СЕТИ СВЯЗИ

УДК 681.3

ПОСТРОЕНИЕ РАСПИСАНИЯ ДОСТУПА В БЕСПРОВОДНУЮ СЕНСОРНУЮ СЕТЬ

В. А. Мочалов, аспирант МТУСИ; mvaproduct@mail.ru

Ключевые слова: *сенсорная сеть, расписание, временная синхронизация доступа.*

Введение. Сенсорная сеть (СС) представляет собой распределенное в пространстве множество датчиков и исполнительных устройств, объединенных между собой с помощью радиоканалов [1]. СС строятся на основе протоколов 802.15.4 и ZigBee [2]. Сетевым узлом в СС является трансивер стандарта 802.15.4 с управляемой маршрутизацией стеком ZigBee и программным профилем. Если к трансиверу подключается датчик, то узел получает профиль сенсорного узла [3]. Этот узел, называемый далее *сенсором,* содержит датчик, воспринимающий данные от внешней среды (собственно сенсор), микроконтроллер, память, радиопередатчик и автономный источник питания [4].

Сенсорная сеть состоит из узлов четырех видов: устройств с ограниченными функциями RFD (reduced-function device), осуществляющих сбор информации в некоторой окрестности каждой точки; полнофункциональных устройств FFD (full-function device), выполняющих как ретрансляцию пакетов, так и сбор информации; маршрутизаторов, передающих сообщения между оконечными устройствами и координатором или другими маршрутизаторами; координатора, осуществляющего глобальную координацию, организацию и установку параметров сети. При передаче данных (ПД) между сетевыми устройствами функция координатора сводится также к излучению кадров синхронизации доступа к радиоканалу. Кадры передаются между сигналами маяков, поэтому временные интервалы между этими сигналами называются кадрами маяков (Beacon Frame). ПД по сети, однако, может быть организована и без синхронизации доступа [5].

Задача построения расписания доступа узлов СС к среде. Расписание работы RFD и FFD-узлов необходимо для осуществления синхронизации доступа к среде с целью увеличения энергоэффективности, общего времени работы сети, пропускной способности и скорости передачи сообщений. В дальнейшем изложении для разграничения функционала узлов примем, что сбор информации с внешней среды производят только RFD-узлы, передающие собранную информацию одному из FFD-узлов, находящемуся в зоне передачи радиосигнала RFD-узла. Причем FFD-узлы осуществляют только ретрансляцию сообщений. В этом случае оконечными узлами являются только RFD-узлы.

Проектировщик определяет частоту сбора информации с оконечных узлов и максимальное время передачи собранной информации на базовую станцию (БС). На основе этих показателей должно быть построено расписание работы RFD и FFD-узлов, которое устанавливает для каждого узла время приема и передачи сообщения, а также время «сна». Формирование расписания также необходимо для минимизации конфликтов, возникающих в общей беспроводной среде при одновременной передаче сообщений двумя узлами, расположенными в пределах зоны радиовидимости друг друга.

Типичный сценарий конфликта показан на рис. 1: узел *u* передает пакет узлу *v*, используя мощность передачи *P*; в то же

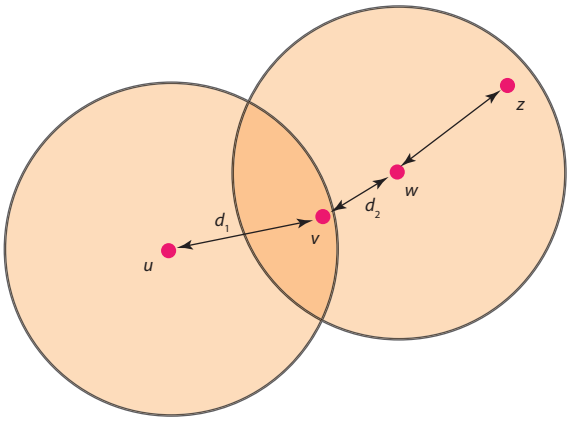

Рис. 1

время узел *w* передает пакет узлу *z* с помощью такой же мощности *P* (окружности обозначают области радиопокрытия сигнала мощности *P*). Если расстояние между узлами *w* и *v*

$$\delta(v, w) = \Delta_2$$

меньше расстояния $\Delta_1 = \delta(v, u)$ (как на рис. 1), то сигнал, поступающий от узла *w* к узлу *v* (в данном случае для узла *v* он является шумом), будет превышать полезный сигнал к этому же узлу *v* от узла *u*. В результате узел *v* не примет пакет от узла *u* [6].

Обзор алгоритмов доступа к радиоканалу. Базовым алгоритмом доступа к радиоканалу в СС является алгоритм доступа на конкурентной основе с обнаружением несущей частоты и предотвращением коллизий (Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance, CSMA/CA). Алгоритм CSMA/CA используется в сетях как без синхронизации, так и с синхронизацией доступа. В полностью асинхронных сетях применение этого алгоритма в сочетании со «спячкой» сетевых устройств мало эффективно [5].

Сети без синхронизации доступа. В таких сетях ПД производится без использования маяков (их называют сетями без маяков — Not Beacon-enabled PAN). Доступ к радиоканалу осуществляется на основе алгоритма CSMA/CA. Следует отметить, что применение алгоритма CSMA/CA крайне неэффективно при ПД передатчиками, «просыпающимися» в случайные моменты времени. Передача адресована в основном «спящим» приемникам [5].

Сети с синхронизацией доступа. Доступ к радиоканалу в таких сетях производится под командованием координатора, который периодически излучает сигналы маяков. Эти сети в стандарте названы сетями с маяками (Beacon-enabled PAN). В подобных сетях доступ к радиоканалу и расписание «сна» сетевых устройств «привязаны» к сигналам маяков от координатора.

Временной интервал между двумя сигналами маяков (Beacon Interval — BI) разбит на две части: активную и неактивную (Inactive). Во время неактивной части координатор и все остальные устройства могут «спать»; во время активной координатор разрешает доступ «проснувшимся» сете-

вым устройствам. Активная часть (Active) носит название суперкадра (Superframe). Длительность суперкадра (Superframe Duration — SD) разделена на два интервала: во время первого (Contention Access Period — CAP) предоставляется доступ на конкурентной основе в соответствии с алгоритмом CSMA/CA; во время второго (Contention Free Period — CFP) — доступ с разведением во времени. При этом устройство получает доступ в течение закрепленного за ним временного слота (Guaranteed Time Slot — GTS) [5]. Рассмотрим СС с временной синхронизацией доступа.

Расписание работы СС на основе временной синхронизации доступа. По способу сбора информации СС разделяются на две категории: СС, управляемые событиями (УС); СС с периодическим сбором информации (ПСИ) [7].

В СС УС информация не передается на БС до тех пор, пока не наступит определенное событие. Например, в СС, предназначенной для пожарного мониторинга в лесу, сообщения на БС будут передаваться только при определении оконечным узлом дыма или огня. Основная проблема в СС УС — пробуждение всей СС (или узлов, входящих хотя бы в один путь к БС) во время наступления события.

В СС ПСИ информация оконечными узлами собирается и передается на БС с определенной периодичностью. Например, в задаче мониторинга виноградника параметры *температура* и *влажность* собираются и передаются на БС каждые 5 мин. Период сбора информации может задаваться не только точной величиной, но и нечеткой переменной с допустимыми отклонениями относительно периода сбора (например, 5 мин ±10 с). Параметр допустимого отклонения сбора информации используется для оптимизации построения расписания доступа к среде.

Сенсорные сети, управляемые событиями, могут быть преобразованы к СС ПСИ путем выбора такого периода сбора и передачи информации, который будет удовлетворять требованиям по задержкам в передаче и приеме сообщений, а также минимизировать энергопотребление всей сети. Для уменьшения количества передаваемых пакетов по СС и соответственно энергопотребления RFD-узлу следует передавать только сообщения, отличающиеся на определенную величину от последней успешно переданной информации. Ниже рассматривается алгоритм построения расписания для СС ПСИ.

Процесс работы СС на основе расписания состоит из двух этапов, выполняющихся последовательно в процессе функционирования СС (рис. 2).

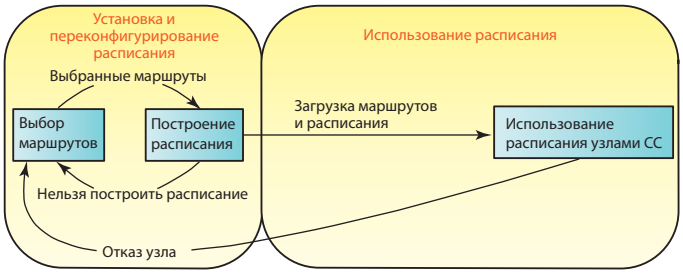

Рис. 2.

1. *Этап установки и переконфигурирования расписания.* На данном этапе координатор (или БС) всей сети или определенного кластера первоначально устанавливает и передает каждому оконечному узлу маршрут передачи сообщений на БС (с помощью одного из алгоритмов маршрутизации) и формирует расписание работы каждого из узлов СС (т. е. устанавливает временные интервалы сбора информации, приема, передачи и сна). Если хотя бы один узел отказывает, то координатор переконфигурирует маршруты и расписания работы узлов СС.

2. *Этап использования расписания.* На данном этапе все узлы СС работают в соответствии с расписанием, построенным координатором.

В процессе работы узлы СС находятся в одном из следующих основных состояний: сбор (Сб) и обработка информации (осуществляется только оконечными узлами); передача (Пер) пакета от одного узла к другому в маршруте к БС; прием (Пр) пакета; сон (Сон), т. е. отключение узла для экономии энергии.

Узел СС также может находиться в одном из двух переходных состояний:

- переход в сон (ПС) из активного состояния (Сб, Пер или Пр);
- пробуждение ото сна (wake-up) и переход в активное состояние.

На рис. 3 показана общая схема работы СС на основе расписания (один оконечный узел передает пакет на БС).

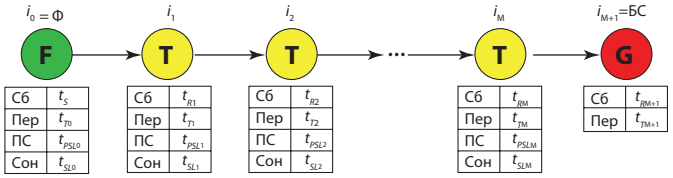

Рис. 3

Расписание работы строится для каждого узла: первая колонка — тип состояния, вторая — время начала работы в данном состоянии. Введем параметры работы узлов СС.

Временные параметры — длительность времени выполнения узлом необходимых операций (время пребывания узла в соответствующих состояниях): Δ_S — сбор и обработка информации, Δ_R — прием пакета, Δ_T — передача пакета, Δ_{SWU} — переход из состояния сна в активное состояние, Δ_{SL} — переход в сон из активного состояния, T_ρ — период сбора информации оконечными узлами, Δ_{TP} — допустимое отклонение периода сбора информации.

Параметры энергопотребления:

- ток потребления в различных режимах: I_{Tx} — передачи, I_{Rx} — приема, $I_{I\Delta LE}$ — сна, I_{WU} — пробуждения, I_{SL} — во время перехода в сон из активного состояния;
- E_i — энергия, потребляемая узлом i за один период сбора информации с СС.

Исходя из схемы работы СС, на основе расписания можно связать вышеперечисленные параметры:

$$E_i = U\sum_{j=0}^{k} I_{ij}\Delta_{ij}, \qquad (1)$$

где I_{ij} — ток, потребляемый узлом i в состоянии, соответствующем дискретному моменту времени t_j; Δ_{ij} — интервал времени нахождения узла i в состоянии, соответствующем дискретному моменту времени t_j; U — напряжение питания узла СС:

$$t_{T_0} \geq t_S + \Delta_S, \qquad (2)$$

где t_{T_0} — время начала передачи оконечным узлом сообщения согласно схеме на рис. 3; t_S — время начала сбора и обработки информации;

$$t_{T_j} \geq t_{R_j} + \Delta_R, \forall j = 1,\ldots,M, \qquad (3)$$

где t_{T_j} — время начала передачи узлом j информации; t_{R_j} — время начала приема узлом j информации.

Если часы узлов СС идеально синхронизованы, то прием пакета в узле $j+1$ должен начинаться во время передачи пакета узлом j:

$$t_{R_{j+1}} = t_{T_j}, \forall j = 0,...,M, \quad (4)$$

Так как идеальная синхронизация практически невозможна, то следует принять, что время в узлах синхронизовано с точностью $\pm\Delta$ (синхронизация узлов СС осуществляется, например, с помощью сигналов маяков — Beacon синхронизация — и/или одного из алгоритмов [8—14]). Следовательно, равенство (4) приобретает вид:

$$t_{R_{j+1}} = t_{T_j} - \Delta, \forall j = 0,...,M, \quad (5)$$

причем

$$\Delta_R = \Delta_T + \Delta. \quad (6)$$

Алгоритм построения расписания рассмотрим на примере СС, показанной на рис. 4. Примем, что координатор (БС) на этапе установки и переконфигурирования выбрал

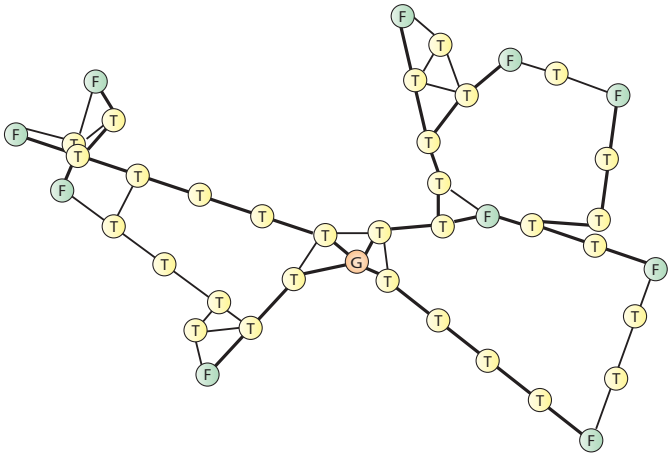

Рис. 4

для оконечных узлов маршруты связи с БС, выделенные жирными линиями. Примем также, что каждый оконечный узел формирует только один пакет за период. В качестве количественных параметров узлов СС примем следующие величины:

- временные параметры

$$\Delta_S = \Delta_R = \Delta_T = 5 \text{ мс}; \Delta = 0 \text{ мс};$$

$$\Delta_{WU} = \Delta_{SL} = 3 \text{ мс}; T_p = 60 \text{ с}; \Delta_{TP} = 5 \text{ с};$$

- параметры энергопотребления (взяты для примера из характеристик узла Berkley [15]):

$$I_{T_x} = 17 \text{ мА}; I_{R_x} = 10 \text{ мА}; I_{\Omega U} = I_{SL} = 5 \text{ мА}; I_{IDLE} = 10 \text{ мкА}.$$

Алгоритм построения расписания работы СС с помощью реберной раскраски графа (РРГ). В [16—18] описана технология построения расписаний работы СС в реальном времени, позволяющая избежать коллизий при передаче сообщений. Рассматривается коммуникационный режим одноадресного вещания, для которого задача построения расписания эквивалентна назначению каждому ребру СС цвета таким образом, что одновременная передача сообщения по ребрам одного цвета является конкурирующей операцией. Там же исследован распределенный алгоритм раскраски ребер графа, требующий максимум $(\Delta+1)$ цвета, где δ — максимальная степень графа.

Несовершенство такого алгоритма для решения задачи планирования работы сенсорных сетей можно компенсировать альтернативным вариантом: в дополнение к классической раскраске ребер графа использовать в некоторых случаях (применительно к некоторым ребрам графа) раскраску, при которой разные цвета имеют ребра, инцидентные не только одной, но и смежным вершинам. Число красок в этом случае близко к $2(\delta+1)$.

К недостаткам алгоритма *РРГ* следует отнести то, что задача назначения цветов для ребер графа является NP-полной и предлагаемый распределенный алгоритм *РРГ* сложно использовать в реальных СС.

Последовательный алгоритм построения расписания работы СС (ПАПР). Предлагаемый алгоритм позволяет избежать решения NP-полной задачи.

Входными данными для алгоритма являются: описанные выше количественные параметры узлов СС; Ω_F — множество всех RFD-узлов; Ω_T — множество всех FFD-узлов; $B(x, y)$ — координаты БС; Ω_L — множество выбранных координатором маршрутов от RFD-узлов к БС (каждый элемент $L_i \in \Omega_L$ — это последовательный список узлов маршрута передачи сообщения от RFD-узла i к БС); $G(V, E)$ — структура СС, представленная в виде графа, где V — множество узлов СС, а E — множество ребер между узлами СС, находящимися в зоне радиовидимости друг друга.

Данный алгоритм последовательно для каждого RFD-узла $(F_i \in \Omega_F)$ строит расписание работы как самого F_i, так и узлов множества L_i, составляющих маршрут от узла F_i к БС. В процессе последовательного формирования расписаний для узлов СС алгоритм устанавливает запреты на передачу сообщений по ребрам графа G в определенные моменты времени. Эти запреты устанавливаются с целью устранения конфликтов, возникающих в общей беспроводной среде.

При передаче узлом i сообщения узлу j в момент t при длительности передачи Δ_T (т. е. в интервал времени $[t; t + \Delta_T]$) следует *установить запрет на передачу*:

- по всем ребрам, инцидентным узлу j;
- по всем ребрам, инцидентным узлу i;
- сообщений по всем исходящим ребрам узлов, смежных с узлом j;
- сообщений по всем входящим ребрам узлов, смежных с узлом i.

Все эти запреты не относятся к ориентированному ребру $(i — j)$.

На рис. 5 показан пример установленных запретов на передачу сообщений по направленным ребрам графа G в интервале времени $[t; t + \Delta_T]$ при передаче узлом i сообщения узлу j.

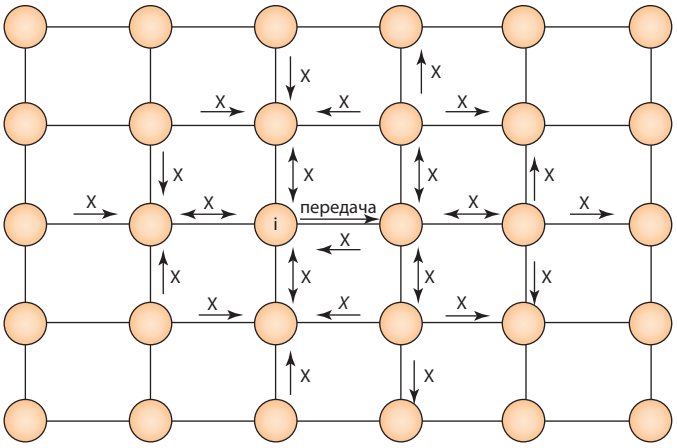

Рис. 5

Алгоритм ПАПР.

1. Создать отсортированный массив RFD-узлов M_F (например, по критерию возрастания количества узлов в маршруте от RFD-узла к БС). Критерий сортировки RFD-узлов влияет на эффективность работы расписания, поэтому ниже приводится способ оптимизации последовательности RFD-узлов в массиве M_F на основе генетического алгоритма.

2. В качестве текущего RFD-узла F_c принять RFD-узел массива M_F с индексом 0 ($F_c = M_F[0]$).

3. Последовательно построить для RFD-узла F_c и узлов множества L_{F_c}, составляющих маршрут от F_c к БС, расписание согласно схеме, изображенной на рис. 3.

4. Установить запреты на передачу сообщений по ребрам графа G.

5. Создать переменную k, которая хранит индекс текущего RFD-узла из массива M_F и инициализировать ее значением 1 ($k=1$). Принять в качестве текущего RFD-узел $F_c = M_F[k]$.

6. Построить расписание для RFD-узла F_c и узлов маршрута от F_c к БС (множества L_{F_c}) с учетом запретов на передачу, строя при этом такое расписание передачи сообщений через узлы маршрута L_{F_c}, которое минимизирует текущую функцию энергопотребления узлов СС: $\sum_{i=0}^{n} E_i$ (где n — число узлов СС) с учетом ограничений на время доставки сообщения от F_c на БС.

Пример таблицы запретов, распределенных во времени по ребрам маршрута передачи от произвольного RFD-узла F_T к БС, показан в табл. 1. По горизонтали — шкала времени, интервал времени в колонке i равен $[i\Delta_T;(i+1)\Delta_T]$. По вертикали — последовательно ребра маршрута передачи сообщения от F_T к БС.

Задача формирования расписания передачи сообщения по маршруту от F_T к БС с учетом запретов на передачу сводится к выбору в каждой строке таблицы одной свободной ячейки (т.е. интервала времени для передачи по конкретному ребру) таким образом, чтобы выбранное время начала передачи в ячейке строки $j+1$ было больше или равно времени окончания передачи в ячейке строки j. При этом критерием выбора и оптимизации текущего расписания является минимизация суммарного количества непрерывных свободных временных интервалов для передачи сообщений всех ребер маршрута от F_T к БС с учетом ограничений на время доставки сообщения.

В табл. 2 показано заполненное оптимизированное расписание с 36 непрерывными свободными временными интервалами для передачи сообщений и временем доставки 85 мс.

7. Установить запреты на передачу сообщений по ребрам графа G.

8. Если k меньше количества RFD-узлов, то увеличить k ($k = k + 1$) и принять в качестве текущего RFD-узел $F_c = M_F[k]$. Повторять шаги 6—8 пока k не станет равным количеству RFD-узлов.

9. К текущему моменту рассчитано расписание времени передачи и приема сообщений узлами СС. Остается вычислить моменты перехода в сон. Для этого следует перевести узлы в режим сна, если непрерывный временной интервал Δ_{gt} в расписании узла между двумя его активными состояниями (приема или передачи) превышает максимум следующих двух величин, т.е.

$$\Delta_{gt} > \max(\Delta_{WU} + \Delta_{SL};$$
$$\frac{I_{WU}\Delta_{WU} + I_{SL}\Delta_{SL} - I_{IDLE}\Delta_{WU} - I_{IDLE}\Delta_{SL}}{I_{RX} - I_{IDLE}}).$$

В противном случае перевести узел в состояние Пр.

Оптимизация алгоритма ПАПР на основе генетических алгоритмов. Как было сказано, полученное с помощью алгоритма ПАПР расписание работы СС существенно зависит от порядка рассмотрения RFD-узлов, т.е. от последовательности построения расписаний для маршрутов от различных

Таблица 1

Ребра маршрута	Временные интервалы																									
	5	10	15	20	25	30	35	40	45	50	55	60	65	70	75	80	85	90	95	100	105	110	115	120	125	130
F — T1	■					■					■				■			■								
T1 — T2			■					■			■					■			■							
T2 — T3		■	■				■			■			■		■			■								
T3 — T4		■		■							■				■		■		■							
T4 — T5		■		■							■	■				■			■							
T5 — БС		■			■				■	■				■	■			■	■							

Таблица 2

Ребра маршрута	Временные интервалы																									
	5	10	15	20	25	30	35	40	45	50	55	60	65	70	75	80	85	90	95	100	105	110	115	120	125	130
F — T1	■	П	1	1	1	■	2	2	2	2	■	3	3	3	■	4	4	■	5	5	5	5	5	5	5	5
T1 — T2	6	6	■	П	7	7	7	■	8	8	■	9	9	9	9	■	10	10	■	11	11	11	11	11	11	11
T2 — T3	12	■	■	13	13	П	■	14	14	■	15	15	■	16	■	17	17	■	18	18	18	18	18	18	18	18
T3 — T4	19	■	■	■	20	20	20	20	20	П	■	21	21	21	■	22	■	23	■	24	24	24	24	24	24	24
T4 — T5	25	■	26	■	27	27	27	27	27	27	■	■	П	28	28	■	29	29	■	30	30	30	30	30	30	30
T5 — БС	31	■	32	32	■	33	33	33	■	■	34	34	34	■	■	П	35	■	■	36	36	36	36	36	36	36

Примечание: желтым цветом отмечены непрерывные свободные интервалы.

RFD-узлов к БС. Для оптимизации получаемого расписания используем подход, базирующийся на применении генетических алгоритмов [*19*].

Генетический алгоритм осуществляет поиск такой последовательности построения расписаний для маршрутов от различных RFD-узлов к БС, при которой некоторая функция приспособленности, характеризующая расписания узлов СС, максимальна. Для построения алгоритма используют следующие определения.

Популяция — множество возможных последовательностей индексов RFD-узлов.

Хромосома — последовательность индексов RFD-узлов (на рис. 6 приведен пример хромосомы, состоящей из 10 генов). Каждая хромосома содержит N генов, где N — это количество RFD-узлов ($|\Omega_F|$). *Ген* имеет числовой индекс, связанный с RFD-узлом.

3	6	9	2	8	1	7	4	5	10

Рис. 6

Инициализация — формирование исходного множества последовательностей индексов RFD-узлов. Для создания начальной популяции случайным образом сформировываются M хромосом.

Оператор скрещивания. Хромосомы из родительской популяции случайным образом объединяются в пары с заданной вероятностью скрещивания p_c. Далее для каждой такой пары родителей выбираются с вероятностями p_g две позиции внутри хромосом (локусы), определяющие точки скрещивания, после чего формируются потомки. Схема скрещивания хромосом приведена на рис. 7.

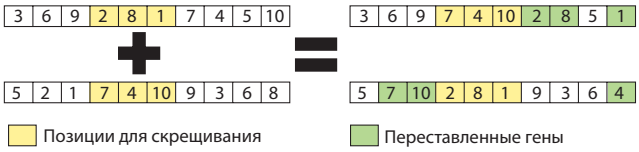

Рис. 7

Оператор мутации с вероятностью p_m выбирает два произвольных гена хромосомы и меняет их местами.

Функция приспособленности оценивает суммарное энергопотребление узлов СС $\sum_{i=0}^{n} E_i$ при заданных ограничениях по времени доставки сообщений от RFD-узлов на БС.

Приведенные определения и функции позволяют применить классический генетический алгоритм для оптимизации алгоритма ПАПР.

Заключение. Изложенные в статье результаты представляют значительный теоретический и практический интерес и могут быть использованы в реальных приложениях сенсорных сетей: при проектировании отказоустойчивых СС, имитационном моделировании, использовании СС на координаторах для установки и переконфигурирования расписания.

ЛИТЕРАТУРА

1. **Симонов И., Германов В.** Как проектировать беспроводные сенсорные сети//CHIP NEWS — 2007 — № 8.
2. Стандарт беспроводной связи ZigBee/URL: http://www.zigbee.org (дата обращения: 17.07.2009).
3. **Варгаузин В.А.** Сетевая технология ZigBee//ТелеМультиМедиа. — 2005 — № 6 — **С.** 29—32.
4. **Мочалов В.А., Турута Е.Н.** Интеллектуальная процедура выбора отказоустойчивой топологии и компонентов сенсорной сети//Тр. междунар. науч.-техн. конф. «Интеллектуальные системы» (AIS`08) и «Интеллектуальные САПР» (CAD-2008).— М.: Физматлит. — 2008.— Т. 1 — С. 385—392.
5. **Варгаузин В.** Радиосети для сбора данных от сенсоров, мониторинга и управления на основе стандарта IEEE 802.15.4//ТелеМультиМедиа. — 2005.— № 6.
6. **Paolo Santi.** Topology Control in Wireless Ad Hoc and Sensor Networks//John Wiley & Sons Ltd The Atrium, Southern Gate, Chichester, West Sussex PO19 8 SQ. England. 2005.— С. 52—62.
7. **Sichitiu Mihail L.** Cross-layer scheduling for power efficiency in Wireless sensor networks//INFOCOM 2004 — Twenty-third Annual-Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Hong Kong, 7—11 March 2004.— Vol. 3.— С. 1740—1750.
8. **Файзулхаков Я.Р.** Хронометризация событий в беспроводных сенсорных сетях//II Междунар. науч.-практ. конф. «Современные информационные технологии и ИТ-образование», 18 декабря 2006 г.— URL: http://www.ipmce.ru/about/press/articles/chrono_sensornet/(дата обращения: 17.07.2009).
9. **Elson Jeremy, Estrin deborah.** Time Synchronization for Wireless Sensor Networks//Proceedings of the 15 th International Parallel & distributed Processing Symposium IEEE Computer Society.— Washington, dC — USA.— 2001. — С. 186.
10. **Elson Jeremy, Girod Lewis, Estrin Deborah.** Fine-grained network time synchronization using reference broadcasts//OSdI '02: Proceedings of the 5 th symposium on Operating systems design and implementation.— 2002. — Vol. 36. — С. 147—163.
11. **Simeone O., Spagnolini U.** distributed Time Synchronization in Wireless Sensor Networks with Coupled discrete-Time Oscillators//EURASIP Journal on Wireless Communications and NetWorking. Volume 2007 (2007), Article Id 57054.— 2007.— 13 p.
12. **Jana van Greunen, Rabaey Jan.** Lightweight time synchronization for sensor networks//Proceedings of the 2 nd ACM international conference on wireless sensor networks.— San diego, CA — USA.— 2003.— С. 11—19.
13. **Romer Kay.** Time synchronization in ad hoc networks//Proceedings of the 2 nd ACM international symposium on Mobile ad hoc networking & computing table of contents. Long Beach, CA — USA.— 2001.— С. 173—182.
14. **Sichitiu M.L., Veerarittiphan C.** Simple, accurate time synchronization for wireless sensor networks//IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC 2003).— New Orleans, LA — Mar. 2003.
15. **Culler D.E., Hill J., Buonadonna P. et al.** A network-centric approach to embedded software for tiny devices//in Proc. of the First International Workshop on Embedded Software (EMSOFT).— Oct. 2001.
16. **Gandham S., dawande M., Prakash R.** Link Scheduling in Sensor Networks: distributed Edge Coloring Revisited//INFOCOM 2005. 24 th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies/Proceedings IEEE, 13—17 March 2005.— Vol. 4-С. 2492—2501.
17. **Herman T., Pirwani I., Pemmaraju S.** Oriented Edge Colorings and Link Scheduling in Sensor Networks//Communication System Software and Middleware, Comsware 2006.— New delhi.— 2006.
18. **Grable D.A., Panconesi A.** Nearly optimal distributed edge coloring in O (loglogn) rounds//In Proceedings of the eighth annual ACM-SIAM symposium on discrete algorithms. — 1997.
19. **Гладков Л.А., Курейчик В.В., Курейчик В.М.** Генетические алгоритмы//Учебное пособие.— 2 изд.— М.: Физматлит, 2006.

Получено после доработки 17.08.09

Поправка.

На стр. 44 в журнале «Электросвязь», 2009, № 7, в третьей колонке следует читать: «Первый отдел возглавила Г.В. Симонова, талантливый инженер, имевшая большой опыт руководства строительством специальных сооружений связи, второй — прекрасный специалист, кандидат технических наук В.С. Гуров, занимавшийся ранее вопросами телеграфной связи.»