



**Иванов**  
**Игорь Потапович,**  
проректор по информатизации  
МГУ им. Н.Э. Баумана, д.т.н.

Использование общих ресурсов различными процессами, протекающими в вычислительных системах, весьма характерно. Так, в многопроцессорных и многоядерных компьютерах общими ресурсами, разделяемыми разными процессами, являются общая оперативная память, дисковое пространство, сетевые интерфейсы и т.п. В компьютерных сетях общими являются информационные ресурсы порталов, серверов баз данных, серверов приложений и т.д. Разделяемыми ресурсами транспортных подсистем корпоративных сетей принято считать пропускные способности сегментов уровня ядра и уровня распределения, буферное пространство оконечных (хостов) и промежуточных коммутационных (коммутаторы и маршрутизаторы) узлов и времена центральных процессоров этих узлов [1,2]. Анализ доступности ресурсов, одновременно востребованных различными процессами, является весьма нетривиальной задачей, относящейся к области систем (СМО) и сетей (СеМО) массового обслуживания теории очередей и т.п. [3,4,5]. Именно доступность ресурсов является краеугольным камнем при организации атак типа DoS (Denial of Service) и DDoS (Distributed Denial of Service) [4,5]. В [2,3] решаются задачи анализа доступности ресурсов транспортных подсистем корпоративных вычислительных сетей, построенных на коммутаторах, с учетом возможной

## Деформация трафиков потоков информации в коммутаторах корпоративных сетей

взаимной блокировки процессов в локальных и глобальных компьютерных сетях, показывается, что наиболее напряженный режим работы коммутатора как промежуточного транспортного узла сети реализуется при востребованности какого-либо интерфейса (порта) коммутатора его остальными интерфейсами (портами).

В [3] приведены результаты экспериментальных исследований времени передачи кадра между интерфейсами коммутаторов в отсутствие возможной блокировки выходного порта. Показано, что время коммутации  $T_s$  пропорционально по длине передаваемого кадра. Это объясняется необходимостью буферизации кадров в памяти входного интерфейса из-за его побитной передачи по сегменту для проверки отсутствия возможных искажений сравнением вычисляемой аппаратно-контрольной суммой (CRC—Cyclic Redundancy Check) с передаваемым вместе с кадром ее значением (для технологии Ethernet значение CRC при формировании кадра помещается в четырех байтах, дополняющих полезную информацию [4,5]). Решение о дальнейшем продвижении кадра принимается лишь в случае совпадения переданного и вычисленного значений CRC в соответствии с таблицей фильтрации (таблицей коммутации) при условии незанятости требуемого выходного интерфейса коммутатора. Если в рассматриваемой момент времени требуемый выходной порт оказывается связанным с каким-либо иным входным интерфейсом или же передача информации осуществляется с требуемого выходного порта на любой другой интерфейс коммутатора, то имеет место блокировка (blocking) рассматриваемого входного информационного потока с накоплением последующих его информационных кадров в буферной памяти входного

интерфейса до освобождения потребного выходного порта.

Передача кадра из входного интерфейса в выходной в коммутаторах различных производителей конструктивно осуществляется разными способами [3,5] с помощью коммутационных матриц, через общую шину, использованием общей памяти и т.п. [5]. Организация очереди в буферной памяти выходного интерфейса осуществляется с учетом требований качества обслуживания (QoS — Quality of Service), реализуемого на уровне сетевых интерфейсов стека протоколов TCP/IP приоритетами различных классов обслуживания (CoS — Class of Service). С учетом возможной в технологии Ethernet разницы в размере передаваемых кадров, составляющей разброс от 72 до 1526 байт [3,4], при их передаче из буферной памяти входного порта в буферную память выходного интерфейса для различных методов коммутации требуются различные временные интервалы из-за ограниченности порций передаваемой информации. Если не предусмотрены соответствующие меры, то даже в отсутствие блокировки передаваемых кадров неизбежна деформация входного трафика на выходе коммутатора. Пусть на входной интерфейс коммутатора поступает регулярный поток (что обеспечивается алгоритмами «дырявого» или маркерного ведра на сетевом уровне в источнике информации [4,5]) кадров различной длины. Наилучшей моделью для длин генерируемых серверами кадров в настоящее время следует считать модель распределения Бернулли [3], при которой длина кадра с вероятностью  $p$  является минимальной и с вероятностью  $q=1-p$  равна максимальному значению. Если из выходного порта передачу кадра в следующий сегмент сети начинать с момента времени его полной передачи в буферную память выходного порта, то ко-



роткие кадры начнут поступать в сегмент раньше, чем длинные, что исказит регулярность поступления кадров на входном интерфейсе. Избежать деформации трафика можно либо применяя коммутаторы с общей разделяемой памятью, либо используя конвейеризацию при обработке кадров, при которой выдача информации из выходного интерфейса в соответствующий сегмент сети начинается сразу при поступлении в буферную память выходного интерфейса начальных байтов передаваемого кадра. Однако в этих случаях деформация неизбежна из-за различной длительности приема кадра в аппаратный буфер входного интерфейса для проверки его целостности. При исключении процедуры проверки CRC и конвейеризации обработки поступающих на входной порт байт передаваемого кадра (коммутация «на лету» [5]) повышается вероятность «засорения» сети искаженными кадрами, что отрицательно сказывается на ее производительности. Непопулярность коммутации «на лету» объясняется еще и тем фактом, что пропускные способности входного и выходного интерфейсов должны быть равными [5], а это противоречит принципу иерархической организации ЛВС на коммутаторах [2,3]. Таким образом, деформация трафика возможна даже в тривиальном случае взаимодействия пары интерфейсов коммутатора.

Рассмотрим ситуацию, при которой на каком-либо выходном интерфейсе коммутатора осуществляется мультиплексирование нескольких входных информационных потоков кадров. Обозначим через  $\pi_i$  вероятность востребованности данного выходного порта информационным потоком  $i$ -го входного интерфейса, по которому кадры поступают с интенсивностью  $\lambda_i$  [1/с], их размер определяется распределением Бернулли (т.е. кадры минимальной длины генерируются источником с вероятностью  $p_i$ , а с вероятностью  $q_i=1-p_i$  размер кадров максимален). Пропускная способность интерфейса равна  $R_i$  [бит/с]. За некоторый промежуток времени  $\tau$  на вход  $i$ -го интерфейса может

поступить  $B_i=R_i \cdot \tau$  бит информации, а фактически для передачи на рассматриваемый выходной порт принимаются:

$$S_i = 8 \cdot \lambda_i \cdot \tau (p_i L_{\min} + (1 - p_i) L_{\max})$$

бит, где  $L_{\min}$   $L_{\max}$  — размер минимального и максимального кадра модельного трафика в байтах с учетом величины межкадрового интервала (12 байт для технологии Ethernet [4,5]).

Вполне логично вероятность востребованности рассматриваемого выходного порта  $i$ -м входным интерфейсом определить отношением  $S_i$  к  $B_i$ , т.е.:

$$\pi_i = \frac{8 \cdot \lambda_i \cdot (p_i L_{\min} + (1 - p_i) L_{\max})}{R_i} \quad (1)$$

Очевидно, что для каждого входного интерфейса должно выполняться ограничение:

$$R_i \geq 8 \cdot \lambda_i \cdot (p_i L_{\min} + (1 - p_i) L_{\max}) \quad (2)$$

Сумма в скобках соотношений (1) и (2) характеризует трафик источника информации и определяется спецификой приложений, выполняемых на этом источнике [3]. Величина  $R_i$  может настраиваться системным администратором, либо выбирается автоматически при выполнении процедур настройки пары «интерфейс коммутатора — сетевой адаптер источника» [5]. Значение  $\lambda_i$  можно изменять при настройке алгоритма маркерного ведра [4]. Весь объем информации, поступившей на все входные порты за время  $\tau$ , должен быть эвакуирован рассматриваемым выходным интерфейсом, что обеспечивается выполнением неравенства:

$$R_0 \geq \sum_{i=1}^K \pi_i R_i \quad (3)$$

где  $R_0$  — пропускная способность выходного порта;

$K$  — число входных интерфейсов, которым за интервал времени  $\tau$  потребовался данный выходной порт.

Вероятность невостребованности рассматриваемого выходного интерфейса ни одним из входных портов [2,3]:

$$\text{Pr } 0 = \prod_{i=1}^K (1 - \pi_i) \quad (4)$$

Вероятность востребованности рассматриваемого выходного интерфейса только одним входным портом за время  $\tau$ :

$$\text{Pr } 1 = \sum_{i=1}^K \pi_i \cdot \prod_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^K (1 - \pi_j) \quad (5)$$

Востребованность выходного порта более чем одним входным интерфейсом приводит к взаимной блокировке одного из информационных потоков. Вероятность возникновения блокировки:

$$\text{Pr } B = 1 - \text{Pr } 1 - \text{Pr } 0 \quad (6)$$

Очевидно, что блокировка любого входного информационного потока существенно искажает рассматриваемый трафик этого потока и влияет на трафик выходного интерфейса, который уже нельзя рассматривать как простую сумму входных трафиков.

В [2,3] проанализирован случай равнозначной востребованности выходного интерфейса однородными по приоритетности входными информационными потоками ( $\pi_i=p=1/K$ ), а также метод учета вероятности блокировки при определении реальных характеристик корпоративных сетей, построенных на коммутаторах. Соотношения (1) — (6) дают возможность распространить правило доступности ресурсов транспортных подсистем корпоративных сетей практически на любые топологические схемы их построения.