

ЧИСЛЕННОЕ ИССЛЕДОВАНИЕ МНОГОПороГОВОЙ СТРАТЕГИИ ДОСТУПА В МУЛЬТИСЕРВИСНЫХ БЕСПРОВОДНЫХ СЕТЯХ СОТОВОЙ СВЯЗИ¹

Ключевые слова: беспроводные сети сотовой связи, многопороговая стратегия доступа, качество обслуживания, алгоритмы расчета.

ВВЕДЕНИЕ

Современные беспроводные сети сотовой связи (БССС) являются мультисервисными, так как в них осуществляется обработка широкого класса сообщений — начиная с узкополосных речевых вызовов до широкополосных данных. Есть все основания полагать, что тенденция расширения возможности обработки еще более широкого класса сообщений сохранится и в перспективных сетях связи.

Полоса передачи беспроводной линии (радиоканала) в БССС существенно меньше, чем в проводных сетях связи. Поэтому предложены различные схемы улучшения коэффициента использования дефицитных радиоканалов БССС при заданных ограничениях на показатели качества обслуживания (Quality of Service — QoS) разнотипных вызовов. Здесь проблема усугубляется еще и тем, что при анализе БССС необходимо учитывать важный специфический эффект таких сетей — явление хэндовер (handover or handoff) — переход активного пользователя из данной соты в соседнюю.

Наиболее изучены модели традиционных БССС, в которых проводится обработка лишь речевых вызовов (сети первого и второго поколений) (см., например, [1–4]). В списках литературы этих работ можно найти библиографию по этим моделям. Вместе с тем в третьем и последующих поколениях БССС осуществляется обработка разнотипных вызовов, предъявляющих существенно различные требования к размеру необходимой полосы передачи. Так, трафики данных обычно требуют более широкой полосы, чем речевые вызовы. Поэтому для адекватного описания работы мультисервисных БССС необходимо использовать модели многоскоростных систем обслуживания (Multi-Rate Queue — MRQ). Обзор публикаций по этим моделям можно найти, например, в работах [5, 6].

Модель MRQ в задачах расчета мультисервисных БССС использовалась в [7]. В ней различается четыре типа вызовов: хэндовер речевые вызовы (*hv*-вызовы), новые речевые вызовы (*ov*-вызовы), хэндовер-вызовы данных (*hd*-вызовы) и новые вызовы данных (*od*-вызовы). Приоритеты этих вызовов уменьшаются в указанном порядке. Исходя из этого, в [7] предложена многопороговая стратегия доступа, основанная на известной схеме резервирования каналов (Guard Channels). Для расчета показателей QoS указанной модели разработан рекурсивный метод, который сталкивается с определенными вычислительными трудностями для БССС большой размерности.

В настоящей работе предложен альтернативный метод решения указанной проблемы, который не требует генерации всего пространство состояний системы, а разработанный алгоритм имеет относительно низкую вычислительную сложность. Здесь также решается задача выбора надлежащих значений пороговых параметров, позволяющих поддерживать заданный уровень QoS разнотипных вызовов.

1. ОПИСАНИЕ МОДЕЛИ И МЕТОД ВЫЧИСЛЕНИЯ ПОКАЗАТЕЛЕЙ QoS

Рассматривается изолированная сота мультисервисной БССС, в которой осуществляется обработка речевых вызовов и вызовов данных. В сети задействована

¹ Работа выполнена при поддержке исследовательского фонда-2008 Университета Самжи (Корея).

фиксированная схема распределения каналов (Fixed Channel Assignment — FCA), и данная сота имеет $N > 1$ радиоканалов. Они используются совместно пуассоновскими потоками hv -, ov -, hd - и od -вызовов. Интенсивность x -вызовов равна λ_x , $x \in \{hv, ov, hd, od\}$.

Для обслуживания одного речевого вызова требуется лишь один свободный канал, а один вызов данных требует одновременно $b > 1$ каналов. Здесь предполагается, что вызовы данных неэластичны, т.е. все b каналов начинают и завершают обслуживание одного вызова одновременно (хотя могут исследоваться и модели с эластичными вызовами данных). Функции распределения времени занятия каналов разнотипными вызовами экспоненциальны, но, вообще говоря, с различными средними, т.е. средняя интенсивность обработки одного речевого вызова (нового или хэндовер) равна μ_v , а соответствующий показатель для вызовов данных (новых или хэндовер) равен μ_d .

В данной системе вводится многопороговая стратегия доступа. Для этого определяется три параметра: N_1 , N_2 и N_3 ; N_1 и N_2 кратны b . Эти параметры удовлетворяют неравенству $0 < N_1 \leq N_2 \leq N_3 \leq N$. Предложенная стратегия определяется следующими правилами приема разнотипных вызовов.

- Если в момент поступления od -вызова число занятых каналов системы не больше $N_1 - b$, то он принимается для обслуживания; в противном случае получает отказ (теряется).
- Если в момент поступления hd -вызова число занятых каналов системы не больше $EN_2 - b$, то он принимается для обслуживания; в противном случае получает отказ.
- Если в момент поступления ov -вызова число занятых каналов системы меньше N_3 , то он принимается для обслуживания; в противном случае получает отказ.
- Если в момент поступления hv -вызова имеется хотя бы один свободный канал системы, то он принимается для обслуживания; в противном случае получает отказ.

Проблема состоит в нахождении основных показателей QoS данной системы — вероятностей потери вызовов каждого типа и коэффициента использования каналов.

Для простоты промежуточных математических преобразований предположим, что $b = 1$. Случай $b > 1$ исследуется почти идентично (см. Приложение).

Перейдем к описанию предложенного метода решения поставленной задачи. Состояние соты в произвольный момент времени описывается двумерным вектором $\mathbf{n} = (n_d, n_v)$, где n_d и n_v указывают суммарное число вызовов данных и речевых вызовов соответственно. Тогда фазовое пространство состояний (ФПС) соответствующей двумерной цепи Маркова (ЦМ) определяется так:

$$S := \{\mathbf{n}: n_d = \overline{0, N_2}, n_v = \overline{0, N}, n_d + n_v \leq N\}. \quad (1)$$

Согласно введенной стратегии доступа элементы производящей матрицы данной цепи определяются из следующих соотношений:

$$q(\mathbf{n}, \mathbf{n}') = \begin{cases} \lambda_d, & \text{если } n_d + n_v \leq N_1 - 1, \mathbf{n}' = \mathbf{n} + \mathbf{e}_1, \\ \lambda_{hd}, & \text{если } N_1 \leq n_d + n_v \leq N_2 - 1, \mathbf{n}' = \mathbf{n} + \mathbf{e}_1, \\ \lambda_v, & \text{если } n_d + n_v \leq N_3 - 1, \mathbf{n}' = \mathbf{n} + \mathbf{e}_2, \\ \lambda_{hv}, & \text{если } N_3 \leq n_d + n_v \leq N - 1, \mathbf{n}' = \mathbf{n} + \mathbf{e}_2, \\ n_d \mu_d, & \text{если } \mathbf{n}' = \mathbf{n} - \mathbf{e}_1, \\ n_v \mu_v, & \text{если } \mathbf{n}' = \mathbf{n} - \mathbf{e}_2, \\ 0 & \text{в остальных случаях,} \end{cases} \quad (2)$$

где $\lambda_d := \lambda_{od} + \lambda_{hd}$, $\lambda_v := \lambda_{ov} + \lambda_{hv}$, $\mathbf{e}_1 = (1, 0)$, $\mathbf{e}_2 = (0, 1)$.

Здесь и в дальнейшем запись $a:=b$ означает, что a определяется выражением b .

Данная двумерная ЦМ строго непрерывна по первой компоненте и слабо непрерывна по второй. Иными словами, существуют положительные интенсивности переходов между любыми двумя соседними состояниями в каждой строке и хотя бы между двумя парами состояний соседних строк (более строгое определение этих понятий приведено в [6, с. 23, 24]).

Указанные выше основные показатели QoS данной системы определяются через стационарное распределение модели. Так, пусть P_x означает вероятность потери вызовов типа x , $x \in \{hv, ov, hd, od\}$ и \tilde{N} указывает среднее число занятых каналов соты. Тогда с помощью теоремы PASTA [8] получаем, что указанные вероятности потери определяются так:

$$P_{hv} := \sum_{\mathbf{n} \in S} p(\mathbf{n}) I(n_d + n_v = N), \quad (3)$$

$$P_{ov} := \sum_{\mathbf{n} \in S} p(\mathbf{n}) I(n_d + n_v \geq N_3), \quad (4)$$

$$P_{hd} := \sum_{\mathbf{n} \in S} p(\mathbf{n}) I(n_d + n_v \geq N_2), \quad (5)$$

$$P_{od} := \sum_{\mathbf{n} \in S} p(\mathbf{n}) I(n_d + n_v \geq N_1), \quad (6)$$

где $p(\mathbf{n})$ — стационарная вероятность состояния $\mathbf{n} \in S$, $I(A)$ — индикаторная функция события A .

Среднее число занятых каналов соты запишем так:

$$\tilde{N} := \sum_{k=1}^N k \sum_{\mathbf{n} \in S} p(\mathbf{n}) I(n_d + n_v = k). \quad (7)$$

Разработанный ниже приближенный метод, основанный на принципах фазового укрупнения состояний стохастических систем [9], базируется на следующем допущении.

Допущение $\lambda_v > \lambda_d$, $\mu_v > \mu_d$. Отметим, что оно адекватно описывает реальные условия работы мультисервисных БССС. Действительно, в них речевые вызовы характеризуются короткими длительностями занятия канала по сравнению с вызовами данных, в то же время речевые вызовы составляют большую долю общего трафика. Кроме того, как видно из дальнейшего изложения, конечные результаты прямо не зависят от λ_v , λ_d , μ_v и μ_d , а лишь от их соотношений.

Рассмотрим следующее разбиение исходного ФПС (1):

$$S = \bigcup_{k=0}^{N_2} S_k, \quad S_k \cap S_{k'} = \emptyset, \quad k \neq k', \quad (8)$$

где $S_k := \{\mathbf{n} \in S : n_d = k\}$. Иными словами, проводится разбиение графа состояний модели по значению первой компоненты вектора состояний.

Замечание 1. При выполнении принятого выше допущения соблюдается основной принцип применимости алгоритмов фазового укрупнения: в разбиении (8) исходное ФПС разделено на такие классы, что вероятности переходов между состояниями внутри классов намного превосходят вероятности переходов между состояниями из различных классов.

Классы состояний S_k объединяются в укрупненное состояние $\langle k \rangle$ и в исходном ФПС (1) строится функция укрупнения

$$U(\mathbf{n}) = \langle k \rangle, \quad \text{если } \mathbf{n} \in S_k, \quad k = \overline{0, N_2}. \quad (9)$$

Функция (9) определяет укрупненную модель, которая служит одномерной цепью Маркова с пространством состояний $\tilde{S} := \{\langle k \rangle : k = \overline{0, N_2}\}$. Тогда стационар-

ное распределение исходной модели приближенно определяется так:

$$p(k, i) \approx \rho_k(i) \pi(\langle k \rangle), (k, i) \in S_k, k = \overline{0, N_2}. \quad (10)$$

Здесь $\{\rho_k(i): (k, i) \in S_k\}$ и $\{\pi(\langle k \rangle): \langle k \rangle \in \tilde{S}\}$ — стационарные распределения внутри класса S_k и укрупненной модели соответственно.

Граф переходов (рис. 1) между состояниями расщепленной модели с пространством состояний S_k показан на рис.1, а. Элементы производящей матрицы этого одномерного процесса размножения и гибели, обозначаемые $q_k(i, j)$, определяются на основе (2):

$$q_k(i, j) = \begin{cases} \lambda_v, & \text{если } i \leq N_3 - 1, j = i + 1, \\ \lambda_{hv}, & \text{если } N_3 \leq i < N, j = i + 1, \\ i\mu_v, & \text{если } j = i - 1, \\ 0 & \text{в остальных случаях.} \end{cases} \quad (11)$$

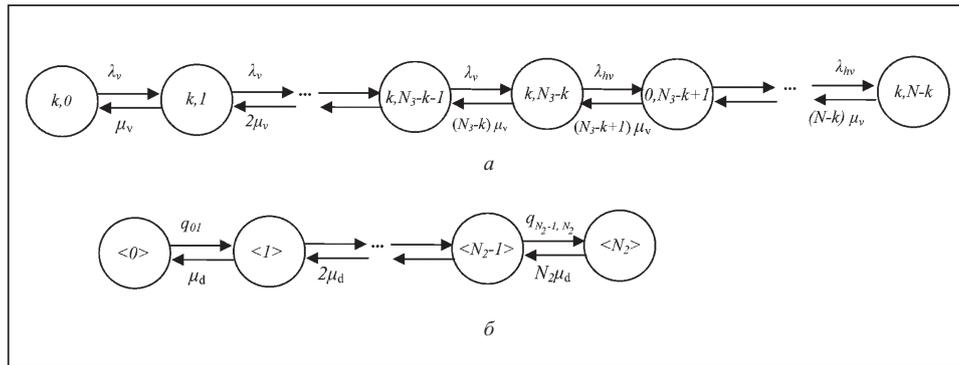


Рис. 1. Графы расщепленной модели с ФПС $S_k, k = 0, 1, \dots, N_2$ (а); укрупненной модели (б)

Из последней формулы видно, что стационарное распределение этой модели совпадает с распределением модели Эрланга $M | M | N - k | 0$ с зависящими от состояний интенсивностями поступления вызовов и постоянной интенсивностью обслуживания одним каналом, равной μ_v . Следовательно, стационарное распределение расщепленной модели с пространством состояний S_k определяется так:

$$\rho_k(i) = \begin{cases} \frac{v_v^i}{i!} \rho_k(0), & \text{если } 1 \leq i \leq N_3 - k, \\ \left(\frac{v_v}{v_{hv}} \right)^{N_3 - k} \frac{v_{hv}^i}{i!} \rho_k(0), & \text{если } N_3 - k + 1 \leq i \leq N - k, \end{cases} \quad (12)$$

где

$$\rho_k(0) = \left(\sum_{i=0}^{N_3 - k} \frac{v_v^i}{i!} + \left(\frac{v_v}{v_{hv}} \right)^{N_3 - k} \sum_{i=N_3 - k + 1}^{N - k} \frac{v_{hv}^i}{i!} \right)^{-1}, v_v := \lambda_v / \mu_v, v_{hv} := \lambda_{hv} / \mu_v. \quad (13)$$

С учетом (12) и (13) из (2) получаем следующие соотношения для вычисления элементов производящей матрицы $q(\langle k \rangle, \langle k' \rangle), \langle k \rangle, \langle k' \rangle \in \tilde{S}$ укрупненной модели:

$$q(\langle k \rangle, \langle k' \rangle) = \begin{cases} \lambda_d \sum_{i=0}^{N_1 - k - 1} \rho_k(i) + \lambda_{hd} \sum_{i=N_1 - 1}^{N_2 - k - 1} \rho_k(i), & \text{если } 0 \leq k \leq N_1 - 1, k = k' + 1, \\ \lambda_{hd} \sum_{i=0}^{N_2 - k - 1} \rho_k(i), & \text{если } N_1 \leq k \leq N_2 - 1, k' = k + 1, \\ k\mu_d, & \text{если } k' = k - 1, \\ 0 & \text{в остальных случаях.} \end{cases} \quad (14)$$

Эти соотношения позволяют определить стационарные распределения укрупненной модели, которая описывается одномерным процессом размножения и гибели. Граф переходов этой модели показан на рис. 1, б. Следовательно, искомое распределение $\{\pi(\langle k \rangle) : \langle k \rangle \in \tilde{S}\}$ находится следующим образом:

$$\pi(\langle k \rangle) = \frac{\pi(\langle 0 \rangle)}{k! \mu_d^k} \sum_{i=1}^k q(\langle k-1 \rangle, \langle k \rangle), \quad k = \overline{1, N_2}, \quad (15)$$

где

$$\pi(\langle 0 \rangle) = \left(1 + \sum_{k=1}^{N_2} \frac{1}{k! \mu_d^k} \prod_{i=1}^k q(\langle k-1 \rangle, \langle k \rangle) \right)^{-1}. \quad (16)$$

Используя (12)–(16), после определенных преобразований окончательно получаем следующие приближенные формулы для расчета показателей качества обслуживания (3)–(7):

$$P_{hv} \approx \sum_{k=0}^{N_2} \pi(\langle k \rangle) \rho_k(N-k); \quad (17)$$

$$P_{ov} \approx \sum_{k=0}^{N_2} \pi(\langle k \rangle) \sum_{i=N_3-k}^{N-k} \rho_k(i); \quad (18)$$

$$P_{hd} \approx \sum_{k=0}^{N_2} \pi(\langle k \rangle) \sum_{i=N_2-k}^{N-k} \rho_k(i); \quad (19)$$

$$P_{od} \approx \sum_{k=0}^{N_1-1} \pi(\langle k \rangle) \sum_{i=N_1-k}^{N-1} \rho_k(i) + \sum_{k=N_1}^{N_2} \pi(\langle k \rangle); \quad (20)$$

$$\tilde{N} \approx \sum_{k=1}^N k \sum_{i=0}^{f(k)} \pi(\langle i \rangle) \rho_i(k-i). \quad (21)$$

Здесь $f(k) = \begin{cases} k, & \text{если } 1 \leq k \leq N_2, \\ N_2, & \text{если } N_2 + 1 \leq k \leq N. \end{cases}$

Частные случаи. Из предложенных формул в частных случаях получаются ранее известные результаты. Ниже приводятся некоторые из них.

1. Полнодоступная стратегия доступа (Complete Sharing). В данной стратегии не проводится различие между трафиками, т.е. предполагается, что $N_1 = N_2 = N_3 = N$. Очевидно, что в этом случае вероятности потери разнотипных трафиков взаимно равны, т.е. эта вероятность согласно теореме PASTA совпадает с вероятностью того, что поступивший вызов любого типа застает все каналы системы занятыми. Тогда из (17)–(21) при $N_1 = N_2 = N_3 = N$ получим

$$P_{hv} = P_{ov} = P_{hd} = P_{od} \approx \sum_{k=0}^N E_B(v, N-k) \pi(\langle k \rangle), \quad (22)$$

$$N_{av} \approx \sum_{k=1}^N k \sum_{i=0}^k \pi(\langle i \rangle) \rho_k(k-i), \quad (23)$$

где $E_B(v, m)$ — B -формула Эрланга для модели обслуживания $M | M | m | 0$ с нагрузкой v эрл., т.е. $E_B(v, m) = \left(\frac{v^m}{m!} \right) \left(\sum_{k=0}^m \frac{v^k}{k!} \right)^{-1}$.

Стационарное распределение расщепленной модели с пространством состояний S_k в данном случае определяется так (см. (12), (13)):

$$\rho_k(i) = \left(\frac{v_i^i}{m!} \right) \left(\sum_{j=0}^{N-k} \frac{v_v^j}{j!} \right)^{-1}, \quad k = \overline{0, N}, \quad i = \overline{0, N-k}. \quad (24)$$

В (22), (23) стационарное распределение укрупненной модели также вычисляется с помощью формул (15), (16), однако в данном случае величины из соотношения (14) с учетом (24) определяются следующим образом:

$$q(\langle k \rangle, \langle k' \rangle) = \begin{cases} \lambda_d (1 - E_B(v_v, N - k)), & \text{если } 0 \leq k \leq N - 1, k' = k + 1, \\ k\mu_d, & \text{если } k > 0, k' = k - 1, \\ 0 & \text{в остальных случаях.} \end{cases} \quad (25)$$

Эти результаты полностью соответствуют результатам, полученным ранее [10].

2. Стратегия доступа с одним порогом (Access strategy with single threshold).

В данной стратегии не проводится различие между новыми вызовами и хэндовер-вызовами каждого трафика, т.е. предполагается, что $N_1 = N_2$ и $N_3 = N$, при этом $N_2 < N_3$. Иными словами, имеется лишь один пороговый параметр. Для этого случая из (17)–(20) имеем

$$P_{hv} = P_{ov} \approx \sum_{k=0}^N E_B(v_v, N - k) \pi(\langle k \rangle), \quad (26)$$

$$P_{hd} = P_{od} \approx \sum_{k=0}^{N_2-1} \pi(\langle k \rangle) \sum_{i=N_2-k}^{N-k} \rho_k(k). \quad (27)$$

Здесь стационарные распределения расщепленных моделей также определяются с помощью (24), а величины из соотношения (14) в данном случае запишем так:

$$q(\langle k \rangle, \langle k' \rangle) = \begin{cases} \lambda_d \sum_{i=0}^{N_2-k-1} \rho_k(i), & \text{если } 0 \leq k \leq N_2 - 1, k' = k + 1, \\ k\mu_d, & \text{если } k > 0, k' = k - 1, \\ 0 & \text{в остальных случаях.} \end{cases} \quad (28)$$

Среднее число занятых каналов во избежание повтора вычисляется из (21) с учетом соотношений (24) и (28). Эти результаты также полностью совпадают с ранее известными [3].

2. ЧИСЛЕННЫЕ РЕЗУЛЬТАТЫ РАСЧЕТА МОДЕЛИ

Предложенные формулы позволяют легко осуществить достоверный анализ показателей QoS модели в любом диапазоне изменения значений нагрузочных параметров разнотипных трафиков, удовлетворяющих сформулированному выше допущению относительно их соотношений, а также при любом количестве каналов системы.

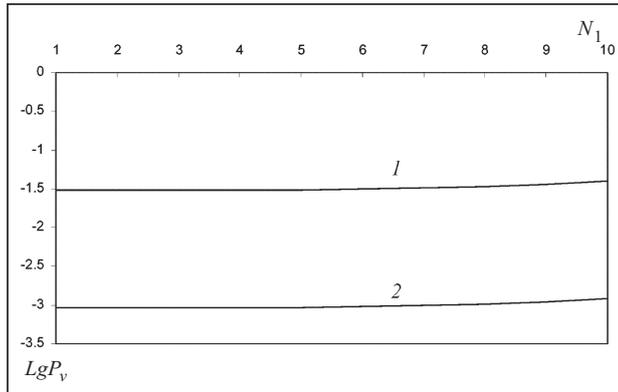


Рис. 2. Зависимость вероятностей потерь P_v от N_1 для P_{ov} (1); для P_{hv} (2)

Некоторые результаты численных экспериментов показаны на рис. 2–4.

В данной модели при фиксированном значении общего числа каналов (N) можно изменять значения трех пороговых параметров (N_1 , N_2 и N_3). Иными словами, имеется три степени свободы данной модели. Отметим, что увеличение значения одного из порогов (в допустимой области)

благоприятно воздействует лишь на вероятность потери вызовов соответствующего типа (см. рис. 2, 3). Так, в этих экспериментах увеличение значения порога N_1 приводит к уменьшению вероятности потери od -вызовов, при этом увеличиваются остальные три вероятности потери (т.е. P_{hv} , P_{ov} и P_{hd}). Вместе с тем увеличение значения любого порога приводит к увеличению коэффициента использования каналов (рис. 4).

Другое направление исследований — это оценка точности предложенных приближенных формул расчета показателей QoS модели. При этом точность значения указанных показателей QoS определяется на основе решения соответствующей системы балансовых уравнений. Важно отметить, что при выполнении принятых выше до-

пущений о соотношении нагрузочных параметров разнотипных трафиков ($\lambda_v > \lambda_d$, $\mu_v > \mu_d$) точные и приближенные значения почти полностью совпадают для всех показателей QoS модели. Поэтому эти сравнения здесь не приводятся. Очевидно, что определение точных значений показателей QoS на основе решения системы балансовых уравнений эффективно лишь для моделей с умеренной размерностью ФПС.

Важно отметить, что высокая точность при вычислении показателей QoS для речевых вызовов наблюдается даже при нагрузках, которые не удовлетворяют принятому выше допущению относительно соотношений интенсивностей разнотипных трафиков. При этом для удобства вычислений в качестве точных значений этих показателей принимаются те значения, которые определяются с помощью формул из [1, с. 131–135]. В указанной работе точные формулы получены лишь для случаев $b = 1$ и $\mu_v = \mu_d$. Отметим, что условие $\mu_v = \mu_d$ противоречит нашему допущению $\mu_v > \mu_d$. Сравнительный анализ результатов легко выполнить с помощью табл. 1–3, где исходные данные выбирались так: $N = 16$, $N_3 = 14$, $N_2 = 10$, $\lambda_{od} = 10$, $\lambda_{hv} = 6$, $\lambda_{od} = 4$, $\lambda_{hd} = 3$, $\mu_v = \mu_d = 2$. Здесь ТЗ — точное значение, ПЗ — приближенное.

Как видно из этих таблиц, наиболее высокая точность разработанных приближенных формул наблюдается при вычислении показателей QoS для речевых вызовов, так как в них абсолютная погрешность не превышает 0,001 (табл. 1). Небольшие отклонения имеют место при вычислении показателей QoS для вызовов данных.

Но и при этом в наихудших случаях абсолютная погрешность предложенных формул не превышает 0,09, что вполне приемлемо в инженерных расчетах (табл. 2). Аналогичные результаты наблюдаются для среднего числа занятых каналов системы (табл. 3). Важно заметить, что многочисленные вычислительные эксперименты показали, что при всех допустимых нагрузках точность предложенных формул увеличивается с ростом общего числа каналов системы (т.е. с увеличением размерности ФПС модели).

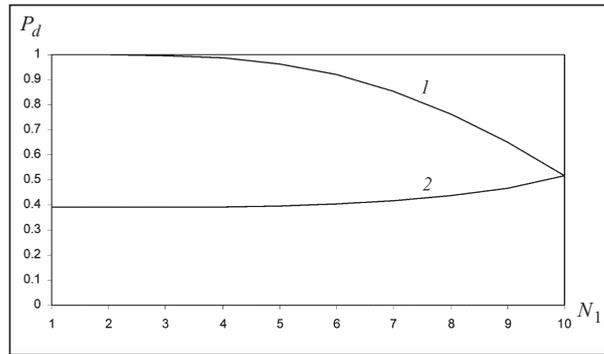


Рис. 3. Зависимость вероятностей потерь P_d от N_1 для P_{ov} (1); для P_{hv} (2)

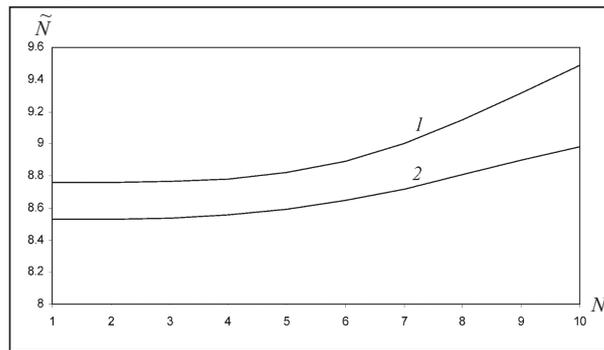


Рис. 4. Зависимость \tilde{N} от N_1 для $N_3 = 15$ (1); для $N_3 = 11$ (2)

Таблица 1. Сравнительный анализ результатов для речевых вызовов

Значение порогового параметра N_1	Значение P_{ov}		Значение P_{hv}	
	ТЗ	ПЗ	ТЗ	ПЗ
1	0,03037298	0,03465907	0,00092039	0,00119181
2	0,03037774	0,03469036	0,00092054	0,00119309
3	0,03040249	0,03482703	0,00092129	0,00119878
4	0,03048919	0,03521813	0,00092392	0,00121521
5	0,03072036	0,03604108	0,00093092	0,00125021
6	0,03122494	0,03741132	0,00094621	0,00130942
7	0,03217389	0,03932751	0,00097497	0,00139396
8	0,03377398	0,04168754	0,00102345	0,00150073
9	0,03627108	0,04432985	0,00109912	0,00162373
10	0,03997025	0,04706484	0,00121112	0,00175503

Таблица 2. Сравнительный анализ результатов для вызовов данных

Значение порогового параметра N_1	Значение P_{od}		Значение P_{hd}	
	ТЗ	ПЗ	ТЗ	ПЗ
1	0,99992793	0,99985636	0,39177116	0,35866709
2	0,99925564	0,99855199	0,39183255	0,35886135
3	0,99612908	0,99271907	0,39215187	0,35969536
4	0,98645464	0,97565736	0,39327015	0,36203755
5	0,96398536	0,93891584	0,39625194	0,36685275
6	0,92198175	0,87621832	0,40276033	0,37462591
7	0,85564333	0,78660471	0,41500057	0,38506671
8	0,76370389	0,67487475	0,43563961	0,39731190
9	0,64880652	0,55004348	0,46784883	0,41028666
10	0,51556319	0,42295366	0,51556319	0,42295366

Отметим, что высокая точность при вычислении показателей QoS для речевых вызовов наблюдается даже при тех нагрузках, которые не удовлетворяют ни одному из принятых выше допущений относительно соотношений интенсивностей разнотипных трафиков. Так, при тех же значениях числа каналов и параметров

Таблица 3. Сравнительный анализ результатов при вычислении среднего числа занятых каналов

Пороговый параметр N_1	Число занятых каналов	
	ТЗ	ПЗ
1	8,75786133	8,52991090
2	8,75908958	8,53136014
3	8,76473770	8,53753920
4	8,78196778	8,55476428
5	8,82125679	8,58985731
6	8,89293266	8,64583980
7	9,00241811	8,71992002
8	9,14705952	8,80533833
9	9,31596095	8,89429324
10	9,49204395	8,97976287

многopоговой стратегии доступа при $\lambda_{ov} = 4$, $\lambda_{hv} = 3$, $\lambda_{od} = 10$, $\lambda_{hd} = 6$, $\mu_v = \mu_d = 2$ (т.е. когда не выполняются допущения $\lambda_v > \lambda_d$, $\mu_v > \mu_d$) абсолютная погрешность для указанных показателей QoS не превышает 0,002. Подобные результаты наблюдаются и для среднего числа занятых каналов системы. Вместе с тем при этом предложенные приближенные формулы показывают низкую точность для вызовов данных, так как для них максимальная абсолютная погрешность превышает 0,2.

3. НАХОЖДЕНИЕ ЭФФЕКТИВНЫХ ЗНАЧЕНИЙ ПОРОГОВЫХ ПАРАМЕТРОВ

Выше рассматривались задачи расчета показателей QoS системы при заданных значениях числа каналов, нагрузок разнотипных вызовов и пороговых параметров. Вместе с тем определен научный и практический интерес представляют задачи удовлетворения заданных уровней качества обслуживания разнотипных вызовов. При этом для решения подобных задач необходимо существование некоторых регулируемых параметров. В этой связи отметим, что в сетях с фиксированным распределением каналов между ее сотами (FSA-схемой) регулируемые могут быть лишь пороговые параметры, так как управление нагрузками — достаточно сложная, а с практической точки зрения, иногда даже неразрешимая проблема.

Ниже рассматривается одна задача нахождения множества таких значений пороговых параметров, при которых удовлетворяется заданный уровень качества обслуживания разнотипных вызовов. Это множество (если оно непусто) будем называть множеством эффективных значений (МЭЗ) пороговых параметров.

Для исследуемых моделей существуют большие возможности реализации этих задач, так как в них имеется три степени свободы (т.е. пороги N_1 , N_2 и N_3). Исходя из этого, возможны различные постановки задач нахождения множества эффективных значений пороговых параметров.

Вербальное определение рассматриваемой задачи состоит в следующем. Пусть в соте с FSA-схемой распределения каналов между ее сотами при фиксированных нагрузках заданы верхние пределы для возможных значений вероятностей потерь разнотипных вызовов. Требуется найти такие значения пороговых параметров N_1 , N_2 и N_3 , чтобы удовлетворить заданным ограничениям.

Отметим, что при малых значениях N решение этой задачи можно найти простым перебором всех возможных комбинаций. Однако с ростом N такой подход становится неэффективным, а иногда просто невозможным. Поэтому ниже предлагается алгоритмический подход к решению указанной задачи, который не использует перебор вариантов.

Для простоты изложения предположим, что внутри трафика данных не различают новые и хэндовер-вызовы, т.е. полагаем $N_1 = EN_2$. Тогда согласно (27) имеем $P_{od} = P_{hd}$.

Обозначим $N_2 := N_1 = EN_2$ и $P_d := P_{od} = P_{hd}$. Тогда задача математически записывается так: требуется найти такие пары (N_2, N_3) , где $N_2 \leq N_3$, при которых удовлетворяются следующие ограничения:

$$P_h \leq \varepsilon_{hv}, \quad (29)$$

$$P_{ov} \leq \varepsilon_{ov}, \quad (30)$$

$$P_d \leq \varepsilon_d, \quad (31)$$

ε_{hv} , ε_{ov} и ε_d — заданные величины.

Один из возможных алгоритмов решения задачи (29)–(31), основанный на использовании свойства монотонности изучаемых показателей QoS, изложен ниже.

Основная идея итеративного алгоритма заключается в том, что при каждом фиксированном значении параметра N_3 поиск множества эффективных значений осуществляется за счет выбора соответствующих значений параметра N_2 . Тогда участвующие в данной задаче функции имеют лишь один аргумент N_2 . Для удобства изложения этот аргумент указывается в записях этих функций.

Для общности рассмотрим k -ю итерацию, $k = 1, 2, \dots, N$.

Шаг 1. Полагаем $N_3 := k$ и проверяем следующие условия:

$$P_{hv}(1) \leq \varepsilon_{hv}, \quad (32)$$

$$P_{ov}(1) \leq \varepsilon_{ov}, \quad (33)$$

$$P_d(N_3) \leq \varepsilon_d. \quad (34)$$

Если выполняются все условия (32)–(34), то переходим к следующему шагу. Иначе при заданном значении N_3 задача не имеет решения.

Замечание 2. Поскольку функция P_{hv} не убывает относительно параметра N_3 , то если условие (32) не выполняется при определенном значении N_3 , оно не будет выполняться и для всех $k > N_3$. Учет этого факта существенно ускоряет работу алгоритма.

Шаг 2. Решается следующая задача:

$$\underline{N}_2 := \arg \min_{N_2 \in [1, N_3]} \{P_d(N) \leq \varepsilon_d\}. \quad (35)$$

Шаг 3. Если $P_{hv}(\underline{N}_2) \leq \varepsilon_{hv}$ и $P_{ov}(\underline{N}_2) \leq \varepsilon_{ov}$, то переходим к следующему шагу. Иначе при заданном значении N_3 задача не имеет решения.

Шаг 4. Параллельно решаются следующие задачи:

$$N_2^{hv} := \arg \max_{N_2 \in [\underline{N}_2, N_3]} \{P_{hv}(N_2) \leq \varepsilon_{hv}\}, \quad (36)$$

$$N_2^{ov} := \arg \max_{N_2 \in [\underline{N}_2, N_3]} \{P_{ov}(N_2) \leq \varepsilon_{ov}\}. \quad (37)$$

Шаг 5. Искомый интервал надлежащих значений N_2 при заданном значении N_3 определяется как $[\underline{N}_2, \overline{N}_2]$, где $\overline{N}_2 := \min(N_2^{hv}, N_2^{ov})$.

Шаг 6. Если $N_3 < N$, то полагаем $N_3 := N_3 + 1$ и переходим к шагу 1. Иначе завершаем работу алгоритма.

Замечание 3. Исходя из свойства монотонности изучаемых функций, для решения задач (35)–(37) можно использовать метод дихотомии (деления пополам).

Следовательно, при каждом фиксированном значении порога N_3 находится множество допустимых значений N_2 (если они существуют) и объединением всех полученных решений определяется множество эффективных значений пороговых параметров.

С применением разработанного алгоритма выполнены численные эксперименты. Исходные данные тестовых задач (29)–(31) для гипотетической модели выбраны следующим образом: $N = 50$, $\lambda_{ov} = 8$, $\lambda_{hv} = 3$, $\lambda_{od} = 2$, $\lambda_{hd} = 1$, $\mu_v = 9$, $\mu_d = 4$.

Соответствующие МЭЗ для указанной задачи при различных ограничениях на значения вероятностей потери разнотипных заявок показаны в табл. 4. Здесь декартово произведение $[a, b] \times [c, d]$ означает, что $N_2 \in [a, b]$, $N_3 \in [c, d]$.

Как видно из табл. 4, ослабление требований к качеству обслуживания вызовов данных приводит к расширению МЭЗ за счет уменьшения эффективных значений параметра N_2 (см. строки 1–4, табл. 4). Этого следовало ожидать, так как с увеличением параметра N_2 уменьшается вероятность потери вызовов данных. При этом расширение МЭЗ имеет достаточно плавный характер относительно изменения верхнего предела вероятности потери вызовов данных (т.е. ε_d). Также следует заметить, что при фиксированном значении ε_d МЭЗ сохраняет свой вид при достаточно широком диапазоне изменения других пределов

Таблица 4. Результаты решения задачи (29)–(31)

Значение параметров			МЭЗ
ε_{hv}	ε_{ov}	ε_d	
10^{-4}	10^{-5}	10^{-6}	$[12,30] \times [31,50]$
10^{-4}	10^{-5}	10^{-5}	$[10,30] \times [31,50]$
10^{-4}	10^{-5}	10^{-4}	$[9,30] \times [31,50]$
10^{-4}	10^{-5}	10^{-3}	$[8,30] \times [31,50]$
10^{-4}	10^{-4}	10^{-3}	$[8,30] \times [31,50]$
10^{-4}	10^{-3}	10^{-3}	$[8,30] \times [31,50]$
10^{-4}	10^{-2}	10^{-3}	$[8,30] \times [31,50]$
10^{-2}	10^{-4}	10^{-3}	$[8,30] \times [31,50]$

не изменения других пределов ε_{hv} и ε_{ov} (см. строки 5–8, табл. 4).

Отметим, что на практике нагрузки разнотипных трафиков изменяются во времени, однако описанные выше численные эксперименты выполнялись при фиксированных нагрузках. Поэтому актуальны также задачи изучения чувствительности эффективных значений пороговых параметров относительно изменения нагрузок. В этой связи отметим, что аналитическое исследование данной задачи в принципе невозможно, поэтому она может исследоваться лишь с помощью численных экспериментов. К счастью, простота предложенных численных процедур расчета показателей QoS модели позволяет легко осуществить ее решение. Так, исследования показали, что эффективные значения пороговых параметров задачи (29)–(31) сохраняются в достаточно широком интервале изменения нагрузок. Это объясняется достаточно плавным изменением изучаемых показателей QoS относительно нагрузок разнотипных трафиков.

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

В настоящей статье предложен эффективный приближенный метод для численного исследования модели мультисервисных БССС, в которых осуществляется обработка как речевых вызовов, так и вызовов данных. Изучаемая модель представляет собой многоскоростную систему обслуживания, в которой доступ разнотипных вызовов управляется с помощью многопороговой стратегии. В отличие от известных методов, наш метод не требует генерации большого фазового пространства состояний модели БССС, а нужные показатели QoS находятся с помощью простых вычислительных процедур. Показано, что соответствующий алгоритм имеет низкую вычислительную сложность и высокую точность. Решена задача выбора эффективных значений пороговых параметров, позволяющих поддерживать заданный уровень качества обслуживания разнотипных вызовов. При этом качество обслуживания измеряется вероятностями потери разнотипных вызовов. Отметим, что возможны постановки подобных задач, в которых задаются и ограничения на коэффициенты использования ограниченного количества радиоканалов системы.

Важно отметить, что предложенный метод может использоваться и для исследования моделей мультисервисных БССС, в которых допускается образование очереди (конечной или бесконечной) разнотипных вызовов. Эти задачи могут быть предметом дальнейших исследований.

ПРИЛОЖЕНИЕ

Здесь приводится окончательный вид алгоритма расчета показателей QoS исследуемой многопороговой стратегии доступа для аналогичной модели в случае $b > 1$.

Шаг 1. Для $k = 0, 1, \dots, [N_2 / b]$ вычислить

$$\rho_k(i) = \begin{cases} \frac{v_v^i}{i!} \rho_k(0), & \text{если } 1 \leq i \leq N_3 - kb, \\ \left(\frac{v_v}{v_{hv}}\right)^{N_3 - kb} \frac{v_{hv}^i}{i!} \rho_k(0), & \text{если } N_3 - kb + 1 \leq i \leq N - kb, \end{cases}$$

$$\text{где } \rho_k(0) = \left(\sum_{i=0}^{N_3 - kb} \frac{v_v^i}{i!} + \left(\frac{v_v}{v_{hv}}\right)^{N_3 - kb} \sum_{i=N_3 - kb + 1}^{N - kb} \frac{v_{hv}^i}{i!} \right)^{-1}.$$

Шаг 2. Для $k = 0, 1, \dots, [N_2 / b]$ вычислить

$$q(\langle k \rangle, \langle k' \rangle) = \begin{cases} \lambda_d \sum_{i=0}^{N_1 - kb - 1} \rho_k(i) + \lambda_{hd} \sum_{i=N_1 - kb}^{N_2 - kb - 1} \rho_k(i), & \text{если } 0 \leq k \leq [N_1 / b] - 1, k = k' + 1, \\ \lambda_{hd} \sum_{i=0}^{N_2 - kb - 1} \rho_k(i), & \text{если } [N_1 / b] \leq k \leq [N_2 / b] - 1, k' = k + 1, \\ k\mu_d, & \text{если } k' = k - 1, \\ 0 & \text{в остальных случаях.} \end{cases}$$

Шаг 3. Для $k = 0, 1, \dots, [N_2 / b]$ вычислить

$$\pi(\langle k \rangle) = \frac{\pi(\langle 0 \rangle)}{k! \mu_d^k} \prod_{i=1}^k q(\langle k-1 \rangle, \langle k \rangle), \quad k = \overline{1, N_2},$$

где $\pi(\langle 0 \rangle) = \left(1 + \sum_{k=1}^{[N_2/b]} \frac{1}{k! \mu_d^k} \prod_{i=1}^k q(\langle k-1 \rangle, \langle k \rangle)^{-1} \right)^{-1}$.

Шаг 4. Вычислить

$$P_{hv} \approx \sum_{k=0}^{[N_2/b]} \pi(\langle k \rangle) \rho_k(N - kb);$$

$$P_{ov} \approx \sum_{k=0}^{[N_2/b]} \pi(\langle k \rangle) \sum_{i=N_3 - kb}^{N - kb} \rho_k(i); \quad P_{hd} \approx \sum_{k=0}^{[N_2/b]} \pi(\langle k \rangle) \sum_{i=N_2 - kb}^{N - kb} \rho_k(i);$$

$$P_{od} \approx \sum_{k=0}^{[N_1/b]-1} \pi(\langle k \rangle) \sum_{i=N_1 - kb}^{N - kb} \rho_k(i) + \sum_{k=[N_1/b]}^{[N_2/b]} \pi(\langle k \rangle); \quad \tilde{N} \approx \sum_{k=1}^N k \sum_{i=0}^{f_1(k)} \rho_i(k-i) \pi(\langle i \rangle).$$

Здесь $[x]$ означает целую часть x и $f_1(k) = \begin{cases} [k/b], & \text{если } 1 \leq k \leq [N_2/b], \\ [N_2/b], & \text{если } [N_2/b] + 1 \leq k \leq N. \end{cases}$

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Chen H., Huang L., Kumar S., Kuo C.C. Radio resource management for multimedia QoS support in wireless networks. — Boston: Kluwer Academ. Publ., 2004. — 256 p.
2. Das Bit S., Mitra S. Challenges of computing in mobile cellular environment — a survey // Comp. Comm. — 2003. — **26**, N 8. — P. 2090–2105.
3. Melikov A.Z., Babaev A.T. Refined approximations for performance analysis and optimization of queuing model with guard channels for handovers in cellular networks // Ibid. — 2006. — **29**, N 12. — P. 1386–1392.
4. Kim C.S., Melikov A.Z., Ponomarenko L.A. Two-dimensional models of cellular communication networks with infinite queues of handover calls // J. of Automat. and Informa. Scie. — 2007. — **39**, N 12. — P. 25–41.
5. Башарин Г.П. Лекции по математической теории телеграфика. — М.: Изд-во. РУДН, 2004. — 190 с.
6. Меликов А.З., Пономаренко Л.А., Паладюк В.В. Телеграфик. Модели, методы, оптимизация. — Киев: ИПК «Политехника», 2007. — 256 с.
7. Ogbonmwan S.E., Wei L. Multi-threshold bandwidth reservation scheme of an integrated voice/data wireless network // Comp. Comm. — 2006. — **29**, N 9. — P. 1504–1515.
8. Wolff R.W. Poisson arrivals see time averages // Oper. Res. — 1992. — **30**, N 2. — P. 223–231.
9. Korolyuk V.S., Korolyuk V.V. Stochastic models of systems. — Boston: Kluwer Academ. Publ., 1999. — 203 p.
10. Melikov A.Z., Fattakhova M.I. Approximate analysis of quality-of-service in integrated network nodes // Automat. Contr. and Comput. Scie. — 2002. — **36**, N 2. — P. 34–40.

Поступила 15.01.2009