

УДК 681.324 : 621.325

Г.А. КУЧУК, А.А. МОЖАЕВ

Харьковский университет Воздушных Сил им. И. Кожедуба, Украина

ПРОГНОЗИРОВАНИЕ ТРАФИКА ДЛЯ УПРАВЛЕНИЯ ПЕРЕГРУЗКАМИ ИНТЕГРИРОВАННОЙ ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ

Проведен анализ свойств фрактального телекоммуникационного трафика. Предложена модификация протокола сети, основанная на механизме прогнозирования доступного размера полосы пропускания канала. Проведен сравнительный анализ модели предложенной модификации протокола и современных транспортных протоколов IP сетей.

протокол TCP, трафик, фрактальность, масштабная инвариантность, сетевые протоколы, модель, телекоммуникационная сеть, плавающее окно, предсказание

Введение

Постановка задачи и анализ литературы. В результате многочисленных исследований трафика современных телекоммуникационных сетей установлено, что трафик достаточно часто характеризуется свойством самоподобия или присутствия долговременной зависимости (ДВЗ) [1 – 5], что подразумевает наличие периодов высокой активности сетевых источников трафика и периодов бездействия в широком диапазоне временных масштабов. Кроме того, особенностями современного трафика являются наличие последствия и масштабная инвариантность статистических характеристик [1, 4 – 8]. Такой характер трафика приводит к тому, что фиксированная пропускная способность канала связи приводит либо к нерациональному использованию канала, либо к большим задержкам и даже к потерям передаваемой информации, что приводит к падению производительности протокола TCP и соединения в целом.

Однако, наличие ДВЗ в трафике делает возможным исследование и применение принципиально новых методов, позволяющих повысить эффективность работы протокола TCP.

До сих пор несуществующие модели и реализации протокола TCP не учитывают многоуровневые,

иерархические процессы, протекающие в современных телекоммуникационных сетях. Иерархия протоколов может являться возможной причиной мультифрактальности [9]. Таким образом, задача создания и исследования модели протокола TCP, учитывающей современные характеристики телекоммуникационного трафика, является **актуальной**.

Целью данной статьи является построение модели протокола TCP, использующей возможность прогнозирования в реальном времени поведения фрактального телекоммуникационного трафика сети в своем механизме управления перегрузками.

Результаты теоретических исследований

В настоящее время существующие и перспективные телекоммуникационные сети строятся на основе полной интеграции всех сетевых ресурсов. Важной особенностью таких сетей является полностью унифицированное представление информационных сообщений, создаваемое различными разнородными источниками информации. Унифицированное представление разнородной информации позволит обеспечить при построении системы передачи и распределения информации предельно высокую скорость информационной и аппаратной интегрированности.

Для анализа такой сложной многоуровневой иерархической системы, какой в настоящее время является мультисервисная телекоммуникационная сеть, необходимо провести ее моделирование на основе линеаризуемой системы массового обслуживания (СМО).

В качестве объектов исследования можно предложить следующие модели телекоммуникационной

сети, например, модель сети с произвольной топологией, модель сети с наличием нескольких (рис. 1) или одним (рис. 2) узким местом.

На рис. 1 и 2 введены следующие обозначения: s_1, s_2, \dots, s_N – отправители трафика (источники); r_1, r_2, \dots, r_N – приемники (получатели трафика); R – маршрутизаторы канала, являющегося узким местом топологической структуры.

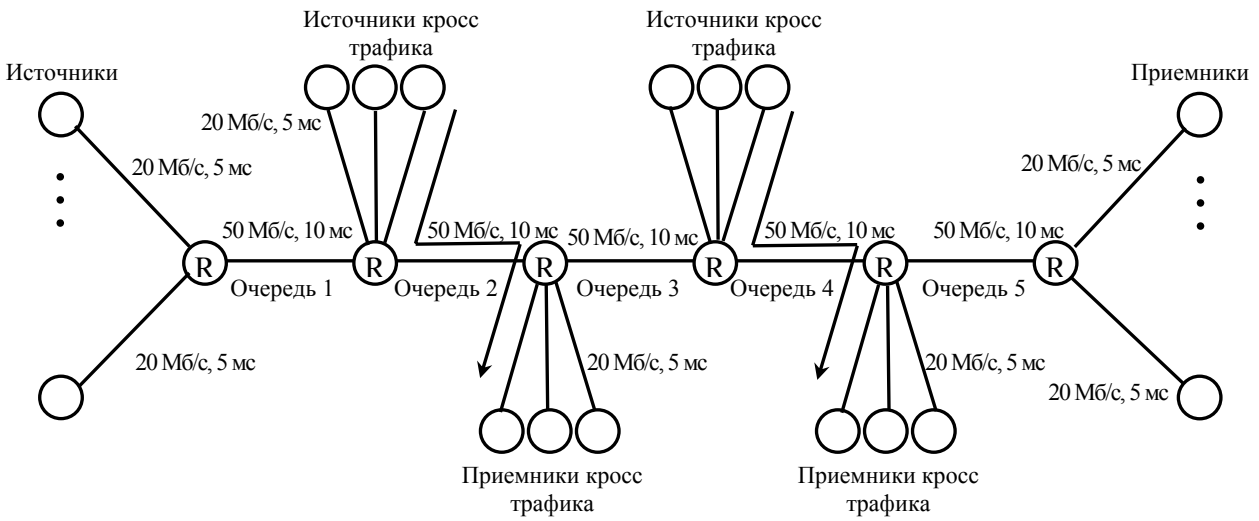


Рис. 1: Топология моделирования с множественными узкими местами

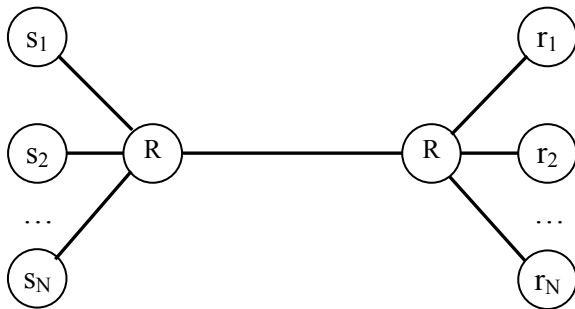


Рис. 2. Топология моделирования с одним узким местом

На начальном этапе анализа воспользуемся самой простой моделью мультисервисной сети – моделью с одним узким местом. Для данной топологии модели сети присущи все характерные особенности телекоммуникационного трафика интегрированной сети с коммутацией пакетов, в том числе его самоподобность и масштабная инвариантность.

Рассмотрим соединение TCP с маршрутом P . Пусть фоновый трафик в канале с узким местом, входящем в маршрут P , является временным рядом $\{R(t), t \in Z^+\}$, проявляющем ДВЗ с параметром Херста H . Предположим, следующее:

- $R(t)$ является суперпозицией компонент соединений;
- размер полосы пропускания C канала, являющегося узким местом, известен.

Тогда величина полосы пропускания соединения является следующим временным рядом:

$$\{f(t) = C - R(t), t \in Z^+\}.$$

Процесс определения потерь соответствует аналогичному процессу протокола TCP, использующего в качестве признака потерь процесс приема пакетов подтверждений ACK и длительности пауз, для определения момента наступления и степени перегрузки.

Отправитель также должен периодически отслеживать количество подтвержденных переданных данных и достигнутую им производительность. Такое становится возможным при использовании специального фильтра с движущимся средним. Таким образом, если обозначим как t_0 и t предыдущее и текущее измеренные значения, соответственно, то функцию временного ряда можно представить как

$$f(t) = (1 - \alpha) \cdot f(t_0) + \alpha \cdot \frac{Q}{t - t_0},$$

где Q – количество информации, подтверждение о передаче которой с момента времени t_0 существует.

Прогнозирование трафика в механизме управления перегрузками протокола TCP подразумевает процесс выполнения прогнозирования протокола TCP, с учетом корреляционной структуры в различных масштабах времени. После такого прогнозирования соединение TCP определяет свою оптимальную рабочую точку и изменяет размер своего плавающего окна для быстрого достижения этой точки. Механизм регулирования размеров окна разрабатывается для достижения следующих целей:

- минимизации потерь пакетов;
- получения оптимального распределения сетевых ресурсов между всеми существующими соединениями;
- стабильность функционирования алгоритма управления перегрузками (АУМУ) [10].

В предлагаемой модели результаты предсказания трафика используются для определения местонахождения оптимальной рабочей точки соединения TCP. Механизм определения оптимальной рабочей точки представлен на рис. 3, на котором вертикальная ось – производительность f , достигнутая соединением TCP, а горизонтальная – производительность B фонового трафика, присутствующего в канале. Если количество соединений в канале, являющемся узким местом, обозначить с помощью N , а доступный размер его полосы пропускания – C , то оптимальной рабочей точкой является точка пересечения

линий $f+B = C$ и $f/B = 1/(N-1)$. При отсутствии механизма прогнозирования трафика соединение TCP достигает своей оптимальной рабочей точки через несколько фаз аддитивного увеличения (АУ) и мультипликативного уменьшения (МУ) размеров плавающего окна, что показано на рис. 3 пунктирной линией. В случае использования механизма предсказания будущего трафика можно достичь синхронности в принятии решений, влияющих на управление перегрузками, для всех соединений TCP и достижения оптимальной рабочей точки соединением за среднее время длительности сессии передачи одного пакета для данного соединения (T_p) без запуска фазы МУ, приводящей к потерям пакетов и снижению производительности. Такая синхронность позволит быстро достигать оптимальной рабочей точки, значительно улучшая такие характеристики, как коэффициент потерь пакетов и скорость передачи данных в сети.

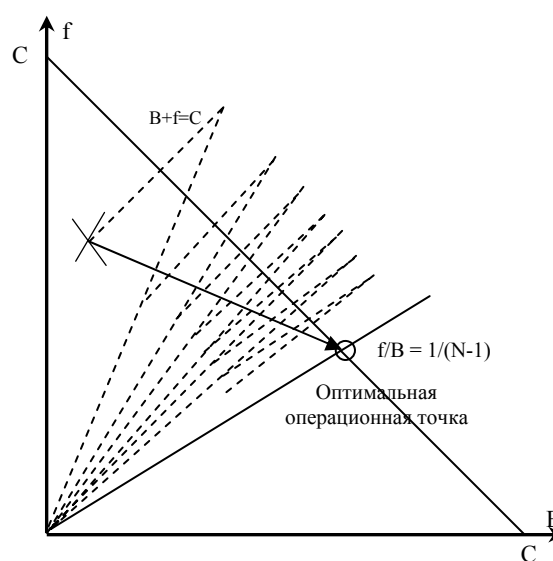


Рис. 3. Процесс достижения оптимальной рабочей точки протоколом TCP при использовании различных механизмов управления перегрузками

Введем основные понятия и определения, которые будут использоваться при создании модели.

1. **Долговременная зависимость и распределение с тяжелым хвостом.** Для стационарного случайного процесса: $f_t, t = 0, 1, 2, \dots$ определим его

агрегированный процесс как

$$f_k^m = \frac{1}{m} \sum_{i=(k-1)m+1}^{km} f_i, \quad k=1, 2, 3, \dots \quad (1)$$

Пусть $r(k)$ и $r^{(m)}(k)$ – автокорреляционные функции f_t и $f_k^{(m)}$ соответственно. Если

$$r(k) \sim k^{-\beta} L_1(k), \quad k \rightarrow \infty, \quad 0 < \beta < 1, \quad (2)$$

где $L_1(k)$ – медленно изменяющаяся функция при $k \rightarrow \infty$, то f_t – процесс с долговременной зависимостью, характеризующийся параметром Херста $H = -\beta/2 + 1$. Если $r(k) = r^{(m)}(k)$, то f_t является самоподобным процессом второго рода.

Поскольку ДВЗ тесно связана с распределениями с тяжелыми хвостами, проведем краткий анализ таких распределений. Чаще всего в этом качестве используется распределение Парето. Случайная переменная x удовлетворяет распределению Парето, если ее функция распределения имеет вид

$$f(x) = \alpha k^\alpha x^{-(\alpha+1)}, \quad x \geq k,$$

где α – параметр формы, определяющий скорость уменьшения распределения его хвоста, а k – параметр масштабирования, являющийся наименьшим значением, которое может принимать x .

Запишем преобразование Лапласа для распределения $f(x)$:

$$\begin{aligned} L(s) &= \int_0^{\infty} f(x) e^{-sx} dx = \\ &= 1 - ms + \frac{k^\alpha \Gamma(2-\alpha)}{\alpha-1} s^{-\alpha} + o(s^{-\alpha}), \end{aligned}$$

$$\text{где } m = E(x) = \frac{k\alpha}{\alpha-1}.$$

2. Основы модели протокола TCP с использованием прогнозирования трафика. Предложенная топология сети изображена на рис. 2. Устанавливается N соединений TCP, генерирующих пакеты (размером 1000 bytes) согласно модели трафика ON-OFF, N изменяется от 10 до 100. Затем производится измерение коэффициента потерь, производи-

тельности достигнутой всеми получателями TCP и размера плавающего окна каждого соединения TCP.

Исследуем характер изменения долговременной зависимости в случае, когда все соединения используют протокол TCP-IP. В первом эксперименте используем для всех N соединений модели ON-OFF (с параметром формы $\alpha = 1,5$) для источников трафика и протокола TCP-IP на транспортном уровне. Все соединения имеют одинаковые значения RTT = 50 ms. На рис. 4 показан расчет параметра Херста для вышеописанного сценария.

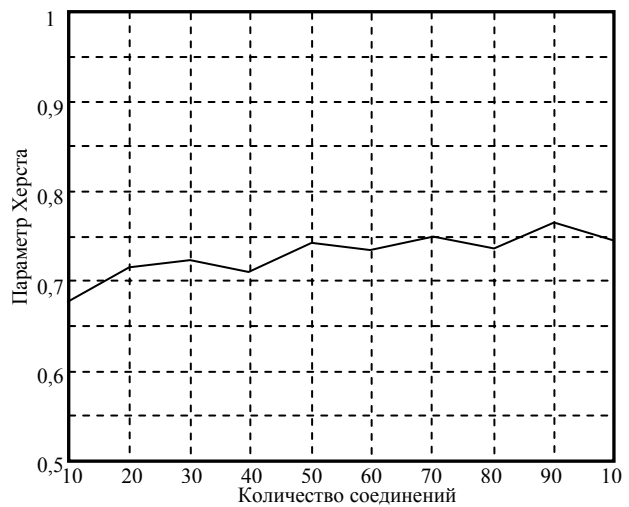


Рис. 4. Параметр Херста как функция количества соединений TCP-IP

Как видно из графика рис. 4, трафик по-прежнему проявляет долговременную зависимость. Это можно объяснить тем, что алгоритм управления перегрузками, использующийся на транспортном уровне, не является уникальным случаем ДВЗ.

Наличие тяжелых хвостов в отдельных потоках может приводить к самоподобию трафика [5, 7]. Распределение размеров файлов, влияние кэширования и человеческие факторы (такие как время реакции и предпочтения) также являются возможными причинами возникновения самоподобия трафика.

3. Разработка модели. Рассмотрим временной ряд возможной производительности $\{f_t, t \in Z^+\}$, для которого необходимо построить соответствующие агрегированные ряды $f_{k-n+1}^m, f_{k-n+2}^m, \dots, f_k^m$,

отражающие последние n измерений (1). Исследуя агрегированные ряды, источник прогнозирует производительность f_{k+1}^m для следующего интервала измерений. Использование агрегированных рядов основывается на том, что числовые характеристики агрегированного ряда эквивалентны числовым характеристикам исходного ряда, а операция усреднения в (1) может рассматриваться как операции дискретизации и сглаживания (проявляющие более предсказуемое поведение [11]).

При исходном ряде $f_k^m, k=1, \dots, n$, значение f_{n+1}^m может быть получено как взвешенная сумма последних n образцов, т.е.

$$\hat{f}_{n+1}^m = [a_1 \ a_2 \ \dots \ a_n] \begin{bmatrix} f_1^m \\ f_2^m \\ \dots \\ f_n^m \end{bmatrix}, \quad (4)$$

где a_1, a_2, \dots, a_n – коэффициенты, полученные с применением метода наименьших квадратов, которые можно записать как

$$[a_1 \ a_2 \ \dots \ a_n] = [R(n) \ R(n-1) \ \dots \ R(1)] \times \begin{bmatrix} R(0) & R(1) & \dots & R(n-1) \\ R(1) & R(0) & \dots & R(n-2) \\ & & \dots & \\ R(n-1) & R(n-2) & \dots & R(0) \end{bmatrix}^{-1}, \quad (5)$$

где $R(n)$ – ковариантная функция временного ряда, которая практически может быть оценена как

$$R(i) \approx R_i^m = \frac{1}{n} \sum_{t=i+1}^n f_t^m f_{t-i}^m, \quad (6)$$

где $0 \leq i \leq n-1$, а n – количество образцов агрегированных рядов (настраиваемый параметр).

Среднеквадратическая ошибка такого предиктора равна

$$\sigma^2 = \sigma_x^2 - [R(n) \ R(n-1) \ \dots \ R(1)] \times \begin{bmatrix} R(0) & R(1) & \dots & R(n-1) \\ R(1) & R(0) & \dots & R(n-2) \\ & & \dots & \\ R(n-1) & R(n-2) & \dots & R(0) \end{bmatrix}^{-1} \times \begin{bmatrix} R(n) \\ R(n-1) \\ \dots \\ R(0) \end{bmatrix}.$$

Основным недостатком предыдущего предиктора является его вычислительная сложность. Как видно из (5), вычисление коэффициентов предиктора требует операции инверсии матрицы и умножения. Для упрощения вычислений можно использовать значительно более простой предиктор, заключающийся в замене \hat{f}_{n+1}^m линейной комбинацией n последних образцов. Вместо уравнения (5) для вычисления коэффициентов будут использоваться следующие соотношения:

$$\sum_{i=1}^n a_i = 1 \quad (10)$$

и

$$a_i = (n+1-i)^{2H-2}, \quad (11)$$

где H – параметр Херста.

Пусть $F(Z)$ – Z -преобразование от f_k^m , а \hat{f}_k^m – предсказанное значение f_k^m . Тогда, согласно (4)

$$\hat{F}(Z) = H(Z) F(Z), \quad (12)$$

где $H(Z)$ – передаточная функция предиктора, имеющая форму

$$H(Z) = a_1 Z^{-1} + \dots + a_n Z^{-n}. \quad (13)$$

В данном предикторе существуют два настраиваемых параметра, m и n , и один параметр, зависящий от трафика – H , измеряемый в реальном времени. Для упрощения вычислительной сложности можно устранить операцию измерения параметра H и принять его равным постоянному значению, например, 0,8, согласно [3, 7].

Управление перегрузками. Предположим, что начальная рабочая точка является точкой пересечения линий на рис. 3. Если неизвестно значение N , то соединение ТСР запускает алгоритм АУМУ, следуя пунктирной линии до достижения оптимальной рабочей точки за несколько интервалов T_p [12].

При этом происходит многократное пересечение линии $f+B=C$ с линиями характерных потерь пакетов. Если же значение N известно, то известно и

положение оптимальной рабочей точки, и становится возможным непосредственное движение к ней (сплошная линия на рис. 3). В наилучшем случае ее можно достичь за одно время T_p и без потерь пакетов. Таким образом, основной задачей на данном этапе является определение числа существующих соединений N .

Пусть, $W_i(n)$ – текущий размер плавающего окна, а $W_i(n+1)$ – размер плавающего окна в следующем периоде T_p для i -го соединения. Тогда, зная оценку достижимой производительности в следующем периоде T_p , \hat{f}_{n+1}^m , и предполагая, что все соединения синхронны (имеют равные значения RTT), значение N равно

$$N = \left\lceil \frac{C}{\hat{f}_{n+1}^m} \right\rceil. \quad (15)$$

Процесс функционирования предложенного протокола в фазах медленного старта и МУ точно такой же, как и у протокола TCP Reno [13]. Изменения заключаются лишь в модификации фазы АУ: всякий раз при получении подтверждения успешной передачи пакета (ACK), отправитель должен устанавливать размер плавающего окна в соответствии со сле-

дующим правилом:

$$W_i(n+1) = \frac{C \cdot T_p}{N}. \quad (16)$$

Модель источника фонового ON/OFF трафика. ON/OFF модель широко используется для моделирования источников, которые периодически генерируют трафик [6 – 9, 12, 14]. В модели ON/OFF источник может находиться в одном из двух возможных состояний: либо ON, либо OFF. Период ON $B_i, i \geq 0$ соответствует периоду, когда источник находится в состоянии активной передачи, или генерации трафика, тогда как период OFF $I_i, i \geq 0$ соответствует периоду, когда источник находится в состоянии ожидания. Процесс чередуется между состояниями B_i и $I_i, i = 0, 1, 2, \dots$, и является периодическим процессом инверсии. Для дальнейших исследований необходимо провести сравнительный анализ реального телекоммуникационного трафика и трафика полученного в результате моделирования. Результаты измерений реального трафика были получены с помощью программы Multi Router Traffic Grapher (MRTG). Для статистического анализа характеристик трафика использовались данные, полученные на входе сетевых элементов (рис. 5).

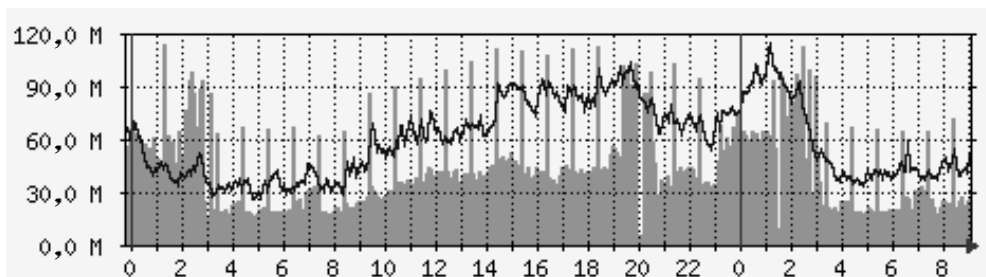


Рис. 5. Результаты измерений трафика полученных с помощью программы MRTG

На рис. 5 представлено изменение трафика (в Мб/с) от времени суток в часах.

Результаты статистической обработки реального трафика TCP-1 представлены на рис. 6 – 9. Первоначальная обработка включает в себя процедуру инсталлирования реального трафика в систему MATLAB 7.1 (рис. 6), агрегирования исходного процесса (рис. 7) и построение гистограмм

исходного (рис. 8) и агрегированного (рис. 9) процессов. Анализ поведения исходного и агрегированного временных рядов можно отметить, что характер их поведения количественно и качественно согласуется.

Этот факт может быть объяснен наличием масштабной инвариантности реального телекоммуникационного трафика.

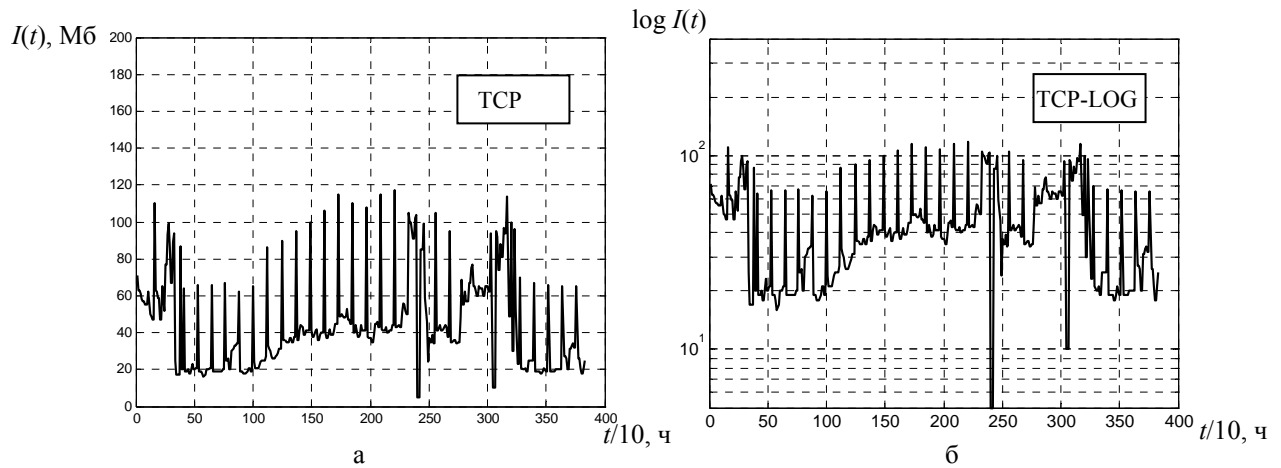


Рис. 6. Інсталлированнє в MATLAB результати вимєрєня:
 а – трафика TCP;
 б – логарифма значєний трафика

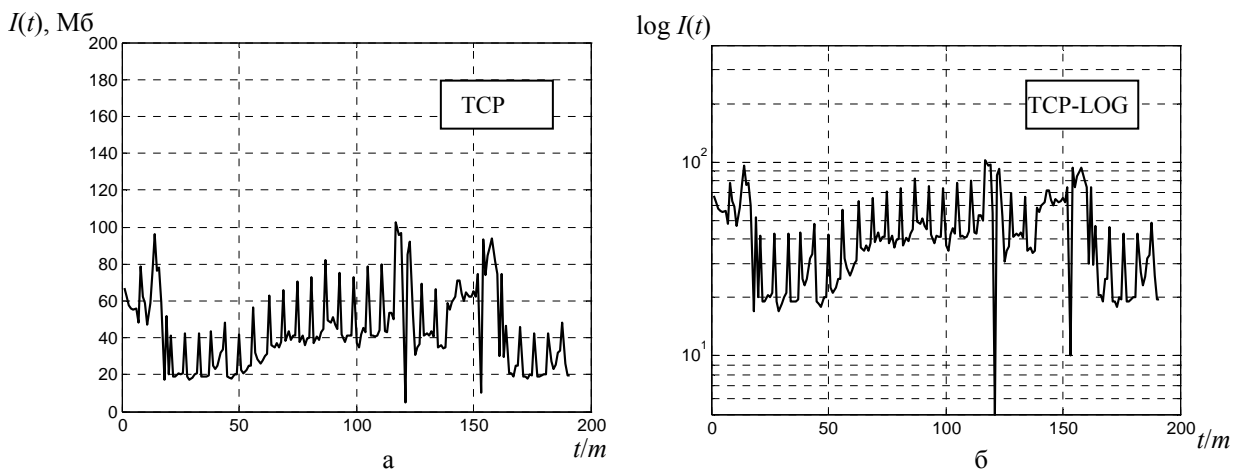


Рис. 7. Графики агрегированных по $m=2$ результатов измерений:
 а – трафика TCP;
 б – логарифма значєний трафика

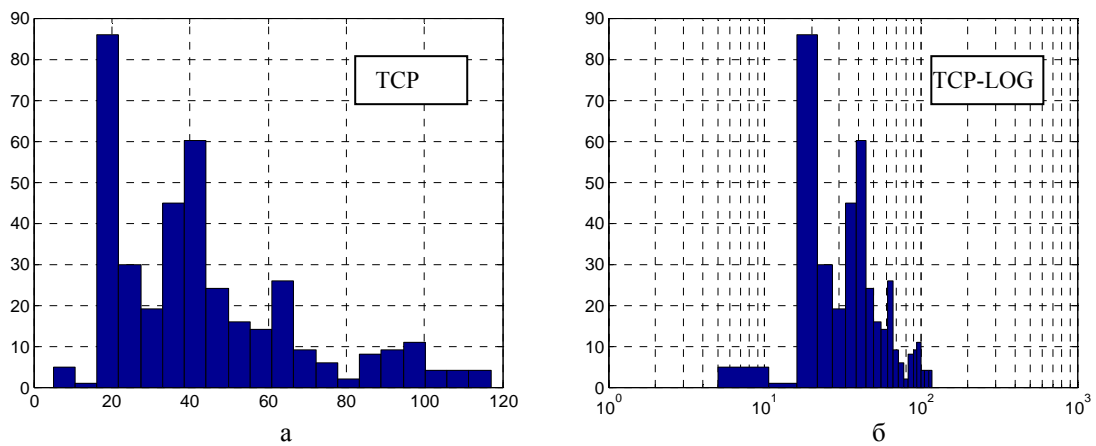


Рис. 8. Гистограммы:
 а – исходного временного ряда TCP;
 б – логарифма значєний исходного временного ряда TCP

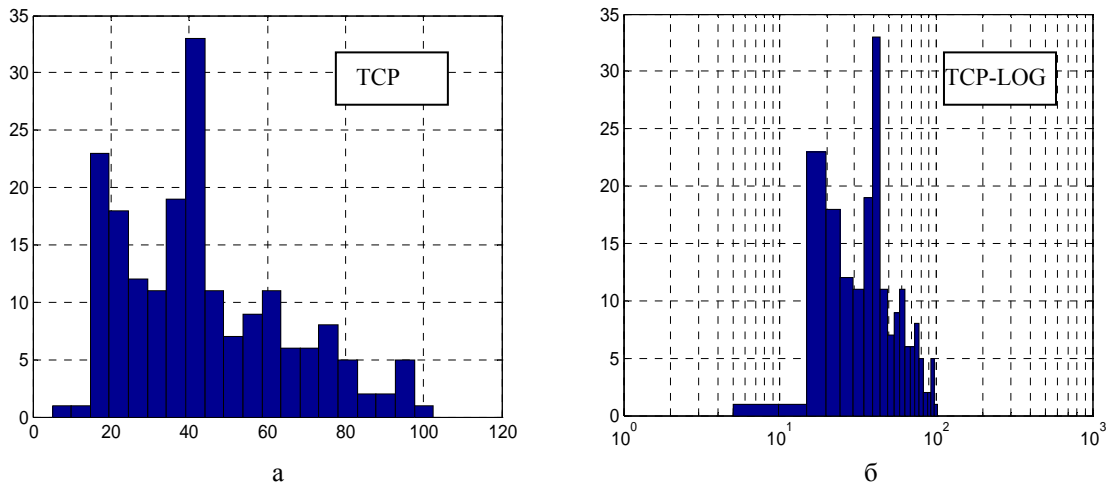


Рис. 9. Гистограммы агрегированных по $m = 2$:
 а – исходного временного ряда TCP;
 б – логарифма исходного временного ряда TCP

Проанализировав представленные на рис. 8, 9 закономерности, можно сделать вывод о сохранении характера распределения временного ряда, что также подтверждает наличие масштабной инвариантности и самоподобия исследуемого реального трафика TCP.

Исследование статистических характеристик второго порядка (автокорреляционной функции и дисперсии) также может свидетельствовать о наличии долговременной зависимости реального трафика. Соответствующие закономерности приведены на рис. 10, 11.

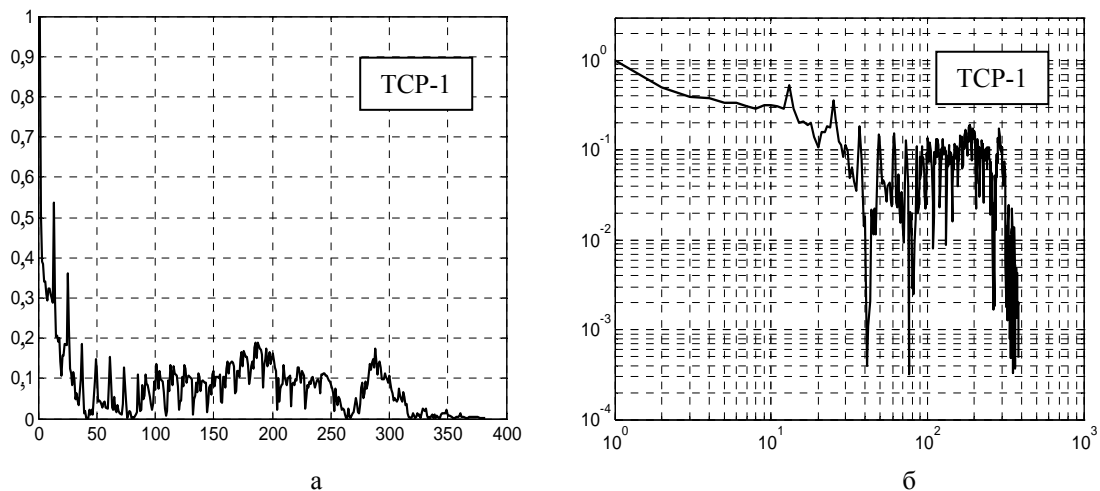


Рис. 10. Графики автокорреляционных функций:
 а – временного ряда TCP;
 б – логарифма TCP

Данные графики показывают зависимость только для одного интервала агрегирования $m = 2$. Проведенные исследования показывают, что с увеличением интервала агрегирования m все рассмотренные выше свойства реального трафика TCP сохраняются. Наблюдаемое незначительное сглаживание характера поведения графиков при

постоянном среднем значении свидетельствует о медленно убывающей дисперсии. Медленное убывание дисперсии косвенно подтверждает фрактальный характер реализации исследуемого трафика TCP. Проведенная оценка показателя Херста на основе дисперсионного анализа позволила определить его значение равным 0,82 (рис. 11).

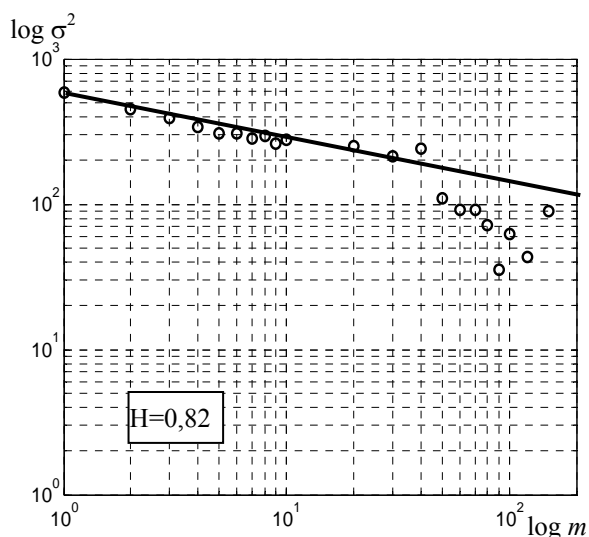


Рис. 11. Log-log график изменения дисперсии реализации TCP в зависимости от интервала агрегирования m

Аналогичный статистический анализ был проведен и для трафика, полученного с помощью ON/OFF модели [6, 8, 9]. Результаты проведенного сравнительного анализа статистических характеристик реального трафика и трафика, полученного с помощью иерархической ON/OFF модели, показали, что предлагаемая модель адекватно отражает характер реального трафика.

На рис. 12 представлены результаты аппроксимации исследуемого реального трафика TCP, который достаточно хорошо аппроксимируется с помощью распределения Парето, и трафика нулевого уровня иерархической ON/OFF модели.

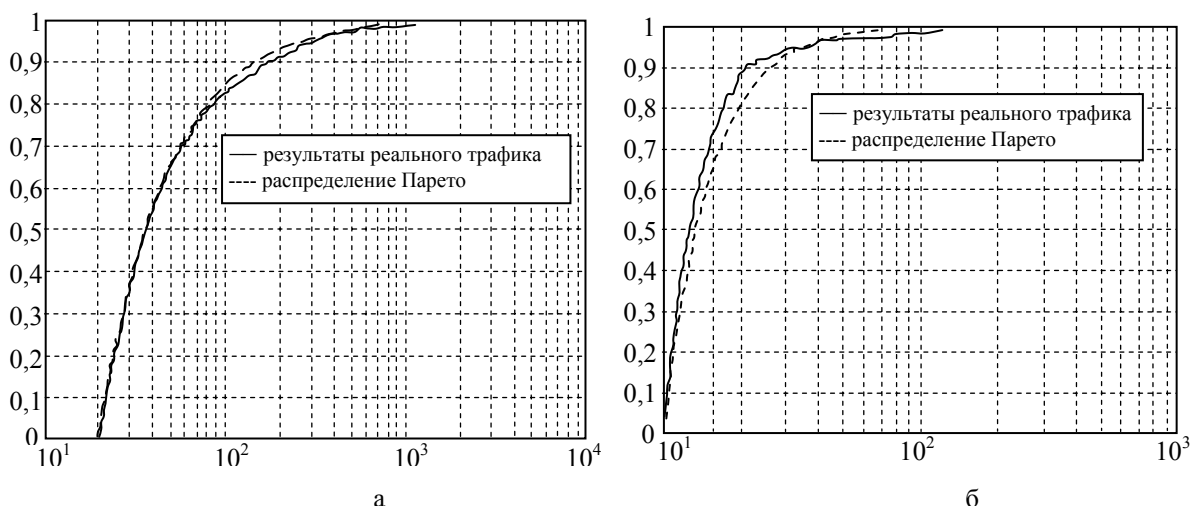


Рис. 12. Сравнение результатов аппроксимации реального трафика с распределением Парето:
 а – “Уровень -0” ON, $\alpha = 1,1$ $k = 20$;
 б – “Уровень -0” OFF, $\alpha = 1,9$ $k = 10$

4. Практические результаты. Моделирование проводилось с использованием средства моделирования ns-2 [15]. В этих экспериментах моделировались соединения предложенным протоколом и протоколом TCP NewReno. Были промоделированы топологии сети с одним и несколькими узкими местами при использовании предиктора на основе метода наименьших квадратов для оценки достижимой производительности в следующем интервале.

При сценарии с одним узким местом (рис. 2) устанавливались N соединений TCP, генерирующие

пакеты размеров в 1500 байт каждый, согласно модели ON/OFF трафика.

Графики, показывающие зависимость коэффициента потерь пакетов и достигнутой производительности от числа соединений, показаны на рис. 13, а и 13, б, соответственно.

Предлагается механизм управления размеров плавающих окон от соединений, предложенным протоколом и протоколом TCP NewReno, для модели сети с одним (рис. 14) и несколькими (рис. 15) узкими местами.

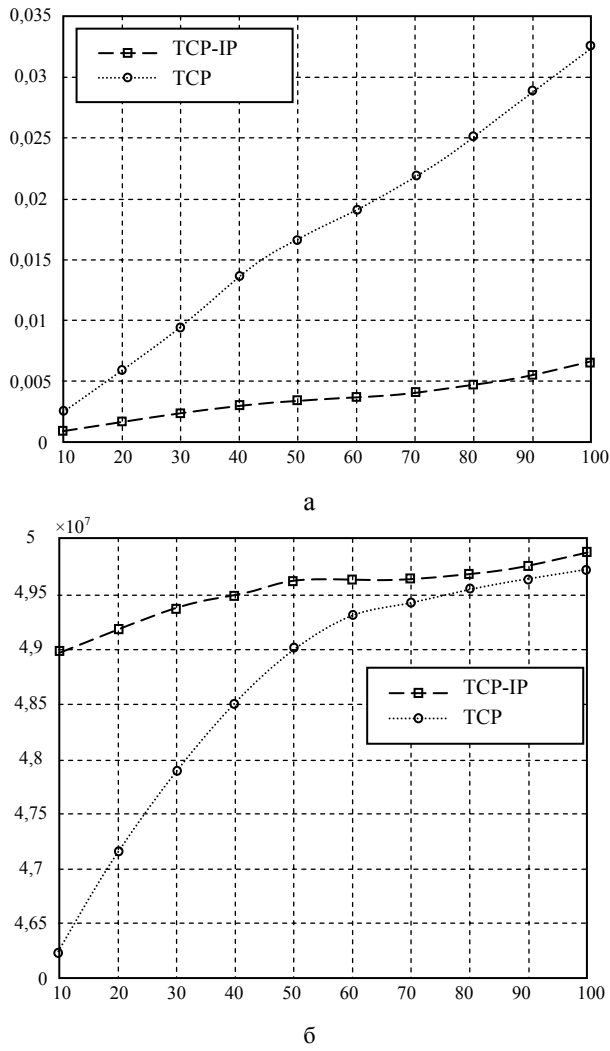


Рис. 13. Зависимость коэффициентов потерь пакетов и достигнутой производительности от числа установленных соединений:
 а – коэффициентов потерь;
 б – достигнутая производительность

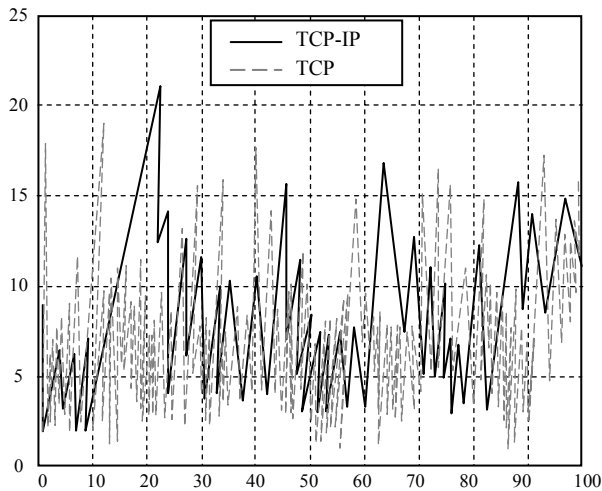


Рис. 14. Зависимость мгновенного размера плавающего окна (в пакетах) от времени для модели с одним узким местом

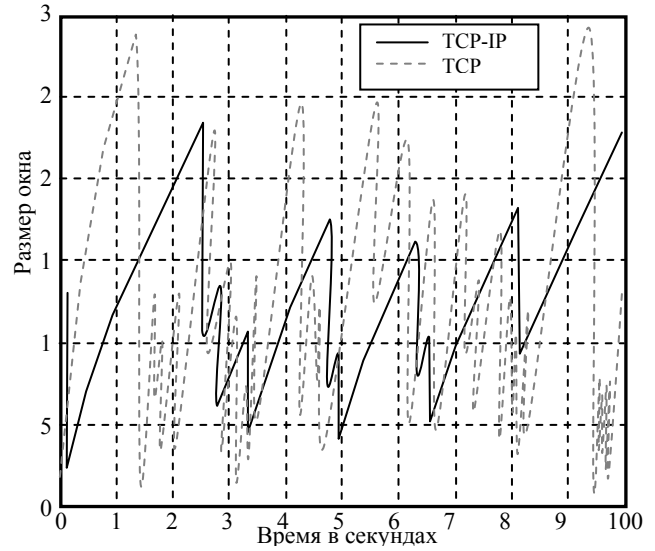


Рис. 15. Отношение производительности протоколов TCP-new Reno и TCP-IP к размеру плавающего окна для случая множества каналов с узкими местами

Выводы

В результате проведенных исследований установлено, что реальный трафик TCP обладает свойством масштабной инвариантности и самоподобия.

Для управления фрактального телекоммуникационного трафика предложена модификация протокола TCP, использующая механизм прогнозирования трафика для управления размером своего плавающего окна.

В результате проведенных исследований предложенного протокола было установлено, что он позволяет получить значительный прирост производительности (вплоть до 75%) для долгоживущих соединений (играющих значительную роль в использовании каналов), поскольку короткоживущие соединения зачастую не успевают достичь своей оптимальной рабочей точки до момента их закрытия.

Мгновенное значение размера плавающего окна в предложенном протоколе имеет более редкие флуктуации и преимущественно имеет большие значения, чем у протокола TCP NewReno.

Важным достоинством предложенного метода является относительная простота его реализации,

заключаючися в модифікації одної з фаз кода протокола TCP Reno на стороні отправителя.

Дальнейшие исследования желательны посвящать изучению достоверности прогнозирования реально-го трафика для управления протоколами сети.

Список литературы

1. Crovella M., Bestavros A. Self-similarity in World Wide Web traffic: evidence and possible causes // IEEE/ACM Transactions on Networking. – 1997. – Vol.5. – P. 835-846.

2. Erramilli A., Narayan O., Willinger W. Experimental Queuing Analysis with Long-Range Dependent Traffic // IEEE/ACM Transactions on Networking. – 1996. – № 7. – P. 344-357.

3. Willinger W., Taqqu M.S., Sherman R., Wilson D.V. Self-Similarity Through High-Variability: Statistical Analysis of Ethernet LAN Traffic at the Source Level // ACM SIGCOMM'91. – 1991. – P. 149-157.

4. Leland W., Taqqu M., Willinger W. On the self-similar nature of IP-traffic // IEEE/ACM Transactions on Networking. – 1997. – № 3. – P. 423-431.

5. Фрактальный анализ процессов, структур и сигналов: Коллективная монография / Г.А. Кучук, А.А. Можаяев, Р.Э. Пащенко, К.М. Руккас и др. – Х.: ЭкоПерспектива, 2006. – 360 с.

6. Воробйов О.В. Моделювання самоподібного трафіка синтезом ансамблю стохастичних квазі-геріодичних джерел та ON/OFF моделі // Системи озброєння і військова техніка. – 2006. – № 3(6). – С. 97-105.

7. Кучук Г.А., Можаяев О.О., Воробйов О.В. Аналіз та моделі самоподібного трафіка // Авиационно-космическая техника и технология. – 2006. – № 9 (35). – С. 173-180.

8. Можаяев О.О. Моделювання трафіка телекомунікаційних мереж на базі масштабної інваріантності //

Збірник наукових праць Харківського університету Повітряних Сил. – Х.: ХУ ПС, 2006. – Вип. 6(12). – С. 79-82.

9. Можаяев А.А., Ильина И.В., Коваленко А.А. Многоуровневая модель телекоммуникационного трафика системы глобальной навигации // Системи управління, навігації та зв'язку. – 2007. – Вип. 2. – С. 76-82.

10. Van Jacobson. Congestion Avoidance and Control // Proceedings of ACM SIGCOMM'88, 18(4). – Aug 1988. – P. 314-329.

11. Sang A., Li S. A Predictability Analysis of Network Traffic // In Proc. of IEEE INFOCOM'2000, March 2000.

12. Кучук Г.А., Можаяев О.О., Воробйов О.В. Метод прогнозування фрактального трафіка // Радіоелектронні і комп'ютерні системи. – 2006. – № 6 (18). – С. 181-188.

13. Mathis M., Semke J., Mahdavi J., Ott T. The macroscopic behavior of the TCP congestion avoidance algorithm // ACM Computer Communication Review. – July 1997. – Vol. 27, no. 3. – P. 67-82.

14. Кучук Г.А. Управління трафіком мультисервісної розподіленої телекомунікаційної мережі // Системи управління, навігації та зв'язку. – 2007. – Вип. 2. – С. 18-27.

15. Chiu D., Jain R. Analysis of the Increase / Decrease Algorithms for Congestion Avoidance in Computer Networks // Journal of Computer Networks and ISDN. – June 1989 [Електрон. ресурс]. – Режим доступа: <http://www.isi.edu/nsnam/ns>.

Поступила в редколлегию 2.03.2007

Рецензент: д-р техн. наук, проф. А.И. Стрелков, Харьковский университет Воздушных Сил им. И. Кожедуба, Харьков.