

ЗВ'ЯЗОК

zviazok@ukrpach.net

№ 6, 2004

14808

2004.6.

ДЕРЖАВНОГО КОМІТЕТУ ЗВ'ЯЗКУ ТА ІНФОРМАТИЗАЦІЇ УКРАЇНИ

**АНАЛІЗ ВІТЧИЗНЯНОГО РИНКУ
РОЗПОВСЮДЖЕННЯ
ПЕРІОДИЧНИХ ВИДАНЬ**

**СТВОРЕННЯ ЄДИНОЇ НАЦІОНАЛЬНОЇ
МЕРЕЖІ СИНХРОНІЗАЦІЇ —
НАГАЛЬНА ПОТРЕБА РОЗВИТКУ ГАЛУЗІ**



**УПРАВЛІННЯ
РАДІОЧАСТОТНИМ
РЕСУРСОМ —
СПРАВА ДЕРЖАВНА**

**ОПТИМІЗАЦІЯ
ТЕХНОЛОГІЙ
ОБРОБКИ ПОШТОВОЇ
КОРЕСПОНДЕНЦІЇ**

**ДІАГНОСТУВАННЯ ТЕХНІКИ
ЗВ'ЯЗКУ З КРАТНИМИ
ДЕФЕКТАМИ**

ЕКСКЛЮЗИВ

У ФОКУСІ УВАГИ

Герасименко В. В. Ринок розповсюдження періодики в Україні: сучасний стан та основні тенденції розвитку..... **2**

Практична програма діяльності
(інтерв'ю з начальником ДП «Укрчастотнагляд» **Олійником В. Ф.**)..... **6**

Глотов С. П., Захаренко С. С. Реалізація державної політики щодо РЧР на міжнародному рівні..... **8**

СЛОВО НАУКОВЦЯ

ПРОБЛЕМИ РОЗВИТКУ ТА ВДОСКОНАЛЕННЯ ЄДИНОЇ НАЦІОНАЛЬНОЇ СИСТЕМИ ЗВ'ЯЗКУ

Корнышев Ю. Н. Інтелектуальні послуги на місцевих телефонних мережах. Концептуальна модель інтелектуальної мережі: варіанти реалізації..... **9**

Борщ В. І., Карлаш С. Д., Коваль В. В., Коршун Є. І., Костік Б. Я., Туманов Ю. Г. Проблеми побудови єдиної національної мережі синхронізації України..... **15**

Князєва Н. О., Баландин І. О. Методика розрахунку витрат місцевого телефонного зв'язку..... **20**

Федченко Л. Ю. Інтелектуальна власність — потенційний ресурс підприємства..... **24**

УПРАВЛІННЯ РАДІОЧАСТОТНИМ РЕСУРСОМ: ПРОБЛЕМИ ТА ПЕРСПЕКТИВИ

Корсак В. Ф., Благодарний В. Г. Стан та перспективи розвитку радіочастотного моніторингу в Україні..... **27**

Слободянюк П. В. Система радіомоніторингу Центру «Укрчастотнагляд»: шляхи вдосконалення..... **29**

Благодарний В. Г., Бородисько М. М. Створення автоматизованої системи радіомоніторингу по м. Києву та Київській області..... **31**

Валіков Д. П. Оцінювання зон радіодоступності стаціонарних радіоконтрольних постів..... **34**

Громождин В. В., Проценко М. Б., Ступак В. С. Покращення грозозахисності прийомної апаратури на радіоконтрольних пунктах Центру «Укрчастотнагляд»..... **36**

Медведев Е. П., Казаков Д. Е., Долматов С. А. Комплексні радіоконтролі: опыт создания..... **39**

ПРОБЛЕМИ ПОШТОВОГО ЗВ'ЯЗКУ. ПОШТОВІ ТЕХНОЛОГІЇ

Яцук Л. О. Оптимізація технології оброблення письмової кореспонденції в ієрархічній мережі поштового зв'язку..... **42**

Кидисюк А. І., Яцук Л. О. Математична модель функціонування мережі поштового зв'язку з сортувальними та транзитними вузлами..... **45**

ІНФОРМАЦІЙНА БЕЗПЕКА ІНФОКОМУНІКАЦІЙНИХ МЕРЕЖ ТА СИСТЕМ

Шорошев В. В. Оцінювання стану безпеки інформації за профілями її захищеності від загроз НСД у комп'ютерних системах..... **48**

АСПЕКТИ ІНФОРМАТИЗАЦІЇ: РІШЕННЯ ТА ВИСНОВКИ

Лунтовский А. О. Математические методы поддержки проектирования корпоративных сетей..... **51**

НАУКА. ЕКСПЛАТАЦІЯ, ВИРОБНИЦТВО

Банкет В. Л., Прокопов С. Д., Постовой А. Г., Топорков Ф. В. Експериментальне дослідження процедур кодування/декодування турбокодів..... **57**

Нетудыката Л. И., Стеклов В. К., Беркман Л. Н. К вопросу оптимизации системы управления сетью связи методами теории игр..... **59**

Рыжаков В. А., Сакович Л. Н. Алгоритмы и процедуры диагностирования техники связи с кратными дефектами..... **61**

Минович А. И., Романюк В. А. Многопутевая маршрутизация в мобильных радиосетях..... **65**

Кожин И. А., Срибная И. Н., Улеев А. П. Исследование чувствительности синхронно-фазовых демодуляторов к параметрическим возмущениям..... **69**

ІНФОРМБЮРО

РЕГІОНАЛЬНІ ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЇ

Каргин А. А., Бабосюк А. Л., Воркалев П. Ю. Метод ієрархій в оцінці складових інтелектуального капіталу підприємства..... **71**

ПРЕЗЕНТАЦІЯ

Анохин Е. В. Мультиплексоры FlexGain — превосходное решение для сетей SDH..... **74**

Лопата В. Мультисервисность от WATSON TELECOM..... **75**

Яковлев В. А. Модульный универсальный анализатор телекоммуникационных сетей SUNSET MTT компании CUNRISE TELECOM..... **77**

ЕКСКЛЮЗИВНА РЕКЛАМНА ПІДТРИМКА ЖУРНАЛУ



Науково-виробничий журнал

Заснований 1995 року

Періодичність виходу — **6 чисел на рік**

Передплатний індекс **74224**

ЗАСНОВНИК

Державний комітет зв'язку та інформатизації України

Головний редактор

О. В. ЯЦЕНКО

ВИДАВЕЦЬ

Державне видавничо-інформаційне агентство «ЗВ'ЯЗОК»

Ресстраційне свідоцтво

КВ № 1230 від 08.02.95 р.

Директор видання

В. М. ІЛЬКЕВИЧ

РЕДАКЦІЙНА КОЛЕГІЯ:

- | | |
|--------------------------|-------------------------|
| В. О. Балашов, | В. Б. Каток, |
| В. Л. Банкет, | Н. О. Князєва, |
| Л. Н. Беркман, | В. Г. Кривуца, |
| М. А. Віноградов, | В. М. Мороз, |
| П. П. Воробісико, | В. М. Орлов, |
| С. П. Глотов, | В. І. Петров, |
| В. І. Голуб, | В. М. Почернясь, |
| В. М. Горицький, | Ю. О. Соловійов, |
| О. В. Гофайзен, | В. К. Стеклов, |
| В. М. Гранатуров, | В. В. Хиленко, |
| В. Л. Жижера, | Л. О. Яцук, |

С. С. Захаренко (заст. головного редактора),

С. С. Кузьміна (відповідальний секретар)

Літературне редактування

О. П. Бондаренко,

А. Н. Леві

Коректура

В. В. Богданенко

Комп'ютерний набір та верстка

В. В. Бельський, Т. О. Кононенко

Підписано до друку **10.09.2004 р.**



ДО ВІДОМА АВТОРІВ



У часопису вміщуються праці, які відповідають профілю видання, раніше не опубліковані й такі, що водночас не публікуватимуться в інших виданнях. Листування з читачами провадиться виключно на сторінках журналу.

Рукописи не повертаються.

Думка редакції може не збігатися з позицією, викладеною у статті.

Матеріали, які подаються до редакції, мають бути роздруковані на одному боці сторінки, при цьому бажано додати текстовий файл у форматі **Word**. За наявності рисунків (графіків) потрібно подати їх в окремих файлах **CorelDraw, Visio** чи у форматах **TIF та EPS**, причому текст не конвертується в криві. Матеріали мають бути підписані автором із зазначенням прізвища, імені, по батькові, місця роботи, посади, поштової адреси й телефонів.

При передруку посилання на «ЗВ'ЯЗОК» обов'язкове. Усі права з а к и щ е н о.

АДРЕСА РЕДАКЦІЇ ТА АГЕНТСТВА: 03110, Київ-110, вул. Солом'янська, 3, прим. 6. ☎ (044) 248 91 82; 248 91 85
☎ (044) 248 91 87 E-mail: zviazok@ukrpack.net



А. И. МИНОЧКИН, В. А. РОМАНЮК

МНОГОПУТЕВАЯ МАРШРУТИЗАЦИЯ В МОБИЛЬНЫХ РАДИОСЕТЯХ

Основной проблемой управления в мобильных радиосетях (МР) является маршрутизация информационных сообщений. В настоящее время для сетей с динамичной топологией предложен ряд методов маршрутизации (ММ), которые по способу построения и поддержания маршрута подразделяются на два основных класса: таблично-ориентированные и зондовые [1; 3]. Однако указанные методы не предусматривают *многопутевой маршрутизации* — возможности построения нескольких независимых маршрутов передачи информации от отправителя к адресату, что позволило бы повысить надежность доставки информации (при отказе одного маршрута используется альтернативный), сократить объем служебной информации (реже приходится перестраивать маршрут), ускорить доставку информации (при распределении входящей нагрузки по нескольким независимым маршрутам) и повысить ее безопасность.

Идея построения нескольких маршрутов между парами отправитель—адресат узлов сети не нова. Например, в Интернете функционирует протокол маршрутизации OSPF (Open Shortest Path First), позволяющий вычислять несколько маршрутов одинаковой «стоимости» к адресату [4]. Однако применить OSPF в МР невозможно, так как служебный трафик, вызванный высокой динамикой их топологии, весьма значителен, а протокол предполагает знание каждым узлом информации о состоянии всей сети. Недавно предложен алгоритм многопутевой маршрутизации MDVA (*Multipath Distance-Vector Algorithm*) [5], который развивает протокол маршрутизации RIP (*Routing Information Protocol*) [4], также используемый в Интернете. Но он, к сожалению, обладает недостатками таблично-ориентированных ММ, основанных на локальной информации о связности сети (медленная сходимости, заикливание маршрутов, невозможность построения независимых маршрутов передачи). Поэтому MDVA может найти применение лишь в сетях с малой динамикой топологии.

Проведенные исследования по оцениванию эффективности различных ММ в МР [6] продемонстрировали преимущества зондовых ММ. Известно множество таких ММ: DSR (Dynamic Source Routing), AODV (Ad-hoc On-demand Distance Vector), SSR (Signal Stability Routing), TORA (Temporally Ordered Routing Algorithm), ABR (Associativity-Based Routing) [1; 3], но из них только DSR потенциально имеет возможность строить независимые маршруты передачи информации, причем именно он предложен для стандартизации исследовательской группой IETF (Internet Engineering Task Force) [1]. Поэтому рассмотрим реализацию многопутевой маршрутизации на примере зондового метода маршрутизации DSR.

Напомним, что функционирование зондовой маршрутизации включает в себя два основных этапа: построение маршрута и его поддержание. DSR строит маршрут следующим образом [1; 7]. Отправитель s , не имея маршрута к адресату d и желая передать ему пакет, «волновым» способом передает всем узлам сети служебный па-

кет малого объема — зонд-запрос (ЗЗ), содержащий идентификаторы адресата и отправителя, а также порядковый номер пакета. Промежуточный узел i , приняв ЗЗ, поступает так:

- если принят дубликат зонда (каждый узел в течение определенного времени хранит информацию о принятых зондах), то полученный маршрут от отправителя s к i заносится в маршрутную таблицу или кэш (происходит «обучение» маршрутам) и зонд стирается;
- если узел i знает маршрут к адресату, он посылает отправителю зонд-ответ (ЗО) с указанием имеющегося маршрута (последовательности узлов), в противном случае добавляет свой идентификатор в зонд-запрос и ширококестельно передает его далее своим соседям.

При получении первого ЗЗ узел-адресат по обратному пути посылает отправителю ЗО с информацией о маршруте (критерием выбора которого служит минимальное время доставки). Будем называть данный маршрут первичным. Отправитель, получив ЗО, осуществляет передачу сообщений адресату.

На этапе поддержания каждый узел первичного маршрута анализирует состояние его каналов активным (квотирование протоколом канального уровня факта приема сообщения) или пассивным (прослушивание наличия ретрансляции передаваемого сообщения соседним узлом) способом. Узел, обнаруживший отказ канала в первичном маршруте, посылает сообщение об отказе маршрута (COM) узлу-отправителю. В процессе передачи COM узлы первичного маршрута стирают информацию о нем. Получив COM, отправитель ищет в кэше альтернативный маршрут и при его отсутствии снова начинает построение маршрута.

Многопутевая версия данного протокола — MDSR (Multipath DSR) — предполагает, что адресат ожидает приема множества ЗЗ, выделяет альтернативные пути (если такие имеются) и направляет по ним адресату зонды-ответы [8]. Однако MDSR не предусматривает механизмов построения независимых путей передачи.

Опишем критерии и цели выбора альтернативных путей.

Независимость путей по узлам позволяет разделить по ним входящий трафик и тем самым более равномерно загрузить сеть, уменьшить задержку в передаче сообщений. Далее, рассматривая независимость путей по узлам, будем руководствоваться следующим:

- Разность длин альтернативного и первичного (кратчайшего) путей характеризует увеличение времени передачи сообщений.
- Минимальное значение параметра корреляции κ — числа каналов между независимыми путями — обеспечивает минимизацию взаимных помех, обусловленных ширококестельной природой радиоканала. В частности, при $\kappa = 0$ пути полностью независимы (рис. 1). В многоканальной МР данный параметр может быть ограничен константой, а одноканальной сети желательно $\kappa = 0$.

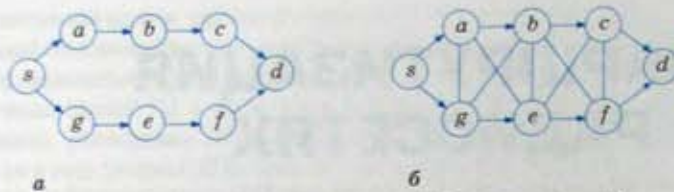


Рис. 1. Значения κ для двух путей $P_1 = \langle s, a, b, c, d \rangle$ и $P_2 = \langle s, g, e, f, d \rangle$ при различных структурах сети:
 а — при $\kappa = 0$; б — при $\kappa = 7$

Модель сети. Сеть представляется ненаправленным графом $G = (V, E)$, где V — множество узлов ($|V| = N$), а E — множество двунаправленных каналов. Каждый узел имеет идентификационный номер. Мощность передач узлов одинакова.

Постановка задачи. Разработать распределенный зондовый метод маршрутизации для МР, позволяющий строить и поддерживать множество независимых путей доставки сообщений $P = \{P_1, \dots, P_i, \dots, P_m\}$ и удовлетворяющий одному или нескольким условиям:

- 1) $m \geq \alpha$ — получение не менее α независимых путей передачи;
- 2) $L_i - L_{\min} \leq h$ — длина L_i маршрута P_i не превышает длину кратчайшего маршрута P_{\min} на h ретрансляций;
- 3) $\min \kappa$ — минимум взаимных каналов между данными путями;
- 4) минимум среднего времени передачи сообщений t^{nd} W -го объема:

$$t^{nd} = \sum_{i=1}^{m_j} \sum_{j=1}^n (t_{ij}^{n,m} + w_{ij} L_{ij} t_{ij}^{nd}) \rightarrow \min \quad (1)$$

при ограничениях

$$t_j^{nd} = \sum_{i=1}^{m_j} (t_{ij}^{n,m} + w_{ij} L_{ij} t_{ij}^{nd}) < t_{ij}^{n,m} + W_j L_{ij} t_{ij}^{nd}, \quad j = 1, \dots, N, \quad (2)$$

$$t_{ij}^c > w_{ij} L_{ij} t_{ij}^{nd}, \quad i = 1, \dots, m_j, \quad j = 1, \dots, N, \quad (3)$$

$$\sum_{j=1}^n W_j = W, \quad \sum_{i=1}^{m_j} w_{ij} = W_j, \quad (4)$$

где $t_{ij}^{n,m}$ — время построения i -х маршрутов ($i = 1, \dots, m_j$)

на j -м этапе передачи, $j = 1, \dots, N$; t_{ij}^{nd} — среднее время передачи на один транзит по пути P_i w_{ij} -й части сообщения W -го объема; L_i — длина i -го маршрута; t^c — маршрут с максимальным временем существования t_{ij}^c .

Целевая функция (1) задает среднее время передачи между парой отправитель — адресат. Ограничение (2) определяет необходимость многопутевой маршрутизации — время передачи информации по нескольким маршрутам меньше, чем по единственному наиболее стабильному пути. Неравенство (3) показывает, что распределенный объем информации будет доставлен за время существования данных путей. Равенства (4) распределяют информацию по всем i -м путям за n этапов.

Решение разделим на две составляющие. Первая представляет собой общую часть решения для любых условий постановки задач, — построить множество независимых путей; вторая — выбрать из этого множества пути, удовлетворяющие заданным требованиям.

Очевидно, что существует компромисс между количеством путей и объемом служебной информации, затрачиваемой на их построение. Так, в [9] представлен зондовый метод многопутевой маршрутизации SMR (Split Multipath Routing), имеющий целью получить хотя бы два независимых пути передачи. Его основная особенность — широковещательная и многократная (в отличие от метода DSR) передача промежуточными узлами сети зонда-запроса, пришедшего различными путями (дубликаты ЗЗ не уничтожаются, а посылаются по исходящим каналам при условии, что длина полученного маршрута меньше, чем ранее принятых; узлы, имеющие маршрут к адресату, не передают ЗО, а ретранслируют ЗЗ). Основным недостатком SMR — значительный рост служебного трафика. Поэтому предлагается *новый подход к формированию альтернативных маршрутов передачи*. Для его обоснования введем следующие обозначения и докажем ряд положений.

Определение 1. Путь P_i между узлами v_i и v_n представляет собой возрастающую последовательность узлов $\langle v_1, \dots, v_i, \dots, v_n \rangle$, таких что каждый канал $(v_{i-1}, v_i) \in E$ для всех $2 \leq i \leq n$. Узел v_i называется промежуточным узлом, если $1 < i < n$. Узлы v_1 и v_n находятся в несвязных подсетях, если между ними не существует пути.

Определение 2. Остовным деревом назовем граф $D \subseteq G = (V, E)$, в котором дерево с корнем в узле-источнике ($s \in V$) содержит все узлы V . Данное дерево обладает следующим свойством: для каждого узла существует единственный путь, ведущий в этот узел из корня. Подграф D_s графа D , порожденный множеством, состоящим из вершины s и всех его прямых потомков, будем называть первичным поддеревом с корнем в s [10].

Докажем две теоремы, решающие правила которых будут использоваться для построения независимых маршрутов.

Теорема 1. В сети используется метод маршрутизации DSR. Если после приема и обработки зондов-запросов адресатом d от отправителя s получено два пути $P_1 = \langle s, v_1, \dots, v_n, d \rangle$ и $P_2 = \langle s, u_1, \dots, u_m, d \rangle$ с общими k -ми узлами ($k < m$ и $k < n$), то $v_1 = u_1, v_2 = u_2, \dots, v_k = u_k$.

Доказательство. Будем рассуждать от противного. Предположим обратное: два пути $P_1 = \langle s, v_1, \dots, v_n, d \rangle$ и $P_2 = \langle s, u_1, \dots, u_m, d \rangle$ имеют k ($k < m$ и $k < n$) общих узлов (исключая s и d), но $v_i \neq u_i$ для $i \leq k$. Тогда найдется $j > k$, при котором $v_j = u_j$, — иначе общее число общих узлов было бы меньше k . Таким образом, узел j будет принимать последних два ЗЗ: один ранее передавался v_j , пока другой передавался из u_j . Однако согласно правилам метода DSR узел j уничтожает пакет (ЗЗ одним узлом не передается дважды). Поэтому существует только один путь (P_1 или P_2), который может быть принят узлом d , что противоречит условию.

Из данной теоремы следует: если адресат принял зонды-запросы с отсутствием независимых маршрутов по узлам, то это означает, что данные маршруты имеют общие узлы в начале маршрута. Поэтому объединение всех маршрутов, принятых адресатом, будет частью дерева (если не считать последней ретранслирующей в этих маршрутах) с корнем в отправителе. Заметим, что теорема верна для любого узла, который достигим от отправителя.

Теорема 2. Если для остовного дерева с корнем в узле s (D_s) узлы v и u принадлежат различным первичным поддеревьям и существует канал между ними, то суще-

ствують по крайній мере два незалежних пути по узлам между узлами v (или u) и s .

Доказательство. Пусть узел v принадлежит первичному поддереву D_s^1 и узел u принадлежит первичному поддереву D_s^2 . Тогда один путь от узла v (u) к узлу s проходит по каналам дерева D_s^1 (D_s^2), а другой путь — от узла v (u) к узлу u (v) и далее к узлу s — по каналам D_s^2 (D_s^1). Эти два пути являются независимыми по узлам, так как узлы v и u принадлежат различным первичным поддеревьям корневого остонового дерева. *Заметим, что два различных первичных поддерева в остоновом дереве не имеют общих узлов.*

Для реализации нового метода многопутевой маршрутизации (НМММ) используем правила, полученные из теорем.

Этап построения маршрутов.

1. Отправитель s при необходимости построения независимых маршрутов передачи с узлом-адресатом d широкоэвентально передает ЗЗ с признаком многопутевой маршрутизации (бит $F = 1$). Возможный вариант последовательности приема узлами сети первого ЗЗ показан на рис. 2, а, полученное адресатом поддерево маршрутов — на рис. 2, б.

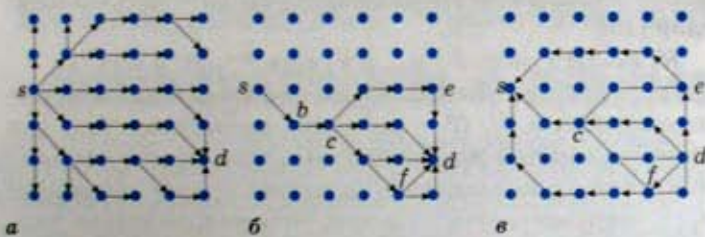


Рис. 2. Этап построения маршрутов

Отметим, что к альтернативным маршрутам могут задаваться требования в виде значений m , κ и Δh . В общем случае каждый канал $(i, j) \in E$ и узел $v_i \in V$ может характеризоваться совокупностью положительных метрик $c_\eta(i, j)$, $c_\eta(v_i) \in Z^+$ или их сверткой $\Xi(c_\eta)$, $\eta = 1, \dots, H$. Например, значениями c_η могут быть: для канала — наличие радиосвязности c_1 , пропускная способность $s_{ij} = c_2$, время передачи $t_{ij}^{на} = c_3$, мощность передачи $p_{ij} = c_4$, расстояние $d_{ij} = c_5$, прогнозируемое время существования канала $t_{ij}^{с-к} = c_6$ и т. д.; для узла — оставшаяся емкость батареи $e_i^6 = c_7$, загрузка (размер свободной очереди) $g_i = c_8$, мобильность $v_i = c_9$ и др. Соответственно формат зонда-запроса в зависимости от типа передаваемой информации ξ будет содержать совокупность метрик c_η^ξ , $\eta = 1, \dots, H$, для последующего получения маршрутов заданного качества.

2. Промежуточный узел i , приняв в первый раз ЗЗ со значением $F = 1$, принимает все последующие зонды-запросы и обрабатывает их, т. е. записывает в свой кэш все полученные маршруты в направлении отправителя.

3. Адресат d после приема первого ЗЗ посылает отправителю зонд-ответ (для уменьшения времени ожидания

построения маршрута, характерного для зондовой маршрутизации), а затем принимает (в течение определенного времени) остальные ЗЗ и анализирует их.

✦ Если получены маршруты, удовлетворяющие заданным требованиям, то узел передает ЗО по обратным маршрутам прохождения соответствующих ЗЗ. Так, на рис. 2, а показаны первичные поддерева (не считая последнего транзита к адресату d), определяющие три независимых пути передачи.

✦ В противном случае адресат согласно теореме 1 анализирует маршруты с целью поиска имеющих $1, \dots, k$ общих узлов (для варианта подпервичного дерева на рис. 2, б это узлы b и c). При наличии таковых узел направляет k -му узлу (узел c на рис. 2, в, где изображены маршруты, по которым адресат d и узлы маршрутного поддерева перенаправляют ЗО) по независимым путям ЗО с информацией о полученном маршрутном поддереве и флагом $R = 1$, определяющим необходимость перенаправления ЗО.

4. Промежуточный узел z маршрутного поддерева, получив ЗО с флагом $R = 1$, анализирует содержимое своего кэша и отыскивает независимые пути (согласно теореме 2 необходима связность с другим первичным поддеревом), которые могли быть получены за счет обучения маршрутам при функционировании сети или прохождении ЗЗ. При их наличии ЗО направляются по альтернативным путям адресату (на рис. 2, в узлы e и f перенаправляют ЗО) с флагом $R = 0$; в противном случае ЗО передается далее по узлам маршрутного поддерева, определенного адресатом.

Для вычисления отправителем параметра корреляции к полученным маршрутам передачи каждый промежуточный узел включает в формат ЗО список соседних узлов.

5. Узел-отправитель s принимает множество ЗО и формирует многопутевые маршруты в два этапа: 1) формирование области компромиссов (области оптимальных решений) — m маршрутов; 2) нахождение оптимального (рационального) варианта в этой области в соответствии с обобщенным показателем

$$\Xi C_\eta(m) = \sum_{\eta=1}^H w_\eta^\xi c_\eta^\xi$$

(например, $\Xi C_\eta(m) = w_1^\xi m + w_2^\xi \kappa + w_3^\xi t^{с-к} + w_4^\xi \Delta h$), где w_η^ξ — весовые коэффициенты, определяемые требованиями по передаче информации ξ -типа.

Этап передачи информации по нескольким путям. Отправитель формирует множество допустимых путей доставки $m \in M$, распределяет сообщение $W - W_j$ на блоки w_{ij} в соответствии с п. 1–4) и передает их по маршрутам. Если весь объем информации передан, то этап заканчивается, в противном случае требуется, положив $j = j + 1$, повторить этап построения маршрутов и передачи информации.

В соответствии с [3] связанная сложность предложенного метода равна $O(N + M \cdot L_{\max})$ и временная сложность — $O(2L_{\max})$, где N — число узлов сети; M — число независимых маршрутов ($M \leq N_s$ и $M \leq N_d$; N_s, N_d — число соседей соответственно отправителя и получателя); L_{\max} — максимально допустимая длина пути.

Дадим оценку объема служебного трафика при многопутевой маршрутизации в сравнении с однопутевой

[8; 10]. Обозначим L_o, L_m среднюю длину маршрута соответственно при одно- и многопутевой маршрутизации, а L_o — длину отказавшего маршрута ($L_o < L_o < L_m$); $V_{33}, V_{30}, V_{c.o.m}$ — объемы соответствующих зондов; M — число многопутевых маршрутов между парой отправитель — адресат; A — количество активных маршрутов, проходящих через узел; g — среднюю интенсивность входящей нагрузки на узел (будем считать, что каждое входящее сообщение требует построения маршрута); $t^{п.м}$ — среднее время построения маршрута; $V_{c.ч}$ — объем заголовка (служебной части) информационного пакета; λ — интенсивность отказов радиоканала; λ_o, λ_m — интенсивность отказов соответственно однопутевого и многопутевого маршрута, $\lambda_o = \lambda L_o, \lambda_m < \lambda_o$. Значение λ_m может быть получено из функции плотности распределения времени существования T маршрута [8] при условии, что время функционирования каналов — независимая случайная величина, распределенная по экспоненциальному закону со средней длительностью $1/\lambda$:

$$f_T(t) = \prod_{i=1}^M (1 - \exp(-\lambda_i t)) \sum_{i=1}^M \lambda_i \frac{\exp(-\lambda_i t)}{1 - \exp(-\lambda_i t)},$$

где λ_i — интенсивность отказа i -го маршрута, $i = 1, \dots, M$, $\lambda_i = L_i \lambda$; L_i — длина i -го маршрута.

Результаты анализа представлены в таблице.

Тип пакета	Маршрутизация	
	однопутевая	многопутевая
Зонды-запросы	$V_{33} \lambda L_o N^2$	$V_{33} \lambda_m N^2$
Зонды-ответы	$V_{30} \lambda L_o^2 N$	$V_{30} \lambda_m L_m M N$
Сообщения об отказе маршрута	$V_{c.o.m} \lambda L_o L_e A N$	$V_{c.o.m} \lambda L_m L_e A M N$
Служебные заголовки в информационных пакетах	$\lambda L_o g (1/\lambda_o - t_{п.м}) V_{c.ч} L_o$	$\lambda_m g (1/\lambda_m - t_{п.м}) V_{c.ч} L_m$

Тогда находим общий объем служебного трафика $V_{c.т}$ при однопутевой маршрутизации

$$V_{c.т.o} = V_{33} \lambda L_o N^2 + V_{30} \lambda_o L_o^2 N + V_{c.o.m} \lambda L_o L_e A N + \lambda L_o g (1/\lambda_o - t_{п.м}) V_{c.ч} L_o;$$

при многопутевой маршрутизации

$$V_{c.т.m} = V_{33} \lambda_m N^2 + V_{30} \lambda_m L_m M N + V_{c.o.m} \lambda L_m L_e A M N + \lambda_m g (1/\lambda_m - t_{п.м}) V_{c.ч} L_m.$$

Зависимости $V_{c.т}$ от числа независимых путей передачи информации M и интенсивности отказов каналов λ представлены на рис. 3. Можно отметить, что рост $V_{c.т.m}$ меньше до значения $M = 3$ (рис. 3, а), а далее с возрастанием интенсивности отказов каналов увеличивается по сравнению с $V_{c.т.o}$ незначительно — примерно на 20% при $\lambda = 0,5$ и на 10% при $\lambda = 0,1$ (рис. 3, б).

Для сокращения объема служебного трафика могут быть использованы известные способы повышения эффективности функционирования зондовой маршрутизации: локальное зондирование, зондирование с переменной глубиной, зондирование адресатом, обучение маршрутам передачи, упреждающее построение нового маршрута и др. [12].

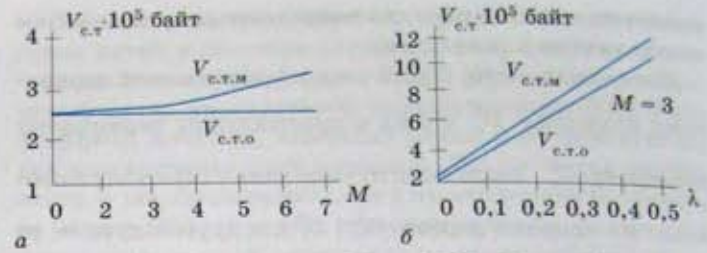


Рис. 3. Зависимости $V_{c.т} = f_1(M)$ и $V_{c.т} = f_2(\lambda)$

Так как некоторые ЗЗ (ЗО) могут быть потеряны, НМММ в общем случае не гарантирует нахождение множества независимых путей по заданным условиям. Однако исследования с использованием имитационной модели показали, что предложенный метод по сравнению с MDSR в 1,5–2 раза повышает вероятность построения независимых маршрутов при незначительном уменьшении служебного трафика и, кроме того, позволяет получать маршруты заданного качества.

Рассмотрим вопрос о применимости многопутевой маршрутизации. Очевидно, что ее необходимость определяется типом и объемом передаваемой информации, а возможность — условиями функционирования сети. При отсутствии четкой модели функционирования МР и невозможности контроля состояния всех ее элементов предлагается применить нечеткую продукционную модель, состоящую из управляющих правил системы Мамдани [13]

R^i : ЕСЛИ x_1 есть F_1^i и ... и x_n есть F_n^i , ТО y есть G^i ,

где x_1, \dots, x_n, y — входные и выходная лингвистические переменные, а F_j^i, G^i — нечеткие множества. Так, для лингвистической оценки входных и выходной переменных могут использоваться следующие терм-множества: x_1 — нагрузка в сети — {очень большая, большая, умеренная, малая}, x_2 — динамика топологии — {низкая, средняя, высокая, очень высокая}, x_3 — приоритет сообщения — {обычный, средний, высокий}, y — решение по маршрутизации — {стереть пакет, однопутевая маршрутизация, многопутевая маршрутизация, волновая маршрутизация}.

Приведем примеры правил:

R^1 : ЕСЛИ x_1 есть «очень высокая», ТО y есть «стереть сообщение»;

R^2 : ЕСЛИ x_1 есть «малая» и x_2 есть «низкая» и x_3 есть «высокий», ТО y есть «многопутевая маршрутизация»;

R^3 : ЕСЛИ x_1 есть «малая» и x_2 есть «высокий» и x_3 есть «высокий», ТО y есть «волновая маршрутизация».

Совокупность всех правил образует нечеткую базу знаний.

Процесс принятия решения узлом сети состоит из трех этапов:

1. Преобразование параметров сети в лингвистическую форму, т. е. «фазификация» ее параметров, полученных из служебных сообщений (ЗЗ, ЗО, СОМ и др.) и служебных частей информационных сообщений.

2. Обработка лингвистических значений по методикам теории нечетких множеств (применение нечеткой базы знаний и механизмов нечеткого вывода).

3. Преобразование лингвистических значений в реальные (процесс «дефазификации»).

Данный подход позволит принимать решения, обеспечивающие эффективность применения многопутевой маршрутизации.

Предложенный зондовый метод многопутевой маршрутизации позволяет строить несколько маршрутов передачи информации по заданным требованиям, таким как число независимых путей передачи, длина маршрута, число взаимных каналов и др. Его применение позволит повысить надежность доставки информации, равномерно загрузить узлы сети, уменьшить среднее время задержки передачи сообщений по сравнению с однопутевой маршрутизацией. **Новизна метода заключается в использовании новых правил построения маршрутов, в привлечении методов многокритериальной оптимизации для выбора маршрутов заданного качества и теории нечетких множеств — для эффективного применения многопутевой маршрутизации.**

Литература

1. www.ietf.org/html.charters/manet-charter.html.
2. Романюк В. А. Направления развития тактических сетей связи // *Зв'язок*.— 2001.— № 3.— С. 63–65.
3. Минович А. И., Романюк В. А. Протоколы маршрутизации в мобильных радиосетях // *Зв'язок*.— 2001.— № 1.— С. 31–36.
4. Олифер В. Г., Олифер Н. А. Компьютерные сети. Принципы, технологии, протоколы.— СПб.: Питер, 2000.— 672 с.

5. Vutukury S., Garcia-Luna-Aceves J. J. MDVA: A Distance-Vector Multipath Routing Protocol // *Proceedings of IEEE INFOCOM'01*.— 2001.— P. 557–564.
6. Lee S.-J., Hsu J., Hayashida R., Gerla M. Selecting a routing strategy for your ad hoc networks // *Computer Communication*.— 2003.— № 26.— P. 723–733.
7. Johnson D. B., Maltz D. A., Broch J. DSR: The Protocol for multihop wireless ad hoc networks // *Ad Hoc Networking*.— 2001.— P. 139–172.
8. Nasipuri A., Das S.R. On-demand multi-path routing for mobile ad hoc networks // *Proceedings of IEEE ICCCN'99*.— 1999.— P. 90–100.
9. Lee S.-J., Gerla M. Split Multipath Routing with Maximally Disjoint Paths in Ad hoc Networks // *Proceedings of IEEE ICC*.— 2001.— P. 3201–3205.
10. Лекции по теории графов / В. А. Емиличев и др.— М.: Наука, 1990.— 384 с.
11. Pham P. P., Perreau S. Performance analysis of reactive shortest path and multi-path routing mechanism with load balance // *Proceedings of IEEE INFOCOM'03*, 2003.
12. Романюк В. А., Скрипник Л. В., Минович А. И. Способы повышения эффективности функционирования зондовой маршрутизации в мобильных радиосетях // *Зв'язок*.— 2003.— № 6.— С. 46–49.
13. Alandjani G., Johnson E. E. Fuzzy routing in Ad Hoc Networks // *Proceedings of IEEE International Performance, Computing and Communication Conference*, 2003.

И. А. КОЖИН, И. Н. СРИБНАЯ, А. П. УЛЕЕВ

Исследование чувствительности синхронно-фазовых демодуляторов к параметрическим возмущениям

Рассматриваются синхронно-фазовые демодуляторы с дополнительным разомкнутым каналом управления, обеспечивающим высокую точность и быстродействие. Оценивается влияние отклонения параметров схемы на точность демодулятора.

Следящие измерители фазы применяются в системах связи, телеметрии и радиолокации с фазовой, относительно фазовой и частотной манипуляцией [1–4]. Они также широко используются для определения скорости в доплеровских радиолокационных системах, в которых частота измеряется с помощью систем, выполненных на базе устройств фазовой (ФАПЧ) и частотной (ЧАПЧ) автоподстройки частоты [1–4]. Подобные следящие измерители частоты, получившие название синхронно-фазового демодулятора (СФД), или демодулятора с отрицательной обратной связью, часто используются для демодуляции ЧМ- и ФМ-сигналов. Предпочтение, отдаваемое следящим демодуляторам сигналов с фазовой модуляцией, обусловлено тем, что они обладают лучшими пороговыми свойствами по сравнению с частотным дискриминатором.

Оказывается, однако, что СФД с дополнительным разомкнутым каналом управления, синтезированным из условия повышения точности работы в установившихся режимах, весьма чувствительны к изменениям параметров схемы. В таких случаях к ошибке воспроизведения полезного сигнала при номинальных значениях параметров схемы прибавляются составляющие,

обусловленные отклонением параметров СФД от их номинальных значений. При этом с повышением точности работы СФД ошибки, вызванные отклонением параметров схемы, становятся соизмеримыми с динамическими модуляционными ошибками [5].

Решение задач практической реализации таких СФД требует исследования их чувствительности к отклонениям параметров замкнутого и разомкнутого каналов СФД.

Структурная схема комбинированного СФД с дополнительным разомкнутым каналом управления изображена на рисунке, где $W_1(p)$ — общий оператор фазового дискриминатора (ФД) и фильтра нижних частот (ФНЧ), $W_1(p) = D_1(p)/F_1(p)$; $W_2(p)$ — оператор управляемого генератора (УГ), $W_2(p) = D_2(p)/F_2(p)$; $\alpha(t)$, $\beta_1(t)$ — фаза соответственно входного и выходного сигнала УГ; $\Delta\varphi(t)$ — разность фаз, $\Delta\varphi(t) = \alpha(t) - \beta_1(t)$; $\beta(t)$ — выходной сигнал ФНЧ; $W_\alpha(p)$ — оператор разомкнутого канала управления, $W_\alpha(p) = D_\alpha(p)/F_\alpha(p)$; $p \equiv d/dt$.

В общем виде выражение для фазовой ошибки можно представить как ряд [4]

$$\Delta\varphi(t) = (C_0 + C_1 p + \dots + C_n p^n) \alpha(t), \quad (1)$$

где C_i — коэффициенты составляющих ошибки, получающиеся в результате разложения оператора $W_{\Delta\varphi}(p)$ в ряд Тейлора в окрестности точки $p = 0$.

Если передаточную функцию представить в общем виде:

$$W_{\Delta\varphi}(p) = \frac{D_{\Delta\varphi}(p)}{F_{\Delta\varphi}(p)} = \frac{d_n p^n + a_{n-1} p^{n-1} + \dots + a_1 p + a_0}{b_n p^n + b_{n-1} p^{n-1} + \dots + b_1 p + b_0}$$