

ISSN 2220-6922

ПРОБЛЕМИ

ЕЛЕКТРОННЕ НАУКОВЕ ФАХОВЕ ВИДАННЯ ХНУРЕ

ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙ

[http:// pt.journal.kh.ua](http://pt.journal.kh.ua)

● №1 (16) ● 2015 ●



**ХАРКІВСЬКИЙ НАЦІОНАЛЬНИЙ
УНІВЕРСИТЕТ РАДІОЕЛЕКТРОНІКИ**



ЗМІСТ

БЕЗПРОВОДОВІ МЕРЕЖІ

ШОСТКО И.С., КУЛЯ Ю.Э. Метод увеличения времени жизни автономной беспроводной сенсорной сети за счёт применения энергоэффективных режимов работы передатчика

ГАЛКИН П.В. Модель определения координат узлов беспроводной сенсорной сети

БЕЗРУК В.М., ПОНОМАРЕНКО Н.Н., СКОРИК Ю.В. Анализ эффективности методов многокритериального выбора предпочтительного варианта средств телекоммуникаций

УПРАВЛІННЯ ТРАФІКОМ В ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЯХ

ЛЕМЕШКО А.В., НЕВЗОРОВА Е.С., АРУС К.М. Анализ сходимости координационной процедуры при реализации иерархической маршрутизации в телекоммуникационной сети

YEVSIEIEVA O.Yu., AL-AZZAWI ESSA MOHAMMED. Method of hierarchical cross-layer routing in 802.16 mesh networks. Clustering algorithm

ЕРЕМЕНКО А.С. Поточковая модель многопутевой маршрутизации по непересекающимся путям в телекоммуникационной сети

СИМОНЕНКО А.В., АНДРУШКО Д.В. Математическая модель управления очередями на маршрутизаторах телекоммуникационной сети на основе оптимального агрегирования потоков и распределения пакетов по очередям

ОБРОБКА СИГНАЛІВ ТА ЗОБРАЖЕНЬ

ВОВК О.О., АСТРАХАНЦЕВ А.А. Синтез стеганографического метода, эффективного за критериями надёжности та захищеності

НЕВЛЮДОВ И.Ш., ПОНОМАРЕВА А.В., АЛЛАХВЕРАНОВ Р.Ю. Способ оценки качества оптического волокна со сложной формой поперечного сечения при изготовлении волоконно-оптических кабелей

ПОВІДОМЛЕННЯ

Інформаційне повідомлення щодо проведення Міжнародної науково-практичної конференції «Проблеми інфокомунікацій. Наука і технології» (PICS&T-2015)

МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ І НАУКИ, МОЛОДІ ТА СПОРТУ УКРАЇНИ
ХАРКІВСЬКИЙ НАЦІОНАЛЬНИЙ УНІВЕРСИТЕТ РАДІОЕЛЕКТРОНІКИ

ЕЛЕКТРОННЕ НАУКОВЕ ФАХОВЕ ВИДАННЯ
ЖУРНАЛ «ПРОБЛЕМИ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙ»

• №1 (16) • 2015 •

Журнал включено до переліку спеціалізованих видань ВАК України з технічних наук, постанова президії Вищої атестаційної комісії України від 10 березня 2010 року №2-05/2.

Рекомендовано Вченою радою Харківського національного університету радіоелектроніки (ХНУРЕ), протокол № 1 від 30 січня 2015 р.

Відповідальність за зміст статей покладається на авторів.

Редакційна колегія:

Головний редактор:

Поповський Володимир Володимирович (доктор технічних наук, професор, ХНУРЕ).

Члени редколегії:

Агеев Дмитро Володимирович (доктор технічних наук, професор, ХНУРЕ);

Бараннік Володимир Вікторович (доктор технічних наук, професор, Харківський університет Повітряних Сил);

Безрук Валерій Михайлович (доктор технічних наук, професор, ХНУРЕ);

Беркман Любов Наумівна (доктор технічних наук, професор, Державний університет інформаційно-комунікаційних технологій);

Дуравкін Євген Володимирович (доктор технічних наук, доцент, ХНУРЕ)

Євсеева Оксана Юрійвна (доктор технічних наук, доцент, ХНУРЕ);

Зеленський Олександр Олексійович (доктор технічних наук, професор, Національний аерокосмічний університет «ХАІ»);

Климаш Михайло Миколайович (доктор технічних наук, професор, Національний університет «Львівська політехніка»);

Коляденко Юлія Юрійвна (доктор технічних наук, професор, ХНУРЕ);

Комашинський Володимир Ілліч (доктор технічних наук, професор, С.Пб. Державний університет телекомунікацій ім. проф. М.О. Бонч-Бруєвича);
Лемешко Олександр Віталійович (доктор технічних наук, професор, ХНУРЕ);

Лошаков Валерій Андрійович (доктор технічних наук, професор, ХНУРЕ);

Олійник Володимир Філімонович (доктор технічних наук, професор);

Саваневич Вадим Євгенович (доктор технічних наук, професор, ХНУРЕ);

Серков Олександр Анатолійович (доктор технічних наук, професор, Національний технічний університет «Харківський політехнічний інститут»);

Смірнов Микола Ісакович (доктор технічних наук, професор, Московський технічний університет зв'язку та інформатики);

Стрелковська Ірина Вікторівна (доктор технічних наук, професор, Одеська національна академія зв'язку ім. О.С. Попова);

Титаренко Лариса Олександрівна (доктор технічних наук, професор, ХНУРЕ).

Відповідальний за випуск:

доктор технічних наук, професор *Поповський В.В.*

Адреса редакційної колегії: Харківський національний університет радіоелектроніки,
головний корпус, ауд. 305а,
проспект Леніна, 14, Харків, 61166,
тел. (57) 702-13-20, e-mail: pt-info@journal.kh.ua

Передрукування та використання матеріалів,
опублікованих в журналі, можливо тільки з дозволу
редколегії

© Харківський національний
університет радіоелектроніки, 2015

УДК 621.391

МЕТОД УВЕЛИЧЕНИЯ ВРЕМЕНИ ЖИЗНИ АВТОНОМНОЙ БЕСПРОВОДНОЙ СЕНСОРНОЙ СЕТИ ЗА СЧЁТ ПРИМЕНЕНИЯ ЭНЕРГОЭФФЕКТИВНЫХ РЕЖИМОВ РАБОТЫ ПЕРЕДАТЧИКА



[И.С. Шостко](#), [Ю.Э. Куля](#)

Харьковский национальный
университет радиоэлектроники

Abstract – At the initial stage of designing a wireless sensor network with autonomous nodes, there is a problem, maximum duration of her life. We solve the problem of increasing the lifetime of the battery life of the wireless sensor network (WSN), through the use of energy-efficient operating modes of transmitter units to allow correction of signal strength based on the communication range of the measurement results, taking into account the characteristics of the signal in the radio channel and reception. The work shows that the method of determining the distance between the nodes based on Received Strength Signal Indication (RSSI) is suitable for measurements on short distances (up to 10 m). Time of Flight (ToF) method has several advantages over RSSI, especially when measuring over long distances (of the order of hundreds of meters). To improve the accuracy using multiple repetition measurement procedure. Also, when using the ToF is possible to determine the coordinates and speed vector nodes ZigBee. After you have measured the distance between nodes WSN, an automatic adjustment of transmitter power so that it would be sufficient for data transmission with a given quality, hence energy consumption of nodes reduced and thus the life expectancy increases network.

Анотація – При проектуванні безпроводової сенсорної мережі (БСМ) з автономними вузлами виникає питання, як забезпечити максимальну тривалість її життя. У статті вирішується завдання збільшення часу життя автономної БСМ за рахунок застосування енергоефективних режимів роботи передавачів вузлів, що забезпечують корекцію потужності сигналів на підставі результатів вимірювань дальності зв'язку, з урахуванням особливостей проходження сигналу в радіоканалі і прийому.

Аннотация – При проектировании беспроводной сенсорной сети (БСС) с автономными узлами возникает вопрос, как обеспечить максимальную продолжительность её жизни. В статье решается задача увеличения времени жизни автономной БСС за счёт применения энергоэффективных режимов работы передатчиков узлов, обеспечивающих коррекцию мощности сигналов на основании результатов измерений дальности связи, с учётом особенностей прохождения сигнала в радиоканале и приёма.

Введение

Беспроводная сенсорная сеть (БСС) – это распределённая, самоорганизующаяся сеть множества датчиков (сенсоров) и исполнительных устройств, объединённых между собой посредством радиоканала. Область покрытия подобной сети может составлять от нескольких метров до нескольких километров за счёт способности ретрансляции сообщений от одного элемента к другому. Типичная сенсорная сеть состоит из множества дешёвых, автономных, многофункциональных узлов (мотов), которые распределены в зоне мониторинга. Каждый узел состоит из набора блоков,

таких как: сенсор, используемый для получения данных от окружающей среды, блок приема-передачи данных, микроконтроллер для обработки и управления сигналами и источник энергии. Узел обычно питается от автономной батареи с ограниченным энергоресурсом. Поэтому время жизни узла автономной БСС ограничено временем жизни батареи, и задача снижения потребления энергии как никогда становится важной, а эффективность ее решения напрямую влияет на дальнейшее развитие БСС.

I. Постановка задачи

В данной работе решается задача увеличения времени жизни БСС за счёт управления энергетическим балансом её приёмопередающих узлов, обеспечивающих коррекцию мощности сигналов на основании результатов измерений дальности связи, с учётом особенностей прохождения сигнала в радиоканале и приёма.

II. Анализ результатов исследований по снижению энергопотребления автономных узлов беспроводной сенсорной сети

Результаты экспериментальных исследований [1] причин потребления энергии батареи в различных режимах работы узла беспроводной сети представлены на рис. 1.

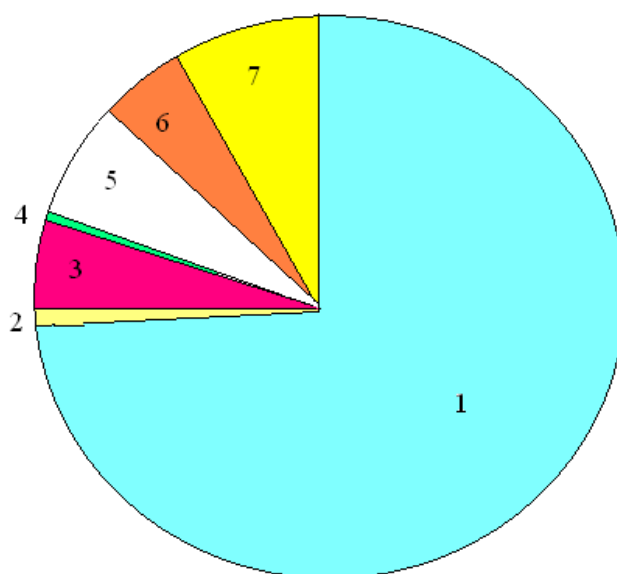


Рис. 1. Время работы узла БСС,

- где 1 – Сетевой интерфейс выкл. (350 ч); 2 – Режим AP, aggressive traffic (1,5 ч);
3 – Режим mesh, no traffic (38 ч); 4 – Режим mesh, aggressive traffic (1,5 ч);
5 – Режим mesh, small (TBD) ping traffic (21 ч); 6 – Режим AP, small (TBD) ping traffic (18 ч);
7 – Сетевой интерфейс вкл., соед. с точкой доступа (40 ч)

Как видно из приведенного графика, самое большое значение времени жизни устройства имеется режим под номером 1, когда устройство потребляет минималь-

ное количество энергии батареи. Самыми энергозависимыми режимами являются режимы активной передачи трафика под номерами 2 и 4, при которых время жизни устройства минимально. В этих режимах устройство потребляет больше всего энергии за счет работы сетевого интерфейса при приеме, передаче и ожидании данных.

Потребление энергии элементами БСС увеличивается, в то время как батареи не могут обеспечить ее объем в требуемом количестве. Данная проблема связана с ограниченной емкостью применяемых батарей и неразумными тратами доступной энергии. Решением может быть два пути: экстенсивный путь – наращивание мощности батареи и интенсивный путь – оптимизация потребления имеющейся энергии батарей.

Первый путь ограничен техническими аспектами изготовления элементов питания и требованием к снижению их массогабаритных размеров. В работе [2] отмечено, что удельная энергетическая плотность современных химических источников тока растет весьма медленно, и дополнительным сдерживающим условием становится вопрос безопасной эксплуатации батарей высокой энергоемкости.

Второй путь не требует модернизации аккумуляторных элементов, однако требует глубокого анализа проблемы, в особенности причины и количества затрат энергии узлами сети. Существует множество способов экономии электроэнергии узлов. Далее приведена их классификация [3], представленная на рис. 2.

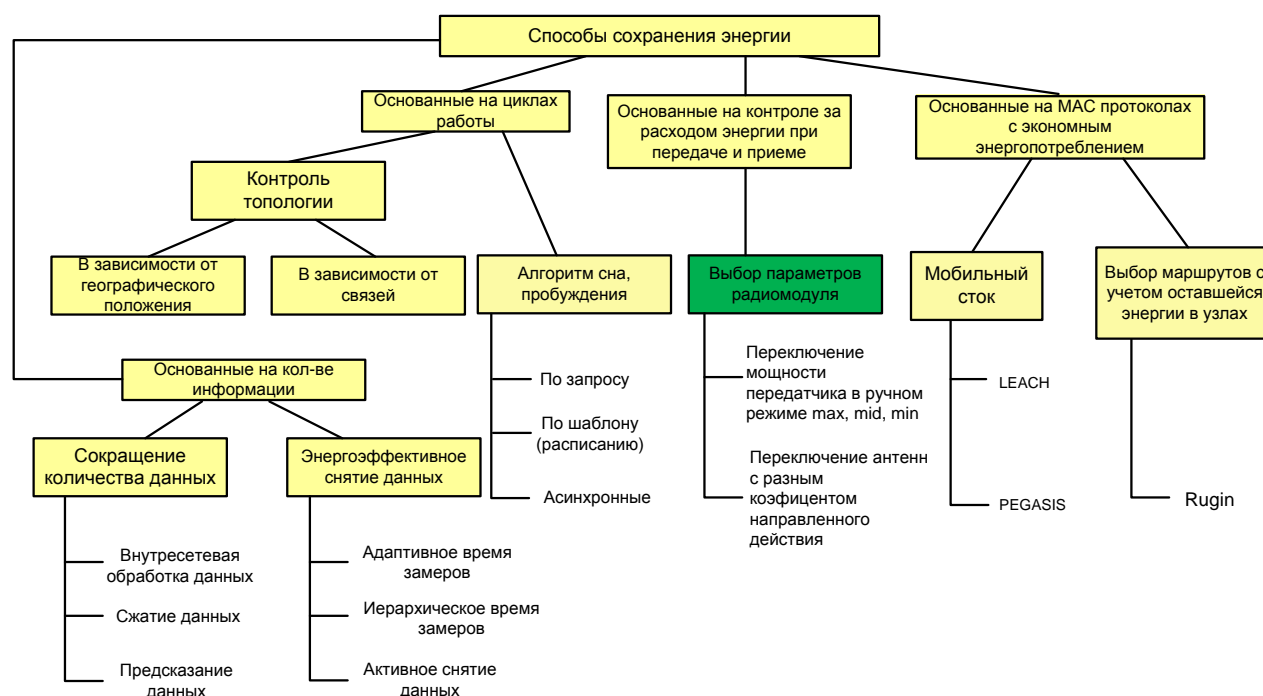


Рис. 2. Классификация способов экономии энергии

Все перечисленные способы можно разделить на три большие группы – сохранение энергии при помощи оптимизации циклов работы; способы, основанные на адаптации передатчика и приёмника к изменяющимся внешним условиям и способы, основанные на оптимальном выборе маршрутизации и коррекции тополо-

гии сети с учётом энергозатрат каждого узла. К первой группе относят контроль топологии и управление режимом активности узлов. Контроль топологии направлен на использование или уменьшение избыточных связей в сети в целях экономии ресурса. Управлять потреблением можно также путем оптимизации режимов работы и сна для каждого узла. Второй класс способов сохранения энергоресурса основан на управлении мощностью передатчика, выборе параметров антенн и коэффициента усиления сигнала в приёмнике таким образом, чтобы энергия, потраченная на передачу информации, была минимальной. Третий способ предполагает использование мобильных стоков или мобильных ретрансляторов в процессе эксплуатации сети.

Наличие большого числа научных работ, посвященных разработке перечисленных выше методов снижения энергопотребления БСС, позволяет говорить о том, что исследуемые вопросы являются актуальными. Каждый из рассмотренных методов имеет свои преимущества и недостатки и хорошо подходит для определенной ситуации. В данной статье задача увеличения времени жизни автономной БСС, построенной по технологии ZigBee, решается за счёт оптимального выбора мощности сигнала для каждого узла с учётом дальности связи.

III. Методы измерения дальности между узлами беспроводной сенсорной сети

Для сетей ZigBee были разработаны два метода измерения дальности связи — RSSI, основанный на определении мощности принятого сигнала, и ToF, базирующийся на измерении времени прохождения сигнала между узлами. Рассмотрим эти подходы подробнее.

Метод RSSI

Наиболее простым методом определения дальности до узла является индикация уровня принятого сигнала (Received Strength Signal Indication). Любой беспроводной канал по стандарту IEEE 802.15.4 имеет протокольную функцию оценки качества связи (Link Quality Indicator), действие которой сводится к определению мощности принятого сигнала P (дБм) [4]. Поскольку в идеальных условиях мощность обратно пропорциональна квадрату расстояния, то логарифм мощности пропорционален расстоянию с некоторым коэффициентом, который устанавливается эмпирически.

Однако этому методу присущ ряд существенных ограничений, поскольку уровень сигнала является весьма изменчивым параметром из-за влияния следующих факторов:

- быстрые и медленные замирания сигналов на трассе из-за изменения условий распространения радиоволн;
- многолучевое распространение вследствие отражений от различных металлических предметов;
- разброс выходной мощности передатчиков и чувствительности приемников;

– влияние ориентации антенн из-за неравномерности диаграммы направленности.

Из-за воздействия указанных факторов реальная зависимость мощности от расстояния оказывается нелинейной и непостоянной во времени, вследствие чего точность измерений быстро падает с ростом расстояния. Практическое применение этого метода в сетях ZigBee ограничено дистанциями примерно до 10 м, при этом расстояние измеряется с точностью около 3 м.

Метод ToF

Другой подход основан на измерении времени прохождения (пролета) сигнала (Time of Flight). Узел посылает запрос на другой узел, получает ответный сигнал и определяет время его задержки. Полная задержка складывается из аппаратных задержек при обработке принятого и формировании ответного сигналов и времени распространения между узлами. Поскольку технические задержки известны с хорошей точностью, то их можно вычесть из полного значения, и оставшаяся величина будет характеризовать время пролета сигнала туда и обратно. Умножив половину времени задержки на скорость света, получим расстояние между узлами сети. В этом методе обеспечивается линейная связь между расстоянием и измеряемой величиной. Точность измерений определяется рядом факторов:

- стабильностью частоты задающих генераторов;
- задержками фронтов импульсов при приеме и излучении;
- отношением сигнал/шум;
- ошибками из-за многолучевого распространения.

Для повышения точности используют многократные повторения процедуры измерения. Применяется фильтрация аномально больших отклонений, вызываемых многолучевым распространением, что позволяет в несколько раз повысить точность измерений. На рис. 3 приведены экспериментальные результаты измерений расстояния методами RSSI и ToF [5].

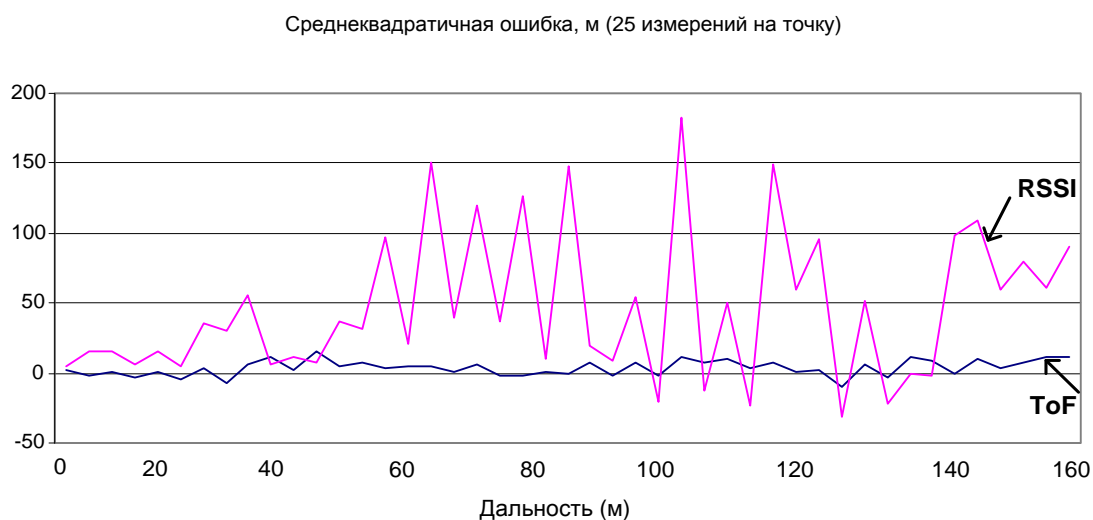


Рис. 3. Зависимости ошибок измерения расстояний методами RSSI и ToF от расстояния

Из графиков видно, что погрешности при использовании метода ToF существенно меньше, чем при RSSI, в котором уже на дальностях более 20 м ошибки измерений превышают само значение дальности. Метод ToF эффективен во всём диапазоне дальности работы сети.

Измерение расстояний — не единственная возможность сетей ZigBee. При использовании высокоточных алгоритмов измерения можно также определять координаты и скорость перемещения узла. Оценку скорости можно делать по изменению расстояния при нескольких последовательных измерениях. По измерениям из двух точек можно найти только проекцию скорости на направление на известный узел. Если же измерять дальность из трех или более точек, то можно определить проекции скорости на направление на эти узлы и по ним уже найти полный вектор (величину и направление) скорости.

IV. Метод управления энергетическим балансом приёмопередающих узлов беспроводной сенсорной сети

Дальность беспроводной связи можно оценить по известному соотношению [6]:

$$R_c \leq \sqrt{\frac{P_t \cdot G_t \cdot A_r \cdot K_{осл}}{4 \cdot \pi \cdot P_{por}}}, \quad (1)$$

где R_c – дальность связи;

P_t – импульсная мощность передатчика, Вт;

G_t – коэффициент усиления антенны передатчика;

A_r – эффективная площадь антенны приёмника, м²;

$K_{осл} = q_t \cdot q_r \cdot K_p$ – коэффициент ослабления мощности сигнала, $0 \leq K_{осл} \leq 1$;

q_t (q_r) – относительные коэффициенты усиления антенн передатчика (приёмника) в направлении друг друга $0 \leq q_t \leq 1$, $0 \leq q_r \leq 1$;

$K_p = \prod_{i=0}^k K_{pi}$ – коэффициент потерь, характеризующий активные потери энергии, связанные с поглощением в среде распространения и т.п., $0 \leq K_p \leq 1$;

P_{por} – пороговая чувствительность приёмника, Вт.

Анализ технических характеристик радиомодулей узлов БСС [6-10] показал, что для разных вариантов построения и применения БСС потери в радиоканале за счёт несовпадения максимумов ДН антенны передатчика и приёмника, потерь из-за поглощения в среде распространения могут изменяться от 0 до 20 дБ

$$K_{осл} = -(0...20)дБ.$$

На рис. 4. приведена зависимость средней мощности принятого сигнала $P_r(R_c)$ от дальности связи без учёта ослабления и при ослаблении принимаемого сигнала в радиоканале на 10 и 20 дБ.

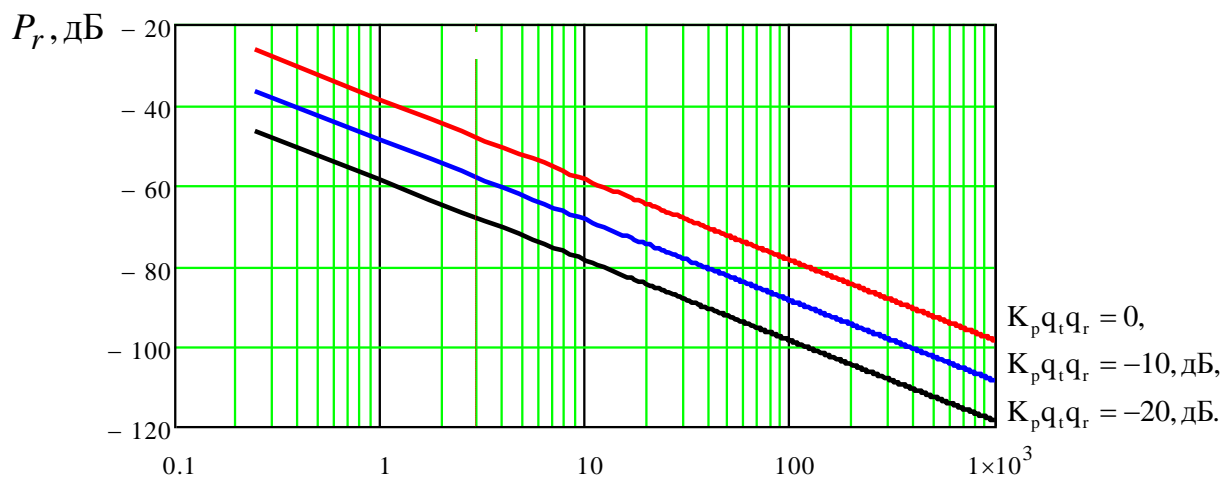


Рис. 4. Средняя мощность принятого сигнала в зависимости от дальности связи

Потери можно компенсировать [11, 12], если корректировать коэффициент усиления мощности передатчика и пороговую чувствительность приёмника в зависимости от условий прохождения сигнала в радиоканале, уровня шумов, дальности и взаимного расположения узлов [13, 14]. С другой стороны, для экономии энергозатрат целесообразно ограничивать мощность сигнала на уровне, достаточном для передачи данных с заданным качеством. Таким образом, существует задача оптимального выбора энергетических характеристик приёмопередатчика в зависимости от условий радиосвязи. В качестве исходных данных можно использовать результаты оценки качества связи LQI и измерения дальности связи с помощью методов RSSI или ToF. В результате обработки этих данных в микроконтроллере должна быть выработана команда для управления автоматической регулировкой усиления (APУ) в радиоприёмнике и автоматической регулировки мощности (АРМ) в радиопередатчике (рис. 5).

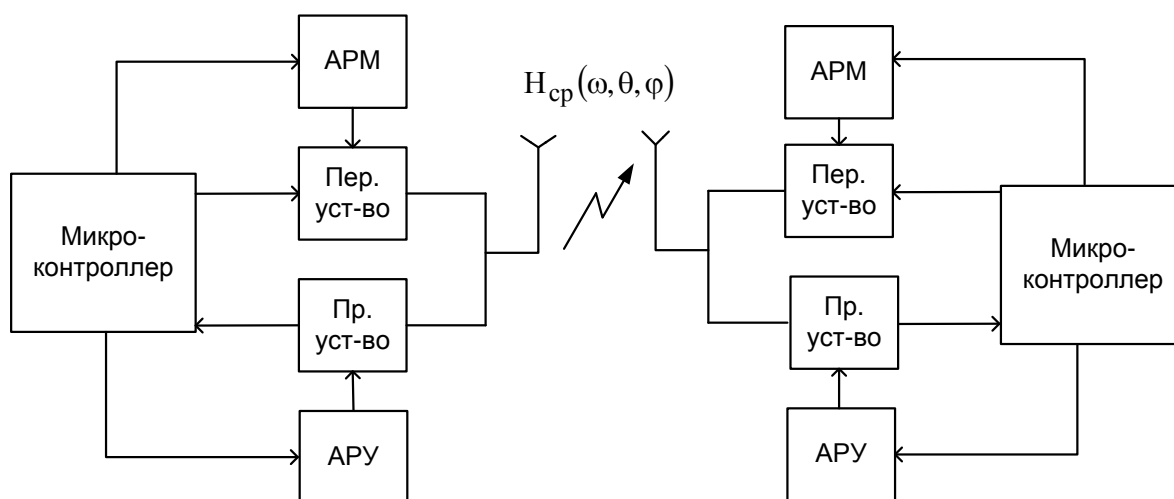


Рис. 5. Структурная схема управления энергетическими характеристиками приёмопередатчика в зависимости от условий радиосвязи

Мощность на выходе передатчика определяется в соответствии с условием: энергия принятого сигнала должна превышать пороговый уровень энергии

$$\frac{E_b(\theta, \varphi, R_c)}{E_{kr}} \geq 1,$$

где $E_b(\theta, \varphi, R_c)$ - зависимость энергии одного бита информации на выходе приёмника от дальности и направления приёма сигнала.

Величину E_{kr} приравняем к энергии одного бита информации на выходе приёмника, при которой обеспечивается заданная достоверность передачи сообщений.

Достоверность передачи сообщений – степень соответствия между принятым и переданным сообщением. При передаче дискретных сообщений достоверность определяется коэффициентом ошибок

$$K_{er} = n_{er} / n_b \approx \Psi_b,$$

где n_{er} – это число ошибочно принятых элементов сообщения;

n_b – общее число элементов сообщения;

$\Psi_b = F(\sqrt{2E_b/N_0})$ – зависимость вероятности битовой ошибки от отношения сигнал-шум - энергии бита E_b к спектральной плотности шума N_0 ;

$F(x) = \frac{1}{2\pi} \int_x^\infty \exp\left(-\frac{t^2}{2}\right) dt$ – гауссов интеграл ошибок, который используется при описании вероятности с гауссовой плотностью распределения.

Отношение сигнал/шум можно представить в виде:

$$\frac{E_b}{N_0} = \frac{S_b T_b}{N/\Delta\omega_c} = \frac{S_b/R_b}{N/\Delta\omega_c} = \frac{S_b}{N} \frac{\Delta\omega_c}{R_b},$$

где $E_b = S_b T_b$ – энергия одного бита информации;

N_0 – спектральная плотность мощности белого шума в канале;

S_b – средняя мощность принятых битов;

N – средняя мощность шума;

T_b – длительность бита;

R_b – скорость передачи битов.

Поскольку время передачи бита и скорость передачи битов взаимно обратны, то T_b можно заменить на $1/R_b$.

Безразмерное отношение E_b/N_0 – это стандартная качественная мера производительности систем цифровой связи [15]. Следовательно, необходимое отношение E_b/N_0 можно рассматривать как метрику, позволяющую сравнивать качество различных систем: чем меньше требуемое отношение E_b/N_0 , тем эффективнее процесс детектирования при заданной вероятности ошибки.

При передаче цифрового сигнала с форматом модуляции QPSK число уровней

определяется как

$$L = \sqrt{M},$$

а энергия символа сигнала определится по формуле:

$$E_s = E_b \cdot \log_2 L.$$

При передаче двоичных импульсов $E_s = E_b$, а при передаче импульсов с модуляцией QPSK в основной полосе, совпадающей с полосой Найквиста $\Delta\omega_N = \frac{1}{2T_b}$ [16],

мощность символа $S_s = \frac{E_b}{T_b} \cdot \log_2 L$ и мощность шума $N = N_0 \left(\frac{1}{2T_b} \right)$.

Следовательно:

$$\frac{S_s}{N} = 2(\log_2 L) \frac{E_b}{N_0} = m \frac{E_b}{N_0},$$

где m – коэффициент мапинга (число бит на символ информации).

Для QPSK разница между S_s/N и E_b/N_0 составит 3 дБ.

В БСС на основе стандарта IEEE 802.15.4 для увеличения базы сигнала используют кодовую последовательность импульсов [17], следовательно, отношение сигнал/шум увеличивается в B_p раз ($B_p = T_s \Delta\omega$), где $\Delta\omega$ ширина спектра расширяющей последовательности

$$\frac{S_s}{N} = m B_p \frac{S T_b \Delta\omega_N}{N}. \quad (2)$$

В качестве примера на рис. 6. приведены результаты расчёта дальности достоверной передачи сообщений для узлов БСС на основе технологии ZigBee. Рабочие частоты ZigBee от 2,405 ГГц до 2,485 ГГц, поддерживаемая скорость передачи данных 250 кбит в секунду [18].

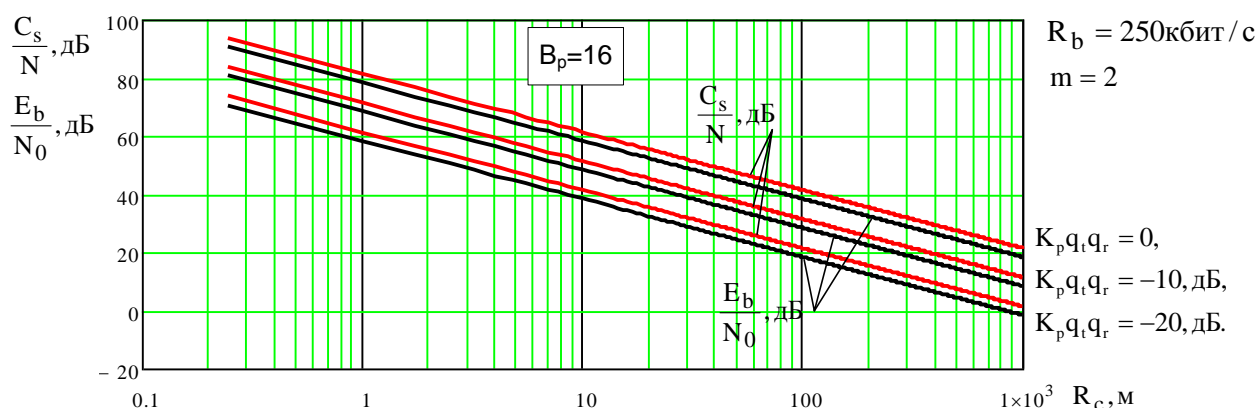


Рис. 6. Зависимость отношения сигнал/шум от дальности связи (мощность передатчика 0 дБм; пороговая чувствительность приёмника -96 дБм;)

На основании проведенных теоретических исследований предлагается алгоритм управления энергетическим балансом приёмопередающих узлов БСС (рис. 7):

1. С учётом технических характеристик приёмопередающих узлов БСС рассчитывается зависимость вероятности битовой ошибки от отношения сигнал-шум $\gamma = S_s/N$. Для заданного допустимого значения вероятности ошибки определяется минимальное значение γ_{\min} . Для ограничения мощности сигнала с целью сокращения расхода электроэнергии определяется максимальное значение $\gamma_{\max} = 2\gamma_{\min}$.

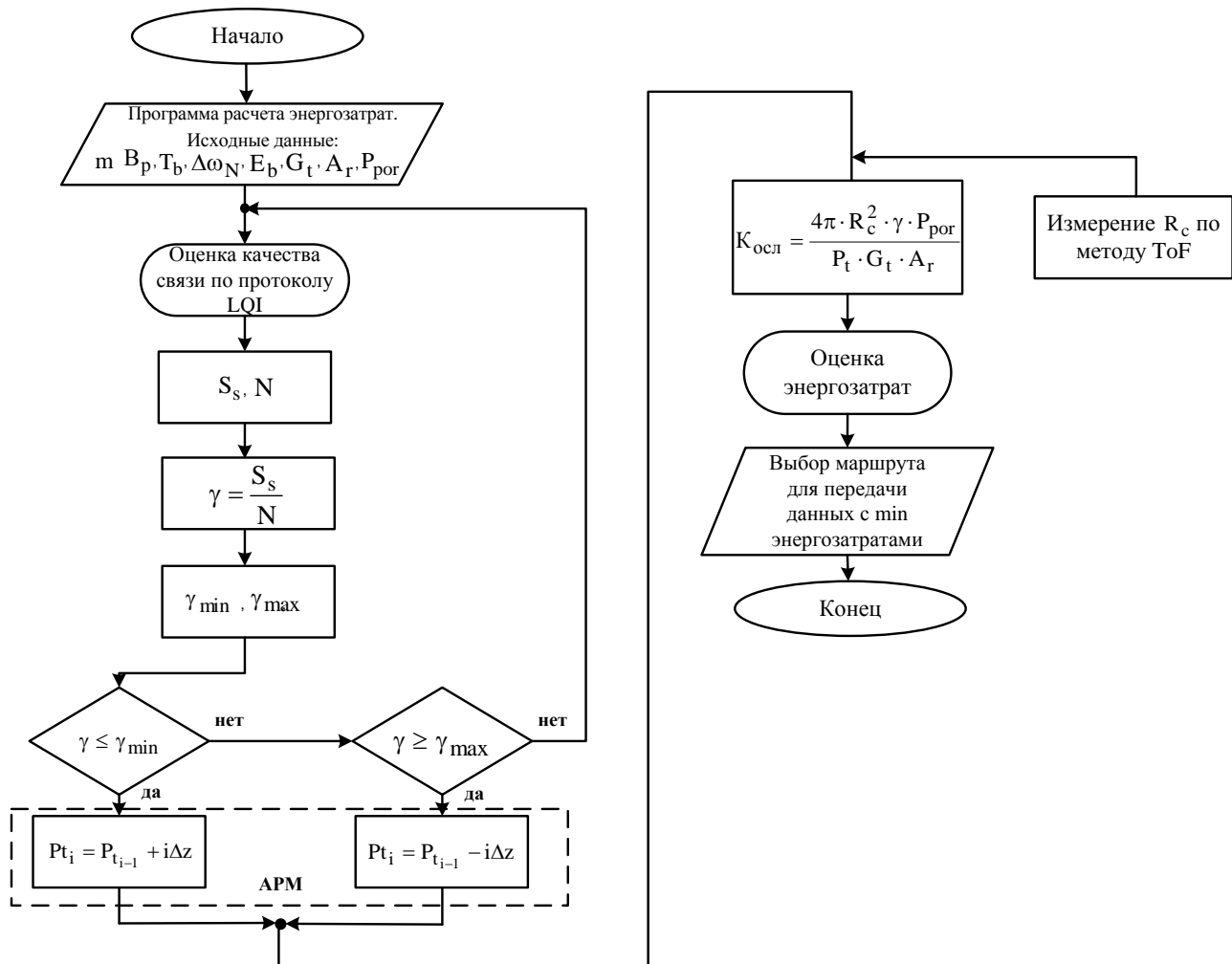


Рис. 7. Алгоритм управления энергетическим балансом приёмопередающих узлов БСС

2. С помощью протокольной функции оценки качества связи LQI, измеряется мощность принятого сигнала S_s и мощность шума N для каждого узла БСС. На основании результатов измерения выбираем оптимальное значение коэффициента усиления АРУ в радиоприемнике.

3. Проводится расчёт фактического отношения сигнал/шум γ для каждого узла. Если $\gamma \geq \gamma_{\min}$, передаётся команда на увеличение коэффициента АРМ в радиопе-

редатчике для данного канала, если $\gamma \geq \gamma_{\max}$, то коэффициент АРМ уменьшается.

4. С помощью метода ToF измеряется дальность R_c между узлами БСС. Рассчитывается $K_{\text{осл}}$ сигнала в радиоканале между узлами БСС:

$$K_{\text{осл}} = \frac{4\pi \cdot R_c^2 \cdot \gamma \cdot P_{\text{por}}}{P_t \cdot G_t \cdot A_r}$$

5. С учётом длины радиоканала и ослаблением сигнала в нём выбирается маршрут для передачи данных с минимальными энергозатратами.

Таким образом, получил дальнейшее развитие метод управления энергетическим балансом узлов БСС на основе технологии ZigBee, особенностью которого является учёт зависимости коэффициента усиления АРУ в радиоприемнике и АРМ в радиопередатчике от заданной достоверности передачи сообщений и характеристик радиоканала. Это позволило повысить продолжительность жизни автономных узлов БСС по сравнению с ранее известными методами.

Выводы

1. Метод определения расстояния между узлами на основе RSSI пригоден для измерений на небольших расстояниях (до 10 м). Метод ToF обладает рядом преимуществ перед RSSI, особенно при измерениях на больших расстояниях (порядка сотен метров). При использовании метода ToF возможно определение координат и вектора скорости движения узлов сети ZigBee.

2. Получил дальнейшее развитие метод управления энергетическим балансом узлов БСС на основе технологии ZigBee, особенностью которого является учёт зависимости коэффициента усиления АРУ в радиоприемнике и АРМ в радиопередатчике от заданной достоверности передачи сообщений и характеристик радиоканала. Это позволило повысить продолжительность жизни автономных узлов БСС по сравнению с ранее известными методами.

Список литературы:

1. *Ravishankar R. Battery Modeling for Energy-Aware System Design / R. Ravishankar, S. Vrudhula, D. Rakhmatov // Computer. – 2003. – 36 (12). – P. 77-87.*
2. *Таганова А. А. Герметичные химические источники тока. Элементы и аккумуляторы. Оборудование для испытаний и эксплуатации : справ. / А. А. Таганова, Ю. И. Бубнов, С. Б. Орлов. – Санкт-Петербург: Химиздат, 2005. – 264 с.*
3. *Energy conservation in wireless sensor networks: A survey / G. Anastasi, M. Conti, M. Di Francesco, A. Passarella // Ad Hoc Networks Journal. – 2009. – № 7. – P. 537-568.*
4. *Шостко И.С. Анализ моделей сверхширокополосных сигналов для инфокоммуникационных сетей [Электронный ресурс] / И.С. Шостко, А.А. Таха, Ю.Э. Соседка // Проблемы телекоммуникаций. – 2012. – № 4 (9). – С. 45-62. – Режим доступа: http://pt.journal.kh.ua/2012/4/1/124_shostko_uwb.pdf.*

5. *Еркин А. Н.* Расширение возможностей беспроводных сетей ZigBee: измерение координат узлов // Беспроводные технологии. – 2011. – № 1. – С. 12–14.
6. Радиоэлектронные системы. Основы построения и теория: справ. / под. ред. Я. Д. Ширмана. – 2-е изд., перераб. и доп. – М.: Радиотехника, 2007. – 512 с.
7. *Иммореев И. Я.* Излучение сверхширокополосных сигналов / И. Я. Иммореев, А. Н. Синявин // Антенны. – 2001. – № 1 (47). – С. 8–16.
8. *Радзиевский В. Г.* Обработка сверхширокополосных сигналов и помех / В. Г. Радзиевский, П. А. Трифонов. – М.: Радиотехника, 2009. – 288 с.
9. *Диксон Р. К.* Широкополосные системы : пер. с англ. под ред. В. И. Журавлёва. – М.: Связь, 1979. – 304 с.
10. Широкополосные беспроводные сети передачи информации / В. М. Вишне-вский, А. И. Ляхов, С. Л. Портной, И. В. Шахнович. – М.: Техносфера, 2005. – 592 с.
11. *Шостко И. С.* Метод оценки дальности достоверной передачи сообщений в телекоммуникационных системах сверхширокополосного радиодоступа / И. С. Шостко, Алмакадма Таха, Ю. Э. Соседка // Системи озброєння і військова техніка : наук. журн. Харк. ун-т Повітряних Сил. ім. І. Кожедуба. – Х.: ХУПС, 2012. – № 4 (32). – С. 190–194.
12. *Шостко И. С.* Разработка рекомендаций по регулированию пропускной способности в WPAN / И. С. Шостко, Алмакадма Таха, Ю. Э. Соседка // Радиотехника: Всеукр. межвед. науч.-техн. сб. – 2012. – Вып. 171. – С. 262–269.
13. *Хармут Х. Ф.* Несинусоидальные волны в радиолокации и радиосвязи. – М.: Радио и связь, 1985. – 376 с.
14. *Алмакадма Т.* Методы коррекции формы сверхширокополосных сигналов в передатчике // Радиоэлектроника и молодежь в XXI веке : материалы 14-го между-нар. молодеж. форума, 18–20 марта 2010 г. – Х.: ХНУРЭ, 2010. – Т. 4 : Междунар. конф. "Перспективы развития телекоммуникационных и информационно-измерительных технологий". – С. 132.
15. *Shostko I.* Development Prospects for Wireless Personal Wideband Systems of Data Transmission / I. Shostko, J. Sosedka, V. Lyshenko // The Experience of Designing and Application of CAD Systems in Microelectronics (CADSM 2013) : proceedings of the 12th International Conference, February 19–23, 2013, Polyana – Svalyava, Zakarpattia, Ukraine. – Lviv, 2013. – P. 327–328.
16. *Шостко И. С.* Оптимизация параметров сверточного кодирования и скорости передачи данных в беспроводных сетях с использованием технологии ultra-wideband / И. С. Шостко, Алмакадма Таха, Ю. Э. Соседка // Сучасні проблеми радіотехніки та телекомунікацій (РТ–2012) : матеріали 8-ї Міжнар. молодіжної наук.-техн. конф., 23–27 квіт. 2012 р. – Севастополь: Вид-во Севастоп. нац. техн. ун-ту, 2012. – С. 137.
17. *Шостко И. С.* Метод управления энергетическим балансом приемопередающих устройств беспроводной сенсорной сети / И. С. Шостко, Ю. Э. Куля // Проблемы электромагнитной совместимости перспективных беспроводных сетей связи ЭМС–2015 : материалы 1-й Междунар. науч.-техн. конф., 27 мая 2015 г. – Харьков, 2015. – С. 166–169.

18. *Соседка Ю. Э.* Анализ метод увеличения скорости передачи данных в WРAN-сетях с использованием СШПС / Ю. Э. Соседка, Алмакадма Таха // Радиоэлектроника и молодежь в XXI веке : материалы 16-го Междунар. молодежного форума, 17–19 апр. 2012 г. – Харьков: ХНУРЭ, 2012. – Т. 4 : Междунар. конф. «Перспективы развития телекоммуникационных и информационно-измерительных технологий. – С. 164–165.

УДК 621.396

МОДЕЛЬ ОПРЕДЕЛЕНИЯ КООРДИНАТ УЗЛОВ БЕСПРОВОДНОЙ СЕНСОРНОЙ СЕТИ



[П.В. ГАЛКИН](#)

Харьковский национальный
университет радиоэлектроники

Abstract – The article provides an analysis of methods, techniques and algorithms for determining the coordinates of the nodes of wireless sensor networks. Detailed consideration and analyzed methods measure the distance to the wireless sensor network nodes with known coordinates. A model is proposed for determining the coordinates of the wireless sensor network nodes using RSSI techniques and ToF. Also, an algorithm sharing methods RSSI and ToF (ToA). In the initialization phase the wireless sensor network nodes is performed based on the distance measurement method RSSI, for more parts of the network, namely the piconet where there are units with built-in sensors of the global positioning system, a piconet nodes binds to global coordinates, for the rest of the network, and piconets without sensors is a global positioning system, a method for determining the distance ToF to three nodes with known coordinates. The results of experimental studies on the effect on the adjacent channel measurement RSSI, the influence of the nearby radio emission measurements RSSI, as well as the influence of the distance to the level of RSSI. Taking into account the conducted experiments are prompted to enter the limit for the distance measurement method RSSI up to 10 meters, as well as be able to correct nodes that are within 1 meter. The developed model positioning can be used for all modes of the wireless sensor network.

Анотація – В роботі проведено аналіз методів, методик та алгоритмів визначення координат вузлів безпроводових сенсорних мереж. Запропоновано модель визначення координат для вузлів бездротової сенсорної мережі з використанням методів RSSI і ToF. Запропоновано ввести обмеження для вимірювання відстані за методом RSSI до 10 метрів, а також виконати коректування вузлів, що знаходяться в межах 1 метра. Розроблена модель визначення координат може застосовуватися для всіх режимів роботи бездротової сенсорної мережі.

Аннотация – В работе проведен анализ методов, методик и алгоритмов определения координат узлов беспроводных сенсорных сетей. Предложена модель определения координат для узлов беспроводной сенсорной сети с использованием методов RSSI и ToF. Предложено ввести ограничение для измерения расстояния по методу RSSI до 10 метров, а также выполнить корректировку узлов, находящихся в пределах 1 метра. Разработанная модель определения координат может применяться для всех режимов работы беспроводной сенсорной сети.

Введение

Беспроводная сенсорная сеть (БСС) представляет собой распределённую в пространстве систему, работа которой основывается на радиовзаимодействии между большим числом автономных узлов. Узлы БСС могут собирать определённую информацию о состоянии окружающей среды при помощи различных датчиков, которые подключаются к микроконтроллеру. Кроме этих двух элементов узел также состоит из памяти, для обслуживания микроконтроллера, радиоприемопередатчика, для обмена информацией с другими узлами сети, а также автономного источника питания. Иногда узлы БСС могут содержать интерфейсы для взаимодействия с исполнительными устройствами. В этом случае сеть может не только собирать информацию, но и управлять распределёнными в пространстве устройствами, например для реализации концепции «Умный дом», «Умный город» и «Интернет вещей». Поэтому уже на этапе проектирования разработчик сталкивается с тем, что каждая сеть – индивидуальная система [1].

В научных работах последних лет рассматриваются разные вопросы функционирования БСС. К таковым относятся модели сбора информации, алгоритмы кластеризации, энергоэффективная маршрутизация, методы и модели определения

координат узлов БСС и другие вопросы, с которыми приходится сталкиваться при разработке подобных сетей.

Как показано в диссертационной работе [2], задача определения местоположения узлов БСС является актуальной на этапе инициализации сети. Следует отметить, что актуальность определения координат не пропадает по мере функционирования сети. В данной работе предлагается рассматривать модель определения координат в привязке к модели сбора информации с целью снижения энергозатрат в БСС на основе «синергии» двух моделей.

I. Анализ существующих методов и моделей определения координат узлов в беспроводной сенсорной сети

Важным фактором для систем мониторинга и контроля является привязка собранных всей системой данных к географическим координатам для возможности отображения собранной информации на карте и последующего их анализа. Поэтому задачу определения координат узла БСС (еще встречается название «локализация») начали рассматривать с момента создания таких сетей.

Процесс определения координат будет отличаться для трех этапов работы БСС: момент инициализации сети, активный обмен данными, спящий режим работы сети.

Как показано в работах [1-2], задача определения местоположения узлов БСС при отсутствии информации о топологии сети (момент инициализации сети) может быть решена с помощью метода определения координат объектов сенсорной сети с совмещенным экспериментально-аналитическим циклом за счет корректирующих коэффициентов, полученных сравнением расстояний, рассчитанных по методу ToF (Time of Flight – измерение времени прохождения сигнала) и RSSI (Received Strength Signal Indication – индикация уровня принятого сигнала). В работе [2] утверждается, что такой метод практически не имеет зависимости от расстояния между позиционируемыми и позиционирующими узлами, что значительно упрощает процедуру определения координат в БСС. Данный метод рассматривался в привязке к гомогенной беспроводной сенсорной сети, где сеть представлена как однородная структура. Но БСС не всегда гомогенна, она может иметь более сложную топологию, например кластерное дерево или кластеризацию определённых групп узлов, что в свою очередь требует доработки методов, предложенных в [1-2]. Также в качестве структуры беспроводные сети можно представить в виде гиперграфа, а информационный обмен описать при помощи потоковых моделей [3].

Иногда встречаются БСС, в которых некоторые узлы являются быстро движущимися объектами. В таких случаях для определения координат уже необходимо применять Smart-антенны, как например в работе [4], где приведена методика повышения быстродействия наведения луча для быстро движущихся узлов. Но как правило, в большинстве проектируемых и эксплуатируемых БСС узлы имеют антенны с круговой диаграммой направленности, и реже – секторальной.

Существующие методы определения координат в БСС проанализированы и систематизированы в диссертационной работе [5]. Как отмечает автор, измерение рас-

стояния между двумя объектами может быть основано на различных физических принципах, но наиболее часто упоминаемыми в литературе являются методы RSSI и ToA (Time-of-Arrival) – измерение расстояний на основе измерения времени распространения сигнала от передатчика к приемнику. Следует заметить, что ToA и ToF – это слова синонимы описывающие один метод измерения расстояний на основе измерения времени распространения сигнала от передатчика до приемника, который является одним из методов TDoA (Time Difference of Arrival – оценка разности времён прихода сигналов). Используя результаты методов RSSI и ToF (ToA) в системах позиционирования в режиме реального времени (Real-time Locating Systems – RTLS), применяют метод определения координат на основе измерения расстояния от узла к трем узлам с известными координатами, который называют трилатерацией (рис 1 а), при большом количестве узлов – мультилатерацией (рис. 1 б).

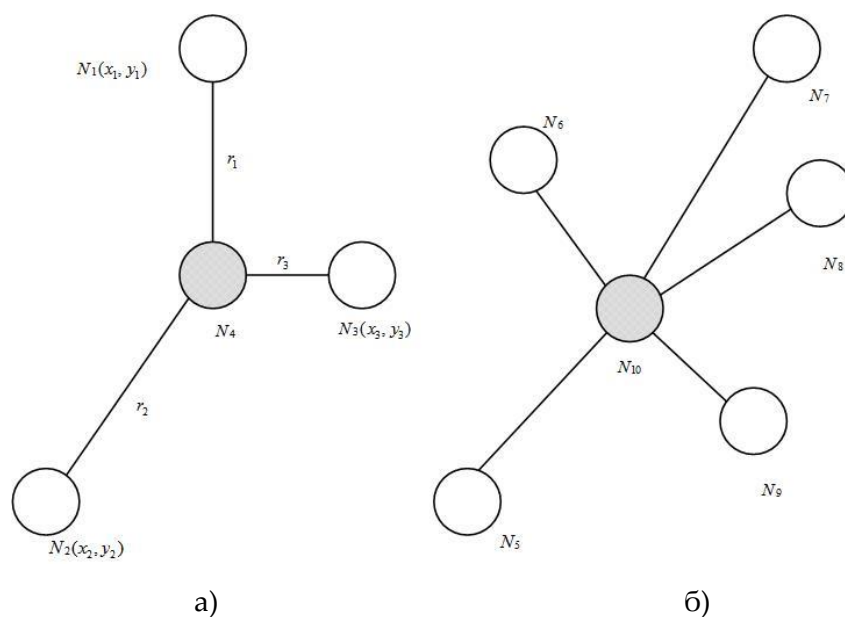


Рис. 1. Метод трилатерации (а) и мультилатерации (б) определения координат узла БСС

По методу трилатерации для нахождения координат (x, y) узла N_4 (рис. 1.а) необходимо решить систему уравнений, состоящую из трех уравнений, а по методу мультилатерации (рис. 1.б) из n :

$$\begin{cases} (x_1 - x)^2 + (y_1 - y)^2 = r_1^2; \\ (x_2 - x)^2 + (y_2 - y)^2 = r_2^2; \\ \dots \\ (x_n - x)^2 + (y_n - y)^2 = r_n^2, \end{cases} \quad (1)$$

где n – число узлов с известными координатами; $r_1 \dots r_n$ – расстояние от узла, для которого вычисляются координаты, к узлам с известными координатами.

Безусловно, каждый узел БСС можно оснастить датчиком определения глобальной системы координат (СК) на основе GPS или ГЛОНАСС системы, однако такое решение сильно удорожит всю сеть [6]. Для привязки координат узлов к гло-

бальной системе координат только небольшое количество узлов БСС оснащают датчиками систем глобального позиционирования. В идеальном случае достаточно трех-четырех таких узлов в БСС для перевода координат в глобальную СК [5]. И эту задачу можно довольно легко решить, так как уже существуют алгоритмы APS, MDS, ABC, AFL для определения глобальных координат для узлов, оснащенных приемниками сигнала GPS [7].

Анализ методов позиционирования в БСС [8] показал, что кроме методов RSSI и ToF (ToA) для определения расстояния между узлами БСС можно применить один из наиболее точных и универсальных методов - SDS-TWR (Symmetrical Double-Sided Two-Way Ranging), но он требует больших вычислительных мощностей. Суть метода состоит в вычислении двух задержек, которые возникают при распространении сигнала между двумя узлами БСС. В методе используются два пакета: пакет-запрос (test packets) в прямом направлении и пакет подтверждения (ack packet) – в обратном, (рис. 2). То есть узел, инициирующий связь, направляет запрос, а в ответ получает подтверждение.

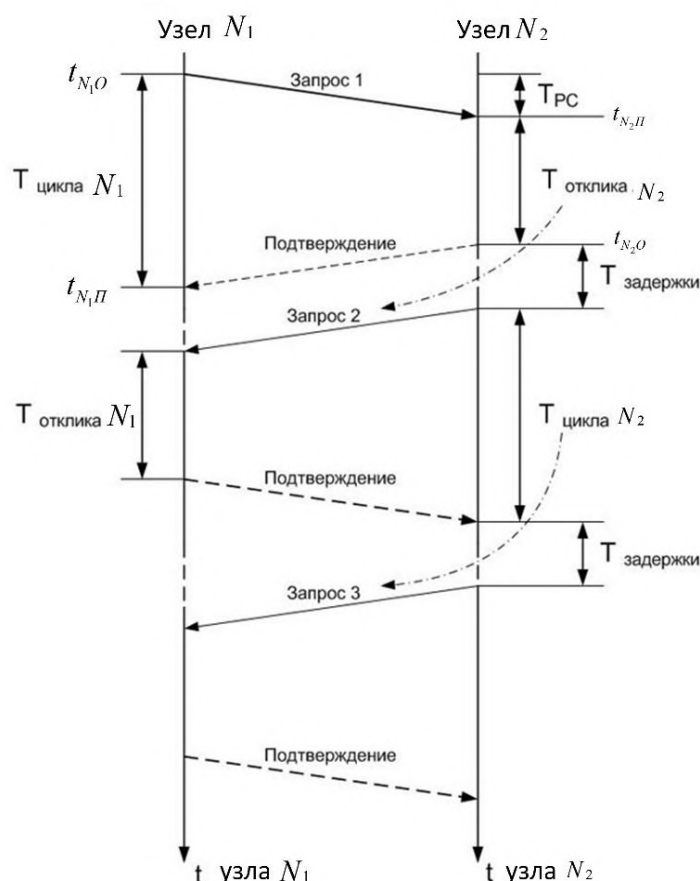


Рис. 2. Обмен пакетами данных в процессе измерения расстояния методом SDS-TWR между узлами БСС

Непосредственный процесс измерения методом SDS-TWR состоит из двух симметричных встречно направленных (зеркальных) циклов (рис. 2). В первом цикле узел N_1 направляет узлу N_2 пакет-запрос (test packets). Узел N_1 , получив запрос, об-

работывает его и отправляет узлу N_2 пакет-подтверждение (ack packet). При этом N_2 отправляет подтверждение с задержкой ($T_{отклика}N_2$). Узел N_1 , получив подтверждение, определяет время цикла измерения ($T_{цикла}N_1$). Это время равно удвоенному времени распространения сигнала (T_{PC}) плюс $T_{отклика}N_2$. На этом первый цикл измерения завершается.

Второй цикл измерения начинается с того, что уже узел N_2 , выждав после отправки подтверждения время, необходимое для завершения первого цикла (T задержки), направляет узлу N_1 пакет-запрос, включив в него в качестве полезной нагрузки значение $T_{отклика}N_2$. Узел N_1 , получив запрос, так же, как и N_2 в первом цикле, обрабатывает запрос и возвращает подтверждение узлу N_2 , запоминая $T_{отклика}N_2$. Узел N_2 , получив подтверждение от узла N_1 , определяет значение $T_{цикла}N_2$ и отправляет это значение узлу N_1 со следующим запросом.

Следовательно, за два цикла узел N_1 получает всю необходимую для определения времени распространения сигнала информацию:

$$T_{PC} = \frac{T_{цикла}N_1 + T_{цикла}N_2 - T_{отклика}N_1 - T_{отклика}N_2}{4}. \quad (2)$$

Симметричность метода позволяет практически исключить ошибку, связанную с отсутствием синхронизации. Метод SDS-TWR можно применять только на ограниченном количестве узлов, у которых есть необходимая вычислительная мощность. Иногда для небольших сетей используют систему определения координат, где координаты узла окончательно вычисляются только на координаторе БСС. Такая модель не приемлема для больших БСС, так как трафик к координатору сети растет экспоненциально от увеличения количества узлов, для которых необходимо определить координаты [9].

Для RTLS применяют также триангуляцию – вычисление координат путем измерения углов направления от узла к трем узлам с известными координатами и полигонометрию – измерение как углов, так и расстояний. Триангуляцией называется процесс разбиения полигональной области со сложной конфигурацией в набор треугольников.

При анализе или синтезе сложных поверхностей их аппроксимируют сеткой треугольников и впоследствии оперируют с простейшими полигональными областями, т.е. с каждым из треугольников. Вычисления расстояния до узла могут проводить двумя способами (рис. 3):

- по котангенсам углов треугольников;
- по котангенсам дирекционных углов направлений.

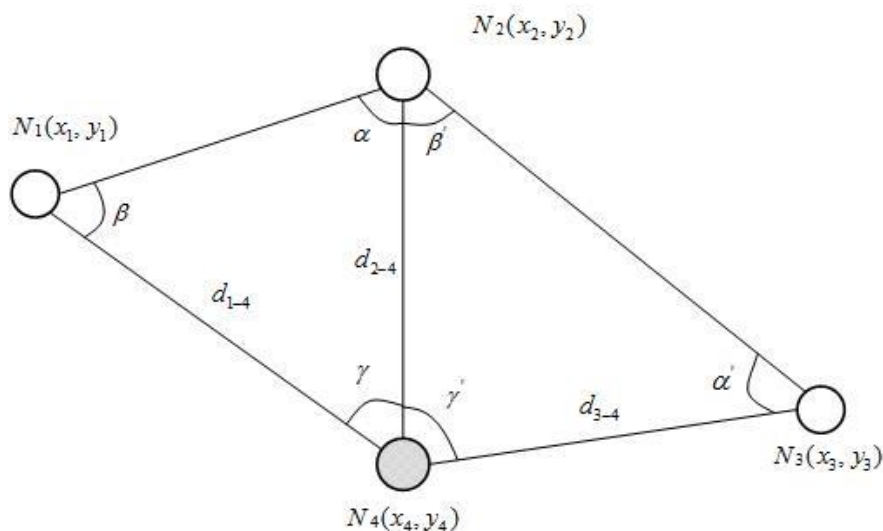


Рис. 3. Методы триангуляции по котангенсам углов треугольников и по котангенсам дирекционных углов направлений

Определение координат по котангенсам углов треугольников происходит по формуле Юнга:

$$x_4 = \frac{x_2 \operatorname{ctg} \beta + x_1 \operatorname{ctg} \alpha + y_1 - y_2}{\operatorname{ctg} \alpha + \operatorname{ctg} \beta};$$

$$y_4 = \frac{y_2 \operatorname{ctg} \beta + y_1 \operatorname{ctg} \alpha + x_1 - x_2}{\operatorname{ctg} \alpha + \operatorname{ctg} \beta}. \quad (3)$$

Определение координат по котангенсам дирекционных углов направлений происходит по формулам Гаусса:

$$y_4 = y_2 + \frac{(y_2 - y_1) \operatorname{ctg} d_{1-4} + (x_1 - x_2)}{\operatorname{ctg} d_{2-4} - \operatorname{ctg} d_{1-4}};$$

$$x_4 = x_1 + (y_4 - y_1) \operatorname{ctg} d_{1-4}, \quad (4)$$

где d_{1-4}, d_{2-4} – дирекционные углы направлений с исходных узлов N_1 и N_2 на определяемый узел N_4 .

Методы трилатерации и мультитлатерации подходят для БСС, поскольку результатом применения методов RSSI и ToF(ToA) есть расстояние к узлам с известными координатами. Метод триангуляции возможно применять при использовании секторальных, а лучше остронаправленных антенн. Полигонометрия является сочетанием трилатерации и триангуляции.

На базе известных методов определения расстояния RSSI и ToF(ToA) строятся алгоритмы и модели определения координат. Так, в БСС на базе метода RSSI находят применение нейросетевые модели для нахождения локализации сети [10]. В качестве аппаратного решения применяются секторальные антенны [11], которые позволяют улучшить не только определение координат, но и оптимизировать передачу данных по секторам антенны. В случае совпадения направления сектора и направления на

узел, с которым нужно связаться, удастся уменьшить расход на прием-передачу информации. В зависимости от известного расстояния к узлу можно адаптивно управлять мощностью передатчика для экономии затрат энергии на передачу данных [12]. Методы RSSI и ToF (ToA) являются основными для определения координат в БСС [13].

Алгоритм определения координат с измерением расстояния по методу RSSI для сетей внутри помещения рассмотрен в работе [14]. Проблема увеличения точности локализации рассматривалась в работе [15] и была решена за счет предложенного DRLA (Double-Radius Localization Algorithm) – алгоритма.

Измеренное расстояние и координаты соседних узлов возможно учесть при выборе маршрутов передачи информационных потоков с учетом их величин. В качестве модели потока в синтезируемой сети можно использовать модель фрактального броуновского движения [16].

К высокоточным методам определения координат в БСС относят радиоинтерференционную систему позиционирования (RIPS), в основе которой лежит идея использования интерференции между радиосигналами, близкими по частоте, а также метод TWTT, работающий на основе вычисления времени двусторонней передачи [17].

В открытом пространстве мощность радиосигнала может быть рассчитана по формуле Фриса [17]:

$$P_{rx} = \frac{P_{tx}}{(4\pi d / \lambda)^2}, \quad (5)$$

где P_{rx} – мощность сигнала на принимающем узле, P_{tx} – мощность сигнала на передающем узле, d – расстояние между узлами в метрах, λ – длина волны в метрах, соответствующая частоте передачи (для БСС зачастую применяют диапазон 2,4 ГГц, что соответствует 10-сантиметровому диапазону).

Соответственно, зная мощность сигнала, можно вычислить расстояние между узлами 1-2 в БСС:

$$d_{1,2} = \frac{\lambda}{4\pi} \sqrt{\frac{P_{tx}}{P_{rx}}}. \quad (6)$$

В реальных условиях в выражения (5-6) вводят коэффициенты усиления антенн, а также коэффициент, который показывает влияние канала передачи данных. Диапазон 2,4 ГГц характеризуется многолучевым характером распространения радиоволн [2], большим количеством сетей, работающих на данной частоте, что приводит к перекрестным помехам.

Метод RSSI, как базовый для определения координат, также рассматривался в работе [18]. Для определения локальной группы узлов, в которой необходимо определить координаты, можно применить зонный принцип [19]. Ошибка определения местоположения узла может быть вызвана целым рядом причин:

- опрашиваемый узел находился в спящем режиме;
- потерян пакет данных;
- низкая точность измерения RSSI;

- случайное значение RSSI;
- мешающий соседний канал связи.

Для устранения таких ошибок в работе [20] предложен адаптивный алгоритм определения координат.

В использовании метода RSSI приемник с логарифмической амплитудной характеристикой принимает сигналы, по которым встроенный индикатор RSSI формирует 8-разрядный код P_{rssi_val} . Он получается в результате усреднения по восьми периодам (128 мкс) принятого сигнала и снабжается битом состояния, указывающим, когда приемник имел возможность принять по крайней мере восемь периодов. Мощность принятого сигнала P (дБм) вычисляется по формуле [6]:

$$P = P_{rssi_val} + P_{rssi_offset}, \quad (7)$$

где P_{rssi_offset} – эмпирически подбираемая постоянная (порядка –45 дБм).

С целью построения адекватной модели канала передачи и определения дополнительного затухания в реальной среде распространения можно использовать измеренное несоответствие расстояний, которые определены по методу RSSI (d_{rssi}) и ToF (d_{ToF}) [2]:

$$A_0 = k \cdot \lg\left(\frac{d_{rssi}}{d_{ToF}}\right), \quad (8)$$

где k – коэффициент ослабления сигнала; d_{rssi} – расстояние между узлами, измеренное по методу RSSI; d_{ToF} – расстояние между узлами, измеренное по методу ToF.

Проблема локализации подвижных узлов рассмотрена в работе [21], где предложен алгоритм Sequential Uniformly Reweighted Sum-product Algorithm (SURW-SPA), который базируется на распределённом belief propagation (BP) алгоритме с последовательным проходом по дереву-алгоритму tree-reweighted message passing (TRW-S). Комбинированные алгоритмы с использованием метода трилатерации и многомерного измерения приведены в работе [22].

С целью увеличения общей энергоэффективности сети модель определения координат узла в БСС следует строить таким образом, чтобы уменьшить среднее время работы узла в режиме передачи [23].

В широкополосных сетях для локализации применяют методы ILS и DS, которые основываются также на измерении расстояния к подвижному узлу [24]. Расстояние к узлу БСС можно использовать для нахождения зависимости вероятности успешного приема пакетов в условиях многолучевого распространения сигналов [25]. В случае подвижных узлов возможно найти оптимизированную схему расположения сенсоров для размещения их в наиболее оптимальных точках и при наличии отклонений параметров приемопередатчика от номинальных значений. Для повышения зоны покрытия и решения проблемы низкой связанности сети в случае неоднородного размещения беспроводных узлов можно применить когерентное сложение. В литературе [26] рассматривается способ передачи информации в беспроводных сенсорных сетях,

что основывается на сложении полей, излучаемых близко расположенными узлами БСС, и позволяет увеличить дальность передачи информации.

Проанализировав методы для измерения расстояния для определения координат в БСС, можно сделать вывод, что наиболее применимыми являются два метода: RSSI и ToF (ТоА). Так, в работе [27] приведена модель измерения расстояния на основе RSSI. Для построения модели определения координат возможно примените муравьиных оптимизационных систем, как, в работе [28], где рассматривается задача нахождения оптимального соотношения между радиусом локализации и длиной пути маршрута. Оценка вероятности нахождения точного места положения узла MLE на основе RSSI приведена в работе [29]. Алгоритм, использующий RSSI для определения координат показан также в работе [30].

В методе ToF расстояние к узлам с определенными координатами находится по соотношениям [31]:

$$\begin{cases} \tau_{i,j} = \frac{\sqrt{(x_i - x_j)^2 + (y_i - y_j)^2}}{c}; \\ \tau_{i,k} = \frac{\sqrt{(x_i - x_k)^2 + (y_i - y_k)^2}}{c}; \\ \dots \\ \tau_{i,n} = \frac{\sqrt{(x_i - x_n)^2 + (y_i - y_n)^2}}{c}, \end{cases} \quad (9)$$

где $\tau_{i,j}, \tau_{i,k}, \tau_{i,n}$ – время распространения сигнала от узла i к узлам j, k, n , координаты которых $(x_j, y_j), (x_k, y_k), (x_n, y_n)$ известны; c – скорость света, что соответствует скорости распространения электромагнитной волны.

При измерении времени распространения сигнала от одного узла к другому возможны задержки, которые связаны с переключением режима работы микроконтроллера узла, а также настройкой на несущую частоту. Распределённый алгоритм нахождения координат с неизвестной величиной задержки рассмотрен в работе [31].

Так же, как и в работе [2], в иностранных источниках, например [32], встречается комбинация двух методов RSSI и ToF в рамках одного алгоритма определения координат.

В последнее время также появились приемопередатчики на 2,4 ГГц стандарта IEEE 802.15.4 с функцией определения расстояния [33], как например приемопередатчик компании Atmel – AT86RF233. Метод основан на измерении разности фаз радиосигналов – PhDM (Phase Difference Measurement), генерируемых узлами сети, демонстрирует значительно лучшую точность, чем методы, основанные на RSSI. Метод PhDM работает следующим образом: вначале узел N_1 инициирует запрос на измерение расстояния, отправляя его узлу N_2 ; принятая фаза сигнала измеряется узлом N_2 , после чего второй узел выступает в роли инициатора и отправляет запрос на

измерения на другой частоте узлу N_1 . Расстояние между двумя узлами вычисляется как разность между измеренными фазами сигнала по формуле[33]:

$$d_{(N_1, N_2)} = \frac{c}{4\pi} \cdot \frac{-1 \cdot \sum_{n=1}^{n-1} \Delta\varphi_n}{(n-1) \cdot \Delta f}, \quad (10)$$

где c – скорость света, n – количество измерений, Δf – разность частот, $\Delta\varphi$ – разность фаз.

Измерения как минимум на двух частотах вместе с повторяющимся измерением фаз на каждой частоте улучшает надежность и точность результата[33]. Метод PhDM по программной реализации похож на SDS-TWR.

Проведенный анализ и сравнение существующих методов, алгоритмов и моделей определения координат узлов беспроводных сенсорных сетей можно представить в виде соответствующих таблиц (табл. 1–3).

Таблица 1. Методы измерения расстояния между узлами БСС

Метод	Принцип	Точность в открытом пространстве, м	Необходимость дополнительной аппаратной реализации в узле	Необходимость большой вычислительной мощности узла
RSSI	измерение уровня принимаемого радиосигнала	3-5	-	-
ToF	измерение времени прохождения сигнала	1-3	-	-
ToA	измерения времени распространения сигнала	1-3	-	-
SDS-TWR	вычисление времени распространения сигнала за два симметричных цикла	< 1	-	+
PhDM	измерение разности фазы сигнала	< 1	+	-
RIPS	использования интерференции между радиосигналами	< 0.1	-	+
TWTT	вычисления времени двусторонней передачи	0.3-1	-	+

Проанализировав табл. 1, можно сделать вывод, что использование методов RSSI и ToF (ToA) для определения расстояния к узлам с известными координатами выглядит наиболее обоснованным, так как методы не требуют ни дополнительного оборудования, ни дополнительной вычислительной мощности на узлах БСС.

Как видно из табл. 2, методы трилатерации и мультитлатерации обладают преимуществом, перед триангуляцией и полигонометрией, так как не требуют секторальной или остронаправленной антенны.

Таблица 2. Методы определения координат узлов БСС

Метод	Принцип	Необходимое количество узлов с известными координатами узлов	Необходимость в секторальной антенне
Трилатерация	измерение расстояния до узлов с известными координатами	3	-
Мультилатерация	измерение расстояния до узлов с известными координатами	4 или больше	-
Триангуляция	измерения углов направления до узлов с известными координатами	3	+
Полигонометрия	измерение, как углов, так и расстояний до узлов с известными координатами	3	+

Алгоритмы и модели определения координат, которые рассматривались в анализе, в основном используют для определения расстояния методы RSSI и ToF (ToA) или их комбинацию и соответственно при своей реализации методы трилатерации (мультилатерации). Общим недостатком рассмотренных моделей и алгоритмов есть то, что в основном комбинация методов RSSI и ToF (ToA) применялась лишь для проверки или дополнительного уточнения расстояния. В то же время не учитывалась точность, которая может изменяться в зависимости от расстояния. Единственная попытка дать количественную оценку была сделана в работе [6]. Следовательно, ставится задача разработать алгоритм совместного использования методов RSSI и ToF (ToA) с учётом изменения точности определения расстояния, которая изменяется от расстояния.

Для построения модели определения координат будем использовать методы RSSI и ToF (ToA). Модель должна учитывать алгоритмы маршрутизации и модель сбора данных в БСС. С этой целью необходимо привести модель сбора данных в БСС.

В работе [17] указано, что точность метода RSSI в открытом пространстве составляет 3-5 м. В то же время в работе [6] утверждается, что метод определения расстояния между узлами на основе RSSI пригоден для измерений на небольших расстояниях (до 10 м) и имеет точность около 3 м. Поэтому с целью выяснения применимости и точности метода необходимо провести эксперимент по измерению дальности методом RSSI.

Таким образом, в ходе исследования необходимо решить следующие задачи:

- описать концепцию модели сбора данных в БСС;
- разработать алгоритм совместного использования методов RSSI и ToF (ToA) с учётом их особенностей;
- разработать модель определения координат;
- провести эксперимент по измерению дальности методом RSSI;
- при необходимости скорректировать модель определения координат по полученным данным.

II. Разработка модели определения координат узлом БСС

2.1. Модель построения беспроводной сенсорной сети

Модель БСС представим гиперграфом [35] $G(N, I)$, где N – вершины гиперграфа, каждая вершина представляет собой пикосеть (специально объединенное подмножество узлов БСС), индекс Θ показывает, что это множество является пикосетью, I – ребра гиперграфа, которые являются информационными потоками между несколькими пикосетями (два и более).

Пример БСС на основе разбиения ее на пикосети приведен на рис. 4, при этом показан частный случай, когда I соединяют только две вершины, что является по сути мультиграфом, когда ребро может соединять только две вершины.

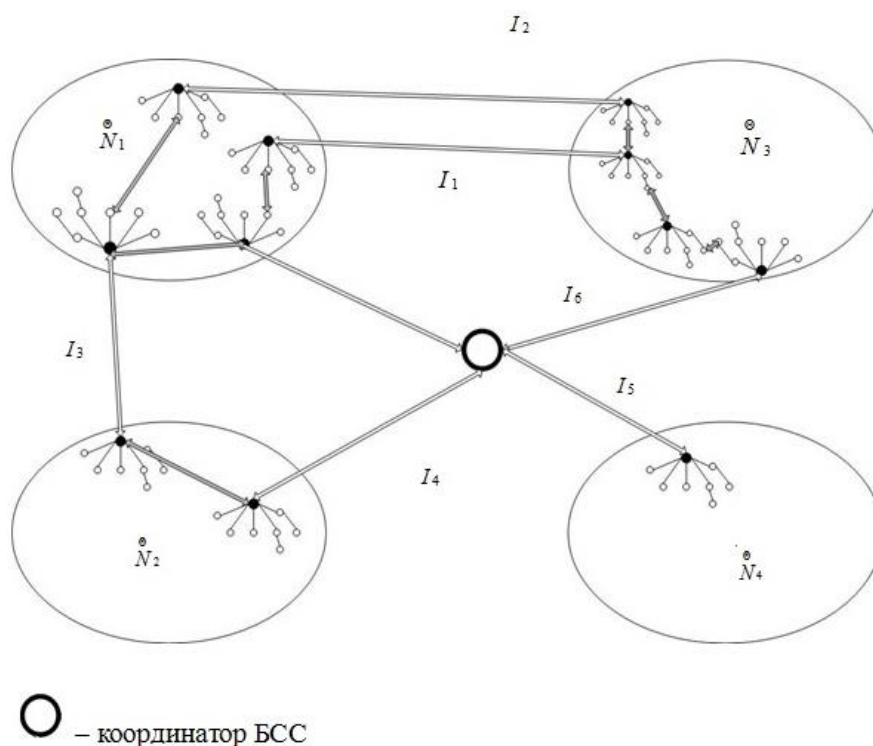


Рис. 4. Модель сети БСС на основе разбиения сети на пикосети

Множество вершин гиперграфа состоит из p -пикосетей, образованных в БСС:

$$N = \{N_1, N_2, \dots, N_p\}, \quad (11)$$

где p – количество пикосетей в БСС.

Множество ребер гиперграфа является множеством информационных потоков, возникающих между пикосетями:

$$I = \{I_1, I_2, \dots, I_j\}, \quad (12)$$

где j – количество информационных потоков в БСС.

При подходе к построению математической модели БСС на основе гиперграфа модель учитывает, что каждое ребро гиперграфа соединяет не только два узла сети БСС, но и любое подмножество узлов. Каждая пикосеть может быть с внутренней кластеризацией. Способ представления БСС в виде гиперграфа обладает высокой наглядностью. Гиперграфовая модель БСС и ее частная реализация в виде мультиграфа приведена с целью показать, что такое пикосети и как они могут взаимодействовать между собой. Вторая задача – показать, что пикосеть может быть с внутренней кластеризацией и, следовательно, это нужно учитывать при построении модели определения координат. Третья – показать, что пикосеть можно рассматривать отдельно от остальной сети и внутренние взаимодействия в ней представить тоже в виде гиперграфа или мультиграфа, но это уже задача другого исследования.

2.2. Алгоритм совместного использования методов RSSI и ToF (ToA) в пикосети

Результаты экспериментальных измерений расстояния для сети из узлов JN5148 методами RSSI и ToF [6] приведены на рис. 5. Они показывают, что погрешности при использовании метода ToF существенно меньше, чем при RSSI.

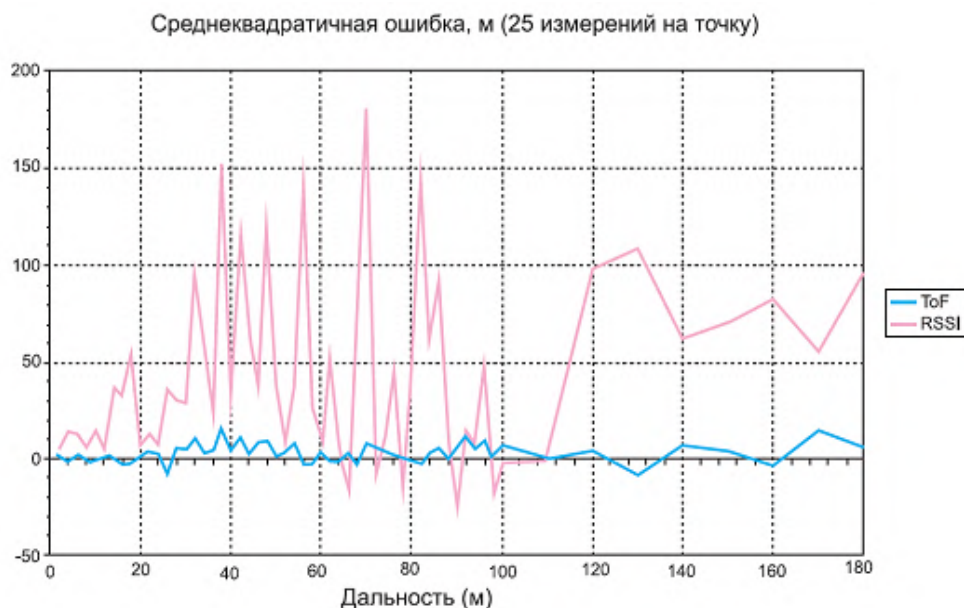


Рис. 5. Зависимость ошибок измерения расстояния методами RSSI и ToF от расстояния

При использовании метода RSSI уже на дальностях более 30 м ошибки измерений превышают само значение дальности. Таким образом, метод определения расстояния между узлами на основе RSSI пригоден для измерений на небольших расстояниях (до 10 м).

С целью использования преимуществ методов RSSI и ToF предлагается следующий алгоритм их совместной работы.

На этапе инициализации работы сети происходит установление системы координат, (рис. 6). Как известно из работы [5], система координат в БСС, полученная по

системам GPS или ГЛОНАСС, может быть локальной или глобальной. Совокупные издержки на использование датчиков GPS или ГЛОНАСС пропорциональны числу узлов, оснащенных ими [5]. Поэтому вариант оснащение всех узлов БСС модулями определения глобальной системы координат в беспроводной сенсорной сети видится экономически необоснованным. Вторым фактором является то, что энергопотребление для определения координат с использованием GPS (ГЛОНАСС) датчиков является не энергоэффективным. Для однократного определения координат, например для модуля DGM-100, требуется 4мВт·ч [5] при условии, что емкость современных малогабаритных батарей составляет порядка 20-40мВт·ч.

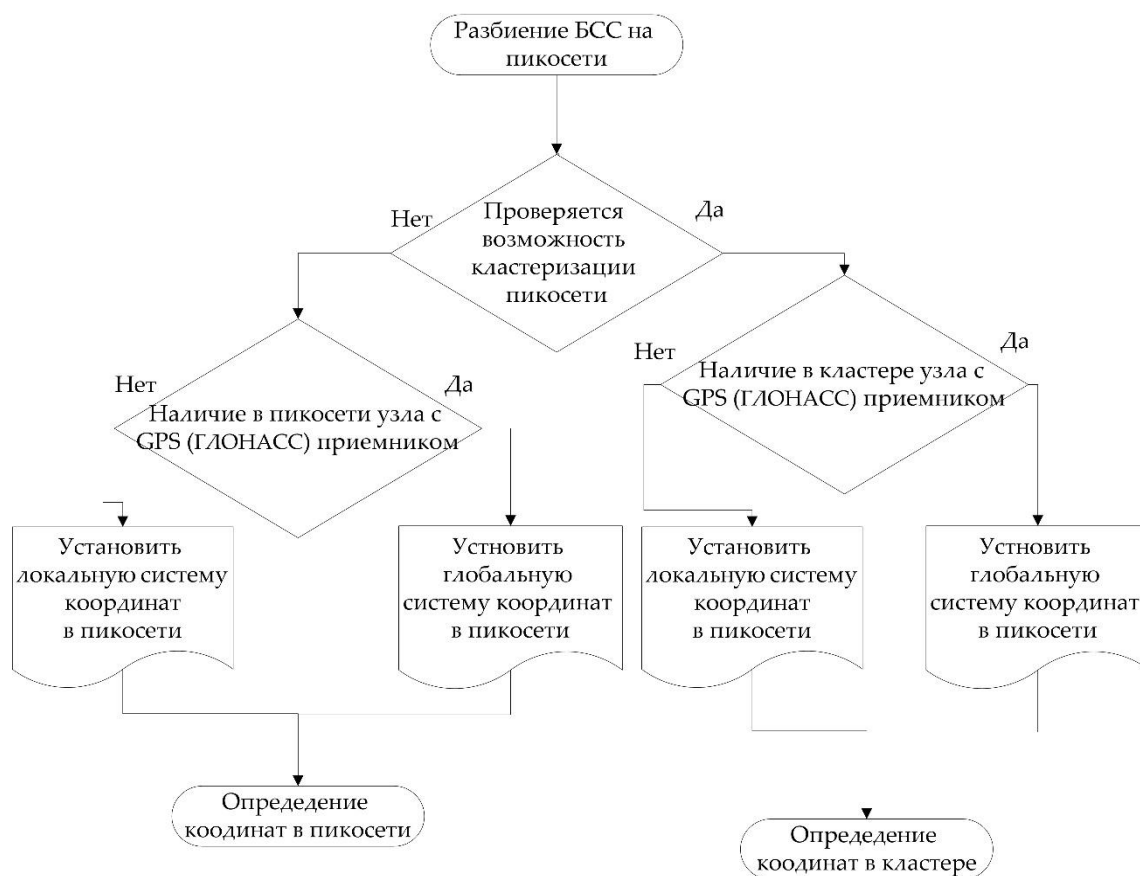


Рис. 6. Алгоритм установления системы координат при инициализации БСС

После инициализации системы координат возможно применить методы RSSI и ToF (ТоА) для определения расстояний к узлам пикосети, (рис. 7) или кластера (рис. 8).

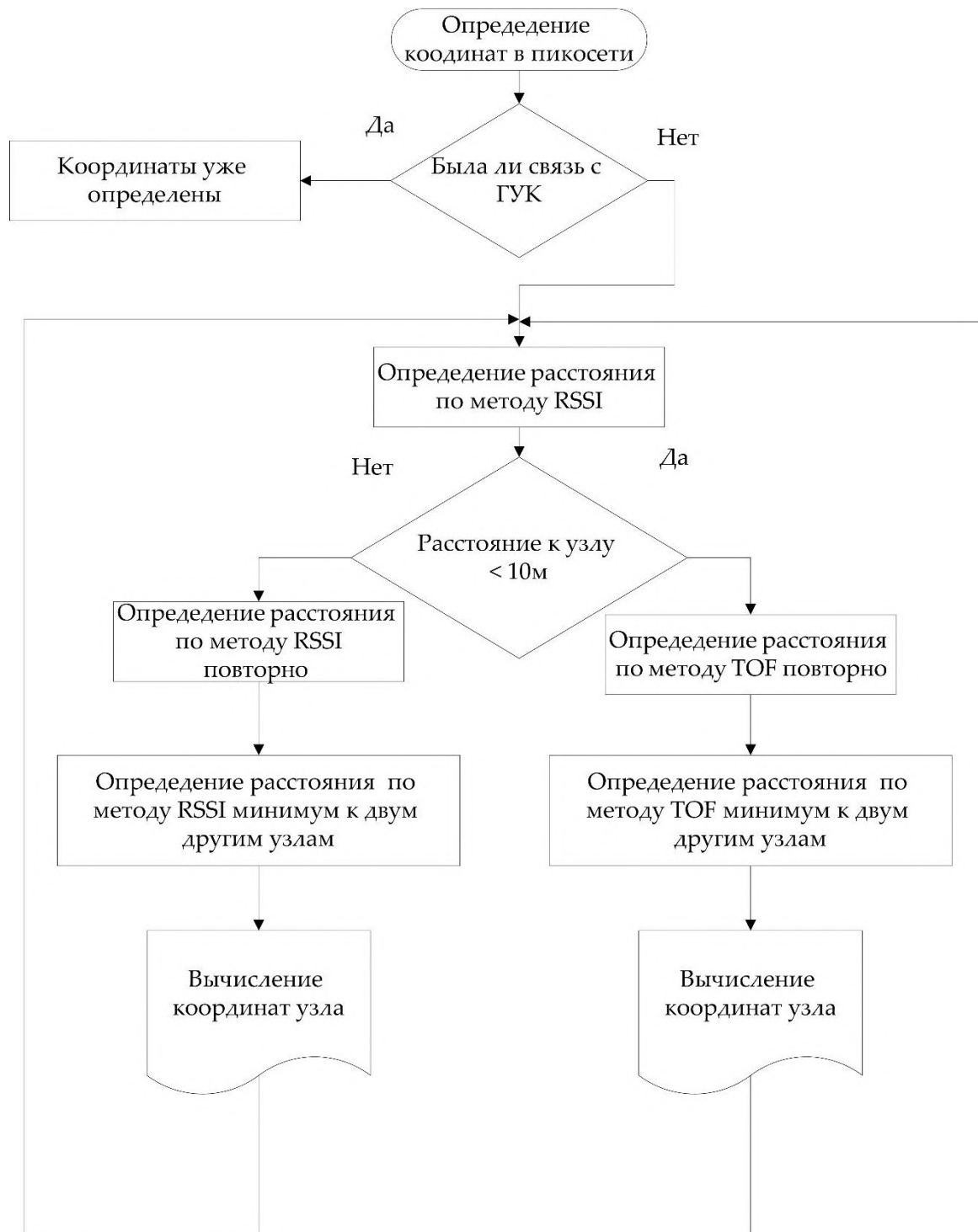


Рис. 7. Алгоритм определения координат узлом в пикосети

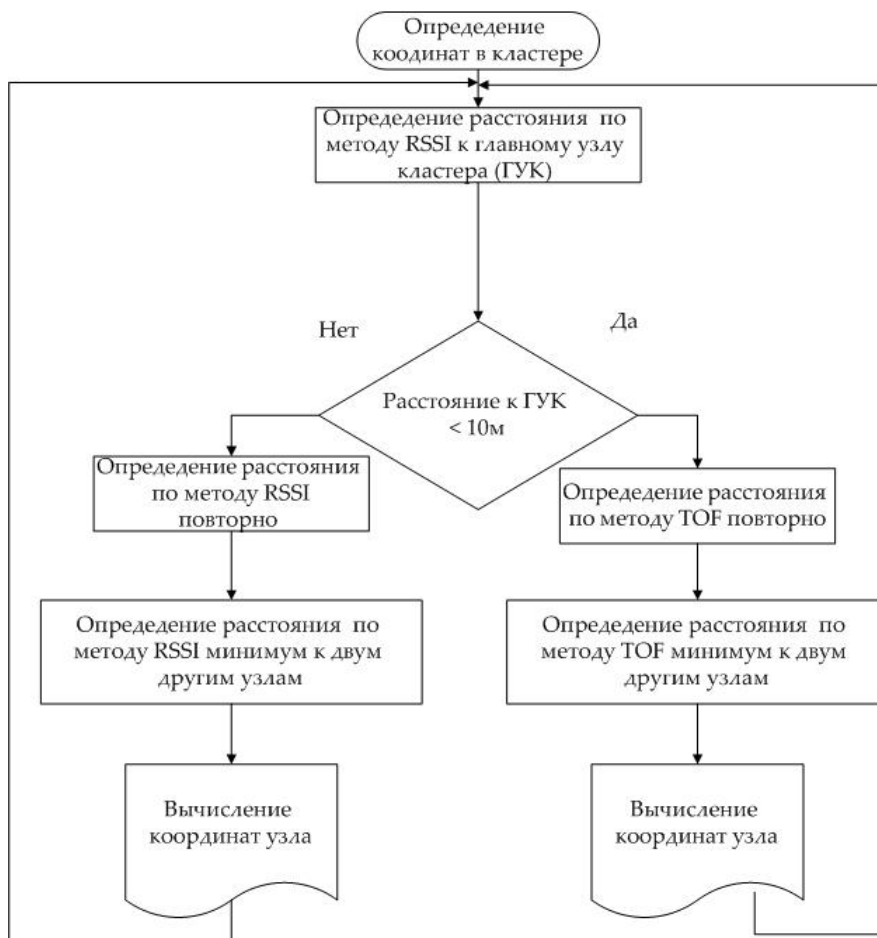


Рис. 8. Алгоритм определения координат узлом в кластере

2.3. Модель определения координат

Модель определения координат должна быть эффективной с точки зрения энергопотребления, а также колерироваться с алгоритмами маршрутизации и сбором данных в БСС.

Предлагается использовать преимущества и учитывать недостатки методов RSSI и ToF для модели определения координат. На этапе инициализации сети, когда нет четкой топологии сети, а узлы еще не объединились в кластер или пикосеть, предлагается проводить измерения расстояния на основе метода RSSI. Следовательно, узел проводит измерения расстояний и последующее их уточнение по методу RSSI, если: $n_k \notin \overset{\ominus}{N}_p$, где n_k – узел, которому необходимо определить координаты, $\overset{\ominus}{N}_p$ – пикосеть в БСС.

Ограничение определения координат (до 10 м) по методу RSSI целесообразно вводить, если:

$$\forall N_{rssi} \in \overset{\ominus}{N}_p, N_{rssi} \notin \overset{\ominus}{N}_k, \quad (13)$$

где N_{rssi} – множество узлов в зоне радиовидимости узла n_k , N_{rssi} входит только в одну пикосеть.

Таким образом, выражение (13) показывает, прошла ли инициализация сети и кластеризация на пикосети.

Возможно, что узел в пикосети имеет встроенный датчик глобальной системы позиционирования. С этой целью введем множество N_{gps} – множество узлов со встроенными устройствами с GPS (ГЛОНАСС) датчиками. Следовательно, привязка в пикосети к глобальным координатам может быть выполнена, если: $N_{gps} \in \overset{\ominus}{N}_p$.

В случае отсутствия в пикосети узлов из множества N_{gps} предлагается использовать метод ToF для определения расстояния к трем узлам из N_{gps} , что позволит создать в пикосети минимум три узла с координатами, которые определены по более точному методу.

После осуществления привязки к глобальным координатам задача определения координат будет окончательно решена.

С целью уменьшения ошибки измерений по методу RSSI предлагается ввести ограничение в измерении расстояния до 10 метров.

Таким образом, модель определения координат с использованием методов RSSI и ToF на плоскости будет выглядеть, как показано на рис. 9.

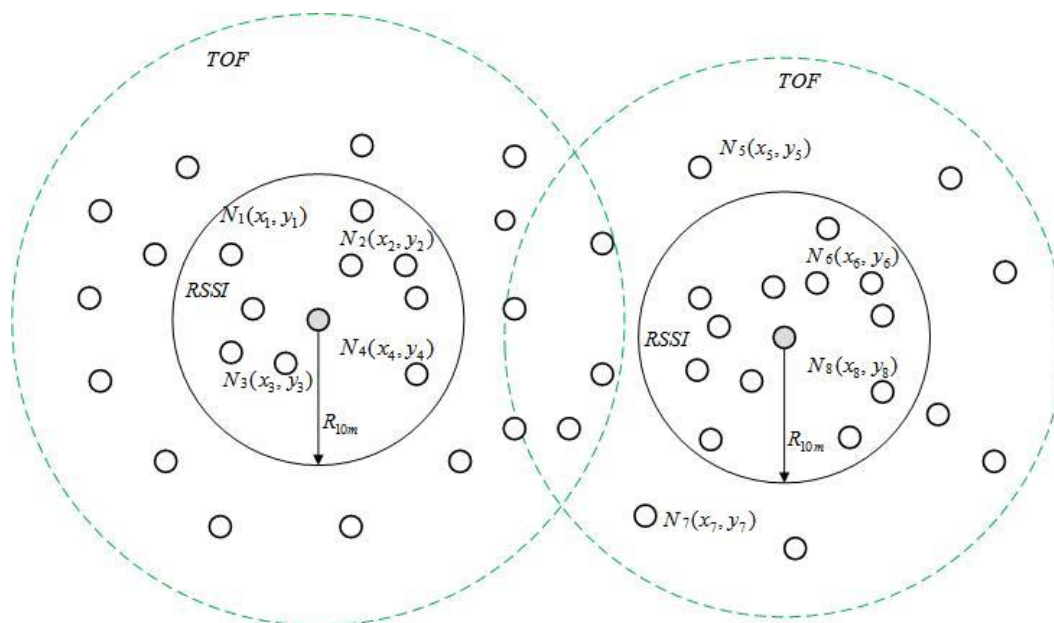


Рис. 9. Модель совместного использования методов RSSI и ToF для определения координат

Из рис. 9 видно, что узел $N_4(x_4, y_4)$ и $N_8(x_8, y_8)$ имеют одинаковые радиусы определения координат по методу RSSI и разные – по методу ToF. Такой вариант возможен, если узел $N_8(x_8, y_8)$ имеет меньший радиус радиовидимости, чем $N_4(x_4, y_4)$. Ведь измерить время прохождения сигнала от определённого узла можно только при наличии радиовидимости. Хотя возможно измерить такое прохождение через промежуточные узлы.

Как было показано в анализе методов определения координат в БСС для определения координат достаточно трех узлов с известными координатами. На рис. 9 узел $N_4(x_4, y_4)$ может измерить такое расстояние от узлов N_1, N_2, N_3 по методу RSSI в то время, как узел $N_8(x_8, y_8)$ по этому методу – только от узла N_6 . К остальным узлам применяется метод ToF.

III. Экспериментальные исследования измерения координат узлом БСС по методу RSSI

3.1. Постановка задачи эксперимента

Для метода RSSI применяют протокольную функцию оценки качества связи LQI- Link Quality Indicator, которая есть в любом беспроводном канале по стандарту IEEE 802.15.4 [6]. LQI – определяет мощность принятого сигнала. Результат этого измерения можно вывести, откалибровать по известному расстоянию и оценить дальность до источника.

Исследования проводились на базе отладочного комплекта CC2530 ZDK, в котором используется приемо-передатчик CC2530 американской компании Texas Instruments. В качестве программного обеспечения для мониторинга на персональном компьютере (ПК) применялось бесплатно распространяемое программное обеспечение Smart RF Studio v.7, полученное вместе с отладочным комплексом CC2530 ZDK в рамках программы European University Programm.

Исследования проводились по измерению уровня принимаемого сигнала по методу RSSI для двух узлов БСС с приемо-передатчиками CC2530, рис. 10.

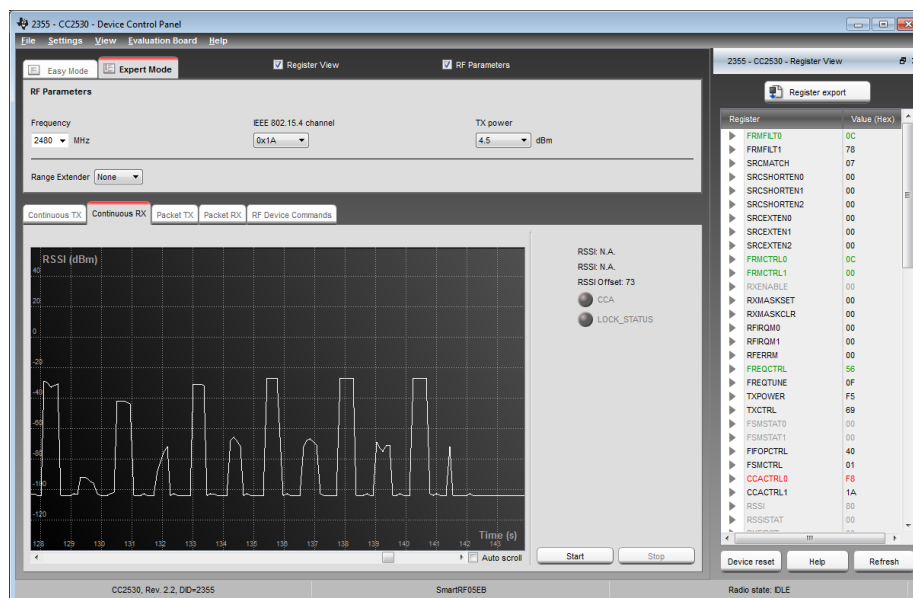


Рис. 10. Индикация уровня принимаемого сигнала (RSSI) в программе Smart RF Studio

Целью исследования было определение зависимости изменения RSSI от расстояния, а также влияние уровня помех на соседнем канале ZigBee или близким по ча-

стоте соседним радиоизлучением. Как известно, по стандарту IEEE 802.15.4, который описывает первые два нижних уровня модели OSI, на частоте 2,4 ГГц, для организации БСС выделено 16 каналов с шириной 2 МГц (рис. 11), что находятся в пределе от 2405 до 2480 МГц.

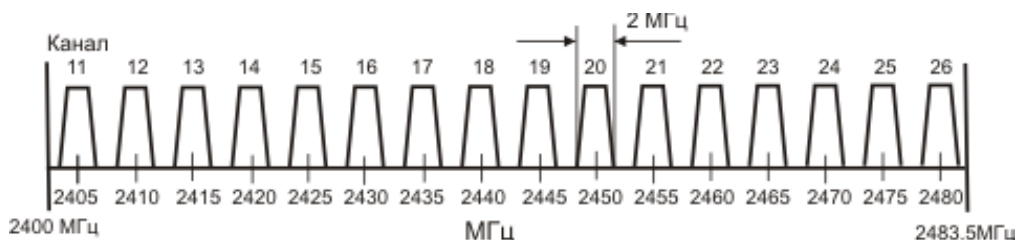


Рис. 11. Распределение радиоканалов, используемых для БСС на частоте 2,4 ГГц по стандарту IEEE 802.15.4

Следовательно, для исследования передач на соседних каналах будем использовать распределение по частотам, что показано на рис 9.

Необходимо выполнить три эксперимента:

1. Исследование влияния соседнего канала на измерения RSSI;
2. Исследование влияния соседнего радиоизлучения на измерения RSSI;
3. Исследование влияния расстояния на уровень RSSI.

3.2. Исследование влияния соседнего канала на измерения RSSI

Исследование влияния соседнего канала на измерения RSSI проводилось в несколько этапов. В первом случае передающий узел передавал сигнал мощностью 1 dBm с изменением частоты в интервале от 2460 МГц до 2480 МГц. Изменение частоты проходило с шагом 1 МГц за 500 мс. Принимающий узел работал на канале 2480 МГц, результат измерений приведен на рис. 12.

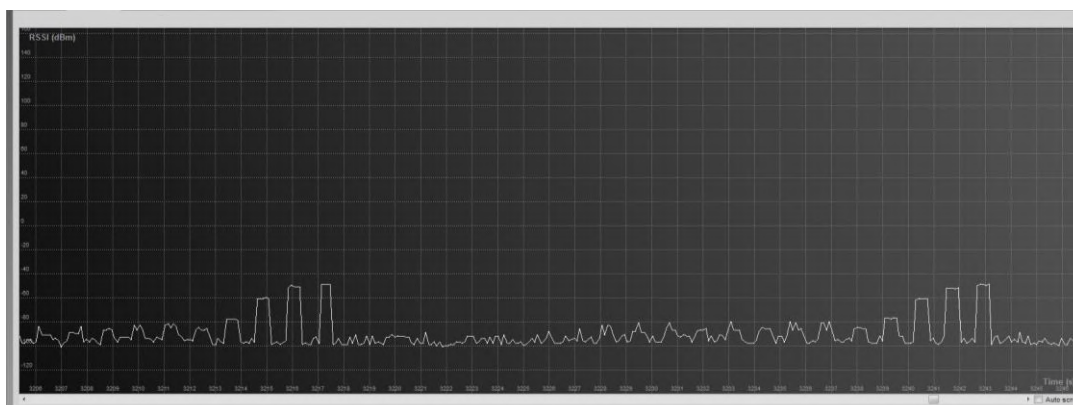


Рис. 12. Исследования влияния соседнего канала на измерения RSSI в интервале от 2460 МГц до 2480 МГц с шириной канала 1 МГц

Как видно из рис. 12, самое большое влияние оказывает работа радиопередатчика на совпадающем диапазоне 2479-2480 МГц, а также близким к каналам частотам

2476-478 МГц. Работа на канале, который отличается более чем на 5 МГц, оказывает влияние не более 20 dBm, рис. 13.



Рис. 13. Исследование влияния соседнего канала на измерения RSSI в интервале от 2460 МГц до 2480 МГц с шириной канала 5 МГц

3.3. Исследование влияния соседнего радиоизлучения на измерения RSSI

Исследование влияния соседнего радиоизлучения на измерения RSSI проходило с разным вариантом ширины помехи.

В первом случае принимающий узел работал на частоте 2470 МГц, мешающий радиопередатчик работал с изменением частоты от 2465 МГц до 2475 МГц. Результаты исследований приведены на рис. 14.



Рис. 14. Исследование влияния соседнего радиоизлучения с шириной помехи 1 МГц

Как видно из рисунка 14, помеха вносила разное влияние на принимающий узел. Больше всего влияние проявлялось, когда частота помехи совпала с частотой канала. Ширина канала принимающего узла 2 МГц и лежит в диапазоне от 2469 до 2471 МГц. Защитный интервал, что предусмотрен IEEE 802.15.4, позволяет избежать влияния работы соседнего канала, хотя влияние на соседних каналах есть, и оно равно 20 dBm. Разница между работой соседнего канала как помехи, рис. 15а, и нормальной передачи, рис. 15б, составляет порядка 30 dBm.



а) 2474-2476 МГц



б) 2474-2476, 2469-2471 МГц

Рис. 15. Исследование влияния соседнего радиоизлучения с шириной помехи 5 МГц на принимающий узел, работающий в диапазоне 2469-2471 МГц (14-й канал IEEE 802.15.4)

Уровень RSSI без внешних помех показан на рис 16.



Рис. 16. Уровень RSSI без внешних помех

3.4. Исследование влияния расстояния на уровень RSSI для приемо-передатчика CC2530

Измерение уровня RSSI проходило при изменении расстояния между узлами (табл. 3).

Таблица 3. Измерение уровня RSSI при изменении расстояния между узлами

Расстояние, м	Уровень RSSI, - dBm
2,5	50
1,75	40
4,5	50
1,60	40
0,30	30
0,2	20
0,1	18
0,3	25
0,4	27
0,5	30
1	40
3	50

Изменение уровня RSSI от расстояния для приемо-передатчика CC2530 приведено изображено на рис. 17.

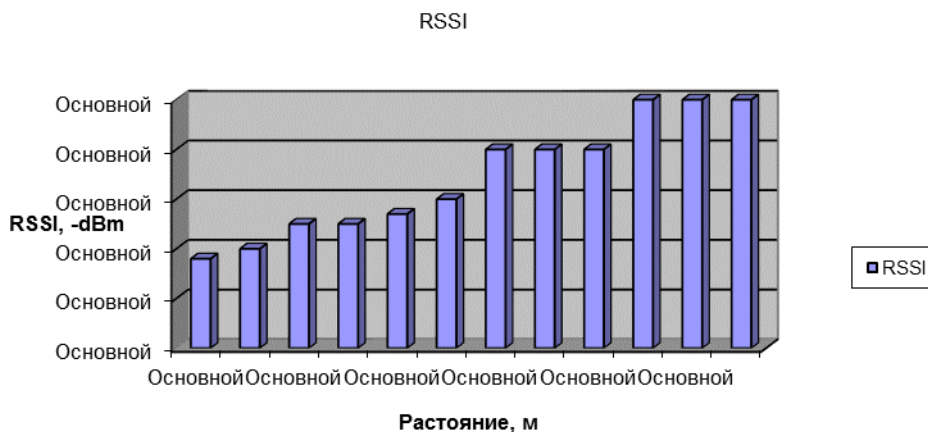


Рис. 17. Изменение уровня RSSI от расстояния для приемо-передатчика CC2530

Как видно из рис. 17, когда узел находится на расстоянии до 1 метра, уровень RSSI изменяется значительно (от 18 dBm при расстоянии 10 см до 30 dBm при расстоянии 0,5 метра). При измерении расстояния от 1 метра до 5 метров изменение RSSI менее заметно. Таким образом, высказывание в источниках [6, 17] частично подтверждено, что точность метода RSSI находится в пределах 3 метров.

В то же время в ходе экспериментов было установлено, что метод RSSI для измерения расстояния от 10 см до 1 метра имеет погрешность около 10-15 см.

Данное явление можно объяснить несколькими явлениями. Во-первых, при малом расстоянии между узлами коэффициент ослабления сигнала мало зависит от помех в канале и возможных флуктуаций. Во-вторых, такое расстояние характерно для ближней зоны действия антенны, радиус которой, в некотором приближении, может быть вычислен из выражения:

$$F_n \approx 10 \cdot \lambda, \quad (14)$$

где λ – длина волны.

Учитывая выражение (14) для частоты 2,4 ГГц, длина волны около 10 см, которая является ближней зоной антенны для приемо-передатчика CC2530, будет радиусом до 1 м. А как известно, ближняя зона антенны – это область, в которой направленные свойства антенны определяются законами геометрической оптики.

IV. Корректировка модели определения координат с учетом проведенных экспериментов

В результате проведения экспериментов по измерению расстояния методом RSSI было установлено, что расстояние до близлежащих узлов (до 1 метра) по этому методу имеет достаточно хорошую точность, порядка 10-15 см. Следовательно, этот эффект целесообразно использовать в модели определения координат.

Предлагается производить корректировку координат между узлами, которые находятся на расстоянии до 1 метра. С этой целью один из узлов, что входит во множество N_{rssi_c} (все узлы на удалении не более метра) проводит корректировку своих

координат с узлом, что входит во множество N_{gps} по методу ToF. В случае отсутствия такой возможности проводится уточнение по базовым узлам пикосети также по методу ToF. После такой корректировки все узлы, которые находятся во множестве N_{rssi_c} , проводят корректировку своих данных по методу RSSI. Таким образом, удается создать определённые «островки» с уточненными координатами, часть узлов которых возможно использовать, если узел, к которому нужно определить расстояние, находится в спящем режиме.

Выводы

В работе проведен анализ методов, методик и алгоритмов определения координат узлов беспроводных сенсорных сетей. Предложена модель определения координат для узлов беспроводной сенсорной сети с применением комбинации методов RSSI и TOF(ToA). Предложен алгоритм совместного использования методов RSSI и ToF (ToA) в пикосети. Проведены экспериментальные исследования влияния соседнего канала на измерения RSSI, влияние соседнего радиоизлучения на измерения RSSI, а также влияние расстояния на уровень RSSI. Предложено ввести ограничение для измерения расстояния по методу RSSI до 10 метров, а также выполнить корректировку узлов, находящихся в пределах 1 метра.

Список литературы:

1. Власова В.А. Аспекты позиционирования в сенсорных сетях // Технологический аудит и резервы производства. – 2012. – Т. 4., №. 1(6). – С. 3–4.
2. Власова В.А. Метод определения координат объектов на этапе инициализации гомогенной беспроводной сенсорной сети: дис. ... к. т. н.: 05.12.02. – Х.: ХНУРЭ, 2014.– 165 с.
3. Гаркуша С.В. Разработка потоковой модели маршрутизации в многоканальных многоинтерфейсных mesh-сетях стандарта IEEE 802.11, представленных в виде графа Кенига [Электронный ресурс] // Проблемы телекоммуникаций.– 2014.– №1 (13).– С. 20–34.– Режим доступа: http://pt.journal.kh.ua/2014/1/1/141_garkusha_routing.pdf.
4. Беркман Л.Н., Выговский Р.В. Оптимизация критерия адаптации smart-антен для технологии WiMAX // Наукові записки УНДІЗ.–№2(14).– 2010.– С. 5–15.
5. Иванов Е.В. Определение координат в беспроводных сенсорных сетях: дис. ... к. т. н.: 05.12.13. – М., 2008.– 148 с.
6. Еркин А. Расширение возможностей беспроводных сетей ZigBee: измерение координат узлов // Беспроводные технологии. – 2011.– Т. 1, № 22.– С. 12–14.
7. Лень В.Е. Определение координат в беспроводной сенсорной сети // Основні проблеми регіонального управління в Україні: Модернізаційні процеси державного та муніципального управління. – К. : Академія муніципального управління, 2014.– С. 288–290.
8. Киров Д.А. Анализ методов позиционирования в беспроводных сетях // Сборник тезисов докладов конференции молодых ученых. – 2011. – №. 1. – С. 107-108.
9. Джарел Б. Определение положения устройства стандарта ZigBee // Беспроводные технологии. – 2007. – №4. – С. 46–48.
10. Chuang, P.-J., Jiang Y.-J. Effective neural network-based node localisation scheme for wireless sensor networks // Wireless Sensor Systems, IET. – 2014. – Vol. 4, Issue 2. – P. 97–103.

11. Hong, S.H., Kim B.K., Eom D.S Localization algorithm in wireless sensor networks with network mobility // IEEE Transactions on Consumer Electronics. – 2010. – Vol. 55, Issue 4. – P. 1921–1928.
12. Восков Л.С., Комаров М.М. Позиционирования датчиков беспроводной сенсорной сети как способ энергосбережения // Датчики и системы.– 2012.– № 1.– С. 34–38.
13. Власова В. А., Зеленин А.Н., Рыженкова А.С., Минаев Л.Б. Обзор основных методов позиционирования в беспроводных сенсорных сетях // Оралдың ғылым жаршысы. – 2012. – №2 (38). – С. 68–72.
14. Zhu X., Feng Y. RSSI-based Algorithm for Indoor Localization // Communications and Network. – 2013. – Vol. 5 No. 2B. – P. 37–42.
15. Zhao J., Li H., Tang Z., Sun X. Research on WSN Double-Radius Localization Algorithm Based on Partition Judgment Mechanism // Wireless Sensor Network. – 2010. – Vol. 2 No. 8. – P. 639–644.
16. Агеев Д.В. Распределение неразветвленных потоков с учетом эффекта самоподобия // Восточно-Европейский журнал передовых технологий. – 2013. – Т. 3., № 4 (63). – С. 60–63. – Режим доступа: <http://journals.uran.ua/ejet/article/view/14767>
17. Восков, Л.С., Курпатов Р.О. Сравнительный анализ методов локализации в беспроводных сенсорных сетях // Качество. Инновации. Образование.– 2011.– № 3 (70).– С. 35–40.
18. Min Chen, Hui Liu Enhance Performance of Centroid Algorithm in Wireless Sensor Networks // Fourth International Conference on Computational and Information Sciences (ICIS). 2012. – Chongqing. IEEE, 2012. – P. 1066–1068.
19. Лемешко А.В., Гаркуша С.В. Классификация методов распределения частотных каналов в многоинтерфейсных многоканальных mesh-сетях стандарта IEEE 802.11 [Электронный ресурс] // Проблемы телекоммуникаций. – 2011. – № 2 (4).– С. 139–149. – Режим доступа: http://pt.journal.kh.ua/2011/2/1/112_lemeshko_classification.pdf.
20. Fei Ding, , Aiguo Song, Jianqing Li, Guangming Song An adaptive localisation algorithm of mobile node in wireless sensor network // International Journal of Sensor Networks .– 2013.– Vol. 14, No. 1. – P. 42-49.
21. Wei Li, Zhen Yang, Haifeng Hu Sequential Uniformly Reweighted Sum-Product Algorithm for Cooperative Localization in Wireless Networks [Electronic Resource] // International Journal of Distributed Sensor Networks. – 2014. – Vol. 2014. – P. 1– 10. – Режим доступа: <http://www.hindawi.com/journals/ijdsn/2014/164816/cta/>
22. Patil S., Zaveri M. MDS and Trilateration Based Localization in Wireless Sensor Network // Wireless Sensor Network.– 2011.– Vol. 3, No. 6.– P. 198–208.
23. Галкин П.В. Анализ энергопотребления узлов беспроводных сенсорных сетей // ScienceRise. – 2014. – № 2 (2). – С. 55–61.
24. Seong Y.C., Doo Kim Byung Linear closed-form solution for wireless localisation with ultra-wideband/chirp spread spectrum signals based on difference of squared range measurements // Wireless Sensor Systems, IET. – 2013. – Vol. 3, Issue 4. – P. 255–265.
25. Галкин П.В., Ключник И.И. Актуальные проблемы создания системы "Умный дом" // Науково-технічна конференція «Сучасні інформаційно-комунікаційні технології» COMINFO-2009 : Збірник тез. – К. : ДУІКТ, 2009.– С. 108–109.
26. Садков А.Н., Мишагин К.Г., Пастухов В.А., Умнов А.Л. Анализ связанности сенсорной сети с коллективной передачей информации // Вестник Нижегородского университета им. Н.И. Лобачевского. Радиофизика. – 2008. – №. 6. – С. 70-76.
27. Xu J., Liu W., Lang F., Zhang Y., Wang Ch. Distance Measurement Model Based on RSSI in WSN // Wireless Sensor Network. – 2010. – Vol. 2, No. 8. – P. 606–611.
28. Yinglong W., Huanqing C., Qiang G., Minglei S. Obstacle-avoidance path planning of a mobile beacon for localization // Wireless Sensor Systems, IET. – 2013.– Vol. 3, Issue 2.– P. 126–137.

29. Renxi Gong, Jiwei Zhao, Yang Huang, Xiaobi Meng WSN Multilateral Localization Algorithm Based on MLE // International Conference on Network Computing and Information Security (NCIS), 2011 (Volume:2) – Guilin: IEEE, 2011. – P. 426– 429.
30. Zhang H., Zhang J., Wu H. An adaptive localization algorithm based on RSSI in wireless sensor networks // 2nd International Conference on Cloud Computing and Intelligent Systems (CCIS), 2012. – Hangzhou: IEEE, 2012. – P. 1133 – 1136.
31. Yu K., Guo Y.J., Hedley M. TOA-based distributed localisation with unknown internal delays and clock frequency offsets in wireless sensor networks // Signal Processing, IET.– 2009.– Vol.3, Issue 2.– P. 106–118.
32. Gadeke T., Schmid J., Kruger M., Jany J., Stork W., Muller-Glaser K. D. A bi-modal ad-hoc localization scheme for wireless networks based on RSS and ToF fusion // 10th Workshop on Positioning Navigation and Communication (WPNC), 2013. – P. 1 – 6.
33. Локализация внутри помещений [Электронный ресурс] // Мир беспроводных решений, "ЭФО". – Режим доступа: <http://www.wless.ru/technology/?tech=11#Atmel>
34. Гоголев А., Екимов Д., Екимов К., Мощевикин А., Федоров А., Цыкунов И. Точность определения расстояний с помощью технологии nanoLOC // Беспроводные технологии.– 2008.– № 3. – С. 48 – 51.
35. Галкин П.В. Модель беспроводной сенсорной сети на основе гиперграфа // 17-й Международный молодежный форум «Радиоэлектроника и молодежь в XXI веке». Т. 4. – Харьков: ХНУРЭ, 2013. – С. 71–72.

УДК 381.324

АНАЛИЗ ЭФФЕКТИВНОСТИ МЕТОДОВ МНОГОКРИТЕРИАЛЬНОГО ВЫБОРА ПРЕДПОЧТИТЕЛЬНОГО ВАРИАНТА СРЕДСТВ ТЕЛЕКОММУНИКАЦИЙ



[В.М. БЕЗРУК](#)

Харьковский национальный
университет радиоэлектроники

[Н.Н. ПОНОМАРЕНКО](#)

Национальный аэрокосмический университет
им. Н.Е. Жуковского «ХАИ»

[Ю.В. СКОРИК](#)

Харьковский национальный
университет радиоэлектроники

Abstract – Comparative analysis of the effectiveness of methods for selecting the preferred design solution taking into account the quality indicators and the information obtained from experts was performed. It was shown that the method of hierarchies analysis is the best for a small standard deviation decision of experts. This means that it is better to use a more experienced and qualified experts in small quantities than the large number of experts with a large standard deviation decision.

Анотація – Проведено порівняльні дослідження ефективності методів вибору кращого проектного рішення з урахуванням сукупності показників якості та інформації, одержуваної від експертів. Показано, що метод аналізу ієрархій є кращим при малому середньоквадратичному відхиленні прийняття рішення експертами. Це означає, що краще використовувати більш досвідчених і кваліфікованих експертів у малій кількості, ніж великий чисельний склад експертів з великим середньоквадратичним відхиленням прийняття рішення.

Аннотация – Проведены сравнительные исследования эффективности методов выбора предпочтительного проектного решения с учетом совокупности показателей качества и информации, получаемой от экспертов. Показано, что метод анализа иерархий является лучшим при малом среднеквадратическом отклонении принятия решения экспертами. Это означает, что лучше использовать более опытных и квалифицированных экспертов в малом количестве, чем большой численный состав экспертов с большим среднеквадратическим отклонением принятия решения.

Введение

Средства телекоммуникаций (то есть устройства, технологии, системы, используемые для передачи информации) являются важными компонентами современных инфокоммуникаций. При их проектировании возникают требования строгого учета совокупности противоречивых требований на показатели их качества. Это определяет необходимость применения методов многокритериальной оптимизации при выборе проектных решений из множества допустимых вариантов. Раньше при проектировании средств телекоммуникаций проводился выбор лишь строго допустимых проектных вариантов, которые удовлетворяли заданным ограничениям на показате-

ли качества. С усложнением и увеличением стоимости проектируемых средств телекоммуникаций актуальным является нахождение оптимальных проектных решений. Для выбора оптимальных решений следует задать формализованный критерий оптимальности – критерий предпочтения одного проектного варианта над другим с учетом совокупности показателей качества. Здесь возникает непростая задача "аппроксимации" функции выбора оптимальных вариантов средств телекоммуникаций, которая имеется в воображении заказчика - лица, принимающего решения (ЛПР), некоторой другой функцией выбора, которую можно представить в виде формализованного критерия оптимальности с учетом совокупности показателей качества при использовании строгих математических методов [1-3].

Обычно на начальных этапах проектирования средств телекоммуникаций (в дальнейшем будем использовать термин «систем») все показатели качества полагают одинаковыми по важности. В этом случае формализованное решение задачи выбора оптимальных вариантов сводится к нахождению некоторого подмножества нехудших (Парето–оптимальных) вариантов систем, оптимальных по безусловному критерию предпочтения (критерию Парето) [4-6]. Формально модель задачи Парето–оптимизации не содержит информации для выбора единственного проектного варианта систем. Множество допустимых проектных вариантов лишь сужается до подмножества Парето за счет исключения безусловно худших вариантов. При этом достигается компромисс, то есть согласованный по критерию Парето оптимум совокупности показателей качества системы. Согласованный оптимум означает, что дальнейшее улучшение каждого из показателей может быть достигнуто лишь за счет ухудшения других показателей качества. Все найденные Парето–оптимальные варианты систем являются несравнимыми по критерию Парето и каждый из них может быть выбран для последующих этапов проектирования.

В ряде случаев для последующих этапов проектирования должен быть выбран единственный предпочтительный вариант системы с привлечением дополнительной информации, получаемой от экспертов. Такая информация у экспертов появляется в результате всестороннего анализа структуры и параметров Парето–оптимальных вариантов системы, в частности, полученных многомерных диаграмм обмена показателей качества для этих вариантов, относительной важности используемых показателей качества, сравнительного анализа Парето–оптимальных вариантов систем между собою и др. Для сужения подмножества Парето–оптимальных проектных решений до единственного предпочтительного варианта средств телекоммуникаций могут быть применены разные методы, которые используют разного типа дополнительную информацию экспертов о проектных решениях [4-7]. В работах [8-11] эти методы применялись при решении задач многокритериального выбора проектных вариантов различных типов средств телекоммуникаций. В настоящее время возникла необходимость сравнения эффективности разных методов выбора предпочтительного варианта средств телекоммуникаций. Это требуется для использования рационального метода выбора предпочтительного варианта в зависимости от вида дополнительной информации, получаемой при анализе разных типов средств телекоммуникаций, числа и квалификации группы экспертов и др.

Поэтому данная статья посвящена сравнительному анализу эффективности ряда методов выбора единственного предпочтительного варианта проектируемой системы с учетом совокупности показателей качества и дополнительной информации, получаемой от экспертов.

I. Метод выбора предпочтительного варианта системы на основе теории полезности

Полученная дополнительная информация от экспертов может быть использована для формализованного построения условного критерия предпочтения, в частности, в виде скалярной целевой функции от совокупности показателей качества $U(k_1(\phi), \dots, k_n(\phi))$, оптимизация которой на подмножестве Парето-оптимальных решений $P_k(\Phi_\partial)$ приводит к выбору единственного предпочтительного варианта системы [3]:

$$\phi_0 = \mathop{\text{argextr}} (U(k_1(\phi), \dots, k_n(\phi))), \quad \phi \in P_k(\Phi_\partial). \quad (1)$$

Общее требование к функции $U(k_1(\phi), \dots, k_n(\phi))$ сводится к тому, чтобы она была монотонной (возрастающей или спадающей) по каждому из своих аргументов.

Существуют как объективные, так и субъективные подходы к построению такой функции. В ряде случаев на основе рассмотрения назначения системы, которая проектируется в составе более сложной надсистемы (комплекса), объективными методами может быть установлена взаимосвязь показателей качества системы (k_1, \dots, k_n) с некоторым показателем качества K надсистемы в виде соответствующей функции $K = U(k_1, \dots, k_n)$. Однако в большинстве случаев объективно ввести такую функцию не удается и приходится прибегать к ее построению в значительной мере субъективными методами с привлечением разного рода дополнительной информации, получаемой от экспертов. При этом существуют разные методы получения и обработки этой информации.

Одним из широко используемых методов сужения подмножества Парето-оптимальных решений является использование скалярной функции ценности (полезности), оптимизация которой ведет к выбору единственного предпочтительного варианта системы [2, 3]. Числовую функцию $U(k_1, \dots, k_n)$ называют функцией ценности для отношения строгого предпочтения \succ , если для произвольных оценок $\vec{k}', \vec{k}'' \in V$ в пространстве V неравенство $U(\vec{k}') > U(\vec{k}'')$ имеет место тогда и только тогда, когда $\vec{k}' \geq \vec{k}''$. Предположим, что отношение строгого предпочтения \succ удовлетворяет аксиоме Парето. При этом из векторного неравенства $\vec{k}' \geq \vec{k}''$ вытекает отношение $\vec{k}' \succ \vec{k}''$, которое означает $U(\vec{k}') > U(\vec{k}'')$, то есть функция ценности $U(\vec{k})$ является возрастающей по отношению \geq . Если существует такая функция ценности

$U(\vec{k})$, то единственная оптимальная оценка вектора \vec{k}^0 находится путем максимизации этой функции на подмножестве Парето [2, 3, 6]:

$$U(\vec{k}^0) = \max_{\vec{k} \in opt \geq V} U(\vec{k}). \quad (2)$$

Таким образом, нахождение единственной оптимальной оценки сводится к решению задачи скалярной оптимизации функции многих переменных $U(\vec{k})$.

Вопрос существования функций ценности и способы их оценивания детально рассматриваются во многих работах [2]. При этом могут быть построены аддитивная, мультипликативная, полинейная функции ценности.

Процедура формирования функции ценности $U(\vec{k})$ иногда называется сверткой векторного критерия $\vec{K} = (k_1, k_2, \dots, k_n)$.

В ряде случаев обобщенная функция ценности может принимать вид [2, 3]:

$$U(k_1, \dots, k_m) = \sum_{j=1}^n c_j \varphi_j(k_j), \quad (3)$$

где $\varphi_j(\cdot)$ - одномерные функции ценности, которые характеризуют ценность системы по j -му показателю качества; c_j - весовые коэффициенты.

Задача построения функции (3) сводится к оценке коэффициентов c_j , выбору вида функций $\varphi_j(k_j)$, проверке их независимости по отношению предпочтения \geq , проверке согласованности построенной функции ценности. Иногда может быть использована более простая функция ценности в виде:

$$U(\vec{k}) = \sum_{j=1}^n c_j k_j. \quad (4)$$

При этом используются разные методы получения дополнительной информации о значении коэффициентов c_j . В частности, это хорошо разработанные методы экспертных оценок. Они сводятся к опрашиванию выбранной группы экспертов с учетом информации о ценности полученных Парето-оптимальных вариантов системы, относительной важности показателей качества и др.

II. Метод выбора единственного предпочтительного варианта системы на основе теории размытых множеств

Этот подход базируется на том, что через априорную неопределенность понятие "наилучший вариант системы" невозможно определить точно. Можно считать, что это понятие представляет собой размытое множество, и для оценки системы могут быть использованы основные положения теории размытых множеств [2, 3]. В общем случае размытое множество G на множестве X задается функцией принадлежности: $\xi_G : X \rightarrow [0,1]$, которая сопоставляет с каждым элементом $x \in X$ действительное число ξ_G на интервале $[0,1]$. Это число называется степенью принадлежности элемента x размытому множеству G . Чем оно более близко к 1, тем выше степень принадлежности. Функция $\xi_G(x)$ является обобщением обычной характеристической функции множеств, которая приобретает лишь два значения: 1 – при $x \in G$ и 0 – при $x \notin G$. В случае дискретных множеств используется запись размытого множества как множество пар $G = \{x, \xi_G(x)\}$.

В соответствии с этими основными положениями каждый показатель качества системы может задаваться в виде размытого множества $k_j = \{k_j, \xi_{k_j}(k_j)\}$, где $\xi_{k_j}(k_j)$ – функция принадлежности конкретного j -го показателя качества размытому множеству наилучшего значения. Такая запись отдельного показателя качества имеет высокую информативность, поскольку дает представление о физической природе показателя качества, конкретном его значении и ценности относительно наилучшего (экстремального) значения, которое характеризует функция принадлежности. Универсальная форма функции принадлежности, которая может быть использована как скалярная целевая функция, имеет такой вид [2, 3]:

$$U(k_1, \dots, k_m) = \frac{1}{n} \left\{ \sum_{j=1}^n [\xi_{k_j}(k_j)]^\beta \right\}^{\frac{1}{\beta}}. \quad (5)$$

Преимуществом такой целевой функции является то, что выбором параметра β может быть реализован широкий класс функций от линейной аддитивной при условии $\beta = 1$ до сугубо нелинейной при $\beta \rightarrow \infty$.

III. Метод выбора единственного предпочтительного варианта системы на основе метода анализа иерархий

Метод анализа иерархий (МАИ) состоит в декомпозиции проблемы выбора единственного проектного варианта некоторой системы на простые составляющие части и получении суждений экспертов по парным сравнениям различных элементов проблемы выбора [4, 11]. В результате обработки полученных численных данных суждений экспертов согласно определенной математической процедуры получают компоненты глобального вектора приоритетов, которые характеризуют приоритет-

ность выбора вариантов проектируемой системы и определяют выбор единственного проектного варианта системы из заданного множества вариантов.

Принцип декомпозиции предусматривает структурирование проблемы выбора в виде иерархии уровней, что является первым этапом применения МАИ. На рис. 1 в наиболее общем виде представлена иерархия проблемы выбора, которая строится с вершины (цель выбора) через промежуточные уровни (показатели качества системы) к самому низкому уровню (альтернативные варианты построения системы) [11].

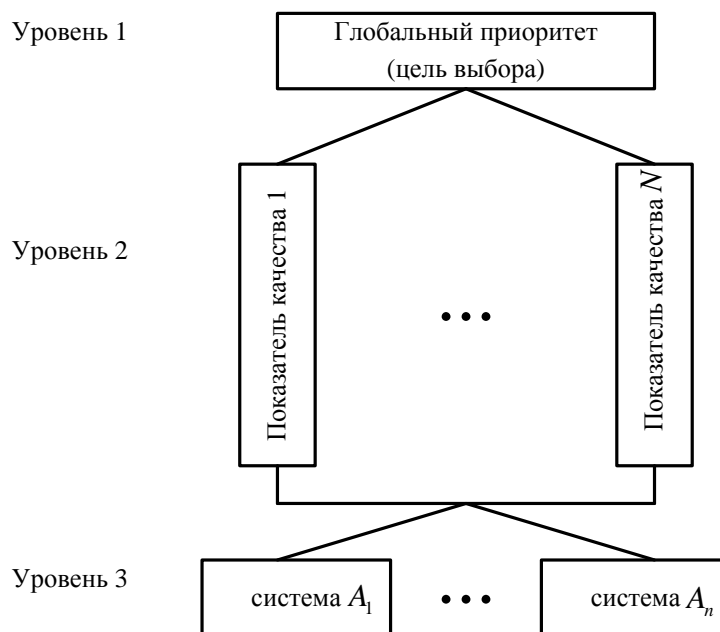


Рис. 1. Декомпозиция задачи выбора в иерархию уровней

Принцип сравнительных суждений экспертов в МАИ состоит в том, что объекты проблемы выбора сравниваются экспертами попарно по важности. Попарно сравниваются важности разных вариантов систем (на уровне 3) и разных показателей качества (на уровне 2). Результаты парных сравнений элементов приводятся к матричной форме.

$$A = \begin{pmatrix} \frac{w_1}{w_1} & \frac{w_1}{w_2} & \dots & \frac{w_1}{w_n} \\ \frac{w_2}{w_1} & \frac{w_2}{w_2} & \dots & \frac{w_2}{w_n} \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ \frac{w_n}{w_1} & \frac{w_n}{w_2} & \dots & \frac{w_n}{w_n} \end{pmatrix}, \quad (6)$$

где $\frac{w_i}{w_j}$ – оценки парных сравнений элементов.

Диагональ этой матрицы заполнена значениями "1", а элементы матрицы, лежащие ниже диагонали, заполнены обратными значениями.

Оценки парных сравнений элементов находятся с использованием субъективных суждений экспертов, численно определяемых по шкале относительной важности элементов, которая описана в табл. 1 [11].

Таблица 1. Шкала относительной важности элементов

Интенсивность относительной важности	Определение
1	Равная важность
3	Умеренное превосходство одного над другим
5	Существенное или сильное превосходство
7	Значительное превосходство
9	Очень сильное превосходство
2,4,6,8	Промежуточные решения между двумя суждениями
Обратные величины приведённых выше чисел	Если при сравнении одного вида элемента с другим получено одно из вышеуказанных чисел, то при сравнении второго элемента с первым получим обратную величину

Далее выполняется некоторая обработка матриц парных сравнений элементов иерархий на уровнях 2 и 3. С математической точки зрения эти задачи обработки сводятся к вычислению главного собственного вектора, который после определенной нормировки становится вектором приоритетов элементов на соответствующем уровне иерархии.

Компоненты главного собственного вектора показателей качества вычисляются как среднее геометрическое значение в строке матрицы парных сравнений элементов на каждом уровне:

$$V_i = \sqrt[n]{\prod_{k=1}^n \frac{w_i}{w_k}}, \quad (7)$$

$$P_i = \frac{V_i}{S}, \quad (8)$$

где $S = \sum_{i=1}^n V_i$, V_i – значения компонент главного собственного вектора матрицы, P_i –

приоритеты сравниваемых элементов, n – количество показателей качества.

Вначале на основе матрицы парных сравнений показателей качества (6), полученной на уровне 2, вычисляются компоненты главного собственного вектора (7) и вектора приоритетов (8). Аналогично находятся оценки матриц парных сравнений вариантов систем на уровне 3 в отдельности по отношению к каждому показателю качества системы. На основе этих матриц вычисляются компоненты соответствующих главных собственных векторов и векторов приоритетов систем \bar{Q}_i по отношению к показателям качества.

С использованием этих данных вычисляются значения компонентов вектора глобальных приоритетов \vec{C} согласно [11]:

$$C_j = \sum_{i=1}^n P_i Q_{ij}, \quad j = \overline{1, N}, \quad (9)$$

где N – число сравниваемых вариантов систем.

По максимальному значению компонентов вектора глобальных приоритетов (9) выбирается единственный предпочтительный вариант системы.

IV. Сравнительный анализ эффективности методов выбора единственного предпочтительного варианта системы

Были проведены сравнительные исследования эффективности выбора единственного предпочтительного проектного варианта системы с использованием информации, полученной от экспертов, рассмотренными выше методами на основе теории ценности (полезности) (ТП), теории размытых множеств (ТРМ) и метода анализа иерархий (МАИ). Суть исследований заключалась в моделировании некоторого множества истинных и ошибочных заключений группы экспертов относительно представляемой информации, которая характерна для каждого метода выбора предпочтительного варианта системы. Для сравнительного анализа эффективности указанных методов выбора введен критерий, вычисляемый по результатам множества экспериментов (процедур выбора) с использованием разных методов выбора. Исследования эффективности методов выбора проведены для разного числа экспертов и разного разброса мнений экспертов относительно истинных значений, зависящего от опыта экспертов.

В частности, для метода выбора, основанного на ТП, смоделирована матрица значений весов (относительной ценности) m показателей качества для заданного множества k экспериментов. Истинные значения весов показателей качества получены как m случайных чисел в диапазоне от 0 до 1.

Считалось, что каждый эксперт оценивает значения весов показателей качества с погрешностью, которая соответствует нормальному закону распределения с нулевым математическим ожиданием и дисперсией σ^2 . В результате получают искаженные матрицы весов для множества экспериментов по выбору единственного предпочтительного варианта из множества k допустимых проектных вариантов с использованием метода, основанного на ТЦ. При этом предпочтительный проектный вариант выбирается из условия максимума взвешенной суммы показателей качества, в которой весовые коэффициенты оцениваются экспертами.

Чтобы оценить эффективность метода выбора для заданного числа показателей качества проектных вариантов и количества экспертов, необходимо заданным методом найти номер истинного (оптимального) проектного варианта $\eta(R^{opt})$ и номер предпочтительного проектного варианта $\eta(R^{exp})$ для случая, когда эксперты принимают решение с погрешностью. Если $\eta(R^{opt}) = \eta(R^{exp})$, значит в обоих случаях предпочтительным проектным вариантом оказался один и тот же вариант, а исследуемый метод оказался устойчивым к погрешности принятия решения экспертами.

Если же это условие не выполняется, то вводится критерий эффективности, позволяющий оценить степень отличия найденных вариантов. Для того чтобы получить достоверные оценки этого критерия, набиралась статистика на большом числе экспериментов f .

При оценивании эффективности выбора на основе МАИ эксперты должны оценивать значения парных сравнений (взаимную важность значений характеристик проектных вариантов). В результате формируется матрица парных сравнений. Так как в практических ситуациях взаимная важность значений характеристик проектных вариантов достаточно редко прямо пропорциональна значениям этих характеристик, то задавались истинные значения парных сравнений характеристик случайными числами в диапазоне от 0,1 до 9. Считалось, что эксперты оценивают результаты парных сравнений характеристик вариантов с погрешностью, соответствующей нормальному закону распределения с нулевым математическим ожиданием и дисперсией σ^2 . В итоге получались истинная и искаженные матрицы парных сравнений. В результате применения МАИ для каждого эксперимента находился вектор приоритетов, по максимальному значению координаты которого определялся единственный предпочтительный проектный вариант.

Для оценивания эффективности метода выбора предпочтительного проектного варианта по результатам множества f экспериментов, в которых эксперты выдавали информацию с погрешностью, по сравнению со случаем отсутствия погрешности в принятии решений экспертами, использовался критерий в виде средней вероятности ошибочного принятия проектных решений:

$$P_{ош} = 100\% \frac{1}{f} \sum_{i=1}^f \delta(i), \quad \delta(i) = \begin{cases} 1, & \eta(R_i^{opt}) \neq \eta(R_i^{exp}); \\ 0, & \eta(R_i^{opt}) = \eta(R_i^{exp}). \end{cases} \quad (10)$$

Чем меньше значение $P_{ош}$, тем эффективнее исследуемый метод.

Приведем результаты исследований эффективности методов выбора для числа показателей качества $n=5$, количества допустимых проектных вариантов $k=20$, количества экспериментов $f=1000$. Для трех сравниваемых методов выбора предпочтительного проектного варианта (на основе ТП, ТРМ, МАИ) выбора получены зависимости $P_{ош}$ от значения σ для фиксированного количества экспертов, равного 10 (рис. 2). Из графиков хорошо видно, что при небольших σ МАИ обеспечивает $P_{ош}$ в 2...2,5 меньше, чем для ТП и ТРМ. При значениях σ больших, чем 0,2, практически все равно, каким методом принимать решение. Для всех методов ошибка принятия решения $P_{ош}$ является большой и лежит в диапазоне 0,35...0,4.

Получены зависимости $P_{ош}$ от количества используемых экспертов для разных методов выбора и фиксированного значения $\sigma = 0,1$ (рис. 3).

Из графиков следует, что МАИ имеет преимущество по сравнению с методами на основе ТП и ТРМ во всем рассматриваемом диапазоне количества экспертов. Также хорошо видно, что для МАИ за счет увеличения количества экспертов в 5 раз удается снизить $P_{ош}$ примерно в 1,5 раза.

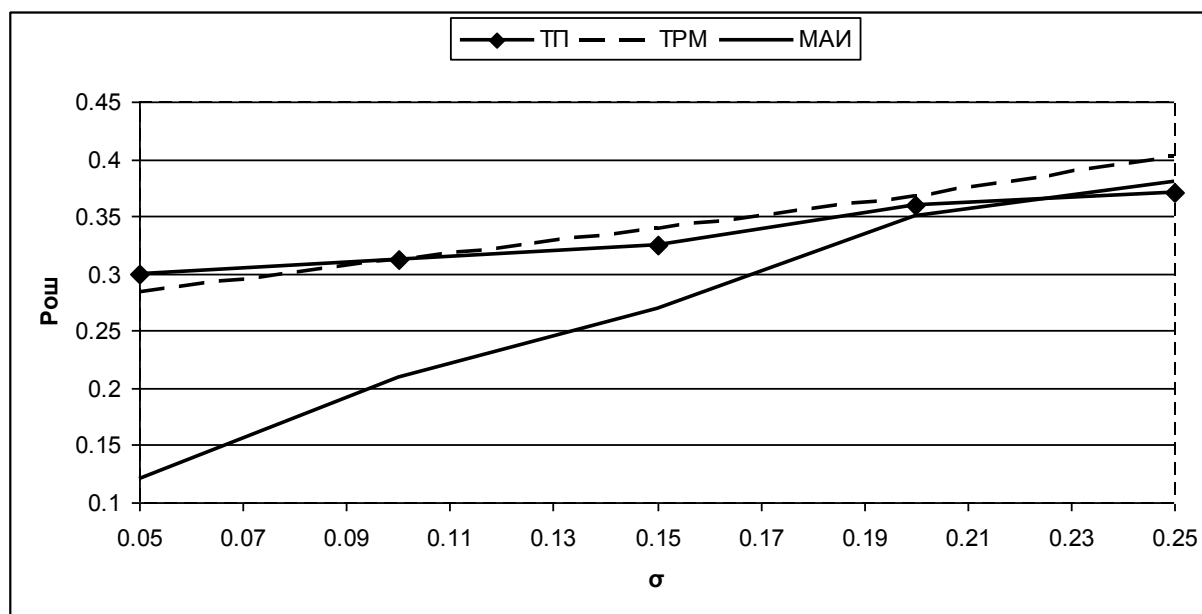


Рис. 2. Зависимость $P_{ош}$ от σ для сравниваемых методов выбора

Еще к одному интересному выводу приводит сравнение графиков, представленных на рис. 2 и 3. Так, для МАИ для десяти экспертов и $\sigma = 0,05$ ошибка $P_{ош} = 0,12$, а для двадцати пяти экспертов и $\sigma = 0,1$ ошибка $P_{ош} = 0,16$. Другими словами, десять более квалифицированных экспертов обеспечивают меньшее $P_{ош}$, чем двадцать пять менее квалифицированных экспертов. По этим данным можно сделать вывод, что для принятия решения с помощью МАИ более важной является квалификация экспертов, чем их количество.

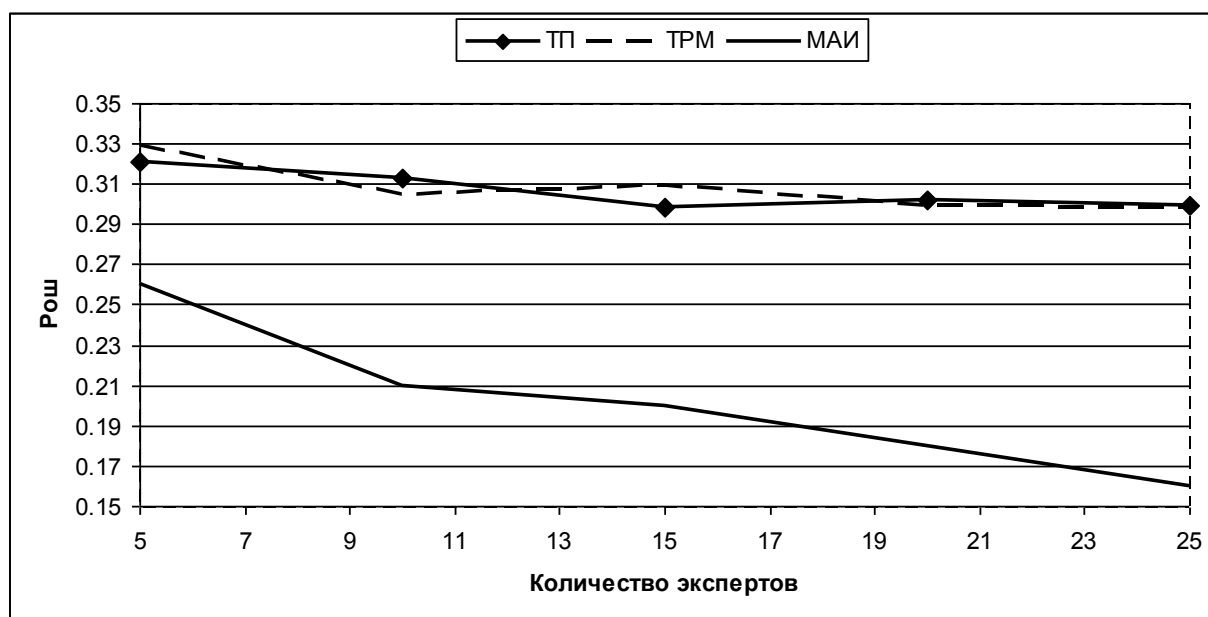


Рис. 3. Зависимость $P_{ош}$ от количества экспертов для сравниваемых методов

Чтобы убедиться в этом, проверим предположение, что увеличение σ^2 можно компенсировать прямо пропорциональным увеличением количества экспертов. В табл. 2 приведен ряд значений $P_{ош}$ для разных значений σ и числа экспертов.

Таблица 2. Значения $P_{ош}$ для МАИ для некоторых значений σ и количества экспертов

σ	Число экспертов	$P_{ош}$
0,05	5	0,13
0,1	20	0,17
0,2	80	0,22

Как видно из табл. 2, в каждой следующей строке σ увеличивается в 2 раза (а σ^2 увеличивается в 4 раза) и одновременно в 4 раза увеличивается число экспертов. В данном случае увеличение σ^2 в 16 раз не смогло компенсироваться пропорциональным увеличением в 16 раз количества экспертов. Ошибка $P_{ош}$ при этом возросла почти в 2 раза.

Выводы

Проведены сравнительные исследования эффективности методов выбора предпочтительного проектного решения с учетом совокупности показателей качества и информации, получаемой от экспертов. Показано, что метод анализа иерархий является лучшим при малом среднеквадратическом отклонении принятия решения экспертами. Это означает, что лучше использовать более опытных и квалифицированных экспертов в малом количестве, чем большой численный состав экспертов с большим среднеквадратическим отклонением принятия решения.

Список литературы:

1. Батищев Д.И. Методы оптимального проектирования. – М.: Радио и связь, 1984. – 120 с.
2. Брайтман Т.Р. Многокритериальность и выбор альтернатив в технике. – М.: Сов. Радио, 1984. – 326 с.
3. Дубов Ю.А., Травкин С.И., Якимец В.Н. Многокритериальные модели формирования и выбора вариантов систем. – М.: Наука, 1986. – 221 с.
4. Подиновский В.В., Ногин В.Д. Парето-оптимальные решения многокритериальных задач. – М.: Наука, 1982. – 256 с.
5. Саати Т., Кернс К. Аналитическое планирование. Организация систем. – М.: Радио и связь, 1991. – 224 с.
6. Ногин В.Д. Принятие решений в многокритериальной среде: количественный подход. – М.: ФИЗМАТЛИТ, 2002. – 176 с.
7. Безрук В.М. Векторна оптимізація та статистичне моделювання в автоматизованому проектуванні систем зв'язку. – Харків: ХНУРЕ, 2002. – 164 с.
8. Bezruk V.M., Bukhanko A.N., Chebotareva D.V., Varich V.V. Multicriterion optimization in telecommunication networks planning, designing and controlling // Open Book "Telecommunica-

tions Networks. Current Status and Future Trends”. Chapter 11. – Rijeka: INTECH. – 2012. – P. 251 – 274.

9. Чеботарёва Д.В., Безрук В.М. Многокритериальная оптимизация проектных решений при планировании сотовых сетей мобильной связи. – Х.: Компания СМІТ, 2013. – 148с.

10. Безрук В.М., Скорик Ю.В., Чеботарёва Д.В. Методы многокритериальной оптимизации при выборе речевых кодеков с учетом совокупности показателей качества [Электронный ресурс] // Проблемы телекоммуникаций. – 2013. – № 3 (12). – С. 27 – 35. Режим доступа: http://pt.journal.kh.ua/2013/3/1/133_bezruk_optimization.pdf.

11. Безрук В.М., Буханько О.М., Чеботарьова Д.В. Оптимізація та математичне моделювання мереж зв'язку: Навчальний посібник. - Харків: Компанія СМІТ, 2014. – 194с.

УДК 621.391

АНАЛИЗ СХОДИМОСТИ КООРДИНАЦИОННОЙ ПРОЦЕДУРЫ ПРИ РЕАЛИЗАЦИИ ИЕРАРХИЧЕСКОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ В ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ



[А.В. ЛЕМЕШКО](#), [Е.С. НЕВЗОРОВА](#), [К.М. АРУС](#)

Харьковский национальный
университет радиоэлектроники

Abstract – Analysis of factors influencing on the coordination procedure convergence in the implementation of hierarchical routing in telecommunication network (TCN) was performed, where the major factors are the TCN scale, routers connectivity and network utilization in a whole. Within the chosen for investigation model and method of hierarchical routing based on goal coordination the use of modified link metric was proposed. Links metric increases proportionally to remoteness of these links (by number of nodes) corresponding to the source node or destination node. The use of the routing metric modification allowed to reduce the number of iterations of coordination procedure from 1,5-2 to 3,5-5 times, and in some cases up to 8 times, as was shown by the numerical calculation results for a number of network structures and different network utilization. The use of the proposed solutions in practice will lead to a proportional reduction of service information volume within TCN related to the implementation of hierarchical routing, as well as improve efficiency of the whole network management. This is typical for a high network utilization which defines the scope of the preferred using of the proposed solutions in practice for modification of existing or development of new routing protocols. Solutions proposed in this article are oriented primarily on TCN based on source routing.

Анотація – Проведено аналіз факторів, що впливають на збіжність координаційної процедури при реалізації ієрархічної маршрутизації в телекомунікаційній мережі (ТКМ), до основних з яких віднесено розмірність ТКМ, зв'язності її маршрутизаторів і завантаженість мережі в цілому. В рамках обраної для дослідження моделі і методу ієрархічної маршрутизації, заснованого на принципі цільової координації, запропоновано використовувати модифіковану метрику каналів зв'язку мережі, яка збільшується пропорційно віддаленості цих каналів (за числом вузлів) до відповідного вузла-відправника або одержувача. Це дозволило знизити число координуючих ітерацій від 1,5-2 до 3,5-5 разів, що на практиці призведе до пропорційного зниження обсягів циркулюючої в ТКМ службової інформації, пов'язаної з реалізацією ієрархічної маршрутизації, а також підвищити оперативність управління мережею в цілому.

Аннотация – Проведен анализ факторов, влияющих на сходимость координационной процедуры при реализации иерархической маршрутизации в телекоммуникационной сети (ТКС), к основным из которых отнесены размерность ТКС, связности ее маршрутизаторов и загруженность сети в целом. В рамках выбранной для исследования модели и метода иерархической маршрутизации, основанного на принципе целевой координации, предложено использовать модифицированную метрику каналов связи сети, которая увеличивается пропорционально удаленности этих каналов (по числу узлов) до соответствующего узла-отправителя или получателя. Это позволило снизить число координирующих итераций от 1,5-2 до 3,5-5 раз, что на практике приведет к пропорциональному снижению объемов циркулирующей в ТКС служебной информации, связанной с реализацией иерархической маршрутизации, а также повысит оперативность управления сетью в целом.

Введение

Достаточно часто сдерживающим фактором протокольной реализации новых математических моделей и методов маршрутизации в современных телекоммуникационных сетях (ТКС) является низкая масштабируемость результирующих решений. При этом под масштабируемостью понимается свойство ТКС как сложной системы сохранять в заданных пределах показатели своей эффективности, прежде всего производительности, при росте ее размерности – числа узлов и каналов связи;

численности пользователей и генерируемых ими информационных потоков; количества показателей качества обслуживания (Quality of Service, QoS) и их типов.

Как показывает практика [1, 2], традиционный выход из создавшегося положения видится в переходе к иерархическим (многоуровневым) решениям, сочетающим преимущества централизованного и распределенного (децентрализованного) управления. При иерархической маршрутизации (ИМ) выделяется не один (как при централизованной), а некоторое множество серверов маршрутов – маршрутизаторов разных уровней подчинения. Каждый маршрутизатор нижнего уровня иерархии, как правило, отвечает за организацию процесса маршрутизации во вверенной ему подсети ТКС, что сопровождается снижением объемов циркулирующего служебного трафика, размеров маршрутных таблиц и повышением оперативности в управлении сетью в целом. Однако распределение функций маршрутизации между несколькими равноправными устройствами непременно может вызвать несогласованность в управлении общим сетевым ресурсом, а в конечном итоге и его преждевременную перегрузку. В качестве подобного ресурса может выступать, например, пропускная способность каналов связи, принадлежащих различным подсетям ТКС. Поэтому в ходе ИМ маршрутизаторы верхнего уровня должны обеспечивать согласованность функционирования устройств нижнего уровня иерархии путем координации их работы, что является достаточно сложной и нетривиальной научной и практической задачей.

I. Обзор известных решений в области иерархической маршрутизации

Иерархическая маршрутизация нашла свое широкое применение как в IP-сетях, которые служат транспортной основой сетей следующего поколения (Next Generation Network, NGN), так и в сетях, построенных на базе технологии ATM. ИМ предполагает декомпозицию исходной ТКС на множество подсетей различного уровня иерархии. При этом в технологии IP в качестве подобных подсетей верхнего уровня могут выступать автономные системы (Autonomous system, AS) [1], а примером подсетей нижнего уровня могут служить OSPF-области (*OSPF areas*) или IS-IS-зоны (*IS-IS areas*), на которые, в свою очередь, могут разбиваться AS, маршрутизаторы которых функционируют под управлением протоколов OSPF или IS-IS соответственно [2, 3]. В ATM-технологии за реализацию иерархической маршрутизации отвечает протокол PNNI, предполагающий декомпозицию ATM-сети на множество кластеров (доменов) [4].

Как показал проведенный анализ, основным недостатком уже реализованных на практике технологических решений, касающихся ИМ, является то, что протоколы OSPF, IS-IS и PNNI преимущественно базируются лишь на топологической (структурной) иерархии ТКС, которая, к сожалению, не подкреплена иерархией функциональной. Это проявляется прежде всего в том, что данные протоколы используют никак не адаптированные под многоуровневые решения, но достаточно простые с

вычислительной точки зрения комбинаторные алгоритмы (Дийкстры и др.) поиска кратчайшего пути на графе, которым, как правило, описываются подсети нижнего уровня. Однако для обеспечения максимизации преимуществ иерархической маршрутизации целесообразно, чтобы в основу соответствующих протоколов были положены теория и методы многоуровневой оптимизации иерархических систем [5, 6], т.к. только с их помощью возможно корректно увязать между собой задачи подсетей и маршрутизаторов различных уровней иерархии с задачами, которые положены на ТКС в целом.

Основные подходы, связанные с применением теории иерархических многоуровневых систем для решения задач маршрутизации в ТКС, изложены в работах [7-13]. При этом в трудах [7-10] решение задач иерархической маршрутизации основано на использовании динамических моделей ТКС, представленных разностными уравнениями состояния сети, а в статьях [11-13] предложен подход, в рамках которого удалось формализовать процессы потоковой маршрутизации «от источника» (on source) с помощью алгебраических линейных уравнений. В этих же работах, во-первых, показано, что эффективность реализации иерархической маршрутизации во многом определяется скоростью сходимости координационной процедуры, вводимой для согласования решений нижнего уровня маршрутизации с целью предотвращения перегрузки каналов связи ТКС. Во-вторых, установлено, что число итераций в работе координационной процедуры, с одной стороны, напрямую определяет время решения задачи иерархической маршрутизации, а с другой – обуславливает объем циркулирующего в сети служебного трафика, связанного с координацией. В этой связи актуальной представляется научная и практическая задача, связанная с анализом сходимости координационной процедуры при реализации иерархической маршрутизации в ТКС и выработке рекомендаций по снижению числа итераций в ней для повышения масштабируемости маршрутных решений в целом.

II. Модель иерархической маршрутизации

Для решения поставленной задачи будет взята за основу математическая модель потоковой маршрутизации, описанная в работах [11, 14]. Тогда для каждого узла-отправителя пакетов в ТКС в качестве искомым выступают переменные $x_{ij}^{k,r}$, равные доле интенсивности k_r -го потока пакетов, передаваемого по каналу $(i, j) \in E$; λ^{k_r} – интенсивность k_r -го потока, где k_r – k -й поток пакетов, поступающий в сеть через r -й приграничный маршрутизатор ($k_r \in K_r$), а E – множество каналов связи в ТКС, K_r – множество потоков, маршрутизируемых r -м приграничным маршрутизатором. В качестве известных будут выступать следующие данные: структура ТКС; M – множество приграничных маршрутизаторов, наделенных функциями маршрутизации пакетов; φ_{ij} – пропускная способность канала связи $(i, j) \in E$.

С целью предотвращения потерь пакетов на маршрутизаторах и в сети в целом необходимо обеспечить выполнение условия сохранения потока:

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{j:(i,j) \in E} x_{ij}^{k_r} - \sum_{j:(j,i) \in E} x_{ji}^{k_r} = 1, \text{ если } i\text{-й маршрутизатор} - \text{узел-источник} \\ \sum_{j:(i,j) \in E} x_{ij}^{k_r} - \sum_{j:(j,i) \in E} x_{ji}^{k_r} = 0, \text{ если } i\text{-й маршрутизатор} - \text{транзитный узел;} \\ \sum_{j:(i,j) \in E} x_{ij}^{k_r} - \sum_{j:(j,i) \in E} x_{ji}^{k_r} = -1, \text{ если } i\text{-й маршрутизатор} - \text{узел-получатель} \end{array} \right. \quad (1)$$

Система уравнений (1) должна выполняться для каждого потока пакетов. Кроме того, с целью предотвращения перегрузки каналов связи мультипоточковым трафиком важно выполнить условия:

$$\sum_{r \in M} \sum_{k_r \in K} \lambda^{k_r} x_{ij}^{k_r} \leq \varphi_{ij}. \quad (2)$$

Условие (2) ориентировано на централизованную маршрутизацию, когда все переменные $x_{ij}^{k_r}$ ($r \in M$, $(i, j) \in E$) определяются на едином сервере маршрутов. При реализации иерархически-координационной маршрутизации подобными серверами выступают маршрутизаторы из множества M . В этом случае условия (2) примут следующий вид [11]:

$$\sum_{k_r \in K_r} \lambda^{k_r} x_{ij}^{k_r} \leq \varphi_{ij} - \sum_{\substack{s \in M \\ s \neq r}} \sum_{k_s \in K_s} \lambda^{k_s} x_{ij}^{k_s}. \quad (3)$$

Физический смысл выражения (3) определяется тем, что агрегированный поток, маршрутизируемый r -м маршрутизатором, не должен по своей интенсивности превышать пропускной способности канала связи, оставшейся после обслуживания потоков, поступающих через другие приграничные маршрутизаторы.

Для обеспечения реализации многопутевой маршрутизации на маршрутные переменные накладываются ограничения вида:

$$0 \leq x_{ij}^{k_r} \leq 1. \quad (4)$$

В векторно-матричной форме условия (1) и (3) можно представить в виде:

$$A_r \vec{x}_r = \vec{a}_r, \quad (5)$$

$$B_r \vec{x}_r \leq D_r \vec{\varphi} - \sum_{\substack{s \in M \\ s \neq r}} C_{rs} \vec{x}_s, \quad (6)$$

где \vec{x}_r – вектор, координатами которого являются искомые переменные $x_{ij}^{k_r}$; $\vec{\varphi}$ – вектор пропускных способностей каналов связи ТКС с координатами φ_{ij} ; A_r , B_r , D_r , C_{rs} , \vec{a}_r – согласующие матрицы, т.к. размерности векторов \vec{x}_r ($r \in M$) и $\vec{\varphi}$, а также нумерациях их координат в общем случае могут не совпадать.

В ходе расчёта векторов искомым переменных \bar{x}_r ($r \in M$) в качестве критерия оптимальности получаемых решений будет выбран минимум следующей целевой функции:

$$\begin{aligned} & \min F, \\ & F = \sum_{r \in M} \bar{x}_r^t H_r \bar{x}_r, \end{aligned} \quad (7)$$

в которой H_r – диагональная матрица весовых коэффициентов, координатами которой, как правило, являются маршрутные метрики каналов связи ТКС, $[\cdot]^t$ – функция транспонирования вектора (матрицы).

III. Метод иерархической маршрутизации на основе принципа целевой координации

Основываясь на подходе, предложенном в работе [11], для решения сформулированной оптимизационной задачи, связанной с минимизацией выражения (7) при наличии ограничений (4)-(6), используем принцип целевой координации [5, 6]. Тогда, переходя к задаче на безусловный экстремум,

$$\min_x F = \max_{\mu} L,$$

необходимо максимизировать по $\bar{\mu}$ лагранжиан вида:

$$L = \sum_{r \in M} \bar{x}_r^t H_r \bar{x}_r + \sum_{r \in M} \bar{\mu}_r^t (B_r \bar{x}_r - D_r \bar{\varphi} + \sum_{\substack{s \in M \\ s \neq r}} C_{rs} \bar{x}_s), \quad (8)$$

где $\bar{\mu}$ – вектор множителей Лагранжа, а $\bar{\mu}_r$ – подвекторы вектора $\bar{\mu}$, отнесенные к каждому из условий (6).

В рамках принципа целевой координации лагранжиан (8) представим в виде [11]:

$$L = \sum_{r \in M} L_r, \quad (9)$$

$$L_r = \bar{x}_r^t H_r \bar{x}_r + \bar{\mu}_r^t (B_r \bar{x}_r - D_r \bar{\varphi} + \sum_{\substack{s \in M \\ s \neq r}} \bar{\mu}_s^t C_{sr} \bar{x}_r), \quad (10)$$

предположив, что величины $\bar{\mu}_r$ являются фиксированными и формируются на верхнем уровне иерархии.

Таким образом, целевая функции (9) приобретает сепарабельную форму, а общая проблема иерархической маршрутизации оказалась декомпозированной на ряд маршрутных задач (10). Решение задачи, связанной с минимизацией по переменным (4) выражения (10), определяет нижний уровень расчётов, а на верхнем уровне основной задачей является координация решений, полученных на нижнем уровне, с целью

недопущения перегрузки каналов связи (6) путём модификации векторов множителей Лагранжа в ходе выполнения градиентной итерационной процедуры:

$$\bar{\mu}_r(\alpha + 1) = \bar{\mu}_r(\alpha) + \nabla \bar{\mu}_r, \quad (11)$$

где α – номер итерации; $\nabla \bar{\mu}_r$ – градиент функции, который рассчитывается исходя из получаемых на верхнем уровне результатов решения задач маршрутизации на каждом конкретном узле-отправителе:

$$\nabla \mu_r(x) \Big|_{x=x^*} = B_r \bar{x}_r^* - D_r \bar{\varphi} + \sum_{\substack{s \in M \\ s \neq r}} C_{rs} \bar{x}_s^*, \quad (12)$$

где \bar{x}_r^* ($r \in M$) – результат решения, полученный нижним уровнем иерархии на текущей итерации.

IV. Анализ влияния на сходимость координационной процедуры загрузки ТКС при реализации иерархической маршрутизации

Исследование сходимости процедуры (11), (12) для примера рассмотрено для структуры сети, представленной на рис. 1. Сеть состояла из шести маршрутизаторов ($M1 \div M6$) и девяти каналов связи. В разрывах каналов связи показана их пропускная способность (1/с). Для наглядности рассматривалось два потока. Первый поток пакетов передавался от первого маршрутизатора к третьему, а второй поток – от пятого к третьему. Максимальная интенсивность потоков от каждого отправителя составляла 200 1/с, т.к. при интенсивностях выше 200 1/с наблюдалась перегрузка каналов связи ТКС.

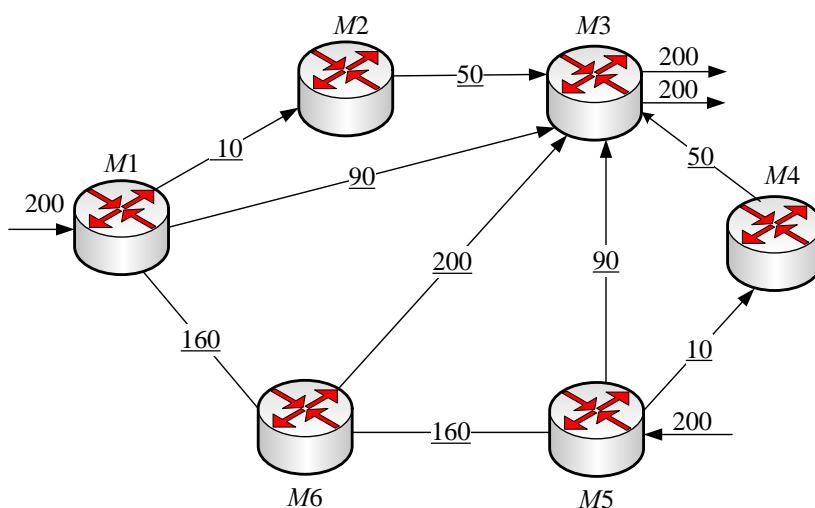


Рис. 1. Первый вариант структуры исследуемой сети

В ходе исследования был проведён анализ влияния загрузки ТКС, т.е. интенсивности потоков пакетов, на число итераций координирующей процедуры (11), (12). Интенсивность потоков изменялась с шагом 20 1/с, общее число просчитываемых вариантов составило 100. Из табл. 1 видно, что с ростом интенсивностей потоков увеличивается и количество координирующих итераций, т.е. замедляется сходи-

мость метода иерархически-координационной маршрутизации (8)-(12) из-за необходимости борьбы с перегрузкой некоторых каналов связи ТКС. Максимальное количество итераций равнялось 13 и наблюдалось при максимально возможной загрузке ТКС, т.е. при интенсивностях в 200 1/с для каждого потока.

Табл. 1. Результаты сравнительного анализа сходимости метода

№ варианта расчета	Интенсивность первого потока пакетов, 1/с	Интенсивность второго потока пакетов, 1/с	Количество итераций в методе (8)-(12)	Количество итераций при использовании (13)
1	20	20	1	1
2	40	20	1	1
...
10	200	20	3	2
...
57	140	180	7	2
58	140	200	8	2
...
92	200	40	3	2
...
98	200	160	9	2
99	200	180	12	2
100	200	200	13	2

Рассмотрим результат маршрутизации потоков для предельной загрузки ТКС (вариант расчета №100 в табл. 1), т.е. когда интенсивности обоих потоков составляли по 200 1/с. На первой итерации результат решения задачи маршрутизации нижнего уровня (10) показан на рис. 2, на котором в разрывах каналов связи (сверху вниз) представлены следующие данные: интенсивность первого потока (1/с), интенсивность второго потока (1/с), пропускная способность данного канала связи.

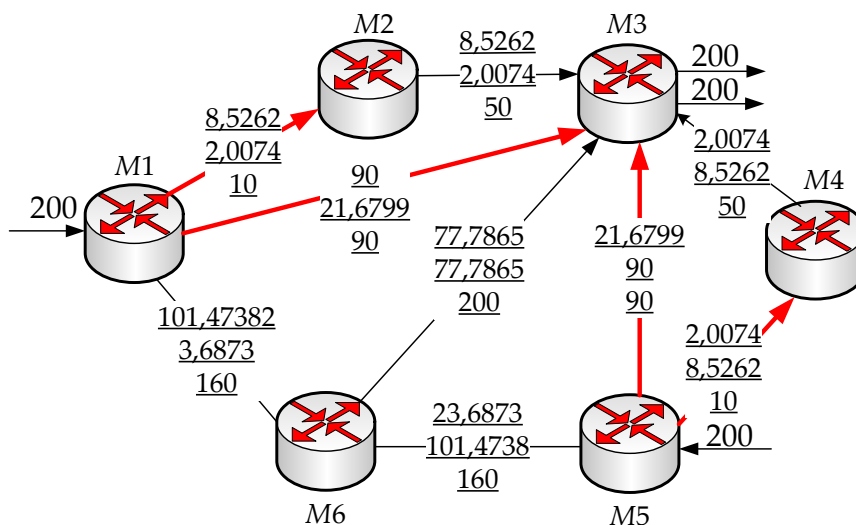


Рис. 2. Начальный порядок маршрутизации двух потоков в ТКС

Ввиду несогласованности решений, получаемых на первом и пятом приграничных маршрутизаторах, происходит перегрузка четырех каналов связи, соединяющих маршрутизаторы M1 и M2, M1 и M3, M3 и M5, M5 и M4, выделенных на рис. 2 красным цветом. Распределение потоков пакетов по каналам связи ТКС после седьмой координирующей итерации показано на рис. 3. На этой итерации перегруженными остаются два канала связи: между M1 и M2, между M5 и M4.

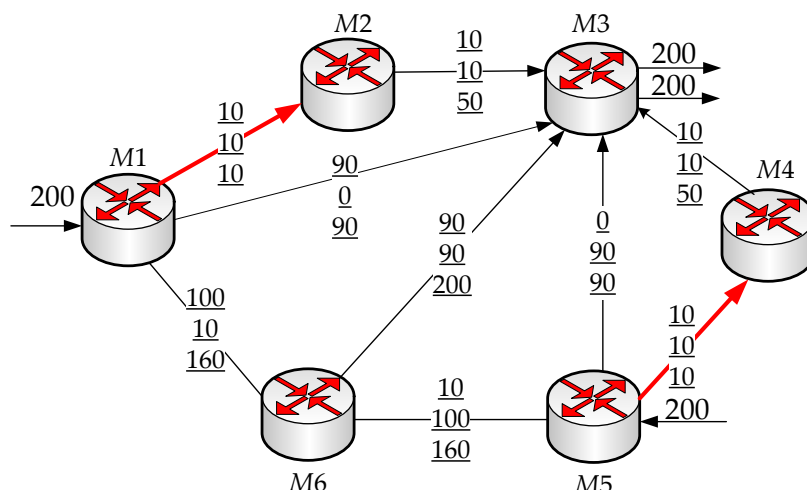


Рис. 3. Распределение потоков пакетов по каналам связи после седьмой итерации

Конечный порядок маршрутизации потоков пакетов после тринадцатой итерации показан на рис. 4. При этом ни один из каналов связи не является перегруженным передаваемыми потоками пакетов.

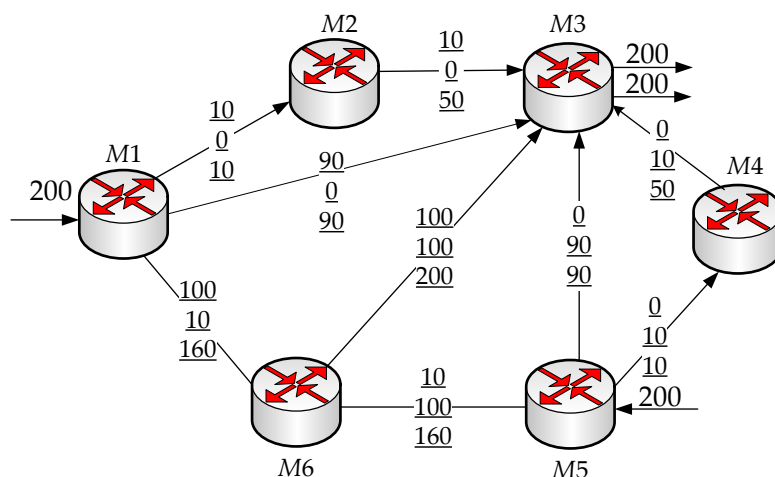


Рис. 4. Конечный порядок маршрутизации потоков пакетов после тринадцатой итерации

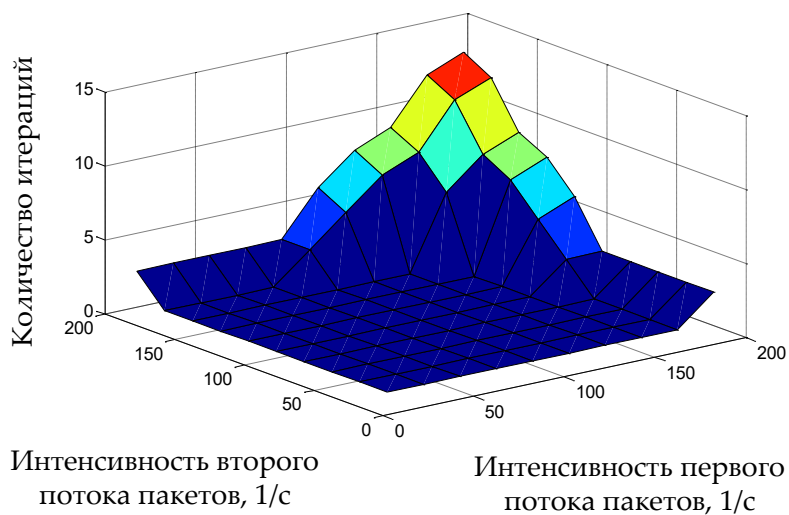
V. Предложения по повышению сходимости координационной процедуры метода иерархической маршрутизации

В рамках принципа целевой координации количество итераций координационной процедуры (11)-(12) определяет инерционность управления трафиком в сети и объём служебного трафика, создаваемого управляющими сообщениями – \bar{x}_r^* и $\bar{\mu}_r$ ($r \in M$). Поэтому важно в ходе иерархической маршрутизации, организованной в рамках метода (8)-(12), число итераций (11) минимизировать. В ходе исследований установлено (рис. 2 – рис. 4), что причина роста числа координирующих итераций – это перегрузка удалённых по количеству переприемов от узлов отправителя или получателя каналов связи. Это обусловлено тем, что использование квадратичного критерия оптимальности (7) способствует сбалансированной загрузке всех каналов связи ТКС. В этой связи в работе для каждого потока пакетов предлагается обеспечить увеличение метрики использования им каналов связи пропорционально удалённости этих каналов (по числу узлов) до соответствующего узла-отправителя или получателя. Поэтому для каждого потока для модификации метрик предлагаются следующие выражения:

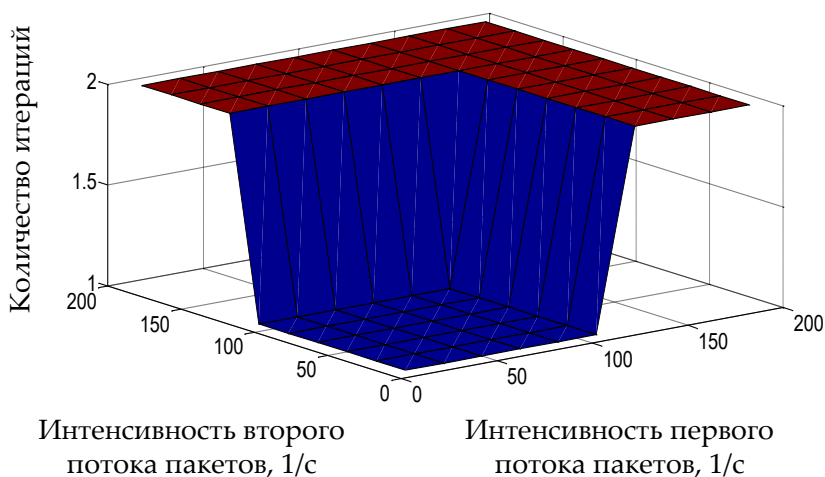
$$m_i^* = m_i^n + q \cdot p_i, \quad p_i = \min(\text{hop}_i^s, \text{hop}_i^d) - 1, \quad (13)$$

где m_i^n – метрика i -го канала связи, формирующаяся тем или другим протоколом маршрутизации; q – коэффициент изменения метрики ($q > 0$); hop_i^s – минимальное количество узлов между узлом-отправителем и i -м каналом связи; hop_i^d – минимальное количество узлов между узлом-отправителем и i -м каналом связи.

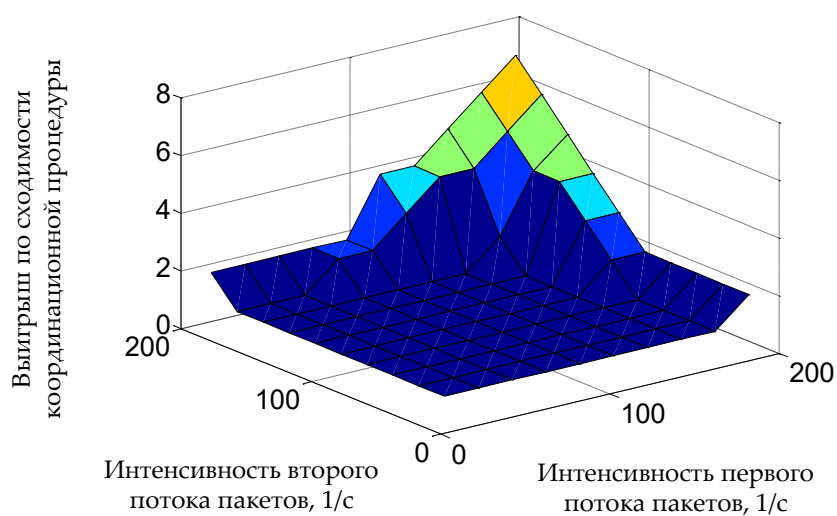
Метрика i -го канала связи подлежит изменению в зависимости от количества транзитных узлов между данным каналом и узлом-отправителем (получателем). Каналы связи, непосредственно соединённые с отправителем (получателем) пакетов, остаются с номинальной метрикой. Используя выражение (13) в рамках метода иерархической маршрутизации на основе принципа целевой координации, была также получена зависимость количества итераций от интенсивностей входящих потоков пакетов, представленная как в табл. 1, так и на рис. 5б в графическом виде. Таким образом, после проведенных исследований можно сделать вывод, что модификация метрики удалённых каналов (13) значительно повлияла на количественный результат сходимости координационной процедуры, а именно – удалось сократить число итераций в среднем от 1,5 до 5 раз в зависимости от интенсивностей передаваемых потоков пакетов (рис. 5в).



а) анализ сходимости координационной процедуры без использования выражения (13)



б) анализ сходимости координационной процедуры с использованием выражения (13)



в) выигрыш по сходимости координационной процедуры

Рис. 5. Анализ сходимости координационной процедуры при реализации иерархической маршрутизации для структуры ТКС, представленной на рис. 1

VI. Анализ влияния структуры ТКС на сходимость координационной процедуры при реализации иерархической маршрутизации

Проведем анализ влияния особенностей структуры ТКС на сходимость координационной процедуры при реализации иерархической маршрутизации. Основными параметрами, которые изменялись в структуре ТКС, являлись число каналов связи, количество маршрутизаторов и их связность. В качестве примера рассмотрим вариант структуры сети, представленной на рис. 6, включающей в себя четыре маршрутизатора и пять каналов связи, т.е. размерность ТКС по сравнению с вариантом, представленным на рис. 1, снизилась.

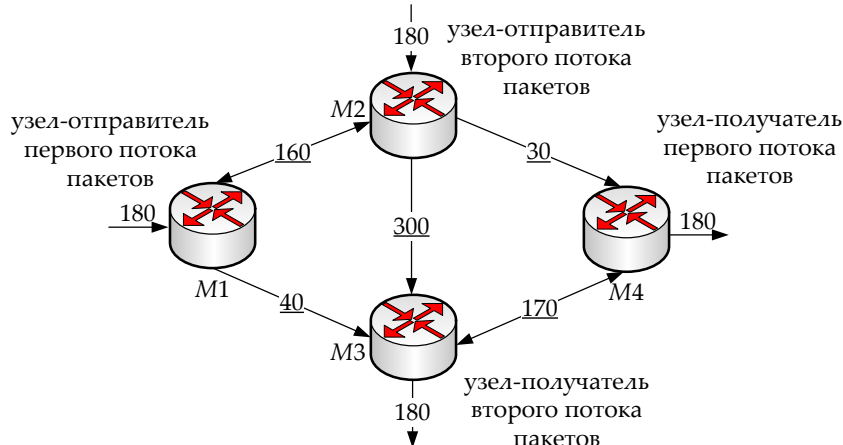


Рис. 6. Второй вариант структуры исследуемой сети

На рис. 6 в разрывах каналов связи показана их пропускная способность (1/с). Число потоков оставалось равным двум. В ходе исследования интенсивность каждого из потоков изменялась от нуля до 180 1/с. Именно при максимальной интенсивности потоков наблюдалось наибольшее число итераций координирующей процедуры, которое без использования выражения (13) равнялось семи. Начальное распределение потоков, интенсивности которых составляли по 180 1/с, показано на рис. 7.

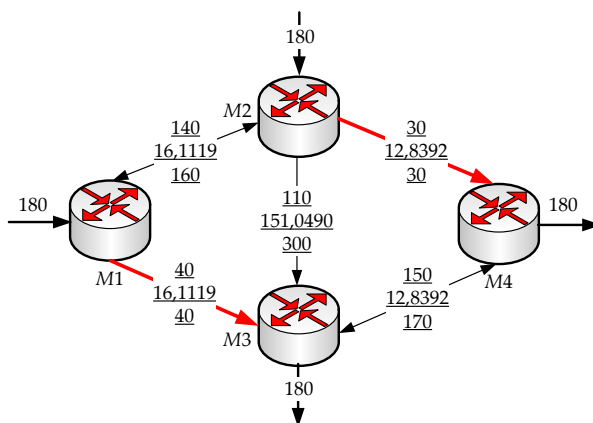


Рис. 7. Начальное распределение потоков по каналам связи

На рис. 7 в разрывах каналов связи указаны (сверху вниз) интенсивность первого потока пакетов (1/c), интенсивность второго потока (1/c), пропускная способность канала связи. Так как первый и второй маршрутизаторы автономно друг от друга маршрутизируют потоки, поступающие через них в сеть, изначально два канала связи оказываются перегруженными: между M1 и M3, M2 и M4 (они на рис. 7 выделены красным цветом). В ходе координации маршрутных решений, полученных на каждом из приграничных маршрутизаторов, характер перегрузки меняется. Так, после четвертой координирующей итерации (рис. 8) остаются перегруженными снова два, но уже других канала связи, соединяющие маршрутизаторы M2 и M4, M3 и M4.

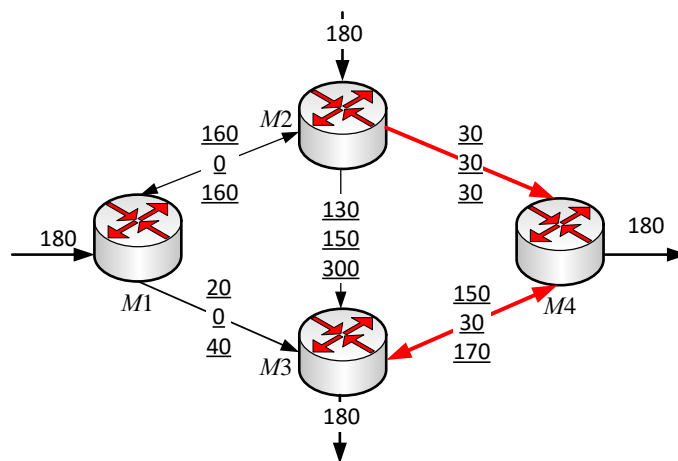


Рис. 8. Распределение потоков пакетов по каналам связи после четвертой итерации

Результирующий порядок маршрутизации потоков по каналам связи ТКС после завершения работы координирующей процедуры (11), (12) показан на рис. 9.

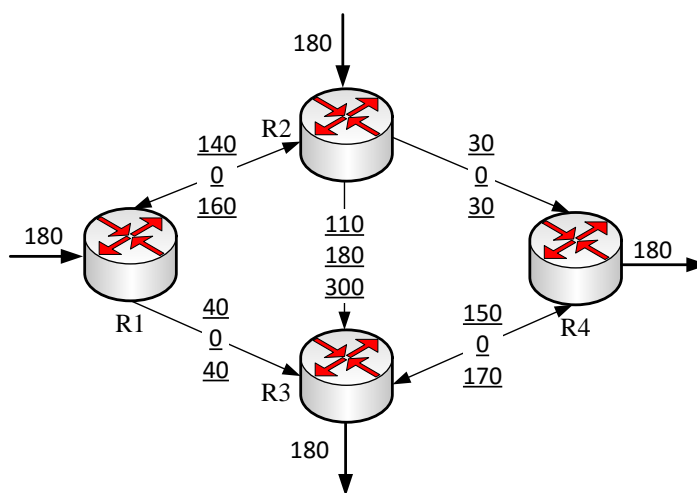
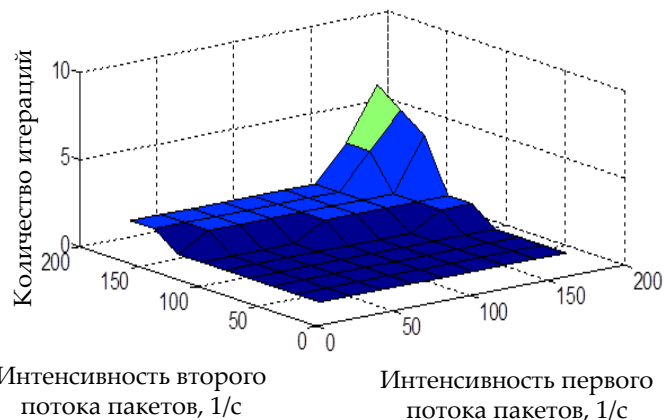


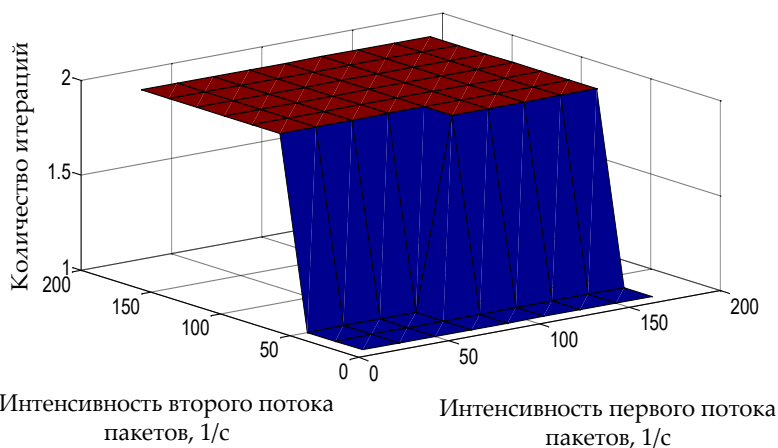
Рис. 9. Результирующий порядок маршрутизации потоков пакетов по каналам связи ТКС (после седьмой итерации)

С целью повышения скорости сходимости координирующей процедуры маршрутная метрика модифицировалась по правилу, заданном выражением (13). В

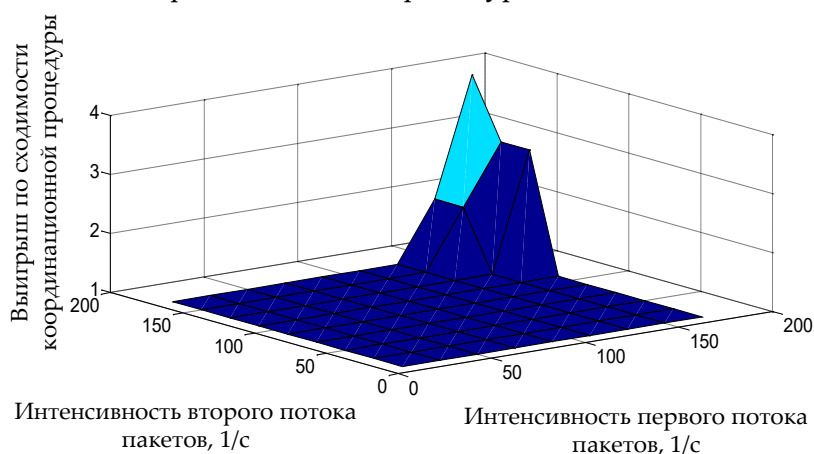
этом случае при граничных интенсивностях обоих потоков в 180 1/с максимальное число итераций составляло 2. Результаты анализа сходимости координационной процедуры при реализации иерархической маршрутизации для структуры ТКС, изображенной на рис. 6, представлены на рис. 10.



а) анализ сходимости координационной процедуры без использования выражения (13)



б) анализ сходимости координационной процедуры с использованием выражения (13)



в) выигрыш по сходимости координационной процедуры

Рис. 10. Анализ сходимости координационной процедуры при реализации иерархической маршрутизации для структуры ТКС, представленной на рис. 6

Как показано на рис. 10 модификация метрики каналов связи (13) позволяет для структуры сети, представленной на рис. 6, сократить число итераций координационной процедуры в области средних и высоких нагрузок в среднем в 1,5-2 раза, а для предельной загруженности сети – до 3,5 раз.

В ходе дальнейшего исследования рассмотрим ТКС, структура которой по сравнению с вариантом, представленным на рис. 1, имеет более высокую связность маршрутизаторов, т.е. при том же числе маршрутизаторов (шести) количество каналов связи увеличено с девяти до одиннадцати (рис.11). На рис. 11 в разрывах каналов связи снова указаны лишь их пропускные способности (1/с). Число и характеристики потоков не изменялись.

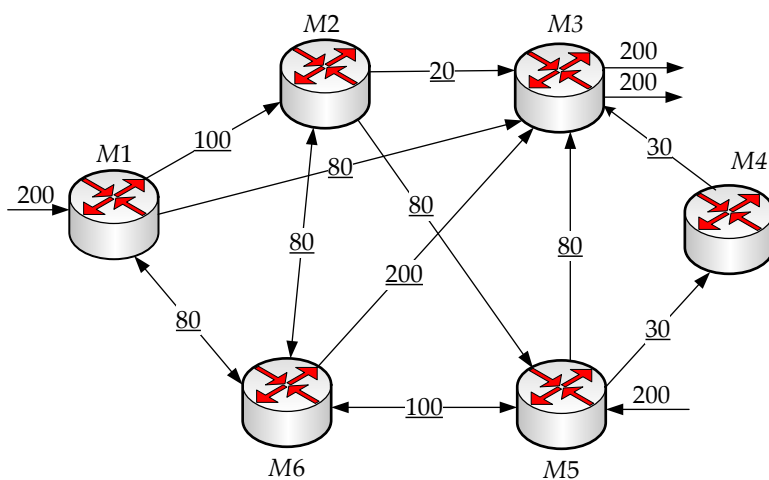


Рис. 11. Третий вариант структуры исследуемой сети

Использование стандартного метода иерархической маршрутизации на основе принципа целевой координации (8)-(12) позволил обеспечить сходимость координирующей процедуры (11), (12) за пятнадцать итераций. При этом на первой координирующей итерации перегруженными были три канала связи (на рис. 12 они выделены красным цветом).

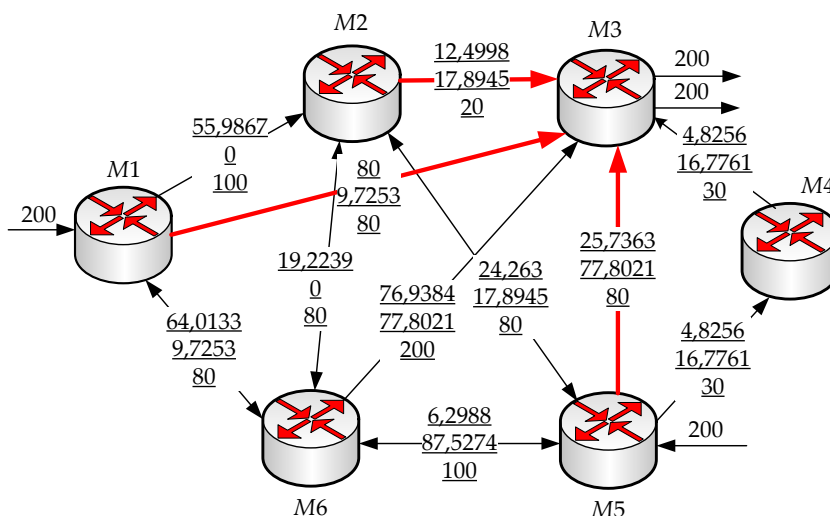


Рис. 12. Начальное распределение потоков по каналам связи

На рис. 12 в разрывах каналов связи (сверху вниз) указаны интенсивность первого потока пакетов (1/с), интенсивность второго потока (1/с), пропускная способность канала связи. После седьмой координирующей итерации перегруженных каналов осталось лишь два (рис. 13), а именно между маршрутизаторами М1 и М3, а также между М5 и М3.

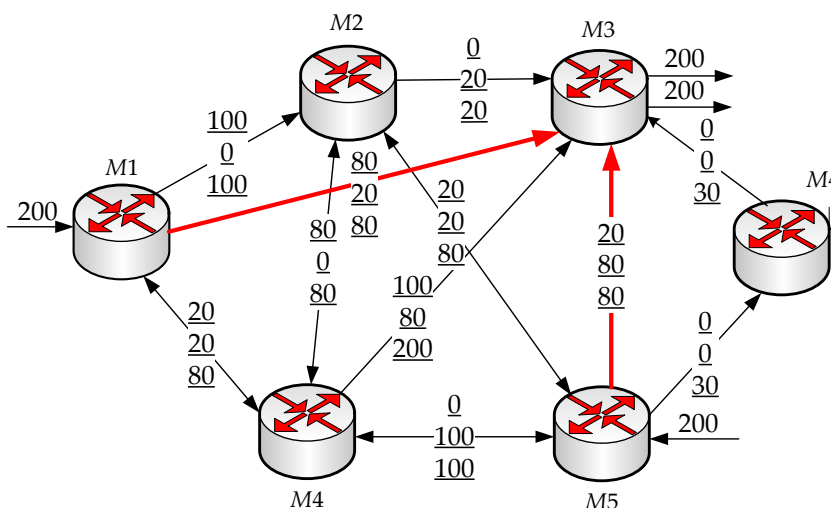


Рис. 13. Распределение потоков по каналам связи после седьмой итерации

По завершению работы координирующей процедуры (11), (12), т.е. после пятнадцатой итерации, результирующий порядок маршрутизации потоков в ТКС, структура которой представлена на рис. 11, приведена на рис. 14. Ни один из одиннадцати каналов связи перегружен не был.

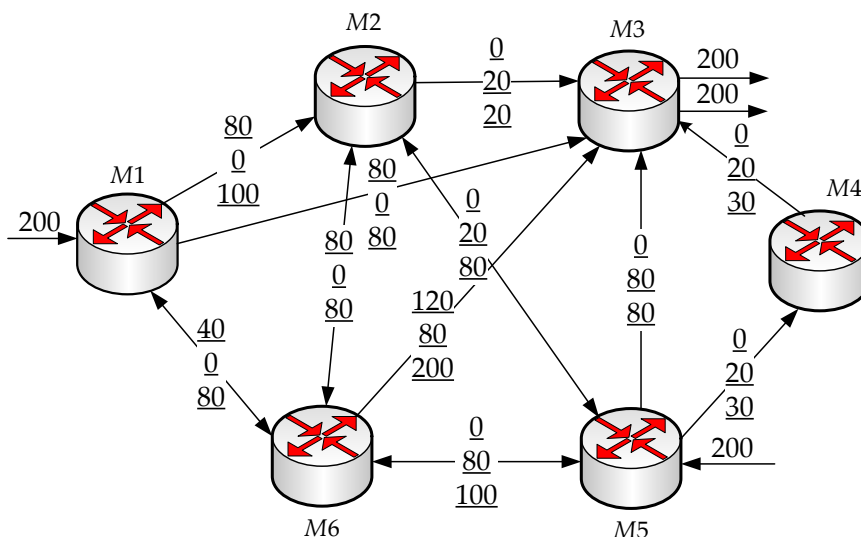
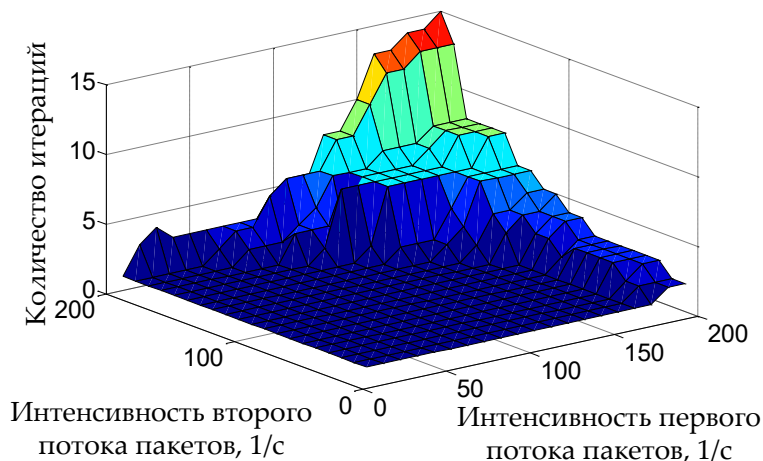


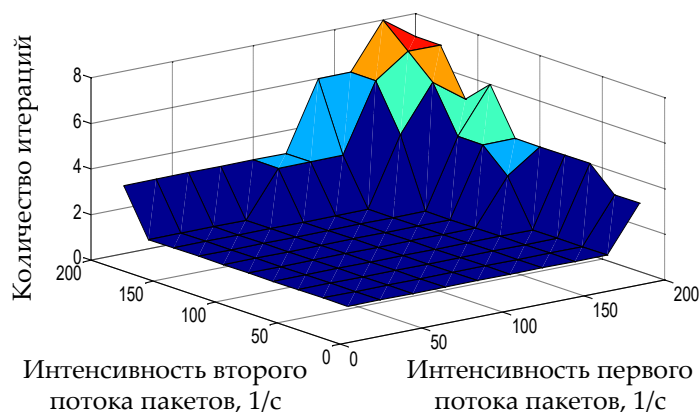
Рис. 14. Результирующий порядок маршрутизации потоков пакетов по каналам связи ТКС (после пятнадцатой итерации)

На рис. 15а графически показаны результаты анализа сходимости координирующей процедуры (11), (12), т.е. без использования выражения (13), при различной

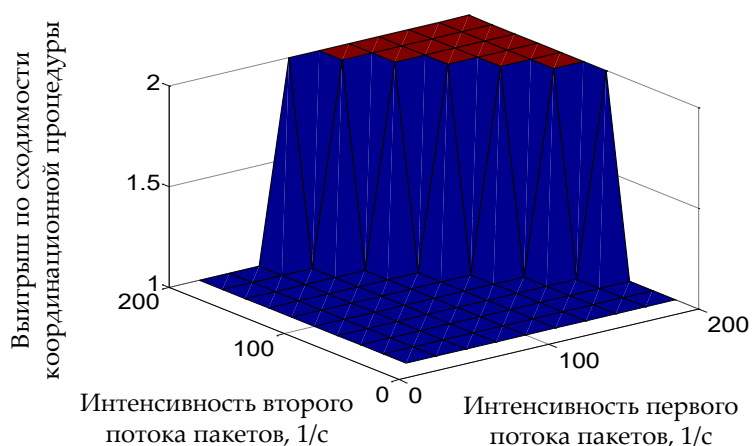
загруженности ТКС, структура которой представлена на рис. 11. При использовании модификации маршрутной метрики по правилу, установленному выражением (13), удалось сократить общее число итераций координирующей процедуры (11), (12) до восьми (рис. 15б), т.е. практически в два раза (рис. 15в).



а) анализ сходимости координационной процедуры без использования выражения (13)



б) анализ сходимости координационной процедуры с использованием выражения (13)



в) выигрыш по сходимости координационной процедуры

Рис. 15. Анализ сходимости координационной процедуры при реализации иерархической маршрутизации для структуры ТКС, представленной на рис. 11

Выводы

1. Проведенный в статье анализ показал, что иерархическая маршрутизация является эффективным средством повышения масштабируемости решений, связанных с обеспечением качества обслуживания в ТКС. При этом важным слагаемым теоретических и протокольных решений должна стать процедура координации маршрутных решений, распределенно вырабатываемых отдельными (в т.ч. приграничными) маршрутизаторами, с целью предотвращения перегрузки совместно используемого сетевого ресурса, прежде всего, каналов связи сети.

2. Реализация функций координаций в рамках рассмотренной математической модели (1)-(7) и метода расчета (8)-(12) предполагает периодический обмен служебной информацией между различными уровнями иерархии системы маршрутизации. С целью снижения объемов циркулирующего в сети служебного трафика важно обеспечить высокую скорость сходимости координационной процедуры. В этой связи проведен количественный анализ факторов, влияющих на сходимость координационной процедуры при использовании иерархической маршрутизации. Установлено, что с ростом размерности сети, связности ее маршрутизаторов и загруженности ТКС в целом число координирующих итераций растет.

3. Экспериментальным путем установлено, что причина роста числа координирующих итераций – это перегрузка удаленных по количеству переприемов от узлов отправителя или получателя каналов связи. Это обусловлено тем, что использование квадратичного критерия оптимальности (7) способствует сбалансированной загруженности всех каналов связи ТКС. В этой связи в работе предложено использовать модификацию маршрутной метрики для каналов связи ТКС, представленной выражением (13), чтобы для каждого потока пакетов обеспечить увеличение метрики использования им каналов связи пропорционально удаленности этих каналов (по числу узлов) до соответствующего узла-отправителя или получателя.

4. Использование модификации маршрутной метрики (13) позволило, как показали численные результаты расчета для множества сетевых структур и различной загруженности сети, снизить число итераций координирующей процедуры от 1,5-2 до 3,5-5 раз, а в ряде случаев и до 8 раз. Особенно это характерно для высокой загруженности ТКС, что и определяет область предпочтительного использования предлагаемых решений на практике при модификации существующих или разработке новых протоколов маршрутизации. Решения, предложенные в данной статье, ориентированы, прежде всего, на ТКС, в которых используется маршрутизация «от источника» (on source).

Список литературы:

1. Хелеби С., Мак-Ферсон Д. Принципы маршрутизации в Internet, 2-е издание: Пер. с англ. – М.: Издательский дом "Вильямс", 2001. – 448 с.
2. Остерлох Х. Маршрутизация в IP-сетях. Принципы, протоколы, настройка. – С.Пб.: BHV-С.Пб., 2002. – 512 с.

3. *Medhi D., Ramasamy K.* Network routing: algorithms, protocols, and architectures. Morgan Kaufmann, 2007. – 788 p.
4. *Uyless D. Black.* IP routing protocols: RIP, OSPF, BGP, PNNI and Cisco routing protocols. Prentice Hall PTR, 2000. – 287 p.
5. *Месарович М., Мако Д., Такахага И.* Теория иерархических многоуровневых систем. – М.: Издательство "Мир", 1973. – 344 с.
6. *Сингх М., Титли А.* Системы: декомпозиция, оптимизация и управление. – М.: Машиностроение, 1986. – 494 с.
7. *Шаров А.Н.* Автоматизированные сети радиосвязи. – Л.: Военная академия связи, 1988. – 172 с.
8. *Поповский В.В., Лемешко А.В., Евсеева О.Ю.* Математические модели телекоммуникационных систем. Часть 1. Математические модели функциональных свойств телекоммуникационных систем [Электронный ресурс] // Проблемы телекоммуникаций. – 2011. – № 2 (4). – С. 3 – 41. – Режим доступа до журн.: http://pt.journal.kh.ua/2011/2/1/112_popovsky_functional.pdf.
9. *Лемешко А.В.* Алгоритм иерархическо-координационного управления информационным обменом в сети передачи данных // Открытые информационные и компьютерные интегрированные технологии. – 1998. – Вып. №1. – С. 323-328.
10. *Евсеева О.Ю.* Решение задачи иерархическо-координационной маршрутизации в телекоммуникационных сетях методом предсказания взаимодействия // Открытые информационные и компьютерные интегрированные технологии. – 2003. – Вып.21. – С. 102-111.
11. *Lemeshko O., Ahmad M. Hailan, Ali S. Ali.* A flow-based model of two-level routing in multiservice network // Modern Problems of Radio Engineering, Telecommunications and Computer Science. Proceedings of the international Conference TCSET'2010. – Lviv-Slavsko: Publishing House of Lviv Polytechnic, 2010. – P. 225.
12. *Лемешко А.В., Ахмад М. Хайлан, Семеняка М.В.* Модель и метод иерархической маршрутизации на основе резервирования ресурсов в сети IP/IntSev // Радиотехника: Всеукр. межвед. науч.-техн. сб. 2010. – Вып. 163. – С. 79-84.
13. *Лемешко А.В., Ахмад М. Хайлан* Многоуровневое управление трафиком в сети MPLS-TE DiffServ на основе координационного принципа прогнозирования взаимодействий [Электронный ресурс] // Проблемы телекоммуникаций. – 2010. – № 1 (1). – С. 35 – 44. – Режим доступа до журн.: http://pt.journal.kh.ua/2010/1/1/101_lemeshko_traffic.pdf.
14. *Seok Yo., Lee Yo., Choi Ya., Kim C.* A constrained multipath traffic engineering scheme for MPLS networks // Proc. of IEEE ICC 2002. – New York. 2002 – P. 2431-2436.

UDC 621.391

METHOD OF HIERARCHICAL CROSS-LAYER ROUTING IN 802.16 MESH NETWORKS. CLUSTERING ALGORITHM



[O.YU. YEVSIEIEVA](#)

Kharkiv National University of Radio Electronics



[AL-AZZAWI ESSA MOHAMMED](#)

Odessa National Academy of Telecommunications named after O.S. Popov

Abstract – In TDMA-based IEEE 802.16 mesh wireless networks problem of link resource allocation is turned into problem of time slot assignment which in order to improve network efficiency should be solved jointly with routing as integral cross-layer routing task. In order to increase network scalability a concept of hierarchical cross-layer routing is offered. Main idea is related to clustering and two-level hierarchical control. Lower level is associated with traffic routing and slot allocation within single clusters, where own pool of slots is available and slots' reusing is prohibited. But upper level controls sizes of the slots' pools and their allocation among different clusters. Upper control level assumes availability of clusters with same pool of slots thereby saves link resources. And lower and upper control levels are supposed as optimization procedures based on dynamic model in space of states. The offered hierarchical cross-layer routing method includes four components, namely clustering algorithm, algorithm for allocation of pools of slots between different clusters, low and upper level control algorithms. The article is focused on algorithms for clustering and pool allocation. As it was shown every WMN has own optimal cluster' size which depends on size of WMN and its structure, number of available slots per frame, and incoming traffic intensity. In turn problem of allocation of slots' pools can be formulated as graph coloring task and can be solved by appropriate algorithms.

Анотація – В рамках бездротових mesh-мереж стандарту IEEE 802.16 проблема розподілу часових слотів з метою підвищення ефективності використання ресурсів повинна розглядатися в комплексі з задачею маршрутизації. Для підвищення масштабованості такого підходу в статті пропонується концепція дворівневої ієрархічної маршрутизації. Нижній рівень управління пов'язаний з маршрутизацією в окремих кластерах, в кожному з яких використовується власний пул слотів. Верхній рівень управління визначає розміри пулів слотів і їх розподіл поміж кластерами. Управління на всіх рівнях сформульовано у вигляді оптимізаційної задачі на основі динамічної моделі в просторі станів. Стаття присвячена алгоритмам кластеризації та розподілу пулів слотів.

Аннотация – В рамках беспроводных mesh-сетей IEEE 802.16 проблема распределения временных слотов с целью повышения эффективности использования ресурсов должна рассматриваться в комплексе с задачами маршрутизации. В рамках повышения масштабируемости такого подхода в статье предлагается концепция двухуровневой иерархической маршрутизации. Нижний уровень управления связан с маршрутизацией в отдельных кластерах, в каждом из которых используется собственный пул слотов. Верхний уровень управления определяет размеры пулов слотов и их распределение между кластерами. Управление на всех уровнях сформулировано в виде оптимизационной задачи на основе динамических моделей в пространстве состояний. Статья посвящена алгоритмам кластеризации и распределения пулов слотов.

Introduction

IEEE 802.16 mesh wireless networks were developed to provide high bandwidth access to large number of users within metropolitan area networks. They are able to combine flexibility of wireless with high capacity, reliability and security at similar to wired networks level. Substantially it's caused by possibilities of a mesh-station to interwork with every ad-

adjacent mesh-station and to work as client and as router for other clients at same time. On the other hand the capability complicates problems of traffic control such as routing and link's resource allocation in Mesh Wireless Networks (WMNs). While routing problem is related to finding the best path (or paths) from source to destination, problem of resource allocation corresponds to assignment required amount of network resources along chosen routes. Within IEEE 802.16 mesh wireless networks (so called WiMax) network resources to be allocated are time slots, number of which in every frame is limited [1].

There are two approaches to solving routing and resource allocation problems, namely, separately and jointly. In first case there are two not sophisticated tasks which can be solved sequentially and independently. The best delivering path (or paths) can be found by using some shortest path algorithm but time slot's allocation should be based on flow requirements. It is possible situation when chosen route will not have enough resources (available time slots) to deliver given flow. It means new path should be recalculated. But so long as algorithm for path searching doesn't take into account flow features second iteration cannot guarantee that another path will satisfy the flow's requirements. From the viewpoint joint solution of routing and resource allocation problems becomes more preferable.

Thus within IEEE 802.16 mesh wireless networks routing and resource allocation problems should be solved jointly as integral cross-layer routing task, that taking into account limited number of time slots per frame requires optimization approach.

I. Basic model on cross-layer routing in IEEE 802.16 mesh network

In order to increase efficiency of network resource's usage they should be allocated in optimal way based on appropriate mathematical model. The model should be

- Adequate to the physics of WMN that ensures accuracy of control decision;
- Flow-based that allows to control network resources according to features and requirements (rate, delay, etc.) of arriving flows;
- Dynamic that allows to adapt to traffic and network structure variations with time;
- Multipath that as it was shown in [2] allows to improve network productivity.

In order to obtain flow-based dynamic multipath routing algorithm for IEEE 802.16 WMN let us define binary control variables $\tau_{i,v}^{r,j}(k)$,

$$\tau_{i,j}^{r,l}(k) = \begin{cases} 1, & \text{if during } k\text{-th time interval } r\text{-th slot is used in the link } (i, j) \\ & \text{for transmission of the flow addressed to } l\text{-th station;} \\ 0, & \text{otherwise,} \end{cases}$$

and focus on mathematical model in space of states [2, 3]:

$$q_{i,j}(k+1) = q_{i,j}(k) - \sum_{\substack{v \in S_i^1, \\ v \neq i}} \sum_{r=1}^{N_F} m_{i,v}^r(k) \tau_{i,v}^{r,j}(k) n + \sum_{\substack{g \in S_i^1, \\ g \neq i,j}} \sum_{r=1}^{N_F} m_{g,i}^r(k) \tau_{g,i}^{r,j}(k) n + \xi_{i,j}(k) \Delta t, \quad (1)$$

$$q_{i,j}(k) \geq 0, \quad \sum_{\substack{j=1, \\ i \neq j}}^{N_v} q_{i,j}(k) \leq q_i^{\max}, \quad (2)$$

where $i, j = \overline{1, N_v}$, $j \neq i$, $k = 0, 1, 2, \dots$; $\Delta t = t_{k+1} - t_k$ is the sampling interval; $q_{i,j}(k)$ is state variable representing the data volume that is kept at the instant t_k in buffer of the i -th station and intended for transmission to the j -th station; $m_{i,j}^r$ is number of bits of the user's data that can be carried by r -th slot in link $(i, j) \in E$; E is a set of links between stations of a mesh-network; N_v is a total number of stations in mesh-network; S_i^1 is a set of distance-1 neighboring stations to the i -th station; $\xi_{i,j}(k)$ is the intensity of the data arrival to the i -th station at the instant of time t_k addressed to the j -th station; n is the number of the frames transmitted during time Δt , $n = \Delta t / T_F$; T_F is the frame duration; N_F is an number of slots per frame which is used for transmission of a user's traffic; q_i^{\max} is total size of buffer at i -th mesh station.

System of equalities (1) describes law of flow's conservation at stations of WMN but inequalities (2) are caused by limited buffer sizes. The expressions (1) – (2) define dynamics of buffer usage but they don't take into account link capacity limitation. In contrast to wired networks where capacity of every link is fixed and known a priori, within wireless networks according to Shannon formula achieved capacity of a link depends on current signal-to-interference-and-noise-ratio (SINR) at the receiving point. If several stations transmit their signals on same frequency band at same time slot r , station-destination j can decode valid signal from station-source i successfully if and only if SINR in link (i, j) will exceed a threshold α_{ij} ,

$$SINR_{ij}(r) > \alpha_{ij}. \quad (3)$$

Condition (3) is formalization of so called physical interference model of relationships between wireless stations [4, 5]. Numerical value of the threshold α_{ij} depends on an acceptable level of Bit Error Rate (BER), modulation and coding scheme applied in link (i, j) [4, 5]. Then the maximum traffic rate in wireless link (i, j) over the time of r -th slot can be estimated as Shannon's capacity [5]

$$c_{ij}(r) = W \log_2(1 + SINR_{ij}(r)), \quad (4)$$

$$SINR_{ij}(r) = \frac{G_{ij}(r)P_{ij}(r)}{P_{term_n}(r) + \sum_{\substack{k=1, \\ k \neq i, j}}^{N_v} \sum_{\substack{h=1, \\ h \neq i, j}}^{N_v} G_{kj}(k)P_{kh}(r)}, \quad (5)$$

where $c_{ij}(r)$ is upper bound of capacity of wireless link (i, j) over the time of r -th slot; G_{ij} is propagation gain from station i to station j ; P_{ij} is transmission power at station i when

it transmits data to j -th station; P_{term_n} is thermal noise power in the frequency band of operation, $P_{term_n} = \eta W$; η is the ambient Gaussian noise density; W is bandwidth of the channel.

Thus under physical interference model average number of bits of the user's data in r -th slot $m_{i,j}^r$ in expression (1) can be calculated as $m_{i,j}^r = \frac{c_{ij}(r)T_F}{N'_F}$, where N'_F is total number of slots per frame including slots for control and user data. As a result equalities (1) become nonlinear because $m_{i,j}^r(k)$ depends on station's transmission power, i.e. on variables $\{\tau_{i,j}^{r,v}(k)\}$: if in link (i, j) $\tau_{i,j}^{r,v}(k) = 0$ for all v then $P_{i,j}(r) = 0$. Thus implementation of physical interference model (3) – (5) together with (1) – (2) allows to solve routing and slot allocation problems taking into account relationships between wireless stations at physical layer. In general case transmission powers of mesh stations can be treated as control variables in addition to binary control variables $\{\tau_{i,j}^{r,v}(k)\}$ and state variable $\{q_{i,j}(k)\}$. On the other hand it significantly complicates solution of cross-layer routing problem within (1) – (5).

In order to simplify formalization of cross-layer routing problem let us focus on protocol interference model. According to the model transmission on link (i, j) is successful if distance between communicated stations i and j not more than communication range R_C but several times more than distance between interfered stations h and j [4], i.e.

$$\{|h, j| \geq (1 + \Delta)|i, j| \text{ and } |i, j| \leq R_C\}, \quad (6)$$

$$\text{or } \{|h, j| \geq R_I \text{ and } |i, j| \leq R_C\} \quad (7)$$

where j is receiving station; $|i, j|$ is geometrical distance between stations i and j ; R_I is interference range, $R_I = R_C(1 + \Delta)$; Δ is a positive parameter.

Protocol interference model (6) and its simplified version (7) (so called interference range model) allow to assume same values $m_{i,j}^r$ for all slots within same link, i.e. $m_{i,j}^r = m_{i,j}$ for all r , that turn system (1) into system of linear equalities.

Let us define graph of WMN $G(V, E)$ where V is set of nodes every from which models appropriate mesh-station but availability of edge $(i, j) \in E$ signifies possibility of direct communication between stations i and j , i.e. $|i, j| \leq R_C$. Then implementation of protocol interference model (6) requires

$$dist(h, j) \geq (1 + \Delta)dist(i, j) \quad (8)$$

where $dist(u, v)$ is distance between nodes u and v in graph $G(V, E)$ that equal to minimal length from all paths from u to v measured by hops.

Because according to definition of graph $G(V, E)$ distance between transmitter and receiver is 1 hop always, and as a rule coefficient Δ in (6) and (8) lies between 2 and 4 [4,

5], in order to eliminate interference distance between interferer and receiver in graph $G(V, E)$ must be more than 2, i.e.

$$dist(h, j) > 2. \quad (9)$$

Thus conventional capacity constraint takes on special form in WMN. Like as in wired networks total flow rate on a link cannot exceed capacity of the link, in TDNA-based WMN number of slots in area of different stations i and j such as $dist(i, j) \leq 2$ cannot exceed fixed in WMN total number of slots per frame (N_F). In other words simultaneous transmission or using of same time slots by two stations h and j becomes possible if and only if condition (9) is satisfied.

Condition (9) can be written as

$$dist(h, j) > \beta \geq 2 \quad (10)$$

where parameter β lies between 2 and diameter of WMN' graph $D(G)$. According to definition graph diameter is upper bound for shortest path between any pair of nodes in the graph [6]. So for any nodes u and v , $u, v \in V$, it's true $dist(u, v) \leq D(G)$. It means in graph $G(V, E)$ under $\beta = D(G)$ no stations which can satisfy to (10) and as a result can transmit simultaneously. Mathematically it gives rise to following constraints

$$\sum_{i=1}^{N_v} \sum_{j=1, j \neq i}^{N_v} \sum_{l=1, l \neq i}^{N_v} \tau_{i,j}^{r,l}(k) \leq 1 \text{ for every } r = \overline{1, N_F}. \quad (11)$$

Actually expression (11) prohibits slot reusing within given wireless network. In order to improve capacity of WMN reuse of the slots must be approved, so parameter β must be equal to its low bound, i.e. $\beta = 2$. Then condition (11) is complicated and becomes set of constraints

$$\sum_{\substack{j=1, l=1, \\ j \neq i, l \neq i}}^{N_v} \sum_{j=1, l=1, \\ j \neq g, l \neq g}^{N_v} \tau_{i,j}^{r,l}(k) + \sum_{g \in S_i^2} \sum_{j=1, l=1, \\ j \neq g, l \neq g}^{N_v} \tau_{g,j}^{r,l}(k) \leq 1 \text{ for every } i = \overline{1, N_v} \text{ and } r = \overline{1, N_F}, \quad (12)$$

where S_i^2 is a set of stations interfered to the i -th station under $\beta = 2$, i.e.

$$S_i^2 = \{v : v \in V \wedge dist(v, i) \leq 2\}.$$

Thus joint solution of routing and slot allocation problems in WiMax mesh networks is related to calculation of binary control variables $\{\tau_{i,v}^{r,j}(k)\}$, that can be formulated as optimization problem

$$J = \sum_{k=1}^a \left[\bar{q}^T(k) W_q \bar{q}(k) + \bar{\tau}^T(k) W_\tau \bar{\tau}(k) - \bar{\tau}^T(k) W_{reuse} \bar{\tau}(k) \right] \rightarrow \mathbf{min} \quad (13)$$

subject to (1) – (2), (12),

where a is the number of intervals Δt , for which the control variables should be calculat-

ed; $\vec{q}(k)$ and $\vec{\tau}(k)$ are vectors of state and control variables respectively; W_q, W_τ are the diagonal weight matrices of buffer and link resources usage respectively; W_{reuse} is the weight matrix presenting a gain at the cost of the slots reuse.

Problem (13) belongs to class of integer non-linear programming, which is NP-hard in general but which can be solved by numerical methods. At same time solving can be significantly simplified if to replace constraint (12) by condition (11) but objective function (13) to replace by

$$J = \sum_{k=1}^a [\vec{q}^T(k)W_q\vec{q}(k) + \vec{\tau}^T(k)W_\tau\vec{\tau}(k)] \rightarrow \mathbf{min} . \quad (14)$$

Thus minimization of cost function (14) subject to (1) – (2), (11) (model#1) allows to simplify process of numerical calculation of control variables but minimization of function (13) subject to (1) – (2), (12) (model#2) assumes time slots reuse that potentially leads to network capacity improving. Because in practice computational complexity is related to scalability of control decision and network in whole, in order to find compromise between network scalability and network capacity combined solution can be proposed. Its main idea consists in hierarchical network organization and hierarchical controlling (fig. 1). It is supposed that structure of WMN is clustered, every cluster has own pool of available time slots and within single cluster slots' reusing is prohibited, i.e. cross-layer routing problem can be formalized by model #1. At same time some number of clusters are assumed to have same pools of slots, and then routing between clusters is related to solution of problem (13) subject to (1) – (2), (12). In this case slots' reusing is realized but number of control variables is much lower than in whole (without clustering) network that in practice means reducing of computational complexity.

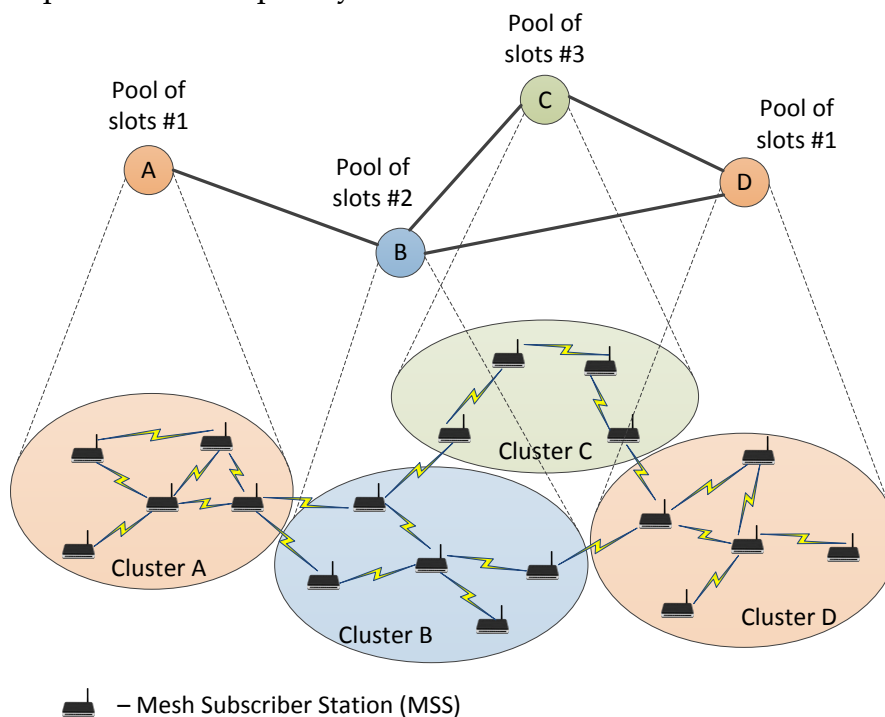


Fig. 1. Concept of hierarchical cross-layer routing

In order to realize described hierarchical approach and to develop on its basis method for hierarchical optimal cross-layer routing following algorithms must be designed:

- Algorithm for clustering of WMN' structure;
- Algorithm for allocation of pools of slots between different clusters;
- Low level control algorithm for traffic routing and slot allocation within single clusters according to model#1;
- Upper level control algorithm for traffic routing and slot allocation between clusters according to model#2.

The article will be devoted to development of clustering and assignment of pool of slots.

II. Clustering of WMN' structure

Main idea of scalability improving is related to using of model#1 for control within single clusters. Because the model doesn't allow to reuse time slots, it is rational to form cluster as set of interfered stations where slots' reusing is prohibitive through short distances between stations and as a result high level of interfering signals. In [7] an interference-based clustering algorithm is offered. It is aimed at dividing of WMN' structure on overlapping clusters within every from which distance between any pair of stations doesn't exceed 2. It means no such two stations in same cluster that can transmit simultaneously. Main disadvantage of the algorithm is related to clusters' overlapping. Under overlapping some transmitter can belong to at least two clusters every from which has own pool of slots and own control mechanism. Thus clusters' overlapping complicates control decision making and clustering algorithm [7] must be modified.

According to concept of hierarchical cross-layer routing main criterion to form cluster is interference within it. Then based on protocol interference model (9) cluster corresponds to subgraph $G_A(V_A, E_A)$, $V_A \in V$, $E_A \in E$, within which distance between any pair of stations doesn't exceed 2, i.e. $G_A(V_A, E_A) = \{\forall u, v \in V_A \wedge dist(u, v) \leq 2\}$. Figure 2 shows different examples of subgraphs that satisfy to such cluster's definition but have different number of stations.

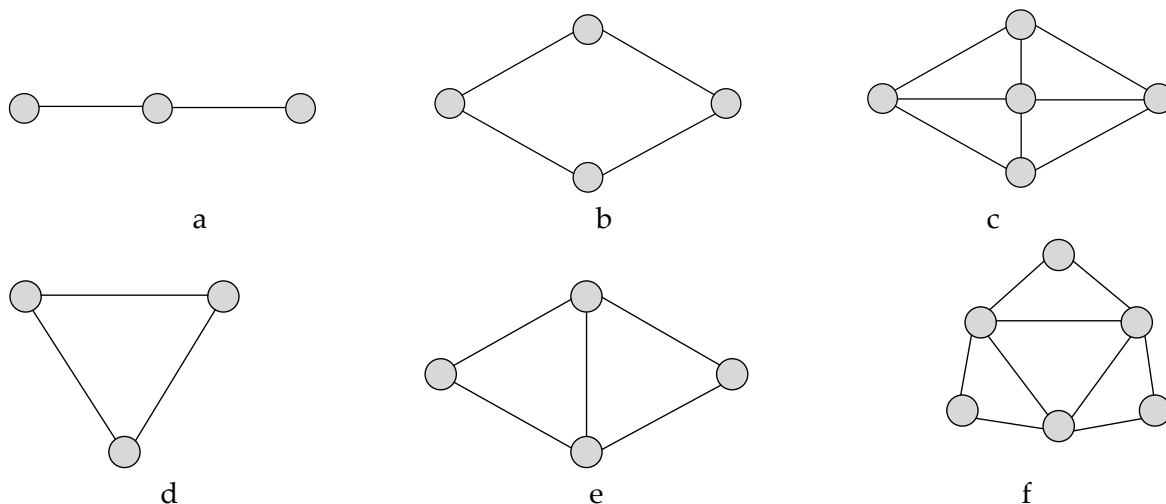


Fig. 2. Examples of subgraphs in which distance between any pair of stations doesn't exceed 2

Shown in fig. 2 examples give rise to task of optimal cluster size. Size of cluster (number of stations in it) has effect on dimension of control tasks (via the number of control variables to be calculated) and number of stations which will be able to reuse time slots. As a result size of cluster affects scalability and network capacity. Figure 3 illustrates different scenarios under cluster size 4, 3 and 2.

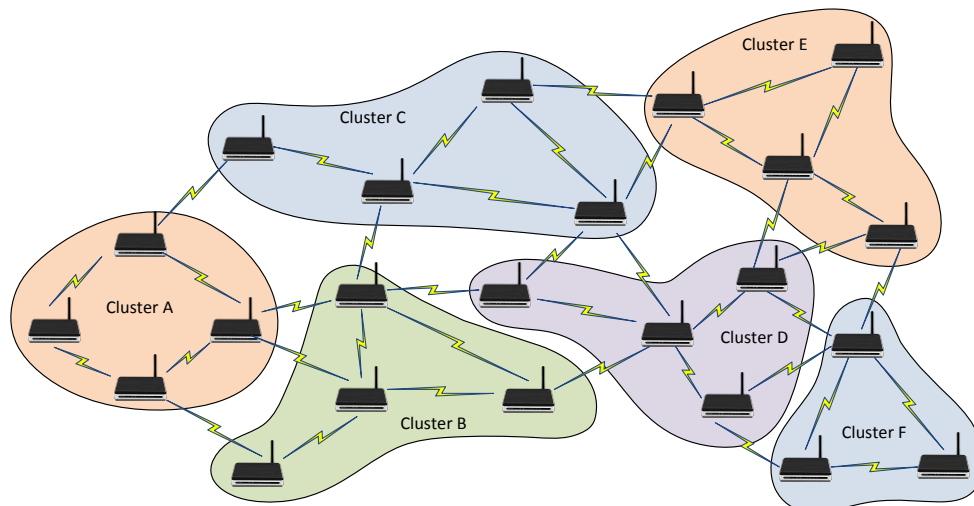
If cluster size equals to 4 (fig. 3a) there are two pairs of clusters, all stations in which don't interfere to each other. For example every node from cluster A is distant from all nodes from cluster E, and the distance satisfies to condition (9). Thus according protocol interference model stations in clusters A and E are so distant that can work at same time without interference.

It means that within before defined concept of hierarchical cross-layer routing they can use same pool of time slots. At same time distance between any station from cluster C and any station from cluster F meet condition (9) too. As a result owned to clusters C and F stations can use same pool of slots but the pool must differ from pool of slots for clusters A-E. In fig. 3a clusters which can use same pools of slots are similarly colored. Thus given structure of WMN allows 6 clusters from which two cluster' pairs can reuse link resources. In other words 7 from 23 stations are working by slot reusing.

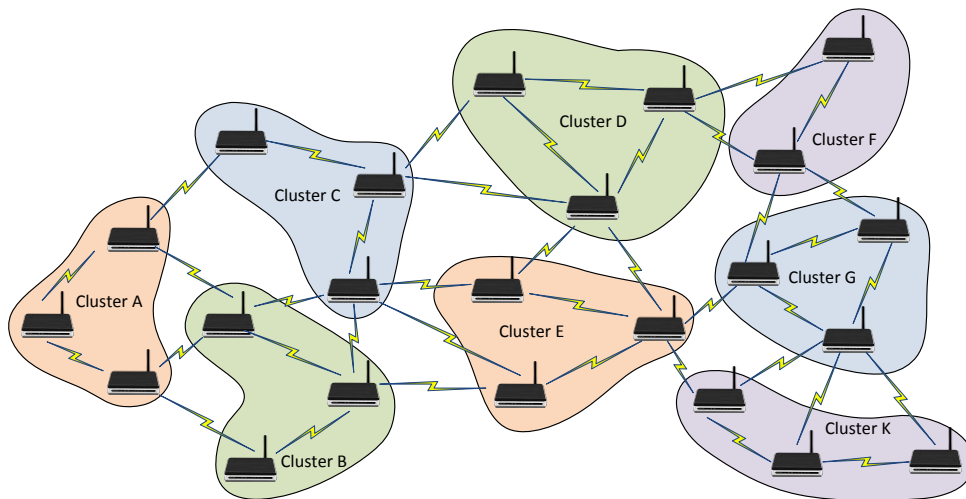
If cluster size equals to 3 (fig. 3b) there are four pairs of clusters which allow same pools of slots within every pair. It means 11 from 23 stations are working by slot reusing that leads to more effective resource usage in comparison with previous scenario. It allows conclusion about minimization of cluster size as way to maximize resource (time slot) utilization and network performance in whole.

But on the other hand cluster size is related to computational complexity of optimal cross-layer routing at both the upper level and the lower level, i.e. within single clusters and between clusters. Reducing cluster' sizes results in greater number of clusters that in turn facilitates low scalability of routing at upper level.

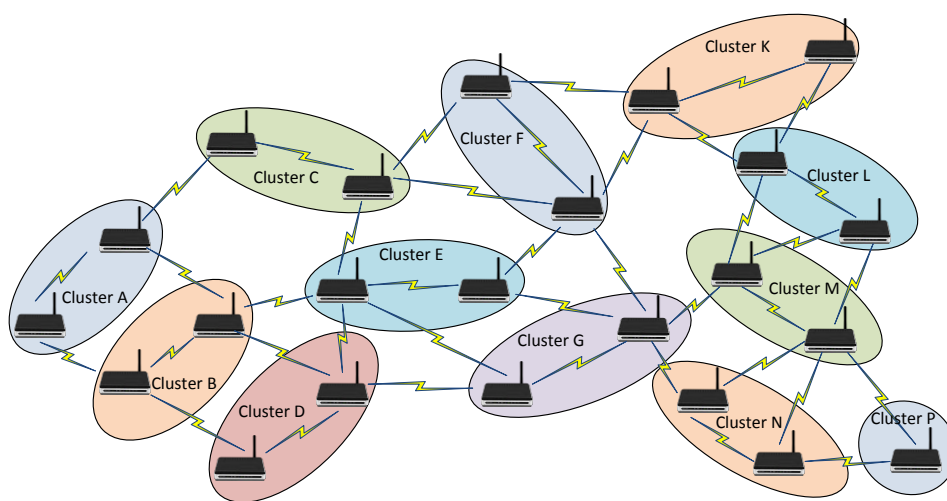
Figure 4 illustrates graphs of clusters under different cluster sizes (4, 3, and 2). Graph of clusters reflects topology information about relationships between clusters without taking into account their internal structure. As it's shown in fig. 4 reducing cluster' sizes is appeared as complicated cluster' topology that in turn is related to higher number of control variables at upper level and higher its computational complexity.



a



b



c

Fig. 3. Examples of clustering under cluster size

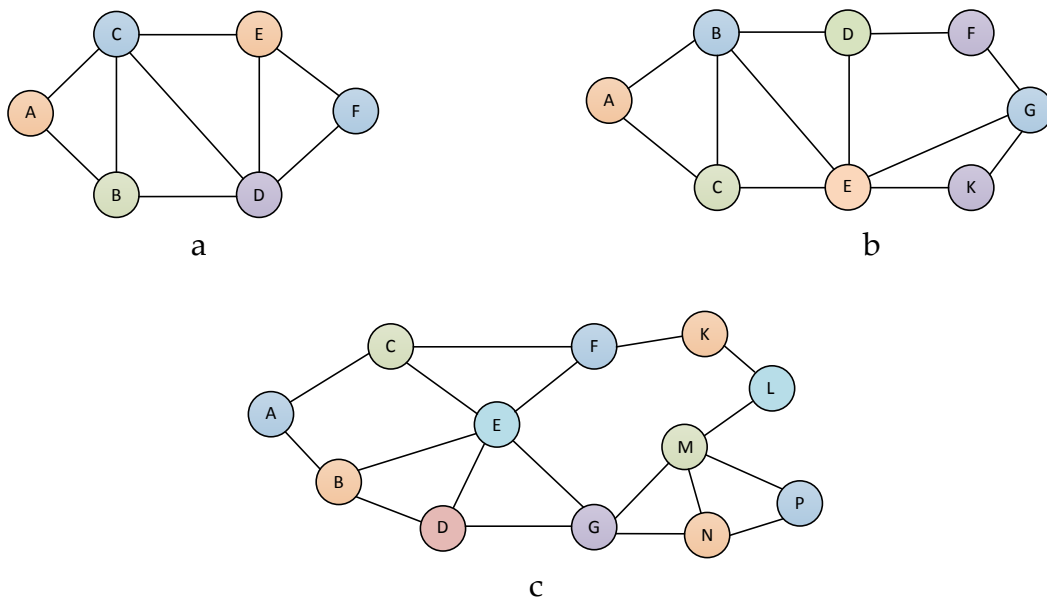


Fig. 4. Graphs of clusters under different cluster sizes

Thus cluster' size is affected by two contradictory factors, there are possibility of slot reusing in order to improve resource utilization and total number of control variables (taking into account variables at both levels) in order to reduce computational complexity of decision making. As analysis shows optimal cluster' size for given in fig. 3 WMN equal to 4...3. In general case optimal cluster' size will depend on size of WMN and its structure, number of available slots per frame, and incoming traffic intensity.

III. Allocation of pools of slots between WMN' clusters

According to concept of hierarchical cross-layer routing (fig. 1) some clusters are assumed to use same pool of slots. Thus it is supposed that in every frame total number of slots available for user traffic delivering is divided into groups (so called pools) and a pool is available for using only by some group of noninterfering clusters. It gives rise to two open issues: number of slots in every pool and allocation of the pools among clusters.

One from formulated in section I requirements to model of routing in WMN is related to dynamics. And the requirement is satisfied by using system of differential equalities of states (1) as basis of optimal cross-layer routing. In order to realize full dynamics number of slots in every pool can be defined as reconfigurable parameter calculated dynamically at upper control level. Thus the task is entrusted to algorithm of upper control level.

However structure of aggregated graph of clusters allows to determine number of required pools. As it was defined for individual stations by condition (9), simultaneous using of same slot' pool by two clusters A and H becomes possible if and only if condition (9) is satisfied for any pair of stations from A and H , i.e.

$$dist(v, u : \forall v \in V_A, \forall u \in V_H) > 2. \quad (15)$$

Information about interference between clusters is partially carried by graphs of clusters examples of which are shown in fig. 4. If some vertexes are directly connected in graphs of clusters then appropriate clusters interfere to each other and as a result the clusters cannot work at same pool of slots. However the converse is not true. If some pair of vertexes isn't directly connected in graphs of clusters they can interfere. For example in graph shown in fig. 3, a within clusters A and D not all pairs of station satisfy to (9) even if they aren't connected in fig. 4, a. As a result clusters A and D cannot be assigned to use same time resources.

In order to allocate pools of slots among noninterfering group of stations graph of clusters can be turn into conflict cluster graphs. The conflict graph indicates mutually interfering groups of stations [8]. The graph can be built on basis of graph of clusters by insertion of some additional edges. For example in case represented by fig. 3, a conflict graph is graph of clusters with addition edge $A - D$ (fig. 5a).

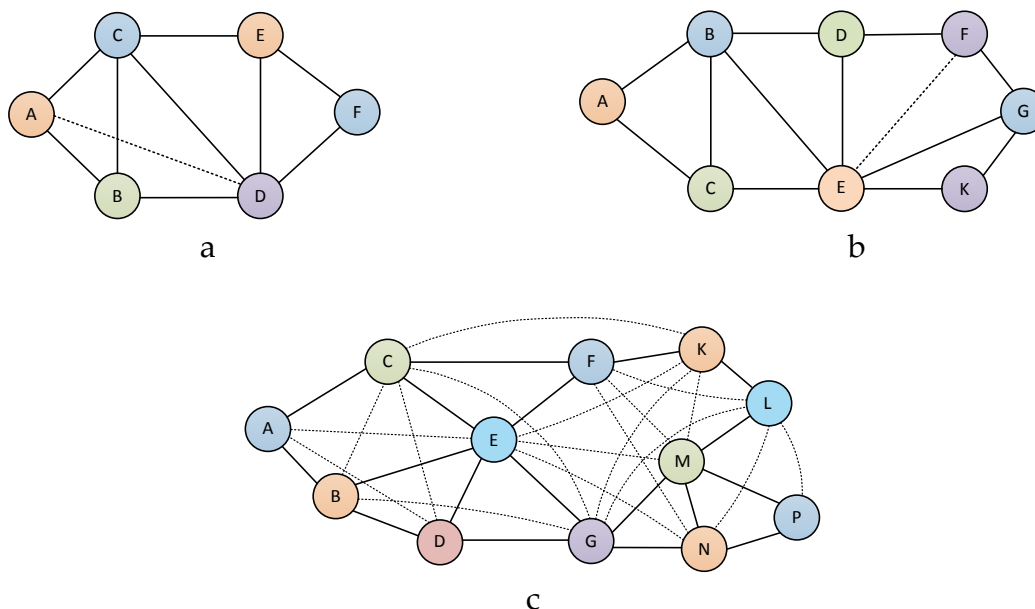


Fig. 5. Conflict graphs of clusters for different cluster sizes

Similarly if to add edge $E - F$ to graph in fig. 4, b, we'll have appropriate conflict graph (fig. 5a). Analysis of conflict graph for third clustering scenario (fig. 5c) confirms before done conclusion about unreasonableness of very small cluster size (in that case cluster size was equal to two stations). Thus described conflict graph reflects clusters which cannot be active simultaneously. Hence by using conflict graph tasks of number of required slots' pools and their allocation among clusters can be reduced to graph coloring and calculation of chromatic number.

In graph theory a coloring of a graph is a labeling of vertices where adjacent vertices never share a label (color). A graph is k -colorable if it can be colored using k colors. Chromatic number of graph G $\chi(G)$ is the smallest number k for which the graph G is

k -colorable [9]. Chromatic number of conflict clusters' graphs G' can be estimated via lower and upper bounds [6, 9]:

1) according to Brooks' theorem $\chi(G') \leq \Delta(G')$ where $\Delta(G')$ maximum degree of a graph G' . The theorem is true for all connected graph except for complete graphs and cycle graphs of odd length;

2) $\varphi(G') \leq \chi(G') \leq \left\lceil \frac{n(G') + \varphi(G')}{2} \right\rceil$ where $\varphi(G')$ is clique number introduced as the maximum number of vertices in a complete subgraph of G' ; $n(G')$ is number of vertices in G' ; $\lceil x \rceil$ is the largest integer less than or equal to x ;

3) $\left\lceil \frac{n(G')}{\alpha(G')} \right\rceil \leq \chi(G') \leq n(G') - \alpha(G') + 1$ where $\alpha(G')$ is the largest number of vertices of G' no two of which are adjacent (largest number of vertices which can be colored with any one color).

For example, for conflict clusters' graph shown in fig. 5b $n(G')=8$, $\varphi(G')=3$, $\alpha(G')=3$, $\Delta(G')=6$. So chromatic number of given conflict graphs lies between 3 and 6. Figure 6 illustrates different variants of its coloring.

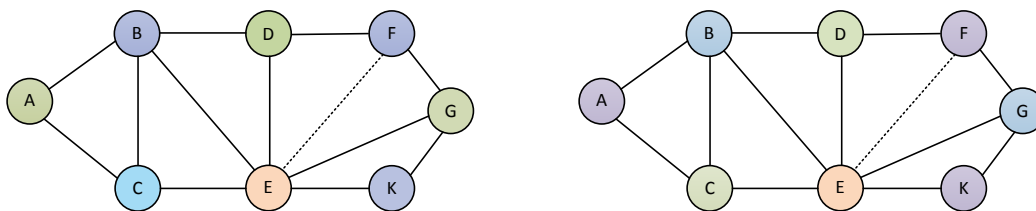


Fig. 6. Different variants of conflict graph coloring

As fig. 6 demonstrates chromatic number in the example equals to 4 and any coloring requires 4 colors. In WMN context it means that total number of slots should be divided among 4 pools. At same time shown variants of coloring (fig. 5b and fig. 6) have different number of vertices that are colored with same color. In case represented in fig. 5, b all vertices are divided into two-nodes groups, in cases represented in fig. 6 the groups are $\{3, 3, 1, 1\}$ and $\{3, 2, 2, 1\}$ respectively. So same pool of time slots can be assigned to different number of clusters but in practice if the clusters are noninterfering they can work simultaneously without any negative consequences. Currently graph theory accumulated good experience in exact and approximate coloring algorithms some from which are described in [9].

Conclusions

In order to improve efficiency of resource utilization and to increase scalability of IEEE 802.16 and other TDMA-based wireless mesh network a concept of hierarchical cross-layer routing is offered. Main idea is related to clustering and two-level hierarchical control. Lower level is associated with traffic routing and slot allocation within single clusters, where

own pool of slots is available and slots' reusing is prohibited. But upper level controls sizes of the slots' pools and their allocation among different clusters. Upper control level assumes availability of clusters with same pool of slots thereby saves link resources.

And lower and upper control levels are supposed as optimization procedures based on dynamic model in space of states. The model allows to make optimal control decision about route for traffic delivering together with optimal slot allocation in every link along chosen path. At lower control level the matter is path inside a cluster but at upper control level the matter is path between different clusters. Moreover the tasks are formulated as flow-based and dynamic that allows to calculate vector of control variables according to requirements of arriving traffic and to adapt to structure or traffic changes.

The offered hierarchical cross-layer routing method includes four components, namely clustering algorithm, algorithm for allocation of pools of slots between different clusters, low and upper level control algorithms. As it was shown every WMN has own optimal cluster' size which depends on size of WMN and its structure, number of available slots per frame, and incoming traffic intensity. In turn problem of allocation of slots' pools can be formulated as graph coloring task and can be solved by appropriate algorithms.

References:

1. *IEEE Std 802.16-2004*, IEEE Standard for Local and metropolitan area networks – Part 16: Air Interface for Fixed Broadband Wireless Access System. IEEE, NY, 2004. – 895 p.
2. *Yevsyeyeva O., Al-Azzawi E. M.* Optimal Cross-Layer Routing in 802.16 Mesh Networks With Different Classes of Service // *Scholars Journal of Engineering and Technology*. – 2015. – Vol. 3 (1A). – P. 21 – 32.
3. *Yevsyeyeva O., Al-Azzawi E.M.* Mathematical model for resource allocation in TDMA-based wireless meshnetworks // *Eastern-European Journal of Enterprise Technologies*. – 2014. – Vol. 3, N 9(69). – P. 4-9.
4. *Iyer A., Rosenberg C., Karnik A.* What is the right model for wireless channel interference? // *IEEE Transactions on Wireless Communications*. – 2009. – Vol. 8, Is. 5. – P. 2662 – 2671.
5. *Shi Y, Hou Y, Liu J, Kompella S* How to correctly use the protocol interference model for multi-hop wireless networks // *Tenth ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing MobiHoc'09: proc. of the symposium*. – ACM New York, NY, USA, 2009. – P. 239 – 248.
6. *Зыков А.А.* Основы теории графов. – М.: Наука, 1987, – 384 с.
7. *Yevsyeyeva O., Al-Azzawi E. M.* An Algorithm for Clustering And Aggregation Of Wireless Mesh Network's Topology // *First International IEEE Conference «Problems of Infocommunications. Science and Technology» PICS&T-2014, 14-17 October, 2014: proc. of the conf.* – Kharkiv, Ukraine, 2014. – P. 37–38.
8. *K. Jain, J. Padhye, V. Padmanabhan, L. Qiu* Impact of interference on multi-hop wireless network performance // *9th annual international conference on Mobile computing and networking MobiCom'03: proc. of the conf.* – ACM New York, NY, USA 2003. – P. 66 – 80.
9. *Christofides N.* Graph theory: An algorithmic approach (Computer science and applied mathematics). – Academic Press, Inc. Orlando, FL, USA, 1975. – 400 p.

УДК 621.391

ПОТОКОВАЯ МОДЕЛЬ МНОГОПУТЕВОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ ПО НЕПЕРЕСЕКАЮЩИМСЯ ПУТЯМ В ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ



А.С. ЕРЕМЕНКО

Харьковский национальный
университет радиоэлектроники

Abstract – This paper provides a topical scientific problem solution related to the flow-based model development of multipath routing over disjoint paths in telecommunication network with the control of number of paths. The proposed model is a further development of the well-known model of multipath routing due to the introduction in its structure the nonlinear constraints responsible for the calculation of a non-overlapping paths and control of their total number. The model provides accounting features such as network structure, parameters of communication links and traffic characteristics. It describes a routing procedure, and multiple flows simultaneously in accordance with their mutual interference; oversees a possible overload of network elements by the conditions of flow conservation in the network nodes and the conditions to prevent overloading of communication links. The desired order of disjoint paths multipath routing was achieved in solving the optimization problem of nonlinear programming. Using the proposed model allowed the calculation of a set of non-overlapping paths with some important features with respect to their desired number. This is important when formulating and solving problems of multipath routing associated with a certain level of service quality and (or) security of transmitted data. The simulation results on the set of examples confirmed the efficiency of proposed flow-based model of multipath routing over disjoint paths with adjustable number of used paths, what can be seen including its adequacy.

Анотация – У роботі запропоновано розв'язання актуальної наукової задачі, пов'язаної з розробкою потокової моделі багатопутової маршрутизації за шляхами, що не перетинаються, в телекомунікаційній мережі з регулюванням кількості використовуваних маршрутів. Запропонована модель є подальшим розвитком відомої моделі багатопутової маршрутизації на підставі введення в її структуру нелінійних обмежень, що відповідають за розрахунок лише шляхів, що не перетинаються, та регулювання їх загальної кількості. Використання запропонованої моделі дозволило забезпечити розрахунок множини маршрутів, що володіє деякими важливими властивостями щодо їх необхідної кількості. Результати моделювання підтвердили працездатність запропонованої потокової моделі багатопутової маршрутизації за шляхами, що не перетинаються, з регулюванням числа використовуваних маршрутів.

Аннотация – В работе предложено решение актуальной научной задачи, связанной с разработкой потоковой модели многопутевой маршрутизации по непересекающимся путям в телекоммуникационной сети с регулировкой числа используемых маршрутов. Предложенная модель является дальнейшим развитием известной модели многопутевой маршрутизации за счет введения в ее структуру нелинейных ограничений, отвечающих за расчет лишь непересекающихся путей и регулировку их общего количества. Использование предложенной модели позволило обеспечить расчет множества непересекающихся маршрутов, обладающего некоторыми важными свойствами относительно их необходимого количества. Результаты моделирования подтвердили работоспособность предложенной потоковой модели многопутевой маршрутизации по непересекающимся путям с регулировкой числа используемых маршрутов.

Введение

Развитие телекоммуникационных сетей (ТКС) на сегодняшний день характеризуется внедрением все большего числа инфокоммуникационных сервисов и связанного с этим упреждающим совершенствованием технологических средств обеспечения качества обслуживания (Quality of Service, QoS). Традиционно важное место в перечне подобных средств отводится протоколам маршрутизации, которые во многом определяют численные значения межконцевых QoS-показателей: средней задержки, джиттера, вероятности потерь пакетов и производительности ТКС в целом

[1-3], благодаря обоснованному выбору путей прохождения пакетов между парой узлов отправитель-получатель. Важно отметить, что за последнее десятилетие практически все маршрутные протоколы нарастили свою функциональность с точки зрения поддержки многопутевой маршрутизации [4]. Как показала практика и результаты многочисленных научных исследований [2-5], многопутевая маршрутизация, благодаря обеспечению балансировки нагрузки одновременно по множеству путей, способствует дальнейшему улучшению вышеперечисленных показателей QoS.

В ряде важных случаев при реализации многопутевой стратегии маршрутизации предпочтение может отдаваться использованию непересекающихся путей, в которых общими являются лишь узлы отправитель и получатель. С точки зрения обеспечения качества обслуживания выбор непересекающихся путей обоснован, например, некоторым упрощением получения решения задач по балансировке нагрузки и расчету показателей качества обслуживания [3, 5]. А при обеспечении сетевой безопасности использование непересекающихся путей в ходе многопутевой маршрутизации фрагментов передаваемого сообщения позволяет существенно снизить вероятность компрометации передаваемых данных [6-9].

На рис. 1а, например, пути, проходящие через узлы 1→2→6, 1→3→6 и 1→4→5→6, являются непересекающимися, если узлы 1 и 6 – это отправитель и получатель пакетов соответственно. Тогда узлы 2÷5 являются транзитными, т.е. они осуществляют лишь переприем пакетов передаваемого потока.

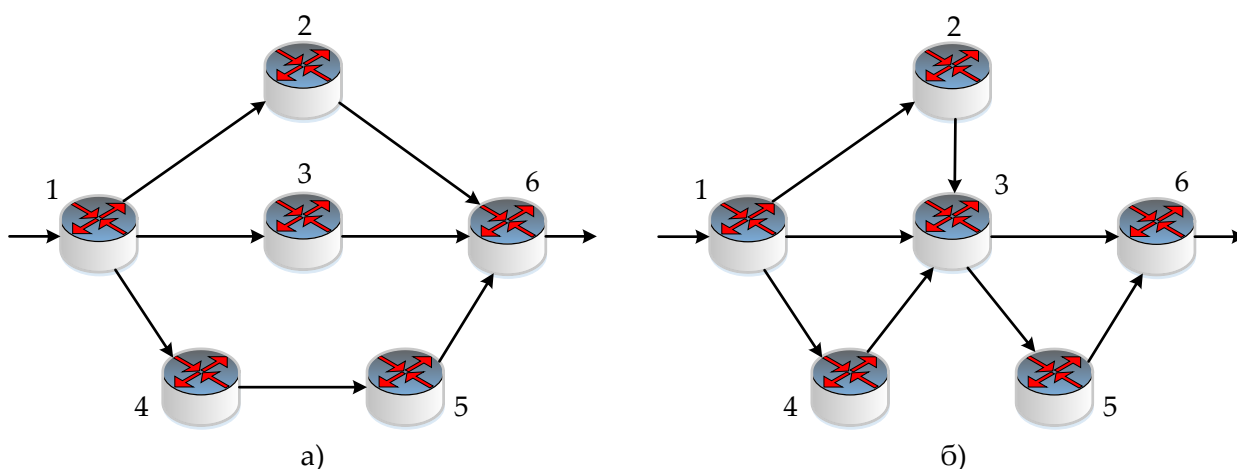


Рис. 1. Примеры используемых путей при многопутевой маршрутизации

Если пути содержат хотя бы один общий узел и (или) канал, то они называются пересекающимися. На рис. 1б для той же пары узлов отправитель-получатель представлены примеры пересекающихся путей, при этом пути 1→3→6 и 1→2→3→5→6 имеют узловое пересечение (узел 3), а пути 1→3→6 и 1→4→3→6 допускают канальное пересечение, т.к. у них общий канал между узлами 3 и 6. Нетрудно заметить, что пути с узловым пересечением всегда являются подмножеством путей с канальным пересечением.

Для расчета непересекающихся путей в настоящее время преимущественно используются графокомбинаторные модели и алгоритмы [1, 4], которые обладают невысокой вычислительной сложностью и хорошей масштабируемостью. Примером этому могут служить многочисленные модификации алгоритма Дейкстры [10], которые положены в основу протоколов многопутевой маршрутизации SMR (Split Multipath Routing) и AODVM (AODV-Multipath), используемые в беспроводных ТКС. В области безопасной маршрутизации модифицированный алгоритм Дейкстры также используется при поиске множества непересекающихся путей в MANET для передачи по ним фрагментов секретного сообщения согласно протоколу SPREAD (Secure Protocol for REliable dAta Delivery) с целью обеспечения максимальной защищенности от несанкционированного доступа к передаваемым данным и их возможного перехвата [6, 7].

Несмотря на отмеченные достоинства, графокомбинаторные решения имеют и ряд серьезных недостатков, которые сдерживают их использование в современных мультисервисных ТКС. К основным из них относятся, прежде всего, отсутствие учета характеристик передаваемых потоков пакетов, что усложняет работу средств борьбы с перегрузкой каналов связи ТКС, а также сложность в расчете и регулировке количества используемых непересекающихся путей. В этой связи все больше внимания в научных исследованиях, посвященных многопутевой маршрутизации в т.ч. по непересекающимся путям, уделяется использованию потоковых моделей [2-5], в рамках которых характеристики передаваемого в сети трафика учитываются более полно по сравнению с графокомбинаторными моделями.

Поэтому актуальной представляется научная и практическая задача, связанная с разработкой новых математических моделей многопутевой маршрутизации по непересекающимся путям, которые могут быть положены в основу соответствующих маршрутных протоколов как для обеспечения заданного уровня качества обслуживания, так и для повышения безопасности передаваемых данных.

I. Базовая потоковая модель многопутевой маршрутизации

При разработке потоковой модели многопутевой маршрутизации по непересекающимся путям за основу была взята модель, предложенная в [2]. При этом к ее достоинствам можно отнести следующие:

- учет особенностей как структуры сети, параметров каналов связи, так и характеристик передаваемого трафика;
- поддержка мультипоточности, т.е. модель описывает порядок маршрутизации не одного, а одновременно нескольких потоков с учетом их взаимного влияния;
- контроль за возможной перегрузкой элементов сети за счет выполнения условий сохранения потока в узлах сети и условий предотвращения перегрузки каналов связи.

В рамках базовой модели структура сети описывается с помощью взвешенного ориентированного графа $G = (V, E)$, где V – множество узлов (маршрутизаторов), а E –

множество дуг (каналов связи). Каждая дуга $(i, j) \in E$ взвешивается параметром $c_{i,j}$, который характеризует пропускную способность моделируемого канала связи. Пусть S_k и D_k – узел-отправитель и узел-получатель k -го потока соответственно, а r_k – интенсивность k -го потока из множества K . Управляющей переменной служит величина $x_{i,j}^k$, которая характеризует долю k -го потока, передающегося по каналу связи $(i, j) \in E$. В соответствии с физикой решаемой задачи многопутевой маршрутизации на переменные $x_{i,j}^k$ накладываются следующие ограничения:

$$0 \leq x_{i,j}^k \leq 1. \quad (1)$$

В ходе решения маршрутной задачи необходимо обеспечить выполнение условий сохранения потока в каждом из узлов и сети в целом:

$$\begin{cases} \sum_{j:(i,j) \in E} x_{i,j}^k - \sum_{j:(j,i) \in E} x_{j,i}^k = 1, i = S_k - \text{для узла отправителя;} \\ \sum_{j:(i,j) \in E} x_{i,j}^k - \sum_{j:(j,i) \in E} x_{j,i}^k = 0, i \neq S_k, D_k - \text{для транзитных узлов;} \\ \sum_{j:(i,j) \in E} x_{i,j}^k - \sum_{j:(j,i) \in E} x_{j,i}^k = -1, i = D_k - \text{для узла получателя} \end{cases} \quad (2)$$

Также должны выполняться условия предотвращения перегрузки каналов связи, а именно

$$\sum_{k \in K} r_k \cdot x_{i,j}^k \leq c_{i,j}, \quad (i, j) \in E. \quad (3)$$

В ходе решения задачи маршрутизации пусть, для примера, минимизируется целевая функция вида:

$$J = \sum_{k \in K} \sum_{(i,j) \in E} f_{i,j}^k \cdot x_{i,j}^k, \quad (4)$$

где $f_{i,j}^k$ – метрика канала связи между i -м и j -м узлами ТКС.

Таким образом, в рамках базовой потоковой модели (1)-(4) поиск множества оптимальных маршрутов сводится к задаче линейного программирования при минимизации целевой функции (4) с учетом ограничений (1)-(3).

II. Условия реализации многопутевой маршрутизации по непересекающимся путям

Рассмотрим случай, когда в сети необходимо реализовать многопутевую маршрутизацию по непересекающимся путям с возможностью регулировки числа используемых маршрутов, как это сделано, например, в работах [6, 9]. Как видно из рис. 1а, при многопутевой маршрутизации по непересекающимся путям необходимо, чтобы выполнялось следующее предположение (гипотеза): в каждый транзит-

ный узел поток должен входить не более чем по одному каналу связи, и соответственно, выходить также не более чем по одному исходящему каналу. В соответствии с приведенной гипотезой в обозначениях базовой модели (1)-(4) для всех входных интерфейсов i -го транзитного узла должны выполняться следующие условия:

$$\sum_{j:(j,i) \in E} \sum_{\substack{l:(l,i) \in E, \\ l \neq j}} x_{j,i}^k x_{l,i}^k = 0, \quad (5)$$

а для всех выходных интерфейсов i -го транзитного узла сети должны быть справедливыми такие равенства:

$$\sum_{n:(i,n) \in E} \sum_{\substack{m:(i,m) \in E, \\ m \neq n}} x_{i,n}^k x_{i,m}^k = 0. \quad (6)$$

Выполнение нелинейных ограничений (5) и (6) гарантирует, что поток, проходящий через i -й транзитный узел, поступает не более чем от одного смежного узла и передается не более чем одному смежному узлу. Таким образом, происходит формирование множества непересекающихся путей, у которых общими являются только пара узлов отправитель и получатель. Ввиду нелинейности условий (5) и (6) оптимизационная задача, связанная с минимизацией выражения (4), уже будет относиться к классу задач нелинейного программирования.

Для обеспечения регулировки числа используемых непересекающихся путей при реализации многопутевой маршрутизации k -го потока обозначим через $M_{ВП}^k$ верхнее пороговое значение количества непересекающихся путей, которое определяется степенью вершин, моделирующих узлы отправителя и получателя, т.е. количеством инцидентных этим вершинам дуг (каналов связи):

$$M_{ВП}^k = \min(d(S_k), d(D_k)), \quad (7)$$

где $d(S_k)$ и $d(D_k)$ – степени вершин (узлов) отправителя и получателя k -го потока соответственно.

Фактически используемое число непересекающихся путей $M_{Ф}^k$ при маршрутизации k -го потока, применяя модель (1)-(4) и условия (5), (6), по аналогии с выражение (7) можно рассчитать таким образом:

$$M_{Ф}^k = \min \left(\sum_{j:(j,i) \in E} \lceil x_{i,j}^k \rceil, \sum_{n:(n,m) \in E} \lceil x_{n,m}^k \rceil \right) \text{ при } i = S_k, m = D_k, \quad (8)$$

где $\lceil \cdot \rceil$ – операция округления числа к ближайшему большему целому; $\sum_{j:(j,i) \in E} \lceil x_{i,j}^k \rceil$ – число инцидентных i -му узлу каналов связи, по которым k -й поток выходит из этого узла; $\sum_{n:(n,m) \in E} \lceil x_{n,m}^k \rceil$ – число инцидентных m -му узлу каналов связи, по которым k -й поток входит в этот узел.

Величина M_{Φ}^k может выступать как оцениваемый параметр, так и в качестве регулируемой величины, т.е. с ее помощью можно задавать минимальное, максимальное или определять заданное число используемых непересекающихся путей при многопутевой маршрутизации. Пределы изменения данной величины определяются по такому неравенству

$$1 \leq M_{\Phi}^k \leq M_{ВП}^k. \quad (9)$$

III. Проверка работоспособности предложенной потоковой модели многопутевой маршрутизации по непересекающимся путям

Проведем проверку работоспособности (адекватности) предложенной потоковой модели многопутевой маршрутизации по непересекающимся путям в ТКС с регулировкой числа используемых маршрутов. Для этого рассмотрим структуру сети, состоящую из двенадцати узлов и двадцати пяти каналов связи. При этом в качестве пары узлов отправитель-получатель выступали первый и двенадцатый узлы соответственно. Пропускная способность каждого из каналов связи, для примера, равнялась 100 пакетам в секунду (1/с).

Вначале проанализируем результат, получаемый при использовании базовой потоковой модели (1)-(4), когда метрика каналов связи равнялась единице ($f_{i,j}^k = 1$). Пусть между парой узлов отправитель-получатель передавался поток пакетов интенсивностью 300 1/с. Результирующий порядок многопутевой маршрутизации, полученный на основе модели (1)-(4), представлен на рис. 2, где в разрыве того или иного канала связи показана интенсивность протекающего по нему потока.

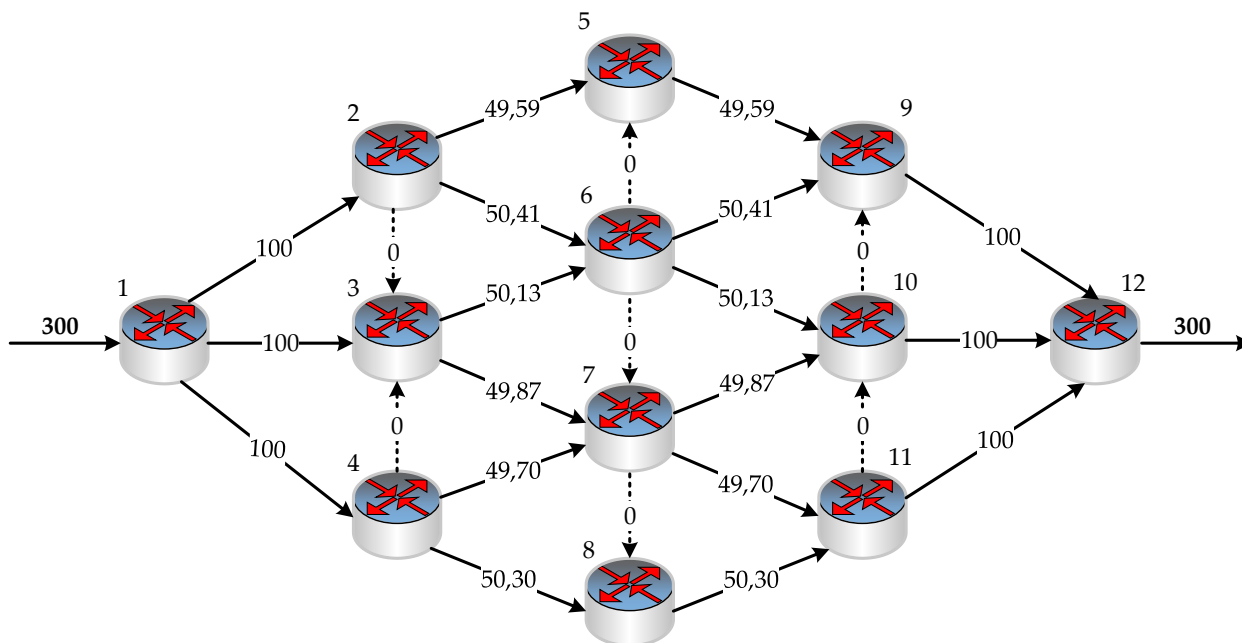


Рис. 2. Результат расчета множества путей с использованием базовой модели (1)-(4) при обслуживании потока интенсивностью 300 1/с

Анализ рис. 2 показал, что базовая модель (1)-(4) обеспечивает расчет множества пересекающихся как по узлам, так и по каналам связи маршрутов. Для удобства незадействованные в ходе маршрутизации каналы связи показаны на рис. 2 штриховой линией.

Далее проведем решение задачи многопутевой маршрутизации, но уже по непересекающимся путям, т.е. с учетом вновь сформулированных условий (5) и (6). Результат расчета при тех же исходных данных показан на рис. 3. Полученное множество маршрутов включает в себя следующие три ($M_{\Phi}^k = 3$) непересекающиеся пути: $1 \rightarrow 2 \rightarrow 5 \rightarrow 9 \rightarrow 12$, $1 \rightarrow 3 \rightarrow 7 \rightarrow 10 \rightarrow 12$ и $1 \rightarrow 4 \rightarrow 8 \rightarrow 11 \rightarrow 12$. По каждому из этих путей передается поток интенсивностью 100 1/с.

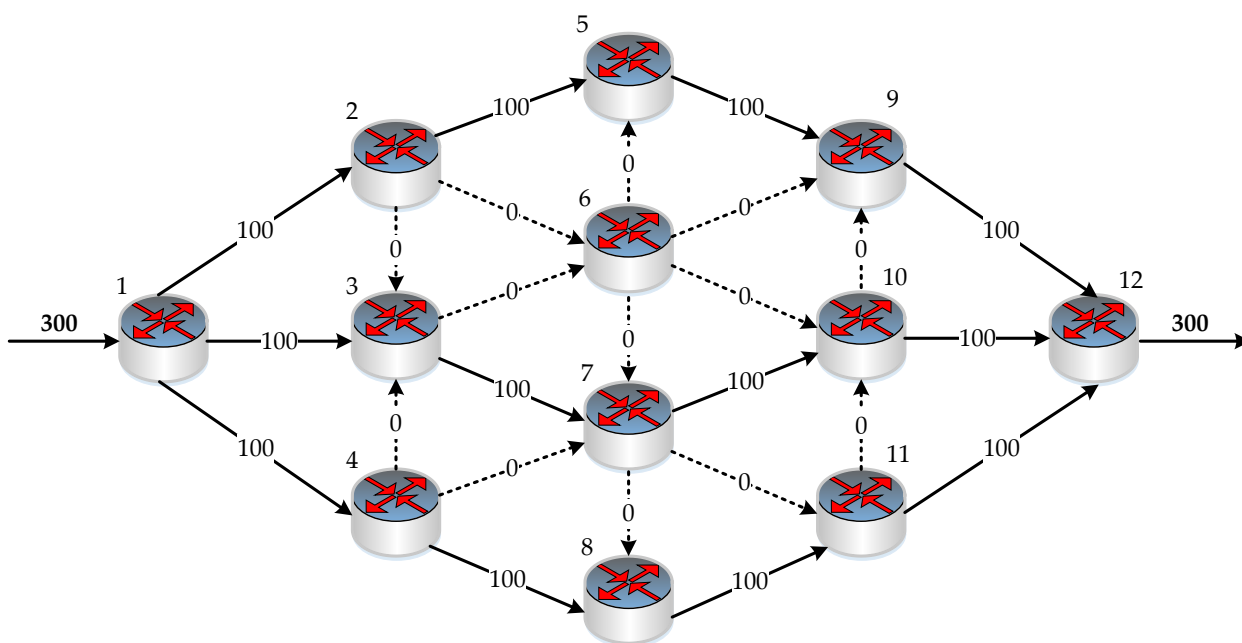


Рис. 3. Результат расчета множества путей с использованием условий маршрутизации по непересекающимся путям (5) и (6) при обслуживании потока интенсивностью 300 1/с

Изменим несколько исходные данные: пусть на вход в сеть поступает поток интенсивностью 100 1/с, а $M_{\Phi}^k = 2$ при $M_{ВП}^k = 3$, т.е. условие (9) выполняется. Тогда использование модели (1)-(9) определит порядок маршрутизации потоков в ТКС, представленный на рис. 4. Пути $1 \rightarrow 2 \rightarrow 5 \rightarrow 9 \rightarrow 12$ и $1 \rightarrow 4 \rightarrow 7 \rightarrow 10 \rightarrow 12$ также являются непересекающимися.

Таким образом, результаты моделирования подтвердили работоспособность предложенной потоковой модели многопутевой маршрутизации по непересекающимся путям с регулировкой числа используемых маршрутов, по которым можно судить в том числе и о ее адекватности.

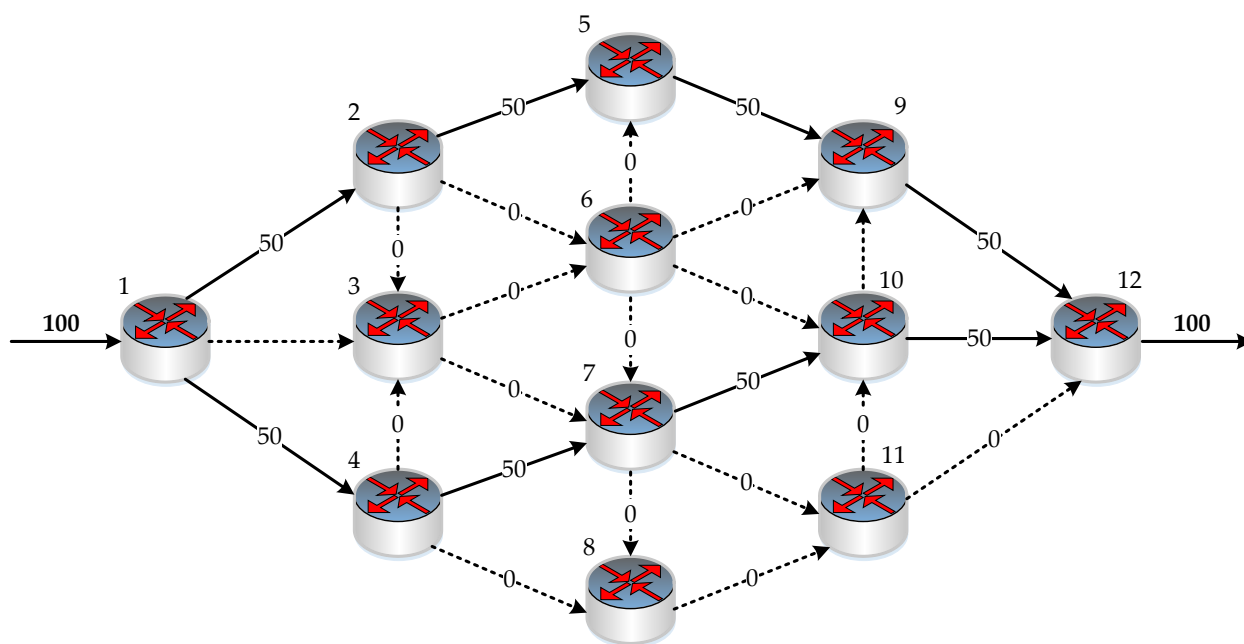


Рис. 4. Результат расчета множества путей с использованием условий (5) и (6) при обслуживании потока интенсивностью 100 1/c ($M_{\Phi}^k = 2$)

Выводы

В работе было предложено решение актуальной научной задачи, связанной с разработкой потоковой модели многопутевой маршрутизации по непересекающимся путям в ТКС с регулировкой числа используемых маршрутов. Предложенная модель является дальнейшим развитием известной модели многопутевой маршрутизации за счет введения в ее структуру нелинейных ограничений (5), (6) и (8). Это позволило получить искомый порядок многопутевой маршрутизации по непересекающимся путям в ходе решения задачи нелинейного программирования с целевой функцией (4), линейными ограничениями (1)-(3) и нелинейными условиями (5), (6) и (8). При этом использование условия (8) позволяет обеспечить расчет множества непересекающихся маршрутов, обладающего некоторыми важными свойствами относительно их необходимого количества. Это важно при формулировке и решении задач многопутевой маршрутизации, связанных с обеспечением заданного уровня качества обслуживания [2, 5] и (или) безопасности передаваемых данных [6-9, 11].

Список литературы:

1. Vegesna S. IP Quality of Service // Cisco press, 2001. – 368 p.
2. Seok Y., Lee Y., Kim C., Choi Y. Dynamic Constrained Multipath Routing for MPLS Networks // IEEE International Conference on Computer Communications and Networks. – 2001. – №3. – P. 348 – 353.

3. Вишневецкий В.М. Теоретические основы проектирования компьютерных сетей. – М.: Техносфера, 2003. – 512 с.
4. Поповский В.В., Лемешко А.В., Мельникова Л.И., Андрушко Д.В. Обзор и сравнительный анализ основных моделей и алгоритмов многопутевой маршрутизации в мультисервисных телекоммуникационных сетях // Прикладная радиоэлектроника. – 2005. – Т.4, вып.4. – С. 372-382.
5. Лемешко А.В. Усовершенствование потоковой модели многопутевой маршрутизации на основе балансировки нагрузки [Электронный ресурс] / А.В. Лемешко, Т.В. Вавенко // Проблемы телекоммуникаций. – 2012. – № 1 (6). – С. 12 – 29. – Режим доступа до журн.: http://pt.journal.kh.ua/2012/1/1/121_lemeshko_multipath.pdf.
6. Lou W. SPREAD: Enhancing Data Confidentiality in Mobile Ad Hoc Networks / W. Lou, W. Liu, Y. Fang // INFOCOM 2004. Twenty-third Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies, IEEE. – 2004. – Vol. 4. – PP. 2404 – 2413.
7. Lou W. SPREAD: Improving Network Security by Multipath Routing in Mobile Ad Hoc Networks / W. Lou, W. Liu, Y. Zhang, Y. Fang // Wireless Networks. – 2009. – Vol. 15, Issue 3. – PP. 279 – 294.
8. Лемешко А.В. Модель безопасной маршрутизации с оптимальной балансировкой числа фрагментов передаваемого сообщения по непересекающимся маршрутам / А.В. Лемешко, А.С. Еременко // Проблемы электромагнитной совместимости перспективных беспроводных сетей связи (ЭМС-2015): Сб. науч. трудов Первой междунар. науч.-техн. конф., Харьков, 27 мая 2015 г.– Харьков: ХНУРЭ, 2015. – С. 96–99.
9. Alouneh S. A Multiple LSPs Approach to Secure Data in MPLS Networks / S. Alouneh, A. En-Nouaary, A. Agarwal // Journal of Networks. – 2007. – Vol. 2, Issue 4. – PP. 51 – 58.
10. Natarajan M. Graph Theory Algorithms for Mobile Ad Hoc Networks / M. Natarajan // Informatica – An International Journal of Computing and Informatics. – 2012. – Vol. 36. – PP. 185 – 200.
11. Alouneh S. A Novel Path Protection Scheme for MPLS Networks using Multi-path Routing / S. Alouneh, A. Agarwal, A. En-Nouaary // Computer Networks: The International Journal of Computer and Telecommunications Networking. – 2009. – Vol. 53, Issue 9. – PP. 1530 – 1545.
12. Suurballe J.W. Disjoint paths in a network / J.W. Suurballe // Networks. – 1974. – Vol. 4, Issue 2. – PP. 125 – 145.
13. Suurballe J.W. A quick method for finding shortest pairs of disjoint paths / J.W. Suurballe, R.E. Tarjan // Networks. – 1984. – Vol. 14, Issue 2. – PP. 325 – 336.

УДК 621.391

МАТЕМАТИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ УПРАВЛЕНИЯ ОЧЕРЕДЯМИ НА МАРШРУТИЗАТОРАХ ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ НА ОСНОВЕ ОПТИМАЛЬНОГО АГРЕГИРОВАНИЯ ПОТОКОВ И РАСПРЕДЕЛЕНИЯ ПАКЕТОВ ПО ОЧЕРЕДЯМ



[А.В. СИМОНЕНКО](#), [Д.В. АНДРУШКО](#)

Харьковский национальный
университет радиоэлектроники

Abstract – It was further developed the flow-based queue management model on telecommunication networks routers based on optimal flow aggregation and packets distribution in queues. The novelty of the model is that with flows distribution in queues it is carried out its aggregation based on flows and queues classes comparison within the analysis of the set of classification indicators. In addition, the model saved an important feature with respect to the implementation of the requirements of the Traffic Engineering Queues concept, related to ensuring a balanced queues workload along their length. Using the proposed model allows to optimize the process of flow aggregation, distribution of packets in separate queues and allocation of interface throughput for queues, giving the solution a high level of consistency. Results of the research confirmed the efficiency of the proposed model and its effectiveness in terms of correct solution of queue management problems. Flows aggregation process optimization depending on the ratio of the number of flows and queues as well as their classes allows to reduce the number of supported queues from 15-18% to 25-33% without reducing the level of quality of service differentiation of users flows, which helps to reduce the time for packets processing on the interface and minimization of the end-to-end packet delay within the network in a whole.

Анотація – Отримала подальший розвиток потокова модель управління чергами на маршрутизаторах телекомунікаційних мереж на основі оптимального агрегування потоків і розподілу пакетів по чергах. Новизна моделі полягає в тому, що при розподілі потоків за чергами здійснюється їх агрегування на основі порівняння класів потоків і черг в ході аналізу множини класифікаційних ознак. Крім того, в моделі збережено важлива властивість щодо реалізації вимог концепції Traffic Engineering Queues, пов'язане із забезпеченням збалансованої завантаженості черг по їх довжині.

Анотация – Получила дальнейшее развитие потоковая модель управления очередями на маршрутизаторах телекоммуникационных сетей на основе оптимального агрегирования потоков и распределения пакетов по очередям. Новизна модели состоит в том, что при распределении потоков по очередям осуществляется их агрегирование на основе сравнения классов потоков и очередей в ходе анализа множества классификационных признаков. Кроме того, в модели сохранено важное свойство относительно реализации требований концепции Traffic Engineering Queues, связанное с обеспечением сбалансированной загруженностью очередей по их длине.

Введение

Как показал проведенный анализ [1-3], наиболее существенный рост задержек и потерь пакетов в современных территориально-распределенных телекоммуникационных сетях (ТКС) в основном обусловлен перегрузкой сетевых интерфейсов коммутаторов 3-го уровня или маршрутизаторов. С точки зрения теории телетрафика [4], основной причиной перегрузки является превышение или даже соизмеримость интенсивности потока пакетов с пропускной способностью (ПС) интерфейса, через который он протекает. Кроме пропускной способности к важным характеристикам интерфейса относят число поддерживаемых очередей, в которые помещаются пакеты при перегрузке канала связи, и максимально возможное число пакетов в каждой

из очередей. Обеспечение дифференцированного качества обслуживания (Quality of Service, QoS) при управлении трафиком на интерфейсах современных маршрутизаторов реализуется на основе решения следующих взаимосвязанных задач [2, 3]:

- классификация и маркировка пакетов;
- создание и настройка системы очередей на интерфейсе;
- распределение пакетов по очередям интерфейса с учетом параметров передаваемых потоков, требований к качеству обслуживания, характеристик создаваемых очередей и интерфейса в целом;
- определение порядка обслуживания очередей, т.е. определение очередности передачи пакетов из очередей в канал связи;
- распределение пропускной способности интерфейса между отдельными очередями;
- превентивное (заблаговременное) ограничение длины очереди.

Данные задачи должны решаться максимально согласованно в рамках единых интерфейсных механизмов-программ, являющихся частью операционной системы маршрутизатора. К сожалению, сегодняшнее состояние дел в данном вопросе характеризуется тем, что формирование очередей осуществляется преимущественно в соответствии с настройками «по умолчанию» (табл. 1) [1] или вручную, исходя из квалификации сетевого администратора. Это же касается и решений задач по распределению ПС интерфейса между очередями. За исключением механизмов FQ/WFQ, большинство средств основаны на статических решениях, которые не зависят от динамики изменения состояния интерфейса.

Таблица 1. Число очередей, поддерживаемых по умолчанию в основных планировщиках пакетов

Название планировщика	Число поддерживаемых очередей
FIFO	1
PQ	4
CQ	16 + 1 (системная)
FQ/WFQ	256 (с возможностью административного увеличения до 4096)
CBWFQ	64 класса очередей (каждая классовая очередь и очередь «по умолчанию» может настраиваться WFQ, т.е. разбиваться на 256 (до 4096) подочерей)
LLQ	К очередям CBWFQ добавляется одна приоритетная очередь

Важно отметить, что, с одной стороны, чем больше формируемых очередей, тем выше дифференциация, которую возможно обеспечить при обслуживании пакетов. С этой точки зрения стремятся, чтобы число очередей соответствовало количеству передаваемых через заданный интерфейс потоков. С другой стороны, с ростом числа поддерживаемых очередей возрастают и задержки, вносимые планировщиком пакетов, и связанные, например в FQ/WFQ, с переключением обслужива-

ния с очереди на очередь, анализом IP-заголовка пакетов, определением активности/пассивности потока, расчетом порядкового номера пакета из той или иной очереди и т.д. Особенно это недопустимо, когда ввиду нестационарности трафика некоторые очереди пустуют, а планировщик необоснованно тратит время на анализ их состояния, внося дополнительные задержки в обслуживание пакетов других очередей. На практике выход из создавшегося положения видится в том, чтобы потоки агрегировались (группировались) по ряду ключевых параметров, связанных с их классификационными признаками и требованиями к уровню качества обслуживания. Это позволяет сократить число используемых очередей или ограничиться доступным числом очередей, заданным по умолчанию, обеспечив приблизительно одинаковый уровень QoS для агрегированных потоков, что является ключевым требованием при агрегации.

Возвращаясь к проблеме обеспечения согласованного решения отдельных интерфейсных задач, отметим, что результаты, полученные в работах [5-9], стоит модифицировать таким образом, чтобы в ходе распределения пакетов по очередям производилась агрегация потоков по соответствию классификационным признакам. К недостаткам решений, предложенных в [7-9], следует отнести то, что в них для обеспечения оптимальной балансировки длин очередей не исключалась возможность направления достаточно различных по своим параметрам (с точки зрения классификации) потоков, что могло приводить к нерациональному распределению ПС интерфейса и соответствующему завышению или занижению качества обслуживания некоторым потокам.

I. Модель управления очередями на маршрутизаторах ТКС на основе оптимального агрегирования потоков и распределения пакетов по очередям

В основу предлагаемой модели будут положены результаты, полученные в работах [5, 6]. Тогда пусть на интерфейс маршрутизатора поступает M потоков со следующими известными характеристиками:

a_i – величина средней интенсивности i -го потока;

$K_i = \{k_i^l, l = \overline{1, L}\}$ – множество параметров пакетов i -го потока, которые используются для классификации сетевого трафика в рамках реализованной в ТКС транспортной технологии, где L – общее число параметров для классификации трафика.

Примером подобных параметров в IP-технологии являются приоритет пакета (содержимое полей IP-пакета: IP-precedence или DSCP) или значения QoS-group; IP-адреса источника и (или) получателя пакетов; MAC-адреса источника и (или) получателя пакетов; стандартный или расширенный список доступа к источникам/получателям; TCP/UDP-порты источника и (или) получателя пакетов; код длины пакета. В других технологиях пакетной коммутации к подобным параметрам также могут быть отнесены экспериментальные биты MPLS, бит Frame Relay DE.

Пусть для каждого i -го потока на основе анализа множества параметров $\{k_i^l, l = \overline{1, L}\}$ определяется его класс k_i^{Π} , который является некоторой функцией от элементов множества K_i . В общем случае данная функция может носить нелинейный характер, так, например, в работе [9] аналог данной зависимости имел форму

$$k_i^{\Pi}(p_i, d_i) = \frac{p_i}{v \cdot d_i}, \quad (i = \overline{1, M}), \quad (1)$$

где p_i и d_i – приоритет и средняя длина пакетов i -го потока, v – некоторый нормировочный коэффициент, который должен сглаживать различие в порядке значений приоритета ($0 \div 7$) и длины пакета в байтах.

В общем случае величина k_i^{Π} является безразмерной, и для удобства последующего изложения будем считать, что k_i^{Π} нормируется в пределах от нуля до единицы. Самый важный поток будет иметь значение класса, равного единице, т.е. $k_i^{\Pi} = 1$. Чем меньше класс, тем значение k_i^{Π} будет ближе к нулю.

Пусть пакеты, поступившие на интерфейс в соответствии с содержанием актуальной таблицы маршрутизации, должны распределяться между N очередями в ходе решения задач Congestion Management при расчете множества переменных второго типа $x_{i,j}$ ($i = \overline{1, M}$, $j = \overline{1, N}$). Каждая из переменных $x_{i,j}$ характеризует долю i -го потока, направленного на обслуживание в j -ю очередь. Для решения задач распределения ПС интерфейса между очередями (Resource Allocation) в рамках предлагаемой модели необходимо рассчитать множество переменных b_j , каждая из которых характеризует величину пропускной способности интерфейса, выделенную для обслуживания j -й очереди. В рамках последующего изложения условимся, что число потоков превышает количество поддерживаемых на интерфейсе очередей, т.е. имеет место неравенство

$$M > N. \quad (2)$$

По аналогии с классификацией потоков (пакетов) будем считать, что в системе управления очередями установлены также классы и самих очередей, как это сделано, например, в механизмах CBQ, CBWFQ и LLQ. Тогда каждой j -й очереди сопоставим класс k_j° ($j = \overline{1, N}$), который по аналогии с классом потоков k_i^{Π} также является безразмерной величиной, варьируемой в пределах от 0 (не включая) до 1 (включая).

На практике пакеты одного и того же потока направляются в одну и ту же очередь, поэтому в соответствии с физическим смыслом решаемой задачи переменная $x_{i,j}$ является булевой:

$$x_{i,j} \in \{0, 1\}. \quad (3)$$

Кроме ограничений (3), на управляющие переменные $x_{i,j}$ накладываются условия сохранения потока на интерфейсе маршрутизатора:

$$\sum_{j=1}^N x_{i,j} = 1, \quad (i = \overline{1, M}). \quad (4)$$

Выполнение условия (4) гарантирует, что все пакеты i -го потока будут направлены в одну из очередей, организованных на рассматриваемом интерфейсе.

Переменные b_j являются положительными вещественными величинами, на которые также накладывается система ограничений вида

$$0 \leq b_j, \quad \sum_{j=1}^N b_j \leq b, \quad (5)$$

где b – общая пропускная способность интерфейса, определяемая типом используемой телекоммуникационной технологии. Соблюдение условий (5) определяет корректность распределения ПС интерфейса между отдельными очередями.

Для обеспечения управляемости процессом предотвращения перегрузки интерфейса необходимо выполнить условие:

$$\sum_{i=1}^M a_i x_{i,j} < b_j, \quad (j = \overline{1, N}), \quad (6)$$

т.е. суммарная интенсивность потоков, направленных на обслуживание в j -ю очередь, не должна превышать пропускную способность интерфейса, которая выделена данной очереди.

Выполнение условия (6) не является достаточным для предотвращения перегрузки буфера очереди по ее длине, т.к. интенсивность потоков, поступающих в ту или иную очередь носит случайный и нестационарный характер. Для каждой j -й очереди обозначим через \bar{n}_j и n_j^{\max} ($j = \overline{1, N}$) ее текущую длину (в пакетах) и максимальную емкость [8, 9]. Тогда условия управляемости процессом предотвращения перегрузкой (6) дополняются условиями предотвращения перегрузки очередей по их длине:

$$\bar{n}_j \leq n_j^{\max} \quad (j = \overline{1, N}), \quad (7)$$

где значения \bar{n}_j зависят от статистических характеристик потока, выбранной дисциплины обслуживания пакетов и выделенной данной очереди ПС интерфейса. Варианты расчетных выражений для оценки \bar{n}_j представлены в работах [8, 9].

Развивая и дополняя идеи концепции *Traffic Engineering Queues* [3, 8, 9], регламентирующей вопросы обеспечения сбалансированной загрузки очередей, в структуру модели введем ряд дополнительных условий

$$k_j^0 \bar{n}_j \leq \beta, \quad (j = \overline{1, N}), \quad (8)$$

где β – верхний динамически управляемый предел загруженности очередей по их длине на интерфейсе маршрутизатора. Физический смысл условий (8) состоит в том, чтобы очереди, создаваемые на интерфейсе, загружались сбалансированно. При этом чем выше класс очереди (k_j^0), тем меньшую длину она должна иметь.

Согласованный расчет управляющих переменных $x_{i,j}$, b_j и β будет обеспечен в ходе решения оптимизационной задачи, связанной с минимизацией целевой функции вида:

$$F = \sum_{i=1}^M \sum_{j=1}^N h_{i,j}^x x_{i,j} + \beta, \quad (9)$$

где $h_{i,j}^x$ – условная стоимость (метрика) обслуживания пакетов i -го потока с помощью j -й очереди. Физический смысл формулированной задачи в целом состоит в том, что расчет управляющих переменных должен приводить к минимизации суммарной стоимости использования сетевых ресурсов: первое слагаемое отвечает за порядок использования буфера очереди, а второе – пропускной способности интерфейса.

Важно отметить, что критерием направления того или иного потока в определенную очередь является максимальное совпадение (соизмеримость) их классов k_i^{Π} и k_j^0 . Тогда в рамках усовершенствования модели (3)-(9) предлагается, чтобы метрика, отвечающая за распределение потоков пакетов по очередям, а при выполнении условия (2) и за агрегирование потоков, рассчитывалась согласно формуле

$$h_{i,j}^x = w_x^b (k_i^{\Pi} - k_j^0)^2, \quad (i = \overline{1, M}, j = \overline{1, N}). \quad (10)$$

Таким образом, метрика $h_{i,j}^x$ является неотрицательной величиной и напрямую зависит от квадрата расстояния между классами отдельных потоков и очередей. С помощью параметра w_x^b можно регулировать влияние на конечное численное значение целевой функции (9) ее первого и второго слагаемого.

Предложенная модель с вновь вводимыми формализмами (1), (2), (8)-(10) позволяет обеспечить согласованное решение задач по агрегированию и распределению потоков по очередям, а также по распределению пропускной способности интерфейса между системой поддерживаемых на нем очередей. Новизна модели состоит в том, что при распределении потоков по очередям осуществляется их агрегирование на основе сравнения классов потоков и очередей в ходе анализа множества классификационных признаков.

II. Исследование предложенной модели управления очередями

Проводился анализ процесса управления очередями на интерфейсе маршрутизатора с использованием предложенной модели. В ходе моделирования число потоков изменялось от 10 до 500, а число очередей от 4 до 256. Например, в табл. 2 представлены исходные данные и результаты расчета для двадцати пяти потоков ($N = 25$)

и двенадцати очередей ($M = 10$), пропускной способности 100 1/с ($b = 100$) и $w_x^b = 100$.

Таблица 2. Исходные данные и результаты расчета для $N = 25$, $M = 10$ и $b = 100$

Характеристики потоков			Параметры очередей				
номер потока	класс потока	средняя интенсивность потока (1/с)	номер использ. очереди	класс очереди	средняя интенсивность потока в очереди (1/с)	выделенная ПС	Средняя/максимальная длина очереди
8	0,0257	0,7643	1	0,1111	10,1951	11,3857	7,6680/10
9	0,0568	0,8024					
10	0,1429	0,7699					
13	0,0295	5,6561					
16	0,1148	2,2024					
7	0,1904	0,1738	2	0,2099	10,4765	12,6191	4,0596/8
11	0,1714	5,6116					
17	0,2361	1,4172					
19	0,1728	3,2739					
18	0,2891	1,1239	3	0,3086	2,7479	3,5241	2,7605/5
20	0,3237	1,5307					
22	0,2996	0,0933					
-	-	-	4	0,4074	-	-	-
3	0,4679	5,4051	5	0,5062	20,9374	29,7049	1,6832/5
4	0,4585	0,8290					
14	0,4723	3,8289					
24	0,5528	5,7753					
25	0,5547	5,0991					
12	0,6258	1,6394	6	0,6049	1,6394	2,4260	1,4084/5
1	0,6901	4,3839	7	0,7037	9,6191	14,7871	1,2107/4
15	0,6784	5,2352					
5	0,8061	4,7645	8	0,8025	11,2608	17,9241	1,0617/4
6	0,8247	1,1365					
21	0,8011	1,8349					
23	0,7756	3,5249					
2	0,8537	4,6417	9	0,9012	4,6417	7,6291	0,9454/4
-	-	-	10	1	-	-	-

В ходе расчетов средняя длина очереди определялась при условии, что работа интерфейса моделировалась, для примера, системой массового обслуживания М/М/1 [8, 9]. Минимизируемый верхний динамический порог загрузки очередей составлял $\beta = 0,8520$. Как показали результаты моделирования, агрегация потоков осуществлялась в соответствии с близостью их классов и класса очереди, в которую они направлялись. Достоинством предложенной модели также является то, что использовалось лишь минимально необходимое число очередей, достаточное для

обеспечения дифференцированного обслуживания на интерфейсе. Как показано в табл. 2, четвертая и десятая очереди не задействовались, т.к. не было потоков с соизмеримыми для них классами. Минимизация количества поддерживаемых очередей без снижения уровня QoS приводит к пропорциональному снижению времени, затрачиваемого на обработку пакетов на интерфейсе в конкретной очереди. В рамках рассмотренного примера удалось сократить число используемых очередей на 20%. При другом соотношении числа потоков и очередей, а также их классов выигрыш по данному показателю варьировался от 10-14% до 25-33%.

Выводы

Как показывает практика, в ходе управления очередями при настройке интерфейса маршрутизатора исходят из двух противоречивых требований. С одной стороны, число используемых очередей на интерфейсе должно быть максимальным и в пределе стремиться к количеству передаваемых через него потоков для обеспечения максимально возможной дифференциации в обслуживании. Но, с другой стороны, с ростом числа поддерживаемых очередей заметно растут и задержки, вносимые планировщиком пакетов, которые связаны с формированием очередей, анализом их состояния и т.д. Рациональный выход из создавшейся ситуации видится в том, чтобы потоки агрегировались по ряду ключевых параметров, связанных с их классификационными признаками и требованиями к уровню качества обслуживания. Это нацелено на обоснованное сокращение числа используемых очередей с обеспечением приблизительно равного уровня качества обслуживания для агрегированных потоков в одной очереди.

В этой связи получила дальнейшее развитие потоковая модель управления очередями на маршрутизаторах ТКС на основе оптимального агрегирования потоков и распределения пакетов по очередям. Новизна модели состоит в том, что при распределении потоков по очередям осуществляется их агрегирование на основе сравнения классов потоков и очередей в ходе анализа множества классификационных признаков. Кроме того, в модели сохранено важное свойство относительно реализации требований концепции *Traffic Engineering Queues* и связанное с обеспечением сбалансированной загруженностью очередей по их длине.

Использование предложенной модели позволяет оптимизировать процесс агрегирования потоков, распределения пакетов по отдельным очередям и выделения очередям пропускной способности интерфейса, придав решению этих задач высокий уровень согласованности. Результаты исследований подтвердили работоспособность предложенной модели, а также ее эффективность с точки зрения корректного решения задач по управлению очередями. Оптимизация процесса агрегирования потоков позволяет в зависимости от соотношения числа потоков и очередей, а также их классов сократить количество поддерживаемых очередей от 15-18% до 25-33% без снижения уровня дифференциации качества обслуживания потоков пользователей,

что способствует сокращению времени на обработку пакетов на интерфейсе и минимизации межконцевой задержки пакетов в сети в целом.

Список литературы:

1. Вегешна Ш. Качество обслуживания в сетях IP: Пер. с англ. – М.: Издательский дом «Вильямс», 2003. – 386 с.
2. Álvarez S. QoS for IP/MPLS networks. – Cisco Press, 2006. – 299 p.
3. Li Y. Panwar S. Liu C.J. On the Performance of MPLS TE Queues for QoS Routing // Simulation series. – 2004. – Vol. 36; part 3. – P. 170–174.
4. Крылов В.В., Самохвалова С.С. Теория телетрафика и ее приложения. - Санкт Петербург: БХВ-Петербург, 2005. - 288 с.
5. Симоненко А.В, Ахмад Хайлан, Али Али. Модель динамического управления очередями и пропускной способностью канала связи на маршрутизаторах мультисервисной сети // Радиотехника: Всеукр. межвед. науч.- техн. сб. 2008. – Вып. 155. – С. 164-168.
6. Лемешко А.В. Симоненко А.В., Ватти Махмуд. Поточковая модель управления очередями с динамическим распределением пропускной способности исходящего канала связи // Наукові записки УНДІЗ 2008. – №3 (5). – С.34-39.
7. Лемешко А.В., Симоненко А.В. Математическая модель динамического управления канальным и буферным ресурсом на узлах телекоммуникационной сети // Радиотехника: Всеукр. межвед. науч.- техн. сб. 2009. – Вып. 156. – С.36-41.
8. Лемешко А.В., Симоненко А.В., Сиващенко С.И. Поточковая модель динамической балансировки очередей на узлах телекоммуникационной сети // Радиотехника: Всеукр. межвед. науч.- техн. сб. 2009. – Вып. 159. – С.46-49.
9. Али С. Али, Симоненко А.В. Поточковая модель динамической балансировки очередей в MPLS-сети с поддержкой Traffic Engineering Queues: [Электронный ресурс] // Проблемы телекоммуникаций. – 2010. – № 1 (1). – С. 59 – 67. – Режим доступа до журн.: http://pt.journal.kh.ua/2010/1/1/101_ali_balancing.pdf.

УДК 004.056

СИНТЕЗ СТЕГАНОГРАФІЧНОГО МЕТОДУ, ЕФЕКТИВНОГО ЗА КРИТЕРІЯМИ НАДІЙНОСТІ ТА ЗАХИЩЕНОСТІ



[О.О. ВОВК](#), [А.А. АСТРАХАНЦЕВ](#)

Харківський національний
університет радіоелектроніки

Abstract – Was carried out the complex analysis of the most relevant data hiding algorithms by multi-objective optimization. Own method of embedding information in still pictures was synthesized based on the advantages and disadvantages of the existing algorithms. New algorithm used additional blocks of cropping and stability under the previous image processing. This ensured the reliability of the system and increased the probability of correct recognition of embedded data. Was carried out the comparative analysis of the existing and proposed steganographic system based on quantitative and qualitative characteristics. Synthesized method showed excellent results regarding the most common methods. And showed resistance to statistical stegoanalysis, finding no significant deviations of calculated parameters. Also calculated characteristics indicated a high level of invisibility of steganographic embeddings by the developed method.

Анотація – Проведено комплексний аналіз найактуальніших стеганографічних методів приховування даних. Синтезовано власний метод вбудовування інформації у нерухомі зображення. Оцінено можливість методів адаптуватись до характеристик реальних каналів зв'язку. Продемонстровано надійність та захищеність стеганографічних систем на основі запропонованого методу.

Аннотация – Проведен комплексный анализ самых актуальных стеганографических методов скрытия данных. Синтезирован собственный метод встраивания информации в неподвижные изображения. Оценена возможность методов адаптироваться к характеристикам реальным каналам связи. Продемонстрирована надежность и защищенность стеганографических систем на основе предложенного метода.

Вступ

Стеганографія являє собою перспективну науку, яка може бути успішно застосована для вирішення широкого спектру задач. Одним з її напрямів, що стрімко набуває не аби якого поширення у всіх сферах життя, є вбудовування цифрових водяних знаків. Цифровий водяний знак (ЦВЗ) – це спеціальна мітка, яка непомітно розміщується у зображення або інший сигнал [1] з метою тим чи іншим чином захистити інформацію від несанкціонованого копіювання, відстежувати розповсюдження інформації у мережах зв'язку, забезпечувати пошук інформації в мультимедійних базах даних.

У всі часи була потреба передати інформацію так, щоб її не зміг отримати потенційний зловмисник. Стеганографія ж допомагає виключити саму імовірність того, що потенційний порушник, чи то злодій, чи необережний користувач отримає

інформацію про те, що зображення є контейнером, що зберігає в собі приховані дані. Отже, високу увагу необхідно приділяти саме передачі цифрових зображень мережами зв'язку. А зважаючи на сучасні технології, необмежені можливості користувачів телекомунікаційних систем та цікавість науковців до стегоаналізу, існує гостра необхідність у застосуванні алгоритмів приховування даних, що здатні забезпечити надійність та захищеність даних, що передаються у прихованому вигляді.

I. Огляд існуючих стеганографічних методів приховування даних у цифрових зображеннях

На сьогоднішній день існує велика кількість методів приховування даних у цифрових зображеннях. Найбільш поширені методи використовують просторові і частотні області для приховування інформації.

Методи приховування інформації в просторовій області вбудовують секретні дані в області первинного зображення. Загальний принцип цих методів полягає в заміні надлишкової, малозначимої частини зображення бітами секретного повідомлення [2]. Їх перевага полягає в тому, що для вбудовування не потрібно виконувати обчислювально складні і тривалі перетворення зображень. Але в більшості своїй вони мають низьку стеганографічну стійкість до атак як пасивного, так і активного порушників. Основний недолік таких методів – висока чутливість до спотворень контейнера [3].

Більш стійкими до різноманітних спотворень, в тому числі і компресії, є методи, що використовують для приховування даних частотну область контейнера [4].

Існує декілька способів представлення зображення в частотній області. При цьому використовується та чи інша декомпозиція зображення, що застосовується в якості контейнера [5]. Наприклад, існують методи на основі використання дискретного косинусного перетворення (ДКП), дискретного перетворення Фур'є (ДПФ), вейвлет-перетворення (ВП), перетворення Карунена-Лоєва (ПКЛ) і деякі інші [6], [10]. Подібні перетворення можуть застосовуватися або до окремих частин зображення, або до зображення в цілому.

Найбільш актуальними на даний момент вважаються: найпоширеніший метод заміни найменш значущого біта [1, 2], метод Куттера-Джордана-Боссена [2, 7] як один з кращих в просторовій області, модифікований метод Коха-Жао [2, 8] як один з основних в частотній області, метод Бенгама-Мемона-Ео-Юнга, що є вдосконаленням попереднього [2, 9], метод, заснований на ДВП [11-15] та методи, засновані на розширенні спектра [16, 17].

Використовуючи метод багатокритеріальної оптимізації в роботі [18] було проведено порівняльний аналіз найактуальніших методів з урахуванням важливості характеристик стеганографічних алгоритмів, таких як пропускна спроможність, стійкість, невидимість, захищеність, складність вбудовування та складність виявлення. В результаті було отримано зважену оцінку якості методів, яка представлена коефіцієнтом WW (табл. 1).

Таблиця 1. Порівняння методів з врахуванням важливості (ваги) характеристик

Метод (а)	Значення (WW)
заміни найменш значущих бітів	0,200
Кутгера-Джордана-Боссена	0,149
Коха-Жао	0,151
Бенгама-Ео-Юнга	0,121
із розширенням спектра	0,139
засновані на ДВП	0,240

Таким чином, при комплексному порівнянні методів вбудовування інформації для прихованої передачі мережами зв'язку найкращий результат показали інтегровані методи, засновані на ДВП [18].

II. Синтез методу для підвищення надійності та захищеності

Спираючись на результати дослідження переваг і недоліків існуючих методів вбудовування інформації [4], [12], [18-20], було розроблено власний метод стеганографічного приховування інформації. Схема, що відтворює запропонований метод, зображена на рис. 1 у вигляді алгоритму. Алгоритм був реалізований у програмному середовищі Matlab 2014a у вигляді окремих скриптів приховування (Insertion.m) та вилучення (Extraction.m). Суть розробленого стеганографічного методу полягає в тому, що зображення та секретна інформація піддаються попередній обробці для підвищення загальної надійності та стійкості стегосистеми.

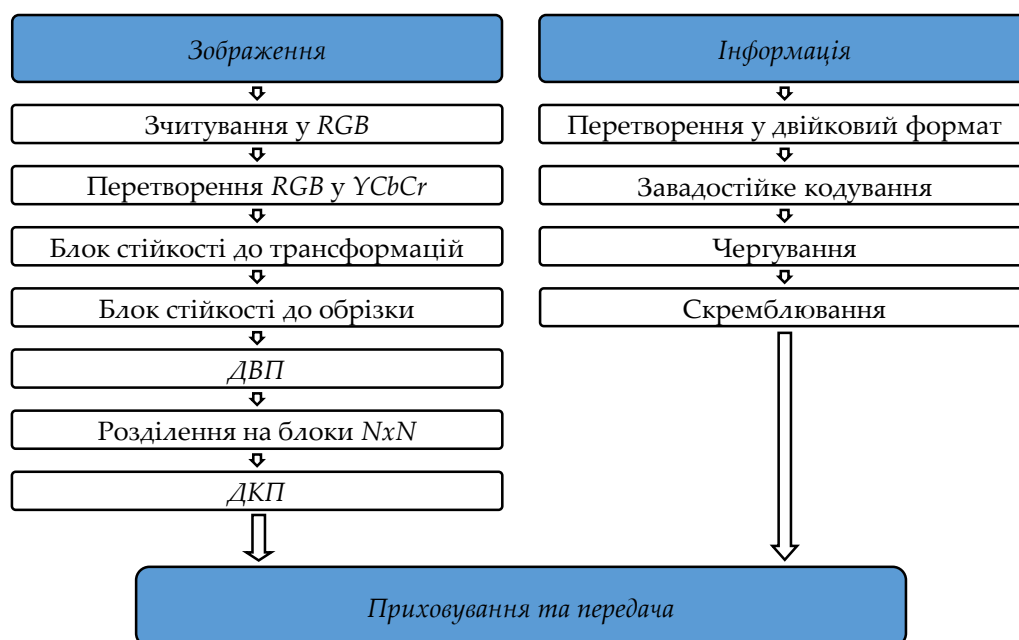


Рис. 1. Запропонована стеганографічна система приховування даних у цифрове зображення

Обробка зображення

Зображення зчитується у звичному форматі адитивної колірної моделі RGB . Але потім виконується перетворення у просторове кодування $YCbCr$ за допомогою формул:

$$\begin{aligned} Y &= 0,299R + 0,587G + 0,114B, \\ Cb &= 128 + (37,797R - 74,203G + 112B), \\ Cr &= 128 + (112R - 93,786G - 18,214B). \end{aligned}$$

Для приховування використовується лише синій компонент різниці кольорів Cb колірному простору $YCbCr$.

В ході алгоритму вбудовування передбачається визначення блоку стійкості до трансформації. Це дозволяє отримувачу інформації виявити геометричні маніпуляції і виконати зворотні трансформації (якщо можливо), які були виконані із зображенням в процесі передачі. Для цього у зображення впроваджується 5 точок: центр зображення і вершини трапеції, описаної навколо кола радіусом R (рис. 2). Параметри трапеції обрані таким чином, щоб верхня основа була удвічі менша за нижню:

$$a = \sqrt{2R}.$$



Рис. 2. Впроваджуваний шаблон і приклади трансформацій, які можливо детектувати: поворот, обрізка, масштабування

Наступним етапом є визначення блоку стійкості до обрізки. Він регулюється за допомогою коефіцієнта обрізки N , який визначається як відсоток пікселів з кожної сторони зображення, які недопустимі для приховування. Цей блок визначає розміри допустимого простору для приховування інформації.

До зображення застосовується дискретне вейвлет-перетворення (ДВП) і обирається область вертикальних (HL_1) і горизонтальних (LH_1) коефіцієнтів перетворення (рис. 3).

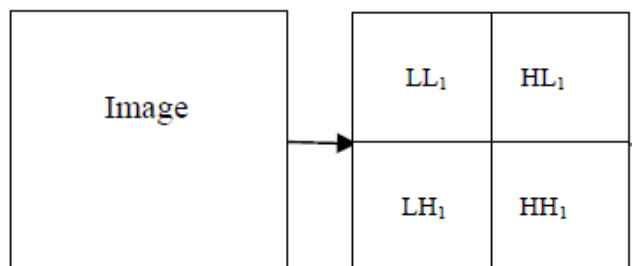


Рис. 3. Коефіцієнти ДВП

Безпосередньо вбудовування секретного повідомлення відбувається у коефіцієнти, отримані шляхом застосування ДКП до попередньо підготовленого простору зображення. Для цього обрані ДВП області зображення-носія (LH_1 та HL_1) розбиваються на блоки розмірами 8×8 пікселів. ДКП застосовується до кожного блоку:

$$\Omega(u, v) = \frac{\xi(u) \cdot \xi(v)}{\sqrt{2N}} \cdot \sum_{x=0}^{N-1} \sum_{y=0}^{N-1} C(x, y) \times \cos \left[\frac{\pi \cdot u \cdot (2x + 1)}{2N} \right] \cdot \cos \left[\frac{\pi \cdot v \cdot (2y + 1)}{2N} \right],$$

де $C(x, y)$ – елементи оригінального зображення розмірністю $N \times N$; x, y – просторові координати пікселів зображення; $\Omega(u, v)$ – масив коефіцієнтів ДКП; (u, v) – координати в частотній області; $\xi(u) = \frac{1}{\sqrt{2}}$, якщо $u \approx 0$, і $\xi(u) = 1$, якщо $u > 0$.

Внаслідок цього отримуємо матриці 8×8 коефіцієнтів ДКП, які позначають як $\Omega_b(u, v)$, де b – номер блоку контейнера C , а (u, v) – позиція коефіцієнта в цьому блоці.

Далі на основі секретного ключа генерується псевдовипадкова послідовність, та у відповідності до неї вибирається по одному блоку $\Omega_b(u, v)$ для приховування кожного b -го біта повідомлення.

Під час організації секретного каналу абоненти повинні завчасно домовитися про два конкретні коефіцієнти ДКП з кожного блоку, які використовуватимуться для приховання даних. Дані коефіцієнти задаються їх координатами в масивах коефіцієнтів ДКП: (u_1, v_1) і (u_2, v_2) . Окрім цього, вказані коефіцієнти повинні відповідати косинус-функціям з середніми частотами, що забезпечить прихованість інформації в суттєвих для ЗСЛ областях сигналу, до того ж інформація не спотворюватиметься при JPEG-компресії з малими коефіцієнтами стиснення. При реалізації алгоритму змінювалися коефіцієнти $(u_1 = 4, v_1 = 5)$ і $(u_2 = 5, v_2 = 4)$.

Вбудовування інформації здійснюється таким чином, щоб різниця абсолютних значень коефіцієнтів ДКП перевищувала деяку позитивну величину P , наприклад $P = 50$, при передачі біта «0», а для передачі біта «1» ця різниця робиться меншою в порівнянні з цією ж негативною величиною P :

$$\begin{cases} |\Omega_b(v_1, v_1) - |\Omega_b(v_2, v_2)| > P, \text{ при } m_b = 0; \\ |\Omega_b(v_1, v_1) - |\Omega_b(v_2, v_2)| < -P, \text{ при } m_b = 1. \end{cases}$$

Обробка інформації

Для підвищення стійкості впроваджуваної інформації до впливу випадкових перешкод в каналі передачі даних інформація, що підлягає прихованню, попередньо кодується кодом корекції помилок. У розробленій системі використовується код Хемінга (8, 12), що дозволяє підвищити ймовірність правильного прийому символу в середньому на 55% із відношенням сигнал/шум в межах 20-40 дБ.

Після застосування завадостійкого коду ми зменшуємо імовірність групових помилок і підвищуємо криптографічну стійкість стегосистеми за допомогою процедур чергування та скремблювання.

III. Порівняльний аналіз методів

Для того, щоб продемонструвати переваги розробленого методу необхідно провести порівняльний аналіз найактуальніших стеганографічних методів. На сьогоднішній час уваги заслуговують наступні методи:

A1 – метод заміни найменш значущих біт (НЗБ) [1, 2];

A2 – метод Куттера-Джордана-Боссена [2, 7];

A3 – метод Коха-Жао [2], [8];

A4 – метод Бенгама-Мемона-Ео-Юнга [2, 9];

A5 – методи із розширенням спектра [11 – 15];

A6 – методи, засновані на ДВП [16, 17].

Порівняння стеганографічних методів з використанням багатокритеріальної оптимізації

В ході дослідження доцільно взяти за основу результати, отримані в роботі [18], де проводився порівняльний аналіз вищезгаданих методів методом попарних порівнянь. Використовуючи методику оцінювання, запропоновану в роботі [18], були отримані порівняльні оцінки методів A1 – A6 для кожної з характеристик стеганографічних систем, таких як пропускна спроможність, невидимість, захищеність, складність вбудовування та складність виявлення. Оцінка була дана об'єктивним шляхом, результати наведені в табл. 2 у вигляді нормованих коефіцієнтів.

Виходячи з отриманих результатів, можна однозначно стверджувати, що методи, засновані на вейвлет-перетворенні (A6), виявляють найліпші властивості щодо невидимості та захищеності системи відносно інших найпоширеніших методів приховування даних для передачі мережами зв'язку. Під захищеністю мається на увазі

стійкість стеганографічної системи до стегоаналізу. Необхідно також відзначити хороші показники методів вбудовування у частотну область зображення (A3, A4, A5).

Таблиця 2. Нормовані коефіцієнти характеристик для стеганографічних методів

Метод	Пропускна здатність	Невидимість/прихованість	Захищеність	Складність вбудовування	Складність виявлення
A1	0,509	0,147	0,018	0,453	0,453
A2	0,261	0,147	0,049	0,291	0,291
A3	0,038	0,044	0,216	0,120	0,120
A4	0,023	0,076	0,216	0,072	0,072
A5	0,106	0,293	0,120	0,044	0,044
A6	0,063	0,293	0,381	0,020	0,020

Кількісні оцінки

Для порівняльного оцінювання якості стеганографічних засобів можна використовувати загальновідомі показники, що дають кількісні оцінки [2]. Вони оперують із зображеннями на рівні пікселів.

Якість стегосистем, що наведені у цій роботі, оцінювалась за такими характеристиками:

– відношення сигнал/шум (*SNR*), що є безрозмірною величиною, рівною відношенню корисного сигналу до шуму. Чим більше це відношення, тим менше шум спотворює зображення:

$$SNR = \frac{\sum_{x,y} (c_{x,y})^2}{\sum_{x,y} (c_{x,y} - s_{x,y})^2};$$

– нормована середня абсолютна різниця (*NAD*), що показує ступінь відмінності між вихідним контейнером і контейнером з вбудованим секретним файлом, розраховується в такий спосіб:

$$NAD = \frac{\sum_{x,y} |c_{x,y} - s_{x,y}|}{\sum_{x,y} |c_{x,y}|};$$

– якість зображення (*IF*) є однією з основних оціночних характеристик для стегаалгоритмів, які працюють із зображеннями. Тому що візуальна атака заснована на здатності зорової системи людини аналізувати зорові образи й виявляти істотні роз-

ходження в зображеннях. Вона характеризує ступінь відповідності порожнього контейнера до заповненого:

$$IF = 1 - \frac{\sum_{x,y} (C_{x,y} - S_{x,y})^2}{\sum_{x,y} (C_{x,y})^2};$$

– середньоквадратична похибка (*MSE*):

$$MSE = \frac{1}{X \cdot Y} \sum_{x,y} (C_{x,y} - S_{x,y})^2;$$

– середня абсолютна різниця (*AD*), що визначає середнє значення модуля різниці між пікселями порожнього і заповненого контейнеру. Велике значення *AD* вказує на низьку якість зображення:

$$AD = \frac{1}{X \cdot Y} \sum_{x,y} |C_{x,y} - S_{x,y}|.$$

В цих співвідношеннях через $C_{x,y}$ позначається піксель пустого контейнера з координатами (x, y) , а через $S_{x,y}$ – відповідний піксель заповненого контейнера.

Методи були протестовані на зображеннях різних розмірів, а саме: 128x128, 256x256, 512x512, 1024x1024, 2048x2048 пікселів, з різною потужністю приховування для розробленого алгоритму: $P = 50, 30, 10, 5$.

Результати розрахунку запропонованих характеристик наведені в табл. 3.

Таблиця 3. Результати порівняння характеристик розробленого та існуючих методів.
Тестове зображення розміром 128x128, контейнер заповнений повністю

Показн. Викривл	Ориг.	Розроб. метод (P=50)	Розроб. метод (P=30)	Розроб. метод (P=15)	Розроб. метод (P=5)	
AD	0	0,649	0,539	0,456	0,406	
SNR	∞	9375	19040	34983	46978	
IF	1	≈ 1	≈ 1	≈ 1	≈ 1	
MSE	0	2,113	1,04	0,566	0,422	
Показн. Викривл	Коха-Жао (P=0.5)	Коха-Жао (P=25)	НЗБ	Розшир. спектру	Куттера	Бенгама
AD	9,5	11,400	0,494	0,006	4,588	3,042
SNR	197,42	137,69	4975	41480	192,2	781,6
IF	0,995	0,993	≈ 1	≈ 1	0,995	0,998
MSE	124,4	178,3	0,494	0,006	235,7	–

Порівнюючи кількісні та якісні характеристики, отримані шляхом побітового порівняння оригінального та спотвореного контейнера, можна зробити висновок, що розроблений метод є стійким до статистичного аналізу і не видає прихованого повідомлення суттєвими відхиленнями показників.

Порівняння завадостійкості систем прихованої передачі

Для того щоб оцінити можливість методів на основі вейвлет-перетворення адаптуватись до реальних каналів зв'язку, був створений програмний комплекс, що імітує обрані канали. Після накладання певних завад були оцінені порогові значення спотворень, для яких ще можливе відновлення прихованої інформації.

Для досліджень було обрано наступні канали зв'язку:

1) Канал із адитивним білим гаусовим шумом, який можна описати станом сигналу на виході та його складовими:

$$Z(t) = \gamma u(t - \tau) + N(t) = s(t) + N(t),$$

де $N(t)$ – гаусів адитивний шум із нульовим математичним очікуванням та заданою кореляційною функцією. Часто при аналізі можна не враховувати τ , що відповідає зміні початку відліку часу на виході каналу.

Дана модель вдало описує багато провідних каналів, радіоканалів при зв'язку у прямій видимості, а також радіоканали з повільними загальними замираннями, при яких можна точно передбачити значення γ та τ .

2) Канал із мультиплікативною завадою, що описується як дискретний симетричний канал без пам'яті, у якому кожен переданий символ може бути прийнятий помилково із фіксованою ймовірністю $P_{\text{помилки}}$ та вірно із ймовірністю $1 - P_{\text{помилки}}$. Ймовірність помилкового прийому не залежить від передісторії передачі.

Мультиплікативні завади обумовлені сторонньою зміною коефіцієнта передачі каналу зв'язку (рис.4).

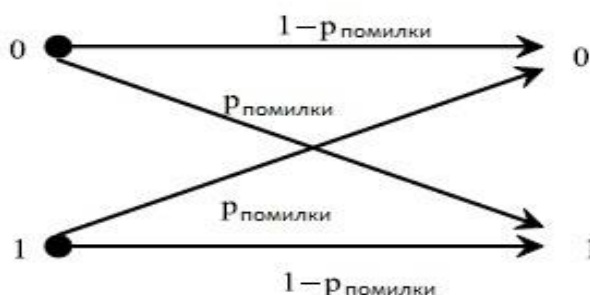


Рис. 4. Модель каналу з мультиплікативною завадою

3) Двійковий канал із стиранням, який працює так, що кожен переданий біт або правильно прийнятий без помилок, або повністю втрачений з ймовірністю

$P_{\text{стирання}}$. Під цим розуміють прийом замість «1» або «0» якогось третього символу (символу стирання), що вказує на позицію спотвореного символу (рис. 5).

Такий канал зустрічається в сучасних мережах з комутацією пакетів, високошвидкісних каналах супутникового зв'язку, тощо.

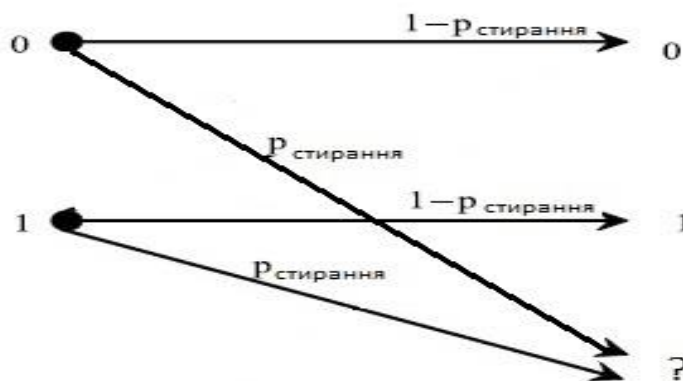


Рис. 5. Модель каналу зі стираннями

Розроблений програмний комплекс дозволяє працювати із двома типами файлів (bmp та txt) та трьома моделями каналу зв'язку. При цьому кожен файл подається в бінарному коді, отже канал впливає на інформацію побітово.

Основними результатами є отримані порогові значення спотворень, для яких ще можливе відновлення прихованої інформації (табл. 4).

Таблиця 4. Порогові значення спотворень контейнера для відновлення інформації

Метод	Канал з АБГШ, $\sigma_{\text{завади}}^2$	Канал із мультипліка- тивною завадою, $P_{\text{помилки}}, \%$	Канал зі стираннями, $P_{\text{стирання}}, \%$
A1	0,2	1	1
A2	0,2	1	1
A3	0,2	0,3	0,3
A4	0,2	0,03	0,03
A6	0,2	0,5	0,5
ДВП-ДКП ($P=50$)	0,2	1,4	1,4

Також були розраховані кількісні показники для оцінки методів, що досліджуються. На рис. 6 та рис. 7 представлені графіки усереднених характеристик SNR та NAD на порогових значеннях спотворень контейнерів. Тобто по осі ординат відкладені мінімальні значення SNR для кожного з методів, при якому можливе правильне виділення прихованої інформації (рис. 6), і максимальні показники NAD відповідно (рис. 7).

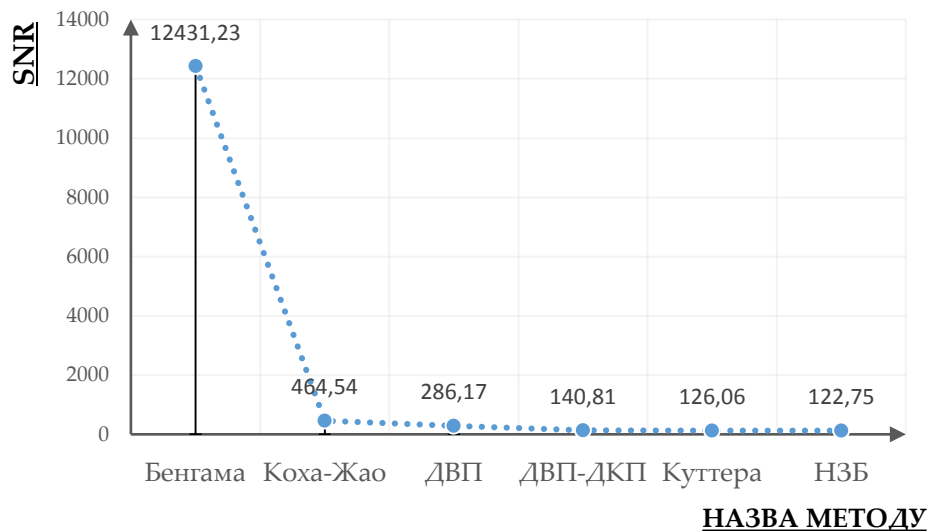


Рис. 6. SNR для порогових значень спотворень для кожного з методів

Отже, найменшого рівня SNR для видалення вбудованого повідомлення після передачі у каналі зв'язку із завадами потребують стеганографічні методи, що використовують просторову область зображення.

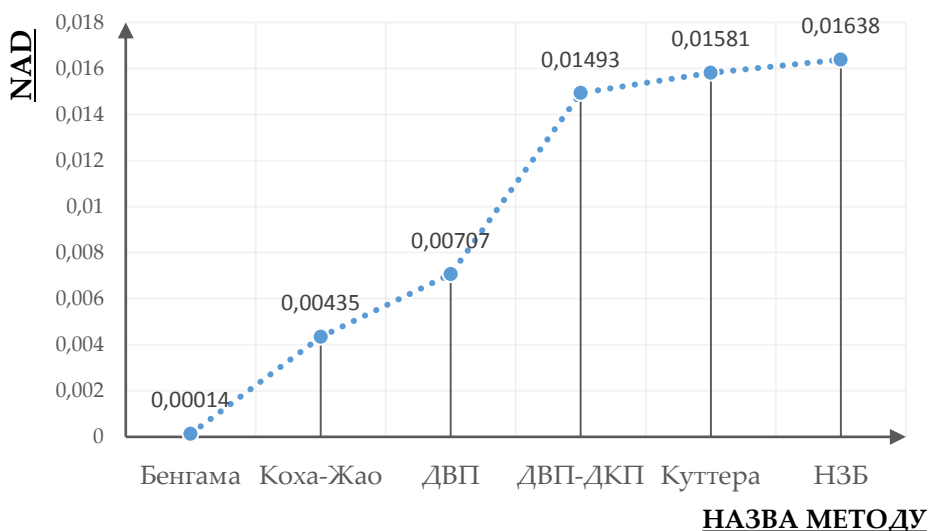


Рис. 7. NAD для порогових значень спотворень для кожного з методів

Вимоги до співвідношення сигнал/шум (SNR) збільшуються із збільшенням складності реалізації методу вбудовування, а нормована середня абсолютна різниця має обернено-пропорційний зв'язок.

Запропонований метод ДВП-ДКП демонструє показники на рівні найкращих, в той час як інші потребують значно вищого рівня SNR для детектування прихованого повідомлення.

Висновки

Провівши аналіз методів та характеристик оцінювання стеганографічних методів, для досліджень був обраний метод багатокритеріальної оптимізації [18]. На його основі було проведено комплексний аналіз найактуальніших методів приховування даних. Відштовхуючись від переваг та недоліків розглянутих методів був синтезований власний метод вбудовування інформації у нерухомі зображення.

Науковою новизною у розробці стеганографічного методу є використання додаткових блоків обрізки та стійкості при попередній обробці зображення. Вони дозволяють отримувачу інформації виявляти геометричні маніпуляції і виконувати зворотні трансформації, які були виконані із зображенням в процесі передачі. Це забезпечує надійність системи та підвищує імовірність правильного розпізнавання вкладених даних.

Для об'єктивного підтвердження переваг запропонованого методу були розраховані кількісні та якісні показники існуючих та запропонованої стеганографічної системи, на основі чого було проведено порівняльний аналіз. Синтезований метод показав відмінні результати відносно найпоширеніших методів та проявив стійкість до статистичного стегааналізу, не виявивши суттєвих відхилень розрахованих показників. Також розраховані характеристики свідчать про високий рівень невидимості стеганографічних вкладень розробленим методом.

Вперше було оцінену можливість методів, що досліджувалися, адаптуватись до характеристик реальних каналів зв'язку. Були оцінені порогові значення спотворень, для яких ще можливе відновлення прихованої інформації. Перерахувавши величину завад у порогові значення SNR, при якому можливе вилучення прихованої інформації, отримали висновок, що запропонований метод володіє характеристиками на рівні найкращих. В той час, як більшість стеганографічних методів потребує вищого рівня SNR для детектування вбудованого повідомлення. Таким чином, синтезований метод вбудовування даних володіє високою стійкістю не тільки до навмисних атак, але і до завад у каналах зв'язку.

Список літератури:

1. Грибунин В.Г. Цифровая стеганография / В.Г. Грибунин, И.Н. Оков, И.В. Туринцев. – М.: СОЛОН-Пресс, 2002. – 272 с.
2. Конахович Г.Ф. Комп'ютерна стеганографія. Теорія і практика / Г. Ф. Конахович, А. Ю. Пузиренко. – Київ: МК-Пресс, 2006. – 288 с.
3. Fridrich J. Steganography in Digital Media: Principles, Algorithms, and Applications / J. Fridrich – Cambridge: Cambridge University Press, 2009. – 438 с.
4. Jádav, Y. Comparison of LSB and Subband DCT Technique for Image Watermarking / Jádav, Y. // Conference on Advances in Communication and Control Systems 2013. – 2013. – P. 398-401.
5. Digital Watermarking and Steganography. Second Edition / I. Cox, M. Miller, J. Bloom, J. Fridrich, T. Kalker – Elsevier, 2008. – 592 p.

6. Watermarking / Edited by *Das Gupta, M.* – Croatia: InTech, 2012. – Vol. 1. – 212 p.
7. *Kutter, M.* A fair benchmark for image watermarking systems / *M. Kutter, F. Petitcolas* // Proc. of SPIE: Security and Watermarking of Multimedia Contents, 14-15 June 1999, San Jose, France. – 1999. – Volume 3657. – P. 226–239.
8. *Koch, E.*, Toward robust and hidden image copyright labeling / *E. Koch, J. Zhao* // Proc. of IEEE Workshop on Nonlinear Signal and Image Processing, 20-22 June 1995, Neos Marmaras, Greece. – 1995. – P. 456-459.
9. *Benham, D.* Fast watermarking of DCT-based compressed images / *D. Benham, N. Memon, B. L. Yeo, M. Yeung*, // Proc. of Int Conf Image Science, Systems, and Technology, 1997, Las Vegas, NV. – 1997. – P. 243-253.
10. Image Steganography Techniques: An Overview / *H. Nagham, Y. Abid, R. Badlishah Ahmad, Osamah M. Al-Qershi* // International Journal of Computer Science and Security. – 2012. – Volume 6, Issue 3. – P. 168-187.
11. *Добеші І.* Десять лекцій по вейвлетам. – Іжевск, 2011. – 464 с.
12. *Лукічов В.В.* Методи та засоби стеганографічного захисту інформації в комп'ютерних системах і мережах на основі вейвлет-перетворень // Автореф. дис. канд. техн. наук: спец. 05.13.21. – К., 2010. – 20 с.
13. *Буй Т. Т. Ч.* Разложение цифровых изображений с помощью двумерного дискретного вейвлет-преобразования и быстрого преобразования Хаара / *Т. Т. Ч. Буй, В. Г. Спицын* // Известия Томского политехнического университета: Управление, вычислительная техника и информатика, 2011. – Т. 318, № 5. - Томск: Томский политехнический университет. – С. 73-76.
14. *Daubechies I.* Orthonormal basis of compactly supported wavelets // Comm. Pure Appl. Math, v. XLI. – 1988. – P. 909-996.
15. *Лагун А.Е.* Використання вейвлет-перетворення для приховування інформації в нерухомих зображеннях / *А. Е. Лагун, І. І. Лагун* // Вісник Національного університету "Львівська політехніка". Автоматика, вимірювання та керування. – 2013. – № 774. – С. 60-65. – Режим доступу: http://nbuv.gov.ua/j-pdf/VNULP_2013_774_11.pdf.
16. *Marvel L.M.* Capacity of the additive steganographic channel, Methodology of Spread-Spectrum. Image Steganography / *L. M. Marvel, C.G. Boncelet Jr., Charles T. Retter* // Proc. of IEEE transactions on image processing, August 1999. – 1999. – Vol.8, No.8. – PP. 1075-1083.
17. *Fridrich J.* Secure steganographic methods for palette images / *J. Fridrich, D. Rui* // In Inter'l Workshop on Information Hiding. – 1999. – P. 47–60.
18. *Вовк О.О.* Розроблення методики оцінювання важливості характеристик стеганографічних алгоритмів / *О.О. Вовк, А.А. Астраханцев* // Вісник національного університету «Львівська політехніка» «Інформаційні системи та мережі», Львів: НУ ЛП, 2014. – №805. – С. 52-60.
19. *Sridev T., Kumar V.V.* A Robust Watermarking Algorithm Based on Image Normalization and DC Coefficients // IJCSI International Journal of Computer Science Issues. – 2011. – P. 226 – 232.
20. *Jiansheng M.* A Digital Watermarking Algorithm Based On DCT and DWT / *M. Jiansheng, L. Sukang, T. Xiaomei*// Proc. of the 2009 International Symposium on Web Information Systems and Applications. – 2009. – P. 104-107.

УДК 621.391

СПОСОБ ОЦЕНКИ КАЧЕСТВА ОПТИЧЕСКОГО ВОЛОКНА СО СЛОЖНОЙ ФОРМОЙ ПОПЕРЕЧНОГО СЕЧЕНИЯ ПРИ ИЗГОТОВЛЕНИИ ВОЛОКОННО-ОПТИЧЕСКИХ КАБЕЛЕЙ



[И.Ш. НЕВЛЮДОВ](#), [А.В. ПОНОМАРЕВА](#), [Р.Ю. АЛЛАХВЕРАНОВ](#)

Харьковский национальный
университет радиоэлектроники

Abstract – Widespread introduction of new infocommunication technologies and services makes it necessary to increase the capacity of core network channels. Most perspective is the construction of transport networks with usage of fiber-optical communication links. A limitation to further increase the throughput of these communication systems is the volatility characteristics of optical fibers over a wide wavelength band (dispersion, attenuation, etc.). To improve the characteristics of the optical fibers is possible due to the use of microstructured optical fibers that require more advanced control techniques during manufacturing. A method of estimates design and technological parameters of fibers with a complex structure of cross section in the drawing process are provides. The method is based on an optical method of nondestructive testing and built on the principle focusing method. Samples of microstructured optical fibers with a single-layer structure of the air holes was experimentally investigated using the developed method control. The proposed improved method of control of the quality of the optical fiber during production will improve the characteristics of optical fiber cables, which in turn enable the build trunk optical fiber link with a higher bandwidth.

Анотація – Запропоновано спосіб оцінки конструктивно-технологічних параметрів волокон зі складною структурою поперечного перерізу в процесі витяжки, заснований на оптичному методі неруйнівного контролю за принципом методу фокусування. Проведено експериментальні дослідження запропонованого способу на зразках мікроструктурованого оптичного волокна з одношаровою структурою повітряних отворів.

Анотация – Предложен способ оценки конструктивно-технологических параметров волокон со сложной структурой поперечного сечения в процессе вытяжки, основанный на оптическом методе неразрушающего контроля по принципу метода фокусировки. Проведены экспериментальные исследования предложенного способа на образцах микроструктурированного оптического волокна с однослойной структурой воздушных отверстий.

Введение

Широкое внедрение новых инфокоммуникационных технологий и услуг приводит к необходимости увеличения пропускных способностей магистральных каналов связи телекоммуникационных систем. Наиболее перспективным является построение транспортных сетей с использованием волоконно-оптических линий связи. Ограничением для дальнейшего увеличения пропускной способности данных систем связи является непостоянство характеристик оптических волокон в широком диапазоне длин волн (дисперсия, затухание и др.).

На протяжении нескольких последних лет большинство научных групп активно совершенствовали методы моделирования новых оптических волокон с целью получения уникальных свойств и качеств. При этом анализ и моделирование самых неожиданных структур поперечного сечения волокна приводили к появлению замечательных свойств, присущих конкретному конструктивному решению. Так появились оптические волокна со сложной формой и структурой поперечного сечения: фотонно-кристаллические или микроструктурированные волокна, брегговские волокна и т.д.

Микроструктурированные оптические волокна (МОВ) имеют очень сложную структуру в поперечном сечении, образованную регулярным или нерегулярным расположением воздушных отверстий, параллельных оси волокна, и обладают множеством уникальных свойств, таких как возможность регулировки дисперсии и нелинейности, возможность получения больших значений этих величин и возможность создания одномодового режима для широкого интервала длин волн, что благоприятно сказывается на пропускной способности волоконно-оптических систем связи.

Основной причиной низкого уровня соответствия полученных эксплуатационных характеристик МОВ расчетным является отсутствие контроля конструктивно-технологических параметров структуры сечения волокна на стадии вытягивания из заготовки. Принцип соблюдения внешнего диаметра МОВ в допустимых пределах, используемый при вытягивании ОВ, не предотвращает образования дефектов структуры МОВ. Как установлено, важнейшей особенностью процесса перетяжки заготовки в световод является отсутствие технических элементов, формирующих геометрические параметры волокна, поэтому их вариации определяются конструктивными характеристиками установки для вытяжки (вытяжной башни) световодов и системой управления установкой.

Процесс управления вытягиванием оптического волокна сложной структуры поперечного сечения в настоящее время основан лишь на контроле внешнего диаметра волокна и управлении температурой в печи вытяжной башни и скоростью приемного устройства. Усовершенствование методов и средств контроля технологических параметров в системе управления вытягиванием волокон данного вида является актуальной задачей, решение которой повысит качество получаемых оптических волокон [1-3] и позволит строить оптоволоконные линии связи с более высокой пропускной способностью.

1. Обзор возможных структур поперечного сечения микроструктурированных оптических волокон и дефектов

Существует множество смоделированных и реализованных вариантов структур МОВ (рис. 1 и 2), каждая из которых имеет свои, присущие только ей, оптические характеристики и свойства.

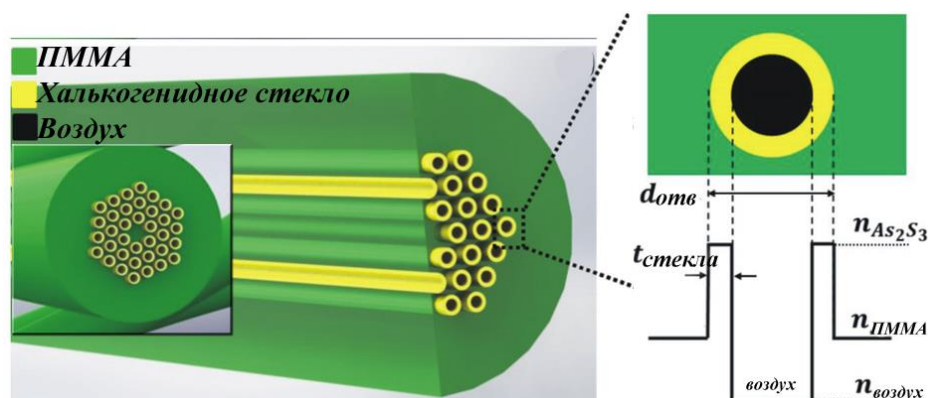


Рис. 1. Гибридное полимерное микроструктурированное волокно [2]

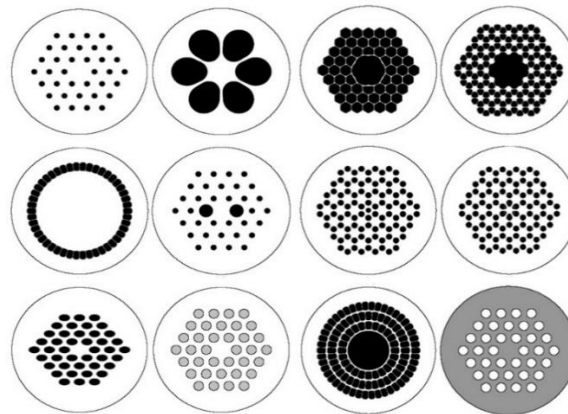


Рис. 2. Геометрические модели сечения структур МОВ

Для решения задачи контроля формообразования МОВ необходимо определить возможные дефекты, которые возникают в процессе вытягивания. Отметим возможные состояния структуры, возникающие на стадии вытягивания микроструктурированного волокна:

- бездефектная состояние структуры сечения (рис. 3а);
- частичный или полный коллапс воздушных отверстий структуры (рис. 3б);
- частичное или полное разрушение структуры с образованием полостей (рис. 3в).

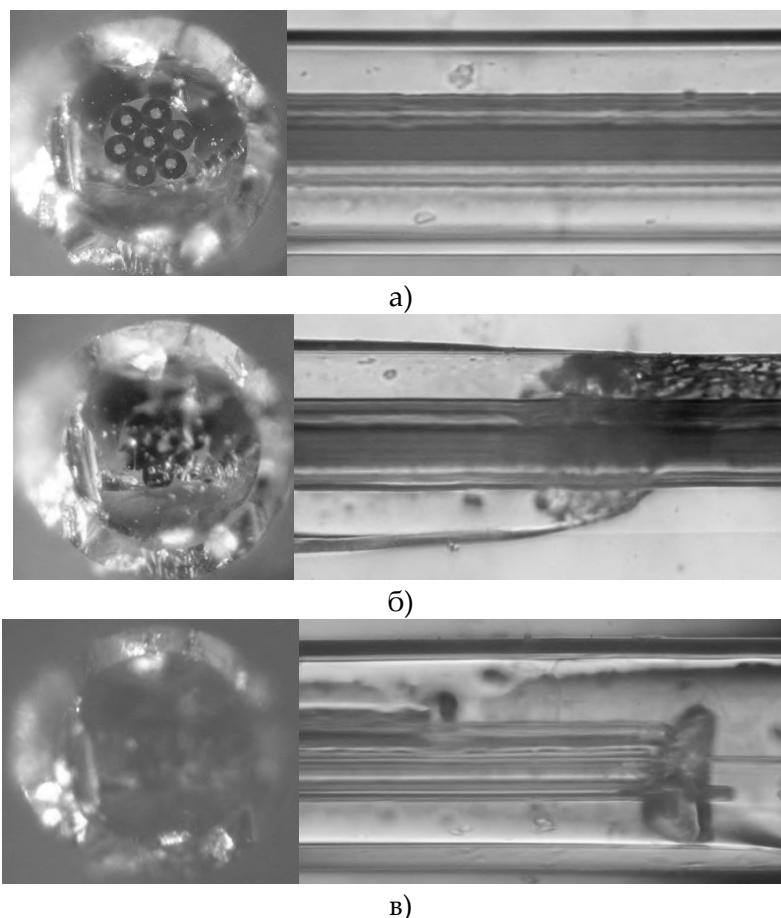


Рис. 3. Виды дефектов – микроснимки торца волокна и результатов продольного зондирования: нормальное сечение (а), разрушение (б) и коллапс (в)

II. Способ оценки конструктивно-геометрических характеристик сечения оптического волокна

Существуют различные методы неразрушающего оптического контроля прозрачных структур. Одним из широко применяющихся для точного контроля профиля показателя преломления заготовок, а также ОВ, является метод фокусировки, который основан на фокусирующих свойствах сердцевинки волокна, представляющей собой цилиндрическую линзу, при поперечном его освещении.

Основа метода заключается в следующем. На волокно под прямым углом к оси подается параллельный некогерентный световой пучок постоянной интенсивности. Волокно в данном случае играет роль градиентной линзы. Луч, который входит в волокно на расстоянии l от оптической оси (рис. 4), преломляется и выходит из линзы под углом, отличающимся от угла входа. В плоскости изображения линзы зондирующий луч попадает в точку на расстоянии $y = I(l)$ от оптической оси.

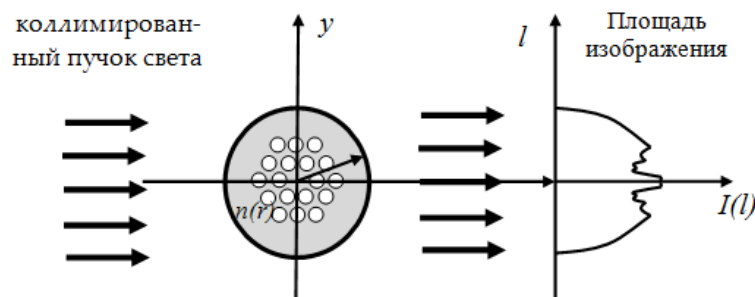


Рис. 4. Схема регистрации распределения интенсивности оптического поля методом фокусировки

Количественную связь показателя преломления Δn и координаты $I(l)$ описывается уравнением $d^2y/dx^2 = (1/n_x) \partial n / \partial r$ для параксиальной лучей, откуда наклон луча на выходе из линзы определяется интегралом

$$\left(\frac{dy}{dx} \right)_{x=\infty} = \frac{1}{n_x} \int_{-\infty}^{\infty} \frac{\partial n}{\partial r} dx,$$

а после соответствующих преобразований получаем

$$n(r) - n_1 = \frac{1}{\pi L} \int_r^{\infty} \frac{l - y(l)}{(l^2 - r^2)^{1/2}} dl.$$

С учетом структуры поперечного сечения предложено зарегистрированный вектор интенсивностей оптического поля разбить на Nr зон, непосредственно связанных с особенностями периодичности размещения полых капилляров.

Предлагается также ввести интегральный показатель интенсивности оптического поля вида:

$$I_n = \{X_1, X_2, \dots, X_{Nr}\},$$

где X_{Nr} - среднearифметическое значение интенсивности оптического поля сечения в рамках зоны Nr .

С целью определения характера, степени и скорости образования дефекта проводим регрессионный анализ интегрального показателя распределения интенсивности оптического поля исследуемой выборки по локальным областям.

Учитывая, что анализу подлежит отрезок вытянутого МОВ до 2 мм (в зависимости от геометрических характеристик выбранной КМОП - матрицы), используя метод кусочно-линейной аппроксимации в рамках рассматриваемого отрезка, зависимость значения интегрального показателя интенсивности поля X_I от времени считаем линейной:

$$Y = b_0 + b_1 t,$$

где b_0 – свободный член уравнения, который характеризует линейное смещение интегрального показателя интенсивности; b_1 – коэффициент, определяющий угол наклона линии регрессии.

Коэффициенты b_1 и b_0 находим методом наименьших квадратов в рамках исследуемой длины отрезка МОВ в зависимости от времени:

$$b_0 = \frac{\sum_{j=1}^m t_j^2 \sum_{j=1}^m X_{Nr,j} - \sum_{j=1}^m t_j \sum_{j=1}^m X_{Nr,j} t_j}{m \sum_{j=1}^m t_j^2 - \left(\sum_{j=1}^m t_j \right)^2},$$
$$b_1 = \frac{m \sum_{j=1}^m X_{Nr,j} t_j - \sum_{j=1}^m t_j \sum_{j=1}^m X_{Nr,j}}{m \sum_{j=1}^m t_j^2 - \left(\sum_{j=1}^m t_j \right)^2},$$

где m – количество анализируемых сечений; $X_{Nr,j}$ – среднее арифметическое Nr -го интервала, j -го сечения; t_j определяется с учетом параметров КМОП - матрицы и коэффициента масштабирования

$$t_j = \frac{m}{Q \cdot V_{ПВ}},$$

где Q - масштаб увеличения изображения; $V_{ПВ}$ - скорость вытяжки (скорость приемной установки).

В качестве критерия для оценки состояния сечения структуры МОВ предложено использовать кортеж вида

$$v = \{r, \Delta b_1, b_0\}, \quad (1)$$

где r – общий коэффициент парной корреляции между текущим распределением и эталонным.

Кроме того, предложенный критерий (1) имеет ограничения в виде системы неравенств:

$$\begin{cases} r > r_{кр}, \Delta b_0 = 0 \pm \delta_1, b_1 = 0 \pm \delta_2; \\ r < r_{кр}, \Delta b_0 = 0 \pm \delta_1, b_1 = 0 \pm \delta_2; \\ r < r_{кр}, \Delta b_0 > 0 \pm \delta_1, b_1 > 0 \pm \delta_2; \\ r < r_{кр}, \Delta b_0 < 0 \pm \delta_1, b_1 > 0 \pm \delta_2, \end{cases} \quad (2)$$

где δ_1, δ_2 – допустимые отклонения Δb_0 и b_1 соответственно; $r_{кр}$ – критичное значение коэффициента корреляции.

В (2) первая группа ограничений соответствует нормальному ходу ТП, дефектов структуры не обнаружено; вторая группа – соответствует дефекту, связанному с отклонением значения шага между отверстиями структуры; третья группа - дефекту разрушения структуры отверстий МОВ; последняя группа ограничений соответствует дефекту коллапса структуры МОВ.

III. Экспериментальные исследования предложенного способа

Материалом для экспериментальных исследований послужило МС-волокно длиной 100 мм диаметром 130 мкм, полученное вытягиванием из заготовки, созданной методом упаковывания капилляров в необходимую структуру. Структура исследуемого волокна состоит из одного слоя воздушных отверстий (6 отверстий диаметром 4 мкм) вокруг полой сердцевины диаметром 4 мкм с шагом 14 мкм.

Результаты экспериментальных исследований разработанного метода для оценки состояния структуры МОВ подтвердили теоретические положения исследования. Числовые значения рассчитанных характеристик представляющих интерес областей волокна внесены в табл. 1.

Таблица 1. Результаты экспериментальных исследований

Номер образца	Показатели	Интервалы оценивания					
		R1	R2	R3	R4	R5	R6
1 (рис.3а)	b_0	0,05	0,28	0,17	0,13	0,28	0,06
	b_1	0,57	0,69	0,38	0,49	0,65	0,59
	номер сечения $r < 0,97$	-	-	-	-	-	-
2 (рис.3б)	b_1	0,631	-3,071	0,75	0,488	-1,571	-0,526
	b_0	0,685	0,811784	0,635	0,743	0,4635	0,504
	номер сечения $r < 0,97$	88	51	30	91	123	49
3 (рис.3в)	b_1	-4,69	-2,22	4,803	-3,635	-12,838	-2,5351
	b_0	0,50	0,74	0,435	0,507	0,736	0,535
	номер сечения $r < 0,97$	107	33	29	83	156	101

В свою очередь выявленные изменения геометрических параметров капиллярной структуры МОВ приводят к изменению эксплуатационных характеристик волокна. Так, «бесконечный» одномодовый режим, который представляет наибольший интерес для применения волокон данной структуры, обеспечивается только при соблюдении условия

$$V_{\text{МОВ}} = 2\pi \frac{\Lambda}{\lambda} \sqrt{n_{\text{core}}^2 - n_{\text{clad}}^2} < 2,405,$$

где Λ – шаг структуры воздушных отверстий; λ – длина волны; n_{core} – показатель преломления сердцевины; n_{clad} – показатель преломления оболочки МОВ, которая зависит от количества слоев, диаметра воздушных отверстий структуры и т.п.

В [4] приведены экспериментальные измерения некоторых эксплуатационных характеристик (рис.5) образцов МОВ, которые подвергали температурному воздействию, вследствие чего возникал дефект типа «коллапс». Для оценки влияния степени схлопывания воздушных отверстий сечения МОВ введен коэффициент коллапса, равный отношению разности номинального и фактического диаметра отверстий к номинальному диаметру отверстий.

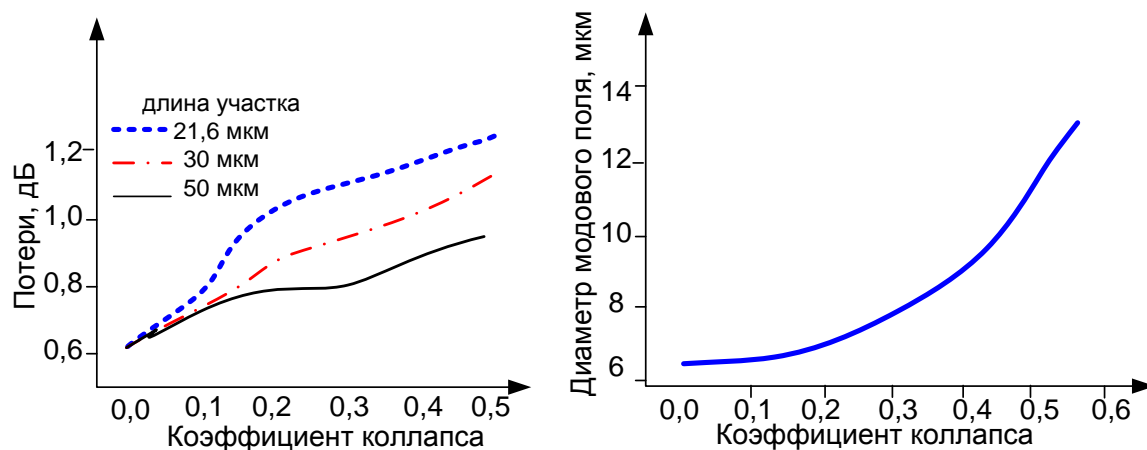


Рис. 5. Результаты исследования эксплуатационных характеристик МОВ

IV. Анализ факторов, влияющих на качество контроля

На качество результатов контроля влияют многие факторы:

- точность оптической системы, что обусловлено погрешностью увеличивающей системы;
- точность пространственной дискретизации изображения, обусловленная погрешностью расположения фоточувствительных элементов в матрице;
- погрешность измерения оптической интенсивности, которая обусловлена шумами и неоднородностью чувствительности элементов КМОП - матрицы;
- влияние цифровой обработки измеренных данных, которое проявляется через тип данных чисел, операций, выполняемых над ними, а также многочисленными методами и т.п.

Как уже отмечалось, оптические методы контроля оптических волокон могут строиться по схеме зондирования продольным или поперечным к оси волокна лучом. Различие состоит в том, что в первом случае анализируется модовое поле излучения сердцевины оптического волокна, а во втором – оптическое поле, являющееся результатом фокусирующего действия поперечно освещенного ОВ.

Воспользуемся интегральным методом, при котором геометрические координаты положения рассчитывают через центральный момент первого порядка функции распределения интенсивности в виде:

$$X_C = \frac{m_1}{m_0} = \frac{\int_{x_1}^{x_2} x E^2(x) dx}{\int_{x_1}^{x_2} E^2(x) dx},$$

где $E^2(x)$ – интенсивность измеренного оптического поля ($E(x)$ – амплитуда электрического поля).

Задача контроля величины поперечного (радиального) смещения сводится к определению бокового сдвига центра симметрии сигнала. Решение этой задачи возможно осуществить с использованием принципа согласованной фильтрации в форме автосвертки.

Модель сигнала в сечении распределения интенсивности оптического поля можно представить в виде:

$$\xi(x) = I(x) + n(x),$$

где $I(x) \approx E^2(x)$ – функция распределения интенсивности, $n(x)$ – аддитивный шум с нулевым средним значением.

Согласованный фильтр является оптимальным фильтром, минимизирующим среднеквадратическую погрешность при выделении полезной составляющей $I(x)$ из смеси с шумом $\xi(x)$.

Импульсный отклик согласованного фильтра представляет собой перевернутую относительно y и сдвинутую на x_t функцию и имеет вид:

$$h(x) = I(x_t - x).$$

Наличие сдвига означает, что для обнаружения сигнала длительностью x_t необходимо подать его в течение времени t после появления сигнала.

Таким образом, импульсная характеристика согласованного фильтра с точностью до постоянного множителя должна представлять собой обращенную копию полезной составляющей, а именно

$$h(x) = \alpha I(-x). \quad (3)$$

Известно, что линейная фильтрация в пространственной области эквивалентна математической операции свертки

$$y(t) = \int_0^t x(\tau) h(t - \tau) d\tau.$$

Как отмечено, для согласованного фильтра $h(t) = x(-t)$, поэтому

$$y(t) = \int_0^t x(\tau)h(\tau - t)d\tau.$$

Функция взаимной корреляции $x(t)$ и $x(-t)$ имеет вид:

$$C(\tau) = \int_0^T x(\tau)x(t - \tau)d\tau.$$

Таким образом, согласованная фильтрация сводится к свертке $x(\tau)$ и $x(-\tau)$ или вычислению их автокорреляционной функции. Применяя данные сведения, запишем выходной сигнал согласованного фильтра в виде интеграла свертки:

$$s(z) = \xi(x) \cdot h(x) = \int_{-D/2}^{D/2} \xi(x)h(z - x)dx, \quad (4)$$

где D – протяженность участка регистрации.

При подстановке (3) в (4) и $\alpha = 1$ в точке $z = 0$ имеем

$$s(0) = \int_{-D/2}^{D/2} I^2(x)dx + R_{ii}(0) \approx R_{ii}(0),$$

где оценка взаимной ковариационной функции шума и сигнала R_{ii} близка к нулю вследствие их статистической независимости. Таким образом, выходной сигнал согласованного фильтра соответствует автоковариационной функции полезной составляющей $I(x)$ и достигает максимума в момент точной идентификации этой составляющей.

Для экспериментального исследования метода фокусировки в лабораторных условиях использовались образцы оптического волокна различной структуры (многомодовой и микроструктурированной). Методика проведения эксперимента заключалась в формировании тестового излучения, взаимодействии тестового излучения с оптическим волокном, регистрации результирующего оптического поля, анализе массива (формирование вектора интенсивностей в сечении волокна, автосвертка, преобразования вектора) и анализе результатов вычислений.

Получены графики распределения профиля показателя преломления при различных фокусных расстояниях от оси волокна. В ходе эксперимента исследовались два образца микроструктурированного ОВ (диаметр 140 мкм) и один образец стандартного многомодового ОВ (диаметр 125 мкм).

Результаты анализа экспериментальных данных представлены в виде графиков (рис.6 - 13). Для оценки полученных результатов предложено использовать профиль показателя преломления МОВ, полученный аналитически.

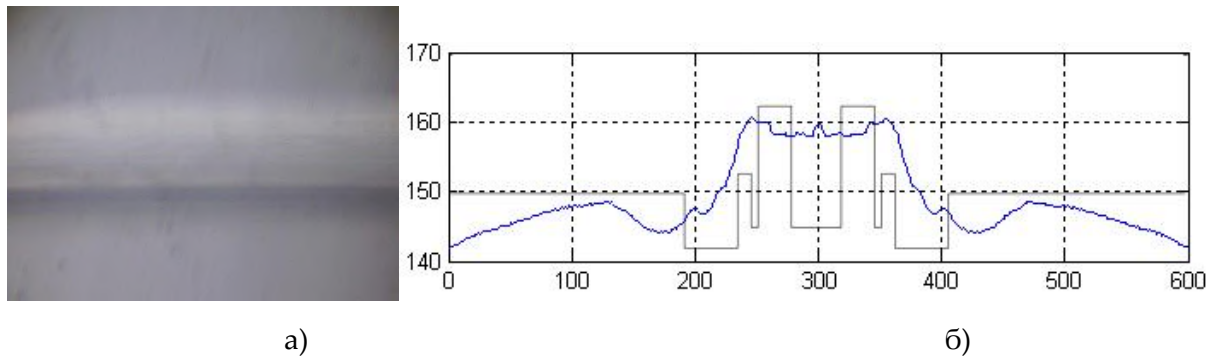


Рис. 6. Образец МОВ №1, фокусное расстояние 425 мкм:
результат регистрации интенсивности (а) и результат преобразования (б)

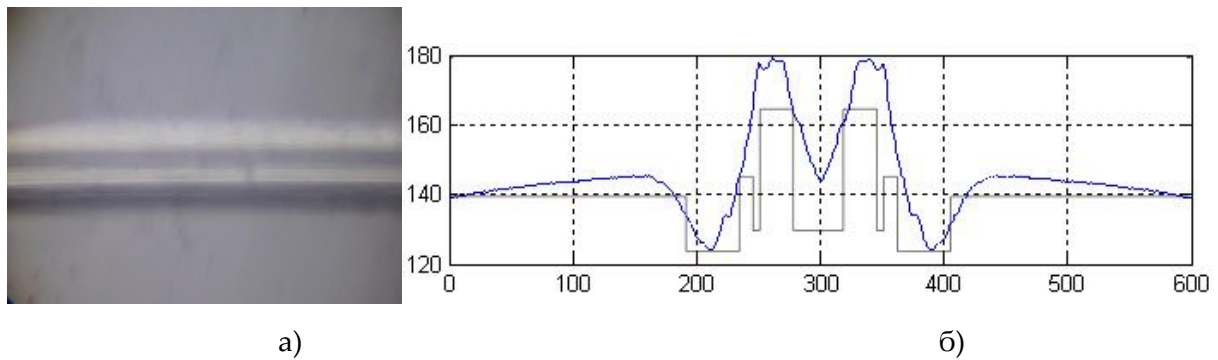


Рис. 7. Образец МОВ №1, фокусное расстояние 405 мкм:
результат регистрации интенсивности (а) и результат преобразования (б)

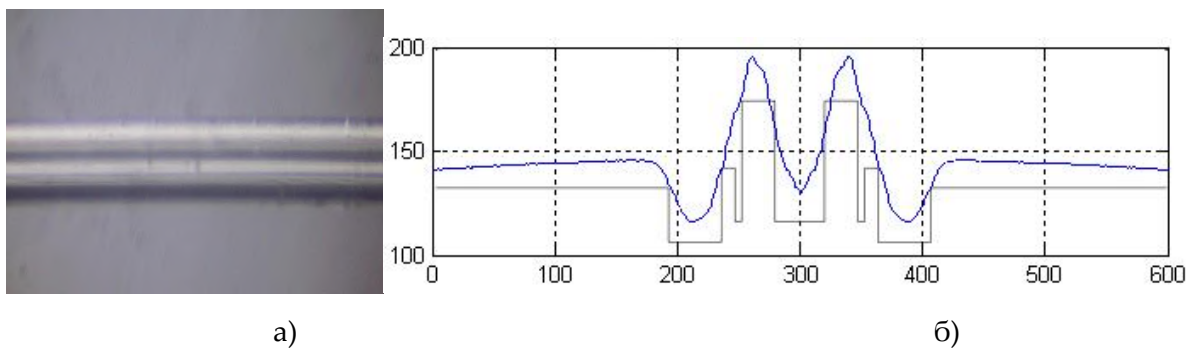


Рис. 8. Образец МОВ №1, фокусное расстояние 375 мкм:
результат регистрации интенсивности (а) и результат преобразования (б)

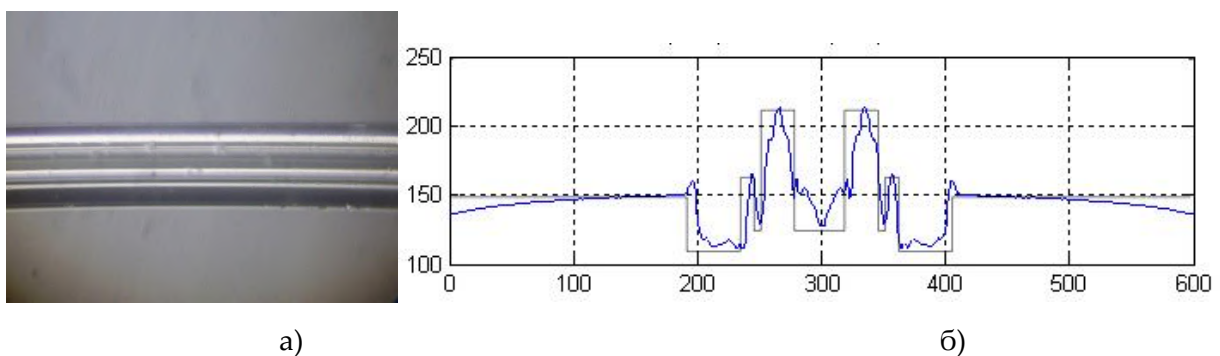


Рис. 9. Образец МОВ №1, фокусное расстояние 365 мкм:
результат регистрации интенсивности (а) и результат преобразования (б)

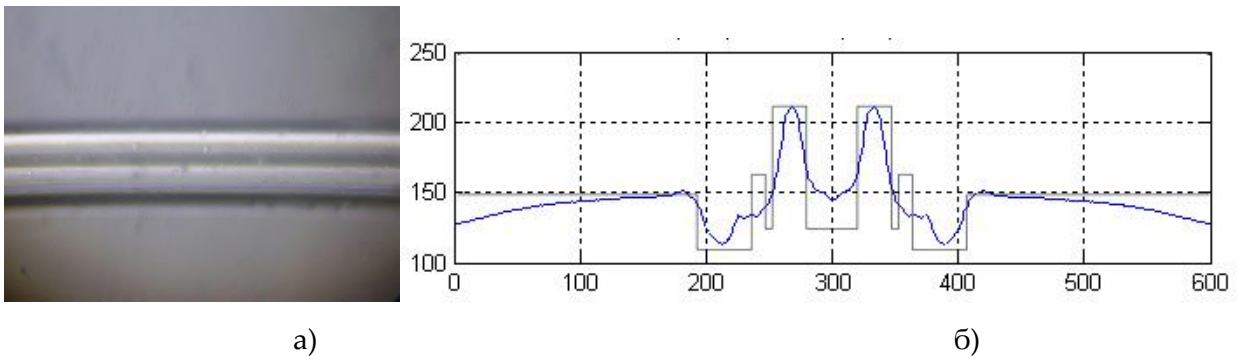


Рис. 10. Образец МОВ №1, фокусное расстояние 345 мкм:
результат регистрации интенсивности (а) и результат преобразования (б)

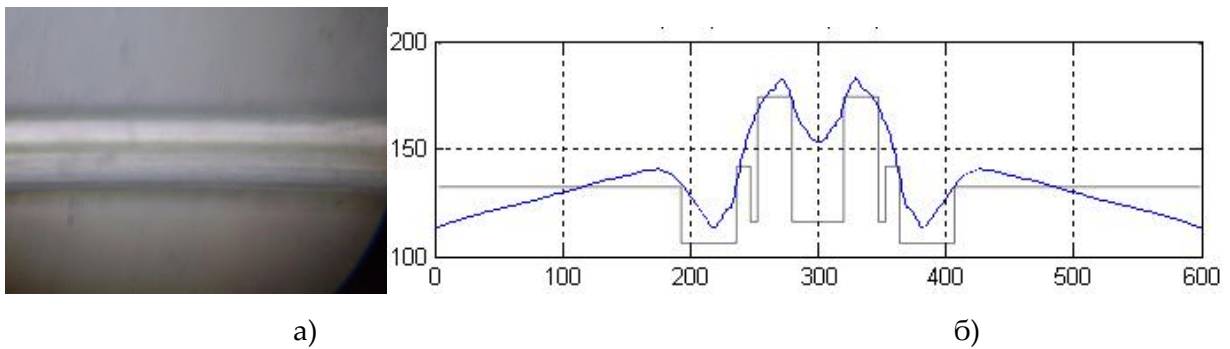


Рис. 11. Образец МОВ №1, фокусное расстояние 325 мкм:
результат регистрации интенсивности (а) и результат преобразования (б)

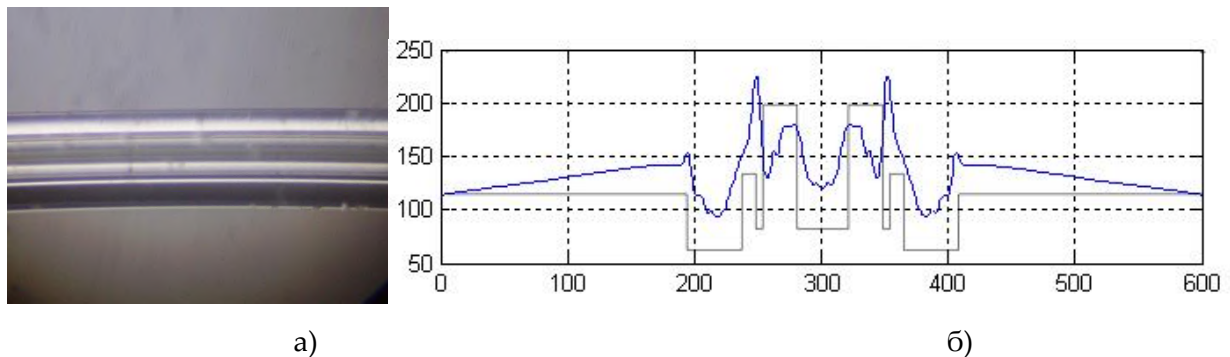


Рис. 12. Образец МОВ №1, фокусное расстояние 310 мкм:
результат регистрации интенсивности (а) и результат преобразования (б)

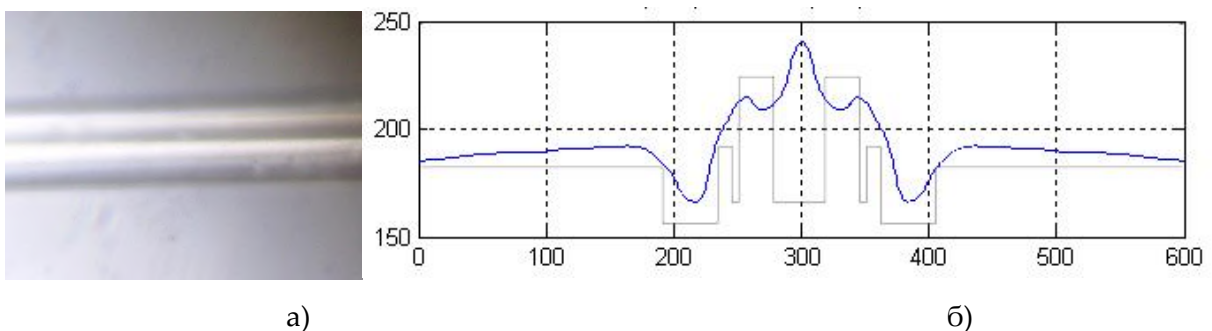


Рис. 13. Образец МОВ №1, фокусное расстояние 300 мкм: результат регистрации
интенсивности (а) и результат преобразования (б)

Исходя из полученных данных, проанализируем влияние фокусного расстояния на информативность оптического метода контроля для волокон со сложной структурой сечения. Предложено анализ производить с помощью коэффициента корреляции векторов значений интенсивности оптического поля и профиля показателя преломления.

Для определения оптимального значения фокусного расстояния введем критерий

$$J = \underset{i}{\operatorname{argmax}} r_i(x, y),$$

где $r_i(x, y)$ – коэффициент корреляции на i -м фокусном расстоянии.

Результаты расчетов представлены в табл. 2 и на рис.14.

Таблица 2. Результаты расчетов

Фокусное расстояние, мкм	МОВ 1 образец	Фокусное расстояние, мкм	МОВ 2 образец	Фокусное расстояние, мкм	Многомодовое ОВ,
425	0,022	425	0,014	425	0,04
405	0,102	400	0,246	400	0,83
375	0,46	365	0,82	365	0,62
365	0,862	345	0,244	345	0,142
345	0,54	325	0,03	300	0,0042
325	0,14	300	0,0108	-	-
310	0,102	-	-	-	-
300	0,004	-	-	-	-

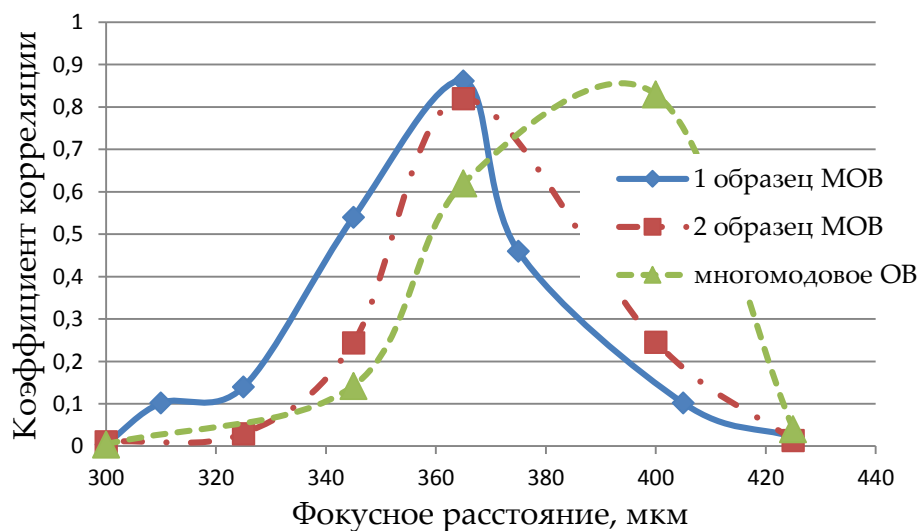


Рис. 14. Графики зависимости коэффициента корреляции от фокусного расстояния для двух образцов микроструктурированного ОВ (1; 2) и многомодового ОВ (3)

В результате проведенных исследований получены графики распределения профиля показателя преломления при различных фокусных расстояниях. Для обоих об-

разцов микроструктурированного волокна оптимальным является фокусное расстояние, равное 365 мкм, поскольку в данной точке коэффициент корреляции стремится к своему максимуму, при этом для рассматриваемого образца многомодового ОВ оптимальным является фокусное расстояние, равное 400 мкм. Таким образом, установлено, что для использования метода фокусировки в процессе вытяжки ОВ необходимо жестко соблюдать и контролировать фокусное расстояние.

Выводы

Предложен новый способ оценки качества оптического волокна сложной формы поперечного сечения в процессе вытяжки, основанный на результатах продольного оптического контроля внутренней структуры сечения, что дает возможность построить систему управления процессом вытяжки с учетом оценки структуры сечения и допусков на ее геометрические параметры.

В работе получил дальнейшее развитие оптический неразрушающий метод контроля сечения ОВ, в котором для оценки параметров показателя профиля преломления предложено использовать интегральный показатель интенсивности оптического поля, что обеспечивает возможность выявить дефектные деформационные изменения с учетом сложности структуры.

Проведенные экспериментальные исследования влияния фокусного расстояния на качество предложенного метода дали возможность установить оптимальное фокусное расстояние для волокон со сложной структурой (МОВ), полученное при фокусировании в область сердцевины, в отличие от стандартного многомодового волокна, где рекомендуется фокус выбрать немного за сердцевиной волокна.

Предложенный усовершенствованный метод контроля качества получаемых оптических волокон во время производства позволит улучшить характеристики волоконно-оптических кабелей, что в свою очередь позволит строить магистральные волоконно-оптические линии связи с более высокой пропускной способностью.

Список литературы:

1. Филипенко А. И., Пономарева А. В. Контроль конструктивно-технологических параметров микроструктурированного волокна в АСУ ТП вытяжки волокна // Восточно-Европейский журнал передовых технологий. – 2010. – №1/5 (43). – С. 17-20.
2. Christos M, Irnis Kubat, Ole Bang Hybrid polymer photonic crystal fiber with integrated chalcogenide glass nanofilms [Electronic resource] // Scientific Reports. – 2014. – Vol.4. – Access mode: <http://www.nature.com/srep/2014/140814/srep06057/full/srep06057.html>.
3. Making a Better Photonic Crystal Fiber. Fiber Draw Tower [Electronic resource] // Lawrence Livermore National Laboratory – 2013 – Access mode: <https://str.llnl.gov/content/pages/april-2013/pdf/4.13.2.pdf>.
4. Tao Zhu, Fufeng Xiao, Laicai Xu, Min Liu, Ming Deng, Kin Seng Chiang Pressure-assisted low-loss fusion splicing between photonic crystal fiber and single-mode fiber // Optics Express. – 2012. – Vol. 20, Issue 22 – P. 24465-24471.

СООБЩЕНИЕ

Информационное сообщение о проведении Международной научно-практической конференции «Проблемы инфокоммуникаций. Наука и технологии» (PICS&T-2015)



Уважаемый коллеги!

В период с 13 по 15 октября 2015 года на базе Харьковского национального университета радиоэлектроники планируется проведение Международной научно-практической конференции «Проблемы инфокоммуникаций. Наука и технологии» (PICS&T-2015). В рамках данной конференции будет организована специальная секция с докладами на украинском и русском языках.

Основные научные направления:

1. Основы теории телекоммуникационных систем.
2. Управление, адаптация, самоорганизация в инфокоммуникационных системах, программноконфигурируемые сети.
3. Методы построения, проектирования и планирования инфокоммуникационных систем.
4. Инфокоммуникационные технологии и сети.
5. Мобильные инфокоммуникационные системы и обработка сигналов.
6. Информационная безопасность в инфокоммуникационных системах.

Рабочие языки: английский (основной)
украинский, русский (на спец. секции).

Более подробная информация размещена на [сайте конференции](#).