У випадку використання алгоритмів Беллмана-Форда або Дейкстри для побудови матриці найкоротших шляхів потрібно $|V|$ разів запустити алгоритм для кожної із вершин графа, що для алгоритму Дейкстри займе $O(|V|^3 + |V| \times |E|)$. Тобто, тривалість побудови матриці найкоротших шляхів найменша у випадку застосування алгоритму Флойда.

Розв'язання поставленої в роботі задачі здійснено у декілька етапів, на яких отримуються вхідні дані, порівнюються та вибираються кращі маршрути. Першим кроком є пошук шляхів у досліджуваній структурі графа та формування матриць найкоротших шляхів і завантаженості ребер потоками R . Кожен протокол динамічної маршрутизації виконує дані операції за виключенням побудови останньої матриці. В реальності така матриця виражає завантаженість ребра, з тією особливістю, що завантаженість виражається кількістю потоків, що проходять по ребру. У роботі матриця завантаження ребер потоками є ключовою, і всі подальші дії будуть виконуватись над нею.

Нехай маємо граф $G = (V, E)$, тоді $e_{i,j} = (i, j), i \neq j, v_i, v_j \in V$ визначає ребро графа, що з'єднує вершини v_i і v_j . Результатом застосування алгоритму Флойда до $G = (V, E)$ є матриця найкоротших шляхів W_{route} , де кожен її елемент є шляхом $\mu(i, j) = \{e_{i,l}, e_{l,m}, \dots, e_{k,j}\}, i \neq j, v_i, v_l, v_m, v_k, v_j \in V$. Даний запис містить послідовність ребер $e_{l,m}$ графа G , які належать вибраному найкоротшому шляху. Якщо граф повнозв'язний, то кожен елемент матриці містить лише одне ребро, яке з'єднує відповідні вершини. У решти структур графів ребра можуть повторюватись в декількох шляхах. Для неорієнтованого графа буде достатньо враховувати шляхи, записані над або під діагоналлю матриці. Матриця завантаженості ребер потоками R характери-

зує кількість найкоротших шляхів, що проходять через кожне ребро графа. Відповідно незаповнені елементи вказують на відсутність ребра між вузлами v_i та v_j , а елементи, що відповідають ребрам графа, можуть приймати значення від 0 до $|E_{\max}|$.

Заповнення даної матриці відбувається на основі матриці найкоротших шляхів шляхом сумування кількості потоків, що проходять через ребро $e_{l,m}$

$$R_{l,m} = \begin{cases} R_{l,m} + 1, e_{l,m} \in \mu \\ R_{l,m}, e_{l,m} \notin \mu \end{cases}, \mu \in W_{\text{rout}}, v_l, v_m \in V, \text{ що входять до будь-якого із найкоротших}$$

шляхів. Як зазначено вище, коефіцієнт кожного ребра $e_{l,m}$ рівний "1", однак в подальшому його буде замінено часткою зайняття потоком пропускної здатності каналу, який представлено ребром між вказаними вершинами із врахуванням властивостей трафіка та завантаженості мережі. Таким чином, буде існувати матриця завантаженості мережі, що представлена графом $G = (V, E)$, елементами якої будуть значення частки зайняття сумарним потоком пропускної здатності ребра в Мбіт/с та часткових потоків, що проходять через дане ребро.

Аналізуючи отримані значення матриці R , можна наперед сказати про характер розподілу мережевих ресурсів при виборі маршрутів. Якщо всі записи є однако-вими, то ресурси розподілені рівномірно між усіма маршрутами, тому без введення коефіцієнту завантаженості вибрані маршрути найбільш задовільні. Виходячи з вищесказаного, критерій оптимальності розподілу ресурсів у мережі можна записати як $\min[\max(R) - \min(R)]$. При формальному представленні потоків з точки зору частки зайняття дана величина характеризує потенційно вузькі місця мережі, і для алгоритмів маршрутизації її можна визначити із таблиці маршрутизації шляхом підрахунку кількості записів на кожен інтерфейс маршрутизатора. Із врахуванням ситуації, що склалася при IP-маршрутизації, для граничних мережевих пристроїв зовнішній канал буде містити найбільшу кількість потоків на ребро, але визначати його як потенційно перевантажений є невірним. Однак суть введення матриці завантаженості ребер потоками полягає у тому, щоб визначити, які потоки будуть проходити через вказане ребро, і в подальшому, просумувавши швидкості кожного потоку, визначити сумарну завантаженість (Мбіт/с). Так можна діяти при відомих значеннях інтенсивностей потоків між кожною парою вузлів, а в даному випадку враховуємо лише факт існування потоку, що відображено матрицею.

У випадку, коли всі елементи матриці R є однаковими, подальша оптимізація є непотрібною, однак у протилежному випадку для топологічних структур із великою зв'язністю завжди є можливість перевизначення маршрутів для рівномірного завантаження всіх сегментів мережі. Для цього потрібно знайти у матриці R значення найменш завантажених ребер і перенаправити потоки, наявні у перенасичених ребрах, у знайдені. Оскільки шлях представляє собою послідовність ребер, потрібно виділити із досліджуваної структури, представленної графом мережі, не просто окремі найменш завантажені ребра, а зв'язний підграф. Для цього застосовано алгоритм пошуку найменшого зв'язного дерева (Minimum Spanning Tree, MST) до матриці завантаженості ребер шляхами R . Побудоване дерево $G_{MST}(V, E_{\min})$ буде містити всі

вузли графа G , з'єднані мінімальною кількістю ребер, що відносяться до найменш завантажених. В отриманій структурі існує лише один шлях між двома вузлами без врахування зворотного, і він являє собою потенційний обхідний шлях між вузлами через незавантажений сегмент мережі. Для знаходження потенційних обхідних шляхів потрібно застосувати алгоритм Флойда до знайденого найменшого зв'язного дерева $G_{MST}(V, E_{\min})$ та сформуванати матрицю шляхів W_{MST} . Отримана матриця шляхів W_{MST} може містити найкоротші шляхи, визначені у матриці W_{rout} , та обхідні шляхи з максимальним рангом $r = |V| - 1$, оскільки деревовидна структура виключає наявність петель. Порівнявши матриці W_{rout} та W_{MST} потрібно знайти різні шляхи, за винятком шляхів максимального рангу, та внести їх у проміжну матрицю W_{change} . Основна задача на даному кроці – знаходження шляхів, які із найбільшою вірогідністю посприяють покращенню розподілу ресурсів мережі. Найкраще взаємно замінювати шляхи, в яких різниця метрик є мінімальною, що пояснюється мінімальним значенням додаткового навантаження ребер обхідного шляху, однак не для всіх конфігурацій мережі це справедливо.

При заміні існуючого шляху в матриці W_{rout} на один із шляхів матриці W_{MST} розподіл ресурсів мережі зміниться так само, як розподіл завантаженості ребер шляхами R :

$$K = \min \left(\sum_{i,j} \left(\frac{\sum R_{i,j}}{|E|} - R_{i,j} \right) \right). \quad (1)$$

Відповідно, не кожен відібраний маршрут посприяє позитивному перерозподілу ресурсів, тому запропоновано ввести показник ефективності розподілу ресурсів (1), за яким буде здійснюватись оптимізація. Критерієм вибору шляху, який необхідно замінити, є мінімальне значення показника K . Тому для кожного варіанта матриці $W_{rout}^{\mu_{MST}}$, створеної заміною шляху $\mu(i, j)$ на $\mu_{MST}(i, j), i \neq j, v_i, v_j \in V$, потрібно розрахувати матрицю $R^{\mu_{MST}}$ та показник $K^{\mu_{MST}}$ для неї. Знайшовши шлях, що задовольняє критерію (1), здійснюємо його підстановку в матрицю W_{rout} .

Мінімальне значення показника $K^{\mu_{MST}}$ вказує на матрицю з покращеним вибором шляхів з точки зору розподілу ресурсів. Для формування найбільш рівномірного розподілу ресурсів може знадобитись заміна більш як одного шляху, а для структур з кількістю ребер, більшою за $|E| = i \cdot |E_{\min}| + 1, i = 2, 3, \dots, N$ потрібно повторно застосувати алгоритм MST. У таких структурах існує більш як одне мінімальне зв'язне дерево і для досягнення мінімального значення критерію K потрібно збалансувати навантаження по всіх ребрах, поступово перенаправивши шляхи в кожне із отриманих дерев. Метод підвищення ефективності розподілу ресурсів мережі шляхом зміни маршрутів представлений на рис. 1 у вигляді блок-схеми.

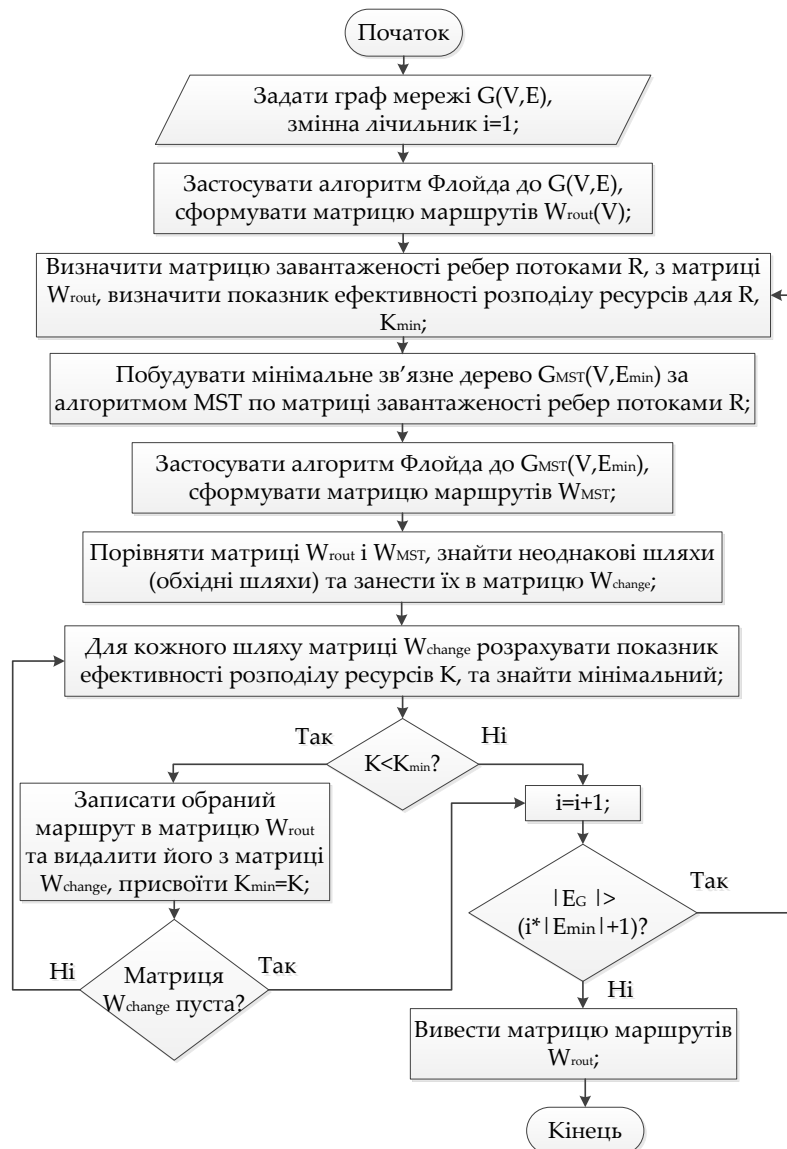


Рис. 1. Послідовність кроків при зміні розподілу мережевих ресурсів

III. Дослідження ефективності розподілу мережевих ресурсів

Не для всіх структур мережі можливо змінити розподіл ресурсів через відсутність обхідних шляхів, що і спостерігається для графів з малою зв'язністю. Однак, якщо існують обхідні шляхи, потрібно визначити, який з них буде оптимальним не за критерієм найменшої кількості переходів або значення пропускної здатності каналу, а за рівномірним розподілом ресурсів мережі. Для прикладу розглянемо мережу, структуру якої представлено на рис. 2; вона є простою з точки зору аналізу та використовується для перевірки правильності запропонованого методу. Досліджувана структура мережі характеризується малою зв'язністю ($|E| = |V|$) і має замкнену кільцеву топологію, що передбачає наявність двох шляхів між кожною парою вузлів, крім $\mu(6,7)$ та $\mu(8,9)$. Розглянемо вибір маршрутів за критерієм найменшої кількості переходів (RIP, алгоритм Беллмана-Форда). Якщо між вершинами v_i та v_j існує маршрут, вважаємо, що між ними існує потік, тоді загальна кількість потоків у дос-

ліджуваній мережі становить 36. Основна частина маршрутів проходить через вузли 6 та 8. В інтерпретації матриці R її елемент $R_{6,8}$ буде мати максимальне значення, тобто позначатиме потенційно "вузьке місце" мережі.

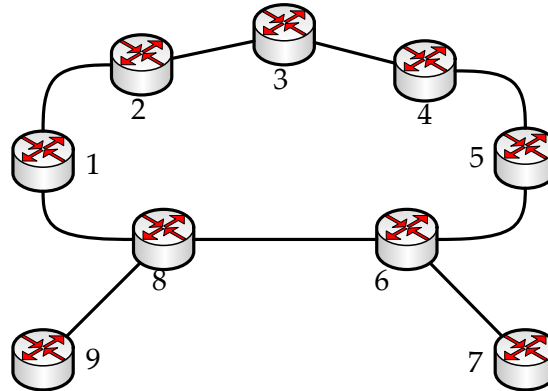


Рис. 2. Структура мережі, що досліджується

На рис. 3 представлено маршрути у кожному ребрі досліджуваної структури, з якого чітко видно, що верхня частина мережі є менш завантаженою з точки зору кількості потоків, що припадає на ребро. Звісно, такий вибір маршрутів дасть можливість мережі ефективно функціонувати і без перерозподілу ресурсів у випадку, коли сумарна інтенсивність потоків, які проходять по верхній частині, буде рівною тій, що проходить по нижній. Даний випадок найкраще демонструє вплив випадкового характеру трафіка на роботу мережі через імовірнісний характер завантаженості окремих сегментів мережі, однак згідно з рекомендаціями щодо налаштування протоколу EIGRP [8], маршрут $\mu(1,5) = \{e_{1,8}, e_{8,6}, e_{6,5}\}$ потрібно замінити довшим $\mu(1,5) = \{e_{1,2}, e_{2,3}, e_{3,4}, e_{4,5}\}$ за допомогою статичної маршрутизації або налаштуваннями протоколу EIGRP. Даний шлях розвантажить ребро $e_{8,6}$ та з великою імовірністю вплине на покращення параметрів якості сервісу більшості потоків, однак для переважної більшості структур питання заміни для покращення ефективності роботи мережі є більш складним. Адміністратори телекомунікаційних мереж довіряють протоколам динамічної маршрутизації, однак за деякий період спостереження за роботою мережі все таки вносять корективи у вибір маршруту. Запропонований у роботі метод (рис. 1) дозволяє знайти таку множину маршрутів за допомогою програмного комплексу, який був розроблений у пакеті MatLab для проведення досліджень. Експеримент із розробленою комп'ютерною моделлю проводився із застосуванням усіх зазначених вище обмежень і спрощень, тому заміна маршрутів направлена на збалансування завантаженості досліджуваної структури мережі. Обрані маршрути за алгоритмом Флойда (прототип динамічної маршрутизації), представлені на рис. 3, підлягають заміні, чим досягається рівномірність розподілу кількості потоків, що припадає на одне ребро.

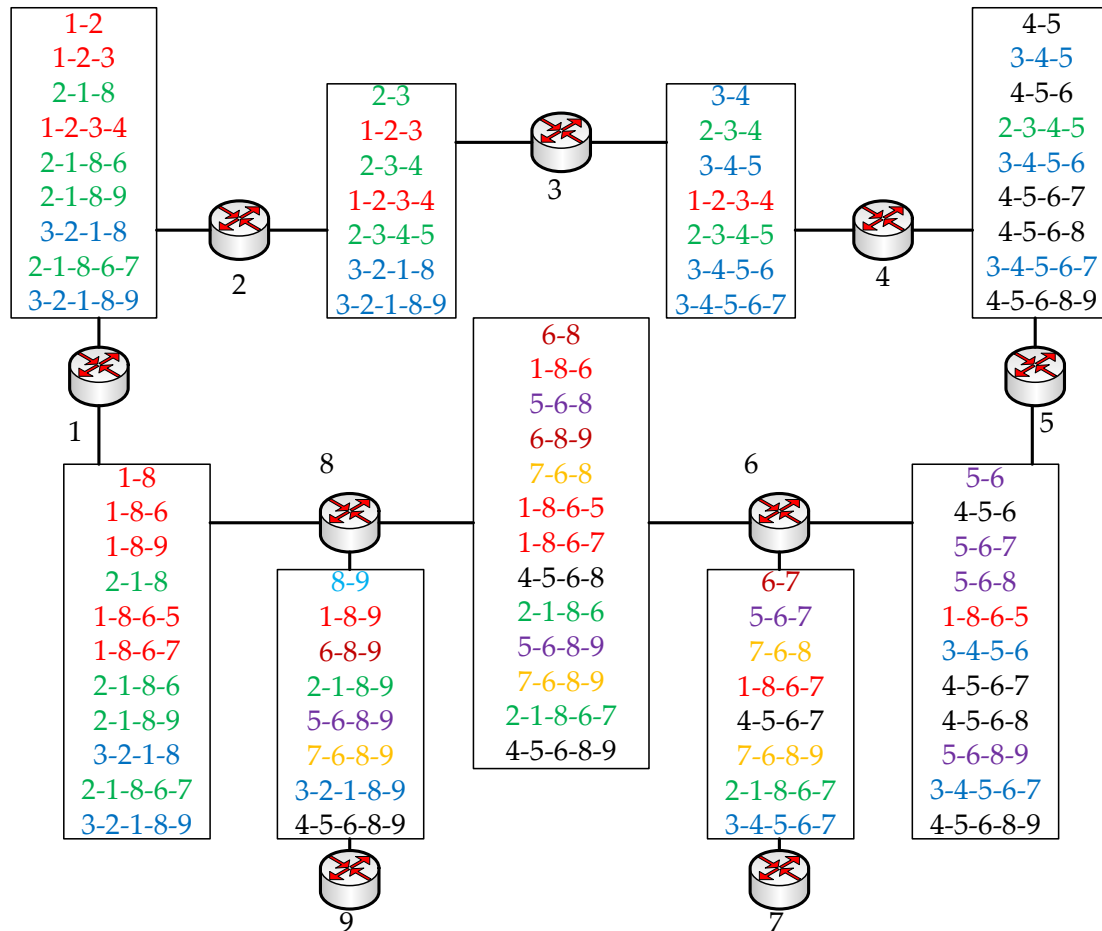


Рис. 3. Проходження маршрутів по ребрам досліджуваної структури

Для досліджуваної структури знаходження мінімального зв'язного дерева є очевидним – це видалення ребра $e_{6,8}$. Застосування алгоритму Флойда до знайденого дерева сформує 36 маршрутів, однак тільки 13 з них є варті уваги – це маршрути, які проходять через ребро $e_{6,8}$, решта маршрутів дублюють вже існуючі, і при порівнянні матриць W_{MST} і W_{rout} їх відкидаємо. Маршрут $\mu(7,9)$ має максимальний ранг і проходить по всіх ребрах. Також маршрути $\mu(6,9)$ та $\mu(7,8)$ мають ранг на одиницю менший, що, очевидно, не внесе позитивних змін. Так, кількість потенційно кращих маршрутів у матриці W_{MST} зменшилась до 10 варіантів, які і будуть порівнюватись з еквівалентними маршрутами з матриці W_{rout} за значенням показника ефективності розподілу ресурсів (1). У табл. 1 наведено значення кількості потоків на кожне з ребер при підстановці одного маршруту із матриці W_{MST} у W_{rout} , та розрахований показник K . Початкове значення показника K становить 14.67, а згідно з критерієм мінімуму, заміна шляху має його зменшити. В даному експерименті абсолютне значення показника ефективності є безрозмірною величиною, і чим вона менша, тим кращим буде розподіл ресурсів у досліджуваній мережі.

Таблиця 1. Значення показника ефективності розподілу ресурсів при заміні маршруту

Ребро	Значення завантаженості ребер потоками при заміні маршруту									
	$\mu(1,5)$	$\mu(1,6)$	$\mu(1,7)$	$\mu(2,6)$	$\mu(2,7)$	$\mu(4,8)$	$\mu(4,9)$	$\mu(5,8)$	$\mu(5,9)$	$\mu(6,8)$
$e_{1,2}$	10	10	10	8	8	10	10	10	10	10
$e_{2,3}$	8	8	8	8	8	8	8	8	8	8
$e_{3,4}$	8	8	8	8	8	8	8	8	8	8
$e_{4,5}$	10	10	10	10	10	8	8	10	10	10
$e_{5,6}$	10	12	12	12	12	10	10	10	10	12
$e_{6,7}$	8	8	8	8	8	8	8	8	8	8
$e_{6,8}$	12	12	12	12	12	12	12	12	12	12
$e_{8,9}$	8	8	8	8	8	8	8	8	8	8
$e_{1,8}$	10	10	10	10	10	12	12	12	12	12
K	10,67	12,44	12,44	13,33	13,33	13,33	13,33	12,44	12,44	14,22

Як бачимо, значення показника K в табл. 1 при заміні будь-якого із відібраних 10-ти маршрутів буде меншим за вихідне, що пояснюється розвантаженням ребра $e_{6,8}$ та більш ефективним використанням ресурсів верхнього сегменту мережі. Найбільше на зменшення показника K вплине заміна маршруту $\mu(1,5)$, як і було показано при початковому аналізі досліджуваної мережі. На даному етапі можна зупинитись, оскільки для дослідження прийнято однакову інтенсивність всіх потоків, і результати наступних ітерацій можуть бути необ'єктивними, однак не завадить дослідити, наскільки можливо зменшити K простою заміною шляхів. Ввівши маршрут $\mu(1,5)$ як основний до матриці W_{rout} та провівши розрахунки, було знайдено чотири маршрути, котрі понизять K до значення 9,33. Ними є $\mu(2,6) = \{e_{2,3}, e_{3,4}, e_{4,5}, e_{5,6}\}$, $\mu(2,7) = \{e_{2,3}, e_{3,4}, e_{4,5}, e_{5,6}, e_{6,7}\}$, $\mu(4,8) = \{e_{3,4}, e_{2,3}, e_{1,2}, e_{1,8}\}$ та $\mu(4,9) = \{e_{3,4}, e_{2,3}, e_{1,2}, e_{1,8}, e_{8,9}\}$. Як можна помітити, дані маршрути є симетричними та у їх довшому варіанті використовують ребро $e_{8,9}$ або $e_{6,7}$, яке не вплине на розподіл ресурсу, оскільки будь-який маршрут до вершин 9 або 7 повинен проходити через задані ребра. Заміна кожного маршруту дасть однаковий результат, тому візьмемо перший маршрут $\mu(2,6)$ та здійснимо заміну і подальший розрахунок. В результаті показник K можна знизити до позначки 6,22 заміною одного із двох маршрутів $\mu(4,8)$ або $\mu(4,9)$. Подальша заміна маршрутів призведе до збільшення показника K , а отже для досліджуваної структури мережі (рис. 2) та обмежень, описаних вище, заміна трьох шляхів ($\mu(1,5)$, $\mu(2,6)$, $\mu(4,8)$) дозволить досягти покращення балансу у використанні потоками ресурсів мережі.

Для порівняння у роботі було визначено показник ефективності розподілу ресурсів при балансуванні навантаження по нееквівалентних маршрутах пропорційно

до їх метрики, як у протоколі EIGRP. Балансування маршрутів є частковим вирішення задачі максимізації використання ресурсів мережі, тому потрібно дослідити, яке значення прийме показник ефективності розподілу ресурсів із балансуванням навантаження при однакових вхідних умовах. Балансування буде здійснено по двох маршрутах, взятих із матриць W_{MST} і W_{rout} , із інтенсивністю потоку, оберненопропорційною кількості ребер у маршруті. Так, для прикладу, у досліджуваній мережі при балансуванні навантаження по маршруту $\mu(1,5)$, 57,14% навантаження буде передаватись по $\mu(1,5) = \{e_{1,8}, e_{8,6}, e_{6,5}\}$, а 42,86% по $\mu(1,5) = \{e_{1,2}, e_{2,3}, e_{3,4}, e_{4,5}\}$. У дослідженні було розраховано балансування для всіх 10-ти маршрутів, та отримано схожі результати по відношенню до першого експерименту (із заміною). Відібрані маршрути із найменшим значення показника K співпадають із результатами першого експерименту, однак величина K є більшою. Для порівняння, у таблиці 2 наведено найменші значення які приймає показник K при балансуванні навантаження та заміні маршруту. Оскільки, у проведеному експерименті балансування навантаження знизило значення показника K , то, згідно із запропонованим методом, воно впливає на розподіл ресурсів мережі, що підтверджено практикою. Отже, розроблений метод дозволяє адекватно оцінювати ефективність розподілу ресурсів. Згідно із даними у табл. 2, ефект від заміни маршруту відповідно до запропонованого методу є більшим.

Таблиця 2. Порівняння показника ефективності розподілу ресурсів при балансуванні та заміні маршрутів

Маршрут	Балансування навантаження	Заміна маршруту
$\mu(1,5)$	12,53	10,67
$\mu(1,5), \mu(2,6)$	11,91	9,33
$\mu(1,5), \mu(2,6), \mu(4,8)$	10,04	6,22

Висновки

Величина мережевого ресурсу, закладеного при будівництві, не завжди використовується у повній мірі. Однією з причин зниження ефективності використання мережі є процес маршрутизації потоків з випадковою зміною інтенсивності у часі. Завантаженість мережі практично не враховується у роботі традиційних протоколів динамічної маршрутизації, а отже обрані маршрути будуть оптимальними з точки зору розподілу ресурсів лише для незавантажених мереж. У роботі запропоновано метод підвищення ефективності розподілу ресурсів шляхом заміни основних маршрутів альтернативними. У проведених експериментах завантаженість мережі враховувалась існуванням потоку між двома вузлами, що дозволяє говорити про найбільш вірогідне покращення ситуації із розподілом ресурсів, однак не абсолютно достовірне.

Для оцінювання рівномірності кількості потоків по кожному ребру введений показник ефективності розподілу ресурсів, за значеннями якого приймаємо рішення про заміну маршрутів. Для дослідження взято топологію мережі, представлену на рис. 2, та встановлено, що заміна трьох найкоротших маршрутів, вибраних за алго-

ритмом Флойда, на обрані за допомогою запропонованого методу, дозволить більш ніж вдвічі покращити ефективність використання мережевих ресурсів. Для порівняння було проведено дослідження показника ефективності розподілу ресурсів при балансуванні навантаження згідно з протоколом EIGRP. Результати експерименту схожі із попередніми та показали, що показник зменшується для тих самих маршрутів, однак в меншій мірі, ніж при їх заміні. Отже, запропонований метод ідентифікує маршрути, що мають найбільший вплив на підвищення ефективності розподілу ресурсів мережі та дає рекомендації щодо їх заміни для досягнення максимальних показників використання закладеного при проектуванні потенціалу мережі. У майбутніх дослідженнях планується ввести коефіцієнт потоку для формування матриці завантаженості ребер, що дозволить врахувати випадкову природу використання мережевих ресурсів.

Список литературы:

1. Лемешко А.В. Динамическая модель структурно-функционального синтеза транспортной ТКС [Электронный ресурс] / А.В. Лемешко, В.Л. Стерин // Проблемы телекоммуникаций. – 2011. – № 3 (5). – С. 8 – 17. – Режим доступа: http://pt.journal.kh.ua/2011/3/1/113_lemeshko_synthesis.pdf.
2. Klymash M., Lavriv O., Buhil B. Service-oriented Resource Planning for Multiservice IP Networks. International Workshop «Computational Problems of Electrical Engineering» (CPEE'12) Vol. 2, №1. – Lviv. –2012. – P. 59-63.
3. Климаш М.М., Лаврив О.А., Бугиль Б.А. Влияние свойств трафика на параметры качества обслуживания узла мультисервисной сети // 4-й Международный радиоэлектронный форум "Прикладная радиоэлектроника. Состояние и перспективы развития" МРФ-2011. Сборник научных трудов. Том II. Международная конференция "Телекоммуникационные системы и технологии". – Харьков: АНПРЭ, ХНУРЭ. 2011. – С. 315-318.
4. Климаш М.М., Бугиль Б.А., Лаврив О.А. Интегральная оценка эффективности выбора маршрутов передачи потоков данных для разных конфигураций сетевых топологий // Вісник Національного університету «Львівська політехніка»: Радіоелектроніка та телекомунікації. – Львів: НУ «Львівська Політехніка, 2012. – №738. – С. 95-100.
5. Simha A., Osborne E. Traffic Engineering with MPLS. Cisco Press, 2002. – 608 p.
6. Keslassy I., Chang C., McKeown N., Lee D. Optimal Load-Balancing // Proc. IEEE Infocom '05. Miami. – 2005. – Vol.4, № 3. – P. 1054-1065.
7. Lee G. M. A survey of multipath routing for traffic engineering // Proc. of LNCS 3391. Springer-Verlag. – 2005. – Vol. 4. – P. 635-661.
8. Odom W., Geier J., Mehta N. CCIE Routing and Switching Official Exam Certification Guide, Second Edition, CCIE No. 1624, Cisco Press, 2006. – 1098 p.