

Выбор смещения при пошаговой маршрутизации в беспроводной сети



Аркадий БАРСКИЙ
Arkady B. BARSKY

Саид Мохаммед
Мукред НАДЖИ
Said Mohammed
Mukred NADJI



*Барский Аркадий Бенционович — доктор технических наук, профессор кафедры «Вычислительные системы и сети» Московского государственного университета путей сообщения (МИИТ).
Саид Мохаммед Мукред Наджи — аспирант МИИТ (Йемен).*

Для передачи кадра по адресу выбор смежного узла предлагается производить с учётом предпочтительных весов этих узлов, определённых заранее, и текущих значений коэффициентов их загрузки. В основе адаптивного алгоритма альтернативного смещения лежит логическая нейронная сеть. Моделирование, проведенное авторами, показало лучшие значения среднего времени и вероятности выполнения заявок в данном варианте по сравнению с алгоритмом безальтернативного выбора искомого узла.

Ключевые слова: теория массового обслуживания, цепи Маркова, телекоммуникационная система, моделирование, информационное взаимодействие, критерии оптимизации, компьютерная сеть, логическая нейронная сеть, маршрутизация.

Изучение процессов информационного взаимодействия узлов телекоммуникационной сети сводится к познанию компьютерной сети, управляющей ею. Каждому компьютеру соответствует множество его смежников с ограниченным расстоянием до них. Если узловой компьютер не принадлежит множеству смежных по отношению к данному, то связь с ним возможна только транзитом, где маршрут начинается передачей пакета некоторому смежному компьютеру.

В [1, 2] предложен адаптивный (по отношению к текущему трафику) алгоритм маршрутизации, при котором выбор смещения заявки в смежный узел при её следовании по адресу назначения учитывает предварительно установленное предпочтение смещения для этого адреса, а также коэффициенты загрузки буферов смежных узловых компьютеров. Предполагается, что заявка может ожидать возможности смещения в течение допустимого времени, если предпочтительные буфера смежных компьютеров переполнены. Подобным образом заявка должна, выбирая альтернативу на каждом шаге, следовать по недогруженным узловым компьютерам, обходя

перегруженные, соблюдая приоритет предпочтительных направлений смещения. При такой адаптивной пошаговой маршрутизации на основе альтернативного смещения уменьшается среднее время выполнения заявок, повышается вероятность их выполнения и в целом пропускная способность сети с учетом ограничения на саму вероятность. Оценка этих ожиданий является целью моделирования.

1. АБСТРАКТНАЯ МОДЕЛЬ СЕТИ И КРИТЕРИИ АДАПТИВНОСТИ МАРШРУТИЗАЦИИ

Беспроводная телекоммуникационная сеть [3] представляет собой ячеистую (сотую) структуру. Основой служит стационарный узел. Мобильные станции абонентов, находясь в зоне досягаемости беспроводного канала связи (радиосвязи), обмениваются информационными пакетами со своим узлом для дальнейшей передачи абонентам в рамках всей сети. Возможно перемещение станций из ячейки в ячейку.

Адаптивный маршрутизатор сети должен быть *динамическим, распределённым и пошаговым*. Выбор альтернативной передачи смежному узлу для данного адреса узла-приемника предполагает ориентиры, как минимум [4], на два фактора: предпочтительное смещение пакета смежному узлу в соответствии с географическим направлением и текущую загрузку смежных узлов. Пакеты могут задерживаться в буферах «попутных» узлов. Заявка снимается с обслуживания, когда время этой задержки превышает допустимое. Отказы в обслуживании пользователя на входе возможны лишь в том случае, если буфер «его» узла заполнен полностью. Пользователю сообщается о возможности войти в сеть позже.

В основе адаптации маршрутизатора к текущему трафику сети лежат следующие критерии оптимизации:

1. Минимизация среднего времени выполнения запроса на передачу информационного пакета от узла-отправителя к узлу-получателю,

$$T_{\text{вып}} \rightarrow \min. \quad (1)$$

2. Минимизация количества отказов в выполнении заявок — как на входе, так и в процессе их выполнения,

$$n_{\text{отк}} \rightarrow \min. \quad (2)$$

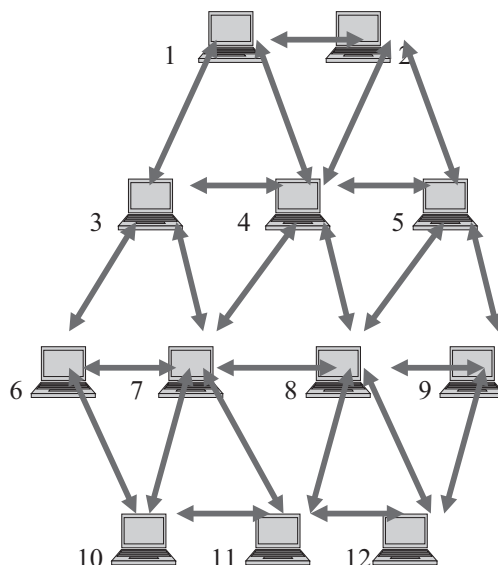


Рис. 1. Структура моделируемой компьютерной сети.

При фиксированном времени наблюдения возможна фиксация общего количества n поступивших заявок и количество $n_{\text{отк}}$ отказов в их выполнении. Тогда вероятность $P_{\text{отк}}$ пользователю в организации связи и требования к ней выражаются:

$$P_{\text{отк}} = n_{\text{отк}} / n \rightarrow \min. \quad (3)$$

Важным критерием, определяющим максимальную пропускную способность сети, является требуемая вероятность $P = 1 - P_{\text{отк}}$ обслуживания заявки:

$$P > P_0, \quad (4)$$

где P_0 задаётся техническими требованиями на разработку.

2. КОМПЬЮТЕРНАЯ СЕТЬ В УПРАВЛЕНИИ ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННОЙ СИСТЕМОЙ

Структура компьютерной сети, выбранной для моделирования, представлена на рис. 1. Связи в ней указаны на основе отношения смежности.

Объём буфера, определяющий производительность компьютера, обусловлен количеством обрабатываемых информационных пакетов за один цикл. Буфер решает задачи синхронизации «читатели—писатели» [5], удерживая баланс между теми и другими. В противном случае и возникает задержка пакетов на смежных узлах — до полного отказа в обслуживании абонентов узлов (сот).



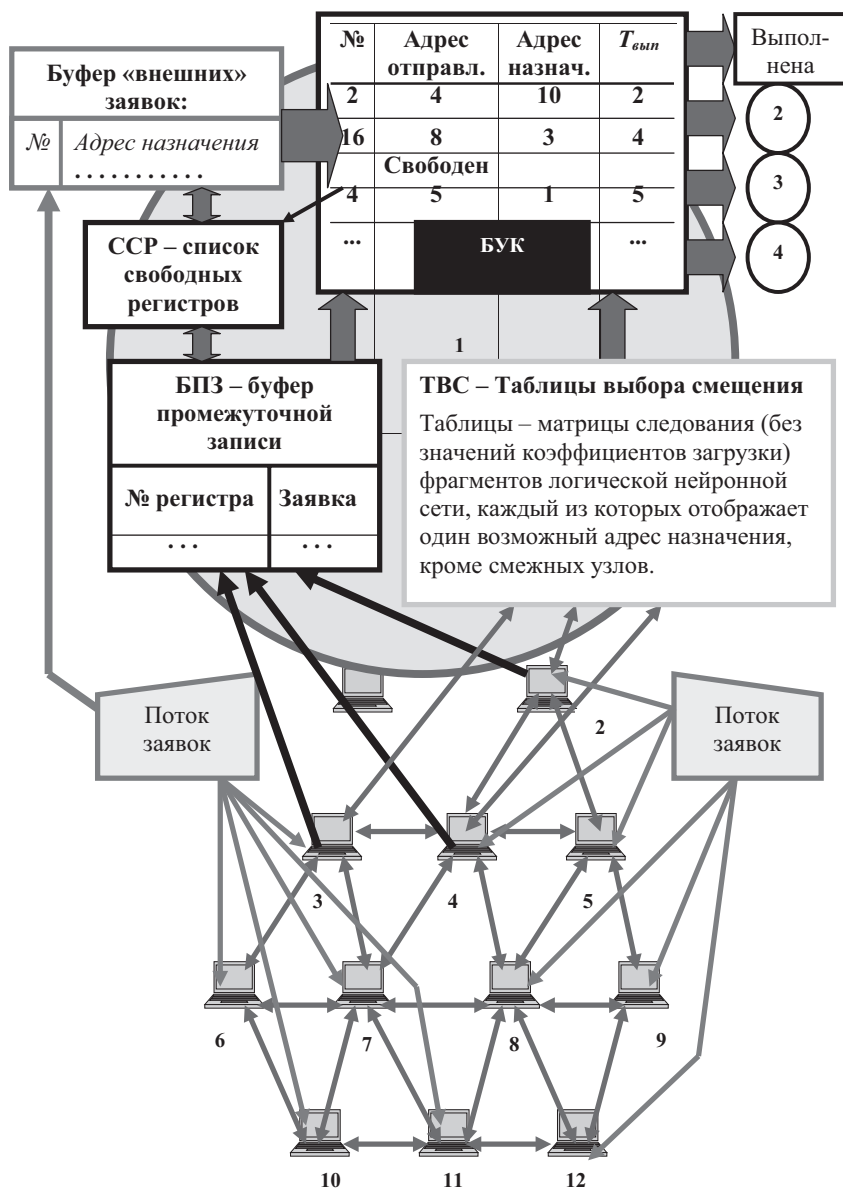


Рис. 2. Информационное взаимодействие блоков модели.

3. МЕТОД МОДЕЛИРОВАНИЯ

Одним из способов исследования [6] сложных систем с целью их оптимизации является метод имитационного моделирования, предполагающий воспроизведение процесса функционирования реальной системы во времени.

Имитационное моделирование делится на стохастическое и детерминированное. При стохастическом сложную систему пытаются представить взаимодействующими случайными процессами. Узлы ее не воспроизводят реальные, «физические» алгоритмы функционирования. Эти алго-

ритмы заменены «чёрными ящиками» в попытке адекватного преобразования входных случайных потоков заявок в выходные потоки результатов.

Существует развитый математический аппарат абстрактного описания «чёрных ящиков», в основе которого лежат законы распределения случайных величин – входных и выходных. Вершиной возможностей здесь следует отметить цепи Маркова и теорию массового обслуживания.

В исследуемой системе все внутренние потоки определяются предлагаемым алгоритмом маршрутизации, и подменять его

Таблица 1

Матрица следования фрагмента логической нейронной сети

Адрес назначения	Смежные узлы		
5	2	3	4
Веса предпочтительного смещения	1	0,2	0,8
Веса обратных связей	?	?	?
Решение R1: Передать пакет узлу 2			
Решение R2: Передать пакет узлу 3			
Решение R3: Передать пакет узлу 4			

Таблица 2

Предпочтительное смещение для компьютера 1

Адрес назначения	Альтернативное смещение			Безальтернативное смещение		
	Смежные компьютеры			Смежные компьютеры		
	2	3	4	2	3	4
5	1	0,2	0,8	1		
6	0,1	1	0,2		1	
7, 10, 11		1	1		1	
8	0,8	0,5	1			1
9	1		1	1		
12	0,8	0,5	1			1

некоторой случайной функцией нет смысла. Взаимодействие же с пользователями, несомненно, представляет случайный процесс.

Таким образом, задача оценки характеристик компьютерной сети, управляющей беспроводной телекоммуникационной сетью, сводится к построению *детерминированной имитационной модели*. На её вход случайным образом должны подаваться заявки пользователей в псевдореальном масштабе времени – в тактах работы модели. Целесообразно для каждой реализации модели (каждого эксперимента) задавать постоянное число *s* поступивших заявок в каждом такте. Однако для повышения достоверности выводов и наглядности возможно варьирование значения *s* на протяжении времени одного эксперимента. Например, представляется целесообразным рассмотреть интенсивности потока заявок по нарастанию. Это позволяет проследить процесс адаптации компьютерной сети («сопротивляемость») нарастающей перегрузке и сравнить возможности альтернативной и безальтернативной маршрутизации по повышению пропускной спо-

собности сети.

Адреса узлов отправления и узлов назначения вырабатываются с помощью датчика случайных чисел. Закон распределения адресов (на множестве всех номеров узлов) может быть равномерный. Для предпочтительной нагрузки определённых направлений передач информационных пакетов указанные адреса должны формироваться по нормальному закону относительно некоторых центральных узлов, вокруг которых концентрируются узлы отправления и узлы назначения. Так может быть отображён действительный трафик рассматриваемой территории.

Оценки должны производиться в сравнении с применением безальтернативного способа маршрутизации.

4. СТРУКТУРА ИНФОРМАЦИОННОГО ВЗАИМОДЕЙСТВИЯ УЗЛОВЫХ КОМПЬЮТЕРОВ

Схема основных элементов информационного обеспечения и взаимодействия узловых компьютеров показана на рис. 2.

Для синхронизации обмена используется *буфер промежуточной записи* (БПЗ). Об-



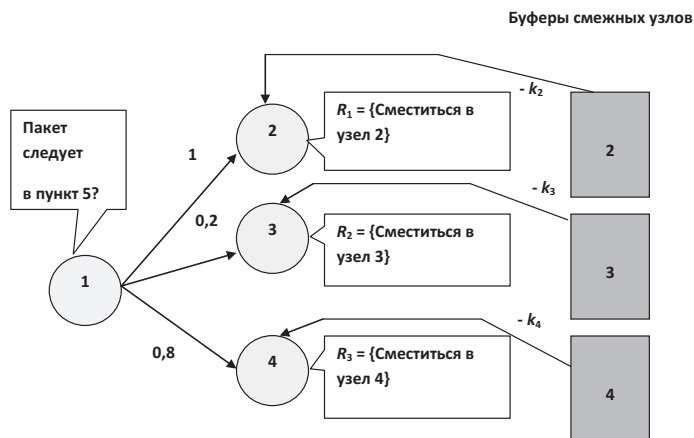


Рис. 3. Фрагмент логической нейронной сети для определения смещения при следовании информационного пакета к компьютеру 5.

работка информации в «малом» такте начинается с размещения пришедших заявок в указанный в них номер регистра буфера. Эти номера, в свою очередь, берутся из «головы» списка свободных регистров (ССР) буфера при организации смещения заявки в данный буфер. Используемый регистр исключается из ССР, который пополняется в результате продвижения заявок.

Каждый регистр БУК – буфера узлового компьютера содержит четыре позиции: уникальный номер заявки в системе, являющийся её именем, адрес отправления (необходим для контроля), адрес назначения, накапливаемое время $T_{вып}$ выполнения.

Важный информационный источник для каждого узлового компьютера – набор таблиц выбора смещения (ТВС). В каждой таблице отображается матрица следования того фрагмента логической нейронной сети, который соответствует системе при-

нятия решений о направлении смещения при продвижении по данному адресу.

5. ОЦЕНКА ЭФФЕКТИВНОСТИ АДАПТИВНОГО АЛГОРИТМА АЛЬТЕРНАТИВНОЙ ПОШАГОВОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ

Рассмотрим пример построения ТВС для узлового компьютера 1 (рис. 3) при выборе смещения заявок, следующих по адресу компьютера 5.

Фрагмент логической нейронной сети для этого адреса назначения, указанного в заявке, представлен на рис. 3.

Матрица следования представлена в таблице 1.

Для компьютера 1 и всех транзитных адресов назначения (включая рассмотренный адрес 5) составим единую таблицу (таблица 2), где в правых столбцах будем указывать вариант безальтернативного смещения заявок. Для сокращения объёма оставим

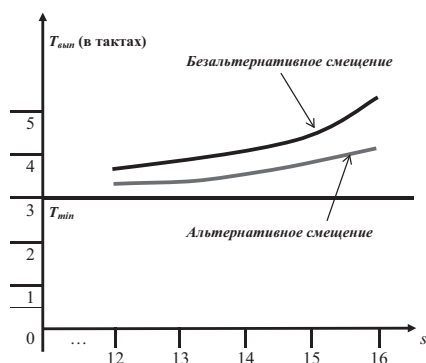


Рис. 4. Зависимость времени выполнения заявки от интенсивности потока для альтернативного и безальтернативного алгоритмов смещения.

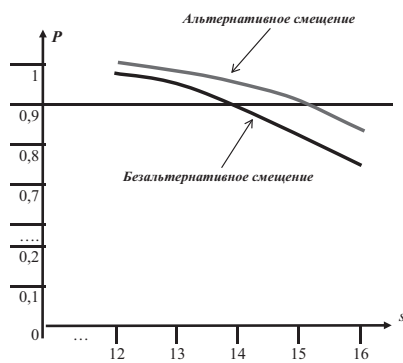


Рис. 5. Зависимость вероятности выполнения заявок от интенсивности потока для альтернативного и безальтернативного алгоритмов смещения.

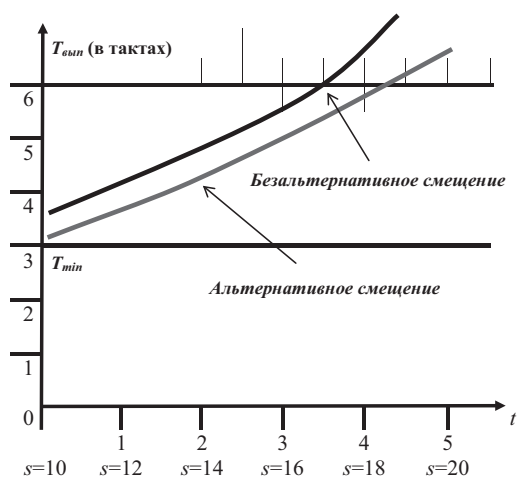


Рис. 6. Зависимость времени выполнения заявок от нарастающей интенсивности потока.

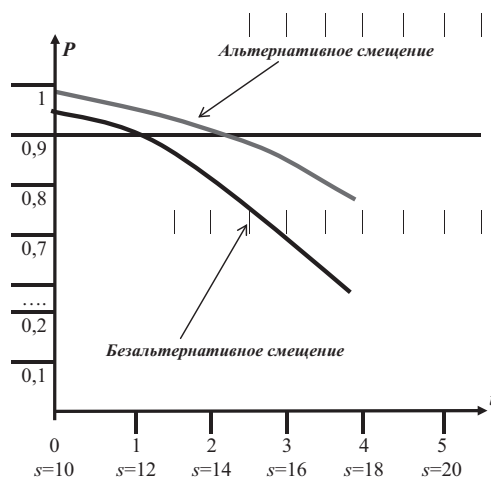


Рис. 7. Зависимость вероятности выполнения заявок от нарастающей интенсивности их потока.

в этой таблице строки матриц следования, соответствующие априорному заданию предпочтительных весов смещения.

Подобные таблицы составляются для всех узловых компьютеров.

Оценка среднего времени выполнения заявок. На рис. 4 приведены графики зависимости среднего времени $T_{\text{вып}}$ выполнения заявок от их интенсивности s поступления на сеть. Зависимости получены на основе анализа пяти сценариев при $s = 12, 13, 14, 15, 16$ для размера буфера $N = 6$.

Анализ графиков показывает:

1. Конфликты на буферах узловых компьютеров с ростом значения s оказывают всё более существенное влияние на рост среднего времени выполнения заявок.

2. Превышение среднего времени выполнения заявок при применении алгоритма альтернативного смещения $\Delta T_{\text{альт}}$ над минимально возможным временем для всего диапазона изменения s меняется в пределах $0,3 \leq \Delta T_{\text{альт}} \leq 1$.

3. Превышение среднего времени выполнения заявок при применении алгоритма безальтернативного смещения $\Delta T_{\text{безальт}}$ над минимально возможным временем для того же диапазона изменения s меняется в пределах $0,6 \leq \Delta T_{\text{безальт}} \leq 2,2$.

4. Таким образом, при выбранных исходных данных моделирования альтернативное смещение заявок, стремящееся продвинуть заявку в направлении адреса назначения по менее загруженным буферам

(с учётом предпочтительного смещения), за счёт снижения времени разрешения конфликтов позволяет существенно снизить среднее время выполнения заявки. По сравнению с алгоритмом безальтернативного смещения это время снижается от 8% — для $s = 12$ до 23% — для $s = 16$.

Оценка вероятности выполнения заявок. На рис. 5 приведены графики зависимости вероятности выполнения заявок для исследованных ранее значений s .

Графики построены с учетом отношения количества выполненных заявок к общему количеству заявок, отображённых в сценарии.

Анализ графиков показывает:

1. Конфликты на буферах, связанные с их переполнением, существенно тормозят продвижение заявок. Задержки времени, превышающие допустимые, приводят к снятию заявок с обслуживания, включая те из них, которые поступают извне.

2. Алгоритм альтернативного смещения демонстрирует более высокую «сопротивляемость» перегрузкам буферов попутных компьютеров, подтверждая своё постоянное стремление уравнивать загрузку смежных узловых компьютеров. Например, на рис. 5 указан требуемый уровень вероятности выполнения заявок, равный 0,9. Видно, что при безальтернативном смещении этот уровень ещё достижим при $s = 14$. Алгоритм альтерна-





тивного смещения обеспечивает этот уровень при $s = 15$, что на 7% увеличивает пропускную способность S_p сети с учётом данного ограничения.

Моделирование сценариев с нарастающей интенсивностью потока заявок. На рис. 6 приведены графики зависимости среднего времени выполнения заявок в рамках одного сценария при изменяющемся по тактам значении s от 10 до 20.

При значении $t = 5$, соответствующему значению $s = 20$, наращивать поток заявок (увеличивать значение s) нет смысла из-за принятых в моделируемых алгоритмах значений допустимого (накапливаемого) времени их выполнения. Если считать, что это время равно $2T_{min}$, то до заявок 6-го такта при применении альтернативного алгоритма дело просто не дойдёт: все буфера будут переполнены. Ведь вновь поступающие заявки выполняются на фоне уже обрабатываемых. В данном случае поток, определяемый значением $s = 18$, отражает максимальную пропускную способность по времени выполнения.

Для безальтернативного алгоритма смещения недоступен уже 4-й такт. То есть его пропускная способность определяется значением $s = 17$.

Процесс реализации заявок (точнее — снятия их с выполнения) особенно нагляден при рассмотрении зависимостей вероятности их выполнения от потактовой загрузки сети согласно рассматриваемого сценария (рис. 7).

По графикам, в частности, видно: если вероятность выполнения заявки ограничена (в ТЗ) величиной 0,9, то при данных условиях моделирования для алгоритма безальтернативного смещения это значение достигается, когда $s = 12$. Применение алгоритма альтернативного смещения позволяет иметь те же ограничения при $s = 14$.

Таким образом, пропускная способность сети S_p увеличивается на 14%.

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

1. Сравнительные оценки, полученные при моделировании выбранной структуры сети, её характеристик и выбранных сценариев следования заявок, показали:

Превышение среднего времени выполнения заявок при применении алгоритма альтернативного смещения $DT_{альт}$ над минимально возможным временем, для диапазона изменения $12 \leq s \leq 16$ (заявок в такте), меняется в пределах $0,3 \leq DT_{альт} \leq 1$ (тактов).

То же превышение $DT_{безальт}$ при применении алгоритма безальтернативного смещения меняется в пределах $0,6 \leq DT_{безальт} \leq 2,2$.

Среднее время выполнения заявки при применении алгоритма альтернативного смещения снизилось по сравнению с безальтернативным смещением на величину от 8% — для $s = 12$ и до 23% — для $s = 16$.

2. Алгоритм альтернативного смещения демонстрирует более высокую «сопротивляемость» перегрузкам буферов попутных компьютеров. Например, при требуемом уровне вероятности выполнения заявок, равном 0,9, оказывается, что при безальтернативном смещении этот уровень достижим при $s = 14$. Алгоритм альтернативного смещения обеспечивает этот уровень при $s = 15$. Это на 7% увеличивает пропускную способность S_p сети с учётом данного ограничения.

3. Анализ сценариев с нарастающей интенсивностью потока заявок, например, показывает, что если вероятность выполнения заявки ограничена (в ТЗ) величиной 0,9, то для алгоритма безальтернативного смещения это значение достигается при $s = 12$. Применение алгоритма альтернативного смещения позволяет достичь ограничения при $s = 14$. Таким образом, пропускная способность S_p сети увеличивается на 14%.

4. Применение пошаговой альтернативной маршрутизации косвенно приводит к минимизации требований к производительности вычислительных средств.

5. Логическая нейронная сеть, реализуемая матрицей следования, легко модифицируется и расширяется. Веса легко изменяются в процессе эксплуатации. Появятся новые факторы в случае мобильных узлов — при изменении состава смежных узлов, при переменном энергетическом балансе, при наличии атмосферных или искусственных радиопомех, в радиационной обстановке

и т. д. Новые факторы могут быть связаны с приоритетом адреса отправления пакета, с приоритетом адреса назначения, с важностью и срочностью передачи и т. д. Учёт этих влияний непосредственно указывает на возможность адаптации распределённого управления беспроводной телекоммуникационной сетью для повышения её живучести и надёжности.

ЛИТЕРАТУРА

1. Барский А.Б. Нейросетевые технологии на транспорте // Мир транспорта, 2011, № 2, с. 4–11, 2011, № 3, с. 14–19.
2. Саид Мохаммед Мукред Наджи. Технология Wi-Fi и логика нейросети // Мир транспорта, 2011. – № 2. – с. 112–115.

3. Соловьёв В.П., Иванов Д. В., Пуцко Н. Н. Защищённые беспроводные и мобильные коммуникации: Учеб. пособие. – М.: МИИТ, 2007. – 121 с.
4. Иванов Д. В. Применение аппарата нечёткой логики для маршрутизации в беспроводных ячеистых сетях // Телекоммуникации, 2009, № 5, с. 13–17.
5. Барский А. Б. Параллельные информационные технологии: Учеб. пособие. – М.: ИНТУИТ; БИНОМ. Лаборатория знаний, 2009. – 503 с.
6. Бусленко Н. П. Моделирование сложных систем. – М.: Наука, 1978. – 400 с.
7. Смирнова Е.В., Пролетарский А. В., Баскаков И. В., Федотов Р. А. Построение коммутуемых компьютерных сетей: Учеб. пособие. – М.: «ИНТУИТ»: БИНОМ. Лаборатория знаний, 2012. – 367 с.
8. Желенков Б. В., Сан Вин Аунг. Критерии выбора сетевого оборудования // Мир транспорта. – 2012. – № 1. – С. 128–131. ●

PATH CHOICE IN STEP-BY-STEP ALTERNATIVE ROUTING IN WIRELESS TELECOMMUNICATION NETWORK

Barsky, Arkady B. – D.Sc. (Tech), professor of department of computer systems and networks of Moscow State University of Railway Engineering (MIIT), Moscow, Russia.

Said Mohammed Mukred Nadji – Ph.D. student of Moscow State University of Railway Engineering (MIIT), Republic of Yemen.

In order to send the frame to the address the authors suggest selecting an adjacent node, taking into account the preferred predetermined weights of those nodes and their current load rates. The adaptive algorithm of alternate path choice is based on logical neural network. Simulation, made by the authors, has shown better values of mean time to execute applications and higher probability of their execution as compared to algorithm of non-alternative choice of neighboring routers.

Thus a mean time of execution of application with alternative path choice algorithm DT_{alt} exceeds minimum possible time for the range of change $12 \leq s \leq 16$ (applications per step) in a changing range $0,3 \leq DT_{alt} \leq 1$ (steps).

The mean time of execution of application with the method of alternative path choice has been reduced as compared to non-alternative path choice by 8% for $s = 12$, and by 23% – for $s = 16$.

Key words: theory of waiting lines (systems), queuing theory, Markovian chain, telecommunication system, information interoperability, optimality criterion, computer network, logical neural network, routing, modeling.

REFERENCES

1. Arkady B. Barsky. A Model of Station Layout in Radial Rail Center. *Mir Transporta* (World of Transport and Transportation) Journal, 2011, Vol.35, Iss. 2, pp.4–11, Vol.36, Iss.3, pp. 14–19.
2. Said Mohammed Mukred Nadji. Wi-Fi Technology and Neural Network Logics. *Mir Transporta* (World of Transport and Transportation) Journal, 2011, Vol.35, Iss. 2, pp.112–115.
3. Soloviev V. P., Ivanov D. V., Putsko N. N. Protected Wi-Fi and mobile telecommunications. [*Zaschischennye besprovodnye i mobilnye kommunikatsii*]. Tutorial. Moscow, MIIT editions, 2007, 121 p.
4. Ivanov D. V. Application of fuzzy logics apparatus for routing in Wi-Fi cluster networks [*Primenenie apparata nechetkoy logiki dlia marshrutizatsii v besprovodnyh yacheistyh setiah*]. *Nauka i tehnologii* [Science and technology], 2009, Iss.5. pp.13–17.

5. Barsky A. B. Parallel information technologies [*Parallelnye informatsionnye tehnologii*]. Tutorial. Moscow, INTUIT, BINOM, Laboratoriya znaniy, 2009, 503 p.
6. Buslenko N. P. Simulation of complex systems [*Modelirovanie slozhnykh system*]. Moscow, Nauka publ., 1978, 400 p.
7. Smirnova E. V., Proletrasky A. V., Baskov I. V., Fedotov R. A. Engineering of commuted computer networks [*Postroenie kommutiruemykh kompiuternykh setey*]. Tutorial. Moscow, INTUIT, BINOM, Laboratoriya znaniy, 2012, 367 p.
8. Boris V. Zhelenkov, Sann Win Aung. Criteria for Selection of Network Devices. *Mir Transporta* (World of Transport and Transportation) Journal, 2012, Vol.39, Iss. 1, pp.128–131.

Координаты авторов (contact information): Барский А. Б. (Barsky A. B.) – arkbarsk@mail.ru, Саид Мохаммед Мукред Наджи (Said Mohammed Mukred Nadji) – mmnsyemen@yahoo.com.

Статья поступила в редакцию / received 15.11.2012
Принята к публикации / accepted 08.04.2013

