

РОЗПОДІЛЕНИЙ АЛГОРИТМ ПРИЗНАЧЕННЯ КОДІВ У АВТОМАТИЗОВАНИХ МЕРЕЖАХ РАДІОЗВ'ЯЗКУ

Перспективним напрямком побудови автоматизованих мереж радіозв'язку (АМР) тактичної ланки управління є використання принципу кодового розділу каналів (CDMA, code division multiple access). Мережі, які побудовані за допомогою даного принципу, мають наступні основні переваги: високу пропускну спроможність, високу завадозахищеність, ефективне використання радіоспектра, забезпечення передачі засекреченої інформації тощо.

Однак кількість вузлів АМР тактичної логіки управління в декілька разів перевищує число ортогональних кодів, які дозволяють вести обмін повідомленнями без сутичок. Тому на етапах планування й оперативного управління мережами CDMA виникає задача призначення кодів вузлам мережі (передавачам або приймачам).

Для рішення цієї задачі розглянемо можливі причини виникнення сутичок переданих пакетів і способи їхнього усунення.

1. Два сусідніх вузли одночасно передають один одному. Цю ситуацію можна виключити, використовуючи протокол випадкового множинного доступу.

2. Сутичка пакетів при передачах сусідніх вузлів:

а) для кодів, призначених передавачам

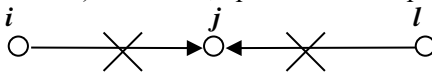


Рис.1. Вузли i і l передають однаковим кодом

б) для кодів, призначених приймачам

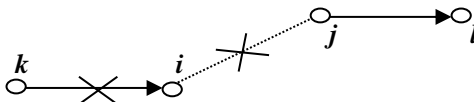


Рис.2. Вузли k і j мають однаковий код

Як видно з цих прикладів, задача призначення кодів (для запобігання сутичок) формулюється в такий спосіб – сформувані в АМР підмножини вузлів, що знаходяться друг від друга на “відстані” двох ретрансляційних ділянок та не мають однакових кодів.

Раніше в роботах [1, 2] був запропонований ряд централізованих алгоритмів розподілу кодів, доведена NP -складність даних алгоритмів.

У даній статті пропонується розподілений алгоритм призначення кодів у мережах CDMA (що особливо важливо для мереж військового застосування), доводиться його збіжність і оцінюється складність.

Для опису роботи алгоритму представимо мережу у виді ненаправленого графа $G = (N, E)$, де N – множина вузлів, а E – множина каналів мережі. Кожний вузол містить приймач, передавач, маршрутизатор, ненаправлену антену і використовує напівдуплексний режим роботи. Існування каналу між двома вузлами припускає радіозв'язок між ними, тобто обмін повідомленнями (інформаційними, службовими) і квитанціями.

На початковому етапі роботи мережі (етапі ініціалізації) вузли мережі (відповідно до прийнятого алгоритму маршрутизації) на загальних сигнальних кодах обмінюються маршрутними повідомленнями і повідомленнями для призначення кодів (ППК), яке може бути “вбудовано” в маршрутне повідомлення, а самий алгоритм призначення кодів бути складовою частиною алгоритму маршрутизації [3].

Процес формування необхідних кодів в вузлах мережі полягає в обміні ППК між ними, аналізі ППК і коригуванні визначених списків, які зберігаються в кожному вузлі.

Для функціонування алгоритму призначення кодів кожний вузол i повинний містити:

- свій унікальний номер (адреса A^i), що визначає його пріоритет (вище номер - нижче пріоритет) і код – K^i ;

- список сусідів (j -е вузли, що мають канал із вузлом i), який містить їх адреси, – A_j^i і коди K_j^i , де $i = \overline{1, N}$, $j = \overline{1, d}$; d – максимальний ступінь зв'язності мережі;

- список “далеких” сусідів (l -і вузли, що знаходяться в двох ретрансляційних ділянках від вузла i), який містить їх адреси – A_j^i , коди K_j^i , $j = \overline{1, N}$, $l = \overline{1, d}$;

- список обліку доставки ППК своїм сусідам. Він є сукупністю прапорців (біт) – F_j^i , кожний з яких при посилці ППК j -му вузлу встановлюється в одиничне значення і дорівнює нулю при прийомі квитанції або ППК від вузла j ;

- список не призначених кодів.

Кожне ППК передається тільки сусідам і має наступну структуру:

- своя адреса і код – A^i, K^i ;

- список сусідів – A_j^i, K_j^i ;

- список обліку доставки ППК – F_j^i .

Вузли мережі мобільні, схильні до відмов і знищення, що приводить до зміни топології мережі. ППК посиляється в цих умовах у наступних ситуаціях:

1. У мережі з'явився новий вузол. Він містить свою адресу і код. З використанням сигнальних кодів він повідомляє про себе своїм сусідам.

2. Якщо вузол i виявляє зміну коду у свого сусіда, то він коректує код у списку сусідів і розсилає ППК.

3. Припинення роботи вузлом j (переміщення, відмова, знищення, відсутність радіозв'язку), тоді вузол i виключає його зі списку сусідів і розсилає ППК.

Коригування списку сусідів (списку “далеких” сусідів) здійснюється кожним вузлом при прийомі ППК, яке повідомляє про зміну коду сусіди (“далекого” сусіди).

Якщо вузол виявив зміну коду у любого зі своїх вузлів – сусідів, то він змінює код у своєму списку адрес сусідів і розсилає ППК.

Якщо вузол i виявив зміну коду в “далекого” сусіди – l , то він виконує наступні дії і розсилає ППК:

1. Якщо код $K^i \neq K^l$, то нове значення коду записується в список “далеких” сусідів вузла i .

2. Якщо код $K^i = K^l$, тоді аналізуються пріоритети вузлів:

а) якщо пріоритет $K^i < K^l$, тоді вузол i із списку не призначених кодів вибирає собі новий код;

б) якщо пріоритет $K^i > K^l$, тоді i не змінює свій код.

У ситуації 2б тимчасово (до моменту одержання вузлом l інформації про зберігання коду вузлом i) зберігається можливість сутічок. Однак, при цьому не припиняється процес передачі в мережі повідомлень, а тільки збільшується можливість сутічок і деяке зниження характеристик мережі.

Доведемо коректність запропонованого протоколу при наступних припущеннях:

1. Вузол виявляє за кінцевий час появу нового сусіди або відсутність зв'язку із сусідом, а також зміну коду сусіднім вузлом.

2. Всі передані повідомлення приймаються вірно, у правильній послідовності і за кінцевий час.

3. Всі повідомлення про зміну коду обробляються за кінцевий час і в порядку надходження.

4. У мережі є не менше як $d(d-1)+2$ кодів.

Теорема. Якщо в мережі G за інтервал часу $[0, t]$ відбулася послідовність змін її топології (які приводять до перепризначення кодів,) і після моменту часу t топологічних змін не має, тоді за кінцевий час після t у мережі не будуть передаватися ППК і списки у вузлах будуть містити вірні значення.

Для доказу необхідно показати задоволення наступних умов:

1. Припинення коригування списків сусідів і розсилання ППК.

2. Всі вузли за кінцевий час повинні погодити коди відповідно до змін топології мережі.

3. Списки сусідів робиться коректно (вузол не заходить у “тупик”).

4. Якщо призначення кодів завершилося, то в мережі немає пари “далеких” сусідів, що мають однакові коди.

Доведемо кожне з умов.

1. Кількість вузлів у мережі обмежене і, відповідно, кінцева кількість кодів може змінитися до моменту t , після котрого немає змін топології і, отже, змін кодів. Зміна коду визначеним вузлом виявляється сусіднім вузлом також за кінцевий час. Сусідній вузол корегує свій список сусідів і посилає ППК кожному своєму сусідові. Тому при зміні коду, у найгіршому випадку, може бути згенеровано $d(d-1)$ ППК.

Припустимо зворотнє, є вузол, що генерує безкінечну кількість ППК. Ця ситуація можлива, якщо один із його сусід увесь час змінює код. Але тому що ми припустили, що немає змін кодів після t , то алгоритм виробляє кінцеве число ППК та їх передача повинна закінчитися за кінцевий час після t .

2. Погоджені коди означають, що вузол знає про всі зміни кодів у сусідів і “далеких” сусідів. Розглянемо вузол i . Алгоритм гарантує, що i повинний виявити зміну коду в будь-якого сусіди j за кінцевий час.

Розглянемо випадок, коли “далекий” сусід l змінив свій код. У l -го вузла є сусід j , що у свою чергу є сусідом i . Алгоритм гарантує, що j виявляє зміни коду в l -го вузла за кінцевий час. Вузол j змінює свій список сусідів і посилає ППК усім своїм сусідам, включаючи i і l . Тому що ми припустили, що вузол j обробляє ППК за кінцевий час, то вузол i завжди буде мати інформацію про зміну коду після часу t .

3. При одержанні вузлом i ППК, що повідомляє про зміну коду в “далекого” сусідові, вузол корегує список сусідів і порівнює свій код із кодом “далекого” сусіди. Якщо коди різні, то ніяких дій не робиться. Якщо коди збігаються, то дорівнюється пріоритетність вузлів.

Якщо пріоритет вузла i нижче, то зі списків не призначених кодів вибирається новий код. Так як у мережі використовується $d(d-1)+2$ коди, то можливість змінити код є завжди. Тому алгоритм відпрацьовується кожним вузлом коректно і немає ситуації “тушика”.

4. Підмножини “далеких” сусідів відсортовані відповідно до своїх адрес. При зміні коду в підмножині немає вузла, який мав би однаковий код із “далеким” сусідом з більшим пріоритетом (тобто A^2 не може мати однаковий код з A^1 , A^3 не може мати однаковий код з A^1 , A^2). Якщо припустимо зміну коду для усіх i -вузлів, то будь-який вузол A^i не може мати однаковий код з A^{i-1} , A^{i-2} , ..., A^1 . За аналогією A^n не може мати однаковий код з A^{n-1} , A^{n-2} , ..., A^1 . Однак кількість вузлів у мережі обмежена. Тому в мережі немає пари “далеких” сусідів, що мають однакові коди.

Розрахуємо зв'язкову складність алгоритму (тобто число ППК, яких необхідно послати в найгіршим випадку). Тут можливі дві ситуації.

1. Новий код у вузлі не збігається зі своїми “далекими” сусідами. У цьому випадку буде передане $O(d^2)$ повідомлень.

2. Новий код у вузлі збігається з одним із “далеких” сусідів. У найгіршому випадку, зміна коду може торкнутися усіх вузлів мережі, тоді буде передане $O(N \cdot d^2)$ повідомлень.

Розміри списків у вузлі містять: список сусідів – $d(d-1)+d+1$, список не призначених кодів – $d(d-1)-2$, сортування цих списків потребує $O(d^2)$ операцій.

Література

1. Chlamtac and Katten Tree-Based Broadcasting in Multihop Radio Networks // IEEE INFOCOM'88, p. 1110 – 1118, 1988.
2. Ephremides A. and Truong T. V. Scheduling Broadcasts in Multihop Radio Networks // IEEE Trans. Computers, 38 (4): 456 – 460, April 1990.

3. Романюк В.А. Управление построением маршрутов для сети с динамической топологией // Управляющие системы и машины. 1993. № 1. – С. 81 – 86.