

## МОДИФІКОВАНИЙ АЛГОРИТМ GABRIEL GRAPH - ПЛАНАРИЗАЦІЇ ДЛЯ ГЕОГРАФІЧНОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ В MANET МЕРЕЖАХ

Цвєтков І.О.

*Інститут телекомунікаційних систем НТУУ «КПІ»*

*E-mail: tsvetkoff@i.ua*

### Modified Gabriel Graph planarization algorithm for geographic routing in MANET networks

Most of modern geographic routing protocols use certain kind of network planarization algorithm to generate (and maintain) the network planar graph. The main and only purpose of such graph in geographic routing process is to implement face routing in the dead end situation (when transmitting node does not aware of any node closer to the destination than itself). This work is designed to provide a better algorithm of network planarization based on GG-planarization and check its behavior depending on various network parameters such as nodes transmission range rate (ratio of max range to min range) and average node degree in the network graph.

Більшість сучасних алгоритмів географічної маршрутизації використовують деякий метод для утворення (і підтримки в актуальному стані) планарного графу мережі. Такий граф мережі потрібен у випадку коли неможливо реалізувати просту географічну маршрутизацію. Приклад такої ситуації наведено на рис.1: серед сусідів вузла  $x$  немає такого вузла, що був би ближчим до вузла призначення  $D$ . В такому випадку необхідно застосовувати так званий face routing (обхід по периметру графа мережі за годинниковою стрілкою до того моменту поки один з наступних вузлів не буде ближчим до вузла  $D$  ніж вузол  $x$ ). Обхід по периметру не планарного графа мережі може спричинити зациклювання при маршрутизації (loops), а от обхід по периметру планарного графу гарантовано [1] призведе до досягнення бажаної точки, та, у випадку якщо в графі мережі між точками  $x$  та  $D$  є з'єднання, шлях буде знайдено і маршрутизація буде успішною. В базовому протоколі географічної маршрутизації GPSR використовується GG-планаризація.

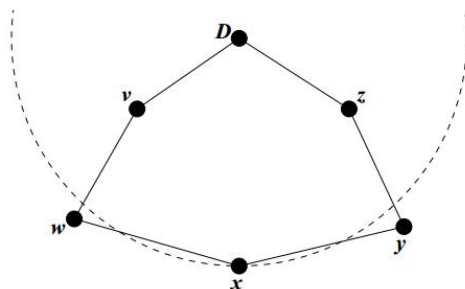


Рис. 1 Приклад ситуації, коли неможлива проста географічна маршрутизація

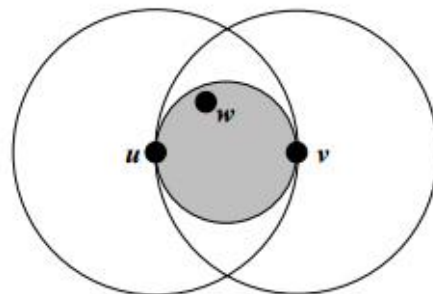


Рис. 2 Схеми GG-планаризації

Схеми її роботи (рис.2) полягає у наступному: якщо в початковому графі мережі між вузлами  $u$  та  $v$  є зв'язок, але в межах, означених сірим кольором, вузол  $u$  має хоча б одного сусіда  $w$ , то ребро  $uv$  виключається з результуючого

планарного графу. Якщо за даним алгоритмом кожен з вузлів виключить певну кількість ребер графу мережі, утвориться планарний граф.

У вигляді програмного коду даний алгоритм для точки  $u$  можна представити таким чином (де  $N_u$  — набір сусідів точки  $u$ ,  $m$  — середина  $uv$ ):

```
for all  $v \in N_u$  do
  for all  $w \in N_u$  do
    if  $w == v$  then continue
    else if  $d(m;w) < d(u;m)$ 
      видалити ребро  $(u;v)$ 
      break
```

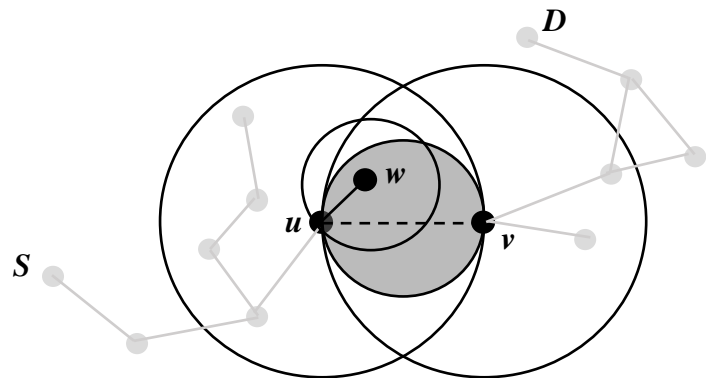


Рис. 3 Приклад утворення невідлого планарного графу за допомогою алгоритму GG-планаризації

В більш пізніх дослідженнях[2] показано, що такий алгоритм можна застосувати лише для графу близького до графу

одиничних кіл (unit disk graph). На практиці це означає, що вузли в MANET мережі описаній таким графом повинні мати рівні дальності зв'язку і до того ж між вузлами не може бути завад (що для реальних систем є неможливим). На рис.3 показано приклад коли планаризація за описаним вище алгоритмом призводить до розбиття графу мережі на 2 незв'язних графу, таким чином унеможливаючи процес маршрутизації.

В цьому прикладі географічна маршрутизація від вузла S до вузла D буде відбуватись в декілька етапів: до вузла w сигнал дійде за допомогою простого greedy forwarding (ретрансляції до сусіднього вузла, найближчого до D), але потім, оскільки від вузла w немає можливості ретранслювати ближче до вузла D, «включиться» face routing на планарному графі мережі. А оскільки за алгоритмом GG маршрутизації ребро  $uv$  повинно бути виключено з планарного графу, сигнал ніколи не дістанеться вузла D.

Цікавим є також той факт, що при маршрутизації від D до S на рис.3 вузол v реалізуючи власну частину алгоритму планаризації не виключить ребро  $uv$  з планарного графу мережі (або, правильніше сказати, з власного уявлення про частину планарного графу мережі), оскільки для нього в виділеній сірим області немає інших сусідів окрім вузла u.

Пропонований алгоритм покликаний виправити недоліки GG-планаризації. До набору кроків, що виконує кожен з вузлів для отримання частини планарного графу мережі пропонується додати один крок:

```
for all  $v \in N_u$  do
  for all  $w \in N_u$  do
    if  $w == v$  then continue
    else if  $d(m;w) < d(u;m)$  and
      ( $w$  found the crossing)
      видалити ребро  $(u;v)$ 
      break
```

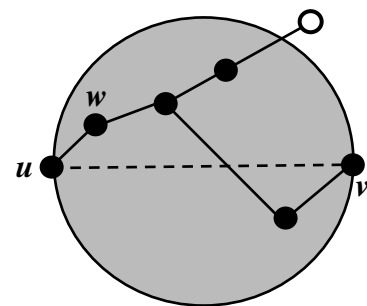


Рис. 4 Схема роботи модифікованого алгоритму GG-планаризації

В запропонованому алгоритмі вузол  $u$ , знайшовши серед своїх сусідів вузол  $w$ , виключає ребро  $uw$  з планарного графу мережі лише тоді, коли отримає від вузла  $w$  підтвердження, що знайдено хоча б один перетин з лінією  $uw$  в рамках виділеної сірим області (рис.4). Таким чином, ребра які є критичними для збереження зв'язності планарного графу мережі, залишаються в ньому.

Для перевірки роботи даного алгоритму було створено імітаційну модель в якій 1000 вузлів випадковим чином розміщуються на ділянці  $1000 \times 1000$ м, при чому кожен вузол «знає» власне місцезнаходження і місцезнаходження своїх сусідів[3]. Результати імітаційного моделювання для GG-планаризації і модифікованої GG-планаризації наведено в таблиці 1.

Досліджувалася залежність середньої степені вершини в планарному графі мережі від:

- відношення максимальної можливої дальності зв'язку в мережі до мінімальної можливої;
- показника середньої степені вершини вихідного графа мережі.

Таблиця 1. Результати імітаційного моделювання

$R_{max}/R_{min}$	Вихідний граф, середня степінь вершини		GG-планаризація, середня степінь вершини		Модифікована GG-планаризація, середня степінь вершини	
150/50	21,67	100%	3,767	17,38%	4,029	18,59%
125/50	17,426	100%	3,701	21,24%	4,019	23,06%
100/50	13,170	100%	3,737	28,38%	4,132	31,37%
100/40	10,582	100%	3,461	32,71%	4,061	38,38%
100/30	9,660	100%	3,314	34,31%	3,971	41,11%
100/20	7,258	100%	2,910	40,09%	3,718	51,23%
100/10	6,004	100%	2,578	42,94%	3,318	55,26%
100/0	4,924	100%	2,285	46,41%	2,956	60,03%
80/50	10,880	100%	3,582	32,92%	4,087	37,56%
70/50	9,366	100%	3,513	37,51%	4,100	43,78%
60/50	8,378	100%	3,497	41,74%	4,128	49,27%
50/50	7,642	100%	3,346	43,78%	3,995	52,28%
40/40	4,782	100%	2,772	57,97%	3,399	71,08%

Результати моделювання свідчать про те, що запропонований алгоритм забезпечує кращу зв'язність результуючого планарного графу (в усіх експериментах), а отже і забезпечує вищу вірогідність доставки повідомлення в мережі.

### Література

1. KARP, B., AND KUNG, H. T. GPSR: Greedy perimeter stateless routing for wireless networks. In Proc. ACM/IEEE MobiCom (Boston, Mass., USA, Aug. 2000).
2. Kim, Y-J; Govindan, R; Karp, B; Shenker, S; (2006) Lazy Cross-Link Removal for Geographic Routing. In: SenSys '06: Proceedings of the 4th international conference on embedded networked sensor systems. (pp. 112 - 124).
3. [Електронний ресурс] <http://itsve.tk/off/pt2015>.