

УДК 621.391

Максимов В.В., к.т.н.; Полісніченко В.В., магістрант

(Інститут телекомунікаційних систем Національного технічного університету України «КПІ»)

### АЛГОРИТМ ВИБОРУ ДВОСКАЧКОВИХ MPR ВУЗЛІВ

**Максимов В.В., Полісніченко В.В. Алгоритм вибору двоскачкових MPR вузлів.** В статті запропоновано новий алгоритм вибору двоскачкових MPR вузлів в оптимізованому протоколі стану каналів OLSR.

**Ключові слова:** АЛГОРИТМ, MPR, OLSR, БАГАТОТОЧКОВИЙ РЕТРАНСЛЯТОР

**Максимов В.В., Полісниченко В.В. Алгоритм выбора двухскачковых MPR узлов.** В статье предложен новый алгоритм выбора двухскачковых MPR узлов в оптимизированном протоколе состояния каналов OLSR.

**Ключевые слова:** АЛГОРИТМ, MPR, OLSR, МНОГОТОЧЕЧНЫЙ РЕТРАНСЛЯТОР

**Maksymov V.V., Polysnichenko V.V. The algorithm for the double-hop MPR nodes selection.** In this paper a new algorithm for the selection of MPR nodes in optimized link state routing protocol (OLSR) is proposed.

**Keywords:** ALGORITHM, MPR, OLSR, MULTIPOINT RELAY

**Вступ.** В [1] розглядається евристичний метод вибору набору MPRs (multipointrelays). Його суть полягає в наступному: насамперед, як MPR обирається односкачковий сусід, який міг би охопити найбільшу кількість непокритих двоскачкових сусідів. Цей крок необхідно повторювати до тих пір, поки всі двоскачкові сусіди не будуть покриті.

На рис. 1 приведено приклад вибору MPRs з використанням цього алгоритму: {B, C, D, E, F} – множина односкачкових сусідів; {B, C, D} – множина набору MPR.

Але множина {B, C, D} не є набором MPR з найменшим розміром. Насправді достатньо лише двох вузлів C та D, які можуть зв'язувати вузол A з усіма його двоскачковими сусідами (див. рис. 2). Тобто такий алгоритм не може обрати оптимальний набір MPR{C, D}. Причиною цього є те, що цей алгоритм першими обирає вузли, які покривають найбільшу кількість двоскачкових сусідів. Але вузли C та D покривають вузли G та H, які не покриваються вузлом B, і тому вузли C та D будуть також обрані в набір MPR. Це створює перекриття множини двоскачкових сусідів, які покриває вузол B.

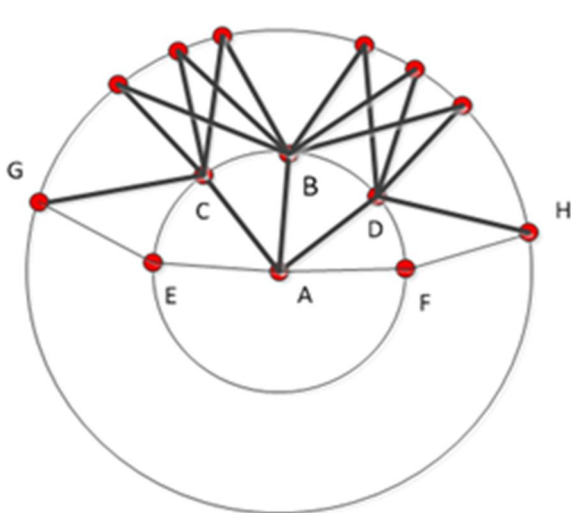


Рис. 1. Вибір MPRs за алгоритмом [1]

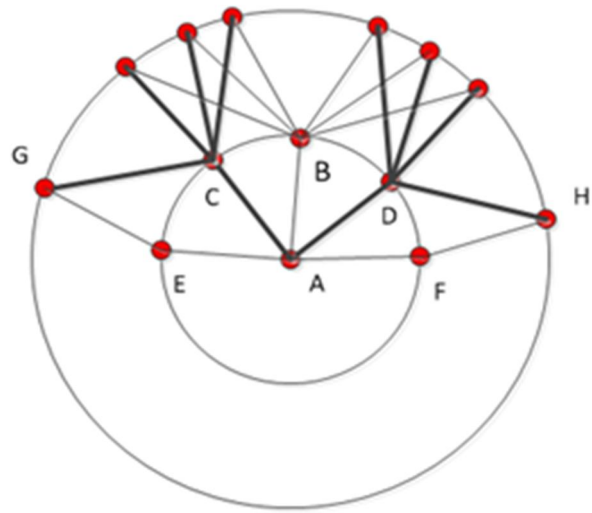


Рис. 2. Запропонований алгоритм вибору MPRs

**Постановка задачі.** Як описано вище, такий алгоритм обирає сусідів, які покривають якнайбільше двоскачкових сусідів. Показану на рис. 1 можливість покрити вузлами C та D вузли G та H будемо називати “необхідністю вибору”, це буде окремий тип односкачкових сусідів (бо тільки ці сусіди можуть зв'язати вузол A з деякими двоскачковими сусідами).

Можна запропонувати алгоритм, який буде обирати MPR таким чином, щоб вирішити цю проблему. Ідея цього алгоритму полягає в тому, що він обирає MPRs з урахуванням необхідності, коли немає односкачкових сусідів з “необхідністю вибору”, видалення одного односкачкового сусіда з найменшим покриттям двоскачкових сусідів створює “необхідність вибору”, щоб потім його обрати в якості MPR.

Введемо наступні позначення для наборів вузлів, які створюються шляхом обміну повідомленнями HELLO між вузлами у відповідні моменти часу:

- $N(A)$  – набір вузлів, що знаходяться на відстані одного скачку від вузла  $A$ ;
- $N2(A)$  – набір сусідів вузла  $A$ , що знаходяться на відстані двох скачків від нього;
- $N3(A)$  – набір сусідів вузла  $A$ , що знаходяться на відстані трьох скачків від нього;
- $D(x)$  – кількість двоскачкових сусідів відносно вузла  $A$ , які покриває односкачковий відносно вузла  $A$  вузол  $x$ ;
- $D(y)$  – кількість трьохскачкових сусідів відносно вузла  $A$ , які покриває двоскачковий відносно вузла  $A$  вузол  $y$ .

Всі ці величини можуть змінюватися в ході вибору MPR.

Алгоритм полягає в наступному:

**Крок 1.** Розраховуються  $N(A)$ ,  $N2(A)$ ,  $N3(A)$ ,  $D(x)$  та  $D(y)$  для усіх вузлів відносно вузла  $A$ .

**Крок 2.** Якщо існують деякі вузли в наборі  $N(A)$ , що тільки вони можуть покрити деякі з вузлів  $N2(A)$ , обираємо їх в якості MPRs. Потім видаляємо усіх двоскачкових сусідів із набору  $N2(A)$ , які вже покриті обраними MPRs.

Якщо вузлів у наборі  $N2(A)$  більше немає, то переходимо до вибору двоскачкових MPR (крок 4), якщо є – переходимо до кроку 3.

**Крок 3.** Перераховуємо  $D(x)$  всіх вузлів в наборі  $N(A)$ . Вузол з мінімальним  $D(x)$  видаляємо з набору  $N(A)$ . Переходимо до кроку 2.

**Крок 4.** Якщо існують деякі вузли в наборі  $N2(A)$ , що тільки вони можуть покрити деякі з вузлів  $N3(A)$ , обираємо їх в якості двоскачкових MPRs. Потім видаляємо усіх трьохскачкових сусідів із набору  $N3(A)$ , які вже покриті обраними MPRs.

Якщо вузлів у наборі  $N3(A)$  більше немає, то алгоритм закінчено, якщо є – переходимо до кроку 5.

**Крок 5.** Перераховуємо  $D(y)$  всіх вузлів в  $N2(A)$ . Вузол з мінімальним  $D(y)$  видаляємо з набору  $N2(A)$ . Переходимо до кроку 4.

**Приклад алгоритму.** Розглянемо приклад роботи алгоритму для Ad-hoc мережі (рис. 3), в якій використовується протокол OLSR (Optimized Link State Routing).

**Крок 1.** Розраховуємо  $N(A)$ ,  $N2(A)$ ,  $N3(A)$ ,  $D(x)$  та  $D(y)$  для усіх вузлів  $N(A)$ :

- $N(A) = \{B, C, D, E, F\}$ ;
- $N2(A) = \{G, H, L, M, N, O, P, Q\}$ ;
- $N3(A) = \{I, J, K, R, S, T, U, V\}$ .

Розраховуємо  $D(x)$ :

- $D(B) = 6$ ;  $D(C) = 4$ ;  $D(D) = 4$ ;
- $D(E) = 1$ ;  $D(F) = 1$ .

Розраховуємо  $D(y)$ :

- $D(G) = 1$ ;  $D(H) = 2$ ;  $D(L) = 3$ ;  $D(M) = 2$ ;
- $D(N) = 4$ ;  $D(O) = 3$ ;  $D(P) = 1$ ;  $D(Q) = 2$ .

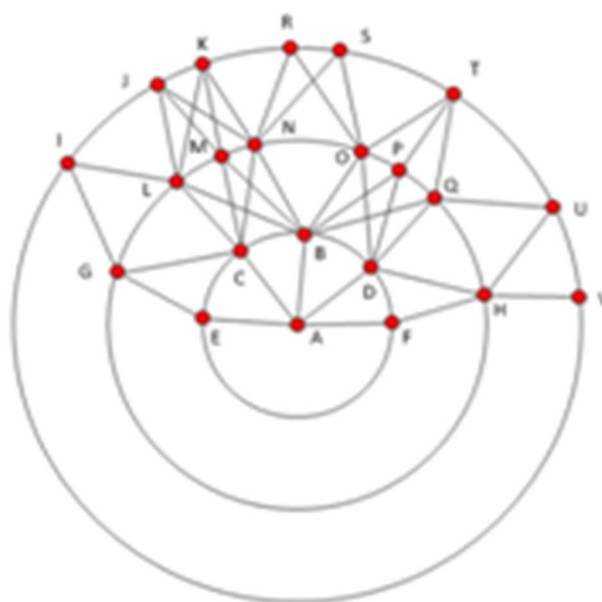
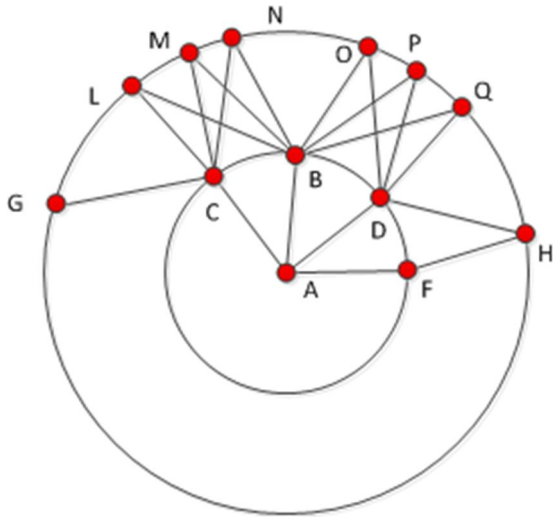
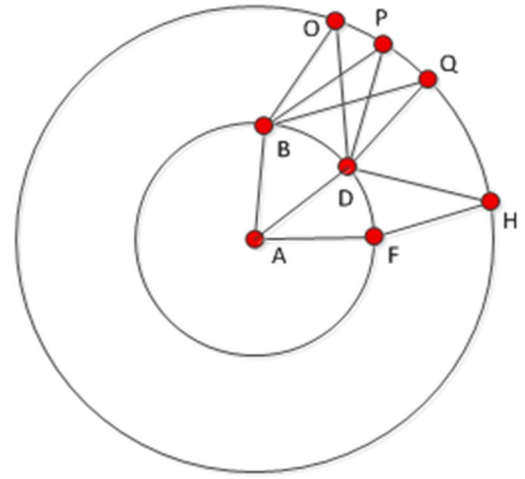


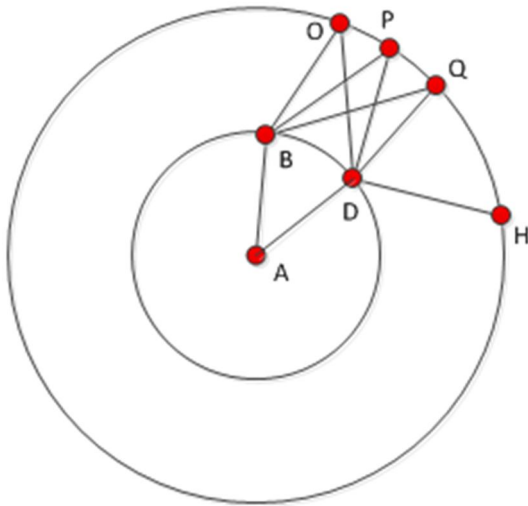
Рис. 3. Ad-hoc мережа



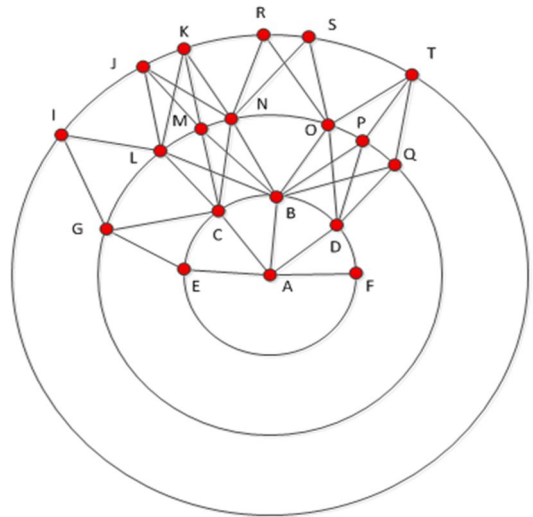
a)



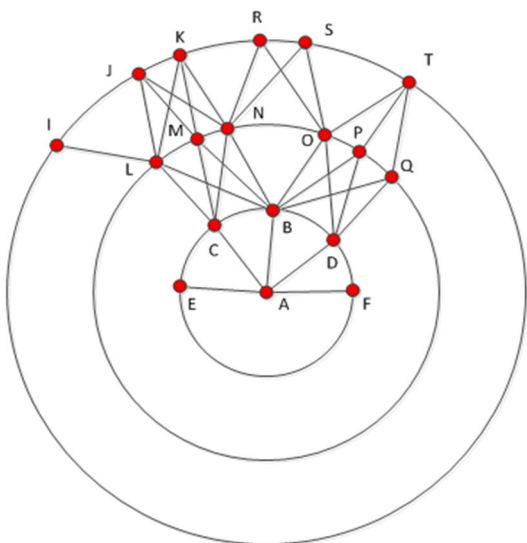
б)



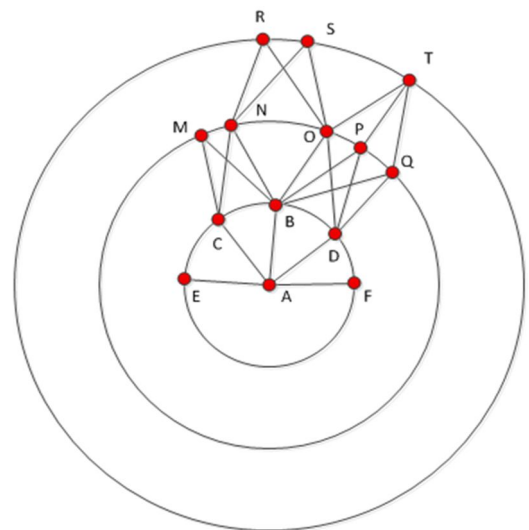
в)



г)



д)



ж)

Рис. 4. Пояснення до алгоритму

**Крок 2.** Так як в наборі  $N(A)$  не існує такого вузла, що тільки він один покриває деякі з вузлів  $N_2(A)$ , переходимо до кроку 3.

**Крок 3.** Перераховуємо  $D(x)$  всіх вузлів в  $N(A)$ :

$$D(B) = 6; D(C) = 4; D(D) = 4; D(E) = 1; D(F) = 1.$$

Видаляємо вузол  $E$  з мінімальним  $D(x)$  (рис. 4а). Переходимо до кроку 2.

**Крок 4.** Тепер вузол  $G$  покривається лише вузлом  $C$ . Отже, вузол  $C$  обираємо як MPR1 і видаляємо з набору  $N(A)$ . Двоскачкові вузли, які покриваються вузлом  $C$ , видаляються з набору  $N_2(A)$  (рис. 4б):

$$N(A) = \{B, D, F\}; N_2(A) = \{H, O, P, Q\}.$$

**Крок 5.** Перераховуємо  $D(x)$  всіх вузлів в  $N(A)$ :

$$D(B) = 3; D(D) = 4; D(F) = 1.$$

Видаляємо вузол  $F$  з мінімальним  $D(x)$  (рис. 4в). Переходимо до пункту 2.

**Крок 6.** Тепер вузол  $H$  покривається лише вузлом  $D$ . Отже, вузол  $D$  обираємо як MPR1 і видаляємо з набору  $N(A)$ , Двоскачкові вузли, які покриваються вузлом  $D$ , видаляються з набору  $N_2(A)$ :

$$N(A) = \{B, F\}. N_2(A) = \{ \}.$$

Вузлів у наборі  $N_2(A)$  більше немає, алгоритм вибору односкачкових MPR1 закінчено. Таким чином обирається оптимальний набір MPR1 =  $\{C, D\}$ .

**Крок 7.** Переходимо до вибору двоскачкових MPR2. Маємо набори  $N_2(A)$  і  $N_3(A)$ :

$$N_2(A) = \{G, H, L, M, N, O, P, Q\};$$

$$N_3(A) = \{I, J, K, R, S, T, U, V\}.$$

У наборі  $N_3(A)$  існує вузол  $V$ , який покривається лише вузлом  $H$  із набору  $N_2$ . Тому обираємо вузол  $H$  у якості MPR2, видаляємо його із набору  $N_2$ , а вузли  $U$  та  $V$ , які покриваються вузлом  $H$ , видаляємо із набору  $N_3$  (рис. 4г).

$$N_2(A) = \{G, L, M, N, O, P, Q\};$$

$$N_3(A) = \{I, J, K, R, S, T\}.$$

**Крок 8.** Записуємо набір  $D(y)$ :

$$D(G) = 1; D(L) = 3; D(M) = 2; D(N) = 4; D(O) = 3; D(P) = 1; D(Q) = 1.$$

Тепер у наборі  $N_3(A)$  не існує таких вузлів, які покриваються лише одним вузлом із набору  $N_2(A)$ . Тому видаляємо із  $N_2(A)$  вузол з найменшим  $D(y)$ , а саме вузол  $G$  (рис. 4д).

**Крок 9.** Тепер вузол  $I$  покривається лише одним вузлом із  $N_2(A)$ . Обираємо  $L$  у якості MPR2, видаляємо його із  $N_2(A)$ , а із  $N_3(A)$  видаляємо вузли  $I, J$  та  $K$  (рис. 4ж):

$$N_2(A) = \{M, N, O, P, Q\};$$

$$N_3(A) = \{R, S, T\}.$$

**Крок 10.** У наборі  $N_3(A)$  залишилось три вузла:  $R, S, T$ . Усі вони покриваються вузлом  $O$ , тому додаємо його до набору MPR2.

Таким чином обирається оптимальний набір MPR2 =  $\{L, P, H\}$ .

Якщо видалити усі зв'язки, що не використовуються для передачі ТС-пакетів, то дерево зв'язків буде мати вигляд, зображений на рис. 5.

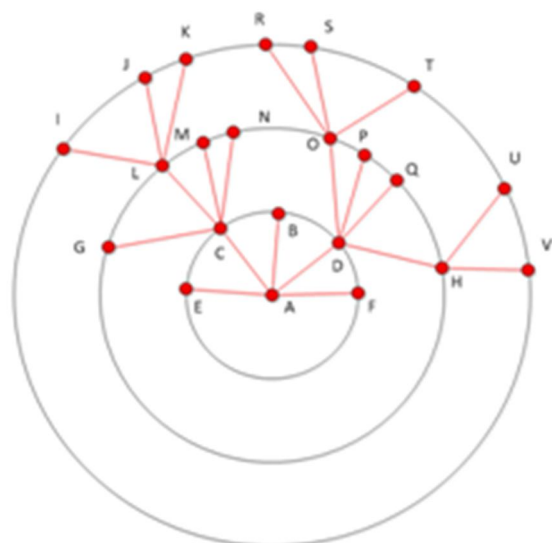


Рис. 5. Дерево передачі ТС-пакетів

### Висновки

1. Наведений алгоритм може бути використаний для вибору оптимальних наборів не тільки двоскачкових MPR<sub>2</sub>, але і *n*-скачкових MPR<sub>*n*</sub>.
2. Доцільно провести подальше дослідження в напрямку визначення верхньої межі кількості *n*-скачкових MPR<sub>*n*</sub>[2] та порівняти її з кількістю MPR<sub>*n*</sub>, отриманих за розглянутим алгоритмом.

### Література

1. T. Clausen, and P. Jacquet. "Optimized Link State Routing Protocol", RFC3626, October 2003.
2. Максимов В.В. Розрахунок верхньої межі кількості вузлів-ретрансляторів у протоколі OLSR / В.В. Максимов, В.В. Полісніченко, Л.І. Потьомкіна // Збірник наукових праць ВІТІ НТУУ «КПІ» № 1 – 2012. – С. 82-88.

УДК 621.396.662.072.078

Мешков С.І. (Военно-дипломатична академія Міноборони України)

## ЗАСТОСУВАННЯ МЕТОДІВ САМООРГАНІЗАЦІЇ ДО РОЗРАХУНКУ ПАРАМЕТРІВ ІНФОКОМУНІКАЦІЙНИХ МЕРЕЖ

**Мешков С.І. Застосування методів самоорганізації до розрахунку параметрів інфокомунікаційних мереж.** Розглянуто застосування основних методів теорії самоорганізації для рішення комплексу задач, пов'язаних з системою управління інфокомунікаційними мережами.

**Ключові слова:** МЕТОДИ САМООРГАНІЗАЦІЇ, ПАРАМЕТР, МОДЕЛЬ, МЕРЕЖА

**Мешков С.И. Применение методов самоорганизации к расчету параметров инфокоммуникационных сетей.** Рассмотрено применение основных методов теории самоорганизации для решения комплекса задач, связанных с системой управления инфокоммуникационными сетями

**Ключевые слова:** МЕТОДЫ САМООРГАНИЗАЦИИ, ПАРАМЕТР, МОДЕЛЬ, СЕТЬ

**Meshkov S.I. Application of methods of selforganization to the calculation of parameters of infocommunication networks.** Application is considered of basic methods of theory of selforganization for the decision of complex of the tasks related to control system by of infocommunication networks

**Keywords:** METHODS OF SELFORGANIZATION, PARAMETER, MODEL, NETWORK

**Постановка задачі.** Сучасні інфокомунікаційні мережі характеризуються різноманітністю обладнання, різновидом структури. Окремі компоненти розосереджені територіально. На даний час однією з актуальних задач є створення адекватних моделей, які дозволяють оцінити параметри окремих об'єктів інфокомунікаційної мережі та визначити властивості, характерні для функціонування мережі в цілому. Особливий інтерес для розрахунку параметрів мережі і прогнозування зміни параметрів представляють самоорганізуючі моделі складних об'єктів.

Одним із відомих методів для рішення комплексу задач, пов'язаних з СУ інфокомунікаційної мережі є метод групового урахування аргументів (МГУА) запропонований А.І. Івахненко, який реалізує вибір кращої (селекцію) на основі змінних багаторядної моделі оптимальної складності [1]. Пропонується застосування ітераційного МГУА, на основі якого одержуємо оптимальні альтернативні моделі, що дозволяють здійснити вибір найкращих за показниками.

Принципова відмінність від звичайного регресивного аналізу полягає в тому, що метою першого є одержання мінімуму вибраного критерію вибору визначеної множини, а метою другого – досягнення мінімуму середньоквадратичної помилки (СКП) на всіх експериментальних точках при наперед заданому виді рівняння регресії, що часто носить