

ОЦЕНКА СТРУКТУРНЫХ ПАРАМЕТРОВ МАРШРУТИЗАТОРА ПРИ ПРИОРИТЕТНОМ УПРАВЛЕНИИ НЕОДНОРОДНЫМ ТРАФИКОМ С ПРОИЗВОЛЬНЫМ РАСПРЕДЕЛЕНИЕМ ДЛИН ПАКЕТОВ

Л. А. МУРАВЬЕВА-ВИТКОВСКАЯ

Университет ИТМО, 197101, Санкт-Петербург, Россия

E-mail: mur-lada@yandex.ru

Предложен метод оценки емкости внутренней буферной памяти маршрутизатора компьютерной сети с приоритетным управлением трафиком и произвольным распределением длин пакетов разных классов. Приоритетное управление трафиком базируется на дисциплине со смешанными приоритетами. Получено выражение для определения емкости буферной памяти, необходимой для хранения пакетов каждого класса и обеспечивающей заданную вероятность переполнения памяти. Показана необходимость учета зависимости емкости буферной памяти от типа распределения длин пакетов для обеспечения гарантированного качества обслуживания при кратковременных „пульсациях“ трафика и предотвращения потери пакетов.

Ключевые слова: приоритетное управление, компьютерная сеть, буферная память, маршрутизатор, модель массового обслуживания

Введение. Эффективность функционирования компьютерных сетей [1—6] существенно зависит от емкости внутренней буферной памяти маршрутизатора, необходимой для временного хранения пакетов в тех случаях, когда их невозможно немедленно передать на выходной порт. Для предотвращения потерь пакетов при кратковременном многократном превышении среднего значения интенсивности трафика единственным средством служит буфер соответствующей емкости. Поэтому важно определить емкость внутренней буферной памяти проектируемого маршрутизатора, обеспечивающую заданный диапазон значений вероятности ее переполнения. Решение задач проектирования предполагает использование эффективных моделей и математических методов [7—10], позволяющих проводить качественный и количественный анализ характеристик функционирования системы.

В статье представлен метод оценки емкости буферной памяти при приоритетном управлении трафиком, базирующемся на дисциплине со смешанными приоритетами.

Модель маршрутизатора. В качестве модели маршрутизатора компьютерной сети рассматривается одноканальная система массового обслуживания (СМО) [11—15] с накопителем неограниченной емкости, в которую поступают K классов заявок, образующих простейшие потоки с интенсивностями $\lambda_1, \dots, \lambda_K$.

Заявка в модели соответствует пакету в маршрутизаторе; интенсивность потока заявок — интенсивности потока пакетов; длительность обслуживания заявки — задержке передачи пакета, складывающейся из времени буферизации байтов пакета и времени, затрачиваемого на обработку пакетов маршрутизатором (просмотр адресной таблицы, принятие решения о фильтрации или продвижении, получение доступа к среде выходного порта); дисциплина обслуживания заявок — схеме приоритетной обработки пакетов в маршрутизаторе.

Будем полагать, что длительность обслуживания τ_{b_k} заявки класса k распределена по произвольному закону с плотностью вероятности $b_k(\tau)$. Заявки на обслуживание выбираются в соответствии с дисциплиной обслуживания со смешанными приоритетами (ДО СП), задаваемой с помощью матрицы приоритетов.

Метод оценки емкости буферной памяти маршрутизатора. Для описанной модели в работе [1] получены преобразования Лапласа плотностей распределений временных характеристик функционирования системы (времени ожидания и времени пребывания заявок в СМО) и соответствующие начальные моменты. Очевидно, что число заявок, находящихся в СМО, связано прямо пропорциональной зависимостью со временем их пребывания. Определим эту связь и получим выражение для производящей функции [16] числа заявок класса $k = 1, \dots, K$, одновременно находящихся в СМО. Для этого воспользуемся методом введения дополнительного события.

Производящая функция числа заявок определяется следующим образом:

$$M_k^*(Z) = \sum_{m=0}^{\infty} Z^m P_m(k) \quad (0 \leq Z \leq 1), \quad (1)$$

где $P_m(k)$ — вероятность того, что в СМО находится m заявок класса k ($k = 1, \dots, K; m = 0, 1, \dots$).

Придадим составляющим выражения (1) вероятностное толкование. Пусть Z — вероятность того, что заявка „красная“. Тогда $Z^m P_m(k)$ — вероятность того, что в СМО находится m заявок класса k и все они „красные“, а $M_k^*(Z)$ — вероятность того, что все заявки класса k , находящиеся в СМО, „красные“.

Рассмотрим теперь преобразование Лапласа плотности вероятности $u_k(\tau_{u_k})$ времени пребывания τ_{u_k} заявок типа k в СМО

$$U_k^*(s) = \int_0^{\infty} e^{-s\tau_{u_k}} u_k(\tau_{u_k}) d\tau_{u_k}$$

и также придадим ему вероятностное толкование.

Число заявок типа k , поступающих в СМО за некоторый промежуток времени τ , для простейшего потока распределено по закону Пуассона

$$P_k(h, \tau) = \frac{(\lambda_k \tau)^h}{h!} e^{-\lambda_k \tau},$$

где $P_k(h, \tau)$ — вероятность того, что за время τ в СМО с интенсивностью λ_k поступит ровно h заявок класса k . Тогда вероятность того, что за время пребывания в СМО τ_{u_k} заявки класса k в узел поступит h заявок того же типа, равна

$$P_k(h) = \frac{1}{h!} \int_0^{\infty} (\lambda_k \tau_{u_k})^h e^{-\lambda_k \tau_{u_k}} u_k(\tau_{u_k}) d\tau_{u_k}.$$

Умножив $P_k(h)$ на Z^h , получим вероятность того, что в СМО поступит h заявок класса k и все они „красные“:

$$\frac{Z^h}{h!} \int_0^{\infty} (\lambda_k \tau_{u_k})^h e^{-\lambda_k \tau_{u_k}} u_k(\tau_{u_k}) d\tau_{u_k}.$$

После суммирования получим вероятность того, что все заявки класса k в узле — „красные“:

$$\sum_{h=0}^{\infty} Z^h \int_0^{\infty} \frac{(\lambda_k \tau_{u_k})^h}{h!} e^{-\lambda_k \tau_{u_k}} u_k(\tau_{u_k}) d\tau_{u_k}.$$

Поменяв местами операции суммирования и интегрирования, после некоторых преобразований получим

$$\int_0^\infty \sum_{h=0}^\infty \frac{(\lambda_k Z \tau_{u_k})^h}{h!} e^{-\lambda_k \tau_{u_k}} u_k(\tau_{u_k}) d\tau_{u_k} = \int_0^\infty e^{-(\lambda_k - \lambda_k Z) \tau_{u_k}} u_k(\tau_{u_k}) d\tau_{u_k} = U_k^*(\lambda_k - \lambda_k Z).$$

Следовательно, $U_k^*(\lambda_k - \lambda_k Z)$, как и $M_k^*(Z)$, можно трактовать как вероятность того, что все заявки класса k в СМО „красные“, откуда

$$M_k^*(Z) = U_k^*(\lambda_k - \lambda_k Z). \tag{2}$$

Выражение для преобразования Лапласа плотности вероятности времени пребывания заявки класса k в СМО $U_k^*(s)$ получено в [1]. Продифференцировав требуемое число раз выражение (2) по Z , в точке $Z=1$ можно получить выражения для соответствующих начальных моментов числа заявок класса k в СМО, в частности для двух первых начальных моментов имеем:

$$m_k^{(1)} = \frac{\lambda_k \sum_{i=1}^k r_6(i, k) \lambda_i b_i^{(2)}}{2(1 - R_{4k})(1 - R_{5k})} + \frac{\lambda_k b_k^{(1)}}{1 - R_{3k}};$$

$$m_k^{(2)} = \frac{\lambda_k^2 \sum_{i=1}^k r_6(i, k) \lambda_i b_i^{(3)}}{3(1 - R_{4k})^2(1 - R_{5k})} + \frac{\lambda_k^2 b_k^{(2)}}{(1 - R_{3k})^2} + m_k^{(1)} + \frac{\lambda_k^2 \sum_{i=1}^k r_6(i, k) \lambda_i b_i^{(2)} \sum_{i=1}^k r_5(i, k) \lambda_i b_i^{(2)}}{2(1 - R_{4k})^2(1 - R_{5k})^2} +$$

$$+ \frac{\lambda_k^2 \sum_{i=1}^k r_4(i, k) \lambda_i b_i^{(2)} \sum_{i=1}^k r_6(i, k) \lambda_i b_i^{(2)}}{2(1 - R_{4k})^3(1 - R_{5k})} + \frac{\lambda_k^2 b_k^{(1)} \sum_{i=1}^k r_6(i, k) \lambda_i b_i^{(2)}}{(1 - R_{3k})(1 - R_{4k})(1 - R_{5k})} +$$

$$+ \frac{\lambda_k^2 b_k^{(1)} \sum_{i=1}^k r_3(i, k) \lambda_i b_i^{(2)}}{(1 - R_{3k})^3},$$

где $r_g(i, h)$ — коэффициенты приоритетности, принимающие значения 0 или 1 в зависимости от значений элементов q_{ih} и q_{hi} матрицы приоритетов ($q_{ih} = 0$, если класс i не имеет приоритета к классу h ; $q_{ih} = 1$, если класс i имеет относительный приоритет к классу h ; $q_{ih} = 2$, если класс i имеет абсолютный приоритет к классу h) и позволяющие выделить классы пакетов i и h , имеющие между собой определенный вид приоритета:

$$r_1(i, h) = 0,5(1 - q_{ih} - q_{hi})(2 - q_{ih} - q_{hi}), r_2(i, h) = q_{ih}(2 - q_{ih}),$$

$$r_3(i, h) = 0,5 q_{ih}(q_{ih} - 1), r_4(i, h) = r_2(i, h) + r_3(i, h),$$

$$r_5(i, h) = r_1(i, h) + r_4(i, h), r_6(i, h) = r_2(h, i) + r_5(i, h);$$

$$R_{gh} = \sum_{i=1}^h r_g(i, h) \lambda_i b_i^{(1)} \quad (g = 1, 2, 3, 4, 5, 6); \quad b_i^{(c)} = \int_0^\infty \tau^c b_i(\tau) d\tau \quad (c = 1, 2, \dots).$$

Оценим емкость внутренней буферной памяти маршрутизатора (в единицах длины пакета — байтах), необходимую для хранения пакетов каждого класса и обеспечивающую заданную вероятность переполнения памяти.

Пусть $P_k(l)$ — вероятность того, что длина пакета класса k равна l байтам.

Положим, что

$$l_k^{(n)} = \sum_{l=0}^\infty l^n p_k(l) \quad (n = 1, 2, \dots); \quad L_k^*(Z) = \sum_{l=0}^\infty Z^l P_k(l) \quad (0 \leq Z \leq 1; k = 1, \dots, K).$$

Определим статистику числа единиц длины пакета класса k в буферной памяти. Если в буферной памяти коммутатора или маршрутизатора находится M_k пакетов класса k , то число единиц длины пакета класса k равно

$$G_k = \sum_{i=1}^{M_k} L_{k_i}.$$

Тогда производящая функция числа единиц длины пакета класса k равна

$$G_k^*(Z) = M_k^*(L_k(Z)),$$

а первый и второй начальный моменты:

$$G_k^{(1)} = m_k^{(1)} l_k^{(1)}; \quad (3)$$

$$G_k^{(2)} = m_k^{(2)} l_k^{(1)^2} + m_k^{(1)} (l_k^{(2)} - l_k^{(1)})^2.$$

Используя выражение (3), можно определить среднюю емкость буферной памяти маршрутизатора, необходимую для хранения пакетов класса k . Для более точной оценки размера буферной памяти определим емкость буферной памяти, необходимую для хранения пакетов класса k при заданном значении вероятности переполнения памяти $\hat{\delta}_k$. Определим вероятность $q_k(g)$ того, что в буфере находится g единиц длин пакетов класса k , следующим образом:

$$q_k(g) = \frac{1}{g!} \left. \frac{d^g G_k^*(z)}{dz^g} \right|_{z=0}.$$

Тогда вероятность того, что число единиц длин пакетов класса k в буферной памяти G_k превышает некоторое число G_k' , имеет вид:

$$P(G_k > G_k') = \sum_{g=G_k'+1}^{\infty} q_k(g) \quad (k=1, \dots, K).$$

Емкость буферной памяти маршрутизатора определяется путем решения неравенства $P(G_k > G_k') < \hat{\delta}_k$ относительно G_k' .

Так как для определения вероятностей необходимо производить многократное дифференцирование производящей функции, что является трудоемкой задачей, при оценочных расчетах емкости буферной памяти можно воспользоваться неравенством Чебышева.

Заключение. Проведенные исследования показали, что емкость буферной памяти существенно зависит от типа распределения длины пакета, так, например, при переходе от детерминированного распределения к экспоненциальному емкость буфера увеличивается в 1,5—2 раза, а при переходе от детерминированного к гиперэкспоненциальному — в 3—5 раз. Следовательно, для обеспечения гарантированного качества обслуживания при кратковременных „пульсациях“ трафика необходимо рассчитывать емкость буфера маршрутизатора, предотвращающую потерю пакетов.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Алиев Т. И. Характеристики дисциплины обслуживания заявок со смешанными приоритетами // Изв. вузов СССР. Приборостроение. 1981. № 11. С. 36—40.
2. Fowler M. Analysis Patterns: Reusable Object Models. Addison-Wesley Professional, 1996. 384 p.

3. Aliev T. I., Nikulsky I. Y., Ryattaev V. O. Modeling of packet switching network with relative prioritization for different traffic types // Proc. 10th Intern. Conf. on Advanced Communication Technology, ICACT-2008. Phoenix Park, South Korea, 2008. Art. no. 4494220. P. 2174—2176. DOI: 1109/ICACT. 2008. 4494220.
4. Dempsy B., Rinard M. Role-based exploration of object-oriented programs // Proc. 24rd Intern. Conf. on Software Engineering, ICSE 2002. Orlando, USA, 2002. P. 313—324.
5. Алиев Т. И., Муравьева-Витковская Л. А. Приоритетные стратегии управления трафиком в мультисервисных компьютерных сетях // Изв. вузов. Приборостроение. 2011. Т. 54, № 6. С. 44—48.
6. ITU-T Recommendation Y.1541:2006. Network performance objectives for IP-based services.
7. Алиев Т. И. Характеристики дисциплин обслуживания заявок с несколькими классами приоритетов // Изв. АН СССР. Техническая кибернетика. 1987. № 6. С. 188—191.
8. Алиев Т. И., Муравьева Л. А. Система с динамически изменяющимися смешанными приоритетами и ненадежным прибором // Автоматика и телемеханика. 1988. Т. 49, № 7. С. 99—106.
9. Алиев Т. И. Задача синтеза систем с потерями // Изв. вузов. Приборостроение. 2012. Т. 55, № 10. С. 57—63.
10. Bogatyrev V. A. An interval signal method of dynamic interrupt handling with load balancing // Automatic Control and Computer Sciences. 2000. Vol. 34, N 6. P. 51—57.
11. Bogatyrev V. A. Probability estimate of total connectedness of local networks with partial accessibility of redundant trunks // Engineering Simulation. 2000. Vol. 17, N 5. P. 739—752.
12. Bogatyrev V. A. Protocols for dynamic distribution of requests through a bus with variable logic ring for reception authority transfer // Automatic Control and Computer Sciences. 1999. Vol. 33, N 1. P. 57—63.
13. Bogatyrev V. A. Increasing the fault tolerance of a multi-trunk channel by means of inter-trunk packet forwarding // Automatic Control and Computer Sciences. 1999. Vol. 33, N 2. P. 70—76.
14. Bogatyrev V. A. On interconnection control in redundancy of local network buses with limited availability // Engineering Simulation. 1999. Vol. 16, N 4. P. 463—469.
15. Алиев Т. И. Основы моделирования дискретных систем. СПб: СПбГУ ИТМО, 2009. 363 с.
16. Алиев Т. И. Аппроксимация вероятностных распределений в моделях массового обслуживания // Научно-технический вестник информационных технологий, механики и оптики. 2013. № 2(84). С. 88—93.

Сведения об авторе

Людмила Александровна Муравьева-Витковская — канд. техн. наук; Университет ИТМО; кафедра вычислительной техники; E-mail: mur-lada@yandex.ru

Рекомендована кафедрой
вычислительной техники

Поступила в редакцию
03.07.17 г.

Ссылка для цитирования: Муравьева-Витковская Л. А. Оценка структурных параметров маршрутизатора при приоритетном управлении неоднородным трафиком с произвольным распределением длин пакетов // Изв. вузов. Приборостроение. 2017. Т. 60, № 10. С. 951—956.

ESTIMATION OF ROUTER STRUCTURAL PARAMETERS UNDER PRIORITY MANAGEMENT OF HETEROGENEOUS TRAFFIC WITH ARBITRARY DISTRIBUTION OF PACKET LENGTHS

L. A. Muravyeva-Vitkovskaya

ITMO University, 197101, St. Petersburg, Russia

E-mail: mur-lada@yandex.ru

A method is proposed for estimating the capacity of internal buffer memory of the router for networks with priority-based traffic control. The traffic with arbitrary distribution of lengths of packets of different classes is considered. Priority queueing management is based on a discipline with mixed priorities. A formula is derived for the capacity of the router buffer memory required to store packets of each class for a given probability of buffer overflow. The account of the dependence of required buffer memory capacity on the type of distribution of packet lengths is shown to be necessary to ensure quality of service for short-term bursts in traffic speed and to prevent packet loss.

Keywords: priority control, computer network, router memory capacity, queuing model

Ludmila A. Muravyeva-Vitkovskaya — **Data on author**
PhD; ITMO Univesity, Department of Computation Technologies; E-mail: mur-lada@yandex.ru

For citation: Muravyeva-Vitkovskaya L. A. Estimation of router structural parameters under priority management of heterogeneous traffic with arbitrary distribution of packet lengths. *Journal of Instrument Engineering*. 2017. Vol. 60, N 10. P. 951—956 (in Russian).

DOI: 10.17586/0021-3454-2017-60-10-951-956