

ФОРМИРОВАНИЕ ОПТИМАЛЬНЫХ МАРШРУТОВ В МОБИЛЬНЫХ СЕТЯХ НА ОСНОВЕ МОДИФИЦИРОВАННОГО АЛГОРИТМА ДЕЙКСТРЫ

В статье рассмотрен модифицированный метод Дейкстры для построения оптимальных маршрутов в беспроводных эпизодических сетях. Для поиска эффективных и полунэффективных решений на графах с векторными весами ребер используется метод сверток. В качестве частных критериев применены критерий изменения общей загрузки сети; показатель относительной нагрузки на канал, вносимой конкретным маршрутом; длина маршрута. Предложена программная реализация нахождения оптимальных маршрутов в условиях изменения географического местоположения узлов сети.

In the article the modified method of Deykstry is considered for the construction of optimum routes in ad hoc networks. For the search of effective and semieffective decisions on columns with the vectorial scales of ribs the method of integral is used. As private criteria used criterion of change of general load a network; index of the relative loading on a channel, brought in a concrete route; length of route. Programmatic realization of finding of optimum routes is offered in the conditions of change of geographical site of knots of network.

Постановка проблемы

Мобильные беспроводные эпизодические сети являются одним из перспективных направлений развития беспроводных телекоммуникационных систем. Теория случайных графов с заданной степенью вершин находит широкое применение для построения моделей таких сложных сетей, в том числе и беспроводных. Основной задачей при реализации таких сетей является задача связности в сети [1]. При использовании восприимчивых к задержкам приложений (поточковый звук, видео и т.п.) задача быстрого восстановления маршрутов, в эпизодической сети, является критически важной с точки зрения связности.

Термин «связность» тесно взаимосвязан с понятием «выживаемости, живучести» эпизодической сети как способности системы адаптироваться к новым, изменившимся и, как правило, непредвиденным (аварийным) ситуациям [2], т.е. ее способности выполнять заданные функции (передачи, сбора информации, управление) в течение определенного времени, несмотря на нежелательные обстоятельства. Обеспечение связности является важной составляющей алгоритма маршрутизации в эпизодической сети.

Анализ последних исследований и публикаций

Существующие методы моделирования работы и управления мобильными сетями часто строятся на использовании целевых функций управления, при заранее известной структуре

сети и числе узлов [1,3]. При разработке алгоритмов управления с помощью имитационного моделирования, как правило, используются известные характеристики существующего оборудования, что дает хорошие результаты для локальных сетей с детерминированной структурой и является менее эффективным для сетей с нечеткими, приближительными характеристиками. Все это побуждает искать новые подходы к моделированию и управлению передачей и обработкой данных, отличные от построения целевых функций качества. Моделирование сетей с учетом структурной топологии, как правило, производится при построении сетей, для которых изначально определено количество участников и их взаимосвязи друг с другом, что, например, позволяет минимизировать функцию стоимости сети. Однако существующие методы не эффективны для моделирования сети, имеющую случайную структуру.

Анализ литературы свидетельствует, что маршрутизация в беспроводных сетях имеет свои особенности [3]. «Узким местом» тут обычно является фиксированная инфраструктура с ее ограничениями на передачу трафика между пользователями. В таком случае мобильные устройства должны функционировать в автономном режиме, самостоятельно проводя установление связи с другими узлами сети, тем самым выполняя некоторые функции маршрутизатора. Усложнения их работы обусловлено характером рассмотренных нами сетей, где узлы-пользователи могут когда угодно изменять свое местоположение, тем самым постоянно

изменяя топологию и общаясь между собой без создания каких-либо определенных стационарных путей передачи данных. Такие сети носят название MANET (mobile ad hoc networks) [4]. В этом случае узлы должны сотрудничать для обеспечения качественной маршрутизации, в отличие от традиционных WLAN, где абонентское оборудование централизованно управляется точками доступа.

Протоколы маршрутизации MANET делятся на две группы: проактивные (tabledriven/proactive routing protocols) и реактивные (on-demand/reactive routing protocols) [3-5]. Особенность первой группы в том, что узлы сети постоянно собирают и обновляют информацию о ее состоянии, обмениваясь ею с соседями. Проактивные протоколы требуют от узла ведения таблиц маршрутизации, где указаны маршруты, которые позволяют достичь любого абонента сети. Специальные алгоритмы используются для поддержки актуальности этой информации. В связи с этим все изменения в топологии сети распространяются в ней. К проактивным протоколам относятся TBRPF (Topology Dissemination Based on Reverse-Path Forwarding), OLSR (optimized link state routing), DSDV (Highly Dynamic Destination-Sequenced Distance-Vector Routing).

В протоколах реактивной группы узел ищет путь к пункту назначения только при возникновении необходимости. Для этого существуют две основных операции: поиск маршрута и поддержка маршрута. Когда узел намерен установить связь и начинает устанавливать маршруты, информацию о доступных каналах он получает по запросам. Для поддержки информации о маршрутах узлы должны реагировать на изменения в топологии сети. Узел, у которого есть информация о каком-то канале, должен стремиться детектировать его отказ, если это происходит. Основные реактивные протоколы: DSR (Dynamic Source Routing protocol), AODV (Ad Hoc On-Demand Distance Vector), DYMO (Dynamic MANET On-demand) [3].

Позднее были предложены другие протоколы для пакетных радиосетей, в которых были сделаны попытки соединить преимущества и избавиться от недостатков каждой из групп. Примером является протокол BVR (Beacon Vector Routing), который использует технологии «жадного продвижения пакетов» (greedy forwarding) и построения системы логических

координат, унаследованные от предыдущих протоколов. Его особенностью является создание ряда «маяков» (beacons), случайно выбранных узлов, которые играют роль синхронизаторов в сети. На их основе строится «дерево» сетевой структуры, определяются показатели маршрутов и осуществляется построение путей к пунктам назначения: поиск ближайшего соседа, назначение его как следующего элемента маршрута и переход до его ближайшего соседа (реализация алгоритму «жадного продвижения»). Отличием BVR является применение при этом не географических, а логических координат. Главное назначение протокола – поддержка соединений «точка-точка» (point-to-point). Позднее на его основе был разработан протокол LCR (Logical Coordinate Routing) [6].

Таким образом, вопрос оптимальной маршрутизации в беспроводных сетях является объектом интенсивного изучения и многих исследований. Развитие протоколов маршрутизации в беспроводных сетях идет по пути децентрализации управления трафиком и гибридизации как результата попыток объединения различных подходов. В настоящее время темпы усложнения сетевой инфраструктуры опережают процессы стандартизации, так что какие-либо конкретные общеупотребительные протоколы пока не выделились.

Формулировка задачи исследования

Задача оптимальной маршрутизации в мобильных эпизодических сетях представляет собой задачу динамического программирования. Типичной для прикладных задач сетевого управления является ситуация, когда с каждым ребром графа сети связывается не одна числовая характеристика $C(x,u)$, а несколько: $C_k(x,u), k = 1, 2, \dots, K$, образующих векторный вес ребра [7]

$$C(x,u) = (C_1(x,u), \dots, C_K(x,u)) \quad (1)$$

где x,u – вершины и переходы графа, соответственно; K - количество частных критериев качества.

В соответствии с этим, критерии качества пути γ становятся векторными:

$$W(\gamma) = (W_1(\gamma), \dots, W_K(\gamma)) \quad \text{с компонентами} \\ W_k(\gamma), \text{ для которых [7,8]} \\ W_k(\gamma) = \sum_{g \in \gamma} C_k(g), \quad (2)$$

где g – ориентированные ребра графа.

В общем случае компоненты векторного критерия являются противоречивыми в том смысле, что их минимальные значения достигаются на различных путях γ .

Целевая функция показывает необходимость минимизации трех частных критериев: критерий изменения общей загрузки сети $W_1(\gamma)$, показатель относительной нагрузки на канал, вносимой конкретным маршрутом $W_2(\gamma)$, длина маршрута $W_3(\gamma)$.

$$W(\gamma) = (W_1(\gamma), \dots, W_k(\gamma))$$

Поэтому решение в задаче оптимизации с векторным критерием (многокритериальная оптимизация) будет сформулирована следующим образом:

$$W(\gamma) = \lambda_1 \cdot W_1(\gamma) + \lambda_2 \cdot W_2(\gamma) + \lambda_3 \cdot W_3(\gamma), \quad (3)$$

$$\lambda_1 + \lambda_2 + \lambda_3 = 1,$$

$$\lambda_1 > 0, \lambda_2 > 0, \lambda_3 > 0,$$

где $\lambda_1, \lambda_2, \lambda_3$ – весовые коэффициенты, учитывающие важность критериев.

Способы определения весовых коэффициентов (коэффициентов важности критериев) могут быть различны. Существуют в общем случае несколько классов методов определения важности коэффициентов [8]:

1. Методы поиска решения без участия ЛПР.
2. Методы, использующие предпочтения ЛПР для построения правила выбора единственного или небольшого числа парето-эффективных решений.
3. Интерактивные (итеративные) процедуры решения задачи с участием ЛПР.
4. Методы, основанные на аппроксимации паретовой границы и информировании ЛПР о ней в том или ином виде; далее ЛПР указывает наиболее предпочтительную критериальную точку на паретовой границе; по этой критериальной точке находят предпочтительное решение.

Исходными данными для решения задачи оптимизации являются:

- информация о территориальном расположении объектов (узлов сети);
- матрица информационных потоков;
- матрица пропускных способностей беспроводных каналов связи.

В результате оптимизации необходимо выбрать одно из альтернативных решений (маршрутов), при котором достигается наиболее

предпочтительный компромисс между критериями. Для решения таких задач строятся модели, описывающие предпочтения ЛПР, применение которых позволяет сделать лучший выбор.

Цель оптимизации – достижение баланса загрузки сети, контроль перегрузок.

Изложение основного материала

Сущность работы заключается в модификации алгоритма Дейкстры выбора кратчайшего пути в беспроводных эпизодических сетях. При реализации процедуры оптимизации по разработанному алгоритму используются следующие параметры беспроводной сети:

n – число узлов сети;

$D(k)$ – вес пути (сумма весов ребер вдоль данного пути) от корневого узла V_n до узла V_k ;

$w(V_n, V_k)$ – вес ребра между V_n -м и V_k -м узлами;

N – множество, элементами которого являются номера узлов, добавляемые на каждом шаге алгоритма оптимизации на основе вычисления путей с минимальным весом.

Алгоритм Дейкстры является наиболее экономичным алгоритмом (с точки зрения вычислительной сложности), позволяющим определить вес и состав оптимального пути между заданной парой вершин [9]. Сущность его состоит в следующем.

Обозначим начальную и конечную вершины пути символами V_n и V_k соответственно. Вначале все множество вершин $V = \{V_i\}$ графа разбивается на два подмножества. Первое из них содержит только вершину V_n , а второе (T) – все остальные вершины: $T = \{V_i\} / V_n$. Затем путем последовательного перебора элементов множества T определяется вершина ближайшая (в смысле заданного критерия оптимальности) к вершине V_n . Выбранная вершина присоединяется к первому множеству вершин, которое уже будет состоять из двух элементов. Если присоединенная вершина V_{ii} является конечной, т.е. $V_{ii} = V_k$, то процесс построения оптимального пути считается завершенным. Если же это условие не выполняется, то производится сравнение весов путей от начальной верши-

ны V_n до всех вершин множества T . При этом рассматриваются как однохоповые пути вида $\{V_n, V_i \in T\}$, так и двуххоповые вида $\{V_n, V_i, V_j \in T\}$.

Вершина V_{i2} из T , соответствующая пути оптимального веса, исключается из множества T и присоединяется к множеству, содержащему вершину V_n . Если присоединенная вершина не является конечной, то на следующем этапе выбор очередной присоединяемой вершины должен производиться аналогичным образом с той лишь разницей, что в качестве транзитной вершины в двухреберных путях будет использована последняя из присоединенных вершин. После того, как очередная присоединяемая вершина совпадает с конечной вершиной, процесс поиска оптимального пути завершается.

Дадим формальное описание алгоритма Дейкстры с использованием тернарных операций [9].

Исходными данными для реализации алгоритма являются: матрица весов $W = \|w_{ij}\|$; начальная вершина V_n ; конечная вершина V_k ; критерий оптимальности и операция над двумя смежными ребрами opt, \mathfrak{R} .

Конечной целью является нахождение веса оптимального пути из V_n в V_k .

Алгоритм состоит в последовательном выполнении следующих шагов.

Шаг 1. Включение в множество T всех вершин графа, за исключением V_n :

$$T = \{V_i\} / V_n.$$

Шаг 2. Определение очередной вершины, исключаемой из T .

Определяется вершина $V_i \in T$, для которой выполняется равенство

$$w_{nj} = \underset{V_j \in T}{opt} w_{ij} \tag{4}$$

Шаг 3. Определение конца процесса поиска.

Если $i = K$, то $w_{opt} = w_{ni}$, конец процесса поиска. В противном случае перейти к следующему шагу.

Шаг 4. Корректировка матрицы весов.

Исключить из T вершину V_i и для всех $V_j \in T$ выполнить тернарные операции вида

$$w_{nj} = opt[w_{nj}, \mathfrak{R}(w_{ni}, w_{ij})] \tag{5}$$

Перейти к шагу 2.

После завершения процесса вычислений элемент w_{nk} матрицы весов будет равен весу оптимального пути из V_n в V_k .

Пример. Рассмотрим эффективность многокритериальной оптимальной маршрутизации на основе анализа сети (рис. 1).

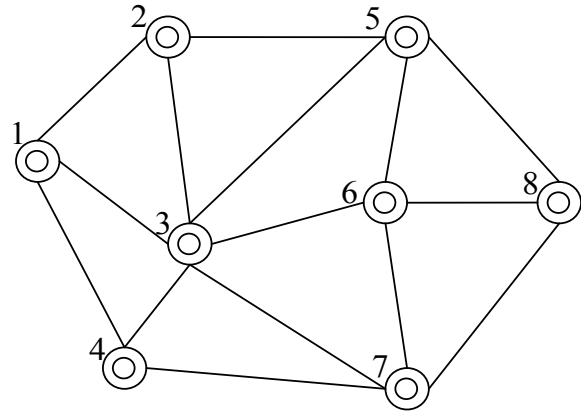


Рис. 1. Пример сети, для которой реализуется механизм многокритериальной оптимальной маршрутизации

Исходные данные. Пусть заданы:

1) матрица расстояний для сети (рис. 1):

$$d_{ij} = \begin{vmatrix} 0 & 126 & 102 & 142 & 217 & 195 & 228 & 281 \\ 126 & 0 & 117 & 222 & 125 & 150 & 235 & 219 \\ 102 & 117 & 0 & 112 & 139 & 95 & 133 & 181 \\ 142 & 222 & 112 & 0 & 242 & 178 & 138 & 251 \\ 217 & 125 & 139 & 242 & 0 & 76 & 179 & 102 \\ 195 & 150 & 95 & 178 & 76 & 0 & 103 & 86 \\ 228 & 235 & 133 & 138 & 179 & 103 & 0 & 135 \\ 281 & 219 & 181 & 251 & 102 & 86 & 135 & 0 \end{vmatrix}$$

2) пропускные способности беспроводных каналов связи сети: $\forall C_{ij} = 10$ пак/с;

3) матрица требований, которая задает трафик между узлами сети (пак/с):

$$\gamma_{ij} = \begin{vmatrix} & 1 & 2 & 3 & 4 & 5 & 6 & 7 & 8 \\ 1 & 0 & 0.2 & 0.7 & 0.1 & 0.7 & 0.6 & 0.4 & 0 \\ 2 & 0.6 & 0 & 0.9 & 0.5 & 0.7 & 0.9 & 0.8 & 0.7 \\ 3 & 0.8 & 0.8 & 0 & 0 & 0.5 & 0.2 & 0.5 & 0.9 \\ 4 & 0.7 & 0.2 & 0.4 & 0 & 0.2 & 0.6 & 0.5 & 0.7 \\ 5 & 0.3 & 0.4 & 0.8 & 0.5 & 0 & 0.2 & 0.9 & 0.7 \\ 6 & 0.1 & 0.1 & 0.8 & 0 & 0.6 & 0 & 0.6 & 0.1 \\ 7 & 0.3 & 0.8 & 0 & 0.7 & 0.5 & 0 & 0 & 0.1 \\ 8 & 0.4 & 0.2 & 0.1 & 0.6 & 0.9 & 0.7 & 0.3 & 0 \end{vmatrix}$$

4) интенсивность обслуживания беспроводными каналами связи зададим одинаковую:

$$\forall \mu_{ij} = 5 \text{ пак/с}.$$

Для заданных интенсивностей обмена данными в сети, определим модифицированным методом Дейкстры оптимальные пути $\forall i, j = 1, 2, \dots, N : \forall (k, l) \in \Pi_{ij}^{omm}$

Общее количество рассмотренных маршрутов – 512. Ограничим задачу и рассчитаем независимые маршруты для каждой пары узлов «источник-адресат» (для примера выделим множество маршрутов, которое включает по 3 независимых маршрута для каждой пары):

$$\Pi_{12} = \{(1-4-7-6-5-2)_{584}, (1-2)_{126}, (1-3-2)_{219}\};$$

$$\Pi_{13} = \{(1-3)_{101}, (1-2-3)_{242}, (1-4-3)_{253}\};$$

$$\Pi_{14} = \{(1-4)_{140}, (1-3-4)_{212},$$

$$(1-2-5-6-7-4)_{566}\};$$

$$\Pi_{15} = \{(1-3-5)_{238}, (1-2-5)_{248},$$

$$(1-4-7-6-5)_{456}\};$$

$$\Pi_{16} = \{(1-3-6)_{193}, (1-2-5-6)_{323}, (1-4-7-6)_{379}\}$$

$$\Pi_{17} = \{(1-3-7)_{230}, (1-4-7)_{275},$$

$$(1-2-5-6-7)_{425}\};$$

$$\Pi_{18} = \{(1-3-6-8)_{277}, (1-2-5-8)_{347},$$

$$(1-4-7-8)_{409}\};$$

$$\Pi_{23} = \{(2-3)_{117}, (2-1-3)_{228}, (2-5-3)_{264}\}$$

$$\Pi_{24} = \{(2-3-4)_{228}, (2-1-4)_{267},$$

$$(2-5-6-7-4)_{441}\};$$

$$\Pi_{25} = \{(2-5)_{123}, (2-3-5)_{254},$$

$$(2-1-4-7-6-5)_{583}\};$$

$$\Pi_{26} = \{(2-5-6)_{198}, (2-3-6)_{209},$$

$$(2-1-4-7-6)_{506}\};$$

$$\Pi_{27} = \{(2-3-7)_{246}, (2-5-6-7)_{300},$$

$$(2-1-4-7)_{402}\};$$

$$\Pi_{28} = \{(2-5-8)_{222}, (2-3-6-8)_{293},$$

$$(2-1-4-7-8)_{536}\};$$

$$\Pi_{34} = \{(3-4)_{112}, (3-1-4)_{244}, (3-7-4)_{271}\};$$

$$\Pi_{35} = \{(3-5)_{138}, (3-6-5)_{170}, (3-2-5)_{241}\};$$

$$\Pi_{36} = \{(3-6)_{93}, (3-5-6)_{213}, (3-7-6)_{234}\};$$

$$\Pi_{37} = \{(3-7)_{130}, (3-6-7)_{195}, (3-4-7)_{247}\};$$

$$\Pi_{38} = \{(3-6-8)_{177}, (3-5-8)_{237}, (3-7-8)_{264}\};$$

$$\Pi_{45} = \{(4-3-5)_{251}, (4-7-6-5)_{317},$$

$$(4-1-2-5)_{393}\};$$

$$\Pi_{46} = \{(4-3-6)_{206}, (4-7-6)_{240},$$

$$(4-1-2-5-6)_{468}\};$$

$$\Pi_{47} = \{(4-7)_{136}, (4-3-7)_{243},$$

$$(4-1-2-5-6-7)_{570}\};$$

$$\Pi_{48} = \{(4-7-8)_{270}, (4-3-6-8)_{290},$$

$$(4-1-2-5-8)_{492}\};$$

$$\Pi_{56} = \{(5-6)_{76}, (5-8-6)_{188}, (5-3-6)_{234}\};$$

$$\Pi_{57} = \{(5-6-7)_{178}, (5-8-7)_{236}, (5-3-7)_{271}\};$$

$$\Pi_{58} = \{(5-8)_{100}, (5-6-8)_{188}, (5-2-3-7-8)_{508}\};$$

$$\Pi_{67} = \{(6-7)_{103}, (6-8-7)_{221}, (6-3-7)_{228}\};$$

$$\Pi_{68} = \{(6-8)_{85}, (6-5-8)_{177}, (6-7-8)_{237}\};$$

$$\Pi_{78} = \{(7-8)_{135}, (7-6-8)_{189}, (7-3-5-8)_{374}\}.$$

Распределим потоки между узлами в соответствии с критерием минимального расстояния: $f_{kl} = f_{kl} + \gamma_{kl} / \mu$. Для этого будем считать, что каждый поток γ_{ij} , распространяется по кратчайшему пути $\Pi_{ij} = \min\{\Pi_{ij}^1, \Pi_{ij}^2, \Pi_{ij}^3\}$:

$$f_{kl} = \begin{vmatrix} 0 & 3 & 0 & 3.1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1.5 & 0 & 0.9 & 0 & 4.6 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0.8 & 0 & 0 & 0 & 0.6 & 2.8 & 0 \\ 1.8 & 0 & 0.8 & 0 & 0 & 0 & 2.3 & 0 \\ 0 & 0.9 & 1.9 & 0 & 0 & 1.9 & 0 & 0.6 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0.7 & 0 & 2.6 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1.3 & 0 & 1.7 & 0 & 2.7 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{vmatrix}$$

Для существующей матрицы нагрузок и множества возможных маршрутов применим многокритериальную маршрутизацию.

На первом этапе по критерию, характеризующем длину пути, из $\Pi = \{\Pi_{ij}\}$ создадим d подмножеств Π^d , $d = \overline{1, D}$, где D – максимальное число транзитных участков для маршрутов $\Pi_{ij} \in \Pi; i, j = \overline{1, N}$.

В результате к классу маршрутов, не имеющих транзитных участков, включены:

$$\Pi^1 = \{(1-2)_{126}, (1-3)_{101}, (1-4)_{140}, (2-3)_{117}, (2-5)_{123}, (3-4)_{112}, (3-5)_{138}, (3-6)_{93}, (3-7)_{130}, (4-7)_{136}, (5-6)_{76}, (5-8)_{100}, (6-7)_{103}, (6-8)_{85}, (7-8)_{135}\};$$

Подмножества маршрутов, которые имеют один, два и три транзита, будут сформованы следующими элементами Π_{ij} :

$$\begin{aligned} \Pi^2 = & \{(1-3-2)_{219}, (1-2-3)_{242}, (1-4-3)_{253}, \\ & (1-3-4)_{212}, (1-3-5)_{238}, (1-2-5)_{248}, (1-3-6)_{193}, \\ & (1-3-7)_{230}, (1-4-7)_{275}, (2-1-3)_{278}, (2-5-3)_{264}, \\ & (2-3-4)_{228}, (2-1-4)_{267}, (2-3-5)_{254}, (2-5-6)_{198}, \\ & (2-3-6)_{209}, (2-3-7)_{246}, (2-5-8)_{222}, (3-1-4)_{244}, \\ & (3-6-5)_{170}, (3-2-5)_{241}, (3-5-6)_{213}, (3-7-6)_{234}, \\ & (3-6-7)_{195}, (3-4-7)_{247}, (3-6-8)_{177}, (3-5-8)_{237}, \\ & (3-7-8)_{264}, (4-3-5)_{251}, (4-3-6)_{206}, (4-7-6)_{240}, \\ & (4-3-7)_{243}, (4-7-8)_{270}, (5-8-6)_{188}, (5-3-6)_{234}, \\ & (3-7-4)_{271}, (5-8-7)_{236}, (5-3-7)_{271}, (5-6-8)_{188}, \\ & (6-8-7)_{221}, (6-3-7)_{228}, (6-5-8)_{177}, (6-7-8)_{237}, \\ & (7-6-8)_{189}, (5-6-7)_{178}\}; \\ \Pi^3 = & \{(1-2-5-6)_{323}, (1-4-7-6)_{379}, \\ & (1-3-6-8)_{277}, (1-2-5-8)_{347}, (1-4-7-8)_{409}, \\ & (2-5-6-7)_{300}, (2-1-4-7)_{402}, (2-3-6-8)_{293}, \\ & (4-7-6-5)_{317}, (4-1-2-5)_{393}, (4-3-6-8)_{290}, \\ & (7-3-5-8)_{323}\}; \\ \Pi^4 = & \{(1-4-7-6-5)_{456}, (1-2-5-6-7)_{425}, \\ & (2-5-6-7-4)_{441}, (2-1-4-7-6)_{506}, \\ & 2-1-4-7-8)_{536}, (4-1-2-5-6)_{468}, \\ & (4-1-2-5-8)_{492}, (5-2-3-7-8)_{508}, \\ & (4-1-2-5-6)_{468}\}; \end{aligned}$$

Следующим шагом будет определение скалярной свертки для определения векторных весов каждого канала связи.

Перед решением задачи рекомендуется провести нормирование критериев, определив диапазон их изменения от 0 до 1.

Как показано в [7,8], для нормировки удобно использовать функцию вида :

$$w_{ij} = \frac{W_{ij} - W_{ij \max}}{W_{ij \max} - W_{ij \min}} \quad (6)$$

В соответствии с существующей матрицей нагрузок и ограничениями на пропускные способности на беспроводные каналы связи, веса для ребер графа переопределены в соответствии с текущей нагрузкой в сети (табл.).

Для реализации предложенных решений была разработана система автоматизированного моделирования и исследования основных характеристик мобильных телекоммуникационных сетей.

Система моделирования позволяет привязывать размещение узлов сети к цифровой карте (рис. 2)

Табл. 1 Векторное значение веса ребра

Маршрут	Номер маршрута	Общая нагрузка на канал, пак/с	Нагрузка на канал, которая обусловлена маршрутом пак/с	Расстояние	Векторное значение веса
2->5	1	4,60	0,70	125	0,32
1->4	2	3,10	0,10	142	0,63
1->2	3	3,00	0,20	126	0,62
3->7	4	2,80	0,50	95	0,58
7->8	5	2,70	0,00	135	0,7
6->7	6	2,60	0,60	103	0,54
4->7	7	2,30	0,50	138	0,54
5->6	8	1,90	0,20	76	0,78
2->3	9	0,90	0,90	117	0,53
5->8	10	0,70	0,70	102	0,64
3->6	11	0,60	0,20	95	0,85
2->6	12	0,90	0,90	150	0,48
3->8	13	0,90	0,90	181	0,43
5->7	14	0,90	0,90	179	0,43
2->7	15	0,80	0,80	235	0,38
1->3	16	0,70	0,70	102	0,64
1->5	17	0,70	0,70	217	0,46
2->8	18	0,70	0,70	281	0,35
4->8	19	0,70	0,70	251	0,4
1->6	20	0,60	0,60	195	0,54
4->6	21	0,60	0,60	178	0,56
2->4	22	0,50	0,50	222	0,54
3->5	23	0,50	0,50	139	0,67
1->7	24	0,40	0,40	228	0,57
4->5	25	0,20	0,20	242	0,64
6->8	26	0,10	0,10	86	0,93
1->8	27	0,00	0,00	281	0,66
3->4	28	0,00	0,00	112	0,94

Система моделирования позволяет привязывать размещение узлов сети к цифровой карте (рис. 2)

Для примера рассмотренного выше, сеть представленная в системе моделирования показана на рис. 2.

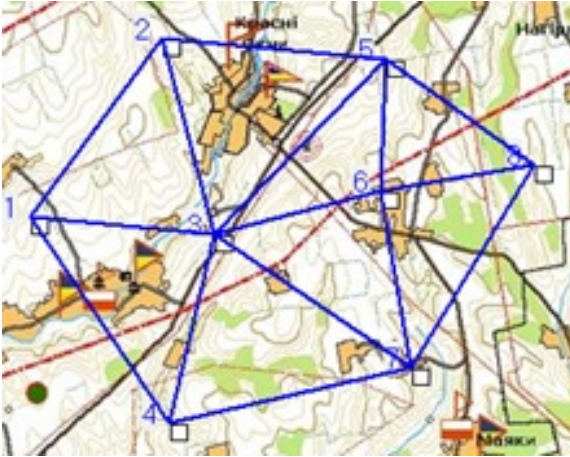


Рис.2. Представление мобильной эпизодической сети в системе моделирования

На рис.3 представлены отсортированные по убыванию значения векторных весов ребер для 28 однохоповых маршрутов. Скалярное значение веса маршрутов изменяются в диапазоне от 0.3 до 0.9. Для таких значений при последующем выборе оптимальных маршрутов с целью избегания перегрузки сети предлагается

включать, в первую очередь, в маршрут ребра с векторным значением веса меньше 0.5.

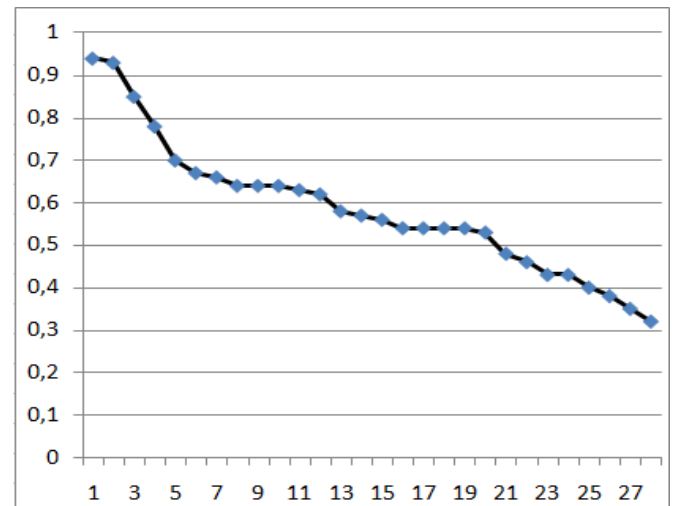


Рис. 3. Векторные веса ребер сети

Выводы

Анализ результатов свидетельствует о том, что предложенный модифицированный алгоритм Дейкстры позволяет учитывать динамику загруженности сети и в соответствии с принятой политикой маршрутизации изменять веса ребер графа.

Предложенные решения могут быть использованы в механизмах борьбы с перегрузками в сети.

Список литературы

1. Бахтин А.А. Метод локального восстановления маршрута в эпизодических сетях. / А.А. Бахтин, В.А. Меркушев// Инженерный вестник Дона [Электронный ресурс]. – ISSN 2073-8633. – 2011. – №3– Режим доступа до журн.: <http://www.ivdon.ru/magazine/archive/n3y2011>
2. Стекольников Ю. И. Живучесть систем. Теоретические основы [Текст] : [монография] / Ю.И. Стекольников. – СПб.: Политехника, 2002. – 155 с. – ISBN 5-7325-0652-7
3. Dressler F. Self-Organization in Ad Hoc Networks: Overview and Classification. / F. Dressler. – Technical report. – Univ. of Erlangen.– Dept. of computer science 7. – February, 2006.
4. Clausen T. Optimized link state routing protocol (OLSR). /T.Clausen,P.Jacquet//RFC3626.–October,2003.
5. Perkins C. Highly dynamic destination-sequenced distance-vector routing (DSDV) for mobile computers. / C. Perkins, P. Bhagwat // Computer Communications Review. – 1994. – pp. 234–244.
6. Iwata A. Scalable routing strategies for ad hoc wireless networks. / A. Iwata, C.-C. Chiang, G. Pei, M. Gerla, T.-W. Chen // IEEE Journal on Selected Areas in Communications: Special Issue on Ad-Hoc Networks. – 1999. – Vol. 17, No. 8. – pp. 1369–1379.
7. Безрук В.М. Многокритериальный подход к маршрутизации в сетях связи / В.М. Безрук, В.В. Варич // Радиотехника. – Харьков. – 2010. – Вып. 163. – С. 45 – 48.
8. Гороховатская Н.В. Задача оптимизации при оперативном управлении информационно-технологическими системами / Н.В. Гороховатская, В.М. Кузьменко // Системы управления, навигации и связи. – Киев: [ЦНИИ НиУ], – 2011. – Вып. 2(18). – С. 83-88.
9. Кузнецов Н.А. Алгоритм Дейкстры с улучшенной робастностью для управления маршрутизацией в IP-сетях. / Н.А. Кузнецов, В.Н. Фетисов // Автоматика и телемеханика. –2008. – №2. – С. 80-86.