

ИССЛЕДОВАНИЕ СИСТЕМЫ ПЕРЕДАЧИ РАЗНОТИПНОЙ ИНФОРМАЦИИ С БУФЕРИЗАЦИЕЙ И ВЫТЕСНЕНИЕМ НИЗКОПРИОРИТЕТНЫХ ЗАЯВОК

А.З. МЕЛИКОВ, Ф.Н. НАГИЕВ

Получены приближенные формулы для определения вероятностей блокировки разнотипных пакетов в системе передачи информации с буферизацией при использовании стратегии доступа и вытеснением из буфера низкоприоритетных пакетов. Решается задача нахождения верхних границ нагрузок разнотипных трафиков, при которых удовлетворяются предъявляемые ими требования к качеству обслуживания. Приводятся результаты численных экспериментов.

ВВЕДЕНИЕ

В интегральных сетях обслуживания разнотипной информации (данные, голос, видео и т.д.) широко используется технология АТМ. При этом информация любого типа делится на небольшие пакеты фиксированной длины. В терминологии АТМ эти пакеты называются ячейками (*cell*) и имеют размеры 53 байта, пять из которых составляет заголовок, оставшиеся 48 — собственно информацию. Короткие ячейки позволяют АТМ эффективно передавать все виды трафика.

Даже при использовании такой передовой и высокоскоростной технологии в сетях передачи информации могут возникать ситуации насыщения пропускной способности. Для борьбы с этим в узлах сети используются коммутаторы с конечной емкостью буфера. Такой режим работы называется коммутацией с буферизацией (*store-and-forward*), и именно он применяется в большинстве коммутаторов АТМ (поступивший пакет, прежде чем передаваться на выходной порт, полностью помещается во входном буфере порта). Затем коммутатор обрабатывает заголовок (т.е. определяется выходной порт), и если канал коммутирующей матрицы оказывается свободным, то начинается собственно процесс коммутации (т.е. пакет передается на выходной порт).

Для удовлетворения требования срочного трафика даже в таком режиме АТМ может отбрасывать отдельные ячейки при переполнении буфера. Отбрасываются, естественно, ячейки с низким приоритетом (например, данные), для которых достаточно просто повторить передачу без потери информации. Этим и объясняется актуальность исследования систем передачи разнородной информации с буферизацией и вытеснением из переполненного буфера пакетов с низким приоритетом [1 – 4]. Заметим, что в указанных работах исследуется проблема определения структуры оптимальной стратегии с вытеснением (*push-out-PO*). Так, в работе [1] с помощью численных экспериментов показано, что оптимальная стратегия доступа находится в классе *PO*-стратегий с порогом (*POT — push-out with threshold*). При этом

критерием оптимальности является максимизация взвешенной суммы пропускных способностей исходящих портов (или эквивалентная ей минимизация взвешенной суммы вероятностей блокировки разнотипных пакетов). Согласно *POT*-стратегии, поступивший пакет i -го типа вытесняет из буфера пакет j -го типа; $i, j = 1, 2, j \neq i$, если в этот момент буфер заполнен, и число пакетов i -го типа меньше, чем некоторое пороговое значение k_i^* , где $k_1^* + k_2^* = B$; B — общий размер буфера.

В работе [2] дано строгое доказательство оптимальности *POT*-стратегий для марковских моделей исследуемых сетей и указывается, что определение k_1^* (или k_2^*) — сложная вычислительная проблема и потому для моделей с двумя исходящими портами разработана эвристическая процедура определения значения указанной величины. Аналогичный факт доказан в работе [3] для моделей с бернуллиевскими входящими потоками, а также для моделей с дискретным групповым марковским поступлением в случае двух исходящих портов. Независимо от [2], в работе [4] исследована *POT*-стратегия для моделей с двумя исходящими портами, однако здесь авторы используют другой подход, основанный на исследовании непрерывного аналога системы, а как результат для изучения динамики системы получена система дифференциальных уравнений с частными производными.

В настоящей работе предложен подход к решению проблемы нахождения верхних границ нагрузок входящих трафиков в случае использования *PO*-стратегии доступа, при которых удовлетворяются заданные ограничения на вероятности потери разнотипных пакетов. Он основан на принципах теории фазового укрупнения состояний стохастических систем [5]. Ранее этот подход был описан в работе [6].

1. ОПИСАНИЕ МОДЕЛИ И СТРАТЕГИИ ДОСТУПА

Пусть узел сети содержит буферное пространство размера B , которое используется совместно пакетами двух типов. Исходящие порты специализированы по типу пакетов, т.е. через i -й порт передаются лишь пакеты i -го типа, $i = 1, 2$. Пакет любого типа освобождает свое место в буфере лишь после полного завершения его передачи, т.е. в период обслуживания в канале он продолжает занимать место в буфере.

Относительно модели трафика отметим следующее. Исследования последних лет показали, что поступление пакетов в сетях АТМ не может быть описано с помощью процесса Пуассона, так как в этом случае невозможно учесть взрывной (*burstiness*) характер трафика от источников типа «активный/пассивный» (*on/off*). Работа источников такого типа достаточно точно может быть описана с помощью разрывных пуассоновских процессов (*Interrupted Poisson Process* — *IPP*). В *IPP* существует экспоненциально распределенные активные (*on*) и пассивные (*off*) периоды, которые образуют процесс восстановления. В течение активного периода поступления пакетов происходят согласно закону Пуассона, а в пассивном периоде пакеты не поступают (иногда рассматривается дискретный аналог *IPP*, т.е. разрывные бернуллиевские процессы — *Interrupted Bernoulli Process* — *IBP*). Отметим,

что *IBP* также обладает марковским свойством (более подробно об этом в работе [7]).

Предполагается, что трафик не является однородным, и процесс поступления пакетов *i*-го типа подчиняется *IPP* со средней интенсивностью λ_i , $i = 1, 2$. Несмотря на то, что все пакеты имеют одинаковый размер, в нашей модели принимается: время их обработки является случайным. Это объясняется тем, что в реальных сетях не все идеально. На время обработки влияет множество непредвиденных факторов, и оно зависит от конкретной технической реализации коммутатора. Для общности модели и с целью получения достаточно обзримых результатов предполагается, что время обслуживания пакетов *i*-го типа — экспоненциально распределенная случайная величина со средним μ_i^{-1} , $i = 1, 2$.

Предложенная *PO*-стратегия определяется следующим образом. Пакеты первого типа (высокоприоритетные) теряются лишь тогда, когда в момент их поступления буфер полностью заполнен, и в нем не имеется хотя бы одного пакета второго типа, так как при полностью заполненном буфере пакеты первого типа замещают (вытесняют) находящиеся там пакеты второго типа. В противном случае, т.е. когда в полностью заполненном буфере отсутствуют пакеты второго типа, поступивший пакет первого типа теряется. Пакеты второго типа (низкоприоритетные) теряются тогда, когда буфер полностью заполнен.

2. РАСЧЕТ ВЕРОЯТНОСТИ ПОТЕРИ РАЗНОТИПНЫХ ПАКЕТОВ

Функционирование данной системы описывается цепью Маркова с состояниями вида $\mathbf{n} = (n_1, n_2)$, где n_i указывает число пакетов *i*-го типа, $i = 1, 2$. Тогда фазовое пространство состояний (ФПС) этой цепи задается так (рис. 1, а):

$$E := \{\mathbf{n} : n_i = 0, B, n_1 + n_2 \leq B\}. \quad (1)$$

Элементы производящей матрицы $q(\mathbf{n}, \mathbf{n}')$, $\mathbf{n}, \mathbf{n}' \in E$ данной цепи определяются как

$$q(\mathbf{n}, \mathbf{n}') = \begin{cases} \lambda_i, & \text{если } n_1 + n_2 < B, \mathbf{n}' = \mathbf{n} + e_i, \\ \lambda_1, & \text{если } n_1 + n_2 = B, n_2 > 0, \mathbf{n}' = \mathbf{n} + e_1 - e_2, \\ \mu_i, & \text{если } \mathbf{n}' = \mathbf{n} - e_i, \\ 0 & \text{в остальных случаях,} \end{cases} \quad (2)$$

где $e_1 = (1, 0)$, $e_2 = (0, 1)$, $i = 1, 2$.

Стационарную вероятность состояния $\mathbf{n} \in E$ обозначим $p(\mathbf{n})$. Отметим, что для данной модели не существует стационарного распределения мультипликативного вида. Поэтому единственный путь расчета характеристик *PO*-стратегий — составление и решение системы уравнений глобального равновесия, что представляет собой достаточно сложную вычислительную проблему при больших значениях B . Здесь предложен новый путь решения проблемы.

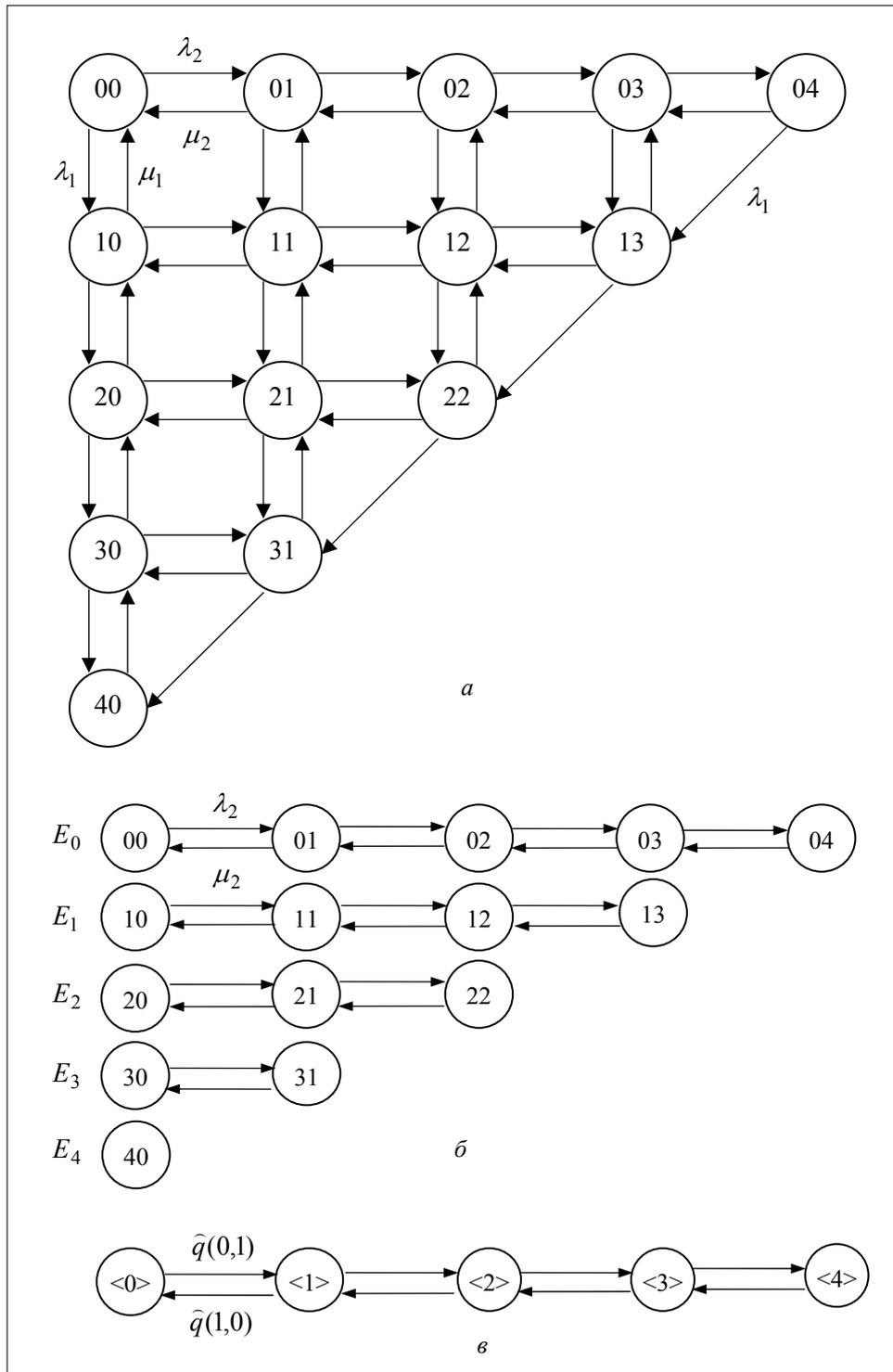


Рис. 1. Графы исходной (а), расщепленной (б) и укрупненной (в) моделей при $B = 4$

Предполагается, что $\lambda_2 \gg \lambda_1$, $\mu_2 \gg \mu_1$. Это допущение не является слишком ограничительным и принято лишь для корректности промежуточ-

ных математических выкладок. Более того, как будет видно из дальнейшего изложения, конечные результаты прямо не зависят от λ_i , и μ_i , а зависят лишь от их отношений $v_i = \lambda_i / \mu_i$, $i=1,2$.

Основные характеристики *РО*-стратегий доступа — вероятности блокировки (потери) пакетов i -го типа, $PB_i(B, v_i, v_2)$, $i=1,2$. Они определяются как

$$PB_1(B, v_1, v_2) = p(B, 0), \quad (3)$$

$$PB_2(B, v_1, v_2) = \sum_{n \in E_d} p(n), \quad (4)$$

где $E_d := \{\mathbf{n} \in E : n_1 + n_2 = B\}$ — множество диагональных состояний.

Из (3), (4) видно, что

$$PB_1(B, v_1, v_2) < PB_2(B, v_1, v_2). \quad (5)$$

С учетом сформулированного выше допущения, рассмотрим следующее расщепление ФПС E (рис. 1, б):

$$E = \bigcup_{k=0}^B E_k, \quad E_k \cap E_{k'} = \emptyset, \quad k \neq k',$$

где $E_k := \{\mathbf{n} \in E : n_1 = k\}$.

Далее классы состояний E_k объединяются в отдельные укрупненные состояния $\langle k \rangle$ и вводится функция укрупнения на исходном ФПС (1).

$$U(\mathbf{n}) = \langle k \rangle, \quad \mathbf{n} \in E_k, \quad k = \overline{0, B}. \quad (6)$$

Функция укрупнения (6) определяет укрупненную модель, которая также является цепью Маркова с ФПС $\hat{E} := \{\langle k \rangle : k = \overline{0, B}\}$ (рис. 1, в). Стационарное распределение $\rho^k = \{\rho^k(\mathbf{n}) : \mathbf{n} \in E_k\}$ внутри класса E_k легко определяется как стационарное распределение соответствующего одномерного процесса размножения и гибели. В случае $v_2 \neq 1$ оно определяется в виде

$$\rho^k(k, m) = v_2^m (1 - v_2) / (1 - v_2^{B-k+1}), \quad k = 0, 1, \dots, B, \quad m = 0, 1, \dots, B - k. \quad (7)$$

С учетом (2) и (7) заключаем, что элементы производящей матрицы укрупненной модели $\hat{q}(x, y)$, $x, y \in \hat{E}$, определяются как

$$\hat{q}(x, y) = \begin{cases} \lambda_1, & \text{если } x = \langle k \rangle, y = \langle k + 1 \rangle, \\ \mu_1, & \text{если } x = \langle k \rangle, y = \langle k - 1 \rangle, \\ 0 & \text{в остальных случаях.} \end{cases} \quad (8)$$

Тогда из (8) легко определяется стационарное распределение $\pi(\langle k \rangle)$, $\langle k \rangle \in \hat{E}$ укрупненной модели (для случая $v_1 \neq 1$)

$$\pi(<k>) = v_1^k (1 - v_1) / (1 - v_1^{B+1}), \quad k = 0, 1, \dots, B. \quad (9)$$

Стационарное распределение исходной модели определяется как

$$p(n) \approx \rho^{n_1} \pi(<n_1>), \quad n \in E_{n_1}. \quad (10)$$

Окончательно, с использованием (7) – (10), находим следующие формулы для вычисления характеристики (3), (4) в случаях $v_1 \neq 1$, $v_2 \neq 1$):

$$PB_1(B, v_1, v_2) = L(v_1, B), \quad (11)$$

$$PB_2(B, v_1, v_2) = L(v_1, B) = \sum_{k=0}^B v_1^{-k} L(v_2, k), \quad (12)$$

где $L(v, m)$ означает стационарную вероятность потери в системе $M/M/1/m+1$ с нагрузкой v эрл, т.е. $L(v, m) = v^m (1 - v) / (1 - v^{m+1})$.

Опуская промежуточные математические выкладки, приведем формулы для вычисления характеристики (3), (4) в случаях, когда хотя бы один из параметров v_1 и v_2 равен единице.

$$PB_1(B, v_1, v_2) = \frac{1}{B+1}, \quad \text{если } v_1 = 1 \text{ при любых } v_2 > 0, \quad (13)$$

$$PB_2(B, v_1, v_2) = \begin{cases} \frac{1}{B+1} \sum_{k=0}^B L(v_2, k), & \text{если } v_1 = 1, v_2 \neq 1, \\ L(v_1, B) \sum_{k=0}^B v_1^{-k} (k+1)^{-1}, & \text{если } v_1 \neq 1, v_2 = 1, \\ \frac{1}{B+1} \sum_{k=1}^{B+1} k^{-1}, & \text{если } v_1 = v_2 = 1. \end{cases} \quad (14)$$

Замечание 1. Из формул (11) и (13) видно, что характеристики PO -стратегии для пакетов первого типа не зависят от нагрузочных параметров потока пакетов второго типа. Этого следовало ожидать, так как пакеты первого типа при заполненном буфере всегда вытесняют пакеты второго типа, т.е. для пакетов первого типа пакеты второго типа как бы не существуют.

3. НАХОЖДЕНИЕ ВЕРХНИХ ГРАНИЦ НАГРУЗОК ТРАФИКОВ

Разработанные в п. 2 формулы (11) – (14) позволяют определить вероятность потери разнотипных пакетов при заданных (конкретных) значениях B и v_i , $i=1, 2$. Это дает возможность определить необходимый (минимальный) объем буфера, при котором удовлетворяются заданные ограничения на вероятность потери разнотипных пакетов (задачи такого типа при других

стратегиях доступа были исследованы в работе [8]). Однако на практике зачастую в отличие от размера буфера (B) нагрузка входящего трафика (v_i) — величина переменная. Поэтому актуальна следующая задача: требуется найти верхние границы нагрузки входящего трафика, при котором удовлетворяются заданные ограничения на вероятности потери разнотипных пакетов.

Сформулированную выше задачу запишем в виде

$$v_i^* := \arg \max_{v_1, v_2} \{PB_i(B, v_1, v_2) \leq \varepsilon_i\}, \quad i = 1, 2, \quad (15)$$

где ε_i являются заданными числами, $0 < \varepsilon_i < 1$.

При решении данной задачи с учетом (5), предполагается, что $\varepsilon_1 < \varepsilon_2$. Считается также, что $v_i \neq 1$, $i = 1, 2$, так как в случае $v_1 = v_2 = 1$ она не имеет смысла, а в случаях, когда хотя бы один из параметров v_1 и v_2 равен единице, она легко решается (см. ниже).

Предлагаем алгоритм решения задачи (15). Здесь очень важен очевидный факт: при фиксированном B функция $PB_i(B, v_1, v_2)$ является монотонно возрастающей по обоим переменным v_1 и v_2 .

С учетом данного факта вначале оптимальное значение v_1^* находится из условия

$$PB_1(B, v_1, v_2) = L(v_1, B) \leq \varepsilon. \quad (16)$$

Отсюда в предположении $v_i \neq 1$ оптимальное значение v_1^* находится как максимальный действительный корень уравнения

$$(\varepsilon_1 - 1)v_1^B + \varepsilon_1 \sum_{k=0}^{B-1} v_1^k = 0. \quad (17)$$

После нахождения v_1^* с учетом (12) и (16) из условия (15) при $i = 2$ получаем

$$\sum_{k=0}^B (v_1^*)^{-k} L(v_2, k) \leq \varepsilon_2 / \varepsilon_1. \quad (18)$$

Левую часть (18) обозначим $\tilde{L}(v_2)$. Легко увидеть, что имеет место соотношение

$$1 + sL(v_2, B) \leq \tilde{L}(v_2) \leq 1 + sL(v_2, 1), \quad (19)$$

где $s := \sum_{k=1}^B (v_1^*)^{-k}$.

Важно отметить, что обе границы $\tilde{L}(v_2)$ в неравенстве (19) являются монотонно возрастающими функциями от v_2 . Этот факт позволяет нам най-

ти верхнюю (\bar{v}_2) и нижнюю (\underline{v}_2) границы для v_2^* . Указанные границы находятся соответственно из условий (20) и (21).

$$L(v_2, 1) \leq \tilde{\varepsilon}, \quad (20)$$

$$L(v_2, B) \leq \tilde{\varepsilon}, \quad (21)$$

где $\tilde{\varepsilon} := s\left(\frac{\varepsilon_2}{\varepsilon_1} - 1\right)$.

Отсюда видно, что если $\tilde{\varepsilon} \geq 1$, то v_2^* не имеет конечной верхней границы, так как в этом случае соотношения (20) и (21) удовлетворяются при любых допустимых значениях v_2 . В противном случае задача (21) решается аналогично (16), где ε_1 заменяется на $\tilde{\varepsilon}$, а задача (20) имеет простое аналитическое решение, т.е. $\underline{v}_2 = \tilde{\varepsilon} / (1 - \tilde{\varepsilon})$. После нахождения \bar{v}_2 и \underline{v}_2 для решения задачи (15) при $i = 2$ используется метод дихотомии.

Можно предложить следующий алгоритм для решения задачи (15).

Шаг 1. Определяется v_1^* как максимальный действительный корень уравнения (17).

Шаг 2. Если $\tilde{\varepsilon} \geq 1$, то v_2^* не имеет конечной верхней границы. В противном случае перейти к следующему шагу.

Шаг 3. Нижняя граница v_2^* определяется так: $\underline{v}_2 = \tilde{\varepsilon} / (1 - \tilde{\varepsilon})$. Верхняя граница v_2^* (т.е. \bar{v}_2) определяется как максимальный действительный корень уравнения (17), где ε_1 заменяется на $\tilde{\varepsilon}$.

Шаг 4. Для исходного интервала неопределенности $[\underline{v}_2, \bar{v}_2]$ методом дихотомии решается задача (15) при $i = 2$ и находится v_2^* .

Теперь несколько слов относительно решения задачи (15) в случаях, когда хотя бы один из параметров v_1 и v_2 равен единице. Тогда решение задачи (15) существенно упрощается. Действительно, при $v_1 \neq 1$, $v_2 = 1$ она сводится к задаче (15) лишь для $i = 1$ и легко решается с использованием шага 1 описанного выше алгоритма.

При $v_1 = 1$, $v_2 \neq 1$ необходимо решить задачу (15) лишь для $i = 2$. Здесь может быть использован описанный выше алгоритм. В этом случае концы исходного интервала неопределенности вычисляются из следующих соотношений, аналогичных (20), (21):

$$L(v_2, 1) \leq \tilde{\tilde{\varepsilon}}, \quad (22)$$

$$L(v_2, B) \leq \tilde{\tilde{\varepsilon}}, \quad (23)$$

где $\tilde{\tilde{\varepsilon}} := \frac{(B+1)\varepsilon_2 - 1}{B}$.

Из (22) и (23) видно, что исходная задача не имеет решения, если $\varepsilon_2 \leq (B+1)^{-1}$. В противном случае для решения задачи (15) используются шаги 3 и 4 (с необходимыми изменениями) описанного выше алгоритма.

Замечание 2. Поскольку при фиксированном $\mu_i(\lambda_i)$ максимальное значение v_i соответствует максимальному (минимальному) значению $\lambda_i(\mu_i)$, $i=1,2$, то предложенный подход позволяет решать различные задачи. Так, например, после решения (15) при фиксированном μ_i и B можно найти верхние границы интенсивностей трафика, при которых удовлетворяются заданные ограничения на вероятность потери разнотипных пакетов.

Этот подход позволяет также решить задачу эквивалентной производительности (*Equivalent Capacity*): при заданном размере буфера (B) и интенсивностях трафиков (λ_i) требуется найти минимальные скорости исходящих каналов (μ_i), при которых удовлетворяются заданные ограничения на вероятность потери разнотипных пакетов.

4. ЧИСЛЕННЫЕ РЕЗУЛЬТАТЫ

Здесь приводятся результаты вычислительных экспериментов, проведенных с помощью предложенных в пп. 3 и 4 алгоритмов.

Сначала рассмотрим результаты задачи расчета модели. Отметим, что разработанные формулы (11) – (14) позволяют производить расчет значений $PB_i(B, v_1, v_2)$ практически в любом диапазоне изменения структурных и нагрузочных параметров модели. Поскольку $PB_1(B, v_1)$ вычисляется по известной формуле, то рассмотрим только характер изменения $PB_2(B, v_1, v_2)$.

Часть результатов вычислительных экспериментов показаны на рис. 2 и 3.

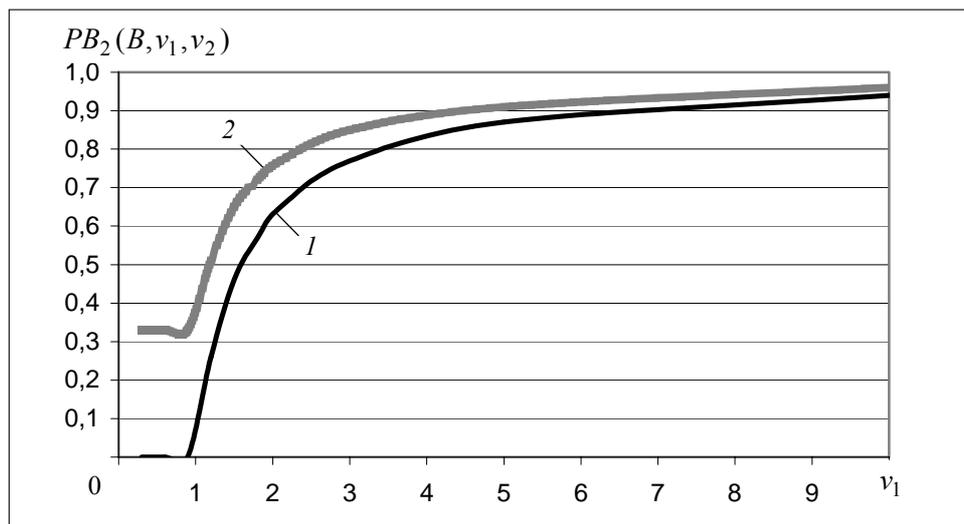


Рис. 2. Зависимость $PB_2(B, v_1, v_2)$ от v_1 при $B = 50$: 1 — $v_2 = 0,6$; 2 — $v_2 = 1,5$

Они позволяют сделать следующие выводы:

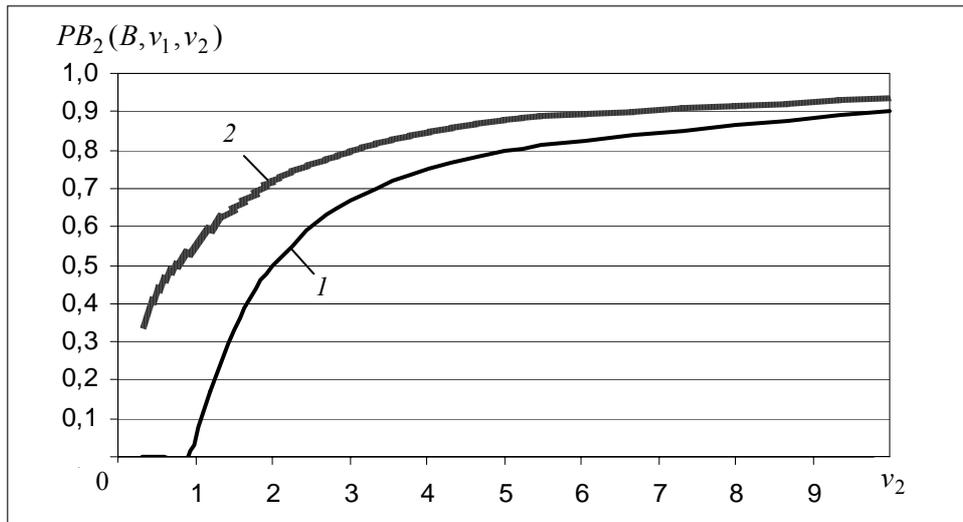


Рис. 3. Зависимость $PB_2(B, v_1, v_2)$ от v_2 при $B = 50$: 1 — $v_1 = 0,6$; 2 — $v_1 = 1,5$

1. С увеличением v_1 значение $PB_2(B, v_1, v_2)$ при фиксированном v_2 также увеличивается, причем с ростом v_1 скорость роста значения $PB_2(B, v_1, v_2)$ уменьшается. Например, $PB_2(50; 0,3; 0,6) = 4,5 \times 10^{-12}$; $PB_2(50; 0,9; 0,6) = 1 \times 10^{-3}$, а $PB_2(50; 1,2; 0,6) = 2,6 \times 10^{-1}$; $PB_2(50; 10; 0,6) = 9,4 \times 10^{-1}$.

2. Если поменять местами v_1 и v_2 (первое фиксируется, второе меняется), значение $PB_2(B, v_1, v_2)$ при тех же самых значениях аргумента практически не изменяется.

Можно отметить лишь то, что во втором случае функция принимает чуть меньшие значения.

Результаты решения задачи оптимизации (15) показаны в таблице.

Результаты решения задачи (15) при $\varepsilon_1 = 0,6$; $\varepsilon_1 = 0,9$

B	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
v_1^*	1,4	2,1	2,3	2,4	2,4	2,4	2,4	2,4	2,4	2,4
v_2^*	3,1	3,4	3,4	3,4	3,5	3,5	3,5	3,5	3,5	3,5

После определения v_i^* максимальное значение интенсивности i -го трафика (λ_i) при фиксированной скорости i -го канала (μ_i) определяется как $\lambda_i^* = v_i^* / \mu_i$, а минимально допустимое значение скорости i -го канала (μ_i) при фиксированной интенсивности i -го трафика (λ_i) — как $\mu_i^* = \lambda_i / v_i^*$.

На основе анализа результатов решения задачи (15) можно сделать такие выводы:

1. При увеличении размера буфера значения величин v_1^* и v_2^* не увеличиваются.
2. При увеличении размера буфера выше значений, указанных в таблице, значения величин v_1^* и v_2^* остаются неизменными.
3. Задача (15) имеет решение лишь при достаточно больших значениях ε_1 и ε_2 , а с их уменьшением она не имеет решения, так как при малых значениях ε_i , $i=1,2$ параметр $\tilde{\varepsilon}$ принимает значение больше, чем 1 (это происходит, в основном, потому, что параметр s (19) принимает достаточно большие значения).

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Предложен новый подход к решению задач расчета и оптимизации систем передачи информации с буферизацией и вытеснением пакетов низкого приоритета при переполнении буфера. Он основан на принципах теории фазового укрупнения состояний стохастических систем. Получены явные формулы для расчета вероятностей потери разнотипных пакетов.

Решение сформулированной задачи оптимизации позволяет определить предельные значения нагрузок трафика, при которых сохраняется желаемый уровень обслуживания разнотипных пакетов, а также решить актуальную задачу эквивалентной производительности. Необходимо отметить, что предложенный подход дает возможность также легко определить и другие характеристики системы (среднее число пакетов каждого приоритета в буфере, коэффициенты использования исходящих каналов и т.д.).

ЛИТЕРАТУРА

1. Thareja A.K., Agrawala A.K. On the design of optimal policy for sharing finite buffers // IEEE Trans. Commun. — 1984. — **32**. — P. 737–741.
2. Optimal buffer sharing / I. Cidon, L. Georgiadis, R. Guerin, A. Khamisy // IEEE J. Select. Areas in Commun. — 1995. — **13**. — P. 1229–1240.
3. Sharma S., Viniotis Y. Optimal buffer management policies for shared-buffer ATM switching // IEEE / ACM Trans. on Networking. — 1999. — **7**. — P. 575–587.
4. Wu G. L., Mark J.W. A buffer allocation scheme for ATM networks: complete sharing based on virtual partition // IEEE / ACM Trans. on Networking. — 1995. — **3**. — P. 660–670.
5. Королюк В.С. Стохастические модели систем. — Киев: Наук. думка, 1989. — 208 с.
6. Меликов А.З., Нагиев Ф.Н. Приближенный расчет характеристики стратегии доступа с вытеснением в узлах интегральных сетей // Изв. НАН Азербайджана. Сер. физ.-техн. и матем. наук. — 2002. — № 2–3. — С. 10–15.
7. W.Fischer, K. Meier – Hellstern. The Markov – Modulated Poisson process (MMPP) cookbook // Perf. Eval. — 1993. — № 2. — P. 149–171.
8. Melikov A.Z., Fattahova M.I. Performance analysis and optimization of buffer allocation strategies: A state space merging approach // Trans. of NAS of Azerbaijan. Ser. Math. and mech. — 2001. — № 4. — P. 222–229.

Поступила 13.05.2003