

## К ВОПРОСУ ОБЕСПЕЧЕНИЯ ДИФФЕРЕНЦИРОВАННОГО КАЧЕСТВА ОБСЛУЖИВАНИЯ В МУЛЬТИСЕРВИСНЫХ СЕТЯХ

В. В. Шахов

Институт вычислительной математики и математической геофизики СО РАН,  
630090, Новосибирск, Россия

---

УДК 621.391

Проанализированы преимущества и недостатки схемы управления буфером маршрутизатора с целью дифференциации потерь в инфокоммуникационных сетях, называемой bounded random drop (BRD). Для устранения недостатков предложена новая схема, основанная на использовании RED-механизма, рекомендованного IETF для использования в NGN-сетях. Проведен анализ производительности предложенной схемы.

**Ключевые слова:** мультисервисные сети, QoS, DiffServ, RED-механизм.

In this paper, a novel multiple queue management scheme, that support differentiated loss guarantees for multiple service classes, has been considered. This scheme is based on the properties of the original Random Early Detection (RED) recommended by IETF for NGN. Performance comparison of the offered scheme and the Bounded Random Drop (BRD) mechanism has been provided. It has been shown, the novel scheme gets higher results.

**Key words:** NGN, QoS, DiffServ, RED-scheme.

**Введение.** В последнее десятилетие активно развиваются информационные и телекоммуникационные технологии, наблюдается их конвергенция. Появление приложений с высокими требованиями не только к пропускной способности сети, но и к ее интеллектуальности стимулирует работы по созданию универсальных мультисервисных сетей, способных эффективно обрабатывать информацию различного типа, предоставлять услуги с требуемым качеством. Возникла необходимость разработать решения, позволяющие обеспечить обслуживание различных групп пользователей, генерирующих трафик с собственными требованиями к задержке, полосе пропускания, джиттеру, вероятности отказа в обслуживании и т. п. Таким образом, в настоящее время существенно возросла роль методов обеспечения качества обслуживания (QoS), без применения которых невозможна работа современных мультимедийных приложений, например IP-телефонии.

Технологии обеспечения качества обслуживания посвящено достаточно много исследований, выполненных как научно-исследовательскими, так и коммерческими организациями. Предложена расширяемая и масштабируемая архитектура дифференцированного обслуживания (DiffServ), позволяющая классифицировать сетевой трафик, управлять нагрузкой и обеспечивать качество обслуживания (QoS) в современных IP-сетях. В частности, DiffServ позволяет выделить достаточно ресурсов приложениям, чувствительным к задержке

---

Работа выполнена при финансовой поддержке Российского фонда фундаментальных исследований (код проекта 11-07-00183).

(голос, потоковое мультимедиа), в то время как остальные приложения (web-трафик, электронная почта) обслуживаются в режиме негарантированной доставки. В рамках принципа дифференцированного обслуживания получили развитие два направления. Первый подход, называемый абсолютным дифференцированным обслуживанием, основывается на сложных механизмах контроля доступа и резервирования ресурсов и обеспечивает выполнение заданных показателей обслуживания (например, максимальная задержка при сквозной передаче не превышает нескольких миллисекунд, количество утерянных пакетов не превышает 1 % всех высланных пакетов и т. д.). Второй подход, называемый относительным дифференцированным обслуживанием, предоставляет ресурсы различным классам трафика в зависимости от их приоритета. Реализация данного подхода требует меньшего объема сетевых ресурсов, кроме того, он эффективнее с точки зрения внедрения и управления. Однако при этом априори не гарантируется фактический уровень обслуживания каждого класса. Модель пропорционального дифференцированного обслуживания (ПДО) предоставляет провайдеру сетевых услуг набор настроек для гибкого регулирования отношения показателей QoS между классами независимо от предложенной нагрузки каждого класса [1].

В большинстве схем ПДО используются специализированные алгоритмы дифференциации задержки и потерь пакетов. Пропорциональное дифференцирование задержки реализовано с помощью соответствующих алгоритмов планирования [2–5], пропорциональное дифференцирование потерь достигается за счет применения алгоритмов управления очередями [6, 7]. Рассматривались гибридные методы, обеспечивающие ПДО и гарантирующие абсолютные значения задержек и потерь [8–11]. Однако указанные подходы вступают в конфликт с требованиями расширения и масштабируемости сети, кроме того, они очень ресурсоемки и сложны для практического использования.

В настоящее время не существует универсальной схемы реализации дифференцированного обслуживания. Разработка эффективных методов поддержки QoS включая DiffServ является основным фактором успешного развития инфокоммуникационных сетей и темой многочисленных исследований. Сравнительно недавно была решена проблема пропорционального дифференцированного контроля доступа [12–14]. Среди имеющихся схем управления очередями для обеспечения дифференцированного обслуживания следует отметить метод bounded random drop (BRD) [9]. По сравнению с аналогами данный метод более прост в реализации и имеет большие функциональные возможности. Тем не менее метод имеет ряд недостатков (низкая производительность, сложность выбора оптимальных параметров метода и другие проблемы, рассматриваемые ниже). Целью настоящего исследования является разработка метода, свободного от указанных недостатков. Для реализации этого метода используется механизм random early detection (RED), рекомендованный Комитетом по инженерным вопросам Internet (IETF). Развиваются и обобщаются идеи, предложенные в работах [15, 16].

## 1. Механизмы обеспечения DiffServ

В настоящее время опубликовано большое количество работ, посвященных дифференцированному обслуживанию. В модели пропорциональной дифференциации потерь (ПДП) предлагается использовать фиксированное соотношение интенсивности потерь между различными классами трафика. ПДП-модель предложена в работе [2], там же рассмотрено несколько механизмов обеспечения QoS, таких как разбиение буфера, совместное частичное использование буфера, мультисервисная RED-схема. Показано, что данные схемы неприемлемы для относительного дифференцированного обслуживания. В [2] также предложен

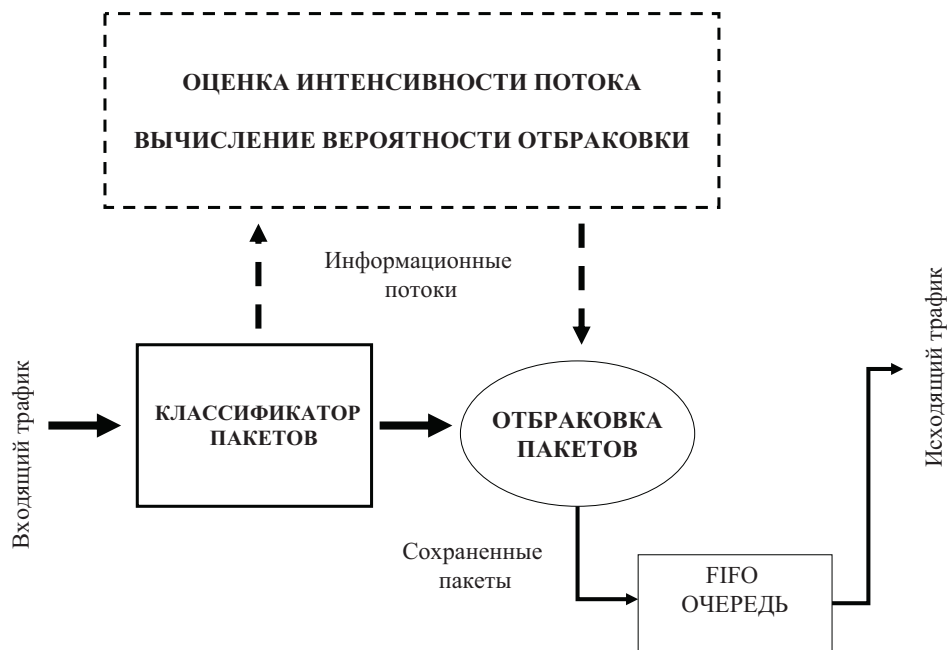


Рис. 1. Архитектура метода BRD

и исследован механизм пропорциональной интенсивности потерь, близкий к модели ПДП. Данный подход развит в работах [9, 17–19], предложен алгоритм joint buffer management and scheduling (JoBS), в котором управление буфером интегрировано с планировщиком пакетов. В работе [3] представлен вероятностный алгоритм probabilistic longest queue first (PLQ), утверждается, что его реализация дешевле реализации алгоритмов, предложенных в [2], и он более адаптирован к реальным приложениям. В работе [20] показано, что при определенных условиях метод, предложенный в работе [6], не позволяет обеспечить требуемый уровень интенсивности потерь, предложено решение этой проблемы.

Указанный выше метод BRD обеспечивает дифференцированное обслуживание без больших вычислительных затрат. Предполагалось, что реализация данного метода позволит достигнуть как абсолютных, так и относительных требований по дифференциации потерь. Действительно, метод BRD, основанный на простой очереди с дисциплиной обслуживания FIFO, предпочтительнее JoBS с точки зрения простоты реализации и расходов на функционирование. Архитектура метода BRD показана на рис. 1. Метод работает следующим образом.

1. Интенсивность входящего потока пакетов оценивается с использованием экспоненциального взвешенного скользящего среднего. Для каждого класса трафика  $i$  используется счетчик  $A_i$  для отслеживания объемов входящего трафика в течение выборочного периода  $\Delta t$ . В конце каждого периода для каждого класса текущая интенсивность трафика оценивается по формуле

$$r_i = (1 - \alpha)r_{i-1} + \alpha A_i / \Delta t,$$

где  $0 < \alpha < 1$  — коэффициент сглаживания (чем больше значение  $\alpha$ , тем быстрее “забываются” предыдущие вычисления).

2. С использованием  $r_i$  для каждого класса вычисляется вероятность отбраковки пакета  $p_i$ . Счетчики обнуляются.

Вероятность блокировки пакетов при использовании метода BRD

Номер случая	Входной поток, Мбит/с			Нагрузка	$P_1$	$P_2$	$P_3$
	Класс 1	Класс 2	Класс 3				
1	2	4	2	0,8	0	0	0
2	2	4	4	1,0	0	0	0
3	4	2	5	1,1	0,091	0,091	0,091
4	4	4	4	1,2	0,1	0,2	0,2
5	5	6	5	1,6	0,1	0,2	0,86
6	8	4	1	1,3	0,1	0,3	1,0
7	10	10	10	3,0	0,1	0,9	1,0
8	12	1	5	1,8	0,17	1,0	1,0

3. Каждый прибывающий пакет класса  $i$  случайным образом отбраковывается с полученной вероятностью  $p_i$ .

Помимо преимуществ метод BRD имеет ряд серьезных недостатков.

## 2. Анализ метода BRD

**2.1. Результаты численных расчетов.** Некоторые выводы об эффективности метода BRD сделаны в работе [16]. Проведен численный анализ реальной скорости потерь, достигаемой при использовании метода. При проведении расчетов сделано предположение о существовании трех классов трафика с постоянной битовой скоростью передачи данных. Классы ранжированы по убыванию приоритета, пакеты первого класса имеют высший приоритет. Предполагается, что пропускная способность системы составляет 10 Мбит/с, для первого и второго классов вероятности блокировки пакета относятся как 1:2, вероятность блокировки пакетов первого класса не должна превышать 0,1. Для третьего класса никаких ограничений не вводится. Полученные реальные вероятности блокировки для первого, второго и третьего классов обозначены  $P_1, P_2, P_3$  соответственно.

Результаты расчетов, представленные в таблице, показывают, что при низких предложенных нагрузках пакеты не отбрасываются методом BRD. В случае 3 (см. таблицу) вероятность блокировки пакетов с высшим приоритетом (классы 1 и 2) такая же, как и для пакетов с низшим приоритетом. Требование на абсолютную величину скорости потерь выполнено, но дифференциации не происходит. В случаях 4, 5 классы 1 и 2 получают требуемое обслуживание, но показатель потерь достигает граничного значения. В случаях 6, 7 проявляется конструктивная слабость механизма (одна общая очередь), требуемое качество обслуживания получает только трафик первого класса. В случае 8 требуемое качество обслуживания не достигается даже для трафика с высшим приоритетом, несмотря на то что предложенная нагрузка меньше, чем в случае 7. Таким образом, достоверный вывод о том, что узел перегружен, нельзя сделать лишь по оценке предложенной нагрузки, необходимо также учитывать входящую нагрузку для каждого класса. Своевременный сигнал источникам нагрузки о том, что запрашиваемый уровень QoS невозможен, позволит перераспределить потоки и избежать проблем, однако в рамках схемы BRD реализовать это нельзя.

В результате численного анализа установлено, что метод BRD имеет следующие недостатки:

1. Большая задержка. Схема BRD не отбраковывает пакеты до тех пор, пока предложенная нагрузка не будет превышать единицу. Активирование механизма отбраковки будет

происходить, когда буфер близок к переполнению. Следовательно, задержка пакетов в очереди будет большой.

2. Дискриминация. Схема BRD позволяет классам с высшим приоритетом монополизировать ресурсы маршрутизатора, сделав невозможной обработку пакетов низшего класса.

3. Вычислительные затраты. Поскольку очередь общая, для каждого пакета требуется как минимум одна операция сравнения. Кроме того, при активации механизма отбраковки для обработки каждого пакета требуется сгенерировать псевдослучайное число. Если допускаются высокие показатели предложенной нагрузки, то требования к периоду сгенерированной последовательности и скорости генерации возрастают. Следует отметить, что современные генераторы псевдослучайных чисел позволяют решить данную проблему [21].

4. Выбор оптимальных параметров. Схема BRD зависит от двух параметров: выборочного периода  $\Delta t$  и коэффициента сглаживания  $\alpha$ . Определение оптимальных значений этих параметров является сложной задачей. На практике обычно ограничиваются нахождением с помощью имитационного моделирования приемлемых значений параметра, позволяющего достичь удовлетворительной производительности. Отсутствует гарантия, что полученные значения дадут приемлемые результаты даже в случае незначительного изменения ситуации.

**2.2. Случайный трафик.** Указанные выше недостатки выявлены для детерминированного трафика. Покажем, что в случае случайного трафика схема BRD не позволяет достичь заданного уровня QoS. Предположим, что емкость рассматриваемого буфера равна  $K$ . Пусть  $p_i$  — вероятность события “ $i$  пакетов в буфере” ( $i = 0, \dots, K$ ),  $p_K$  — вероятность переполнения буфера. Согласно алгоритму BRD если число пакетов в буфере равно  $i = 1, \dots, K - 1$ , то вероятность блокировки пакетов первого класса соответствует заданной вероятности потерь  $B_{QoS}$ . В случае  $K$  пакетов в буфере вероятность блокировки входящего пакета равна единице, так как буфер переполнен.

Вычислим фактическую вероятность блокировки  $R$  пакетов высшего приоритета:

$$R = B_{QoS} \sum_{i=0}^{K-1} p_i + p_K = B_{QoS} \sum_{i=0}^K p_i + (1 - B_{QoS})p_K = B_{QoS} + (1 - B_{QoS})p_K > B_{QoS}.$$

Здесь  $\sum_{i=0}^K p_i = 1$ ;  $B_{QoS} < 1$ .

Таким образом, заданная скорость потерь достигается только при  $p_K = 0$ . Это означает, что размер буфера не ограничен (на практике нереализуемо) либо поступающая нагрузка очень низкая. В последнем случае  $p_K \neq 0$ , но этим значением можно пренебречь. Во всех остальных случаях  $DR > LB_1$ , следовательно, метод BRD не обеспечивает требуемый уровень QoS.

Рассмотрим ситуацию, когда допускается незначительное превышение заданной скорости потерь, т. е. выполняется неравенство  $R < B_{QoS} + \epsilon$ , где  $\epsilon$  — малая величина, составляющая несколько процентов  $B_{QoS}$ . Тогда

$$(1 - B_{QoS})p_K < \epsilon, \quad p_K < \frac{\epsilon}{1 - B_{QoS}}.$$

В реальных IP-сетях допустимые потери пакетов высшего приоритета обычно значительно меньше 10 %. Значит,  $p_K \approx \epsilon$ , т. е. вновь получаем случай крайне низкой предложенной нагрузки. В противном случае механизм не гарантирует заданный уровень потерь.

### 3. Использование RED-механизма для DiffServ

**3.1. Предлагаемая схема.** Рассмотрим метод дифференцирования потерь с помощью управления несколькими очередями, позволяющий гарантировать для каждого класса заданный уровень потерь. Управление очередями реализовано с использованием механизма RED.

Архитектура предлагаемой схемы включает четыре основных модуля:

- 1) классификатор пакетов, распознающий приоритет пакетов и группирующий их в соответствии с требованиями к обслуживанию;
- 2) отбраковщик пакетов, определяющий необходимый объем памяти, который должен быть предоставлен сетевому трафику определенного вида, а также принимающий решение, какие пакеты будут отбракованы для предотвращения потенциального затора;
- 3) планировщик, управляющий распределением полосы пропускания между различными классами на основе информации об имеющихся ресурсах и запрашиваемой задержке для различных типов трафика;
- 4) решатель, измеряющий предложенную нагрузку в реальном времени и управляющий отбраковщиком пакетов.

Для каждого класса предназначен свой буфер, RED-механизм [22] используется независимо при управлении каждым буфером. Для очереди, оснащенной схемой RED, входящий пакет отбраковывается с некоторой вероятностью  $d(k)$ , которая является возрастающей функцией среднего числа пакетов в очереди  $k$ . Указанное число оценивается с помощью экспоненциального скользящего среднего. Пусть  $k_0$  — предыдущее значение параметра. Тогда

$$k = (1 - w_q)k_0 + w_q\hat{k},$$

где  $\hat{k}$  — наблюдаемое количество заполненных мест в настоящий момент;  $0 \leq w_q \leq 1$  — весовой показатель. В методе RED используются три контрольных параметра: максимальная вероятность блокировки  $\max_p$ , нижний порог  $\min_{th}$  и верхний порог  $\max_{th}$ . В зависимости от числа пакетов в очереди  $k$  и коэффициента сглаживания  $w_q$  осуществляется динамическое управление очередью.

Типичная функция отбраковки для класса  $i$  при вероятности отбраковки  $d_i(k)$  и параметрах RED  $\min_{th}$ ,  $\max_{th}$ ,  $\max_{p,i}$  имеет вид

$$d_i(k) = \begin{cases} 0, & k < \min_{th}, \\ \frac{\max_{p,i}(k - \min_{th})}{\max_{th} - \min_{th}}, & \min_{th} \leq k < \max_{th}, \\ 1, & k \geq \max_{th}, \end{cases}$$

где  $\max_{p,i}$  — максимальная вероятность блокировки для класса  $i$ . Архитектура предложенного механизма показана на рис. 2.

Поскольку предлагаемая схема поддерживает мультисервисное обслуживание с использованием очередей, оснащенных RED-механизмом, будем называть ее механизмом mQ-RED (multiple queue and RED).

**3.2. Анализ производительности предложенной схемы.** Скорость обслуживания каждого класса определяется долей пропускной способности системы (количеством исходящих каналов) выделенной очереди данного класса в соответствии с расписанием, составленным планировщиком. Производительность очереди класса  $i$  обозначим через  $\mu_i$ . Иными

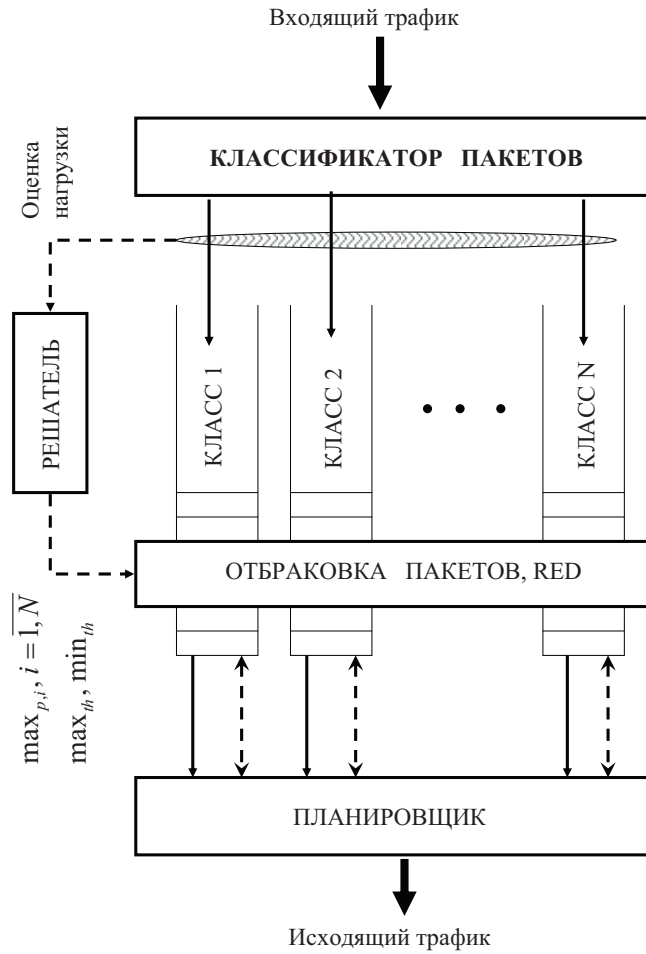


Рис. 2. Архитектура предлагаемого механизма обеспечения DiffServ, mQ-RED

словами, значение  $\mu_i$  соответствует количеству пакетов, посылаемых на исходящий канал из очереди класса  $i$  в единицу времени.

Предположим, что поступающий поток удовлетворяет свойствам пуассоновского процесса, времена обработки пакетов маршрутизатором являются независимыми случайными величинами, изменяющимися по экспоненциальному закону. Указанные предположения являются общепринятыми (см., например, [23–25]). Интенсивность поступающего трафика класса  $i$  обозначим через  $\lambda_i$ . Тогда коэффициент использования соответствующей очереди  $\rho_i = \lambda_i/\mu_i$ . Пусть  $\max_{th} = K$ . Число пакетов в RED-очереди описывается процессом гибели и размножения с интенсивностями гибели  $\mu_i$  и размножения  $\lambda_i$  до состояния  $h = \min_{th}$ ; начиная с  $h$  интенсивность размножения равна  $\lambda_i(1 - d_i(k))$  (рис. 3).

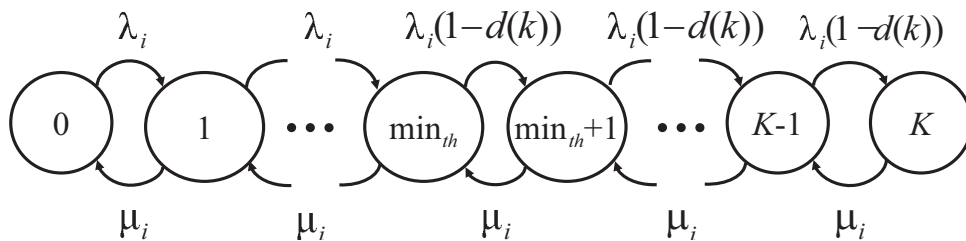


Рис. 3. Диаграмма состояний RED-очереди

Пусть  $p_k$  — вероятность того, что очередь класса  $i$  содержит ровно  $k$  пакетов. Запишем уравнения Колмогорова для рассматриваемого процесса [15]:

$$\begin{aligned} \lambda_i p_0 &= \mu_i p_1, \\ (\lambda_i + \mu_i) p_k &= \lambda p_{k-1} + \mu_i p_{k+1}, \quad k = 1, \dots, h-1, \\ (\lambda_i(1 - d_i(h)) + \mu_i) p_h &= \lambda_i p_{h-1} + \mu_i p_{h+1}, \\ (\lambda_i(1 - d_i(k)) + \mu_i) p_k &= \lambda_i(1 - d_i(k-1)) p_{k-1} + \mu_i p_{k+1}, \quad k = h+1, \dots, K-1. \end{aligned}$$

Следовательно,

$$\begin{aligned} p_k &= \rho_i^k p_0, \quad k = 1, \dots, h, \\ p_k &= \rho_i^k \prod_{j=h}^k (1 - d_i(j)) p_0, \quad k = h+1, \dots, K. \end{aligned}$$

С учетом условия нормировки

$$\sum_{j=0}^K p_j = 1$$

получаем

$$\begin{aligned} p_0 &= \left( 1 + \sum_{j=1}^h \rho_i^j + \sum_{j=h+1}^K \rho_i^j \prod_{l=h}^j (1 - d_i(l)) \right)^{-1}, \\ p_k &= \frac{\rho_i^k}{1 + \sum_{j=1}^h \rho_i^j + \sum_{j=h+1}^K \rho_i^j \prod_{l=h}^j (1 - d_i(l))}, \quad k = 1, \dots, h, \\ p_k &= \frac{\rho_i^k \prod_{j=h}^k (1 - d_i(j))}{1 + \sum_{j=1}^h \rho_i^j + \sum_{j=h+1}^K \rho_i^j \prod_{l=h}^j (1 - d_i(l))}, \quad k = h+1, \dots, K. \end{aligned} \tag{1}$$

Заметим, что полученные формулы можно модифицировать с учетом выражения

$$\sum_{j=1}^h \rho_i^j = \frac{\rho_i^{h+1} - 1}{\rho_i - 1}, \quad \rho_i \neq 1.$$

Вероятность блокировки пакета класса  $i$  вычисляется следующим образом:

$$P_i^{\text{RED}} = \sum_{k=\min_{th}}^{K-1} p_k d_i(k) + p_K.$$

В результате получаем непрерывную функцию по переменной  $\mu$ , характеризующей пропускную способность исходящих каналов, выделенных рассматриваемому классу. Функция принимает значения от 0 до 1. Пусть для класса  $i$  требуется обеспечить заданный уровень потерь  $0 < \alpha_{i, \text{QoS}} < 1$ . Согласно теореме Больцано — Коши существует значение  $\mu^*$ , такое что

$$P_i^{\text{RED}}(\mu^*) = \alpha_{i, \text{QoS}}.$$

Значение  $\mu^*$  может быть определено численно.

Таким образом, предложенная схема гарантирует запрашиваемый уровень QoS при достаточном количестве ресурсов. В условиях дефицита пропускной способности исходящего канала для некоторого класса включается механизм перераспределения ресурсов. В случае если всех имеющихся ресурсов системы недостаточно для обеспечения запрашиваемого уровня QoS, предложенный подход позволяет своевременно обнаружить проблему и сигнализировать источникам нагрузки о необходимости перенаправить потоки.

Пусть  $N_q$  — количество классов трафика. Тогда количество очередей, поддерживаемых узлом, должно быть не меньше  $N_q$ . Вероятность отбраковки пакета класса  $i$  при наличии  $k$  пакетов в очереди  $i$  обозначим через  $p_{k,i}$ . Формула для определения суммарных потерь имеет вид

$$\sum_{i=0}^{N_q} \lambda_i P_i^{\text{RED}} = \sum_{i=0}^{N_q} \lambda_i \left( \sum_{k=\min_{th}}^{K-1} p_{k,i} d_i(k) + p_{K,i} \right).$$

Заметим, что суммарная нагрузка, создаваемая всеми классами, составляет  $\sum_{j=1}^{N_q} \lambda_j$ , доля пакетов класса  $i$  в общей нагрузке равна  $\lambda_i / \sum_{j=1}^{N_q} \lambda_j$ . Тогда вероятность того, что выбранный случайным образом пакет не блокируется, передается на следующий узел сети:

$$p = 1 - \sum_{i=0}^{N_q} \frac{\lambda_i P_i^{\text{RED}}}{\sum_{j=1}^{N_q} \lambda_j}.$$

Выражение для вероятности  $p$  можно использовать в моделях случайных графов (надежность вершины или ребра) для оценки структурной надежности сети [26, 27].

Полученные формулы позволяют эффективно реализовать дифференциацию потерь, гибко менять политику QoS в зависимости от поставленных целей. В отличие от метода BRD даже в случае единственного класса трафика предложенная схема позволяет снизить потери на 40 % [16].

## 4. Особенности реализации предложенного механизма

### 4.1. Упрощенная схема обеспечения DiffServ.

С целью упрощения реализации предложенного механизма вероятность отбраковки пакета для отдельного класса можно выбрать постоянной, не зависящей от числа пакетов в очереди. Эта идея обсуждалась в опубликованных ранее работах. Вообще говоря, данная упрощенная схема может рассматриваться как частный случай mQ-RED-схемы, если в последней при вычислении средневзвешенного количества пакетов в очередях текущее количество пакетов в очереди выбирается с нулевым весом ( $w_q = 0$ ).

Обозначим вероятность сохранения пакета (для рассматриваемого класса) через  $\theta$ . Тогда формулы (1) преобразуются к виду

$$p_0 = \left( 1 + \sum_{j=1}^h \rho_i^j + \rho_i^h \sum_{j=1}^{K-h} \rho_i^j \theta^j \right)^{-1},$$

$$p_k = \frac{\rho_i^k}{1 + \sum_{j=1}^h \rho_i^j + \rho_i^h \sum_{j=1}^{K-h} \rho_i^j \theta^j}, \quad k = 1, \dots, h,$$

$$p_k = \frac{\rho_i^k \theta^{k-h}}{1 + \sum_{j=1}^h \rho_i^j + \rho_i^h \sum_{j=1}^{K-h} \rho_i^j \theta^j}, \quad k = h + 1, \dots, K.$$

С учетом формулы для суммы геометрической прогрессии вероятность переполнения буфера  $i$ -го класса вычисляется следующим образом:

$$P_K = \frac{(\rho_i - 1)(\rho_i \theta - 1) \rho_i^K \theta^{K-h}}{(\rho_i \theta - 1)(\rho_i^{h+1} - 1) + (\rho_i \theta)^{h+1} (\rho_i - 1) ((\rho_i \theta)^{K-h} - 1)}.$$

Рассматривая  $P_K$  как функцию  $\theta$ , заметим, что  $P_K(0) = 0$ . Тогда

$$P_K(1) = \frac{\rho - 1}{\rho^K - 1} \rho^K.$$

Если для данного класса трафика необходимо выдерживать вероятность переполнения буфера на уровне  $b_{full}$  и выполняется неравенство

$$b_{full} \leq \frac{\rho - 1}{\rho^K - 1} \rho^K,$$

то существует значение  $\theta^*$ , такое что  $P_K(\theta^*) = b_{full}$ . При этом невыгодно выбирать значение  $\theta < \theta^*$ , чтобы обеспечить выполнение неравенства  $P_K(\theta) < b_{full}$ , так как суммарные потери представляют собой монотонно убывающую функцию по  $\theta$ . Упрощенная схема позволяет достигнуть того же значения вероятности переполнения очереди, что и рассмотренная выше схема, основанная на RED, однако последняя является более гибкой. За счет выбора RED-параметров имеется возможность существенно снизить потери пакетов при фильтрации в наиболее вероятных состояниях очереди. Упрощенная схема отбрасывает одинаковую долю трафика при любом количестве пакетов в очереди, превышающем пороговое значение фильтрации.

В случае если предложенная нагрузка низкая и вероятность переполнения очереди трафика класса  $i$  мала, RED-механизм отрегулирует отбраковку таким образом, что значения  $d_i$  будут крайне малы. Отбраковка будет интенсивно применяться в окрестности  $K$ , в других состояниях ее практически не будет. В случае использования упрощенной схемы потери будут существенно выше, так как она не чувствительна к перепадам нагрузки и не сдвигает порог фильтрации. При этом вероятности состояний, когда механизм отбраковки пакетов не активирован, принимают большие значения. Однако на итоговые потери определяющее влияние оказывает необходимость отбраковывать существенную долю трафика в состояниях, следующих непосредственно за порогом фильтрации.

Рассмотрим следующий пример. Пусть  $K = 3, h = 1$ , т. е. если очередь не пуста, то новый входящий пакет упрощенный механизм блокирует с вероятностью  $1 - \theta$ . Введем следующие

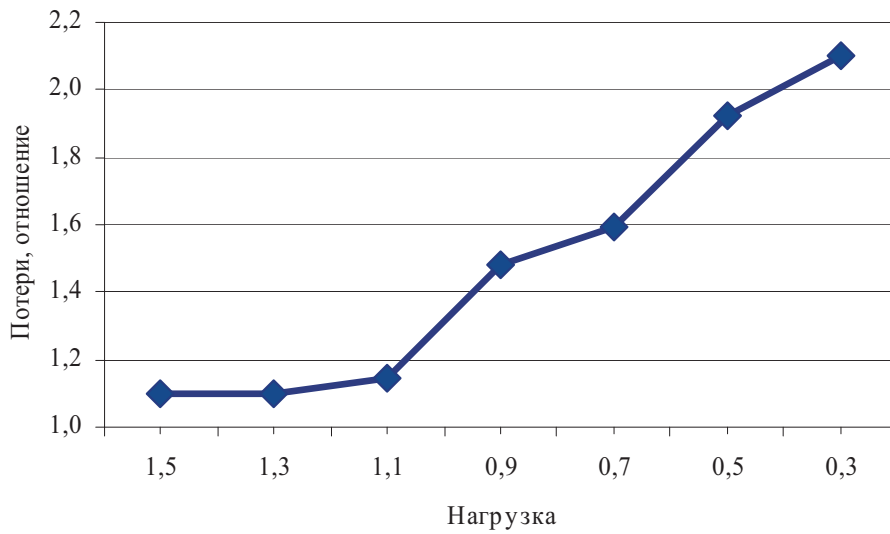


Рис. 4. Отношение потерь в случае использования упрощенной схемы к потерям в случае использования mQ-RED-схемы

обозначения для схемы mQ-RED:  $\theta_1, \theta_2$  — вероятности сохранения входящего пакета, если в очереди находятся один и два пакета соответственно. При наличии трех пакетов в очереди в любом случае новый пакет блокируется с вероятностью, равной единице.

Используя уравнения, полученные выше, запишем вероятности состояний очереди для обоих механизмов. В случае упрощенной схемы получаем

$$p_0 = (1 + \rho(1 + \rho\theta(1 + \rho\theta)))^{-1},$$

$$p_1 = \rho p_0, \quad p_2 = \rho^2 \theta p_0, \quad p_3 = \rho^3 \theta^2 p_0.$$

В случае mQ-RED-схемы имеем

$$p_0 = (1 + \rho(1 + \rho\theta_1(1 + \rho\theta_2)))^{-1},$$

$$p_1 = \rho p_0, \quad p_2 = \rho^2 \theta_1 p_0, \quad p_3 = \rho^3 \theta_1 \theta_2 p_0.$$

Предположим, что вероятность переполнения очереди не превышает 0,1,  $\rho = 1$ ,  $\theta_1 \approx 1$ , т. е. переполнение очереди происходит достаточно редко, в результате использования RED-механизма происходит сдвиг порога отбраковки. Тогда  $\theta_2 = 1/3$ ,  $\theta \approx 1/2$ . При использовании упрощенной схемы вероятности состояний принимают значения  $p_0 = p_1 = 0,36$ ,  $p_2 = 0,18$ ,  $p_3 = 0,1$ . В случае mQ-RED-схемы получаем  $p_0 = p_1 = p_2 = 0,3$ ,  $p_3 = 0,1$ . Действительно, в случае использования упрощенной схемы вероятность того, что пакет не будет рассматриваться как кандидат на удаление, на 20 % выше. Однако вероятность потери пакета в этом случае равна 0,37, тогда как вероятность потери пакета при использовании mQ-RED-схемы составляет 0,3, т. е. почти на 20 % ниже. Даже в простом случае, при незначительном различии схем, упрощенная схема имеет значительно меньшую производительность. По мере уменьшения предложенной нагрузки это различие становится более существенным.

На рис. 4 показано отношение потерь в случае использования упрощенной схемы к потерям, имеющим место при использовании mQ-RED-схемы. Вероятность переполнения буфера

приближенно равна 0,01. Видно, что при уменьшении интенсивности трафика производительность mQ-RED-схемы увеличивается в несколько раз. Тем не менее упрощенную схему можно применять в случае высокой предложенной нагрузки и в условиях, когда переполнение буфера не вызывает серьезных последствий.

#### 4.2. Обеспечение пропорционального дифференцированного обслуживания.

Выше показано, что при достаточном объеме ресурсов для пакетов класса  $i$  достижимо заданное абсолютное значение вероятности потерь  $\alpha_{i,QoS}$ . При пропорциональном дифференцированном обслуживании абсолютные значения вероятностей могут быть не заданы. Вместо этого каждому классу  $i$  может быть назначен некоторый вес  $\delta_i$  в соответствии с его приоритетом. Чем больше вес класса, тем меньше должна быть вероятность блокировки пакета данного класса. Условие пропорционального дифференцированного обслуживания записывается следующим образом:

$$\delta_i P_i^{\text{RED}}(\mu_i) = \delta_j P_j^{\text{RED}}(\mu_j), \quad i, j \in \{1, 2, \dots, N_q\}. \quad (2)$$

Для класса  $i$  интенсивность обработки пакетов  $\mu_i$  (скорость освобождения очереди) прямо пропорциональна пропускной способности канала, предоставленного очереди пакетов класса  $i$  планировщиком. Ресурсы узла ограничены (исходящая линия имеет ограниченную емкость). Обозначим это ограничение в терминах интенсивности обработки пакетов через  $M_\mu$ . Тогда

$$\sum_{i=1}^{N_q} \mu_i \leq M_\mu. \quad (3)$$

В mQ-RED-механизме решение задачи (2), (3) обеспечивается планировщиком. Следует отметить два обстоятельства.

1. Как и в случае абсолютного дифференцированного обслуживания, объем ресурсов сетевого узла может оказаться недостаточным для выполнения условия (2).

2. В отличие от случая абсолютного дифференцированного обслуживания даже при выполнении условия (2) абсолютные значения вероятности блокировки пакетов некоторых классов могут быть неприемлемо большими для нормального функционирования соответствующих приложений.

Для решения проблемы недостатка ресурсов на этапе проектирования узла для приемлемых предельных значений нагрузки решается задача определения оптимальной пропускной способности исходящих каналов (минимизация стоимости узла):

$$\sum_{i=1}^{N_q} \mu_i \rightarrow \min,$$

$$\delta_i P_i^{\text{RED}}(\mu_i) = \delta_j P_j^{\text{RED}}(\mu_j), \quad i, j \in \{1, 2, \dots, N_q\}.$$

Возможна модификация задачи, включающая дифференцирование стоимости выделения каналов каждому классу. Если производительность узла задана, то для решения проблемы можно решить задачу оптимизации предложенной нагрузки:

$$\sum_{i=1}^{N_q} \lambda_i \rightarrow \max,$$

$$\delta_i P_i^{\text{RED}}(\mu_i) = \delta_j P_j^{\text{RED}}(\mu_j), \quad i, j \in \{1, 2, \dots, N_q\},$$

$$\sum_{i=1}^{N_q} \mu_i \leq M_\mu.$$

Решение данной задачи позволяет заранее информировать источники нагрузки о необходимости перенаправить потоки. Кроме того, в качестве способа решения проблемы недостатка ресурсов можно рассмотреть возможность обеспечения выполнения равенства (2) для максимально возможного количества классов. При этом пакеты остальных классов (с низким приоритетом) могут быть заблокированы. По сути, необходимо решить следующую задачу:

$$v \rightarrow \max,$$

$$\delta_i P_i^{\text{RED}}(\mu_i) = \delta_j P_j^{\text{RED}}(\mu_j), \quad i, j \in \{1, 2, \dots, v\},$$

$$\sum_{i=1}^v \mu_i \leq M_\mu.$$

$$v \in \{1, 2, \dots, N_q\}$$

Для решения проблем функционирования приложений, обусловленных высокой интенсивностью потерь при пропорциональном дифференцированном обслуживании, на абсолютные значения вероятности потерь налагаются дополнительные ограничения. Однако, если хотя бы для одного класса  $i^*$  указано абсолютное значение  $\alpha_{i^*, \text{QoS}}$ , то с использованием (2) нетрудно вычислить абсолютные значения для других классов:

$$\alpha_{j, \text{QoS}} = \frac{\delta_i}{\delta_j} \alpha_{i^*, \text{QoS}}, \quad v \in \{1, 2, \dots, N_q\}.$$

Таким образом, задача сводится к обеспечению абсолютного дифференцированного обслуживания.

**Заключение.** В данной работе проведено исследование механизма дифференциации обслуживания. Основное внимание уделено абсолютной дифференциации потерь, однако результаты могут быть использованы и для схем пропорционального дифференцированного обслуживания. Несмотря на то что известная схема BRD имеет ряд преимуществ, таких как низкие вычислительные затраты, простота реализации и управления, ее применение в реальных сетях вызывает определенные затруднения. Показано, что производительность механизма низкая, кроме того, его использование может приводить к большим задержкам пакетов в очереди, что недопустимо, например, для мультимедийных приложений. В случае недетерминированного трафика схема не позволяет достигнуть запрашиваемого уровня обслуживания. Предложенный механизм дифференциации потерь, основанный на применении мультиочереди, оснащенных RED-механизмом, свободен от указанных недостатков, а также имеет высокую производительность за счет возможности одновременного выполнения независимых операций разными модулями.

Использование полученных в данной работе результатов позволяет эффективно реализовывать принцип QoS и гибко реагировать на изменение интенсивности предложенной нагрузки.

## Список литературы

1. DOVROLIS C., RAMANTHAN P. A case for relative differentiated services and the proportional differentiation model // *IEEE Network*. 1999. V. 13, N 5. P. 26–34.
2. DOVROLIS C., STILIADIS D., RAMANATHAN P. Proportional differentiated services: delay differentiation and packet scheduling // *Proc. of ACM SIGCOMM, Cambridge (USA)*, Aug. 30 — Sept. 3, 1999. Cambridge: ACM Press, 1999. P. 109–120.
3. LI J.-S., LAI H.-C. Providing proportional differentiated services using PLQ // *Proc. of Globecom, San Antonio (USA)*, Nov. 25–29, 2001. S. l.: IEEE Press, S. a. P. 2280–2284.
4. CHEN Y., HAMDI M., TSANG D., QIAO C. Proportional QoS provision: a uniform and practical solution // *Proc. of ICC, New York (USA)*, Apr. 28 — May 2, 2002. S. l.: IEEE Press, 2002. P. 2363–2366.
5. LI C. C., TSAO S. L., CHEN M. C., ET AL. Proportional delay differentiation service based on weighted fair queueing // *Proc. IEEE ICCCN, Las Vegas (USA)*, Oct. 16–18, 2000. S. l.: IEEE Press, 2000. P. 418–423.
6. DOVROLIS C., RAMANATHAN P. Proportional differentiated services. Pt 2. Loss rate differentiation and packet dropping // *Proc. of IWQoS, Pittsburgh (USA)*, Jun. 5–7, 2000. S. l.: IEEE Press, 2000. P. 52–61.
7. AWEYA J., OUELLETTE M., MONTUNO D. Y. Weighted proportional loss rate differentiation of TCP traffic // *Intern. J. Network Mgmt.* 2004. P. 257–272.
8. LIEBEHERR J., CHRISTIN N. JoBS: joint buffer management and scheduling for differentiated services // *Proc. of IWQoS, Karlsruhe (Germany)*, Jun. 6–8, 2001. S. l.: Springer, 2001. P. 404–418.
9. HUANG Y., GUERIN R. A simple FIFO-based scheme for differentiated loss guarantees // *Proc. of IWQoS, Montreal (Canada)*, Jun. 7–9, 2004. S. l.: IEEE Press, 2004. P. 96–105.
10. CHAN M. K., HAMDI M. An active queue management scheme based on a capture-recapture model // *IEEE J. Selected Areas Comm.* 2003. V. 21, N 4. P. 572–583.
11. CHEN Y., QIAO C., HAMDI M., TSANG D. H. K. Proportional differentiation: A scalable QoS approach // *IEEE Comm. Mag.* 2003. V. 41, N 6. P. 52–59.
12. SHAKHOV V. Simple approximation for Erlang B formula // *Proc. of IEEE Intern. conf. on comput. technol. in electric. and electronics engineering (SIBIRCON), Irkutsk (Russia)*, Jul. 11–15, 2010. S. l.: IEEE Press, 2010. P. 200–202.
13. SHAKHOV V. V. An efficient method for proportional differentiated admission control implementation // *Springer Lecture Notes Computer Sci.* 2010. V. 6235. P. 91–97.
14. SHAKHOV V., HYUNSEUNG CHOO. An efficient method for proportional differentiated admission control implementation // *EURASIP J. Wireless Comm. Networking*. V. 2011. Article ID 738386, 5 pages, 2011. doi:10.1155/2011/738386.
15. SHAKHOV V. V., KOO JAHWAN, HYUNSEUNG CHOO. On modelling reliability in RED gateways // *Springer Lecture Notes Computer Sci.* 2006. V. 3991. P. 948–951.
16. JAHWAN KOO, SHAKHOV V. V., HYUNSEUNG CHOO. An enhanced RED-based scheme for differentiated loss guarantees // *Springer Lecture Notes Computer Sci.* 2006. V. 4238. P. 481–490.
17. LIEBEHERR J., CHRISTIN N. Rate allocation and buffer management for differentiated services // *Comput. Networks*. 2002. V. 40, N 1. P. 89–110.
18. CHRISTIN N., LIEBEHERR J., ABDELZAHER T. A quantitative assured forwarding service // *Proc. of IEEE Infocom, New York (USA)*, Jun. 23–27, 2002. N. Y.: IEEE Press, 2002. P. 864–873.
19. LIEBEHERR J., CHRISTIN N. A QoS architecture for quantitative service differentiation // *IEEE Comm. Mag.* 2002. V. 41, N 6. P. 38–45.
20. ZENG J., ANSARI N. An enhanced dropping scheme for proportional differentiated services // *Proc. ICC, Newark (USA)*, May 11–15, 2003. S. l.: IEEE Press, 2003. P. 1897–1901.
21. ШАХОВ В. В. Обзор и сравнительный анализ библиотек генераторов псевдослучайных чисел // *Пробл. информатики*. 2010. № 2. С. 66–75.

22. FLOYD S., JACOBSON V. Random early detection gateways for congestion avoidance // IEEE/ACM Trans. Network. 1993. V. 1, N 4. P. 397–413.
23. BONALD T., MAY M., BOLOT J.-C. Analytic evaluation of RED performance // Proc. of the IEEE INFOCOM, Tel Aviv (Israel), March 26–30, 2000. S. 1.: IEEE Press, 2000. V. 3. P. 1415–1424.
24. LAALAOUA R., CZACHORSKI T., АТМАСА Т. Markovian model of RED mechanism // Proc. of the 1st IEEE/ACM Intern. symp. on cluster computing and the grid, Brisbane (Australia), May 15–18, 2001. S. 1.: IEEE Press, 2001. P. 610–617.
25. WANG Y.-C. Loss information of random early detection mechanism // IEICE Trans. Comm. 2003. V. E86-B, N 2. P. 699–708.
26. Родионов А. С. К вопросу ускорения расчета коэффициентов полинома надежности случайного графа // Автоматика и телемеханика. 2011. № 7. С. 134–146.
27. Мигов Д. А. Расчет надежности сети с ограничением на диаметр с применением точек сочленения // Автоматика и телемеханика. 2011. № 7. С. 69–74.

*Шахов Владимир Владимирович - канд. физ.-мат. наук,  
науч. сотр. Института вычислительной математики  
и математической геофизики СО РАН;  
e-mail: vladimir.shakhov@gmail.com*

Дата поступления — 20.05.11