

Математическая теория телетрафика и теория статистического оценивания функций

УДК 621.39

Математическая модель адаптивной многоскоростной системы с эластичным трафиком

Г. П. Башарин, С. Н. Клапоуцак, Н. В. Митькина

*Кафедра систем телекоммуникаций
Российский университет дружбы народов
ул. Миклухо-Маклая, 6, Москва, Россия, 117198*

Широкое распространение сетей 3G во многих странах мира, а с конца 2007 г. — и в России, ставит перед теорией телетрафика новые задачи. Наличие множества интерактивных услуг и высокоскоростного доступа в интернет приводит к тому, что всё большую долю в общем объёме составляет эластичный трафик. Применение классической мультисервисной модели Эрланга для расчётов параметров качества обслуживания сетей третьего поколения становится затруднительным в силу специфических особенностей эластичного трафика. В работе представлена модель адаптивной многоскоростной системы в виде мультисервисной СМО с эластичными заявками. Приведён эффективный алгоритм приближённого вычисления равновесного распределения и формулы для расчёта основных ВВХ. Результаты работы могут быть применены операторами ССПС 3G в практической деятельности.

Ключевые слова: эластичный трафик, AMR-система, коэффициент сжатия единицы канального ресурса, вероятностно-временные характеристики (ВВХ), рекуррентный алгоритм вычисления.

1. Введение

Развитие техники телефонной и телеграфной связи привело в первой четверти XX в. к созданию теории телетрафика и появлению основополагающих моделей Эрланга и Энгсета — полнодоступной однопоточковой моносервисной СМО $M|M|C|r$ с пуассоновской нагрузкой и различными её обобщениями (Эрланг-В при $r = 0$, Эрланг-С при $r > 0$ и др.). Цифровизация сетей связи и быстрый прогресс высоких технологий потребовали во второй половине XX в. изучения многопоточковых моносервисных и мультисервисных СМО [1, 2, §§1.1, 1.3, 2.1, 2.2 и 4.1]. При этом на втором этапе доминировало изучение одноадресных соединений, а появление в конце XX в. в реальных сетях как одноадресных, так и многоадресных соединений стимулировало развитие соответствующей теории [3].

Одновременно с этим в конце XX в. конвергенция сетей различных типов породила множество классов сетевого трафика. Эти классы различаются своими характеристиками, объёмом необходимых сетевых ресурсов, а также требованиями к качеству обслуживания. Среди них можно выделить две крупные категории — потоковый (streaming traffic, real-time traffic)¹ и эластичный (elastic traffic, data

Статья поступила в редакцию 17 марта 2008 г.

¹Некоторые авторы называют его диалоговым.

traffic). При этом на первом и отчасти на втором этапах доминировало изучение потокового трафика, порождаемого, в основном, передачей речи, включая VoIP, видеоконференц-связью и др. На втором и особенно на третьем этапе (начало XXI в.) большую роль стал играть эластичный трафик, порождённый интерактивными приложениями, электронной почтой, передачей файлов и др., где требования к задержкам значительно ниже, чем в случае потокового трафика (см. [3], табл. 1.1 и 1.2).

На рубеже XX и XXI вв. технический прогресс привёл к появлению многоскоростных систем передачи, позволяющих обслуживать эластичные потоки сообщений с переменной скоростью, зависящей от того, сколько на данном отрезке времени одновременно обслуживается приоритетных потоковых заявок [4]. Естественно, что в последние годы появилось много теоретических работ, посвящённых этой проблеме, хороший обзор которых и изложение ряда оригинальных результатов, включая приближенные методы вычисления ВВХ, содержатся в интересной книге трёх авторов из Баку и Киева, вышедшей в Киеве в 2007 г. [5].

В настоящей статье рассматривается адаптивная многоскоростная система (Adaptive Multi-Rate System, AMR-system) с эластичным трафиком, которая, в частности, может служить моделью подсистемы передачи пакетных данных в ССПС третьего поколения. В результате удалось построить более общую, чем в [6], модель AMR-системы. При этом рекуррентный алгоритм вычисления ВВХ AMR-системы построен так, чтобы процесс вычисления её равновесных вероятностей был принципиально ближе к процессу их вычисления по рекуррентному алгоритму типа Кауфмана–Робертса для классической мультисервисной модели Эрланга $\left. \begin{array}{l} M \\ \bar{\lambda}, \bar{b} \end{array} \middle| \begin{array}{l} M \\ \bar{\mu} \end{array} \right| C \Big| 0$ [1, 2].

2. Построение модели AMR-системы

Пусть система поддерживает K различных типов услуг, т.е. возможно обслуживание заявок на передачу k типов данных (k -заявки), $k = \overline{1, K}$ (см. табл. 1). Вся ШПП системы, измеряемая, например, в Кбит/с (или Мбит/с), может динамически разбиваться на различное число единиц канального ресурса (ЕКР $^\ell$ [Кбит/с], $\ell = \overline{1, L}$) $C^\ell \in N$, $\ell = \overline{1, L}$, $0 < C^1 < C^2 < \dots < C^L$, за счёт изменения скорости передачи одной ЕКР $^\ell$.

Примеры услуг в 3G [7, гл. 17]

Таблица 1

Услуги	Передача коротких сообщений	Электронная почта	Просмотр веб-страниц	Передача цифровых данных без определённых ограничений	Электронные газеты
Скорость передачи данных, Кбит/с	1, 2–9, 6	0–384	16–64 (UL) 96–384 (DL)	64–1920	2, 4–2000

Пусть ёмкость AMR-системы — это количество ЕКР. Таким образом, учитывая процесс изменения скорости передачи ЕКР, определим C^1 и C^L как нижнюю и верхнюю границы ёмкости системы, для задания которых рассмотрим цифровую линию со скоростью V Кбит/с, v^ℓ , где $\ell = \overline{1, L}$ — возможные скорости обслуживания заявок в СМО, причём $v^1 > v^2 > \dots > v^L$. Тогда

$$C^\ell := \frac{V}{v^\ell} \quad (1)$$

— число ЕКР $^\ell$, т.е. ЕКР, скорость передачи данных по которым равна v^ℓ , $\ell = \overline{1, L}$.

Пусть при поступлении k -заявка требует для своего обслуживания b_k ЕКР¹, $b_k \in \{1, 2, \dots, C^1\}$, $k = \overline{1, K}$, причём $1 \leq b_1 \leq b_2 \leq \dots \leq b_K$. Потоки поступления k -заявок пуассоновские с постоянными интенсивностями λ_k , $k = \overline{1, K}$, и независимы в совокупности. Длительность обслуживания является экспоненциальной со средним значением μ_k^{-1} , $k = \overline{1, K}$.

В АМР-системе с эластичным трафиком количество ЕКР¹, требуемое для обслуживания заявки, может изменяться и принимать нецелые значения как при поступлении, так и во время обслуживания заявки в зависимости от загрузки СМО. Причём $b_k \mu_k^{-1} = \text{const}_k$ на протяжении всего времени пребывания k -заявки в СМО, что в свою очередь требует пропорционального изменения μ_k^{-1} , $k = \overline{1, K}$. Для удобства анализа данной системы будем рассматривать изменение самой ЕКР, а не b_k , $k = \overline{1, K}$. Таким образом, имеем набор $\{\text{ЕКР}^\ell\}_{\ell=\overline{1, L}}$, где $\text{ЕКР}^1 > \text{ЕКР}^2 > \dots > \text{ЕКР}^L \Leftrightarrow C^1 < C^2 < \dots < C^L$.

Определим вектор $\vec{n}^T = (n_1, \dots, n_K)$, описывающий состояние АМР-системы, где $n_k = 0, 1, \dots, \lfloor \frac{C^L}{b_k} \rfloor$ — число k -заявок на обслуживании, $k = \overline{1, K}$. Пространство Ω всех возможных состояний АМР-системы имеет вид:

$$\Omega := \left\{ \vec{n} : n_k = 0, 1, \dots, \left\lfloor \frac{C^L}{b_k} \right\rfloor, k = \overline{1, K}, 0 \leq \vec{b}^T \vec{n} \leq C^L \right\} = \prod_{\ell=1}^L \Omega^\ell, \quad (2)$$

где

$$\Omega^\ell := \left\{ \vec{n} \in \Omega : C^{\ell-1} < \vec{b}^T \vec{n} \leq C^\ell \right\} \quad (2.a)$$

— подпространства, в которых АМР-система разбита на C^ℓ ЕКР^ℓ, $\ell = \overline{1, L}$, причём для удобства формально обозначим $C^0 \equiv -1$.

Если в момент t поступления k -заявки АМР-система находится в некотором состоянии $\vec{n} \in \Omega^\ell$, в котором она разбита на C^ℓ ЕКР^ℓ, и занято более $C^\ell - b_k$ ЕКР^ℓ, то АМР-система разбивает имеющуюся ШПП на менее скоростные ЕКР^{ℓ+i}, $\ell = \overline{1, L-1}$, $i = \overline{1, L-\ell}$, так, чтобы все заявки, включая вновь прибывшую, в момент $t+0$ получили требуемое число b_k ЕКР^{ℓ+i}, $k = \overline{1, K}$, при этом $C^\ell < \vec{b}^T (\vec{n} + \vec{e}_k) \leq \min_{i=\overline{1, L-\ell}} C^{\ell+i}$. Таким образом, интенсивность обслуживания зависит от состояния системы.

Будем считать, что время занятия k -заявкой ШПП, соответствующей b_k ЕКР¹, распределено по экспоненциальному закону с параметром μ_k , $k = \overline{1, K}$ в случае $\vec{b}^T \vec{n} \leq C^1$.

Введём γ^ℓ — коэффициент сжатия ЕКР¹, который зависит от состояния системы. Он определяет возможное увеличение ёмкости системы по числу ЕКР^ℓ, $\ell = \overline{1, L}$, и пропорциональное уменьшение интенсивности обслуживания вновь пришедшей и всех остальных заявок, находившихся на обслуживании к моменту её прихода:

$$\gamma^\ell := \frac{C^1}{C^\ell}, \quad \gamma^\ell \leq 1, \quad \ell = \overline{1, L}, \quad 1 = \gamma^1 > \gamma^2 > \dots > \gamma^L. \quad (3)$$

Тогда интенсивность обслуживания k -заявок в состоянии \vec{n} имеет вид:

$$\mu_k(\vec{n}) = n_k \left\{ \sum_{\ell=1}^L \gamma^\ell I(\vec{n} \in \Omega^\ell) \right\} \mu_k, \quad k = \overline{1, K}. \quad (4)$$

По завершении обслуживания k -заявка одновременно освобождает все занятые ею b_k ЕКР^ℓ, $\ell = \overline{1, L}$. При этом может произойти процесс, обратный сжатию. Если в момент t ухода k -заявки АМР-система находится в некотором состоянии $\vec{n} \in \Omega^\ell$, в котором она разбита на C^ℓ ЕКР^ℓ, то АМР-система разбивает имеющуюся ШПП на более скоростные ЕКР^{ℓ-i}, $\ell = \overline{2, L}$, $i = \overline{1, \ell-1}$,

так, чтобы все заявки, находящиеся на обслуживании в момент t ухода k -заявки, получили в момент $t + 0$ требуемое число b_k ЕКР $^{\ell-i}$, $k = \overline{1, K}$, при этом $\max_{i=\overline{1, L-\ell}} (C^{\ell-i}) \leq \vec{b}^T (\vec{n} - \vec{e}_k) < C^\ell$.

Модель функционирования АМР-системы с эластичным трафиком, которую можно обозначить как $\left. \begin{array}{l} \vec{M} \\ \vec{\lambda}, \vec{b} \end{array} \right| \left. \begin{array}{l} \vec{M} \\ \vec{\mu}(\vec{n}) \end{array} \right| C^\ell, \ell = \overline{1, L} \Big|_0$, представлена схематично на рис. 1.

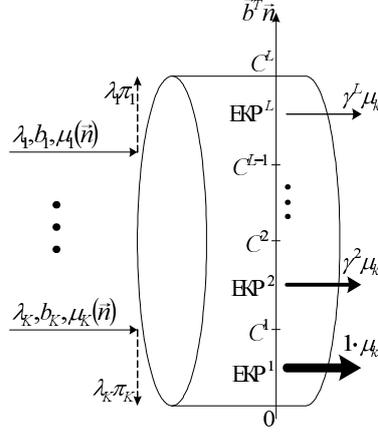


Рис. 1. Схема функционирования АМР-системы с эластичным трафиком, $k = \overline{1, K}$

Поступившая k -заявка получает отказ и теряется, не оказывая дополнительного влияния на интенсивности поступлений породившего её пуассоновского потока, если в момент её поступления АМР-система находится в некотором состоянии $\vec{n} \in \Omega^\ell$, в котором она разбита на C^ℓ ЕКР $^\ell$, и занято больше, чем $C^L - b_k$ ЕКР $^\ell$, $\ell = \overline{1, L}$.

Подпространства приёма и блокировок k -заявок, $k = \overline{1, K}$, с учётом процесса сжатия имеют вид:

$$\begin{aligned} \Omega_k &:= \left\{ \vec{n} \in \Omega : \vec{b}^T \vec{n} \leq C^L - b_k \right\}, \\ \bar{\Omega}_k &:= \Omega \setminus \Omega_k = \left\{ \vec{n} \in \Omega : C^L - b_k < \vec{b}^T \vec{n} \leq C^L \right\}. \end{aligned} \quad (5)$$

Описанный алгоритм сжатия обеспечивает наибольший коэффициент использования ШПП по сравнению с системой без сжатия. В численном примере будет показано, что АМР-система обеспечивает, кроме того, уменьшение вероятностей потерь для заявок с высокими требованиями (к числу занимаемых ЕКР). Однако, учитывая тот факт, что заявки, находящиеся на обслуживании в АМР-системе, при сжатии теряют часть занимаемой ими полосы, среднее время обслуживания заявки в АМР-системе может быть выше, чем в системах без сжатия.

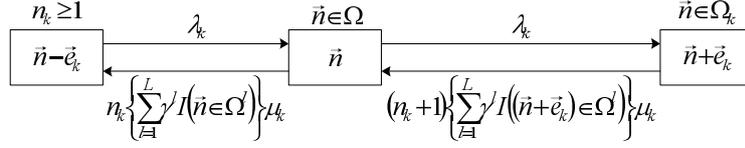
3. Построение СтМП и СУГБ

Процесс функционирования данной системы описывается K -мерным СтМП $\vec{X}(t) = (X_1(t), \dots, X_K(t))^T$, $t \geq 0$, с пространством состояний Ω , где $X_k(t)$ — число k -заявок в системе в момент времени $t \geq 0$. Диаграмма интенсивностей переходов процесса $\vec{X}(t)$ представлена на рис. 2.

Пусть

$$p(\vec{n}) := P \left\{ \vec{X} = \vec{n} \right\}, \quad \vec{n} \in \Omega \quad (6)$$

— равновесная вероятность того, что передаётся n_k k -заявок, $k = \overline{1, K}$.


 Рис. 2. Диаграмма интенсивностей переходов процесса $\vec{X}(t)$, $k = \overline{1, K}$

Используя диаграмму интенсивностей переходов (рис. 2), запишем СУГБ [2, §4.8 для классической K -сервисной СМО Эрланга] в виде:

$$\begin{aligned}
 p(\vec{n}) \left(\sum_{k=1}^K \lambda_k I(\vec{n} \in \Omega_k) + \sum_{k=1}^K n_k \left\{ \sum_{\ell=1}^L \gamma^\ell I(\vec{n} \in \Omega^\ell) \right\} \mu_k \right) = \\
 = \sum_{k=1}^K p(\vec{n} - \vec{e}_k) \lambda_k I(n_k > 0) + \\
 + \sum_{k=1}^K p(\vec{n} + \vec{e}_k) (n_k + 1) \left\{ \sum_{\ell=1}^L \gamma^\ell I((\vec{n} + \vec{e}_k) \in \Omega^\ell) \right\} \mu_k I(\vec{n} \in \Omega_k), \quad \vec{n} \in \Omega. \quad (7)
 \end{aligned}$$

Пусть π_k — вероятность того, что вновь поступившая k -заявка застанет систему в макросостоянии $\overline{\Omega}_k$ и будет заблокирована. Тогда

$$\pi_k := \sum_{\vec{n} \in \overline{\Omega}_k} p(\vec{n}), \quad k = \overline{1, K}. \quad (8)$$

Для данной модели не выполняется свойство мультипликативности. Поэтому для расчёта равновесного распределения требуется решить СУГБ (7) одним из методов линейной алгебры. Из-за большой размерности системы получить численное решение СУГБ возможно только для небольших значений K и максимальной ёмкости C^L системы либо с помощью имитационного моделирования. Однако для расчёта основных ВВХ системы можно применить следующий приближённый алгоритм.

4. Рекуррентный алгоритм вычисления ВВХ

При вычислении ВВХ модели будем использовать не значения вероятностей $p(\vec{n})$, а значения макровероятностей $q(r)$ пребывания СтМП $\vec{X}(t)$ во множестве состояний $\Omega(r)$, где r — число занятых ЕКР:

$$\Omega(r) := \left\{ \vec{n} \in \Omega : \vec{b}^T \vec{n} = r \right\}, \quad r = \overline{0, C^L}; \quad (9)$$

$$q(r) := P \{ \vec{n} \in \Omega(r) \} = \sum_{\vec{n} \in \Omega(r)} p(\vec{n}) \quad (10)$$

— равновесная вероятность того, что в системе занято r единиц канального ресурса.

Лемма. Макровероятность $q(r)$ удовлетворяет следующему рекуррентному соотношению:

$$q(r) = \begin{cases} 1, & r = 0, \\ \frac{1}{r} \sum_{k=1}^K \rho_k \left\{ \sum_{\ell=1}^L \frac{1}{\gamma^\ell} I(C^{\ell-1} < r \leq C^\ell) \right\} b_k q(r - b_k) I(r > 0), & r = \overline{1, C^L}, \gamma^\ell = \frac{C^1}{C^\ell}. \end{cases} \quad (11)$$

Доказательство. Для доказательства используем СУЧБ, справедливую для любого $j = \overline{1, K}$ (доказательство этого факта проводится по аналогии с [1, 2, гл. 2]):

$$\lambda_j p(\vec{n} - \vec{e}_j) I(n_j > 0) = n_j \mu_j \left\{ \sum_{\ell=1}^L \gamma^\ell I(\vec{n} \in \Omega^\ell) \right\} p(\vec{n}). \quad (12)$$

Выражая отсюда $p(\vec{n})$ и учитывая формулы (3) и (10), получаем:

$$\begin{aligned} q(r) &= \sum_{\vec{n} \in \Omega(r)} p(\vec{n}) = \sum_{\vec{n} \in \Omega(r)} \rho_j \frac{1}{n_j} \left\{ \sum_{\ell=1}^L \gamma^\ell I(\vec{n} \in \Omega^\ell) \right\}^{-1} p(\vec{n} - \vec{e}_j) I(n_j > 0) = \\ &= \sum_{\vec{n} \in \Omega(r)} \rho_j \frac{1}{n_j} \left\{ \sum_{\ell=1}^L \gamma^\ell I(C^{\ell-1} < r \leq C^\ell) \right\}^{-1} p(\vec{n} - \vec{e}_j) I(n_j > 0) = \\ &= \sum_{\vec{n} \in \Omega(r)} \rho_j \frac{1}{n_j} \left\{ \sum_{\ell=1}^L \frac{1}{\gamma^\ell} I(C^{\ell-1} < r \leq C^\ell) \right\} p(\vec{n} - \vec{e}_j) I(n_j > 0). \end{aligned}$$

Если $\vec{n} \in \Omega(r)$, то

$$\frac{1}{r} \sum_{k=1}^K n_k b_k = 1. \quad (13)$$

Так как j — любое, то выберем $j = k$, $k = \overline{1, K}$ и подставим (13) в предыдущую формулу для $q(r)$.

$$\begin{aligned} q(r) &= \sum_{\vec{n} \in \Omega(r)} \frac{1}{r} \sum_{k=1}^K n_k b_k \rho_k \left\{ \sum_{\ell=1}^L \frac{1}{\gamma^\ell} I(C^{\ell-1} < r \leq C^\ell) \right\} \frac{1}{n_k} p(\vec{n} - \vec{e}_k) I(n_k > 0) = \\ &= \frac{1}{r} \sum_{k=1}^K b_k \rho_k \left\{ \sum_{\ell=1}^L \frac{1}{\gamma^\ell} I(C^{\ell-1} < r \leq C^\ell) \right\} \sum_{\vec{n} \in \Omega(r)} p(\vec{n} - \vec{e}_k) I(n_k > 0) = \\ &= \frac{1}{r} \sum_{k=1}^K b_k \rho_k \left\{ \sum_{\ell=1}^L \frac{1}{\gamma^\ell} I(C^{\ell-1} < r \leq C^\ell) \right\} q(r - b_k) I(r > 0). \end{aligned}$$

В итоге получаем рекуррентную формулу (11). \square

Таким образом, вероятность того, что вновь поступившая k -заявка застанет систему в макросостоянии $\bar{\Omega}_k$ и будет заблокирована, определяется формулой:

$$\pi_k = \sum_{r=C^L-b_k+1}^{C^L} q(r). \quad (14)$$

Перечислим шаги рекуррентного алгоритма:

- 1) $\tilde{q}(0) := 1$, $\tilde{q}(r) := \frac{1}{r} \sum_{k=1}^K \rho_k \left\{ \sum_{\ell=1}^L \frac{1}{\gamma^\ell} I(C^{\ell-1} < r \leq C^\ell) \right\} b_k \tilde{q}(r - b_k) I(r > 0)$, где $\tilde{q}(r)$ — ненормированные значения вероятностей $q(r)$.
- 2) $G = \sum_{r=0}^{C^L} \tilde{q}(r)$ — значение нормировочной константы.
- 3) $q(r) = \frac{\tilde{q}(r)}{G}$, $r = \overline{0, C^L}$.

Следствие. Если $C^\ell - C^{\ell-1} = 1$, $\ell = \overline{2, L}$, то рекуррентная формула вычисления макростепенностей $q(r)$, представленная в (11), примет вид:

$$q(r) = \begin{cases} 1, & r = 0, \\ \frac{1}{\min(C^1, r)} \sum_{k=1}^K \rho_k b_k q(r - b_k) & I(r > 0), r = \overline{1, C^L}. \end{cases} \quad (15)$$

Доказательство. Учитывая, что $C^\ell - C^{\ell-1} = 1$, $\ell = \overline{2, L}$, выполняется:

$$C^{\ell-1} < r \leq C^\ell \Leftrightarrow r = C^\ell. \quad (16)$$

Далее упростим:

$$\begin{aligned} \sum_{\ell=1}^L \frac{1}{\gamma^\ell} I(C^{\ell-1} < r \leq C^\ell) &= \frac{1}{\gamma^1} I(0 \leq r \leq C^1) + \sum_{\ell=2}^L \frac{1}{\gamma^\ell} I(r = C^\ell) = \\ &= \frac{C^1}{C^1} I(0 \leq r \leq C^1) + \sum_{\ell=2}^L \frac{C^\ell}{C^1} I(r = C^\ell) = \frac{\max(C^1, r)}{C^1}. \end{aligned} \quad (17)$$

Тогда рекуррентная формула (11) примет вид:

$$q(r) = \begin{cases} 1, & r = 0, \\ \frac{\max(C^1, r)}{r \cdot C^1} \sum_{k=1}^K \rho_k b_k q(r - b_k) & I(r > 0), r = \overline{1, C^L}. \end{cases} \quad (18)$$

Заметим, что

$$\frac{\max(C^1, r)}{C^1 \cdot r} = \begin{cases} \frac{C^1}{C^1 \cdot r} = \frac{1}{r}, & \text{если } C^1 \geq r, \\ \frac{r}{C^1 \cdot r} = \frac{1}{C^1}, & \text{если } C^1 \leq r. \end{cases} = \begin{cases} \frac{1}{r}, & \text{если } r \leq C^1, \\ \frac{1}{C^1}, & \text{если } C^1 \leq r. \end{cases} = \frac{1}{\min(C^1, r)}.$$

В итоге получаем рекуррентную формулу (15). □

5. Численный анализ

В качестве примера берутся исходные данные из табл. 2.

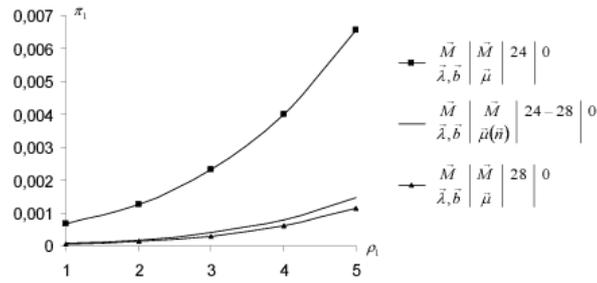
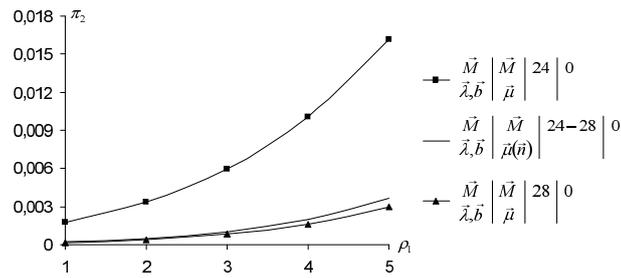
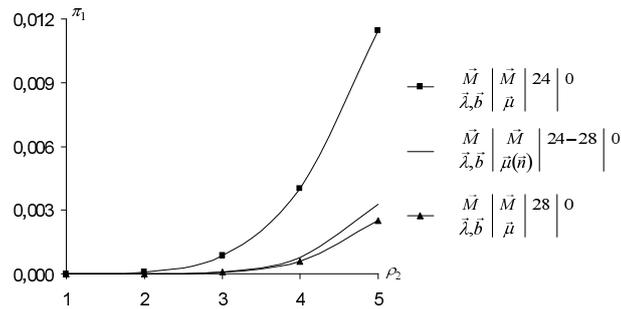
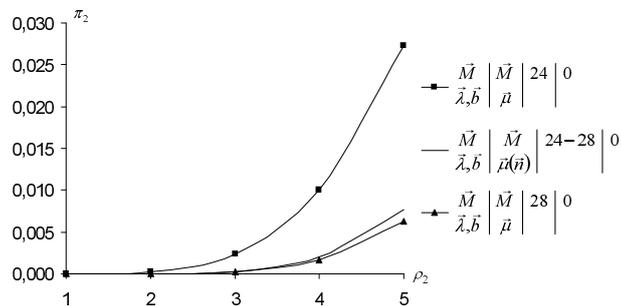
Таблица 2

Исходные данные для численного анализа

K	C^1	C^2	C^3	C^4	C^5	b_1	b_2
2	24	25	26	27	28	1	2

В данном разделе представлены графики зависимости вероятностей блокировок π_k от изменения параметра ρ_k , $k = 1, 2$, для трёх систем: классический мультисервисный Эрланг с потоковым трафиком и C^1 каналами; AMR-система с нижней — C^1 и верхней — C^5 границами ёмкости; классический мультисервисный Эрланг с потоковым трафиком и C^5 каналами.

Из графиков, представленных на рис. 3–6, видно, что вероятности потерь по обоим типам заявок в модели AMR-системы с эластичным трафиком и модели мультисервисного Эрланга с C^5 каналами отличаются незначительно. Это говорит о том, что организация эластичного обслуживания при сохранении начальной ШПП позволяет добиться того же эффекта, что и значительное расширение ШПП, при меньших затратах.

Рис. 3. Графики зависимости π_1 от ρ_1 при $K = 2$, $C^1 = 24$, $C^5 = 28$, $b_1 = 1$, $b_2 = 2$, $\rho_2 = 4$ Рис. 4. Графики зависимости π_2 от ρ_1 при $K = 2$, $C^1 = 24$, $C^5 = 28$, $b_1 = 1$, $b_2 = 2$, $\rho_2 = 4$ Рис. 5. Графики зависимости π_1 от ρ_2 при $K = 2$, $C^1 = 24$, $C^5 = 28$, $b_1 = 1$, $b_2 = 2$, $\rho_1 = 4$ Рис. 6. Графики зависимости π_2 от ρ_2 при $K = 2$, $C^1 = 24$, $C^5 = 28$, $b_1 = 1$, $b_2 = 2$, $\rho_1 = 4$

6. Заключение

В настоящей статье предложена упрощённая математическая модель реальной AMR-системы. Эта модель обобщает уже известные и может быть использована

при проектировании и модернизации подсистем мобильных и стационарных сетей связи следующего поколения. Разработанный алгоритм управления доступом заявок может использоваться в перспективных сетях для повышения их пропускной способности в интервалах перегрузки и для улучшения скорости или качества передачи в интервалах недогрузки.

Литература

1. *Лагутин В. С., Степанов С. Н.* Телетрафик мультисервисных сетей связи. — М.: Радио и Связь, 2000.
2. *Башарин Г. П.* Лекции по математической теории телетрафика. — М.: РУДН, 2007.
3. *Наумов В. А., Самуйлов К. Е., Яржина Н. В.* Теория телетрафика мультисервисных сетей: Монография. — М.: РУДН, 2007.
4. *Stamatelos G. M., Koukoulidis V. N.* Reservation-Based Bandwidth Allocation in a Radio ATM Network // IEEE / ACM Trans. Networking. — Vol. 5 (3). — 1997. — Pp. 420–428.
5. *Меликов А. З., Пономаренко Л. А., Паладюк В. В.* Телетрафик: Модели, методы, оптимизация. — К.: ИПК «Политехника», 2007.
6. Call-Level Multi-Rate Loss Models for Elastic Traffic / V. G. Vassilakis, I. D. Moscholios, M. D. Logothetis, J. S. Vardakas // 45th FITCE Congress. — Athens, Greece: 2006.
7. *Весоловский К.* Системы подвижной радиосвязи. — М.: Горячая линия-Телеком, 2006.

UDC 621.39

Analysis of Adaptive Multi-Rate System for Elastic Traffic

G. P. Basharin, S. N. Klapouschak, N. V. Mitkina

*Telecommunication Systems Department
Peoples' Friendship University of Russia
Miklukho-Maklaya str., 6, Moscow, Russia, 117198*

Wide expansion of 3G networks in many countries and since the end of 2007 year in Russia as well sets new teletraffic problems. A lot of interactive services and high speed internet access produce great volume of elastic (data) traffic that composes significant part of total traffic in modern wireless networks. The use of classical Erlang multiservice model for 3G networks modelling is restricted due to the system assumed only constant bandwidth utilization by calls. In this work we propose adaptive multirate system in the form of multiservice queueing system with elastic calls, which removes above restriction from Erlang multiservice system. An effective approximate algorithm for calculation of steady-state distribution and formulas for main QoS parameters are given. Results obtained can be applied by cellular 3G operators in their activities.