

УДК 621.391

Дж.-Э. Андреасен

Остфольдский университет (Норвегия)

В. Е. Ланкин

Институт управления в социальных, экономических и экологических системах

Южного федерального университета (Таганрог)

А. К. Шашкин

Санкт-Петербургский государственный электротехнический университет "ЛЭТИ" им. В. И. Ульянова (Ленина)

## Маршрутизация в сети телемеханики объектов энергораспределения на основе радиоканалов

*Рассмотрено построение маршрута в сети телемеханики на примере фрагмента реальной сети. Определены критерий выбора и последовательность построения маршрута. Рассмотрено автоматическое введение нового контролируемого пункта.*

### Маршрутизация в сети телемеханики, критерий выбора маршрута, алгоритм построения маршрута, автоматическое введение нового контролируемого пункта в сети телемеханики

Сеть телемеханики является одной из разновидностей информационных сетей и состоит из диспетчерского пункта (ДП), контролируемых пунктов (КП) и каналов связи, объединяющих эти пункты. В сети телемеханики КП распределены в некоторой зоне, называемой зоной обслуживания. В настоящей статье сеть телемеханики рассматривается на примере энергосети [1].

Энергосети характеризуются сложной структурой и обладают большим количеством связей<sup>1</sup>. В процессе своего создания и развития эти сети прошли несколько этапов. К сетям первого поколения можно отнести период зарождения подобных комплексов, когда каждый контрольный пункт подключался напрямую к ДП [1]. Наличие удаленных КП, сложность и дороговизна организации связи между ДП и КП привели к появлению новых подходов к их построению.

На втором этапе развития для облегчения соединения ДП и удаленных КП стали использовать КП с возможностью ретрансляции поступающей информации, делая их промежуточным звеном на пути передачи сообщений от более удаленных соседей. Подобный подход дал возможность подключать КП на значительно больших расстояниях, чем раньше, но имелся очевидный недостаток – выход из строя ретранслятора приводил к невозможности связи с КП, работающими через него.

Следующий этап связан с введением в сетях телемеханики протоколов оптимальной маршрутизации, обеспечивающих автоматическое введение новых КП. Эти вопросы и являются предметом рассмотрения данной статьи.

**Модель сети мониторинга объектов энергораспределения.** В качестве базовой топологии сети примем фрагмент Петродворцовых электрических сетей Санкт-Петербурга [1] (рис. 1). КП на рисунке обозначены своими номерами.

Содержание типовых выполняемых сетью телемеханики задач при использовании беспроводной связи описаны, в частности, в "Аппаратно-программный комплекс..."<sup>2</sup>.

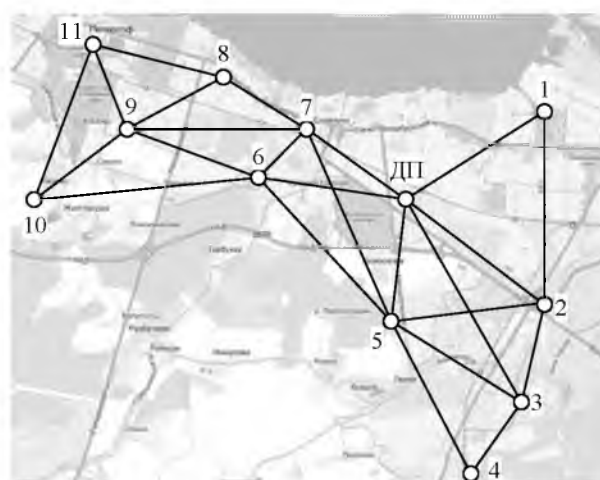


Рис. 1

<sup>1</sup> Аппаратно-программный комплекс телемеханики сетей наружного освещения "СВЕТ-2000" / А. К. Шашкин, А. В. Катушкин, А. В. Лисенков, В. В. Копылов. URL: <http://riscom-etu.spb.ru>

<sup>2</sup> Аппаратно-программный комплекс... URL: <http://riscom-etu.spb.ru>

При передаче информации между ДП и КП, а также между КП целесообразно использовать протокол X.25 [1] – один из самых помехоустойчивых протоколов при работе в беспроводной сети [2]. Для повышения надежности передачи информации в качестве основного показателя метрики маршрута целесообразно использовать путь, обеспечивающий наибольшую помехоустойчивость. Использование для этой цели расстояний или времени распространения между пунктами (КП и ДП) аппаратно более затратно и сложно, поскольку требует создания точной шкалы синхронизации в КП, а также контроля времени задержки сигнала в трактах приема/передачи сигналов в этих пунктах.

**Оценка эффективности передачи информации по сети.** Вероятность ошибки на бит при передаче сигнала от пункта  $i$  к пункту  $j$  определяется по формуле [3]

$$P_{bij} = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_{\sqrt{\psi_b}}^{\infty} \exp\left(-\frac{t^2}{2}\right) dt, \quad (1)$$

где  $\psi_b = E_b/N_0$  – отношение энергии бита  $E_b$  к спектральной плотности мощности шума  $N_0$  (в дальнейшем эту величину назовем "мощность принятого сигнала").

Выражение (1) для увеличения скорости работы алгоритма можно заменить следующей аппроксимацией:

$$P_{bij} = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_{\sqrt{\psi_b}}^{\infty} \exp\left(-\frac{t^2}{2}\right) dt \approx \frac{1}{2} \exp\left(-\psi_b - \frac{\sqrt{4/\pi}\psi_b}{1 + \sqrt{1/3\pi}\psi_b}\right). \quad (2)$$

Тогда вероятность ошибки при передаче пакета длиной  $q$  бит между этими пунктами составит

$$P_{ij} = 1 - \left\{ 1 - \frac{1}{2} \exp\left[-\psi_b - \frac{\sqrt{4/\pi}\psi_b}{1 + \sqrt{1/3\pi}\psi_b}\right] \right\}^q. \quad (3)$$

Отсюда вероятность правильной передачи по этому ребру равна  $1 - P_{ij}$ , а вероятность правильной передачи пакета по всему пути до узла 0 равна произведению вероятностей правильной передачи по всем ребрам, входящим в путь:  $Q = \prod(1 - P_{ij})$ . Определим вероятность ошибочной передачи пакета по всему пути как

$$P_{er} = 1 - Q = 1 - \prod(1 - P_{ij}) \approx \sum P_{ij},$$

поскольку произведения вероятностей передачи сообщений по отдельным путям достаточно малы

и ими можно пренебречь. Таким образом, для поиска оптимального пути необходимо оптимизировать суммарный вероятностный критерий определения маршрута:

$$P_{er} = \sum 1 - \left\{ 1 - \frac{1}{2} \exp\left[-\psi_b - \frac{\sqrt{4/\pi}\psi_b}{1 + \sqrt{1/3\pi}\psi_b}\right] \right\}^q.$$

**Проектирование сети мониторинга.** Для выбора путей с наименьшей суммарной вероятностью применим алгоритм определения кратчайшего пути Дейкстры [2]. В соответствии с этим алгоритмом будем рассматривать топологию сети как граф, в котором КП и ДП являются узлами, а связи между ними – ребрами графа. Идентификаторы ( $ID$ ) КП представляют собой их номера, за ДП закреплен  $ID = 0$ . Ребра маркируются номерами исходного и приемного узлов.

Исходной информацией для работы алгоритма служат:

- длины ребер графа;
- метки узлов графа;
- массив флагов, отражающих посещение узлов в процессе работы алгоритма.

В результате работы алгоритма формируются:

- список кратчайших путей между узлами графа;
- массив длин кратчайших путей.

В рассматриваемом случае в качестве длин ребер примем вероятности ошибки передачи информации между узлами. Эта информация представлена матрицей  $W = \{w_{ij}\}$ ,  $i, j = 0, \bar{N}$  ( $i, j - ID$  исходящего и входящего узлов ребра соответственно;  $N$  – количество КП), загружаемой перед работой алгоритма. В элементах матрицы, соответствующих отсутствующим ребрам графа, содержатся значения, препятствующие их использованию при маршрутизации (в рассматриваемом случае 1).

В процессе работы алгоритма метки отражают текущую длину пути от начального до конкретного узла. Применительно к рассматриваемой задаче метки узлов – вероятности ошибок передачи информации от ДП (начального узла) к конкретному КП, являются элементами вектора  $\mathbf{V} = \{b_i\}$ ,  $i = 0, \bar{N}$ . Согласно логике алгоритма перед началом его работы всем узлам, кроме начального, следует присвоить метки, равные бесконечности, которые в процессе работы будут только уменьшаться. Поскольку при анализе сети операции производятся над вероятностями, достаточно будет в качестве начальных значений всем элементам  $\mathbf{V}$  присвоить значения, равные количеству КП в сети

(тем самым полагая, что на каждом ребре вероятность ошибки составляет единицу, что является естественной верхней оценкой).

Вектор флагов  $S = \{s_i\}$ ,  $i = \overline{0, N}$ , содержит результаты посещения узлов в процессе работы алгоритма. Перед началом работы флаги всех узлов устанавливаются равными 1 (узел не рассмотрен).

В вектор  $ID$  предшествующих узлов  $U = \{u_j\}$ ,  $j = \overline{1, N}$ , для всех узлов, кроме узла 0 (ДП), заносятся  $ID$  узлов, через которые данный узел достигнут при получении минимальной метки. В строках массива  $T = \{t_{kl}\}$ ,  $k, l = \overline{1, N}$ , размещаются списки номеров узлов, составляющих пути передачи информации от КП к ДП с минимальными вероятностями ошибок (пути минимальной длины).

Блок-схема алгоритма представлена на рис. 2. В ней применены следующие обозначения:  $i_a$  –  $ID$

активного узла, т. е. узла, связи которого с другими узлами сети анализируются на данном шаге;  $j_n$  –  $ID$  соседнего узла – узла, связь которого с активным узлом анализируется;  $j_{n\text{ пр}}$  –  $ID$  узла-предшественника узла  $j_n$ ;  $b_{nc}$  – значение метки соседнего узла, полученное по результатам анализа.

Работа алгоритма состоит из трех этапов. На предварительном этапе инициализируются начальные значения описанных векторов и массивов. Матрица весов сети  $W$  инициализируется в блоке ввода данных 1 алгоритма. В блоке 2 алгоритма всем элементам вектора  $\mathbf{B}$ , кроме  $b_0$  (соответствующего ДП), присваиваются значения, равные количеству узлов сети, а метка начального узла устанавливается в 0. Все элементы вектора флагов посещения  $S$  устанавливаются равными 1. Все элементы вектора  $U$  и массива  $T$  обнуляются.

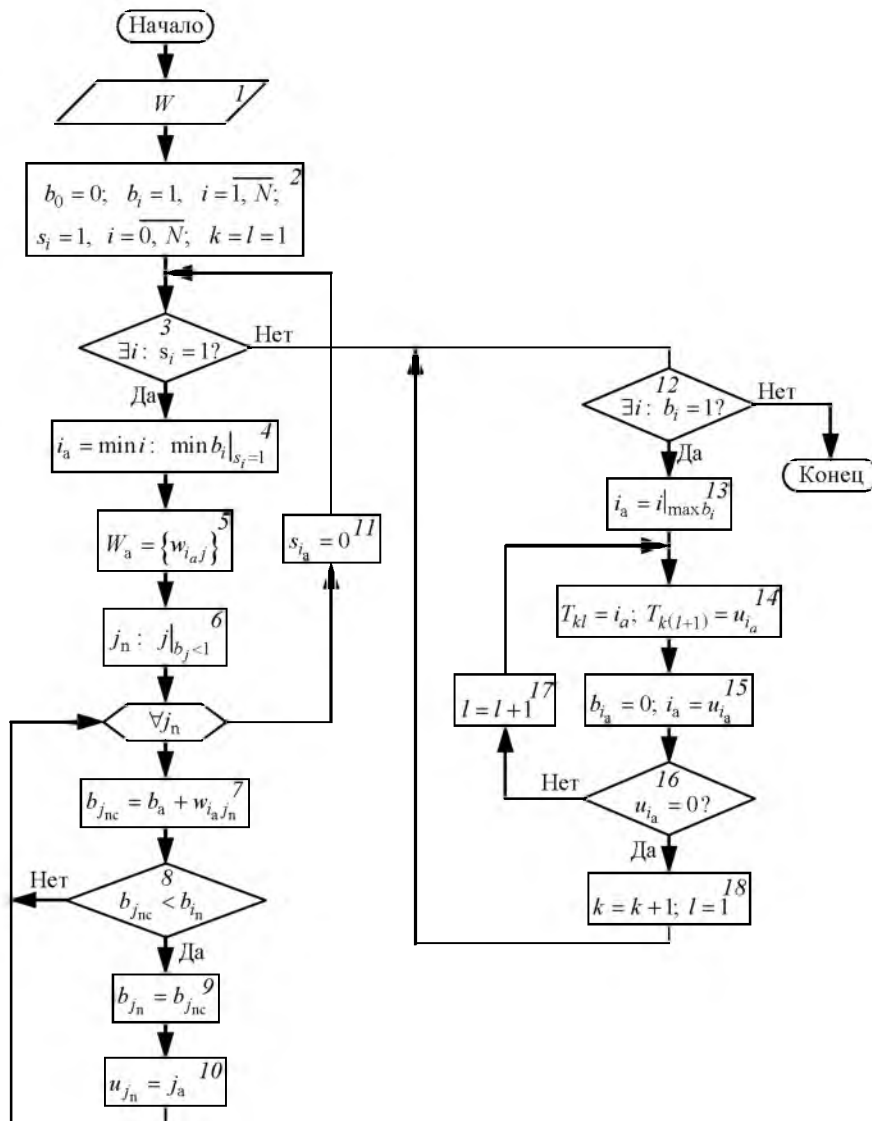


Рис. 2

Номер кратчайшего пути  $k$  и порядковый номер узла на этом пути  $l$  устанавливаются равными 1.

На этом подготовка данных заканчивается и открывается основной этап работы.

В блоке 3 анализируется вектора флагов посещения для проверки наличия непосещенных узлов сети. Отсутствие таких узлов свидетельствует о завершении основного цикла. При отсутствии таких узлов проверяется наличие узлов с ненулевыми метками (блок 12). Если все узлы имеют нулевые метки (имеющиеся изначально или полученные после записи кратчайших путей), алгоритм завершает работу. Среди непосещенных узлов выбирается узел с минимальной меткой, а если таких узлов несколько – узел с минимальным  $ID$  (блок 4). Отобранный узел считается активным.

Из матрицы вероятностей ошибок передачи  $W$  выделяется строка, соответствующая активному узлу (блок 5). Те узлы, для которых в этой строке записаны значения вероятностей, меньшие 1, являются соседями активного узла (блок 6). Для каждого из них определяется расчетное значение метки (блок 7):  $b_{j_{nc}} = b_a + w_{i_a j_n}$ .

Если текущее значение метки соседнего узла превышает расчетное значение, оно устанавливается равным расчетному значению:  $b_{i_n} < b_{j_{nc}} \rightarrow b_{j_n} = b_{j_{nc}}$  (блоки 8, 9), а  $ID$  активного узла заносится в список предшествующих узлов  $U$  относительно данного соседнего (блок 10). Активный узел отмечается как посещенный (его флаг в  $s_{i_a}$  обнуляется) (блок 11).

На этом заканчивается шаг алгоритма. Следующий шаг начинается с проверки наличия непосещенных вершин (блок 3). При их наличии алгоритм назначает активным тот из узлов-соседей предыдущего цикла, метка которого минимальна. Если среди узлов-соседей нет непосещенных, то алгоритм возвращается в узел-предшественник и продолжает анализ сети из него.

Основной этап работы завершается в момент, когда среди узлов не остается непосещенных (т. е.  $s_i = 0$ ,  $i = \overline{0, N}$ ).

На завершающем этапе работы формируется список трасс передачи информации от ДП до всех КП сети, обеспечивающих передачу с минимальной вероятностью ошибки. Для этого в векторе  $\mathbf{B}$  отыскивается узел с максимальной меткой. Нулевые метки всех узлов являются признаком окон-

чания работы (блок 12). В противном случае найденный узел становится активным (блок 13), его  $ID$  заносится в первый элемент первой строки массива путей  $T$ , а во второй элемент заносится  $ID$  предшествующего узла из вектора  $U$  (блок 14).

Метка активного узла обнуляется, активным становится предшествующий узел (блок 15), метка которого проверяется на нулевое значение (блок 16). Если проверяемая метка ненулевая, указатель следующего узла в кратчайшем пути инкрементируется (блок 17) и повторяются операции блоков 14–16 для продолжения записи кратчайшего пути. Нулевое значение метки предшествующего узла свидетельствует о завершении формирования очередного кратчайшего пути либо из-за достижения начального узла, либо из-за достижения узла, входящего в ранее найденный кратчайший путь. При этом запись кратчайшего пути завершается, номер пути инкрементируется, номер элемента пути устанавливается равным 1 (блок 18) и алгоритм возвращается к поиску начального узла нового пути. Запись останавливается после включения всех узлов в кратчайшие пути, в результате чего их метки обнуляются и алгоритм завершает работу по отрицательному результату проверки условия в блоке 12.

Для завершения работы рассмотренного алгоритма необходимо просмотреть вектор  $\mathbf{B}$ , состоящий из  $N$  элементов,  $(N+1)$  раз ( $N$  раз на этапе формирования меток узлов и 1 раз при записи кратчайших путей). Таким образом, алгоритм имеет квадратичную сложность.

Рассмотрим работу модели на примере сети по рис. 1. Исходная матрица со значениями отношений "сигнал/шум" (ОСШ)  $\psi$  между КП приведена в табл. 1. На ее основе по (3) рассчитана матрица вероятностей ошибок  $P_{ij}$  (табл. 2), на основе которой строятся оптимальные маршруты.

В результате применения алгоритма получен граф путей передачи сообщений с минимальными вероятностями ошибок (рис. 3, утолщенные линии) и массив этих путей (табл. 3).

Рассмотрим одну из основных функций сети: процедуру ее модификации, т. е. добавления новых узлов. При появлении нового КП оценивается уровень принимаемого от него сигнала, на основании которого рассчитываются вероятности ошибок передачи. Если мощность принятого сигнала ниже установленного в сети порога, то принимающий КР или ДП считает, что никакого сообщения не принималось.

Таблица 1

Номер узла	Номер узла											
	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
	$\Psi_{ij}$ , дБ											
0	–	12.03	12.09	12.07	–	12.06	12.02	12.05	–	–	–	–
1	12.03	–	12.12	–	–	–	–	–	–	–	–	–
2	12.09	12.12	–	12.11	–	12.02	–	–	–	–	–	–
3	12.07	–	12.11	–	12.04	12.03	–	–	–	–	–	–
4	–	–	–	12.04	–	12.07	–	–	–	–	–	–
5	12.06	–	12.02	12.03	12.07	–	12.08	12.07	–	–	–	–
6	12.02	–	–	–	–	12.08	–	12.09	–	–	12.04	–
7	12.05	–	–	–	–	12.07	12.09	–	12.09	12.08	–	–
8	–	–	–	–	–	–	12.05	12.09	–	12.03	–	12.08
9	–	–	–	–	–	–	12.03	12.08	12.03	–	12.09	12.04
10	–	–	–	–	–	–	12.04	–	–	12.09	–	12.02
11	–	–	–	–	–	–	–	–	12.08	12.04	12.02	–

Таблица 2

j	i											
	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
	$P_{ij} \cdot 10^9$											
0	–	8.38973	6.67979	7.20951	–	7.37592	8.74484	7.92732	–	–	–	–
1	8.38973	–	5.95346	–	–	–	–	–	–	–	–	–
2	6.67979	5.95346	–	6.18687	–	8.71198	–	–	–	–	–	–
3	7.20951	–	6.18687	–	8.07873	8.35813	–	–	–	–	–	–
4	–	–	–	8.07873	–	7.20951	–	–	–	–	–	–
5	7.35598	–	8.71198	8.35813	7.20951	–	6.91346	7.32009	–	–	–	–
6	8.74484	–	–	–	–	6.91346	–	6.67979	7.77858	8.54943	8.07873	–
7	7.92732	–	–	–	–	7.32009	6.67979	–	6.62888	6.93989	–	–
8	–	–	–	–	–	–	7.77859	6.62888	–	8.45327	–	6.93989
9	–	–	–	–	–	–	8.54942	6.93989	8.45327	–	6.65429	8.17087
10	–	–	–	–	–	–	8.07873	–	–	6.65429	–	8.58171
11	–	–	–	–	–	–	–	–	6.93989	8.17087	8.58171	–

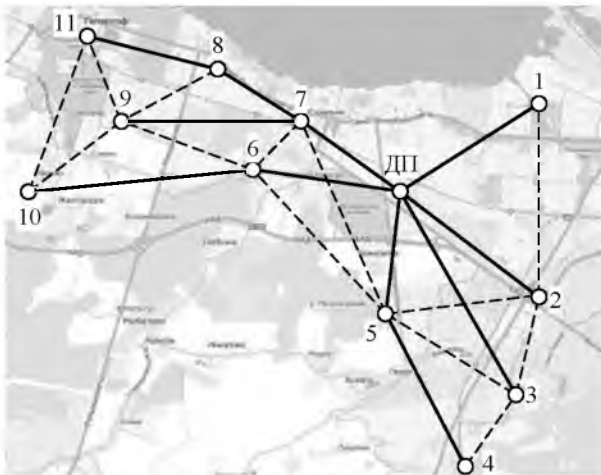


Рис. 3

В основу алгоритма включения нового КП в сеть положена схема, схожая с обменом Hello-сообщениями, подобная OSPF [2]. Последовательность работы алгоритма следующая.

1. При появлении в сети новый КП по всем имеющимся у него каналам связи с узлами сети рассылает Hello-сообщение, в котором указывает свой ID и ключевое слово включения в сеть (рис. 4, в качестве ключевого слова использовано слово "hello").

Таблица 3

Начальный узел	Промежуточные ретрансляторы	Конечный узел
1	–	0
2	–	0
3	–	0
4	5	0
5	–	0
6	–	0
7	–	0
8	7	0
9	7	0
10	6	0
11	8, 7	0

2. Hello-сообщение принимают все доступные участники сети. В ответ они отправляют свой ID, ОСШ  $\psi$  для принятого сигнала от нового участника сети и метку 0 в том случае, если у них установлен канал передачи сообщений до ДП (рис. 5).

2. Новый участник сети формирует таблицу своих соседей, куда вписывает их ID, ОСШ и признак достижимости ДП через них (рис. 6).

3. КП отправляет сформированную таблицу ДП через того соседа, который обладает доступом к ДП и уровень приема у которого максимален. Если ДП непосредственно доступен для КП, он отправляет таблицу напрямую к ДП.

<i>ID</i>	<номер нового КП>	hello
-----------	-------------------	-------

Рис. 4

<i>ID</i>	<номер отвечающего КП или ДП>
$\psi$	<значение ОСШ>
<i>D</i>	0 (ДП доступен); 1 (ДП недоступен)

Рис. 5

<i>ID</i>	$\psi$	<i>D</i>
9	<ОСШ>	0 или 1
10	<ОСШ>	0 или 1
11	<ОСШ>	0 или 1

Рис. 6

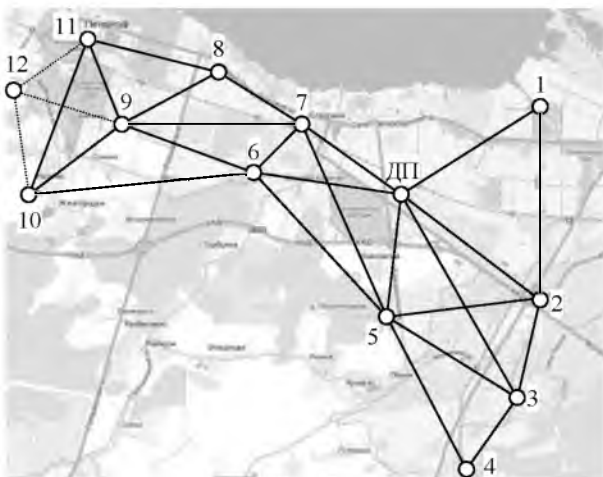


Рис. 7

<i>ID</i>	12	hello
-----------	----	-------

Рис. 8

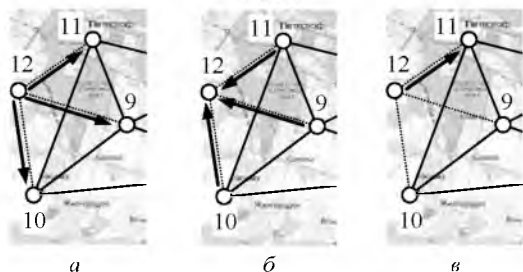


Рис. 9

4. После получения от нового КП таблицы ДП рассчитывает вероятности ошибок при передаче пакета от нового КП и добавляет эти вероятности в свою таблицу маршрутизации. После этого ДП пересчитывает все маршруты с учетом новой информации и рассылает на все КП маршрутную информацию для принятия решения о передаче пакетов.

Рассмотрим пример работы алгоритма модификации на примере добавления нового КП с  $ID = 12$  (рис. 7). Из схемы сети видно, что доступный для передачи уровень сигнала может существовать между новым КП и КП с  $ID$  9, 10, 11. На рис. 7 эти связи отмечены пунктирными линиями.

На первом этапе новый КП  $ID = 12$  рассылает hello-пакеты (рис. 8) доступным для него кон-

<i>ID</i>	$\psi$	<i>D</i>
9	12.01	0

а

<i>ID</i>	$\psi$	<i>D</i>
10	12.04	0

б

<i>ID</i>	$\psi$	<i>D</i>
11	12.06	0

в

Рис. 10

<i>ID</i>	$\psi$	<i>D</i>
9	12.01	0
10	12.04	0
11	12.06	0

Рис. 11

трольным пунктам с  $ID = 9, 10, 11$  широковещательной рассылкой (рис. 9, а).

Эти КП принимают hello-пакеты и в ответных посылках (рис. 9, б) сообщают новому КП свой  $ID$ , ОСШ принятого ими hello-пакета и метку о доступности ДП. Пусть ответные пакеты имеют вид, представленный на рис. 10, а–в).

КП  $ID = 12$  формирует посылку для ДП, в которой указывает  $ID$  всех доступных соседей, ОСШ при обмене информацией для каждого из соседей и доступность ДП через этих соседей (рис. 11). Посылка отправляет к ДП через КП 11, поскольку для него ОСШ наибольшее (рис. 9, в).

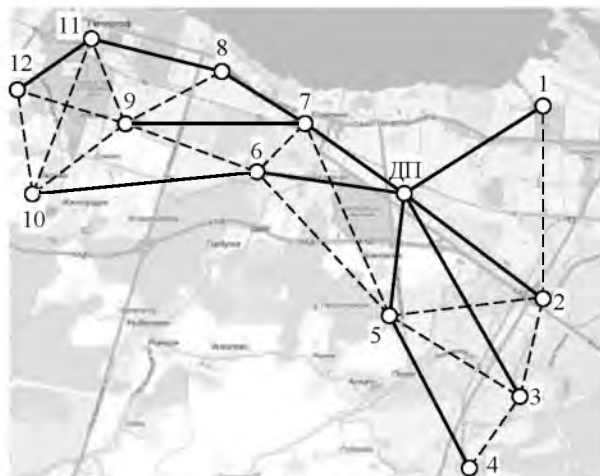


Рис. 12

Таблица 4

Начальный узел	Промежуточные ретрансляторы	Конечный узел
1	–	0
2	–	0
3	–	0
4	5	0
5	–	0
6	–	0
7	–	0
8	7	0
9	7	0
10	6	0
11	7, 8	0
12	7, 8, 11	0

Получив пакет, ДП определяет, что он пришел от нового (ранее не зафиксированного) КП, включает полученную из него информацию об ОСШ в матрицу  $W$  и пересчитывает таблицу маршрутов, обеспечивающих передачу информации с минимальной ошибкой. В результате формируется новая карта маршрутизации (рис. 12) и таблица путей (табл. 4).

Таким образом, рассмотренные алгоритмы формируют маршруты передачи информации в сети телемеханики произвольной конфигурации с минимальными ошибками, отслеживают структуру сети и при необходимости реконфигурируют совокупность оптимальных маршрутов.

#### СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Каналы связи диспетчерского управления электрических сетей. Достоинства радиоканалов / А. В. Катушкин, В. В. Копылов, А. В. Лисенков, А. К. Шашкин // Новости электротехники. 2004. № 1(25). С. 64–65.

2. Таненбаум Э. Компьютерные сети. СПб.: Питер, 2006. 487 с.

3. Песков С. Н., Ищенко А. Е. Расчет вероятности ошибки в цифровых каналах связи // Телеспутник. 2010. № 11. С. 70–75.

J.-E. Andreassen  
*Ostfold University (Halden, Norway)*

V. E. Lankin  
*Institute of management in social, economic and ecological systems  
of the Southern Federal university (Taganrog)*

A. K. Schaschkin  
*Saint-Petersburg state electrotechnical university "LETI"*

#### **Route in net of telemechanics for objects of electric power on base wireless link**

*In clause is considered principle construction net of telemechanics for object of electric power on base wireless link. Adduce of criterion choice the route, written the algorithm of construction the route on example real net. Considered automatic form the new station of control in net.*

Route in net of telemechanics, criterion of choice the route, algorithm construction the route, automatic form the new station in net

Статья поступила в редакцию 24 февраля 2015 г.