

ПОБУДОВА НАЙКОРОТШОГО РОЗКЛАДУ ЗБОРУ ДАНИХ У БЕЗПРОВОДОВІЙ СЕНСОРНІЙ МЕРЕЖІ З ОБМЕЖЕНИМ КРИТИЧНИМ ЕНЕРГОСПОЖИВАННЯМ

Шпанчук О.О.

Інститут телекомунікаційних систем НТУУ «КПІ», Україна

E-mail: oshpantshuk@gmail.com

Designing Brief Schedule of Data Collection in Wireless Sensor Network with Limited Energy Consumption

It is presented the algorithm of optimization of data collection in wireless sensor networks with limited critical power, where it is the ability of the direct data transfer between any two nodes. This algorithm is optimal for minimization of time, trees and schedule data collection for WSN.

Основною проблемою використання БСМ є проблема оптимального ЗД. Тому безліч досліджень БСМ спрямовані на створення алгоритмів, що забезпечують збір даних (ЗД) з сенсорних вузлів (СВ) за мінімальний час при мінімальному споживанні енергії (СЕ). Наприклад, в [1] пропонується варіант адаптивного розкладу передач даних (кожен вузол сам складає свій розклад виходячи з спостережуваного поведінки сусідніх вузлів). Однак, в більшості випадків [2], завдання зводиться до складання постійного розкладу СД. Різні дослідники формулюють завдання складання розкладу по-різному, включаючи або не включаючи до неї різні чинники, беруть за основу різні варіації БСС. Наприклад, в [4] вважається, що відомі географічні координати вузлів. В [3] розглядаються мобільні БСС, в яких вузли можуть переміщатися в просторі. У даній статті пропонується своєрідний підхід, заснований на побудові дерев ЗД за образом і подобою ідеальних дерев ЗД для ідеальних БСМ (в яких можлива пряма передача даних між будь-якими двома вузлами).

ЗД в БСМ здійснюється циклами, тривалість яких рівна між собою. Цикл складається з часових інтервалів (ЧІ), протягом яких вузли передають один одному дані. Щоб уникнути колізій, кожен вузол протягом одного ЧІ обмінюється даними не більше ніж з 1 вузлом. Очевидно, що протягом одного циклу не має сенсу передавати дані більш ніж один раз.

Мінімізуючи СЕ мережі, можна говорити про мінімізацію максимального (критичного) СЕ серед всіх СВ мережі. Так як ємність автономних ДЖЄ однаковою у всіх СВ, то критичним фактором є мінімізація максимального числа передач серед усіх СВ мережі протягом одного циклу.

Так як СЕ кожного вузла однозначно визначається деревом, то при складанні розкладу передач даних по наявному дереву, оптимізація здійснюється лише за одним критерієм - за часом ЗД. Мінімізація часу досягається за допомогою скупого алгоритму, суть якого полягає в ЗД на кожному кроці (ЧІ) з максимально можливого числа вузлів. Такий алгоритм дій оптимальний, так як кожен вузол, перш ніж передати дані, повинен здійснити

прийом даних від усіх своїх синів по дереву збору, а, отже, черговість, в якій відбувається прийом даних від синів, не має значення.

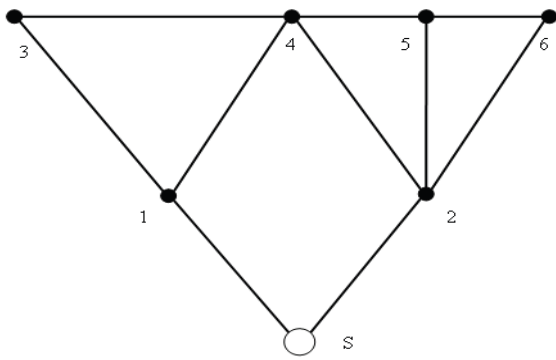


Рис. 1. Граф БСМ

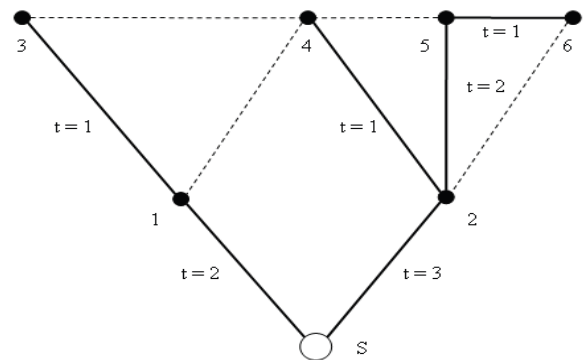


Рис. 2 Оптимальне дерево ЗД для БСМ із рис. 1

Розглянемо БСМ, показану на рис. 1, і відповідне їй дерево ЗД (рис. 2), де пунктирними лініями позначені ребра графа БСМ, які не ввійшли в дерево ЗД. На обох рисунках позначення «S» відповідає вузлу. Отже, на першому кроці вузли 3, 4 і 6 передають дані до вузлів 1, 2 і 5, відповідно. На другому кроці вузли 1 і 5 здійснюють передачу вузлів S (центрального вузла) і 2, відповідно. На останньому - третьому кроці, вузол 2 передає дані в центральний вузол, на цьому цикл ЗД завершується. Таким чином, час ЗД в даному прикладі становить 3 ЧІ, в той час як критичне енергоспоживання дорівнює 2 (вузол 2 має 2 синів - вузли 4 і 5).

Щоб по заданому зв'язаному графу БСМ, побудувати дерево ЗД з критичним СЕ, що не перевищує заданого та забезпечує мінімальну довжину циклу ЗД, розглянемо випадок, коли БСМ задана повним графом, тобто $\forall u, v \exists (u,v) \in E, \text{ де } u, v \in V$. Тому між будь-якими двома вершинами графа $G = (V, E)$ існує ребро. Отже, про БСМ досить знати лише число вузлів n .

Нехай $f_s(t, e)$ - максимальне число вузлів ідеальної БСМ з часом ЗД t із критичним СЕ меншим або рівним e , тоді для вирішення нашої задачі досить знайти такий мінімальний час t , при якому функція $f_s(t, e) \geq n$, і $f_s(t, e)$ зростаюча по t при фіксованому e , тому шукане значення t можна визначити будь-яким відомим алгоритмом пошуку для монотонних функцій, наприклад, двійковим пошуком; $f_s(t, e)$ знаходимо за формулою:

$$f_s(t, e) = \sum_{i=1}^t f_p(t-i, e),$$

$$\text{де } f_p(t, e) = \sum_{i=1}^{\min(t,e)} f_p(t-i, e)$$

Функція f_s застосовується для центрального вузла, а f_p - для сенсорного. Таким чином, враховується той факт, що СЕ центрального вузла не впливає на критичне СЕ мережі. Функції f_s і f_p коректні, так як, якщо з усіх вузлів деякого піддерева дерева ЗД потрібно зібрати дані за час t , то максимальний припустимий час ЗД для безпосередньо дочірнього вузла кореня піддерева рівний $t-1$, коли $t-1$ «віддано» одному з таких вузлів, максимально допустимий час що залишилися стає рівним $t-2$ і т.д.

На рис. 3 представлено ідеальне дерево ЗД, побудоване згідно функції $f_s(5, 2)$, тобто дерево з критичним СЕ $e = 2$ і максимальним числом вершин, за яким можливо здійснити ЗД за час $t = 5$. Дерево містить 27 вершин. На

першому кроці (ЧІ) дані передають вузли 1-12, на другому - вузли 13-19, на 3-му - 20-23, на 4-му - 24-25, на 5-му - 26.

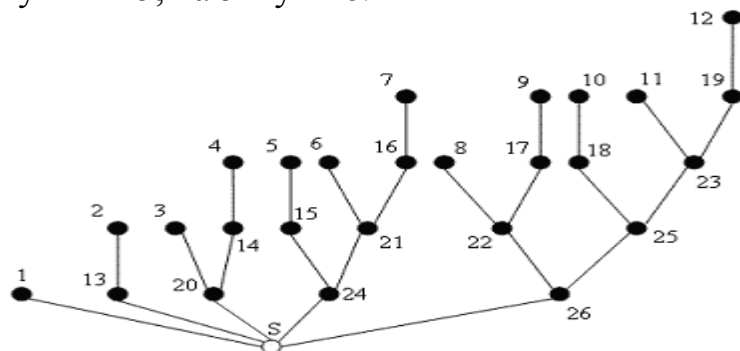


Рис. 3. Ідеальне дерево збору даних для $t = 5$, $e = 2$

Дерево ЗД найбільш близьке по топології ідеального дерева будується ітеративно від кореня (центрального вузла БСМ) до листів в 2 кроки, при чому, другий крок виконується після першого.

На першому кроці спочатку випадковим чином вибирається вершина u , вже включена в дерево (спочатку в дерево включена тільки 1 вершина - центральний вузол), потім, також випадковим чином, вибирається вершина v , яка не включена в дерево. Вибір здійснюється так, щоб виконувалися 2 умови: 1) між u і v існує ребро в графі БСС; 2) включення v в множину синів u не порушить структури ідеального дерева СД. Етап завершується як тільки або всі вершини потраплять в дерево або не знайдеться таких u і v , для яких виконуються зазначені вище умови.

Крок 2 аналогічний кроку 1, з тією лише відмінністю, що вузли u і v повинні відповідати лише умові 1. Етап завершується як тільки всі вершини будуть включені в дерево.

Таким чином, всі вершини графа БСМ будуть включені в дерево ЗД. Описаний алгоритм виконується k раз, серед знайдених рішень вибирається краще.

Створення алгоритмів, заснованих на запропонованому підході, оптимізованих для графів із специфічною топологією дозволить досягати високих результатів, максимально близьких до глобального оптимуму, особливо на насичених графах.

Література

1. Sharat C. Visweswara, Rudra Dutta, Mihail L. Sichitiu, Adaptive ad-hoc self – organizing scheduling for quasi-periodic sensor network life time, Computer Communications 29 (2006), 3366–3384.
2. Shen, Y. -J., & Wang, M.-S., Broadcast scheduling in wireless sensor networks using fuzzy Hopfield neural network, Expert Systems with Applications 2 (2007), 900–907.
3. Yaoyao Gu, Doruk Bozdog, Robert W. Brewer, Eylem Ekici, Data harvesting with mobile elements in wireless sensor networks, Computer Networks 50 (2006), 3449–3465.
4. Shibo Wu, K. Selcuk Candan, Power-aware single- and multipath geographic routing in sensor networks, AdHoc Networks 7 (2007), 974-997.