

Доц. д-р Сашо ГЕЛЕВ, Илија КУМБАРОСКИ

ПРОДОЛЖУВАЊЕ НА ЖИВОТНИОТ ВЕК НА БЕЗЖИЧНИТЕ AD HOC МРЕЖИ

Апстракт

Безжични мрежи најчесто се составени од голем број на уреди кои се конструирани така да можат да процесираат податоци, содржат меморија и секако имаат способност за безжична комуникација. Доколку станува збор за ad hoc мрежи, тогаш овие уреди меѓусебно се поврзани преку кратки ad hoc радио врски. Ваквиот тип на мрежи немаат претходно инсталирана (планирана) инфраструктура така што целата комуникација се одвива преку multi-hop трансмисији (пренос) каде што секое теме испраќа пакети до неговиот комуникациски сосед, кој многу често може да се променува.

Секое теме во ad hoc мрежата има ограничен извор на енергија (батерија) кој придонесува за негово функционирање, односно му обезбедува одреден животен век. Основен проблем кај безжичните мрежи претставува минимизирањето на потрошувачката на енергијата.

Целта на овој труд е обработка на проблемот на broadcast и multicast во големи ad hoc безжични мрежи кои се состојат од повеќе темиња и кај кои е голем бројот на скокови од едно до друго теме. Фокусот ќе биде на правилно искористување на енергијата со цел да се продолжи животниот век на мрежата каде што имаме темиња кои динамички ја контролираат својата мрежа за трансмисија.

Клучни зборови: Безжични, Ad Hoc, мрежи, minimum-energy мрежи, energy-efficiency, broadcast алгоритми, дистрибуирани алгоритми, теме, MLMN протокол, Minimum Spanning Tree

1. Вовед

Најважен механизам за испраќање на податоци помеѓу темињата во безжичните мрежи е broadcast комуникацијата. Овие видови на мрежи немаат претходно дефинирана структура, која многу често може да се менува, функционираат како дистрибуиран систем т.е. користат

дистрибуиран хардвер, имаат дистрибуирана контрола како и дистрибуирани податоци. Во овие ситуации кога имаме голем број на темиња со динамичка структура, broadcast-от се наметнува како основен вид на комуникација.

Кај безжичните Ad hoc мрежи (Wireless Ad Hoc Networks – WANET) секој мобилен хост (теме) во мрежата најчесто се напојува од страна на ограничен извор на енергија (*Manki Min*, *Panos M. Pardalos*). Се додека овие темиња се зависни од ограничениот извор на енергија, потребно е да се пронајде ефикасна рутирачка патека, која ќе заштеди енергија т.е. да се најдат оптималните патеки за рутирање во WANET. Во овој случај во предвид треба да се земе трошокот за испраќање на пакетите, нивното примање па дури и отфрлањето на истите.

Меѓутоа, кај повеќето WANET мрежи од поголема важност е вкупниот работен животен век (life time) на мрежата, отколку енергијата која е потребна за пренос на пакетите. Животниот век на WANET мрежата зависи од животниот век на индивидуално теме кое се напојува со батерија. Па затоа, доколку целосно се искористи енергијата т.е. се испразни батеријата, ќе дојде до пад на линковите, а со тоа и пад на преносот на податоците. Заклучок од ова е дека потребно е да се посвети внимание на максимизирање на животниот век за работа на мрежата.

Во овој текст, ќе се посветиме на максимизирањето на животниот век на мрежата со цел да се продолжи нејзината работа и функционалност на истата.

Од друга страна, важна улога во WANET мрежата има и бројот на скокови (hop count) во едно multicast дрво. Познато е дека WANET мрежите се доста нестабилни и недоверливи т.е. лесно може да дојде до исклучување на некој од нејзините линкови. Поради тоа кај големите рутирачки патеки т.е. патеките со голем број на скокови постои голем ризик од губење на пакетите.

Со зголемување на бројот на скокови, се зголемува и бројот на ретрансмисии. Во овие ситуации се користат рутирачки алгоритми кои ја одбираат најкратката патека.

2. Основа за решавање на проблемот

Проблемот околу минимизирањето на потрошувањето на енергијата кај сите безжични мрежи, во последните години привлекува големо внимание со цел откривање на соодветно и функционално решение. Инспирација за решавање на овој проблем е добиена од резултатот при решавањето на проблемот за broadcasting со најмала енергија во безжичните

мрежи како и од успешната работа на Jeffrey E. Wieselthier¹ кој го има воведено node-based multicast моделот врз кој се развиени неколку broadcast и multicast алгоритми.

Основна работа на VIP алгоритмот е да конструира дрво кое започнува од некоја почетна точка (извор) и притоа минимално да се искористува енергијата. Дрвото се конструира така што најпрвин се открива темето кое изворот може да го регистрира со минимално користење на енергија. Откако ќе се додади новото теме, VIP продолжува со пребарување на ново теме кое може да се додади со минимален трошок.

VIP е сличен како и Prim алгоритмот, каде што секое ново теме се додава во мрежата само еднаш, врз основа на минимален трошок (пат), се додека сите темиња не бидат додадени. Кај Prim, трошок се поистоветува со тежината на линкот со кој новото теме се прикачува кон мрежата. Кај VIP, трошокот се поистоветува со инкрементираниот (зголемениот) трошок потребен за ставање на новото теме.

Доколку трошокот на линкот помеѓу темето i и темето j е P_{ij} , и темето i во моментот испраќа на ниво $P(i)$, тогаш инкрементираниот трошок за конектирање со темето j е:

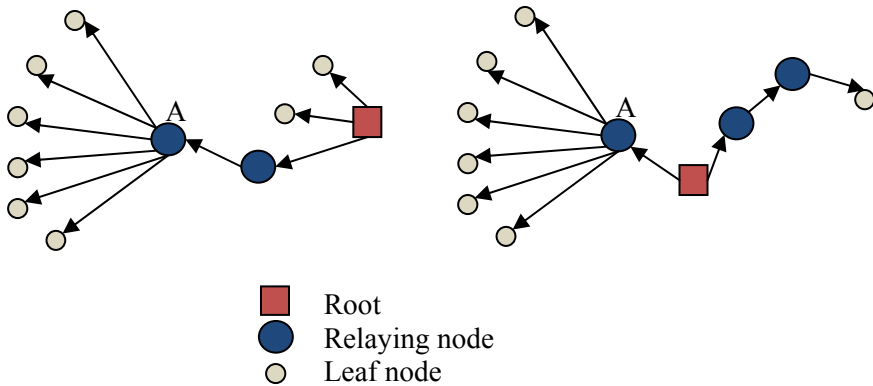
$$P'_{ij} = P_{ij} - P(i) \quad (1)$$

Алгоритмот на *Prim*, како влезна информација ја зема P_{ij} и таа останува непроменета при процесот на извршување на алгоритмот. Наспроти тоа, кај VIP алгоритмот како влезна информација се зема P'_{ij} која мора да се обновува при секој чекор. Исто така, недостаток кај VIP алгоритмот е тоа што не гарантира дека ќе се креира дрво со минимален трошок.

3. Energy efficient метрики

Како главна мерна единица, карактеристична за ad hoc рутирачките алгоритми е вкупната потрошена енергија. Меѓутоа, минималното трошење на енергија може да резултира со негативен ефект (Maggie Xiaoyan Cheng et al). Имено може да се случи одредени темиња во мрежата да се користат почесто, со што им се намалуваат ресурсите на тие темиња за разлика од темињата кои поретко се користеле.

¹ Jeffrey E. Wieselthier - истражувач и автор на повеќе трудови од областа на безжичните мрежи. Еден од најзабележливиот придонес на неговата работа е Broadcast Incremental Power (VIP) алгоритмот.



Сл. 1 Broadcast со минимална енергија

За било која broadcast сесија со испраќач сместен во десната половина од мрежата, темето А ќе биде избрано за единствен препраќач на пакетите до сите темиња од левата половина. Со оваа постапка, енергетските ресурси на темето А побрзо ќе се потрошат во однос на другите темиња. Кога А целосно ќе ја потроши енергијата, животниот век на мрежата завршува, иако другите темиња располагаат со енергија.

И покрај главната улога на вкупната енергија, која брзо се троши, максималната потрошувачка на енергија на секое теме е втората по важност мерна единица. Исто како за темето А во горниот пример, така и за било кое друго теме кое се напојува од батерија и се наоѓа на такво место каде што е невозможно да се замени истото, потрошувањето на енергијата резултира со прекин на работа на еден дел или целата мрежа. За да се избегне падот, се користат соодветни алгоритми со кои се обезбедува максимален животен век на темињата во една мрежа.

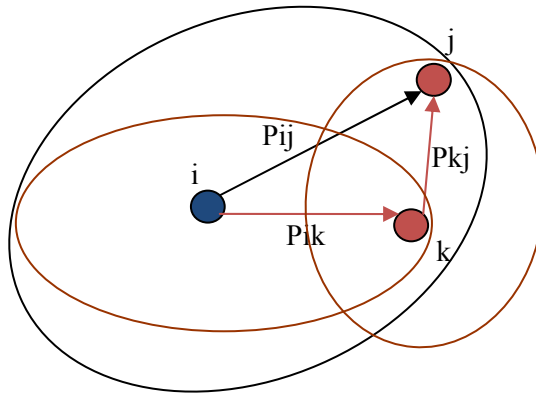
4. Безжичен комуникациски модел

Структурата на безжичните Ad hoc мрежи наликува како на комплетен граф претставен со точки, притоа секоја точка претставува безжично теме (M. Adler, C. Scheideler). Енергијата која се троши од страна на безжичното теме се состои од две компоненти: енергија за примање/процесирање и енергија за пренесување.

При комуникацијата, претпоставуваме дека енергијата која се троши при процесот на пренесување на податоци е доминантна додека пак

енергијата која е потребна за примање и процесирање на податоците е занемарлива. Од ова можеме да заклучиме дека најголемо учество во потрошена енергија во целокупниот процес има преносот на податоците.

Да претпоставиме дека јачината на примениот сигнал е пропорционална на r^θ , каде што θ е параметар помеѓу 2 и 4 во зависност од комуникацискиот медиум кој го користиме, а r претставува растојанието помеѓу две темиња. Ја поставуваме граничната вредност за детектирање на сигналот да биде еднаква на C , што подоцна може да се нормализира на 1. Според тоа, јачината која е потребна за комуникација помеѓу темето i и темето j е: $P_{ij} = r_{ij}^\theta$, каде r_{ij} претставува растојанието помеѓу темињата i и j . Друг случај имаме кога би претпоставиле дека се користат omni-directional антени, па доколку темето i испраќа на ниво $P(i) = r^\theta$, сите темиња кои се во границата r од темето i можат да примаат сигнал. На пример, би ја разгледале ситуацијата која е претставена во сликата подолу, $r_{ij} > r_{ik}$ каде што темето i претставува изворот додека темињата j и k се дестинации.

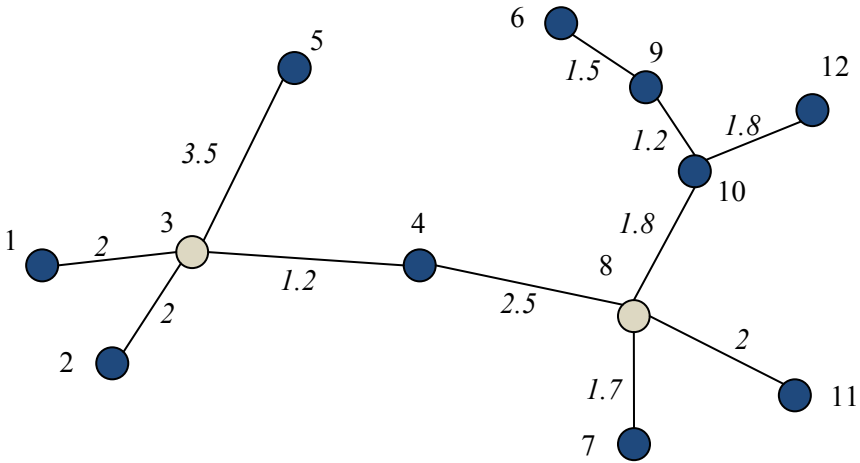


Сл. 2 Споредба на две рути: $i \rightarrow j$, и $i \rightarrow k \rightarrow j$

Во случајов имаме две ситуации на пренос од едно до друго теме. Една ситуација е дека темето i пренесува на power level P_{ij} , па затоа и двете темиња j и k можат да го наслушнат сигналот. Другата ситуација е дека темето i пренесува на power level P_{ik} а темето k пренесува на power level P_{kj} . Со ова, можеби резултатот нема да биде помалку потрошена вкупна енергија, но добиваме балансирање во потрошувачката на енергијата со што се максимизира животниот век на мрежата.

5. Дефинирање на проблемот

Како што спомнавме погоре, преостанатата енергија на батеријата во одредено време на темето i е E_i . Во source-based multicast дрво потрошувачката на енергијата на секое теме е определена со растојанието до неговите темиња деца.



Сл. 3 Multicast дрво

На пример, на сликата горе, максималната потрошена енергија на темето 3 е $\max(P_{3,1}, P_{3,2}, P_{3,5})$.

Нека r_i биде растојанието од темето i до неговото најоддалечено теме дете. Потрошената енергија на пакет од темето i во едно multicast дрво е T , дефинирана како $P(T, i)$:

$$P(T, i) = \begin{cases} E_{elec} + Kr_i^\theta & \text{ако } i \text{ е изворното теме} \\ E_{elec} + Kr_i^\theta + E_{recv} & \text{ако } i \text{ не е ниту извор ниту} \\ E_{recv} & \text{ако } i \text{ е дестинација} \end{cases} \quad (2)$$

каде:

- $P(T, i)$ - е потрошена енергија при испраќање на пакет од темето i ;
- E_{elec} - е константа со која се означува пречекорување при трансмисија на пакет и не зависи од растојанието;
- E_{recv} - е потрошена енергија при примање на пакет;

K - е константа со која се означуваат својствата на антената;
 r_i - е растојание од темето i до неговото најоддалечено теме дете;
 θ - се однесува на растот на загубата и има вредност помеѓу 2 и 4;

Потоа се пресметува животниот век на темето. Најчесто, животниот век на темето трае колку што е максималниот број на пакети кои можат да бидат испратени од тоа теме. Изразено со формула:

$$L(T, i) = \frac{E_i}{P(T, i)}, \quad (3)$$

каде што:

E_i - е преостанатата енергија на темето i .

$L(T, i)$ - е животниот век на темето i во multicast дрвото T .

Нека темето со минимален животен век во едно multicast дрво T биде bottleneck¹ теме за тоа дрво. Според тоа животниот век на дрвото T е еднаков со животниот век на темето i . Изразено со формула:

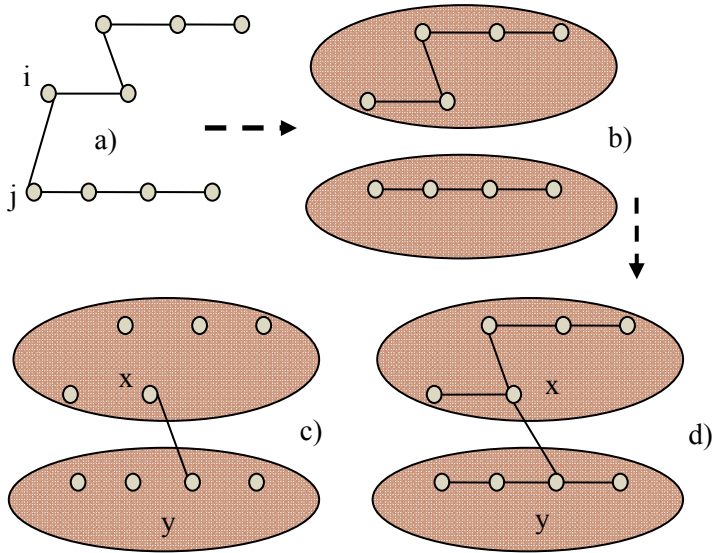
$$LT(T) = \min_{\forall i \in T} LT(T, i) = \min_{\forall i \in T} \frac{E_i}{P(T, i)} \quad (4)$$

Од сето ова произлегува дека максимизирањето на животниот век на multicast дрвото е еднакво со максимизирањето на животниот век на bottleneck¹ темето во дрвото.

6. Карактеристики на Minimum Spanning Дрво (MST)

Во еден ненасочен граф со повеќе меѓусебно поврзани темиња, spanning дрвото претставува негов подграф, кој поврзува група од темиња. Исто така, еден граф може да содржи повеќе различни spanning дрва (Song Guo, Oliver Yang). Секој раб од spanning дрвото може да има своја тежина, така што сумата од сите тежини од сите рабови претставува тежина на spanning дрвото. Кога тежината на spanning дрвото е помала или еднаква на тежината од сите други spanning дрва во графот, велиме дека spanning дрвото е минимално spanning дрво или spanning дрво со најмала тежина.

За да видиме дека минималното spanning дрво има најкраток пат (раб) или најмала тежина помеѓу сите spanning дрва, ќе се послужи́ме со следниот пример.



Слика 4. Minimum Spanning Tree

Во приказот погоре (a), со помош на MST (кај дрвото) T го одредуваме најдолгиот раб $e(i, j)$ кој поврзува две конектирани компоненти (прикажано како затемнати области во делот (б)). Да претпоставиме дека за секое друго spanning дрво T' , најдолгиот јазол ќе биде $e(u, v)$ и дека: $|e(i, j)| > |e(u, v)|$.

Со ова можеме да дојдеме до спротивното т.е. да докажеме дека T не е Minimum Spanning Tree. Најпрвин треба да се пронајде јазол во T' кој поврзува два дела од поврзани темиња. Тој јазол ќе го нарекуваме $e(x, y)$ како што е прикажано во фигурата (c).

Случај 1:

Работ $e(x, y)$ е различен од работ $e(i, j)$

Се додека $|e(u, v)| \geq |e(x, y)|$, и во случај кога $|e(i, j)| > |e(u, v)|$, тогаш имаме $|e(i, j)| > |e(x, y)|$. Во првиот случај MST T , доколку ги замениме $e(i, j)$ со $e(x, y)$ како што е прикажано во фигурата (d), тогаш ќе добиеме spanning дрво T'' кое е поисплатливо наместо дрвото T .

Случај 2:

Произлегува дека работ $e(x, y)$ да биде ист со работ $e(i, j)$. Ова води до друга контрадикторност: $|e(i, j)| > |e(u, v)| \geq |e(i, j)|$.

После ова, можеме да заклучиме дека minimum spanning дрвото T го има најкраткиот раб (има најмала тежина) помеѓу сите spanning дрва.

7. MLMH Протокол (Maximum Lifetime and Minimum Нор-бројач)

7.1. Објаснување на MLMH алгоритамот

Целта на овој алгоритам е да го продолжи работниот век на едно multicast дрво преку продолжување на животниот циклус на bottleneck темињата. Тоа се постигнува со промена на темињата “деца“ на bottleneck темето.

Овој алгоритам како иницијални дрва ги користи или SPT (Shortest Path дрво) кој нема да го разгледаме во овој труд или MST (Minimal Spanning дрво) кој што го објаснавме погоре. Исто така треба да се знае дека доколку се промени едно bottleneck теме, тогаш добиваме друго multicast дрво кое ќе се именува како T' . Да претпоставиме дека bottleneck темето од дрвото T ќе биде i , негово најоддалечено “дете“ теме е x додека пак темето j претставува ново додадено “родител” теме на x во дрвото T' . Овој процес може да се одбележи како $Change_{i,j} X$.

Разликата помеѓу животниот циклус на двете дрва е:

$$LT_gain(T, x, i, j) = LT(T') - LT(T) \quad (5)$$

Од ова следува дека релативниот пораст на животниот век е дефиниран како:

$$\begin{aligned} rLT_gain(T, x, i, j) &= \frac{LT_gain}{LT(T)} = \frac{LT(T') - LT(T)}{LT(T)} \\ &= \frac{LT(T')}{LT(T)} - 1 \end{aligned} \quad (6)$$

каде:

$LT(T)$ – животен век на multicast дрвото T ;
 $LT(T')$ – животен век на multicast дрвото T' ;
 LT_gain – порастот на животниот век;

Покрај тоа што знаеме дека секое leaf теме претставува дестинациско теме, ние го дефинираме максималниот број на скокови во дрвото како длабочина на истото т.е. се дефинира должината од изворното теме, па се до најоддалеченото leaf теме. Овде воведуваме $HT(T)$ да биде максималниот број на скокови во дрвото T додека пак $HT(T')$ ќе биде максималниот број на скокови во дрвото T' . Кога дрвото T се променува во дрво T' , разликата на релативниот максимален број на скокови е дефиниран како:

$$rHT_price(T, x, i, j) = \frac{HT(T') - HT(T)}{HT(T)} = \frac{HT(T')}{HT(T)} - 1 \quad (7)$$

Додека $LT_gain(T, x, i, j) > 0$, ЕЕМ го дефинираме како:

$$F(T, x, i, j) = \alpha \times rLT_gain(T, x, i, j) - \beta \times rHT_price(T, x, i, j) \quad (8)$$

каде што $\alpha + \beta = 1$. Вредноста на параметрите α и β може да биде избрана врз основа на две правила: поголема вредност на α ја означува важноста на релативниот lifetime gain т.е. важноста на зголемувањето на работниот век додека пак поголема вредност на β означува колкава е важноста на релативниот maximum hop count т.е. максимален број на скокови.

Да претпоставиме дека M претставува множество од соседите на темето x додека пак темето j^* претставува “родител“ на темето x , ако и само ако вредноста на F претставува максимум:

$$F(T, x, i, j^*) = \max_{j \in M} F(T, x, i, j) \quad (9)$$

Врз основа на претходните анализи се креира хевристичен алгоритам, прикажан со следните чекори:

Чекор 1, Конструирање на иницијално multicast дрво:

Multicast дрвото е креирано како SPT затоа што заштеда на енергијата кај ова дрво е утврдена, односно докажана. Исто така треба да сметаме дека после креирањето на дрвото T , секое теме ќе ги знае своите “родител” и “дете“ темиња во однос на изворното теме s .

Чекор 2, Селектирање на bottleneck теме:

Откако ќе се креира дрвото, изворното теме s ќе започне да ги бара т.е. пронаоѓа сите темиња, освен leaf темињата во дрвото T , со цел да го селектира темето со најмал животен век, почнувајќи од дното, па нагоре. Овој процес се објаснува со метод на математичка индукција.

Чекор 3, Промена на bottleneck темето:

Откако ќе биде селектирано bottleneck темето x , тогаш се проверува дали темето x го променил “родителот” од теме i во теме j . Најпрвин треба да се пресмета вредноста на LT_gain функцијата. Доколку вредноста е поголема од нула тогаш се пресметува и вредноста за EEM. Овој процес се повторува за секој сосед во листата од соседи на темето x . На крај, темето што ќе има најголема вредност за F , ќе биде нов родител за x . Доколку порастот на животниот век на секој сосед е помал од нула, тогаш се запира процесот, во спротивно се оди на чекор 2 и се повторува циклусот.

7.2. Анализирање на перформансите

Наредно што ќе обработиме е комплексноста на MLMH алгоритмот.

Теорема 1:

MLMH има временска комплексност од $O(n \times R)$, каде што n претставува бројот на темиња во мрежата а R е бројот на извршени кругови т.е. поминувања.

Доказ:

Комплексноста на селектирање на bottleneck темињата е $O(n)$. Комплексноста за промена на темињата родител е $O(1)$. Комплексноста на промената на дрвата е $O(\delta max)$, каде што δmax претставува максималниот број на соседи во областа која ја покрива темето. Според ова, вкупната комплексност на алгоритмот е: $O(R(O(n)+O(\delta max)))=O(n \times R)$. Селектирањето на вредности за параметрите α и β во оптимизираната функција (7) може да има директен судир со перформансите на алгоритмот.

Случај каде α има вредност 1.

Теорема 2:

Кога α е еднакво на 1, MLMH се трансформира во L-REMIT алгоритмот.

Доказ:

Ако α е еднаква на 1, тогаш β ќе има вредност 0 и притоа EEM функцијата е еднаква на $rLT_gain(T, x, i, j)$. Затоа што:

$$rLT_gain(T, x, i, j) = \frac{LT(T')}{LT(T)} - 1 \text{ и}$$

$$F(T, x, i, j^*) = \max_{j \in M} F(T, x, i, j) \text{ следува,}$$

Равенка. 1

$$j^* = \arg \max_{j \in M} F(T, x, i, j) = \arg \max_{j \in M} rLT_gain(T, x, i, j)$$

Според тоа, гледаме дека MLMH алгоритмот е еквивалентен со L-REMiT². Теоремата 2 обрнува внимание на тоа дека селектирањето на параметрите во оптимизираната функција е доста важно и дека соодветната селекција на параметрите резултира со добри перформанси.

7.3. Краток пример

Во примерот погоре (Сл. 3), да претпоставиме дека ги користиме следните вредности: $K = 1.5$, $\theta = 2$, $Eelec = 1$, $Erecv = 2$, $R = 3.5$, $\alpha = 0.7$ и $Ei = 150$ единици. Исто така да претпоставиме дека опсегот на трансмисија на секое теме е 4м, каде што во случајов имаме 12 темиња во multicast дрвото. Да земеме дека темето 4 претставува изворно теме, додека пак преостанатите темиња ќе бидат дестинации, освен темето со број 3 и 8. Bottleneck теме е обележано со реден број 3. Притоа

$$LT(T, 3) = 150 / (1 + 1.5 \times 3.52 + 2) \approx 7.02$$

Поради тоа што темето 5 за темето 3 претставува најоддалечено “дете“ теме, го разгледуваме неговото соседството и ќе откриеме дека темињата 6, 8, 9 и 10 се во листата. Ако се промени родителот на темето 5, односно негов родител стане темето 6, тогаш промената од T во T' се означува како $Change_{i,j}$.

Да земеме во предвид дека растојанието помеѓу темињата 5 и 6 е 1.6 и ќе го именуваме како $d_{5,6}$, додека пак вредностите на останатите темиња се: $d_{5,9} = 2.6$, $d_{5,10} = 3.5$, $d_{5,8} = 3.6$. После $Change_{i,j}$, животниот век на новото дрво T' се пресметува на следниов начин:

² L-REMiT – дистрибуиран алгоритам кој служи за продолжување на животниот век на source-based multicast дрво

$$LT(T, 4) = 150/(1 + 1.5 \times 2.52 + 2) = 12.12.$$

Максималниот број на скокови на дрвото T е 4 додека пак за дрвото T' е 5. Од тука, со помош на равенката (7) ја пресметуваме вредноста за ЕЕМ: $F(T, 5, 3, 6) = 0.4335$. Наредно се пресметува:

$$LT_gain(T, 5, 3, 9) = 11.41,$$

$$F(T, 5, 3, 9) = 0.4387$$

и

$$LT_gain(T, 5, 3, 10) = 0.$$

Според ова, во сликата погоре (слика 3), гранката која се наоѓа помеѓу темињата 5 и 3 треба да биде избришана, а да биде додадена гранка помеѓу темињата 5 и 9.

8. Summary

In the text above we had illustrated the concepts of life cycle and the maximum number of hops of multicast tree in an ad hoc wireless communication network. It is shown algorithm named MLMH (Maximum Lifetime and Minimum Hop-count). Researches proved that this algorithm is better in performance than the SPT algorithm. Its advantage is the balance between the life cycle (life expectancy) and the maximum number of hops in a multicast tree and tries to improve the lifetime of bottleneck nodes in the initial multicast tree.

Key words: Wireless Ad Hoc networks, minimum-energy networks, energy-efficiency, broadcast algorithms, distributed algorithms, nodes, bottleneck nodes, MLMH protocol, Minimum Spanning Tree.

Литература

1. Manki Min, Panos M. Pardalos: *Total Energy Optimal Multicasting in Wireless Ad Hoc Networks*: Industrial and Systems Engineering Dept., University of Florida.
2. M. Adler, C. Scheideler: *Efficient communication strategies for ad hoc wireless networks*: Theory Computer Systems 33 (2000), 337—391
3. Maggie Xiaoyan Cheng, Jianhua Sun, Manki Min, Yingshu Li, Weili Wu: *Energy-efficient broadcast and multicast routing in multihop ad hoc wireless networks*

4. Song Guo, Oliver Yang: *Minimum-Energy Multicast in Wireless Ad Hoc Networks with Adaptive Antennas: MILP Formulations and Heuristic Algorithms*

ⁱ Bottleneck node – теме со најмала пропусна моќ, сместено на врвот и ја определува (ограничува) брзината на комуникација што треба да се изврши преку него.