

УДК 621.391

ОСОБЛИВОСТІ РЕАЛІЗАЦІЇ ДВОРІВНЕВОГО МЕТОДУ МАРШРУТИЗАЦІЇ НА КОНТРОЛЕРІ З БАГАТОЯДЕРНОЮ АРХІТЕКТУРОЮ В ПРОГРАМНО-КОНФІГУРОВАНІЙ МЕРЕЖІ



[О.С. НЕВЗОРОВА](#), [М.О. ЄВДОКИМЕНКО](#)

Харківський національний університет радіоелектроніки

Abstract – Practical implementation of Software-Defined Networks (SDN) focuses on increasing the centralization of network management. This requires a high computing power of SDN controller, which implements routing functions also. The effective direction of increasing the productivity of an SDN controller is the use of multicore/multiprocessor computing architectures. In this architecture each core (processor) is functionally responsible for solving a given separate network problem. However, most mathematical methods and calculation algorithms, which are the basis of existing routing protocols, are not adapted for parallel computing. Therefore, in this paper a two-level routing method in a Software-Defined Network is proposed. The method is adapted for use on an SDN controller with multicore architecture. Within the method, a two-tier hierarchy of calculations is introduced by using the goal coordination principle: each core of the lower level of hierarchy is responsible for solving the flow-based routing problem on a separate border router during the solving of the optimization problem of quadratic programming. The functionality of the upper level is implemented on the core-coordinator, which coordinates the lower level solutions to prevent overload of the links in the SDN network. Time to solve routing tasks on an SDN controller and its load directly depends on the convergence rate of the coordination procedure. During studying the proposed method, it is shown that it converges to optimal solutions for the finite number of iterations.

Анотація – В даній роботі запропоновано дворівневий метод маршрутизації в програмно-конфігурованій мережі, який адаптований для використання на SDN-контролері з багатоядерною архітектурою. В межах метода за допомогою принципу цільової координації введена дворівнева ієрархія розрахунків: кожне з ядер нижнього рівня ієрархії відповідає за розв'язання задачі маршрутизації потоків на окремому приграничному маршрутизаторі. Функціонал верхнього рівня реалізується на ядрі-координаторі, який здійснює координацію рішень нижнього рівня з метою недопущення перевантаження каналів зв'язку програмно-конфігурованої мережі.

Аннотация – В данной работе предложен двухуровневый метод маршрутизации в программно-конфигурируемой сети, адаптированный для использования на SDN-контроллере с многоядерной архитектурой. В рамках метода с помощью принципа целевой координации введена двухуровневая иерархия расчетов: каждое из ядер нижнего уровня иерархии отвечает за решение задачи маршрутизации потоков на отдельном пограничном маршрутизаторе. Функционал верхнего уровня реализуется на ядре-координаторе, который осуществляет координацию решений нижнего уровня с целью недопущения перегрузки каналов связи программно-конфигурируемой сети.

Вступ

Впровадження програмно-конфігурованих мереж (Software-Defined Networking, SDN) стало адекватною реакцією інформаційно-комунікаційної галузі на постійне підвищення вимог щодо переліку послуг, гнучкості їх надання та рівня якості обслуговування (Quality of service, QoS) у цілому [1-3]. Програмно-конфігуровані рішення все частіше використовуються в багатьох сучасних мережних сценаріях, наприклад, в центрах обробки даних, хмарних технологіях, технології Інтернету речей (Internet of Things, IoT) тощо.

Основною ідеєю, на якій базується програмно-конфігурована мережа, є перенесення ряду основних керуючих функцій з вузлів мережі, тобто комутаторів або мар-

шрутизаторів, на SDN-контролер (сервер). До ключових переваг такого нововведення відносять, перш за все, скорочення часу та зниження трудовитрат на супровід мережі, на впровадження додаткових послуг і додатків, на віртуалізацію мережних ресурсів, що досягається за рахунок централізації й автоматизації на SDN-контролері функцій щодо управління мережею. Проте, треба розуміти, що централізація управління традиційно сприяє зниженню надійності та масштабованості мережних рішень. Крім того, зосередження на одному контролері (керуючому сервері) більшості керуючих функцій реального часу значно підвищує вимоги до обчислювальної потужності подібного SDN-контролера.

Мінімізація недоліків централізованих рішень багато в чому залежить від типу задачі щодо управління мережею. Маршрутизація є однією з ключових задач управління трафіком та забезпечення якості обслуговування [4, 5], а використання SDN передбачає множини різноманітних технологічних особливостей щодо організації процесів збору та обробки інформації про стан мережі, розрахунку маршрутних таблиць та їх використання на вузлах транспортної мережі [6-8]. У свою чергу, технологічні вимоги накладають відбиток на нові математичні моделі та методи, які повинні стати основою перспективних протоколів маршрутизації в SDN.

Проблематиці забезпечення надійності та відмовостійкості телекомунікаційних мереж, в т.ч. SDN, засобами маршрутизації присвячено досить багато статей, наприклад [9-22]. Як правило, ці рішення пов'язані з реалізацією різноманітних схем захисту елементів мережі: шлюзу за замовчуванням [9-11], вузла або каналу транспортної мережі [12-14], шляху [14-18] та його пропускної здатності [19-21]. Окремі рішення орієнтовані на реалізацію відмовостійкої маршрутизації із захистом загального рівня якості обслуговування за показниками пропускної здатності, середньої затримки та ймовірності втрат пакетів [21, 22].

Для підвищення масштабованості телекомунікаційних мереж все частіше пропонується до використання ієрархічна маршрутизація [23-29]. Так, в роботах [23-25] пропонується покласти на SDN-контролер функції координації роботи приграничних маршрутизаторів MPLS-мереж. Результати робіт [26-29] присвячені розв'язанню задач багаторівневої маршрутизації в мультидомених мережах, коли SDN-контролер відповідав би за координацію роботи не окремих маршрутизаторів, а цілих мережних доменів. Це б дозволило значно скоротити об'єми як службового трафіка, так і розміри самих маршрутних таблиць.

Проблема підвищення вимог до обчислювальної потужності контролера програмно-конфігурованої мережі також потребує свого вирішення. При цьому варто врахувати досвід, який вже накопичено в існуючих телекомунікаційних мережах, пов'язаний, перш за все, з використанням багатоядерних/багатопроекторних обчислювальних архітектур. Так, маршрутизатори фірми Cisco вже не перший рік підтримують багатоядерну (2 та 4 ядерну) архітектуру, а, наприклад, маршрутизатор фірми Mikrotik серії CCR1072-1G-8S+ працює на процесорі, який містить 72 ядра [30]. Крім того, важливо щоб багатоядерність/багатопроекторність враховувала функціональні особливості задач, які розв'язуються на маршрутизаторі. Наприклад, механі-

зми Distributed Weighted Fair Queuing (DWFQ) та Distributed Weighted Random Early Detection (DWRED) реалізуються на маршрутизаторах Cisco серії 7500, коли за задачі управління чергами відповідає не центральний процесор маршрутизатора, а процесор інтерфейсної плати VIP (Versatile Interface Processor) [31]. Подібна ситуація характерна й для рішення з профілювання трафіка – Distributed Traffic Shaping.

За функціональною аналогією до розглянутих багатоядерних/багатопроекторних рішень у даній роботі пропонується дворівневий метод маршрутизації на контролері з багатоядерною архітектурою в програмно-конфігурованій мережі, який є вдосконаленням методу, що представлено у роботах [23, 25]. При цьому кожне ядро SDN-контролера буде функціонально відповідати за розрахунок маршрутів «від джерела» від відповідного приграничного маршрутизатора.

2. Декомпозиційна модель маршрутизації у програмно-конфігурованій мережі

Нехай мережа описується орієнтованим графом $G = (M, E)$, де $M = \{M_i, i = \overline{1, m}\}$ – це множина маршрутизаторів у мережі, а $E = \{E_{i,j}; i, j = \overline{1, m}; i \neq j\}$ – це множина каналів зв'язку, що з'єднують маршрутизатори мережі. Також додатково вводиться підмножина приграничних маршрутизаторів, яка позначається як $M^* = \{M_r^*, r = \overline{1, m^*}\}$, ($M^* \subset M$). Множину потоків, що циркулюють у мережі, позначимо через K . Тоді підмножина K_r ($K_r \subset K$) – множина потоків, що підлягають маршрутизації з приграничного маршрутизатора M_r^* ($M_r^* \in M^*$). Надалі під K_r -м потоком ($k_r \in K_r$) буде розумітись k -й потік пакетів, маршрутизація якого здійснюється з приграничного маршрутизатора M_r^* . Для кожного k_r -го потоку додатково вводяться наступні характеристики:

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

s_{k_r} – маршрутизатор-відправник k_r -го потоку пакетів;

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

Важливо розуміти, що в рамках запропонованого методу всі розрахунки безпосередньо проводяться на багатоядерному SDN-контролері, де маршрутні задачі, які раніше покладались на кожен окремий приграничний маршрутизатор [23, 25], розв'язуються відповідним ядром SDN-контролера (рис. 1).

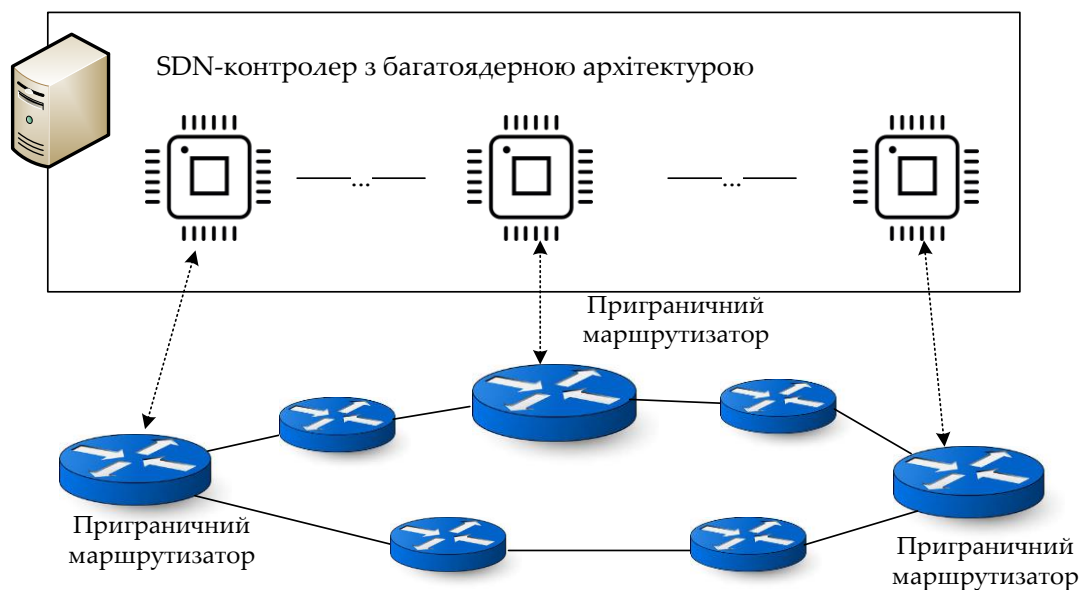


Рис. 1. Організація процесу маршрутизації на базі SDN-контролера з багатоядерною архітектурою

Тоді для ядра SDN-контролера, функціонально закріпленого за відповідним s_{k_r} приграничним маршрутизатором-відправником пакетів у мережі, шуканими виступають змінні $x_{i,j}^{k_r}$, що характеризують частку інтенсивності k_r -го потоку пакетів, що надходить до мережі через приграничний маршрутизатор M_r^* та передається за каналом $E_{i,j} \in E$. Також через $\varphi_{i,j}$ позначимо пропускну здатність каналу зв'язку $E_{i,j} \in E$. Для забезпечення реалізації багатошляхової маршрутизації на маршрутні змінні $x_{i,j}^{k_r}$ накладаються наступні обмеження:

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

З метою запобігання втрат пакетів на маршрутизаторах та в мережі в цілому важливо забезпечити виконання умов збереження потоку для кожного окремого k_r -го потоку пакетів:

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{j:(i,j) \in E} x_{i,j}^{k_r} - \sum_{j:(j,i) \in E} x_{j,i}^{k_r} = 1, \quad M_i = s_{k_r}; \\ \sum_{j:(i,j) \in E} x_{i,j}^{k_r} - \sum_{j:(j,i) \in E} x_{j,i}^{k_r} = 0, \quad M_i \neq s_{k_r}, d_{k_r}; \\ \sum_{j:(i,j) \in E} x_{i,j}^{k_r} - \sum_{j:(j,i) \in E} x_{j,i}^{k_r} = -1, \quad M_i = d_{k_r}. \end{array} \right. \quad (2)$$

Також важливими умовами в рамках потокової моделі маршрутизації виступають умови запобігання перевантаження каналів зв'язку мережі:

$$\sum_{M_r^* \in M^*} \sum_{k_r \in K_r} \lambda^{k_r} x_{i,j}^{k_r} \leq \varphi_{i,j}, E_{i,j} \in E, \quad (3)$$

Треба розуміти, що умови (3) орієнтовані на реалізацію централізованої маршрутизації, коли всі маршрутні змінні $x_{i,j}^{k_r}$ ($M_r^* \in M^*$, $E_{i,j} \in E$) розраховуються на єдиному ядрі SDN-контролера. Для адаптації процесу розрахунків під багатоядерну архітектуру SDN-контролера умови (3) будуть записані наступним чином:

$$\sum_{k_r \in K_r} \lambda^{k_r} x_{i,j}^{k_r} \leq \varphi_{i,j} - \sum_{\substack{M_s^* \in M^* \\ s \neq r}} \sum_{k_s \in K_s} \lambda^{k_s} x_{i,j}^{k_s}. \quad (4)$$

Фізичний зміст виразу (4) визначається тим, що агрегований потік, який підлягає маршрутизації M_r^* приграничним маршрутизатором, не повинен за своєю інтенсивністю перевищувати пропускну здатність каналу зв'язку, яка залишилася після обслуговування потоків, що надійшли в мережу через інші приграничні маршрутизатори. У векторно-матричній формі умови (4) можна записати у наступному вигляді:

$$B_r \bar{x}_r \leq D_r \bar{\varphi} - \sum_{\substack{M_s^* \in M^* \\ s \neq r}} C_{rs} \bar{x}_s, \quad (5)$$

де \bar{x}_r – маршрутний вектор, координатами якого є змінні $x_{i,j}^{k_r}$; $\bar{\varphi}$ – вектор пропускних здатностей каналів зв'язку мережі з координатами $\varphi_{i,j}$; B_r , D_r , C_{rs} – матриці погодження, тому що розмірності векторів \bar{x}_r ($M_r^* \in M^*$) та $\bar{\varphi}$, а також нумерація їх координат можуть не співпадати.

В ході розрахунку множини шуканих маршрутних змінних, яка представлена векторами \bar{x}_r , як критерій оптимальності одержуваних рішень обрано мінімум наступної цільової функції:

$$F = \sum_{M_r^* \in M^*} \bar{x}_r^t H_r \bar{x}_r \rightarrow \min, \quad (6)$$

де $H_r = \| \| h_{i,j}^r \| \|$ – це діагональна матриця вагових коефіцієнтів, координатами якої є маршрутні метрики $h_{i,j}^r$ каналів зв'язку мережі; $[\cdot]^t$ – функція транспонування вектору (матриці).

3. Дворівневий метод маршрутизації на контролері з багатоядерною архітектурою в програмно-конфігурованій мережі

Таким чином, розв'язання поставленої задачі маршрутизації пов'язане з використанням критерію оптимальності (6) при наявності обмежень (2)-(4). Для цього буде використано принцип цільової координації [32, 33], в рамках якого здійснюється перехід задачі на безумовний екстремум:

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

В рамках цієї двоїстої задачі необхідно максимізувати за множниками Лагранжа $\bar{\mu}$ лагранжیان L наступного вигляду:

$$L = \sum_{M_r^* \in M^*} \bar{x}_r^t H_r \bar{x}_r + \sum_{M_r^* \in M^*} \bar{\mu}_r^t (B_r \bar{x}_r - D_r \bar{\varphi} + \sum_{\substack{M_s^* \in M^* \\ s \neq r}} C_{rs} \bar{x}_s), \quad (7)$$

де $\bar{\mu}_r$ – підвектор вектору $\bar{\mu}$, який віднесено до розрахунків, що здійснюються на кожному окремому (r -му) ядрі SDN-контролера для наступної реалізації отриманих маршрутів на відповідному приграничному маршрутизаторі $M_r^* \in M^*$.

Використовуючи принцип цільової координації [32, 33] на SDN-контролері вводиться дворівнева ієрархія розрахунків, а саме: вектори маршрутних змінних \bar{x}_r ($M_r^* \in M^*$) пропонується розраховувати на нижньому рівні – паралельно на кожному окремому ядрі SDN-контролера, а підвектори $\bar{\mu}_r$ визначаються на верхньому рівні – на ядрі контролера, який реалізує функції координатора кінцевих рішень (рис. 2). Тоді лагранжیان (7) можна представити у декомпозиційному вигляді:

$$L = \sum_{M_r^* \in M^*} L_r, \quad (8)$$

де

$$L_r = \bar{x}_r^t H_r \bar{x}_r + \bar{\mu}_r^t (B_r \bar{x}_r - D_r \bar{\varphi} + \sum_{\substack{M_s^* \in M^* \\ s \neq r}} \bar{\mu}_s^t C_{sr} \bar{x}_r). \quad (9)$$

Саме мінімізація виразів (9) за маршрутними змінними \bar{x}_r є задачею нижнього рівня запропонованого дворівневого методу, що розв'язується на кожному із ядер SDN-контролера. Основною технологічною задачею верхнього ієрархічного рівня є недопущення перевантаження каналів зв'язку мережі, тобто забезпечення виконання умов (5). Таким чином, на верхньому рівні розрахунків згідно з принципом цільової координації здійснюється координація рішень, отриманих на нижньому рівні, тобто відбувається модифікація векторів множників Лагранжа в ході виконання наступної ітераційної градієнтної процедури:

$$\bar{\mu}_r(n+1) = \bar{\mu}_r(n) + \nabla \bar{\mu}_r, \quad (10)$$

де n – номер ітерації розрахунків; $\nabla \bar{\mu}_r$ – градієнт функції, що розраховується відповідно до отриманих на верхньому рівні результатів вирішення задач маршрутизації на кожному окремому ядрі:

$$\nabla \mu_r(x) \Big|_{x=x^*} = A_r \bar{x}_r^* - D_r \bar{\varphi} + \sum_{\substack{M_s \in M \\ s \neq r}} C_{rs} \bar{x}_s^*. \quad (11)$$

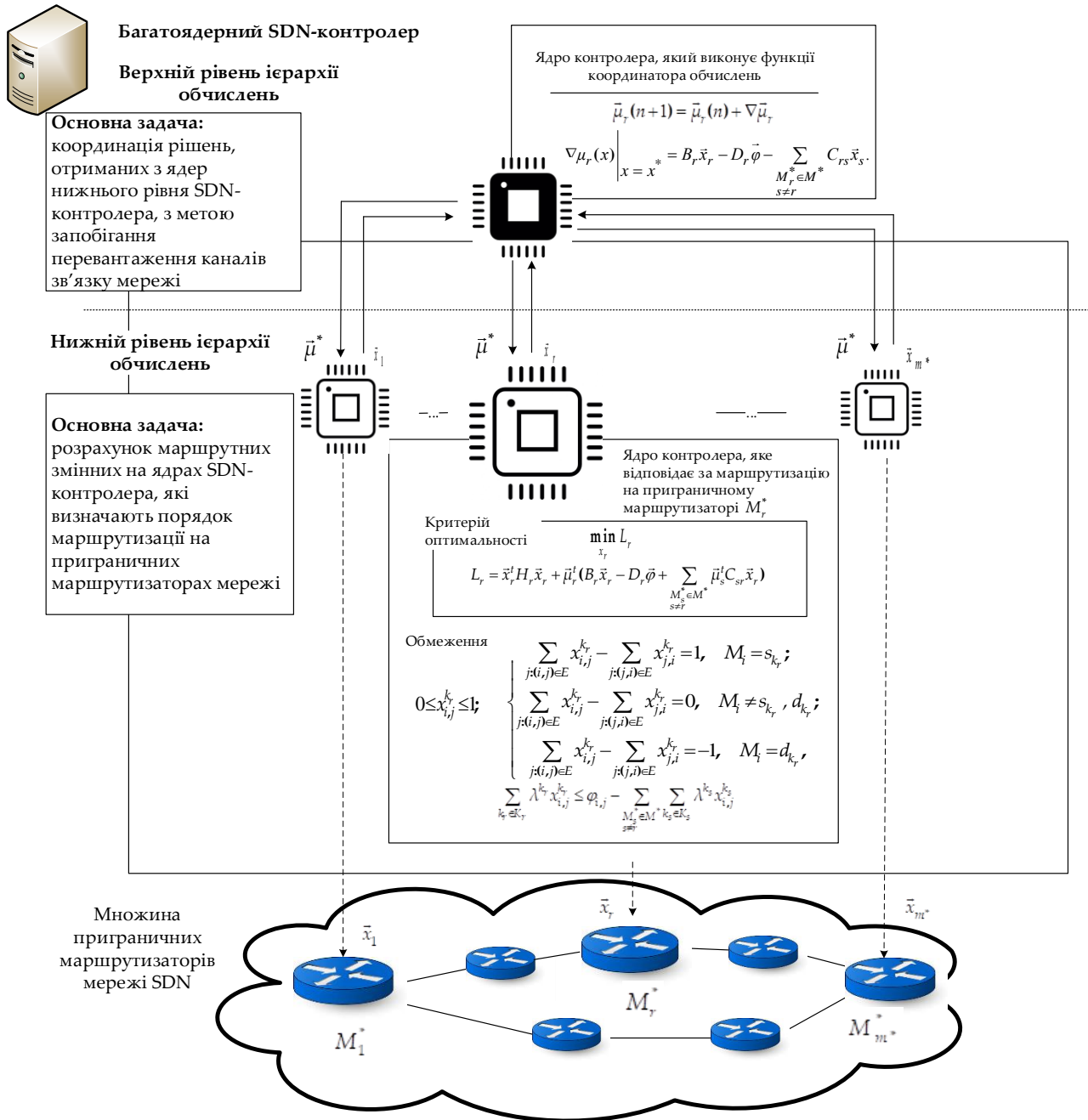


Рис. 2. Структура запропонованого методу маршрутизації

Нові значення підвекторів множників Лагранжа (11), що були розраховані на ядрі-координаторі SDN-контролера, передаються на нижній рівень для перерахунку векторів маршрутних змінних. Фактично координати підвекторів (10) у виразі (9) виступають як корекції маршрутних метрик. Чим більший вплив здійснює той чи інший потік на перевантаження обраного каналу, тим більшого значення набуде відповідна координата вектору (10) та більшою стане метрика перевантаженого каналу для цього потоку.

Таким чином, процес розв'язання задачі ієрархічно-координаційної маршрутизації набуває ітераційного характеру. Чим менше ітерацій потребує координація маршрутних рішень (10), (11) для забезпечення виконання умов (5), тим оперативніше буде отримане кінцеве маршрутне рішення на SDN-контролері.

4. Дослідження запропонованого методу маршрутизації в програмно-конфігурованій мережі

Для підтвердження ефективності розробленого методу було проведено ряд досліджень на різних мережних структурах, які відрізнялись кількістю маршрутизаторів, їх зв'язністю, а також кількістю та характеристиками потоків. Для наочності розглянемо роботу методу на прикладі мережі, структура якої представлена на рис. 3. Мережа складалась з дев'яти маршрутизаторів ($M_1 \div M_9$) та шістнадцяти каналів зв'язку. На рис. 3 у розривах каналів зв'язку представлена їх пропускна здатність (1/с).

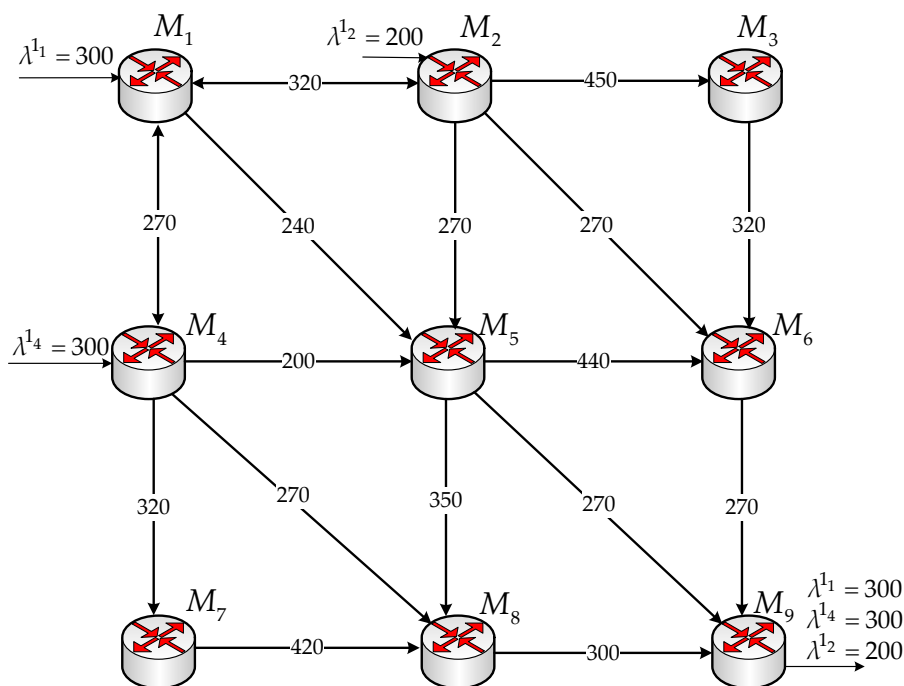


Рис. 3. Структура мережі, яка досліджувалась

Нехай в мережі передавались пакети трьох потоків, характеристики яких представлені в табл. 1.

Таблиця 1. Характеристики потоків

№ потоку	Інтенсивність потоку, 1/с	Маршрутизатор-відправник пакетів	Маршрутизатор-отримувач пакетів
1	$\lambda^1 = 300$	M_1	M_9
2	$\lambda^4 = 300$	M_4	M_9
3	$\lambda^2 = 200$	M_2	M_9

На рис. 4 наведено порядок маршрутизації всіх трьох потоків за каналами зв'язку до початку роботи координаційної процедури (10), (11), тобто коли задачі маршрутизації розв'язувались для кожного потоку на окремому ядрі SDN-контроллера. В розривах каналів зв'язку наведено наступну інформацію (зверху вниз): інтенсивність першого потоку, інтенсивність другого потоку, інтенсивність третього потоку, що передавались цим каналом зв'язку (1/с) та його пропускна здатність (1/с).

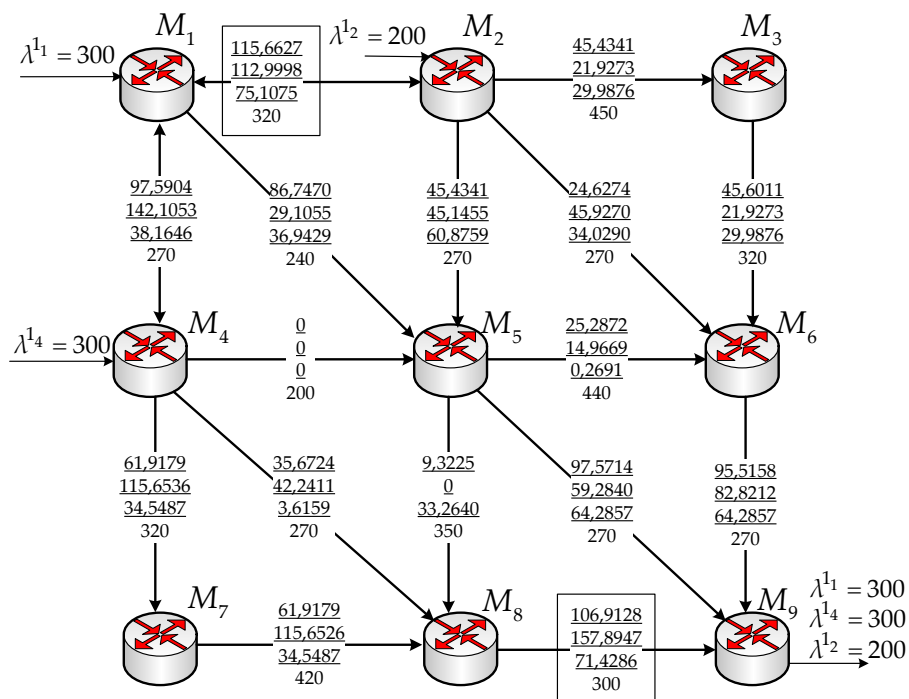


Рис. 4. Порядок маршрутизації трьох потоків у мережі, отриманий перед початком роботи координаційної процедури (10), (11)

З рис. 4 видно, що в цьому випадку, зважаючи на неузгодженість маршрутних рішень, отриманих ядрами SDN-контролера, два канали зв'язку стають перевантаженими: канали між маршрутизаторами M_1 та M_2 , а також між M_8 та M_9 . Тому задіюється функціонал ядра-координатора маршрутних рішень верхнього рівня (10), (11) для забезпечення виконання умов (5). Порядок маршрутизації потоків у мережі, наприклад, після четвертої ітерації, показано на рис. 5. На цій ітерації перевантаженим залишився лише один канал зв'язку: між маршрутизаторами M_5 та M_9 .

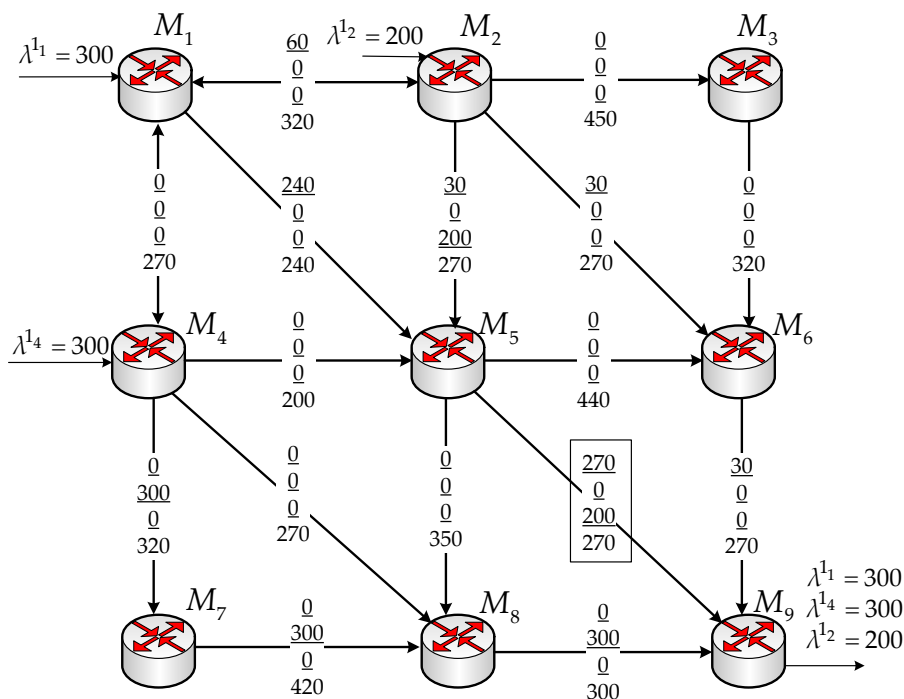


Рис. 5. Порядок маршрутизації в мережі трьох потоків, отриманий після третьої ітерації координаційної процедури (10), (11)

Процедура координації працює доти, поки виникає проблема перевантаження каналів зв'язку. Для цього прикладу скоординований розв'язок задачі маршрутизації в SDN було отримано після сьомої ітерації координаційної процедури (10), (11) пропонуваного методу (рис. 6).

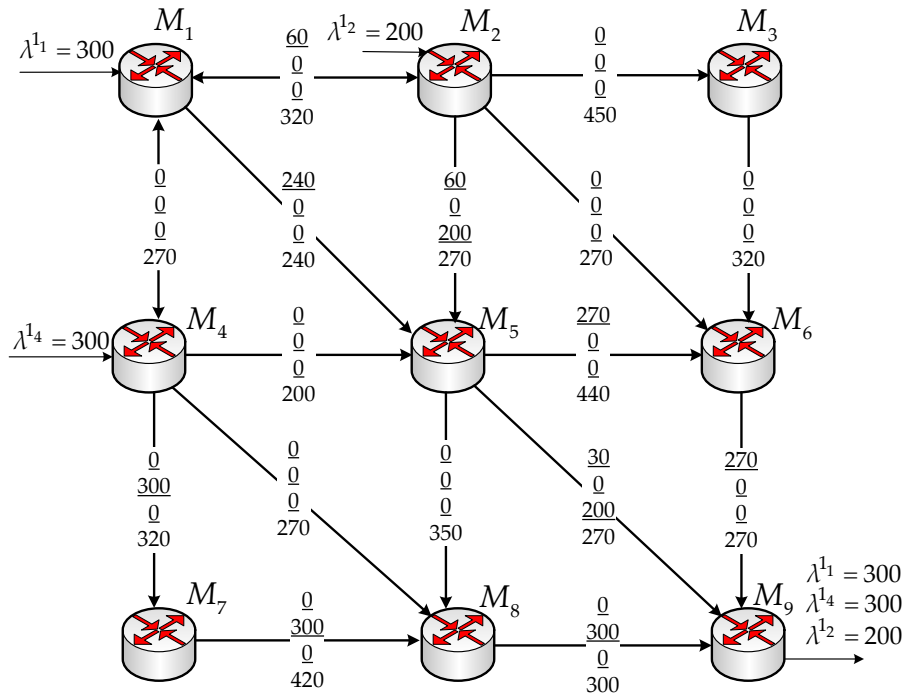


Рис. 6. Скоординований порядок маршрутизації трьох потоків у мережі, отриманий після сьомої ітерації координаційної процедури (10), (11)

Висновки

Практична реалізація програмно-конфігурованих мереж орієнтує на підвищення централізації управління мережею, що вимагає досить високої обчислювальної потужності SDN-контролера, на який перекладаються і функції маршрутизації. Ефективним напрямком підвищення продуктивності SDN-контролера є використання багатоядерних/багатопроесорних обчислювальних архітектур, коли кожне ядро (процесор) функціонально відповідає за розв'язання тієї чи іншої мережної задачі. Проте більшість математичних методів і розрахункових алгоритмів, які покладені в основу існуючих протоколів маршрутизації, не адаптовані під паралельні обчислювання.

Тому в даній роботі запропоновано дворівневий метод маршрутизації в програмно-конфігурованій мережі (1)-(11), який адаптований для використання на SDN-контролері з багатоядерною архітектурою (рис. 2). В межах метода за допомогою принципу цільової координації введена дворівнева ієрархія розрахунків: кожне з ядер нижнього рівня ієрархії відповідає за рішення задачі маршрутизації потоків на окремому приграничному маршрутизаторі в ході розв'язання оптимізаційної задачі квадратичного програмування при мінімізації функції (9) з обмеженнями (1) та (2). Функціонал верхнього рівня реалізується на ядрі-координаторі, який за допомогою процедури (10), (11) здійснює координацію рішень нижнього рівня з метою недопущення перевантаження каналів зв'язку програмно-конфігурованої мережі на підставі забезпечення умов (5).

Час розв'язання задач маршрутизації на SDN-контролері та його завантаженість напряму залежить від швидкості збіжності координаційної процедури (10, (11)). В ході дослідження запропонованого методу продемонстрована його збіжність до оптимальних рішень за кінцеву кількість ітерацій (рис. 4 – рис. 6). В цілому, використовуючи рекомендації, які зазначені в роботах [23, 25], кількість ітерацій координаційної процедури можна зменшити в середньому від 2 до 8 разів.

Список літератури:

1. *Stallings W.* Foundations of Modern Networking: SDN, NFV, QoE, IoT, and Cloud. 1st Edition. – Pearson Education Inc., 2016. – 510 p.
2. RFC 7426. *Haleplidis E., Pentikousis K., Denazis S. [and other]* Software-Defined Networking (SDN): Layers and Architecture Terminology // IETF. proposed standard. – January 2015. – 35 p.
3. *White R., Tantsura J.E.* Navigating Network Complexity: Next-generation routing with SDN, service virtualization, and service chaining. – AddisonWesley Professional, 2015. – 320 p.
4. *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.
5. *Misra S., Goswami S.* Network Routing: Fundamentals, Applications, and Emerging Technologies 1st Edition. – Wiley, 2017. – 536 p.
6. *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.
7. *Guck J. W., Van Bemten A., Reisslein M., Kellerer W.* Unicast QoS routing algorithms for SDN: A comprehensive survey and performance evaluation // IEEE Communications Surveys & Tutorials. – 2018. – Vol. 20, No. 1. – P. 388-415. DOI: 10.1109/COMST.2017.2749760.
8. *Lin S.C., Akyildiz I.F., Wang P., Luo M.* QoS-aware Adaptive Routing in Multi-Layer Hierarchical Software Defined Networks: A Reinforcement Learning Approach // 2016 IEEE International Conf. on Services Computing. – San Francisco, CA, USA, 2016. – P. 25-33.
9. *Lemeshko O., Yeremenko O., Tariki N.* Solution for the Default Gateway Protection within Fault-Tolerant Routing in an IP Network // International Journal of Electrical and Computer Engineering Systems. – 2017. – Vol. 8, Nu. 1. – P. 19-26.
10. *Hasan H., Cosmas J., Zaharis Z., Lazaridis P., Khwandah S.* Development of FRR mechanism by adopting SDN notion // Software, Telecommunications and Computer Networks (SoftCOM): Proceedings of the 24th International Conference. Split, Croatia, 22-24 September, 2016. – IEEE, 2016. – P. 1-7. – DOI: 10.1109/SOFTCOM.2016.7772133.
11. *Yeremenko O., Lemeshko O., Persikov A.* Secure Routing in Reliable Networks: Proactive and Reactive Approach // Advances in Intelligent Systems and Computing II, CSIT 2017, Advances in Intelligent Systems and Computing, Springer, Cham. – 2018. – Vol. 689. – P. 631-655. DOI: 10.1007/978-3-319-70581-1_44.
12. *Lemeshko O. V., Yeremenko O. S., Tariki N., Hailan A. M.* Fault-Tolerance Improvement for Core and Edge of IP Network // Computer Sciences and Information Technologies (CSIT), 6-10 Sept. 2016: Proceedings of the XIth International Scientific and Technical Conference. – Lviv, Ukraine, IEEE, 2016. – P. 161-164. DOI: 10.1109/STC-CSIT.2016.7589895.
13. *Hussain I.* Fault-Tolerant IP and MPLS Networks (Networking Technology). – Indianapolis: Cisco Press, 2005. – 336 p.

14. *Lemeshko O., Yeremenko O.* Linear Optimization Model of MPLS Traffic Engineering Fast ReRoute for Link, Node, and Bandwidth Protection // *Advanced Trends in Radioelectronics, Telecommunications and Computer Engineering (TCSET)*, 20–24 February, 2018: Proceedings of the 14th International Conference. – Lviv-Slavske, Ukraine, IEEE, 2018. – P. 1–5. DOI: 10.1109/TCSET.2018.8336365.
15. *Yeremenko O. S.* Enhanced Flow-based Model of Multipath Routing with Overlapping by Nodes Paths // *Problems of Infocommunications Science and Technology (PIC S&T)*, 13–15 October, 2015: Proceedings of the IEEE Second International Scientific-Practical Conference. – Kharkiv, Ukraine: Kharkiv National University of Radio Electronics, 2015. – P. 42–45.
16. *Yeremenko O. S.* Enhanced Flow-based Model of Multipath Routing with Overlapping by Nodes Paths // *Problems of Infocommunications Science and Technology (PIC S&T)*, 13–15 October, 2015: Proceedings of the IEEE Second International Scientific-Practical Conference. – Kharkiv, Ukraine: Kharkiv National University of Radio Electronics, 2015. – P. 42–45.
17. *Alouneh S., Agarwal A., En-Nouaary A.* A Novel Path Protection Scheme for MPLS Networks using Multi-path Routing // *Computer Networks: The International Journal of Computer and Telecommunications Networking*. – 2009. – Vol. 53, No. 9. – P. 1530–1545. DOI: 10.1016/j.comnet.2009.02.001.
18. *Myslitski K., Rak J., Kuszner Ł.* Toward fast calculation of communication paths for resilient routing // *Networks*. – 2017. – Vol.70, No.4. – P. 308–326. – DOI: 10.1002/net.21789.
19. *Lemeshko A. V., Yeremenko O. S., Tariki N.* Improvement of flow-oriented fast reroute model based on scalable protection solutions for telecommunication network elements // *Telecommunications and Radio Engineering*. – 2017. – Vol. 76, Issue 6. – P. 477–490. DOI: 10.1615/TelecomRadEng.v76.i6.30.
20. *Lemeshko O., Yeremenko O.* Enhanced method of fast re-routing with load balancing in software-defined networks // *Journal of ELECTRICAL ENGINEERING*. – 2017. – Vol. 68, Issue 6. – P. 444–454. DOI: 10.1515/jee-2017-0079
21. *Yeremenko O., Nevzorova O., Ali S. A.* Two-level method of fault-tolerant inter-area routing // *The Experience of Designing and Application of CAD Systems in Microelectronic (CADSM)*, 21–25 February, 2017: Proceedings of the 14th International Conference. – Lviv, Ukraine, IEEE, 2017. – P. 105–108. DOI: 10.1109/CADSM.2017.7916096.
22. *Wang N., Ho K., Pavlou G., Howarth M.* An overview of routing optimization for internet traffic engineering // *IEEE Communications Surveys & Tutorials*. – 2008. – Vol. 10, No. 1. – P. 36–56. DOI: 10.1109/COMST.2008.4483669.
23. *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)*, 10–13 Oct. 2017: 4th International Scientific-Practical Conference. – Kharkov, Ukraine, 2017. – P. 434–438.
24. *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.
25. *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*, 14–17 Oct. 2014: proceedings of First International Scientific-Practical Conference. – Kharkiv, Ukraine, 2014. – P. 45–48.

26. Lemeshko O., Nevzorova O., Vavenko T. Hierarchical coordination method of inter-area routing in telecommunication network // Radio Electronics & Info Communications (UkrMiCo), 11-16 Sept. 2016: Proceedings of International Conference. Kyiv, Ukraine, 2016. – P.1-4.
27. Lemeshko O., Yeremenko O., Nevzorova O., Vavenko T. Three-level Method of Hierarchical Coordination Routing in Multi-Area Network // IEEE The Second International Conference on Information and Telecommunication Technologies and Radio Electronics (UkrMiCo'2017), 11-15 Sept. 2017.: – Kyiv, Ukraine, 2017. – P. 1-4.
28. Lemeshko O., Ilyashenko A., Nevzorova O., Mal-allah A.M. Method of Segment Hierarchical Coordination Routing in Multi-Area Network // IEEE 2nd International Conference Advanced Information and Communication Technologies-2017 (AICT-2017), 4-7 July 2017. – Lviv, Ukraine, 2017. – P. 262-265.
29. Lemeshko O., Nevzorova O., Hailan A. M. Research of hierarchical coordination method of inter-area routing in telecommunication network // IIIth Intern. Scientific-Practical Conf. Problems of infocommunications Science and Technology (PIC S&T'2016), 4-6 Oct.2016. – Kharkiv, Ukraine, 2016. – P. 135-138.
30. CCR1072-1G-8S+. – MikroTic. – 3 p. – Режим доступу: https://i.mt.lv/cdn/rb_files/CCR1072-1G-8Splus-150825114217.pdf.
31. Versatile Interface Processor 4 for Cisco 7500 Series Routers. – Cisco Systems, Inc. – 5 p. – Режим доступу: <https://www.andovercrg.com/datasheets/cisco-vip4-datasheet.pdf>.
32. Месарович М., Мако Д., Такахара И. Теория иерархических многоуровневых систем. – М.: Мир, 1973. – 344 с.
33. Сингх М., Титли А. Системы: декомпозиция, оптимизация и управление. – М.: Машиностроение, 1986. – 494 с.