

УДК 004.7:004.942 – 028.43

О.В. Воробьев, А.П. Осколков, С.М. Балакирева

Харьковский университет Воздушных Сил имени Ивана Кожедуба, Харьков

## РЕГУЛИРОВАНИЕ ТРАФИКА В ИНФОРМАЦИОННО-ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННЫХ СЕТЯХ СИСТЕМ КРИТИЧЕСКОГО ПРИМЕНЕНИЯ

В статье проведены расчеты параметров QoS, рассмотрены существующие методы обслуживания, проведен анализ необходимого размера входных буферов в устройствах АТМ сетей.

**Ключевые слова:** качество обслуживания, полезный трафик, служебный трафик, буфер.

### Введение

#### Постановка проблемы и анализ литературы.

Проведенный анализ литературы [1 – 10] показал, что в трафике любой сети можно выделить две основные части: *полезный трафик*, несущий информационные сообщения и *служебный трафик*, обеспечивающий целостное функционирование сети. Полезный трафик может иметь различный характер, например, быть потоком битов телефонных сообщений, пакетов электронной почты, видеовещания, HTTP-пакетов, передающих WEB-страницы, и т.п. Если передачу потоков разных приложений обеспечивает одна и та же сеть с едиными протоколами и законами управления, то ее называют мультисервисной. В таких сетях особое значение приобретает анализ основных параметров *качества обслуживания (QoS)*: надежность доставки, задержка, флуктуации задержки и скорость передачи, по отношению к каждому потоку. Дело в том, что в зависимости от типа приложения, использующего конкретный поток для своего взаимодействия через сеть, требуются разные параметры QoS. При анализе, каждый из параметров QoS может быть охарактеризован значением некоторой оцениваемой величины. Для надежности доставки обычно используется вероятность потерь или блокировки пакетов, для задержки – среднее время пребывания пакета в системе, анализ флуктуаций чаще всего сводят к оцениванию дисперсии времени ожидания пакетов в буфере. Анализ пропускной способности ведется обычно как определение максимального значения параметра входного потока, при котором обеспечивается допустимое значение других параметров QoS.

**Целью статьи** является рассмотрение задачи расчета параметров QoS, и выбора алгоритмов управления трафиком в сетях.

### Основная часть

Рассмотрим объединение двух видов нагрузки – критичной к задержкам и ее дрожанию-джиттеру, например речь или видеоконференции, и нагрузки, некритичной к задержке и джиттеру, но требующей надежной доставки пакетов-данных.

Будем называть нагрузку, создаваемую трафиком, требующем гарантированной полосы пропускания, *нагрузкой первого класса*. Будем считать, что интенсивность поступления *вызовов* равна  $\lambda_1$ , а среднее время занятия –  $1 / \mu_1$ . Нагрузка этого типа требует одного временного канала и при отсутствии свободных каналов – блокируется. Второй из видов нагрузки, создаваемой трафиком данных, назовем *нагрузкой второго класса*. Интенсивность поступлений *пакетов*, положим равной  $\lambda_2$ , а средняя длина пакета определяет время обслуживания  $1 / \mu_2$ . Заявки данной группы ставятся в очередь при отсутствии свободных каналов. В этом и состоит основное различие двух классов нагрузки с точки зрения теории телетрафика. Обычно  $\overline{\lambda_1} / \overline{\lambda_2} = \mu_2 / \mu_1 \gg 1$ . Далее это отношение будет обозначаться символом  $\alpha$ . В зависимости от способа предоставления каналов для заявок разного класса будет получаться различное качество обслуживания нагрузки. Теперь проанализируем различные методы обслуживания

**Интеграция на основе обслуживания в порядке поступления.** При этой стратегии обслуживания любому пользователю при его появлении независимо от класса нагрузки выделяется виртуальный канал (временной слот в системах с временным разделением). Найдем точное решение задачи, определения характеристик качества обслуживания интегральной сети, с такой стратегией интеграции. Построим диаграмму переходов состояний системы массового обслуживания, соответствующей рассматриваемой задаче. СМО имеет двумерную структуру пространства состояний (рис. 1), [4].

Обозначим стационарные вероятности нахождения системы в в каждом из состояний  $P_{ij}$ . Верхний ярус состояний  $i=1$  соответствует случаю занятости канала заявкой первого класса, а нижний ярус  $i=0$  описывает состояние при отсутствии заявки первого класса. Значение  $j$  определяет число заявок второго класса, находящихся в системе. Переходы между состояниями в точности соответствуют возможным процессам в системе.

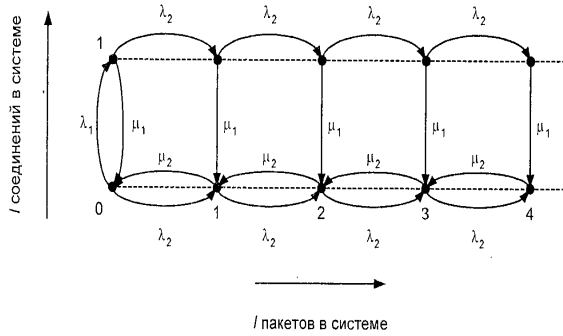


Рис. 1. Диаграмма интенсивностей переходов при стратегии обслуживания в порядке поступления

Теперь найдем характеристики качества обслуживания. Вероятность блокировки заявок первого класса равна вероятности  $1 - p_{00}$ .

$$p_1 = 0; P_B = \rho_1 / (1 + \rho_1).$$

В качестве подтверждения правдоподобности полученного соотношения, найдем значение вероятности найдем значение вероятности блокировки при отсутствии заявок второго класса, т.е. при

$$P_B = 1 - p_{00} = (\rho_1 + \rho_2) / (1 + \rho_1).$$

Это в точности значение вероятности блокировки системы с одним сервером, получаемое при расчете по В-формуле Эрланга.

Теперь найдем среднее значение нагрузки второго класса. Сначала найдем среднее число пакетов в системе, а затем воспользуемся формулой Литтла.

$$\begin{aligned} \bar{j} &= \sum_{i,j} j p_{ij} = \sum_{j=0}^{\infty} j p_{0j} + \sum_{j=1}^{\infty} j p_{1j} = \frac{dG_0(z)}{dz} \Big|_{z=1} + \\ &+ \sum_{j=1}^{\infty} j p_{1j} \frac{dG_0(z)}{dz} \Big|_{z=1} = \frac{\rho_2}{1 - \rho_2} + \frac{\alpha \rho_1 \rho_2^2}{1 + \rho_1} \sum_{j=1}^{\infty} j p_{1j} = \\ &= \alpha \rho_1 \rho_2 \left( \frac{1 - \rho_2}{1 + \rho_1} \right) \Rightarrow \bar{j} = \frac{\rho_2}{1 - \rho_2} + \frac{\alpha \rho_1 \rho_2}{1 + \rho_1}. \end{aligned}$$

Заметим, что первое слагаемое описывает задержку в системе M/M/1, а второе слагаемое определяет увеличение количества пакетов в очереди за счет состязаний за доступ к каналу с заявками первого класса. Условие равновесия для нагрузки второго класса не зависит от нагрузки первого класса и состоит в выполнении неравенства  $\rho < 1$ .

Воспользовавшись формулой Литтла, найдем нормированную задержку заявок второго класса.

Обычно при интеграции заявки первого класса, имеют существенно большую длительность, чем заявки второго класса, а именно пакеты, причем  $\alpha \gg 1$ . Как видно из полученной формулы, задержка пакетов сильно возрастает по сравнению с чистой пакетной сетью. Интересно, как изменится ситуация при достаточно большом числе каналов. Случай с  $N > 1$  был проанализирован, и позволил предложить приближенную формулу расчета вероятности блокировки для нагрузки первого класса в виде:

$$P_B = \frac{AB(N-1, A)}{N - A_2 + \rho B(N-1, A)},$$

$$\text{где } A = A_1 + A_2, B(N, A) = \left( A^N / N! \right) / \sum_{k=0}^N \frac{A^k}{k!}.$$

Как показывает анализ, стратегия интеграции нагрузки в порядке поступления запросов не обеспечивает приемлемого регулирования характеристик качества обслуживания [1].

**Стратегия подвижной границы.** Сочетание гарантированной вероятности блокировки для соединений и минимально возможной задержки при заданной пропускной способности канала удается достигнуть, применяя адаптивное распределение ресурса – стратегию подвижной границы. При этом методе интеграции, общий ресурс из N каналов делится на две части. Одна часть, содержащая  $N_1$  каналов, предназначается для нагрузки первого класса (запросов на соединение). Другая часть, содержащая  $N_2 = N - N_1$  каналов, резервируется для пакетов – обслуживания нагрузки второго класса. Пакеты могут так же занимать любой из  $N_1$  каналов, отведенных для обслуживания нагрузки первого класса, если он не используется в данный момент времени. Однако при поступлении заявки первого класса она имеет приоритет перед заявкой второго класса и сбрасывает при необходимости пакет, занимающий один из  $N_1$  каналов. В этом и состоит смысл подвижной границы между группами каналов, отведенных для двух различных классов нагрузки. На рис. 2 приведена иллюстрация данного метода [5].

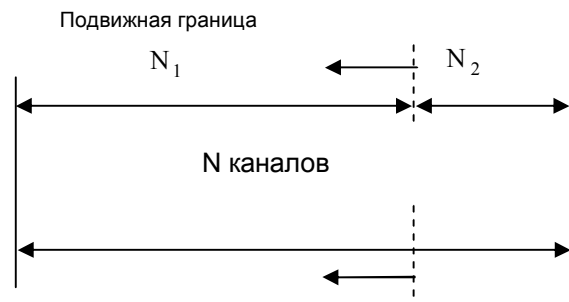


Рис. 2. Иллюстрация метода подвижной границы

Вероятность блокировки при нагрузке первого класса для такой стратегии предоставления ресурса определяется по В-формуле Эрланга для  $N_1$  серверов. Задержка для пакетов при этом будет не хуже, чем рассчитанная для системы с  $N_2$  серверами, а лучше, поскольку вся оставшаяся от обслуживания нагрузки первого класса пропускная способность системы будет также использоваться для обслуживания пакетов. В системе такого типа может возникнуть перегрузка для нагрузки второго класса. Максимально допустимая величина этой нагрузки не должна превышать

$$A_2 < N - \bar{i} = N - A_1(1 - P_B) = N_2 + [N_1 - A_1(1 - P_B)].$$

Здесь вероятность блокировки для нагрузки первого класса определяется по В-формуле Эрланга. Записанное соотношение может быть интерпретировано как интуитивно очевидное, поскольку выражает собой условие не превышать единицу для среднего на один сервер коэффициента использования по отношению к нагрузке второго класса

$$\frac{A_2}{N - \bar{i}} < 1.$$

В знаменателе при этом находится выражение, описывающее среднее число каналов, доступных для очереди пакетов. С другой стороны оно может быть переписано в виде условия

$$A = A_2 + A_1(1 - P_B) < N.$$

Общий анализ системы с подвижной границей оказывается слишком сложным с алгебраической точки зрения. Поэтому при аналитическом исследовании применяются приближенные методы. Раздельно изучаются два режима – не перегруженный  $A_2 < N_2$  и режим перегрузки при нарушении этого равенства. Мы далее построим точное решение задачи с подвижной границей, но только, для случая, когда  $N = 2$ . При этом при реализации стратегии существует единственная возможность выделения под нагрузку первого класса  $N_1 = 1$  одного канала. Тогда пакеты станут получать один канал в любом случае, и два, если заявка на соединение будет отсутствовать. Поступление такой заявки немедленно будет снимать с обслуживания один из пакетов, и ставить в общую очередь из заявок второго класса. Рассмотрим диаграмму состояний для описанной системы (рис. 3).

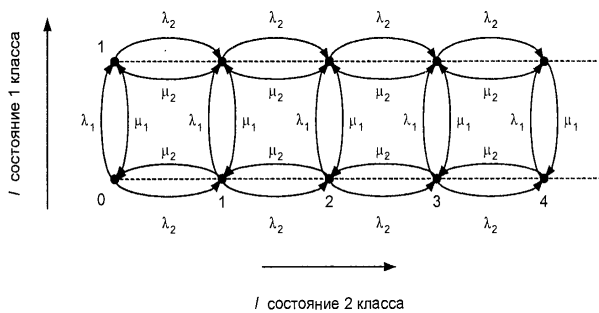


Рис. 3. Диаграмма интенсивностей переходов для метода подвижной границы

Пространство состояний для нее также двумерное, и состояния могут быть разделены на два яруса, соответствующих случаям  $i = 0$  – соединение не установлено и  $i = 1$  – соединение установлено. В последнем случае диаграмма состояний полностью соответствует системе М/М/1, поскольку один каналный интервал из двух занят под нагрузку первого класса, а второй используется как обычная система с ожиданием. При  $i = 0$  имеем диаграмму, со-

ответствующую модели М/М/2, поскольку в случае, когда отсутствует нагрузка первого класса, все каналные интервалы, (а их у нас два) обслуживают пакетную нагрузку. Переходы между ярусами происходят при поступлении заявки на соединение с интенсивностью  $\lambda_1$ , которая переключает систему обслуживания пакетов с двухсерверной на односерверную или при завершении соединения с интенсивностью  $\mu_1$ , которое производит обратное переключение. Выпишем пять уравнений равновесия для рассматриваемой системы.

$$(\mu_1 + \mu_2 + \lambda_2)P_{1j} = \lambda_1 P_{0j} + \mu_2 P_{1(j+1)} + \lambda_2 P_{1(j-1)}; \quad j \geq 1; \quad (1)$$

$$(\lambda_1 + \lambda_2 + 2\mu_2)P_{0j} = 2\mu_2 P_{0(j+1)} + \mu_1 P_{1j} + \lambda_2 P_{0(j-1)}; \quad j \geq 2; \quad (2)$$

$$(\lambda_2 + \mu_1)P_{10} = \lambda_1 P_{00} + \mu_2 P_{11}; \quad (3)$$

$$(\lambda_1 + \lambda_2)P_{00} = \mu_2 P_{01} + \mu_1 P_{10}; \quad (4)$$

$$(\lambda_1 + \lambda_2 + \mu_2)P_{01} = 2\mu_2 P_{02} + \mu_1 P_{11} + \mu_2 P_{00}. \quad (5)$$

Для нахождения решения построенной системы уравнений требуются еще два уравнения. Одно из них – это условие нормировки всех вероятностей, а в качестве второго будет использовано свойства корней многочлена знаменателя одной из производящих функций.

Определим две производящие функции:

$$G_i(z) = \sum_{j=0}^{\infty} p_{ij} z^j; \quad i = 0, 1.$$

Умножая почленно уравнение (1) на  $z^j$  и суммируя по всем значениям  $j > 0$ , преобразуем это уравнение в алгебраическое относительно производящих функций. Повторяя ту же процедуру с уравнением (2) и исключая неизвестные составляющие с помощью (3), (4) получаем в итоге

$$G_1(z) [z\mu_1 + (z-1)(\mu_2 - \lambda_2 z)] = \lambda_1 z G_0(z) + \mu_2 (z-1) p_{10};$$

$$G_0(z) [z\lambda_1 + (z-1)(2\mu_2 - \lambda_2 z)] = \mu_1 z G_1(z) + \mu_2 (z-1)(2p_{00} + zp_{01}).$$

Эти уравнения позволяют сразу выписать несколько важных соотношений, приводящих к определению вероятности блокировки нагрузки первого класса.

$$G_1(1) = \rho_1 G_0(1); \quad \rho_1 = \frac{\lambda_1}{\mu_1}; \quad G_0(1) + G_1(1) = \sum_{ij} p_{ij} = 1;$$

$$G_0(1) = \sum_{j=0}^{\infty} p_{0j} = \frac{1}{1 + \rho_1}; \quad G_1(1) = \sum_{j=0}^{\infty} p_{1j} = \frac{\rho_1}{1 + \rho_1} = P_B.$$

Последнее соотношение в точности соответствует В-формуле Эрланга для односерверной системы. Теперь перейдем к определению среднего времени задержки пакетов. Складывая уравнения для производящих функций, сокращая общий множитель  $(z-1)$  в правой и левой частях, и учитывая, что  $\lambda_2 / \mu_2 = \rho_2$ , найдем следующее соотношение

$$G_0(z)(2 - \rho_2 z) + G_1(z)(1 - \rho_2 z) = 2p_{00} + (p_{01}z + p_{10}), z = 1;$$

$$2p_{00} + p_{01} + p_{10} = 1 - \rho_2 + 1/(1 + \rho_1).$$

Введем несколько обозначений:

$$\alpha = \frac{\mu_2}{\mu_1}, \alpha = 2 - \rho = (1 - \rho_2) + \frac{1}{1 + \rho_1}.$$

Тогда можно найти в явном виде выражения для вероятностей

$$p_{01} = \frac{(2 + \rho_1 + \alpha \rho_2)p_{00} - \alpha}{\alpha - 1};$$

$$p_{10} = \frac{\alpha a - (\rho_1 + 2\alpha)p_{00}}{\alpha - 1}.$$

Выпишем теперь выражения для производящих функций:

$$G_0(z) = \frac{z(2p_{00} + p_{01}z + p_{10})}{\alpha(2 - \rho_2 z)(z - 1)(1 - \rho_2 z)} + \frac{\alpha(z - 1)(1 - \rho_2 z)(2p_{00} + p_{01}z)}{z(2 - \rho_2 z) + \rho_1 z(1 - \rho_2 z)};$$

$$G_1(z) = \frac{\rho_1 z G_0(z) + \alpha(z - 1)p_{10}}{\alpha(z - 1)(1 - \rho_2 z) + z}.$$

Найдем соотношение для среднего числа пакетов в системе, исходя из формулы для производящих функций:

$$\bar{j} = \left. \frac{dG_0(z)}{dz} \right|_{z=1} + \left. \frac{dG_1(z)}{dz} \right|_{z=1} = \frac{1}{\alpha(1 + \rho_1)}; \left[ \alpha p_{10} + (1 + \rho_1)(\rho_2 + p_{01}) - \frac{\alpha \rho_1}{1 + \rho_1} (1 - \rho_2) \right].$$

В качестве подтверждающих правдоподобность полученного выражения соотношений, найдем предел правой части при стремлении к нулю нагрузки первого класса и предел при стремлении этой нагрузки к бесконечности. [1]

$$\bar{j} \rightarrow \frac{4\rho_2}{(2 - \rho_2)(2 + \rho_2)}, \rho_1 = 0; \quad \bar{j} \rightarrow \frac{\rho_2}{(1 - \rho_2)}, \rho_1 \rightarrow \infty.$$

В первом случае результат точно соответствует модели M/M/2, а во втором модели M/M/1, что и согласуется с нашими представлениями. Воспользовавшись формулой Литтла, выпишем уравнение при нормированной задержке в системе:

$$\mu_2 T = j/\rho_2 = \frac{1}{\alpha} \left\{ \frac{\alpha}{\rho_2(1 + \rho_1)} \left[ p_{10} - \left( \frac{\rho_1}{1 + \rho_1} \right) (1 - \rho_2) \right] + \frac{p_{01}}{\rho_2} + 1 \right\}.$$

Это выражение еще не является окончательным, поскольку содержит три вероятности, связанные с двумя уравнениями. Воспользуемся некоторыми свойствами корней знаменателя выражения для производящей функции  $G_0(z)$ . Обратимся к описанному выше выражению этой функции.

$$G_0(z) = N_0(z)/D_0(z); \quad D_0(z) = \alpha(2 - \rho_2 z) \times (z - 1)(1 - \rho_2 z) + z(2 - \rho_2 z) + \rho_1 z(1 - \rho_2 z).$$

Пусть  $z_0$  – корень многочлена  $D_0$ . Из определения производящей функции необходимо выполнение требования:

$$D_0(z_0) = 0 \Rightarrow |z_0| < 1,$$

при этом значении  $z$  выражение для числителя так же должно обратиться в ноль. Полученное при этом выражение

$$N_0(z_0) = 0$$

и определяет третье необходимое уравнение для нахождения всех вероятностей, входящих в выражение для задержки. Решение алгебраического выражения третьей степени в общем случае не дается в виде конечной формулы. Мы используем приближенное решение этого уравнения для нахождения двух различных формул определения задержки пакетов в системе с подвижной границей (6) – для малых нагрузок второго класса и (7) – для больших нагрузок:

$$\alpha \gg 1, \rho < 1; \quad (6)$$

$$\mu_2 T = \frac{4}{a(1 + \rho_1)(2 + \rho_2)} + \frac{\rho_1}{a(1 + \rho_1)};$$

$$a = 2 - \rho = (1 - \rho_2) + 1/(1 + \rho_1);$$

$$\alpha \gg 1, \rho_2 > 1; \quad (7)$$

$$\mu_2 T = \frac{1}{a} \left[ 1 + \frac{a}{2 + \rho_2} + \frac{a(\rho_2 - 1)\rho_1}{\rho_2(1 + \rho_1)^2} \right];$$

$$a = 2 - \rho = 2 - \rho_2 - \rho_1/(1 + \rho_1).$$

На рис. 4 приведены нагрузочные кривые для нормированной задержки  $\mu_2 T$  при различных значениях нагрузки первого класса.

Для сравнения приведен график задержки для системы с фиксированным разделением каналов для двух классов нагрузки (по одному каналу на каждый). Как видно из сравнения, стратегия подвижной нагрузки дает существенный выигрыш в характеристиках качества обслуживания по сравнению с другими способами интеграции каналов. Анализ показывает, что такое преимущество только усиливается при увеличении числа канальных ресурсов.

**Анализ необходимого размера входных буферов в устройствах АТМ сетей.** В сетях с асинхронным режимом передачи (АТМ) существует сервис передачи трафика с постоянной битовой скоростью. Передача ячеек осуществляется в строго фиксированные моменты времени. Тем самым, принцип функционирования таких сетей должен обеспечивать высокую равномерность трафика, как следствие, высокий уровень использования каналов при гарантированном QoS, например задержки обслуживания, поскольку системы имеют характеристики обслуживания, не зависящие от нагрузки  $\rho$  до значений, сколь угодно близких к единице. В системах D/D/n нет необходимости иметь входной накопитель, поскольку очередь не должна образовываться при любых меньше единицы значениях нагрузки на сервер.

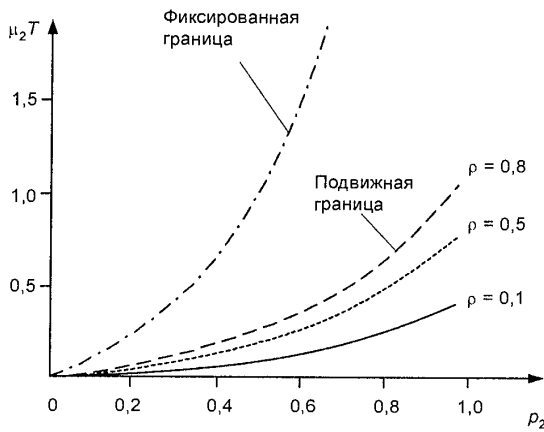


Рис. 4. Нагрузочные кривые для нормированной задержки

Однако реально это оказывается не так, и практически любое устройство в сети АТМ должно иметь входной буфер. Причиной этого является наличие случайных задержек на пути распространения. Из-за задержек возникает входная очередь, размер которой будет ограничиваться объемом накопителя. Не поместившиеся в накопитель ячейки будут потеряны. Важным вопросом в проектировании АТМ сетей является обеспечение малого уровня потерь ячеек для трафика с постоянной битовой скоростью. Рассмотрим определения размера такого буфера, обеспечивающего заданный уровень потерь ячеек, как функции параметров сети [2].

**Системы с конечным размером буфера.** Будем считать, что максимальная длина очереди в системе ограничивается числом  $B \geq 1$ . Требование, поступающее в полностью заполненную очередь, теряется. Потеря происходит в момент  $t -$ . Количество потерянных требований к этому моменту будем обозначать  $l(t-)$  [6]. Нетрудно показать, что

$$l(t-) = \{Q(t-1) - 1\} + A(t-) - B.$$

Действительное число требований, которое поступило в очередь к моменту  $t$ , определяется разностью  $A(t-) - l(t-)$ . Общее число потерянных требований к моменту  $t$  может быть определено как

$$L(t) = \sum_{i=1}^t l(i-).$$

Между потерями и числом точек голодания существует жесткая связь:

$$L(t) + U(t) = S(t) + 1.$$

При больших  $t$  эта связь выглядит еще более определенной и, что очень важно, определяет границу неравенства для вероятности превышения числа запаздывающих требований размера буфера:

$$\lim_{t \rightarrow \infty} \frac{\bar{L}(t)}{t} = \lim_{t \rightarrow \infty} \frac{\bar{S}(t)}{t} \leq \lim_{t \rightarrow \infty} \Pr\{P(t) \geq B\}.$$

Наиболее практически важными являются соотношения, позволяющие оценивать вероятность потерь требований в зависимости от характеристик

запаздывания и размера буфера. Сначала рассмотрим случай, когда все величины запаздываний – независимые случайные числа, имеющие одинаковые законы распределения. Этот случай описывает практическую ситуацию в сети с дейтаграммным механизмом передачи пакетов. Пусть

$$P_k = \Pr\{\xi = k\} \quad \text{и} \quad P_k = \Pr\{\xi \geq k\}.$$

Тогда вероятность достижения числом принимаемых ячеек заданной величины  $k$  в стационарном режиме может быть найдена как

$$\lim_{t \rightarrow \infty} \Pr\{A(t-) = k\} \leq \sum_{t_1=0}^{\infty} P_{t_1} \sum_{i_2=t_1+1}^{\infty} P_{i_2} \dots \sum_{i_k=t_{k-1}+1}^{\infty} P_{i_k}.$$

Аналогично можно показать, что за незаконченной работы выполняется неравенство

$$\lim_{t \rightarrow \infty} \Pr\{P(t) + A(t-) = k\} \leq \sum_{i_2=1}^{\infty} P_{i_2} \sum_{i_3=i_2+1}^{\infty} P_{i_3} \dots \sum_{i_k=i_{k-1}+1}^{\infty} P_{i_k}.$$

Из приведенных выше формул следует, что в пределе при больших  $t$  выполняются неравенства:

$$\Pr\{A(t-) = k\} \leq \frac{P^k}{P^k} \prod_{i=1}^k \frac{P^i}{1 - P^i};$$

$$\Pr\{P(t) + A(t-)\} \leq \prod_{i=1}^k \frac{P^i}{1 - P^i};$$

Практический смысл этих соотношений состоит в том, что из них можно получить оценку вероятности превышения размера буфера в виде:

$$\lim_{t \rightarrow \infty} \frac{\bar{L}(t)}{t} \leq \sum_{k=B}^{\infty} P^{k+1} \prod_{i=1}^k \frac{P^i}{1 - P^i}.$$

Теперь рассмотрим случай сетей с установленным виртуальным соединением. Для них принципиальным является тот факт, что ячейки не могут обгонять друг друга, поскольку следуют по одному и тому же пути. Распределение запаздывания здесь должно подчиняться правилу: если  $\xi_t = k$ , то  $\xi_{t+1} \geq k - 1$ . Основной результат, который может быть получен при этих предположениях, может быть сформулирован так: в пределе, при достижении системой стационарного режима вероятность, что число запаздывающих ячеек равно заданному числу  $k$ , равна вероятности того, что запаздывание в сети будет составлять ровно  $k$  временных единиц. Это утверждение может так же быть использовано для определения вероятности потерь для буфера конечной длины [3].

Основными результатами описанного исследования является расчет необходимого размера буфера для устройств сети АТМ. На рис. 5 приведено несколько графиков для границ вероятностей потерь и проиллюстрировано сравнение теоретически полученных соотношений и результатов имитационного моделирования системы D+G/D/1. Были вычислены по полученным формулам и построены по результатам имитационного моделирования границы вероятностей потерь, а также

$$P_{ink} = \Pr\{P(t) \geq P(t-1), P(t) > B\}; \Pr\{P(t) \geq B\}.$$

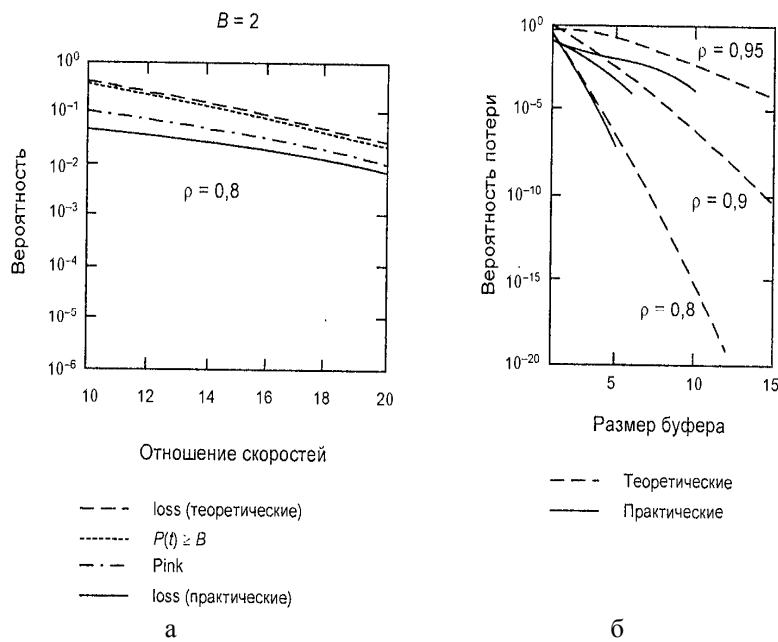


Рис. 5. Расчеты вероятности потерь и сравнение с результатами моделирования

В качестве параметра при построении графиков использовалось соотношение скоростей передачи пакетов в сети и скорости источника для получателя. Эта величина всегда превышает единицу в несколько раз. На рис. 5, б приведена вероятность превышения размера очереди длины буфера  $\text{Pr}\{\xi \geq B\}$  в зависимости от размера буфера. Отметим, что эффекты случайного характера, появляющиеся в сети, могут играть существенную роль даже в тех случаях, когда системы проектируются со строго фиксированным временем обслуживания и временем генерации пакетов.

## Выводы

1. Анализ пропускной способности ведется как определение максимального значения параметра входного потока, при котором обеспечивается допустимое значение других параметров QoS.

2. Стратегия подвижной нагрузки дает существенный выигрыш в характеристиках качества обслуживания по сравнению с другими способами интеграции каналов.

## РЕГУЛЮВАННЯ ТРАФІКУ В ІНФОРМАЦІЙНО-ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ МЕРЕЖАХ СИСТЕМ КРИТИЧНОГО ПРИЗНАЧЕННЯ

О.В. Воробйов, А.П. Осколков, С.М. Балакірева

У статті проведені розрахунки параметрів QoS, розглянуті існуючі методи обслуговування, проведений аналіз необхідного розміру вхідних буферів в пристроях АТМ мереж.

**Ключові слова:** якість обслуговування, корисний трафік, службовий трафік, буфер.

## TRAFFIC ADJUSTMENT IN INFORMATION AND TELECOMMUNICATION NETWORKS OF CRITICAL APPLYING

O.V. Vorobiow, A.P. Oskolkov, S.M. Balakireva

The calculations of QoS parameters has been conducted in this article. Also it was observed existing of service methods and necessary capacity of incoming buffer in devices of ATM networks were analyzed.

**Keywords:** quality of service, useful traffic, official traffic, buffer.

3. Стратегия интеграции нагрузки в порядке поступления запросов не обеспечивает приемлемого регулирования характеристик качества обслуживания.

## Список литературы

1. Крылов В.В. Теория телетрафика и ее приложения / В.В. Крылов, С.С. Самохвалова. – СПб.: БХВ - Петербург, 2005. – 288 с..
2. Телекоммуникационные системы и сети / В.В. Величко, Е.А. Субботин, В.В. Шувалов, А.Ф. Ярославцев. Т. 3. – М.: Горячая линия - Телеком, 2005. – 422 с..
3. Вишневский В.М. Теоретические основы проектирования компьютерных сетей / В.М. Вишневский. – М.: Техносфера, 2003. – 237 с.
4. Бирюков Н.Л. Транспортные сети и системы электросвязи. Системы мультимплексування / Н.Л. Бирюков, В.К. Стеклов. – К., 2003. – 354 с.
5. Крук Б.И. Телекоммуникационные системы и сети. Современные технологии / Б.И. Крук, В.Н. Нопантонопуло, В.Н. Шувалов. – М.: Горячая линия - Телеком, 2003. – Т. 1. 320 с.
6. Телекоммуникационные системы и сети / Г.П. Катунин, Г.В. Мамчев, В.П. Нопантонопуло, В.П. Шувалов. – М.: Горячая линия - Телеком, 2004. – Т. 2. – 448 с..
7. Кучук Г.А. Інформаційні технології управління інтегральними потоками даних в інформаційно-телекомунікаційних мережах систем критичного призначення / Г.А. Кучук. – Х.: Харківський університет Повітряних Сил, 2013. – 264 с.
8. Кучук Г.А. Математична модель технічної структури інформаційно-телекомунікаційної мережі / Г.А. Кучук, В.В. Косенко, О.П. Давікоза // Системи обробки інформації. – Х.: ХУ ПС, 2013. – Вип. 6 (113). – С. 234 – 237.
9. Кучук Г.А. Модель процесу буферизації пакетів в апаратних засобах мультимплексування / Г.А. Кучук // Системи обробки інформації. – Х.: ХУ ПС, 2006. – Вип. 2(51). – С. 65 – 70.
10. Телекоммуникационные системы и сети: Т. 3. – Мультисервисные сети / В.В. Величко, Е.А. Субботин, В.В. Шувалов, А.Ф. Ярославцев. – Москва: Горячая линия-Телеком, 2005, С. 430-443.

Поступила в редколлегию 27.11.2014

**Рецензент:** д-р техн. наук, проф. Ю.В. Стасев, Харьковский университет Воздушных Сил им. И. Кожедуба, Харьков.