Литература

1. Дистанционные методы и средства исследования процессов в атмосфере Земли [Текст] / Под общ. ред. Б. Л. Кащеева, Е. Г. Прошкина, М. Ф. Лагутина. Харьков: Харьк. нац. ун-т радиоэлектроники; Бизнес Информ, 2002. - 426 с.
2. Литвин-Попович, А.И. Параметризация спектров рассеянных сигналов в РЛС вертикального зондирования атмосферы [Текст] / А.И. Литвин-Попович, В.Н. Олейников // Х.:ХНУРЭ, Радиотехника. Всеукр. межвед. науч.-техн. сб. – 2008. – Вып. 152. – С. 49-52.
3. Литвин-Попович, А.И. Повышение эффективности цифровой обработки сигналов РЛС вертикального зондирования атмосферы [Текст] / А.И. Литвин-Попович, В.Н. Олейников // Х.:ХНУРЭ, «Прикладная радиоэлектроника», 2008. - Т. 7, №4. - С.400-403.

Abstract

The article presents a method of correction of the systematic errors of estimation of the parameters of the atmosphere in vertical sounding radar systems. The systematic errors of measurement affect the accuracy of determining the parameters of the atmosphere, in particular wind speed. The use of more thorough methods of estimation of parameters of a signal, and the special procedures of systematic error correction, provide more accurate and operational estimates of the parameters of the environment. One of such correction procedures, based on polynomial regression, is discussed in this article. The main purpose is to study the possibilities of reduction of the systematic errors of estimation of the parameters of the scattered signal in the systems of signal processing of radars of vertical air sounding. In the study we used the method of simulation and the statistical analysis of the results. The research results can be used to design and modernize the systems of signal processing of radars of vertical air sounding. The application of the method of correction of the systematic errors together with the adaptive control of multiplicity of coherent accumulation of energy of the scattered signals permit to reduce significantly the error of estimation of wind speed

***Keywords**: radar air sounding, digital processing of radar signals, systematic errors of measurement of signal parameters*

УДК 004.021.057.4

МЕТОДЫ ОПТИМИЗАЦИИ ДЛЯ MESH СЕТИ В ZIGBEE

А.С. Борисенко
Аспирант
Кафедра проектирования и эксплуатации электронных аппаратов
Харьковский национальный университет радиоэлектроники
пр. Ленина, 14, г. Харьков, Украина, 61166
Контактный тел.: 093-720-56-01
E-mail: borisenko_ana@ukr.net

У статті проведено аналіз існуючих методів оптимізації маршрутизації в бездротових сенсорних мережах ZigBee з mesh топологією. Надано розв'язок задачі визначення довжини найкоротшого шляху різними методами

Ключові слова: ZigBee, mesh мережа, методи оптимізації, метод Белмана-Форда, метод Дейкстри

В статье проведен анализ существующих методов оптимизации маршрутизации в беспроводных сенсорных сетях ZigBee с mesh топологией. Представлено решение задачи определения длины кратчайшего пути различными методами

Ключевые слова: ZigBee, mesh сеть, методы оптимизации, метод Беллмана-Форда, метод Дейкстры

1. Введение

До настоящего времени не существует оптимального метода адаптивной маршрутизации в сенсорных сетях на основе ZigBee устройств. Общие методы адаптивной маршрутизации, которые используются в соответствующих алгоритмах и протоколах сетей для определения длины кратчайшего пути, не являются оптимальными, поскольку решают эту задачу посредством некоторой операции, позволяющей приблизиться к оптимальному решению.

Создание более совершенного алгоритма должно основываться на анализе характеристик, достоинств и недостатков существующих. В связи с этим в работе проводится сопоставление наиболее известных методов оптимизации и их модификаций, среди которых метод Беллмана-Форда, Дейкстры, Флойда, матричный метод.

Сопоставление проведено применительно к mesh сети с простой топологией путем решения типовой задачи всеми указанными методами.

2. Анализ литературных источников и постановка проблемы

Проблемами совершенствования методов и алгоритмов маршрутизации в вычислительных сетях занимались такие ученые, как Д. Бертсекас, Д. Гарсиа-Диас, П. Гупта, А.Б. Гольдштейн, Б.С. Гольдштейн, Д. Кантор, О.Я. Кравец, Д.В. Куракин, И.П. Норенков, А. Филипс, С. Флойд и другие.

Анализ развития методов адаптивной маршрутизации [1] позволяет заключить, что в современных алгоритмах построения и протоколах сенсорных сетей реализованы методы оптимизации, но для mesh сетей даже с простой топологией такая задача остается открытой. Классификацию протоколов маршрутизации можно представить по основным классификационным признакам, а именно [2]:

- в зависимости от типов алгоритмов: дистанционно-векторные (Distance Vector Algorithms, DVA) и протоколы состояния каналов связи (Link State Algorithms, LSA);
- протоколы собственно сенсорных сетей;
- протоколы mesh сетей.

В алгоритмах дистанционно-векторного типа каждый маршрутизатор периодически и широковещательно рассылает по сети вектор, компонентами которого являются расстояния от данного маршрутизатора до всех известных ему узлов сетей. Самыми распространенными дистанционно-векторными протоколами являются: RIP, IGRP, BGP, EIGRP, AODV [3]. Нахождение маршрута в RIP осуществляется по методу рельефов. Оптимизация этого метода основывается на применении метода Беллмана-Форда, который используется преимущественно на нижних уровнях иерархии сети. Метод Беллмана-Форда положен в основу протокола AODV для ZigBee.

Алгоритмы состояния связей обеспечивают каждый маршрутизатор информацией, достаточной для построения точного графа связей сети, например: IS-IS, OSPF, NLSP, HSRP и CARP, OLSR, TBRPF [3]. В сетях, работающих в соответствии с протоколом OSPF, информация о любом изменении в сети рассылается лавинообразно.

В основе OSPF лежит метод Дейкстры поиска кратчайшего пути в графах, т.е. нахождения оптимального кратчайшего пути. Для других протоколов этой группы также характерна оптимизация по методу Дейкстры.

Остановимся на рассмотрении наиболее используемых в настоящее время методов, а именно:

- методе Беллмана-Форда [4] – в основе которого лежит вычисление кратчайшего пути во взвешенном графе (где некоторые веса ребер могут быть отрицательные);
- методе Дейкстры [5] – в основе которого лежит вычисление кратчайшего пути в графе с неотрицательными весами рёбер;
- методе Флойда [5] – в основе которого лежит вычисление кратчайшего пути во взвешенном графе;
- матричном методе [6], отличающегося от предыдущего метода отсутствием расчетов петлевых маршрутов.

3. Цель и задачи исследования

Целью данной работы является выявление достоинств и недостатков основных методов оптимизации в применении к простой mesh сети, что достигается путем поэтапного сопоставления решения типовой задачи – определения длины кратчайшего пути методами: Беллмана-Форда, Дейкстры, Флойда и матричным.

Для достижения поставленной цели необходимо представить mesh сеть с простой топологией в виде графовой модели и выполнить расчеты по определению длины кратчайшего пути в данной модели.

Mesh сеть с простой топологией можно представить графом, в котором вершины соответствуют узлам-маршрутизаторам, а ребра – каналам связи. Веса ребер – оценки (расстояния), на которых возможна радиосвязь между узлами. В общем случае ребра такого графа рассматриваются как ненаправленные. Так как подавляющее большинство беспроводных сетей использует механизм подтверждений передачи данных, то можно считать, что радиосвязь установлена лишь в том случае, если она является двусторонней [7].

Mesh сеть с простой топологией можно представить в виде модели графа, рис. 1.

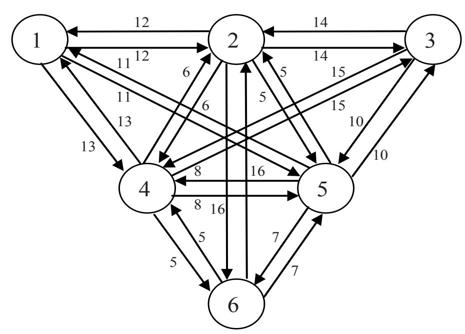


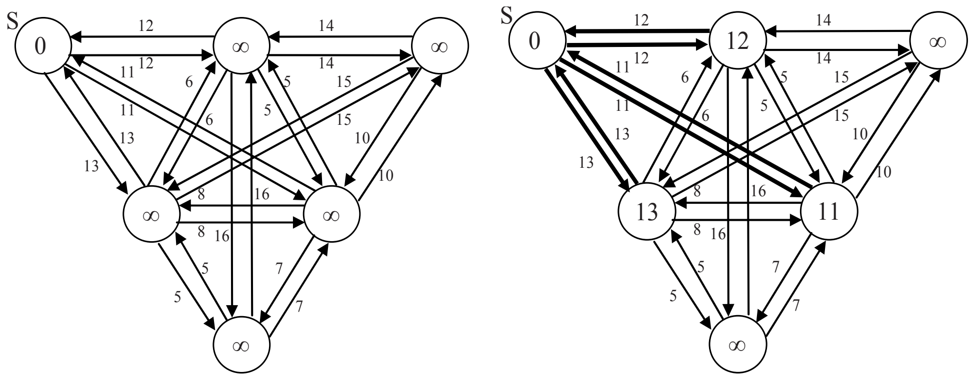
Рис. 1. Вид mesh сети из шести узлов

Тогда решение задачи нахождения кратчайших путей между вершинами графа – модели сети, можно рассмотреть с использованием различных методов.

4. Решение задачи

Решим поставленную задачу методом Беллмана-Форда.

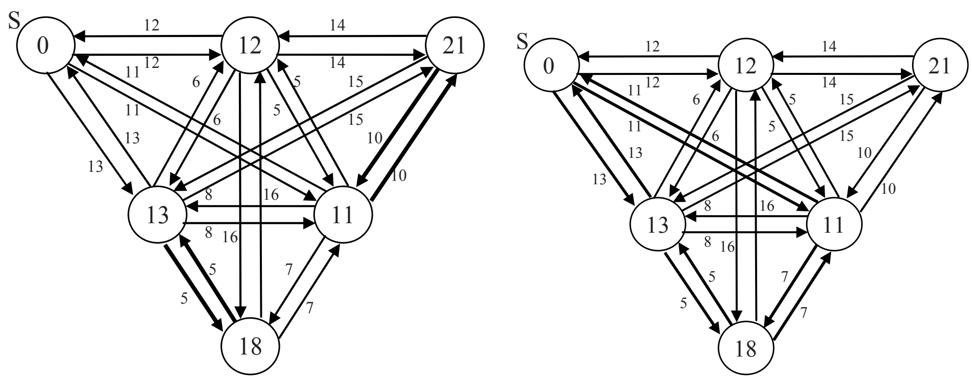
Для этого граф, аналогичный приведенному на рис. 1, изменим, учитывая длины ребер и метки вершин (не нумерацию узлов): так, кратчайший путь, который содержит «0» рёбер, – только один – до вершины s (или первой вершины). Из s в i-ю вершину неизвестный путь обозначим метками как «+∞». На рис. 2а) показана начальная ситуация, сложившаяся в сети, на рис. 2б) – непосредственно следующий шаг, изменяющий вес (стоимость) пройденного пути в узлах сети с «проходом» по ребрам (обозначен жирными линиями).



а) б)

Рис. 2. Значения атрибутов сети на каждом этапе работы метода Беллмана-Форда: а) начальная ситуация; б) следующий шаг, изменяющий вес

Рис. 3а иллюстрирует ситуацию после очередного прохода по ребрам графа.



а) б)

Рис. 3. Значения атрибутов сети на каждом этапе работы метода: а) последующие шаги; б) последняя проверка весов вершин графа

После окончания основных итераций проходит проверка на наличие отрицательных циклов. Таких циклов нет, так как любое изменение не приводит к резкому уменьшению длины пути.

Таким образом, в результате имеется три варианта «минимальных путей», которые легко визуально отследить на графе как совокупность весов ребер от истока s к каждой из вершин по матрице A_{ij}, элементы которой являются длинами кратчайших путей из s в i.

Приоритет использования пути может быть определен по элементам матрицы A_{ij}, и при наличии дополнительной информации, которую можно представить в виде матрицы P_{ij}, содержащей предыдущую вершину до i в одном из кратчайших путей (их может быть несколько). Если рассмотреть кратчайшие пути и их упорядочить по P_{ij}, то, например, от вершины 1 к вершине 6 (нумерация узлов согласно рис. 1 и окончательно по рис 3б): 1-5-6, 1-4-6, путь через 2 вершину – отброшен. Если хранить всю матрицу A_{ij}, то можно найти не только длины кратчайших путей, но и определить сам путь, т.е. решить задачу маршрутизации в сети.

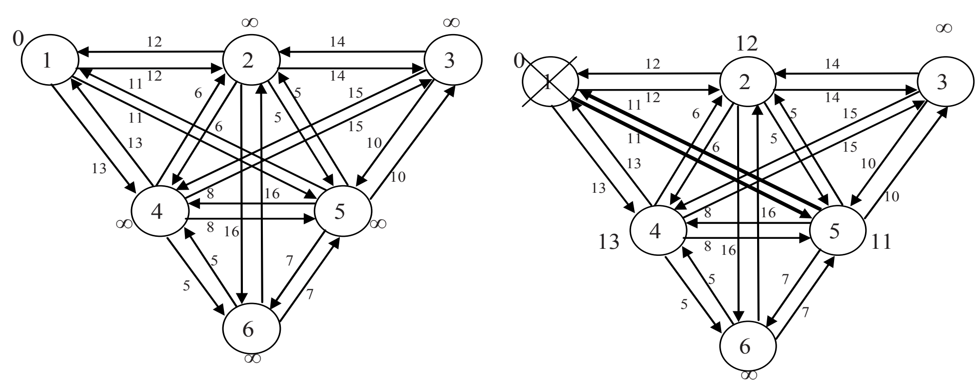
Решим поставленную задачу методом Дейкстры.

Граф mesh сети с простой топологией из шести узлов для поставленной задачи преобразуем к виду, изображенному на рис. 4а).

Первый шаг. Минимальную метку имеет вершина 1. Её соседними вершинами являются вершины 2-я, 5-я и 4-я. Первая по очереди соседняя вершины 1-й – вершина 5-я, потому что длина пути до неё минимальна. Длина пути к ней через 1-ю вершину равна сумме кратчайшего расстояния до 1-й вершины, значению её метки, и длины ребра, идущего из 1-й в 5-ю вершину, то есть 0+11 = =11.

Это меньше текущей метки 5-й вершины, бесконечности, поэтому новая метка 5-й вершины равна 11. Аналогичную операцию проделываем с двумя другими соседними с 1-й – вершинами 2-й и 4-й. Все соседние вершины для 1-й проверены. Текущее минимальное расстояние до 1-й вершины считается окончательным и пересмотру не подлежит.

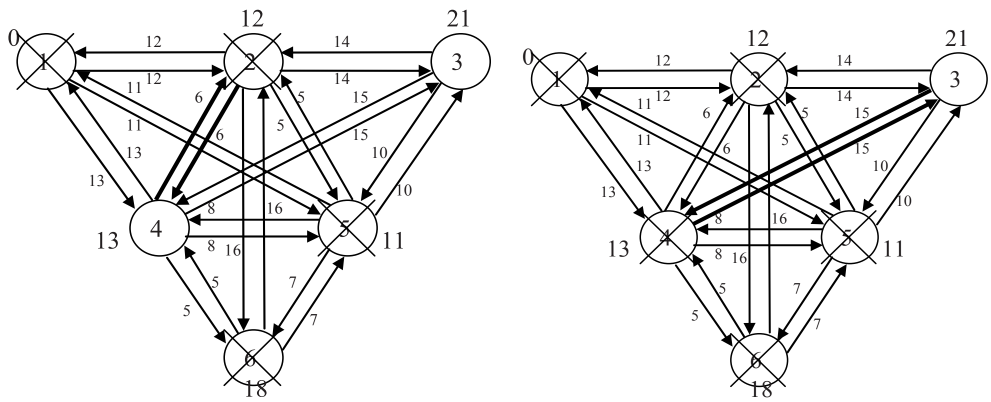
Вычеркнем (обозначим x) её из графа, чтобы отметить, что эта вершина посещена, рис.4б.



а) б)

Рис. 4. Вид mesh сети для решения задачи методом Дейкстры: а) первый шаг метода; б) вершина 5 посещена

Второй шаг. Заключается в повторении предыдущих процедур. Снова находим «ближайшую» из непосещенных вершин. Это вершина 5-я с меткой 11, рис. 4б). В отличие от метода Беллмана-Форда путь ищется только от одной вершины. Снова пытаемся уменьшить метки соседних вершин выбранной вершины, пройти в них через 5-ю. Соседними вершинами 5-й являются вершины 1-я, 6-я, 4-я и 3-я. Первая (по порядку) соседняя вершина 5-й – вершина 1-я, но она уже посещена.

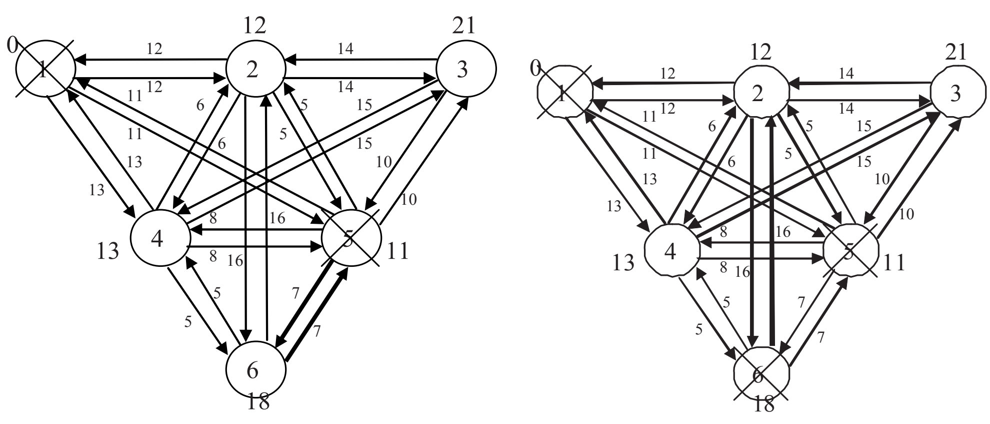


а) б)

Рис. 6. Четвертый и пятый шаги по методу Дейкстры: а) четвертый шаг; б) пятый шаг

Следующей соседней вершиной 5-й является вершина 6-я, так как имеет минимальную метку из всех вершин, отмеченных как не посещённые. Если идти к ней через 5-ю вершину, то длина такого пути будет равна 18 (7 + 11 = 18). Но текущая метка второй вершины равна 12<15, поэтому метка вершины не меняется. Ещё одной соседней вершиной для 5-й – является 3-я вершина. Если идти в неё через 5-ю, то длина такого пути будет равна сумме кратчайшего расстояния до 5-й вершины и расстояния между вершинами 3-й и 5-й, то есть 21 (11 + 10 = 22). Поскольку 22<∞, устанавливаем метку вершины 3-й равную 21, рис. 5а). Все соседние вершины 5-й просмотрены, замораживаем расстояние до неё и помечаем её как посещенную.

Третий шаг. Повторяем предыдущий шаг алгоритма для 6-й вершины. Проводя аналогичный порядок действий, получим результат, представленный графически на рис. 5б).



а) б)

Рис. 5. Второй и третий шаг по методу Дейкстры: а) второй шаг; б) третий шаг

Четвертый шаг. Выбираем 2-ю вершину. Повторим предыдущую последовательность действий. Получим результаты, изображенные на рис. 6а).

Пятый шаг. Повторим принятую последовательность действий для 3-й вершины. Как результат получим граф, представленный на рис. 6б).

Работу метода можно считать завершенной, так как все вершины графа посещены.

Поэтапное наращивание дерева кратчайших путей от исходного узла образует кратчайший маршрут. В процессе построения вычисляются векторы весов маршрутов и корректируются метки вершин. Сложность метода Дейкстры зависит от способа хранения множества непосещенных вершин и способа обновления меток. В графе с количеством вершин i = 6 и ребер j = 22 для поиска вершины с минимальной длиной пути от 1-й до 6-й, просматривается все множество вершин. Сложность работы алгоритма минимизации определяется как $O(i^2 + j)$.

Решим поставленную задачу методом Флойда.

Метод Флойда более общий по сравнению с методом Дейкстры, так как он определяет кратчайшие пути между любыми двумя узлами сети. В этом методе сеть представлена в виде графа и соответствующей ему квадратной матрицы с n строками и n столбцами, т.е 6x6. Элемент (i, j) равен длине ветви $\beta_{i,j}$, элемент $l^1_{i,j}$ матрицы $L^1 = \left\| l^1_{i,j} \right\|$ от узла i к узлу j имеет конечное значение, если существует дуга (i, j), и равен бесконечности в противном случае. Граф сети представлен на рис. 1, а ему соответствующая матрица $L^1 = \left\| l^1_{i,j} \right\|$, равна (1).

Матрица расстояний непосредственных связей неориентированной сети всегда симметрична относительно своей главной диагонали. Для ориентированной сети она может быть нессиметричной [8].

Возведение матрицы L^1 в квадрат $L^2 = L^1 \cdot L^1$ можно интерпретировать как последовательное соединение ветвей, а сложение – как параллельное соединение ветвей таким образом: вместо $l^1_{i,k} \cdot l^1_{k,j}$ можно записать $l^1_{i,k} + l^1_{k,j}$.

Для определения длины кратчайшего пути между узлами следует операцию сложения заменить операцией выбора из всех длин минимальной длины одно - двухтранзитного пути по формуле (2).

$$L^1 = \begin{Vmatrix} 0 & 12 & \infty & 13 & 11 & \infty \\ 12 & 0 & 14 & 6 & 5 & 16 \\ \infty & 14 & 0 & 15 & 10 & \infty \\ 13 & 6 & 15 & 0 & 8 & 5 \\ 11 & 5 & 10 & 8 & 0 & 7 \\ \infty & 16 & \infty & 5 & 7 & 0 \end{Vmatrix}, \quad (1)$$

$$l^2_{i,j} = \min_{k=1,\dots,N}(l^1_{i,k} + l^1_{k,j}) = \min_{k=1,\dots,N}\left|(l^1_{i,1} + l^1_{1,j});(l^1_{i,2} + l^1_{2,j});\dots(l^1_{i,N} + l^1_{N})\right|. \quad (2)$$

При возведении матрицы L^1 в r-ю степень при использовании этих операций получим матрицу

$$L^r = L^{r-1} \cdot L^1, \quad (3)$$

Элементы матрицы

$$l^r_{i,j} = \min_{k=1,\dots,N}(l^{r-1}_{i,k} + l^1_{k,j}) = \min_{k=1,\dots,N}\left|(l^{r-1}_{i,1} + l^1_{1,j});(l^{r-1}_{i,2} + l^1_{2,j});\dots(l^{r-1}_{i,N} + l^1_{N})\right|, \quad (4)$$

будут равны длине кратчайшего пути от вершины i к j среди всех одно- двух и т. д. r-транзитных путей. При наличии на сети n узлов коммутации число транзитных ветвей в пути без петель не может быть больше n–1. Следовательно, может потребоваться вычисление матрицы L^r, у которой $r \le n-1$. Для конкретной сети может оказаться, что при $r < n-1$

$$L^r = L^{r-1}. \quad (5)$$

При равенстве (5) всегда выполняется равенство

$$L^{r+1} = L^r. \quad (6)$$

Вычисление матрицы более высокой степени прекращается, если в процессе вычисления матриц встретится равенство (5), т. е умножение матрицы не приводит к изменению. Матрица L^{r-1} при выполнении условия (5) является дистанционной матрицей

$$D = L^{r-1} = L^r = \|d_{i,j}\|. \quad (7)$$

Степень r – максимальное число дуг в кратчайшем пути между любой парой вершин.

Шимбелом предложены следующие операции над элементами матрицы:

1) $\forall$ a,b a×b=b×a | a+b=b+a;
2) $\forall$ a,b a+b=b+a | min(a,b);
3) $\infty \cdot a = \infty$.

Возводя в степень матрицу L^1 с учетом (4) и правил Шимбела получим:

$$L^2 = \begin{Vmatrix} 0 & 12 & 21 & 13 & 11 & 18 \\ 12 & 0 & 14 & 6 & 5 & 11 \\ 21 & 14 & 0 & 15 & 10 & 17 \\ 13 & 6 & 15 & 0 & 8 & 5 \\ 11 & 5 & 10 & 8 & 0 & 7 \\ 18 & 11 & 17 & 5 & 7 & 0 \end{Vmatrix} \quad L^3 = \begin{Vmatrix} 0 & 12 & 21 & 13 & 11 & 18 \\ 12 & 0 & 14 & 6 & 5 & 11 \\ 21 & 14 & 0 & 15 & 10 & 17 \\ 13 & 6 & 15 & 0 & 8 & 5 \\ 11 & 5 & 10 & 8 & 0 & 7 \\ 18 & 11 & 17 & 5 & 7 & 0 \end{Vmatrix},$$

где $L^3 = L^2$, следовательно, $D = L^2$.

Рассмотренные методы позволяют определить длину кратчайшего пути, но не указывают те ветви, которые входят в этот путь. Определение самого кратчайшего пути связано с дополнительной процедурой нумерации узлов по их весу.

Решение задачи матричным методам связано с использованием уже полученной матрицы L^1 в виде матрицы Г, элементы главной диагонали которой, в отличие от элементов $l_{i,j} = 0$, имеют значения $l_{i,j} = \infty$.

Полученная таким способом модернизированная матрица длин $\Gamma = \|\gamma_{i,j}\|$ умножается на дистанционную матрицу D, образуя матрицу $\Delta = \Gamma \cdot D$, элементы которой используются для получения дисперсионных матриц (т. е. матриц величин второго и т. д. кратчайших путей).

$$\Gamma = \begin{Vmatrix} \infty & 12 & \infty & 13 & 11 & \infty \\ 12 & \infty & 14 & 6 & 5 & 16 \\ \infty & 14 & \infty & 15 & 10 & \infty \\ 13 & 6 & 15 & \infty & 8 & 5 \\ 11 & 5 & 10 & 8 & \infty & 7 \\ \infty & 16 & \infty & 5 & 7 & \infty \end{Vmatrix} \quad D = \begin{Vmatrix} 0 & 12 & 21 & 13 & 11 & 18 \\ 12 & 0 & 14 & 6 & 5 & 11 \\ 21 & 14 & 0 & 15 & 10 & 17 \\ 13 & 6 & 15 & 0 & 8 & 5 \\ 11 & 5 & 10 & 8 & 0 & 7 \\ 18 & 11 & 17 & 5 & 7 & 0 \end{Vmatrix}.$$

Каждый элемент матрицы $\Delta = \|\delta_{i,j}\|$ имеет вид

$$\delta_{i,j} = \min_k\left|(\gamma_{i,1} + d_{1,j});(\gamma_{i,2} + d_{2,j});\dots(\gamma_{i,1} + d_{i,j});\dots(\gamma_{i,N} + d_{N,j})\right|, \quad (8)$$

$$\delta_{1,2} = \min_1\left|(\infty+12);(12+0);(\infty+14);(13+6);(11+5);(\infty+11)\right| = 12.$$

В процессе получения дисперсионных матриц уже имеется возможность построить оптимальный путь для сети, представленный графом: Так, три элемента, которые не равны «∞» в выражении для $\delta_{1,2}$, по порядку: 12, 16, 19 определяют не только длину пути от 1-й вершины до второй, но и нахождение тех вершин, через которые проходят пути первого (потом второго и третьего) порядка. Нахождение их в матрице соответствует вершинам 2, 5, 4.

Отсюда следует, что предпочтительный путь от 1-й вершины до 2-й лежит сначала через 2-ю (т.е. без дополнительных вершин), потом возможен через 5-ю вершину, т.е.1-5-2 и только затем через 4-ю вершину, т.е. 1-4-2.

5. Выводы

Каждый метод решения задачи оптимизации связан с несколькими операциями, для осуществления которых необходима дополнительная информация по нумерации вершин (узлов сети) и приоритеты по выбору построенных маршрутов. Применимость методов в наиболее известных протоколах маршрутизации сенсорных сетей еще не определяет быстрого простого поиска маршрутов.

1. Недостатком метода Беллмана-Форда является разветвление задачи по поиску кратчайшего пути и необходимость дополнительной информации.

2. Недостатком метода Дейкстры является то, что следует учитывать дополнительную информацию о вершинах (узлах сети), метод последовательно перебирает все вершины (посещенные и непосещенные) и не дает представления о оптимальном пути – имеется лишь информация по множеству непосещенных вершин и о присвоении меток, которую необходимо хранить и обновлять.

3. Метод Флойда, несмотря на свою доступность и простоту, требует наличия информации о нумерации вершин для отыскания оптимального пути.

4. Матричный метод, несмотря на необходимость пересчета матрицы L^1 и учета операций с бесконечностями, приводит к быстрому и наглядному решению задачи определения кратчайшего пути, и самое главное, к возможным вариантам изменения маршрутов (рассчитанных «минимальных» путей между вершинами в порядке их возрастания), которые в реальных сетях будут использованы по необходимости в порядке их увеличения.

Литература

1. Бестугин, А. Р. Контроль и диагностирование телекоммуникационных сетей [Текст] / А. Р. Бестугин, А. Ф. Богданова, Г. В. Стогов. – С.-Пб.: Политехника, 2003. – 174 с.
2. Гаркуша, С. В. Огляд та класифікація протоколів маршрутизації в mesh-мережах стандарту IEEE 802.11 [Текст] / С.В.Гаркуша // Збірник наукових праць ВІТІ НТУУ «КПІ».– 2012. – № 1. – С.14–23.
3. Борисенко, А. С. Протоколы сетей MESH в ZIGBEE / А.С. Борисенко, П.В. Галкин, Л.В. Головкина [Текст] : сб. науч. тр. / Materiály VI Miedzynarodowej naukowi-praktycznej konferencji «Aktualne problemy nowoczesnych nauk-2010» Volume 31. Techniczne nauki. Fizyczna kultura I sport.: Przemysl. Nauka I studia-96 str. (С. 11–14).
4. Bellman R. On a Routing Problem [Text]: /R Bellman // Quarterly of Applied Mathematics. 1958.– Vol 1. – No. 1.– С. 87–90.
5. Кормен, Т. Х. Алгоритмы, построение и анализ [Текст]: / Т. Х. Кормен, Ч. И. Лейзерсон, Р. Л. Ривест, Клиффорд Штайн.– 2-е изд. – М.: Вильямс, 2006. – 1296 с.
6. Рудь, Д. Е. Технологии топологической оптимизации трафика информационных потоков в телекоммуникационных сетях [Текст] / Д.Е.Рудь // Электронный научно-инновационный журнал «Инженерный вестник Дона» @ 2006-2012 [Электронный ресурс]. Режим доступа: http://ivdon.ru.– 16.10.2012 г. – Загл. с экрана.
7. Гайнулин, А. Г. Математичекое моделирование и оптимальное управление. Моделирование алгоритма маршрутизации передаваемых данных в беспроводных сетях со смешанными типами коммутации [Текст] / А. Г. Гайнулин // Вестник Нижегородского университета им Н.И. Лобачевского. –2008.– № 1.– С. 93–99.
8. Крылов, Ю. Д. Методы маршрутизации в вычислительных сетях: Методические указания к выполнению лабораторных работ № 1–2 [Текст] / под ред. С. В. Горбачева.– С.-Пб.: ГОУ ВПО «Санкт-Петербургский государственный университет аэрокосмического приборостроения», 2005. – 22 с.

Abstract

The article analyses the existing methods of routing optimization in the wireless sensor networks ZigBee with a mesh topology. The article suggests the solution of the problem of determination of the length of the shortest path by different methods.

The aim of this work is to determine the advantages and drawbacks of the main optimization methods, when applied to a simple mesh network, which is achieved through a phased solution of the optimization problem, that is the determination of the length of the shortest path by Bellman-Ford, Dijkstra, Floyd and the matrix methods.

Each method of solution of the optimization problem is connected with multiple operations which require the additional information about the numbering of nodes and priorities in the selection of routes. The advantages of the methods were defined by the application in the best known routing protocols of the sensor networks. The deficiencies should be considered:

- The method of Bellman-Ford branches the problem of the determination of the shortest path and requires additional information;

- Dijkstra method takes into account the additional information about nodes, sequentially searches all the vertices (visited and unvisited) and does not give the conception of the optimal path. There is information only on the set of unvisited vertices and the assigning of labels to them that must be kept and updated;

- Floyd method requires information about the numbering of the vertices in order to find the optimal path;

- Matrix method, despite the need for translation of the original matrix and the accounting for transactions with infinities, leads to a rapid and obvious solution of the problem of the shortest path and to the possible alternatives of use of calculated "minimal" paths between nodes in an increasing order

***Keywords**: ZigBee, mesh topology, optimization methods, the method of Bellman-Ford, Dijkstra method*