

ЕНЕРГОЗБЕРІГАЮЧИЙ МЕТОД МНОЖИННОГО ДОСТУПУ В СЕНСОРНИХ РАДІОМЕРЕЖАХ СПЕЦІАЛЬНОГО ПРИЗНАЧЕННЯ З НАДЛИШКОВОЮ КІЛЬКІСТЮ НЕОДНОРІДНИХ ВУЗЛІВ

Запропонований новий енергозберігаючий метод множинного доступу в сенсорних радіомережах спеціального призначення з надлишковою кількістю неоднорідних вузлів, який забезпечує розподіл каналного ресурсу між вузлами мережі в залежності від навантаження та віддалення від шлюзу.

Коваленко І.Г. Энергосберегающий метод множественного доступа в сенсорных радиосетях специального назначения с избыточным количеством неоднородных узлов. Предложен новый энергосберегающий метод множественного доступа в сенсорных радиосетях специального назначения с избыточным количеством неоднородных узлов, который обеспечивает распределение каналного ресурса между узлами сети в зависимости от нагрузки и удаления от шлюза.

I. Kovalenko Energy saving method of MAC in special wireless sensor networks with an excess of heterogeneous nodes. A new energy saving MAC method in special purpose wireless sensor networks with an excess of heterogeneous nodes.

Ключові слова: сенсорна радіомережа, вузли мережі, енергозберігання.

Актуальність. Перспективна автоматизована система управління військами для збору розвідувальної та іншої інформації буде використовувати сенсорні радіомережі (СР), що складаються з сенсорних вузлів з інтегрованими функціями моніторингу навколишнього середовища, обробки і передачі даних [1]. Основними елементами сенсорних вузлів є: датчики контролю зовнішнього середовища, мікрокомп'ютер, батареї, прийомопередавач.

Вузли СР повинні швидко адаптуватися до змін трафіка, топології мережі та ефективно використовувати обмежені енергетичні ресурси вузлів. Продуктивність та ефективність СР безпосередньо залежить від методів множинного доступу (МД) до радіоресурсу [2], що застосовуються в мережі.

Методи МД в СР повинні відповідати наступним вимогам: децентралізоване функціонування, ефективне енергозберігання, великий час „життя” мережі, достатня пропускна здатність, малий час затримки передачі повідомлень, мобільність, масштабування, адаптування до зміни щільності та кількості вузлів, передача неоднорідного і пріоритетного трафіка, управління чергою передач тощо [2].

Характерними вимогами до СР є мінімізація витрат енергетичних ресурсів вузлів та максимізація часу „життя” мережі. Реалізації цих вимог заважають наступні фактори:

- пасивне прослуховування: на прослуховування та очікування прийому витрачається приблизно стільки ж енергоресурсів, скільки й на, безпосередньо, прийом пакетів;
- колізії, які передбачають додаткові передачі пакетів;
- „підслухування”, коли вузли приймають пакети, які їм не адресовані;
- витрати протоколів більш високого рівня на передачу службової інформації, які в БСМ можуть досягати 70 % загального трафіка в мережі[2];
- передача пакетів в час, коли вузол-адресат не готовий до прийому: при цьому здійснюються повторні передачі;
- розмір пакетів: з одного боку, при передачі пакетів малого розміру витрачається більше енергії на передачу службової інформації (заголовків пакетів тощо), з іншого – передача великих пакетів потребує більше енергії;
- флуктуації трафіка: різке збільшення загального трафіку в мережі може призвести до значного збільшення кількості колізій.

Крім того, вимоги до методів МД з енергозберігання конкурують з вимогами продуктивності передачі інформаційних потоків та масштабування мережі [3]. Самим ефективним заходом зменшення використання енергоресурсу вузлів мережі мінімізація кількості повторних передач пакетів та часу знаходження вузлів в режимі прослуховування каналу, що автоматично збільшує затримки доставки пакетів та пропускну здатність мережі.

Складність знаходження балансу між ефективністю енергозберігання та продуктивності передачі інформаційних потоків призвело до розробки ряду методів МД [2]. На даний час єдиного універсального методу МД для СР на даний час не існує. Результати моделювання для мереж різної розмірності, інтенсивності трафіку та його обсягу не дають однозначної переваги окремих методів [2]. Крім того, для мереж зв'язку тактичної ланки управління висуваються особливі вимоги зі стійкості, безпеки, прихованості, особливостей розгортання та надлишковості неоднорідних вузлів [4]. Існуючі методи МД не відповідають цим вимогам і не можуть використовуватись для побудови СР спеціального призначення.

Мета статті. Проаналізувати існуючий досвід при розробці методів множинного доступу в сенсорних радіомережах, виявити переваги та недоліки окремих методів і з їх врахуванням розробити новий енергозберігаючий метод множинного доступу сенсорної радіомережі спеціального призначення з надлишковою кількістю неоднорідних вузлів.

Аналіз публікацій. Основним методом зменшення енергоспоживання вузлами є їх періодичне відключення [3]. При щільному розташуванні вузлів та великому трафіку ефективне енергозбереження неможливе без застосування енергозберігаючих методів МД [2].

Для мереж спеціального призначення пропонується застосовувати СР, що відповідають моделі збору даних, яка передбачає використання одного або декілька шлюзів, через які зібрані дані мережі передаються адресату [3]. Застосування вказаної моделі збору даних висуває додаткові вимоги до методів МД [3]. Так метод DMAC [5] організує розклад прийомів та передач повідомлень по дереву мережі збору даних методом „ланцюгової реакції” в напрямку шлюзу. Передачі здійснюються в визначені періоди зі ссувом в часі в залежності від рівня дерева мережі (кількості ретрансляцій до шлюзу), при цьому не виключається проблема скритого терміналу [3] і можливі колізії між передачами вузлів одного рівня. Для протидії колізіям вузол перед початком передачі прослуховує канал і, якщо він зайнятий, очікує 5 періодів передачі (слотів). Методи MERLIN [6] та QDMAC [7] основані на DMAC, в деякій мірі покращують його результат, але не усувають вплив можливих колізій між вузлами одного рівня дерева мережі.

На відміну від попередніх методів LL-MAC [8] розділяє множини слотів передач між рівнями дерева мережі і окремі слоти на кожному рівні, що усуває можливість колізій. Але даний метод не враховує різницю об'ємів даних, що передається, тому в результаті розподілу залишаються „вільні” слоти, що не використовуються, що призводить до неефективного використання ресурсу каналу. Для синхронізації та розподілу слотів періодично використовується цикл управління, під час якого всі вузли повинні функціонувати, що призводить до підвищення використання енергетичного ресурсу.

Всі вищевказані методи не включають механізмів врахування обсягів збираємих даних окремими вузлами і неефективні для СР з неоднорідними вузлами. Так метод DMAC окремий великий пакет даних буде розділять на сегменти, які зможе передавати тільки через 5 періодів. Метод LL-MAC розподіляє слоти відповідно кількості дочірніх вузлів і не виділяє додаткові слоти для великих пакетів, вносить затримку їх передачі, а також залишає „вільні” слоти при передачі коротких повідомлень.

В розробленому методі W-MAC [9] відсутні вказані вище основні недоліки методу LL-MAC. В даному методі був реалізований ітеративний механізм планування розподілу слотів, який базується на інформації про обсяги даних, що передаються і виключає можливість колізій. Алгоритм планування поділяється на цикли управління та збору даних. Під час циклу управління на основі наявної інформації про навантаження на окремих вузлах здійснюється розподіл слотів та передача команд управління в напрямку від шлюзу до самих віддалених вузлів (з найбільшою кількістю ретрансляцій до шлюзу). Під час циклу збору даних здійснюється безпосередньо збір даних за складеним розкладом часових слотів. Врахування інформації про навантаження на окремі вузли дозволяє мінімізувати кількість „вільних” слотів в більш ефективно використовувати каналний ресурс.

Для сенсорних радіомереж спеціального призначення крім покриття визначеної зони моніторингу та основних мережевих характеристик висуваються також вимоги з оперативності розгортання, надійності, живучості, скритності. Одним зі шляхів виконання цих вимог є внесення надлишковості неоднорідних вузлів при розгортанні СР [4]. Надлишковість вузлів призведе до періодичної зміни топології мережі і метод МД повинен це враховувати. Існуючі розроблені методи не відповідають цим вимогам.

Крім того збір даних про навантаження на окремі вузли і розподіл слотів для всіх вузлів СР великої розмірності на погляд автору цієї статті недоцільно, так як призведе до великого обсягу службового трафіку та обмежить масштабування та гнучкість адаптування до зміни топології мережі. Також детермінований доступ до каналу всіх вузлів в мережах великої розмірності поребує складних механізмів синхронізації. На погляд автору статті для СР спеціального призначення доцільно використовувати гібридні методи МД, в яких механізми розподілу каналного ресурсу залежать від ступеня наближеності вузлів до шлюзу і, відповідно, збільшеного навантаження на ділянки мережі. Існуючі розроблені методи не відповідають цим вимогам.

Таким чином, вищевказані розроблені методи МД не відповідають вимогам до сенсорних радіомереж спеціального призначення.

Постановка задачі. Розробити новий метод множиного доступу в сенсорних радіомережах спеціального призначення з надлишковою кількістю неоднорідних вузлів та розподілом каналного ресурсу в залежності від навантаження (трафіку) та наближення окремих вузлів до шлюзу.

Суть методу. Новий енергозберігаючий метод множинного доступу в сенсорних радіомережах спеціального призначення з надлишковою кількістю неоднорідних вузлів забезпечує розподіл каналного ресурсу між вузлами в залежності від навантаження та віддалення від шлюзу. Планування часових інтервалів для поточного вузла в розробленому методі базується на зібраній з дочірніх вузлів інформації про робоче навантаження, робочий цикл батьківського вузла та виділений батьківським вузлом робочий цикл для поточного вузла.

Опис методу

В розробленому методі для організації збору даних СР пропонується навколо шлюзу пропонується створити зону детермінованого доступу до каналу. Для віддалених вузлів, які не входять в зону детермінованого доступу пропонується організувати випадковий доступ до каналу за допомогою одного з відповідних розроблених протоколів (802.11, В-МАС). В розробленому методі пропонується ввести два часових періоду відповідно детермінованого та випадкового доступу. Під час організації випадкового доступу до каналу віддалених вузлів, вузли зони детермінованого доступу знаходяться в режимі сну і навпаки. Граничні вузли зони детермінованого доступу до каналу функціонують в обидва періода: під час періоду випадкового доступу знаходяться в режимі прийому даних від віддалених вузлів, а під час детермінованого періоду передають дані в напрямку шлюзу.

Застосування двох типів доступу до каналу в мережі дозволить зменшити споживання енергетичних ресурсів вузлами, що більш навантажені для передачі трафіку, і забезпечить спрощення синхронізації вузлів, гнучке масштабування мережі та гнучкий доступ віддалених вузлів до окремих зон детермінованого доступу. Приклад розподілення типу доступу вузлів до каналу показаний на рис. 1. Кількість вузлів, що входять до зони детермінованого прийому може визначатись максимальною кількістю ретрансляційних ділянок для відповідної зони або алгоритмами функціонування мережі.

Організація доступу до каналу в зоні детермінованого доступу в залежності від навантаження на вузли

Навантаження на вузол визначається робочим навантаженням $W = \{W_y, W_{zy}, W_{zd}\}$, де W_y – навантаження, що визначається часом передачі команд управління від вузла до найбільш віддалених дочірніх вузлів (з найбільшою кількістю ретрансляцій); W_{zy} – навантаження, що

визначається часом збору вузлом даних управління від дочірніх вузлів мережі; $W_{зд}$ – навантаження, що визначається часом збору вузлом безпосередньо даних від дочірніх вузлів мережі. W_y будемо вважати навантаженням передачі команд управління, W_{zy} та $W_{зд}$ будемо вважати навантаженням передачі даних.

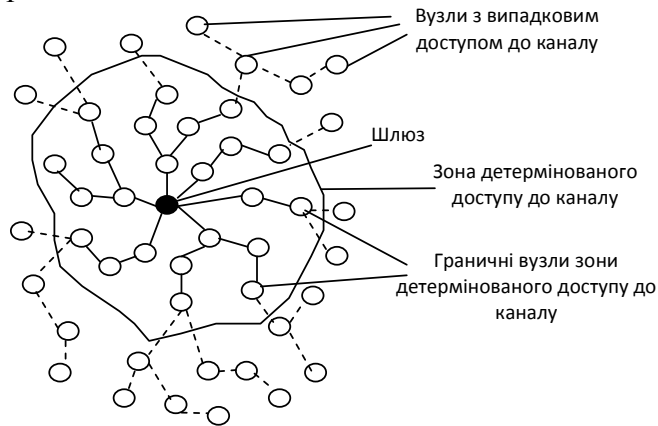


Рис.1

При плануванні робочих циклів батьківський вузол спочатку виділяє для поточного вузла часовий інтервал $B = [B^S, B^L]$, де B^S – початковий слот часового інтервалу для поточного вузла, B^L – довжина часового інтервалу (кількість слотів) для поточного вузла. Часовий інтервал B містить в собі часовий інтервал передачі команд управління B_y та часовий інтервал передачі даних B_d . Поточний вузол розраховує та виділяє для дочірніх вузлів робочі часові інтервали в рамках отриманого від батьківського вузла часового інтервалу. При цьому для кожного дочірнього вузла виділяється множина слотів для прийняття пакетів $RX = [RX^S, RX^L]$ та передачі пакетів $TX = [TX^S, TX^L]$, де RX^S та TX^S – початкові слоти прийому та передачі, RX^L та TX^L – відповідно довжини (кількості) слотів прийому та передачі. Крім того множини RX та TX містять в собі відповідно множини слотів для приймання пакетів управління RX_y та даних RX_d , передачі пакетів TX_y та даних TX_d . Робочий цикл окремого вузла i , відповідно, його знаходження в робочому стані, представлений часовими відрізками $RX_y \cup RX_d \cup TX_y \cup TX_d$. В інший час робочого циклу мережі вузол знаходиться в режимі сна. Окремий вузол може мати декілька призначених RX_d , але лише по одній множині слотів іншого типу [9].

Додатково введемо позначення: C_i – множина безпосередньо зв'язаних дочірніх вузлів поточного вузла u_i , T_y – довжина (період) слоту для передачі команд управління.

1. Планування часових інтервалів управління.

Навантаження управління W_y поточного вузла u_i визначається сумою навантажень управління множини дочірніх вузлів C_i та T_y :

$$W_{yi} = \sum_{u_j \in C_i} W_{yj} + T_y. \quad (1)$$

Після отримання всіх даних про навантаження управління від дочірніх вузлів поточних вузол за допомогою (2) розраховує необхідні довжини часових інтервалів управління $B_{Cj} = [B_{Cj}^S, B_{Cj}^L]$ для дочірніх вузлів $u_j, j \in C_i$:

$$\begin{cases} B_{yj}^S = B_{yi}^S + T_y + \sum_{k=1}^{j-1} B_{yk}^L, \forall u_j \in C_i, \\ B_{yj}^L = W_{yj} \end{cases} \quad (2)$$

де B_{yk}^L – довжина часового інтервалу управління k -го дочірнього вузла для вузла u_i , яка розраховується раніше.

Після отримання часового інтервалу управління від свого батьківського вузла кожен вузол розраховує RX_y та TX_y . Так для вузла u_i : $RX_{yi}^S = TX_y^S$ (батьківського вузла), $RX_{yi}^L = T_y$, $TX_{yi}^S = B_{yi}^S$, $TX_{yi}^L = T_y$.

На рис. 2 представлений приклад розподілу часових інтервалів управління для вузла u_p та його дочірніх вузлів $u_j \in C_p$, $1 \leq j \leq n$ з розрахованим навантаженням управління W_{zyj} , відповідно (1) $W_{yp} = \sum_{j=1}^n W_{zyj} + T_y$. В кожному часовому інтервалі управління час T_y виділяється для передачі команди управління вузлом u_p , решта інтервалу надається дочірнім вузлам. З рисунку видно, що кожен вузол функціонує визначений період часу $2T_y$.

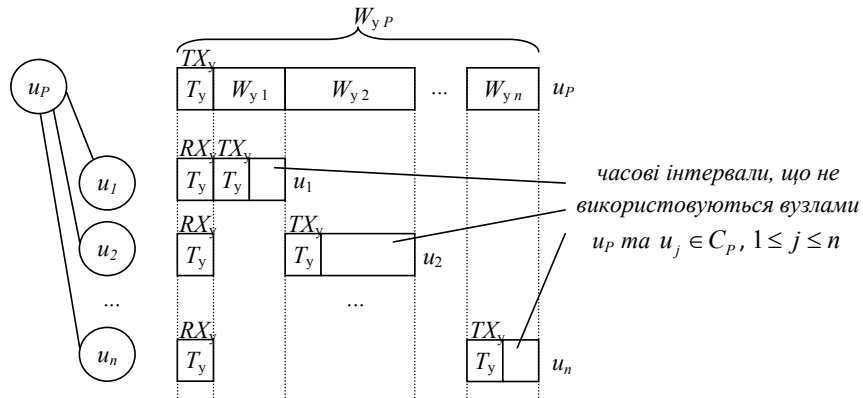


Рис.2

2. Планування часових інтервалів збору даних.

Робочі навантаження W_{zy} та $W_{зд}$ визначаються кількістю дочірніх вузлів, об'ємом згенерованих даних поточним вузлом та його дочірніми вузлами та рівнем агрегації даних на вузлі. Для вузла u_i робочі навантаження W_{zyi} та $W_{зді}$ розраховуються за (3):

$$\begin{aligned} W_{zyi} &= \sum_{u_j \in C_i} (W_{zyj} + W_{здj}), \\ W_{зді} &= R_i \sum_{u_j \in C_i} (W_{здj} + W_{ді}), \end{aligned} \quad (3)$$

де W_{zyj} та $W_{здj}$ – робочі навантаження дочірніх вузлів, $W_{ді}$ – робоче навантаження збору даних безпосередньо вузлом u_i , R_i – коефіцієнт агрегації вузла u_i , який визначає ступінь зменшення обсягу даних на при проходженні через вузол u_i .

Після отримання вузлом u_i всіх даних про робочі навантаження від дочірніх вузлів $u_j \in C_i$ вузол u_i здійснює розподіл робочих часових інтервалів для дочірніх вузлів за допомогою (4):

$$\begin{cases} B_{dj}^S = B_{ді}^S + \sum_{k=1}^{j-1} B_{dk}^L, \forall u_j \in C_i, \\ B_{dj}^L = W_{zyj} + W_{здj} \end{cases} \quad (4)$$

де B_{dj}^S – початковий слот робочого інтервалу для вузла u_j , B_{dj}^L – довжина робочого інтервалу для вузла u_j , B_{dk}^L – довжина інтервалу збору даних вузла $u_k \in C_j$, що розраховується попередньо.

Після отримання характеристик робочого інтервалу збору даних B_{dj}^S та B_{dj}^L поточний вузол розраховує характеристики „своїх” слотів прийому та передачі RX_{di}^S та RX_{di}^L . Так для вузла u_i та його дочірнього вузла u_j (при передачі від u_j до u_i) RX_{dij}^S та RX_{dij}^L розраховуються за (5):

$$\begin{cases} RX_{dij}^S = B_{di}^S + \sum_{k=1}^{j-1} B_{dk}^L + W_{zyj}, \forall u_j \in C_i, \\ RX_{dij}^L = W_{zdi} \end{cases} \quad (5)$$

Для вузла u_i TX_{di}^S та TX_{di}^L розраховуються за (6):

$$\begin{cases} TX_{di}^S = B_{di}^S + W_{zyi} \\ TX_{di}^L = W_{zdi} \end{cases} \quad (6)$$

Приклад розподілу часових інтервалів приведений на рис. 3. Для вузла u_p існує n дочірніх вузлів $u_j \in C_p$, $1 \leq j \leq n$, робочі навантаження яких є W_{zyj} та W_{zdi} тоді робочі навантаження для u_p відповідно (3) будуть дорівнювати : $W_{zyp} = \sum_{j=1}^n (W_{zyj} + W_{zdi})$ та

$$W_{zdp} = R_p \sum_{j=1}^n (W_{zyj} + W_{zdi}).$$

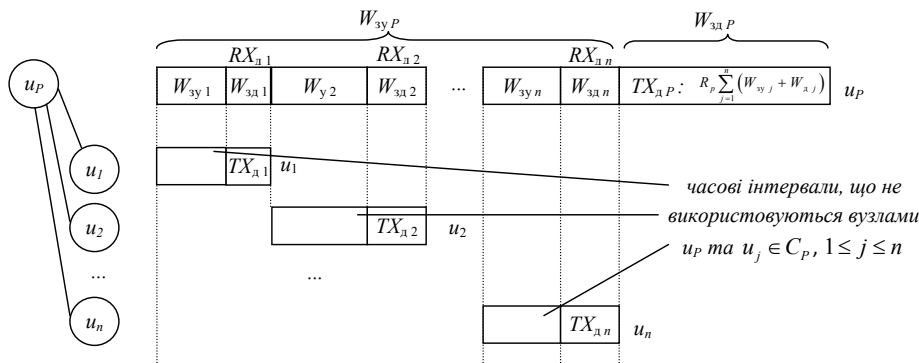


Рис. 3

При плануванні інтервал W_{zdp} виділяється для передачі зібраних даних вузлом u_p , інтервал W_{zyp} розподіляється між дочірніми вузлами. Таким чином, вузол „знає” коли він повинен передавати та приймати дані і „вільні” слоти відсутні. Крім того в визначений інтервал часу існує один вузол, який передає, та один, що приймає дані, що унеможливорює створення завад між вузлами одного рівня в схемі збору даних вузлами. Дані передаються батьківському вузлу після прийому даних від дочірніх вузлів, тому дана схема дозволяє здійснювати збір даних з односною агрегацією, але, в свою чергу, може призвести до накопичення значних об’ємів даних на окремих вузлах і переповнення обмежених буферів пам’яті вузлів [8]. Для запобігання цьому можливе використання циклічного збору даних [9]. На кожному циклі здійснюється збір даних від окремих дочірніх вузлів. Для цього робоче навантаження для вузла u_p представляється в вигляді матриці $m \times 2$: $[W_{zyp,1}, W_{zdp,1}], [W_{zyp,2}, W_{zdp,2}], \dots, [W_{zyp,m}, W_{zdp,m}]$, де m – кількість циклів. Тоді при m циклах буде складено окремо m розкладів і інтервал прийому даних для u_i відносно його початку буде виглядати (рис .4):

$$\left[0, W_{zyi,1} + W_{zdi,1} \right], \left[W_{zyi,1} + W_{zdi,1}, W_{zyi,2} + W_{zdi,2} \right], \dots, \left[\sum_{k=1}^{m-1} W_{zyi,k} + W_{zdi,k}, W_{zyi,m} + W_{zdi,m} \right].$$

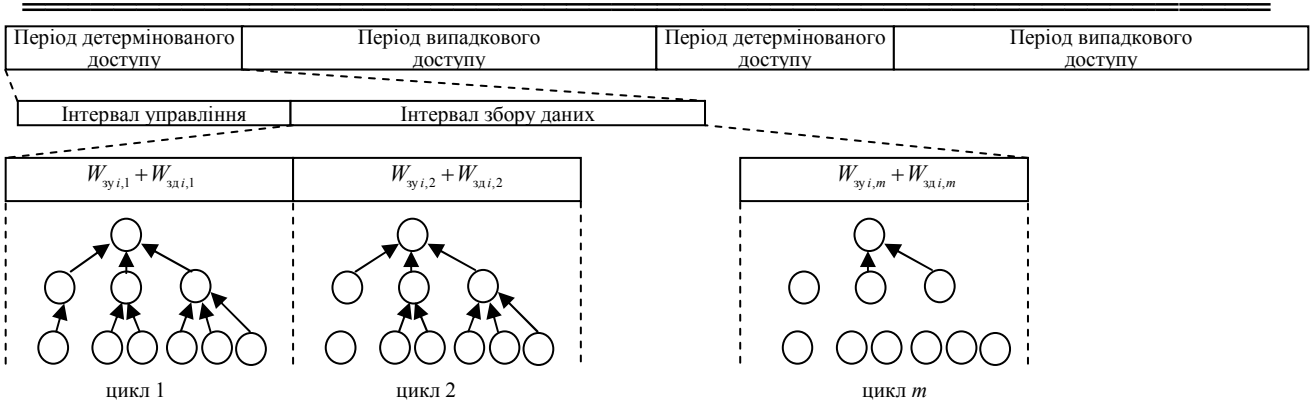


Рис. 4

Етапи методу

При складанні розкладу вважається, що вузол отримав інформацію з мережевого рівня про батьківський вузол та з прикладного рівня про об'єм даних, що збирає вузол.

1 Збір даних про робочі навантаження.

Для початку збору робочих навантажень шлюз ширококомовно передає в мережу спеціальне повідомлення. Вузли зони детермінованого доступу до каналу, що отримали повідомлення, передають батьківським вузлам свої робочі навантаження. Для розрахунку робочих навантажень вузла та їх передачі батьківському вузлу необхідна інформація від усіх дочірніх вузлів, тому для передачі повідомлень пропонується використовувати механізм каскадних таймаутів [10], що дозволяє вузлам мережі передавати дані в залежності від ступеню їх віддалення від шлюзу по кількості ретрансляційних ділянок, при цьому першими передають найбільш віддалені вузли.

2 Розподіл часових інтервалів.

Після закінчення збору даних про робочі навантаження шлюз ініціює початок етапу розподілу часових інтервалів. Кожен вузол розраховує свої часові інтервали та виділяє робочі часові інтервали для своїх дочірніх вузлів відповідно алгоритму, представленому на рис 5. Для розрахунку RX_{yi} , TX_{yi} , TX_{di} , B_{yj} , B_{dj} , RX_{dj} , TX_{yi} використовуються формули наведені вище. При складанні розкладу витрати часового ресурсу невеликі і розподіляються рівномірно по всій мережі тому що:

- кожен вузол зберігає тільки робочі навантаження своїх дочірніх вузлів і передає дані тільки батьківському вузлу;
- вузли отримують часові інтервали тільки від своїх батьківських вузлів, розраховують і передають виділені інтервали для своїх дочірніх вузлів;
- всі інтервали часу розраховуються локально на вузлах.

<p>якщо (u_i є шлюзом) {</p> $B_{yi} = [0, W_{yi}];$ $B_{di} = [W_{yi}, W_{yi,1} + W_{zd,1}], \dots, [W_{yi} + \sum_{k=1}^{m-1} (W_{zyi,k} + W_{zdi,k}), W_{zyi,m} + W_{zdi,m}];$ <p>} інакше {</p> <p style="padding-left: 20px;">Очікування значення B_{yi}, B_{di} від батьківського вузла. }</p> <p>Розрахунок RX_{yi}, TX_{yi}, TX_{di};</p> <p>Для кожного ($u_j \in C_i$) {</p> <p style="padding-left: 20px;">Розрахунок B_{yj}, B_{dj}, RX_{dj};</p> <p style="padding-left: 20px;">Передача u_j B_{yj}, B_{dj} з TX_{yi};</p>

Рис. 5

3 Визначення періоду випадкового доступу

Після закінчення розподілу часових інтервалів та передачі даних вузлами зони детермінованого доступу граничні вузли передають віддаленим вузлам повідомлення про початок та тривалість періоду випадкового доступу відповідно алгоритмів функціонування

СР збору даних. Під час періоду випадкового доступу віддалені вузли передають дані в напрямку відповідних граничних вузлів.

4 Коригування розкладу часових інтервалів.

Під час функціонування можуть змінюватись властивості СР, що буде вимагати зміни розкладу часових інтервалів вузлів зони детермінованого доступу. Так, по-перше, можуть змінюватись об'єми даних, що передаються в мережі в залежності від алгоритмів функціонування СР, конфігурації датчиків та умов функціонування СР. По-друге, може змінюватись топологія мережі по причині виходу з ладу окремих вузлів, застосування алгоритмів функціонування з використанням надлишковості вузлів тощо. Постійна періодична реконфігурація мережі призведе до збільшення витрат ресурсів СР та затримок збору даних. Тому в методі пропонуються механізми коригування розкладу часових інтервалів двох типів.

4.1 Коригування розкладу часових інтервалів при зміні потоків даних. Зміни потоків даних впливають тільки на планування часових інтервалів збору даних. Для зміни розкладу часових інтервалів виконуються наступні дії:

1. Вузол, що виявив збільшення об'єму даних, що передаються, передає батьківському вузлу спеціальне повідомлення, яке містить величину збільшення робочого навантаження збору даних $\Delta W_{зд}$.

2. Батьківський вузол розраховує свої $\Delta W_{зр}$ та $\Delta W_{зд}$ запам'ятовує і передає ці значення своєму батьківському вузлу. Ця операція здійснюється каскадно до шлюзу.

3. Шлюз u_r після отримання повідомлення про необхідність зміни розкладу спочатку коригує свій часовий інтервал відповідно (7).

$$\begin{cases} (B_{др,k}^S)' = B_{др,k}^S + \sum_{l=1}^{k-1} (\Delta W_{зр,l} + \Delta W_{зд,l}) \\ (B_{др,k}^L)' = B_{др,k}^L + \Delta W_{зр,k} + \Delta W_{зд,k} \end{cases}, 1 \leq k \leq m, \quad (7)$$

де m – максимальна кількість ретрансляцій до шлюзу в СР збору даних, k – кількість ретрансляцій від вузла, що ініціював зміну розкладу, до шлюза.

4. Шлюз передає дочірнім вузлам команду на зміну розкладу з новими значеннями робочих часових інтервалів.

Якщо n – кількість дочірніх вузлів шлюзу або поточного вузла u_p (при касадній передачі повідомлення про зміну часових інтервалів), u_j – поточний дочірній вузол ($1 \leq j \leq n$, номери вузлів відповідають послідовності відповідних робочих часових інтервалів), u_t – вузол, який приймає участь в передачі (ретрансляції) даних вузлом, що ініціював збільшення робочого навантаження передачі даних ($1 \leq t \leq n$), тоді характеристики робочих часових інтервалів будуть розраховуватись за (8):

Приклад зміни робочих часових інтервалів представлений на рис.6

5. Дочірні вузли після прийому повідомлення про зміну робочих часових інтервалів, розраховують свої часові інтервали і робочі часові інтервали для своїх дочірніх вузлів відповідно п.4. На вузлі, що ініціював зміну розкладу часових інтервалів процедура закінчується

4.2 Коригування розкладу часових інтервалів при зміні топології мережі. Зміни топології даних впливають тільки на планування часових інтервалів збору даних і можуть включати: додавання вузлі, видалення вузлів та зміни батьківських вузлів.

$$\begin{cases} (B_{d,j,k}^S)' = B_{d,j,k}^S + \left((B_{d,p,k}^S)' - B_{d,p,k}^S \right), \text{ якщо } j < t; \\ (B_{d,j,k}^L)' = B_{d,j,k}^L \end{cases} \quad \begin{cases} (B_{d,j,k}^S)' = B_{d,j,k}^S + \left((B_{d,p,k}^S)' - B_{d,p,k}^S \right), \text{ якщо } j = t; \\ (B_{d,j,k}^L)' = B_{d,j,k}^L + \Delta W_{zy,t,k} + \Delta W_{zd,t,k} \end{cases} \quad (8)$$

$$\begin{cases} (B_{d,j,k}^S)' = B_{d,j,k}^S + \left((B_{d,p,k}^S)' - B_{d,p,k}^S \right) + \Delta W_{zy,t,k} + \Delta W_{zd,t,k}, \text{ якщо } j > t; \\ (B_{d,j,k}^L)' = B_{d,j,k}^L \end{cases}$$

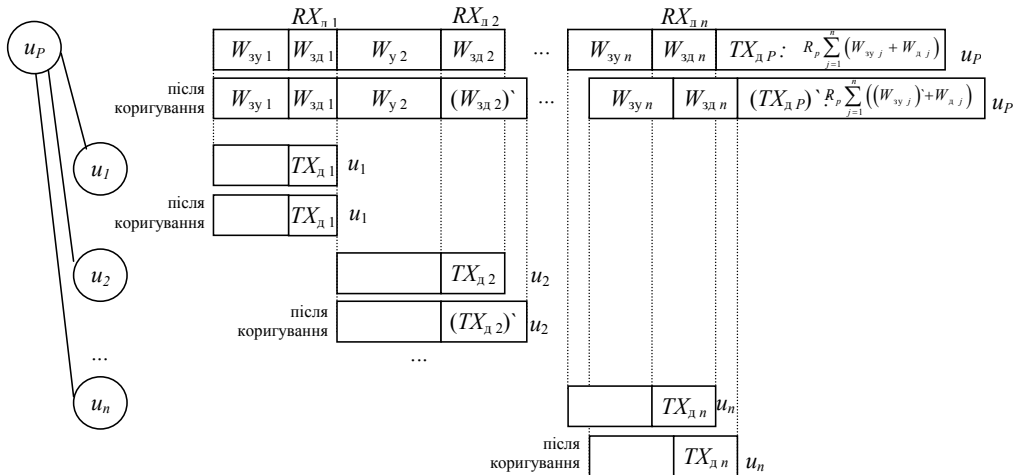


Рис. 6

4.2.1 Додавання вузла. Оскільки пропонується метод виключає неактивне прослуховування каналу, то для виявлення нового вузла пропонується використовувати спеціальний додатковий період управління після передачі батьківським вузлом команд в часовому інтервалі управління, під час якого новий вузол передає повідомлення про додавання нового вузла. Якщо вузол виявляє помилку при одночасній передачі декількома вузлами, вузол повторює спробу через випадкову кількість циклів. В повідомленні додавання новий вузол передає свої значення робочих навантажень, а батьківський і інші ретрансляційні вузли в наступному циклі розраховують і передають своїм батьківським вузлам ΔW_y , ΔW_{zy} та ΔW_{zd} . Якщо будуть виявлені декілька батьківських вузлів, вибирається один (з найменшою кількістю ретрансляцій, з найменшою кількістю дочірніх вузлів тощо). Наступні дії аналогічні діям при коригуванні часових інтервалів при зміні потоків даних.

4.2.2 Видалення вузла. Якщо окремих батьківський вузол не прийме дані від дочірнього вузла на протязі декількох циклів, він ініціює передачу повідомлення про видалення вузла, розраховує і передає в напрямку шлюзу значення ΔW_y , ΔW_{zy} та ΔW_{zd} .

4.2.3 Зміна батьківського вузла. У випадку, коли дочірньому вузлу необхідно змінити батьківський вузол (за вимогою системи управління вузлом, що реалізована на прикладному рівні моделі), він у визначені додакові періоди управління передає повідомлення старому батьківському вузлу про видалення, а новому – про додавання вузла. Відповідні батьківські вузли перераховують робочі навантаження і передають їх в напрямку шлюзу. Наступні дії аналогічні діям при коригуванні часових інтервалів при зміні потоків даних.

Витрати засобів коригування, що запропоновані, мінімальні тому що:

- вузли попередньо повідомляють про зміни їх робочих навантажень при зміні потоків даних або топології мережі і періодичне відслідковування цих процесів не потрібне;
- при зміні робочих навантажень зміна розкладу часових інтервалів здійснюється автоматично, періодичне відновлення не потрібне;

– службова інформація передається по вже сформованим шляхам передачі даних і додаткових побудов маршрутів не потрібно.

Оцінка ефективності розробленого методу.

Оцінку ефективності енергозбереження пропонується проводити відносно інстуючих методів МД в СР збору даних, а саме DМАС, LL-МАС, W-МАС за наступними показниками:

- 1) споживання енергетичного ресурсу;
- 2) затримка при передачі даних від віддаленого вузла з найбільшою кількістю ретрансляцій до шлюзу;
- 3) глобальна затримка при передачі даних в мережі, яка характеризує максимальну середню частоту дискретизації передачі даних окремими вузлами;
- 4) "час життя" мережі [2].

Енергоефективність того чи іншого методу залежить від моделі енергоспоживання вузлів, всіх алгоритмів функціонування СР, розмірів та топології мережі, умов функціонування тощо. Тому для спрощення оцінювання пропонується провести оцінку розробленого методу для фіксованої структури мережі (без використання надлишковості вузлів та зміни топології), без агрегації та тільки для зони детермінованого доступу. Для аналітичної оцінки пропонується з урахуванням результатів оцінювання W-МАС [9] порівняти розроблений метод за першими трьома показниками з методом LL-МАС, який, в свою чергу, більш ефективний за метод DМАС [8]. За часом життя пропонується проводити оцінку за допомогою імітаційного моделювання.

1 Оцінка споживання енергетичного ресурсу

Споживання енергетичного ресурсу вузлом СР P можна визначити:

$$E = \frac{E_{RX}T_{RX} + E_{TX}T_{TX} + E_c(T_p - T_{RX} - T_{TX})}{T_{\text{ц}}},$$

де E_{RX}, E_{TX}, E_c – витрати енергетичного ресурсу вузла відповідно на прийом, передачу та при знаходженні в режимі сну; T_{RX}, T_{TX} – загальний період відповідно прийому та передачі в межах одного циклу; $T_{\text{ц}}$ – період циклу функціонування вузла (мережі).

Очевидно, що $E_c \ll E_{RX} < E_{TX}$, тоді для споживання енергетичних ресурсів зменшуються при зменшенні T_{TX} та T_{RX} .

Для розробленого методу при прийнятих обмеженнях періоди прийому T_{RX} та передачі T_{TX} в межах одного циклу будуть дорівнювати [9]:

$$T_{RX} = T_y + 2T_A + \sum_{j \in O_i} WTS_j$$

$$T_{TX} = T_y + \sum_{j \in O_i} WTS_j + WTS_i$$

де T_y – період управління, T_A – період "визначення" дочірніх вузлів, O_j – множина дочірніх вузлів всіх рівнів для поточного вузла, WTS_j – трафік, сгенерований вузлом j .

Для методу LL-МАС періоди прийому T_{RX} та передачі T_{TX} в межах одного циклу будуть дорівнювати [8]:

$$T_{RX(LL-МАС)} = (3N + 2)T_y + K[O_j]WTS_{\text{max}}$$

$$T_{TX(LL-МАС)} = T_y + (K[O_j] + 1)WTS_{\text{max}}$$

де N – кількість вузлів в мережі, $K[O_j]$ – множина основних дочірніх вузлів, WTS_{max} – довжина основного слоту LL-МАС

Різницю споживання енергетичного ресурсу $\Delta P = P_{LL-МАС} - P$ можна визначи [9]:

$$\Delta P = \frac{1}{T_{\text{ц}}}(P_{\text{TX}} - P_{\text{c}}) \left(\left(\sum_{j \in O_j} (WTS_{\text{max}} - WTS_j) + WTS_{\text{max}} - WTS_i \right) + (P_{\text{RX}} - P_{\text{c}}) \left((3N + 1)T_y - 2T_A + \sum_{j \in O_i} (WTS_{\text{max}} - WTS_j) \right) \right)$$

Припустимо $T_A = T_y$, тоді:

$$\begin{aligned} \Delta P &= \frac{1}{T_{\text{ц}}}(P_{\text{TX}} - P_{\text{c}}) \left(\left(\sum_{j \in O_j} (WTS_{\text{max}} - WTS_j) + WTS_{\text{max}} - WTS_i \right) + (P_{\text{RX}} - P_{\text{c}}) \left((3N - 1)T_y + \sum_{j \in O_i} (WTS_{\text{max}} - WTS_j) \right) \right) \geq \\ &\geq \frac{1}{T_{\text{ц}}}(P_{\text{TX}} - P_{\text{c}}) \left(\left(\sum_{j \in O_j} (WTS_{\text{max}} - WTS_{\text{max}}) + WTS_{\text{max}} - WTS_i \right) + (P_{\text{RX}} - P_{\text{c}}) \left((3N - 1)T_y + \sum_{j \in O_i} (WTS_{\text{max}} - WTS_{\text{max}}) \right) \right) = \\ &= (P_{\text{RX}} - P_{\text{c}})(3N - 1) \frac{T_y}{T_{\text{ц}}}. \end{aligned}$$

Очевидно, що завжди $\Delta P > 0$, що показує, що при застосуванні розробленого методу споживання енергетичного ресурсу завжди менше. Також можна зробити висновок, що енергоефективність розробленого методу відносно методу LL-МАС пропорційна кількості вузлів в мережі та різниці максимального та середнього трафіку, що генерують вузли мережі.

2 Затримка при передачі даних від віддаленого вузла з найбільшою кількістю ретрансляцій до шлюзу.

Представимо СР збору даних в вигляді M -рівневого дерева (рис .7)

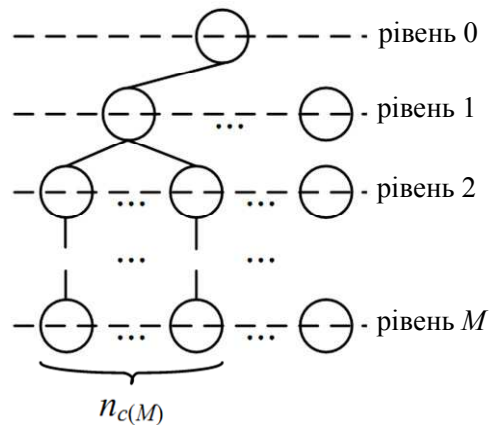


Рис.7

Відповідна затримка D для розробленого методу для вузла u_{M0} на рівні M розраховується [9]:

$$D = \left(\sum_{i=1}^M (i-1) \sum_{j=1}^{n_{c(i)}} WTS_j \right) + WTS_{M0},$$

де $n_{c(i)}$ – кількість вузлів на рівні i , що має піддерево, яке містить u_{M0} .

Відповідна затримка для методу LL-МАС [9]:

$$D_{LL-MAC} = ((M-1)N+1)WTS_{\max}$$

Тоді різниця затримок $\Delta D = D_{LL-MAC} - D$ буде дорівнювати:

$$\Delta D = \sum_{i=1}^M \left((M-1)n_{(i)}WTS_{\max} - (i-1) \sum_{j=1}^{n_{(i)}} WTS_j \right) + WTS_{\max} - WTS_{M0} \geq \sum_{i=1}^M (M-i)n_{(i)}WTS_{\max},$$

де $n_{(i)}$ – загальна кількість вузлів на рівні i ,

В [9] доказується, що завжди $\Delta D > 0$ і, відповідно, розроблений метод має меншу затримку при передачі даних від віддаленого вузла з найбільшою кількістю ретрансляцій до шлюзу.

3 Глобальна затримка при передачі даних в мережі.

Глобальна затримка розробленого методу при відповідних обмеженнях можна розрахувати [9]:

$$GD = (N+1)(T_y + T_A) + \sum_{i=1}^M i \sum_{j=1}^{n_{(i)}} WTS_j$$

Для методу LL-MAC відповідна затримка дорівнює [8]:

$$GD_{LL-MAC} = (3N+3)T_y + MNWTS_{\max}$$

Тоді різниця затримок $\Delta GD = GD_{LL-MAC} - GD$ буде дорівнювати:

$$\Delta GD = (2N+2)T_y - (T+1)T_A + \sum_{i=1}^M \left(Mn_{(i)}WTS_{\max} - i \sum_{j=1}^{n_{(i)}} WTS_j \right)$$

Якщо припустити $T_A = T_y$, тоді:

$$\begin{aligned} \Delta GD &= (N+1)T_y + \sum_{i=1}^M \left(Mn_{(i)}WTS_{\max} - i \sum_{j=1}^{n_{(i)}} WTS_j \right) \geq \\ &\geq (N+1)T_y + \sum_{i=1}^M \left(Mn_{(i)}WTS_{\max} - i \sum_{j=1}^{n_{(i)}} WTS_{\max} \right) = \\ &= (N+1)T_y + \sum_{i=1}^M (M-i)n_{(i)}WTS_{\max} \end{aligned}$$

Очевидно, що завжди $\Delta GD > 0$ і, відповідно, глобальна затримка передачі даних в мережі розробленого методу буде завжди менше, ніж методу LL-MAC

4 Час життя мережі збору даних Для оцінки ефективності розробленого методу по часу життя мережі [2] пропонується використовувати імітаційну модель CP і реалізувати розроблений метод на основі цієї моделі. Для імітаційного моделювання пропонується використовувати програмний комплекс The Network Simulator [11]. Функціонування моделі CP залежить від багатьох параметрів: надлишковості вузлів, просторових розмірів CP, радіусів моніторингу та передачі вузлів, часових характеристик, енергетичних моделей вузлів, а також задіяних протоколів функціонування CP. При застосуванні спрощеної моделі CP отримано результати, які підтверджують результати аналітичного оцінювання ефективності нового методу, а також дозволяють зробити висновок, що розроблений метод дозволяє підвищити час життя мережі до 15% відносно існуючих методів даного класу [8,9].

Висновки

Розроблений новий метод новий енергозберігаючий метод множинного доступу в сенсорних радіомережах спеціального призначення з надлишковою кількістю неоднорідних вузлів, який забезпечує розподіл каналного ресурсу між вузлами мережі в залежності від навантаження та віддалення від шлюзу. Розроблений метод має кращі показники ефективності ніж існуючі методи даного класу, а саме:

- менше споживання енергетичного ресурсу вузлами мережі;

- меншу затримку при передачі даних від віддаленого вузла з найбільшою кількістю ретрансляцій до шлюзу;
- меншу глобальну затримку при передачі даних в мережі, яка характеризує максимальну середню частоту дискретизації передачі даних окремими вузлами;
- до 15% більший час життя мережі збору даних.

При визначенні енергоефективності розробленого методу не враховувалась можливість агрегації даних на вузлах СР, застосування якої може зменшити обсяги даних в мережі і ще зменшити використання енергетичних ресурсів вузлів СР і збільшити час життя СР.

Напрямки подальших досліджень. При розробці методу було виявлено, що для підвищення енергоефективності СР збору даних необхідно застосовувати методи агрегації даних на вузлах мережі, що дозволить зменшити обсяги даних, що передаються в мережі. Тому постає актуальною задача розробки методів агрегації даних на вузлах сенсорних радіомереж спеціального призначення.

ЛІТЕРАТУРА

1. Міночкін А.І, Романюк В.А., Жук О.В. Перспективи розвитку тактичних сенсорних мереж // Збірник наукових праць № 4. – К.: ВІТІ НТУУ “КПІ”. – 2007. – С. 112 – 119.
2. Коваленко І.Г. Енергозберігаючі методи множинного доступу в безпроводних сенсорних мережах: Збірник матеріалів V науково-технічної конференції [„Пріоритетні напрямки розвитку телекомунікаційних систем та мереж спеціального призначення”] / – К.: ВІТІ НТУУ „КПІ”, 2010. – С. 141 – 142.
3. Коваленко І.Г., Романюк В.А., Діянчук І.М. Аналіз методів енергозбереження в сенсорних радіомережах // Збірник наукових праць ВІТІ НТУУ "КПІ". – 2011. – № 1. – С. 76 – 84.
4. Коваленко І.Г., Романюк В.А., Діянчук І.М. Метод енергозбереження сенсорної радіомережі спеціального призначення з надлишковою кількістю неоднорідних вузлів при забезпеченні заданих показників перекриття зон моніторингу та зв'язності вузлів // Збірник наукових праць ВІТІ НТУУ "КПІ". – 2011. – № 3. – С. 52-64.
5. G. Lu, B. Krishnamachari, C.S. Raghavendra. An adaptive energy-efficient and low-latency MAC for data gathering in wireless sensor networks. In Proceedings of the 18th International Parallel and Distributed Processing Symposium, IPDPS'04, Santa Fe, NM, USA, 26 – 30 April, 2004; pp. 224 – 231.
6. A. Ruzzelli, R. Tynan, G. O'hare. An energy-efficient and low-latency routing protocol for wireless sensor networks. In Proceedings of 2005 Systems Communications, ICW '05, Montreal, Canada, 14 – 17 August 2005; pp. 449 – 454.
7. A. Anand, S. Sachan, K. Kapoor, S. Nandi. QDMAC: An energy efficient low latency MAC protocol for query based wireless sensor networks. In Proceedings of 2009 International Conference of Distributed Computing and Networking, ICDCN' 09, Hyderabad, India, 3 – 6 January 2009; pp. 306 – 317.
8. I. Marin, J. Arias, E. Arceredillo; A. Zuloaga, I. Losada, J. Mabe. LL-MAC: A low latency MAC protocol for wireless self-organised networks. Microprocessors Microsystems 2008, 32, 197 – 209.
9. M. Xia, Y. Dong, L. Yabo, D. Lu. "W-MAC: A Workload-Aware MAC Protocol for Heterogeneous Convergecast in Wireless Sensor Networks." Sensors, 2011, no. 3, pp. 2505 – 2524.
10. Solis, I.; Obraczka, K. The impact of timing in data aggregation for sensor networks. In Proceedings of 2004 IEEE International Conference on Communications, ICC'04, Paris, France, 20 – 24 June 2004; pp. 3640 – 3645.
11. VINT Project, The Network Simulator – ns2, <http://www.isi.edu/nsnam/ns>.