

Лисенко О. І., д.т.н., професор;
Алексеева І.В., к. ф.-м.н., доцент;
Козленко Н. Н., магістр,
НТУУ «КПІ»

ВПЛИВ КІЛЬКОСТІ ТА РОЗМІЩЕННЯ ОПОРНИХ ВУЗЛІВ НА МАРШРУТИЗАЦІЮ ТРАФІКУ ПО ВІРТУАЛЬНИМ КООРДИНАТАМ У БЕСПРОВОДОВИХ СЕНСОРНИХ МЕРЕЖАХ

Існуючі алгоритми маршрутизації побудовано на основі визначення наступного ходу відповідно до поточного стану маршрутизатора без врахування розміщення опорних вузлів. В даній роботі розглянуто можливості щодо підвищення ефективності алгоритму маршрутизації завдяки спеціальному вибору місця розміщення опорних вузлів в мережі.

Существующие алгоритмы маршрутизации определяют последующие действия в зависимости от текущего состояния маршрутизатора без учёта размещения опорных узлов. В работе изучены возможности повышения эффективности маршрутизатора благодаря специальному выбору мест размещения опорных узлов сети.

The main goal in WSNs (Wireless Sensor Networks) is a collection of useful information within the sensor network deployment, minimizing energy consumption, computing and communications between nodes. Currently wireless sensor networks have been proposed many routing algorithms. Earlier algorithms were mainly associated with the scheme based routing topology, where the next hop was determined according to the current stage of the router and not considered an important point of reference selection and placement of components, which play an important role in finding routes in its influences the efficiency of the network as a whole. In this paper we will consider possible algorithms for selection and placement of anchor nodes in the network.

Вступ. Кількість і розташування опорних вузлів має істотний вплив на процес пошуку маршрутів по віртуальних координатах. Дійсно, чим більше опорних вузлів, тим точніше віртуальні координати апроксимують топологію мережі і, отже, збільшується частка пакетів, доставлених в режимі мінімізації відстані. Тривіальним є граничний випадок $n_L = n$, тобто всі вузли є опорними і кожному з них доступна повна матриця довжин найкоротших шляхів до всіх інших вузлів, тому можливо реалізувати доставку всіх пакетів в жадібному режимі (очевидно, що в цьому випадку ми отримуємо варіант проактивної маршрутизації на зразок, наприклад, DSDV і WRP [1]. Але цей варіант можливо реалізувати тільки в невеликих мережах, так як з необхідні витрати на зберігання та

передачу службової інформації складуть та відповідно, тому властивість масштабованості не забезпечується. Отже, більш важливим з практичної точки зору є спосіб призначення опорних вузлів з вихідної множини V для отримання «хорошого» розподілу опорних вузлів, яке дозволить значно підвищити ефективність жадібної маршрутизації при фіксованій та відносно малій кількості опорних вузлів.

Продемонструємо сказане на прикладах.



Рис. 1. Приклад «поганого» розподілу опорних вузлів

На рис.1(а) показана топологія мережі з 25 вузлів у вигляді решітки розміром 5×5 і 4 опорними вузлами, на малюнку також зазначені адреси вузлів і їх віртуальні координати. Опорними призначені вузли з адресами 1, 5, 13 і 23, які знаходяться в точках $(1,1)$, $(5,1)$, $(3,3)$ і $(3,5)$ відповідно.

Такий розподіл опорних вузлів є невдалим, так як в мережі є кілька пар вузлів (наприклад, вузли 17 і 19, 21 і 25), які отримали однакові віртуальні координати, але не є найближчими сусідами один одного. Через це будуть локальні мінімуми, вихід з яких призведе до істотного збільшення довжини маршруту. Проблема утворення локальних мінімумів показана на рис. 1б для мережі з аналогічною топологією і розташуванням опорних вузлів: розмір мережі 50×50 (2500 вузлів), опорні вузли перебувають у точках $(1,1)$, $(50,1)$, $(25,25)$ і $(25,50)$. На рис.1б наведені значення віртуальної відстані, обчисленої за віртуальними координатами за допомогою Евклідової норми, до вузла - призначення в точці $(1,50)$ для кожного вузла мережі. Видно, що утворено кілька областей локальних мінімумів і можливий рух пакетів в неправильному напрямку, так як вузли в точках $(1,50)$ і $(50,50)$ подібні для алгоритму маршрутизації через збіг віртуальних координат.

Зміною розподілу опорних вузлів по мережі, можна значно поліпшити ситуацію. На рис.2а наведена топологія мережі як на рис. 1а, але в якості опорних вибрані вузли в точках $(1,1)$, $(5,1)$, $(1,5)$ і $(5,5)$. У результаті в мережі відсутні вузли з однаковими віртуальними координатами і функція відстані до вузла - призначення не має локальних мінімумів (рис. 2б).



Рис. 2. Приклад «хорошого» розподілу опорних вузлів

Очевидно, що в більшості практичних ситуацій неможливо вручну підбирати «хороший» розподіл опорних вузлів в конкретних умовах експлуатації. Однак в літературі не зустрічається формального визначення оптимального (найкращого) розподілу опорних вузлів для довільної топології мережі, тому в даній роботі розглядається кілька видів розподілу та експериментально досліджується вплив характеру розташування опорних вузлів на ефективність ВК-маршрутизації, а саме:

- випадковий розподіл по мережі;
- рівномірний розподіл по мережі на максимальній відстані щодо один одного;
- розподіл по периферії (на кордоні) мережі.

Випадковий вибір опорних вузлів є найбільш простим у реалізації часто використовуваним варіантом. Наприклад, в BeaconVectorRouting [2] використовується в якості опорних n_L випадково вибраних в мережі вузлів, далі процесі маршрутизації задіюються тільки n_{LR} з них ($n_{LR} \leq n_L$), які найближче розташовані до вузла-призначення. Але при такому виборі результат ВК-маршрутизації виявляється чутливим до отриманого випадковим чином розподілу опорних вузлів, тому доводиться застосовувати занадто велику загальну кількість опорних вузлів (порядку декількох десятків), що збільшує накладні витрати на зберігання та передачу віртуальних координат.

Припустимо, що мережа складається з безлічі вузлів V , загальна кількість яких дорівнює $|V| = n$. Вважаємо, що топологія мережі не змінюється, а вузли випадково і рівномірно розподілені на двомірній площині. Потрібно розробити алгоритм для вибору заданої кількості опорних вузлів n_L ($n_L \leq n$) з вихідної множини вузлів V . Вузли з отриманого в результаті роботи алгоритму множини опорних вузлів

$V_L (V_L \subseteq V)$ повинні бути розподілені в просторі по одному з двох варіантів:

- рівномірний розподіл по мережі на максимальну відстань щодо один одного;
- розподіл по периферії (на межі) мережі.

Централізований алгоритм вибору опорних вузлів

Алгоритм складається з трьох послідовних етапів.

Вибір вузла – ініціатора

На першому етапі випадковим чином вибирається один вузол-ініціатор, який буде, як і звичайний опорний вузол, періодично передавати сигнальні пакети, щоб інші вузли мережі могли обчислити відстань до нього.

Вибір першого опорного вузла

По завершенню попереднього етапу алгоритму всі вузли мережі знають свою відстань до вузла - ініціатора. Тоді першим опорним вузлом призначається вузол, що знаходиться на максимальній відстані від вузла - ініціатора, тобто $l_1 = \operatorname{argmax}_{v \in V} h_0(v)$, де $h_0(v)$ - відстань між вузлом v і вузлом - ініціатором.

Обраний вузол починає функціонувати в якості опорного, а вузол-ініціатор стає звичайним вузлом при отриманні першого сигнального пакета від l_1 .

Вибір інших опорних вузлів

Вибір подальших опорних вузлів заснований на використанні функції голосування, значення якої для вузла визначає його пріоритет в отриманні статусу опорного вузла. Функція голосування може мати різний вигляд залежно від виду розподілу, який необхідно отримати. У даній роботі пропонуються дві евристичні функції голосування, що дозволяють одержати зазначений у постановці завдання розподіл опорних вузлів (рівномірний і по кордону відповідно):

$$f_{\min}(\vec{v}, L) = \min_{i \in L} \{v_i\} \quad (1)$$

та

$$f_{\text{prod}}(\vec{v}, L) = \prod_{i \in L} v_i \quad (2)$$

де

\vec{v} - вектор віртуальних координат вузла $v \in V$;

v_i - i -а координата вузла v ;

L - множина номерів (індексів) вибраних (активних) опорних вузлів.

У функціях голосування (1) і (2) використовуються компоненти вектора віртуальних координат \vec{v} , відповідні тільки активній на момент розрахунку кількості «голосів» опорних вузлів.

Вибір другого і наступних опорних вузлів виконується послідовно за допомогою ітераційних обчислень функції голосування. Черговим k -им опорним вузлом призначається вузол, що має максимальну кількість «голосів», тобто

$$l_k = \operatorname{argmax}_{v \in V \setminus V_L} f(\vec{v}, L_k), 2 \leq k \leq n_L \quad (3)$$

Множина номерів активних опорних вузлів на k -ій ітерації алгоритму дорівнює $L_k = \{1, 2, \dots, k - 1\}$.

В результаті роботи алгоритму буде сформовано шукану множину опорних вузлів $V_L = \{l_1, l_2, \dots, l_{n_L}\}$. Якщо при цьому у виразі (3)

використовувати функцію (3.1), то вибрані опорні вузли будуть рівномірно розподілені по мережі, якщо (2) - по межі мережі.

Очевидно, можлива ситуація, при якій для декількох вузлів функція голосування приймає максимальне значення. Цей конфлікт може бути вирішений різними способами. Наприклад, з огляду на унікальність ідентифікаторів (адрес) вузлів, пріоритет віддається вузлу з найменшою (або найбільшою) адресою.

Розподілений алгоритм вибору опорних вузлів

Розподілена версія алгоритму полягає в тому, що кожен вузол $v \in V$ виконує однаковий набір дій, тобто якого-небудь централізованого управління не потрібно. Саме цей варіант алгоритму призначений для застосування на практиці.

Ініціалізація

Після включення кожен вузол v привласнює своєму вектору віртуальних координат початкове значення $\vec{v} = \{v_i = \infty\}_{i=1}^{n_L}$, очищає таблицю мережевого оточення та запускає таймери для двох незалежних періодичних процесів:

- процес «локальний обмін сигнальними пакетами» з періодом t_l ;
- процес «вибір опорних вузлів» з періодом t_{lS} .

На даному етапі всіх вузли мережі еквівалентні і повинні розподіленим способом вибрати серед себе n_L опорних вузлів.

Процес «локальний обмін сигнальними пакетами»

У ході «локального обміну сигнальними пакетами» кожен вузол з періодом t_l передає спеціальний широкомовний пакет, в якому містяться його власні координати і координати вузлів з його таблиці мережевого оточення. Дана процедура є типовою для БСМ, оскільки в процесі такого обміну вузли підтримують в актуальному стані інформацію про мережеве оточення. У даному випадку ці пакети використовуються також для обчислення і поновлення віртуальних координат, як і у всіх інших методах ВК-маршрутизації, але включають невеликий обсяг додаткової інформації, описаної нижче.

Величина періоду t_l визначає швидкість реакції на локальні зміни в топології мережі, тому може розглядатися як незалежний від масштабу мережі параметр методу ВК-маршрутизації.

Процес «вибір опорних вузлів»

Процес «вибір опорних вузлів» полягає в тому, що з періодом t_{lS} вузол перевіряє необхідність призначення одного з опорних вузлів. При кожному спрацьовуванні таймера вузол $v \in V$ виконує наступну послідовність дій.

Якщо вузол v вже є опорним вузлом або вузлом - ініціатором, то поточна ітерація процесу припиняється.

Якщо $|L(v)| = n_L$, тобто вузлу v відомі всі опорні вузли і вони знаходяться в активному стані, то дана ітерація алгоритму також завершується.

Якщо вузлу v не відомо ні одного опорного вузла, тобто $(v) = \emptyset$, то він призначає себе вузлом - ініціатором процесу вибору опорних вузлів. На цьому поточна ітерація алгоритму завершується.

Якщо вузол-ініціатор або один (або більше) опорних вузлів вже присутнів мережі, то порядковий номер чергового обраного опорного вузла дорівнює

$$k = \min \{ i : 1 \leq i \leq n_L, i \notin L(v) \}.$$

Далі вузол v обчислює свою кількість «голосів» на отримання статусу опорного вузла з номером k

$$p(\vec{v}, L(v)) = \begin{cases} h_0(v), & \text{при } k = 1 \\ f(\vec{v}, L(v)), & \text{при } 1 < k \leq n_L \end{cases}$$

Аналогічним чином визначаються «голоси» для підмножини сусідніх вузлів, що володіють інформацією про опорні вузли з тими ж номерами, що і вузол v , тобто

$$\tilde{N}(v) = \{ w : w \in \mathcal{N}(v), L(w) = L(v) \},$$

і серед них вибирається вузол і з максимальною кількістю «голосів».

При виконанні умови

$$p(\vec{v}, L(v)) > p(\vec{u}, L(u)) \quad (3.4)$$

вузол v призначає себе k -им опорним вузлом.

Якщо вузли v і u володіють однаковою кількістю «голосів», то неоднозначність дозволяється описаним вище способом на основі їх адрес.

Зауважимо, що при ухваленні рішення про призначення себе опорним вузлом порівнює свою кількість «голосів» з максимальною кількістю «голосів» серед його сусідів. Отже, якщо немає необхідності зберігати інформацію про мережеве оточення для інших завдань (наприклад, для маршрутизації пакетів), то вузлу достатньо в ході локального обміну сигнальними пакетами запам'ятовувати інформацію тільки про сусідній вузол, що має максимальне значення функції голосування. Тоді вимоги до обсягу пам'яті значно скорочуються, що буде показано нижче.

Якщо v призначив себе k -им опорним вузлом, то у своїх наступних сигнальних пакетах він також повідомляє кількість «голосів» і множину $L(v)$, які діяли на момент його призначення опорним вузлом. Позначимо ці величини як $\hat{p}(v)$ і $\hat{L}(v)$ відповідно.

Описана процедура вибору опорного вузла може виконуватися періодично або асинхронно при виявленні відмови одного з опорних вузлів.

При цьому мінімальне допустиме значення періоду t_{ls} визначається величиною затримки поширення сигнального пакета від опорного вузла до інших вузлів мережі в найгіршому випадку.

Правила пріоритетів опорних вузлів

Очевидно, що неминуча проблема присутності в мережі декількох опорних вузлів з однаковими порядковими номерами, оскільки вузли спираються тільки на локальну інформацію при прийнятті рішення про своє призначення. Тому пропонується алгоритм установки пріоритетів для усунення надлишкових опорних вузлів розподіленням способом.

При прийманні чергового сигнального пакета від сусіднього вузла w вузол v отримує таку інформацію про вузол w :

- вектор віртуальних координат $\vec{w} = \{w_i\}_{i=1}^{n_L}$;
- множина номерів відомих опорних вузлів $L(w)$;
- інформацію про відомі опорні вузли з номерами $i \in L(w)$:
 - кількість «голосів» $\hat{p}_i(w)$, отримана при призначенні $l_i(w)$;
 - множина номерів активних опорних вузлів $\hat{L}_i(w)$, використаних при обчисленні $\hat{p}_i(w)$.

Отримавши сигнальний пакет від w , вузол v виконує алгоритм 5 щодо кожного i -го опорного вузла ($i = \overline{1:n_L}$).

Адаптація до змін в топології мережі

Раніше передбачалося, що топологія мережі абсолютно статична, але на практиці топологія змінюється через мобільність, вихід з ладу і приєднання вузлів, а також з причини значної, варіації надійності бездротових з'єднань. Отже, необхідно оновлювати безліч опорних вузлів V_L для адаптації мережі до поточних умов.

По-перше, під час експлуатації мережі можливий вихід з ладу одного або декількох опорних вузлів. Якщо вузол v виявив відмову m -го опорного вузла, то він виконує процедуру «вибір опорних вузлів» з множиною $L = \{1, 2, \dots, m-1, m+1, \dots, n_L\}$ у виразі (3) для пошуку заміни опорного вузла з порядковим номером m .

По-друге, якщо мережа функціонує протягом тривалого часу, топологія мережі може змінитися настільки значно, що чинний розподіл опорних вузлів не відповідатиме їй. Тому набір V_L повинен підтримуватися в актуальному стані шляхом періодичного послідовного перепризначення опорних вузлів. На черговому «виборному періоді» вузли спочатку встановлюють $L = \{2, 3, \dots, n_L\}$ і обирають перший опорний вузол за описаною вище процедурою. Далі при $L = \{1, 3, \dots, n_L\}$ перебирається другий опорний вузол, процес продовжується до тих пір, поки не будуть знову обрані всі n_L опорних вузлів відповідно до поточної мережевої топології.

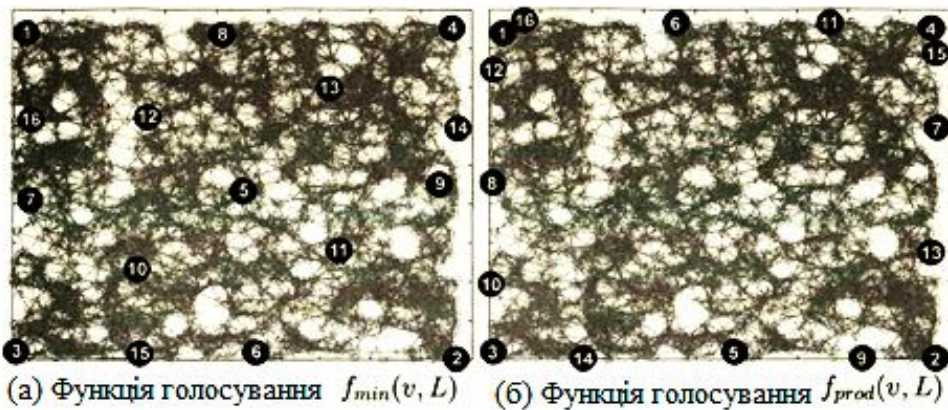


Рис. 3. Розподіл 16 опорних вузлів у великій мережі з високою щільністю і площею покриття у формі квадрата

Заміна вийшовшого з ладу і переобрання m -го опорного вузла займає деякий проміжок часу, протягом якого m - а компонента векторів віртуальних координат вузлів некоректна, тому під час цієї перехідної фази алгоритм маршрутизації повинен враховувати тільки компоненти $\{1, 2, \dots, m-1, m+1, \dots, n_L\}$. При цьому короткочасне використання тільки $(n_L - 1)$ опорних вузлів не повинно значно погіршити характеристики ВК-маршрутизації, оскільки в розмірності системи віртуальних координат присутня деяка надмірність.

Приклади роботи алгоритму вибору опорних вузлів

На рис.3 наочно показаний результат застосування функцій голосування $f_{min}(v, L)$ і $f_{prod}(v, L)$ для вибору 16 опорних вузлів в мережі з приблизно 2000 вузлів з середньою щільністю розміщення 20 вузлів. Опорні вузли позначені знаком «о» із зазначенням порядку їх вибору. На рис. 4 приведений результат для мережі приблизно такого ж масштабу, але з площею покриття у формі кола.

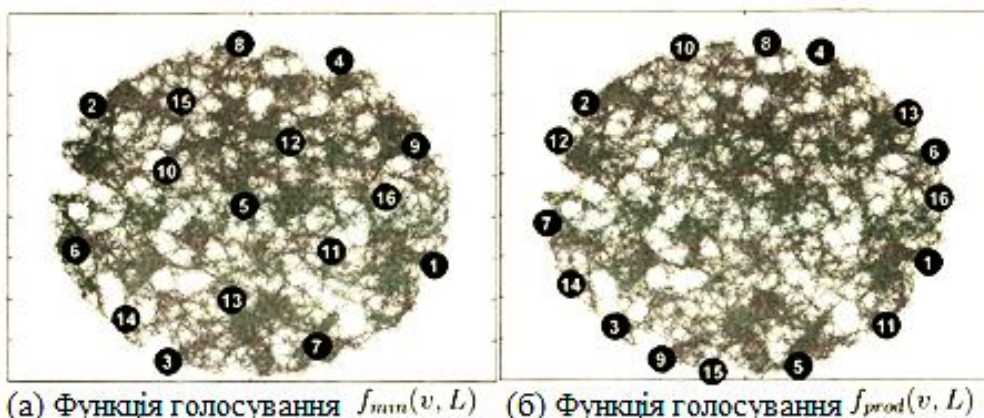


Рис. 4. Розподіл 16 опорних вузлів у великій мережі з високою щільністю і площею покриття у формі кола

У першу чергу обидві функції голосування прагнуть вибрати максимально віддалені один від одного вузли, тобто, що знаходяться на периферії мережі. Потім функція $f_{min}(v, L)$ задіює вузли з середини

області покриття, приводячи у результаті до рівномірного розподілу опорних вузлів.

При використанні функції $f_{prod}(v, L)$ всі опорні вузли обрані серед граничних вузлів.

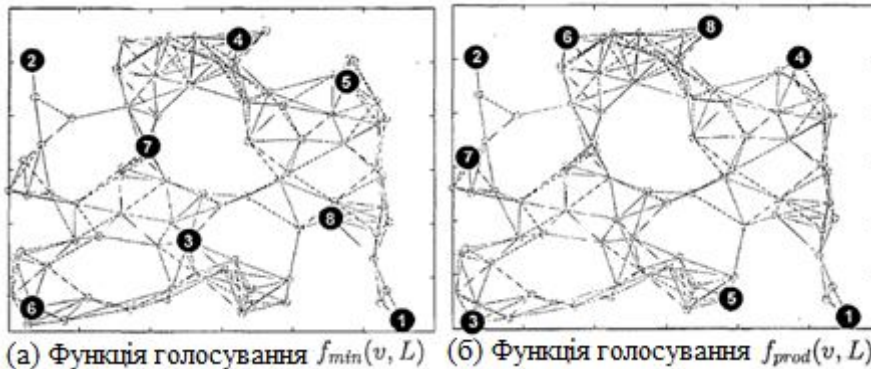


Рис. 5 . Розподіл 8 опорних вузлів в мережі з низькою щільністю

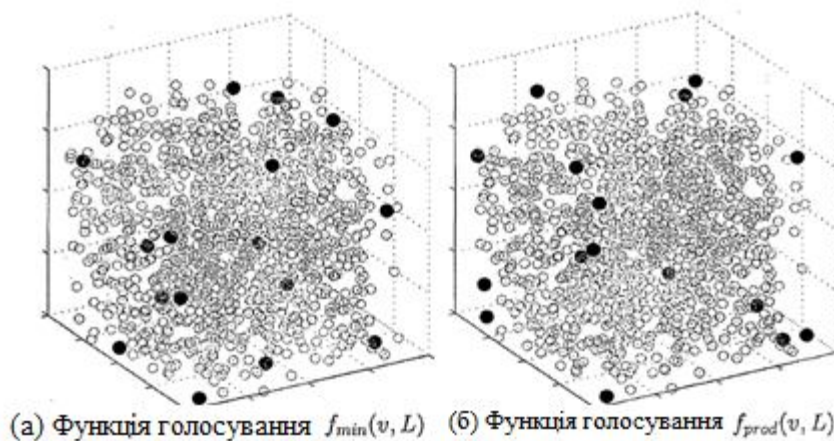


Рис. 6. Розподіл 16 опорних вузлів при розміщенні в тривимірному Просторі

Розроблений розподілений алгоритм вибору опорних вузлів має складність за часом $\theta(n_L D)$ і складність по пам'яті (n_L) , а для мереж великих масштабів оцінки складності дорівнюють $\theta(D)$ і $\theta(1)$ відповідно. При цьому за критеріями складності алгоритм є найкращим з усіх можливих для маршрутизації за віртуальними координатами в мережах великих масштабів.

Висновки. У роботі розглянуто питання розподілу опорних вузлів по площі покриття мережі та запропоновано алгоритм автоматичного вибору довільної кількості опорних вузлів як при початковій ініціалізації мережі, так і при можливій зміні топології мережі або виході з ладу опорних вузлів у процесі експлуатації. Зазначені варіанти функцій голосування дозволяють отримати рівномірний розподіл опорних вузлів за площею покриття мережі або розподіл по периметру (межі) мережі.

Застосування однієї із запропонованих функцій голосування дає результат аналогічний отриманому, за допомогою алгоритму

автоматичного вибору опорних вузлів з [2]. Головна відмінність алгоритмів полягає у величині оцінок складності, які показали, що в мережах великих розмірів запропонований в справжній роботі алгоритм є оптимальним за часом і по пам'яті, в той час як відомий аналог є оптимальним тільки по часовій складності, а його складність по пам'яті в значній мірі залежить від масштабу мережі.

Таким чином, запропонований алгоритм володіє гнучкістю для отримання різних видів розподілів опорних вузлів по мережі і є повністю масштабованим на відміну від існуючих аналогів, тому може бути ефективно використаний в БСМ великих розмірів.

Використані джерела інформації:

1. Beacon vector routing: scalable point-to-point routing in wireless sensor networks / R. Fonseca [et al.] // Proceedings of the 2nd symposium on networked systems design and implementation. Boston (USA), 2005. P. 329-342.
2. Cao Q., Abdelzaher T. A scalable logical coordinates framework for routing in wireless sensor networks // Proceedings of the 25th IEEE international realtime systems symposium. Lisbon (Portugal), 2004. P. 349-358.
3. Cao Q., Abdelzaher T. Scalable logical coordinates framework for routing in wireless sensor networks // ACM transactions on sensor networks. 2006. Vol. 2, no. 4. P. 557-593.
4. Efficient hop ID based routing for sparse ad hoc networks / Y. Zhao [et al] // Proceedings of the 13th IEEE international conference on network protocols. Boston (USA), 2005. P. 179-190.
5. GPS free coordinate assignment and routing in wireless sensor networks / A. Caruso [et al.] // Proceedings of the 24th annual joint conference of the IEEE computer and communications societies. Miami (USA), 2005. Vol. 1. P. 150-160.
6. Royer E., Toh C.-K. A review of current routing protocols for ad hoc mobile wireless networks // IEEE personal communications. 1999. Vol. 6, no. 2. P. 46-55.