

УДК 681.3

Н.В. Богданова, Мухамед Ель Амин Бабикер

## АНАЛИЗ ВРЕМЕННЫХ ПАРАМЕТРОВ ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННЫХ СЕТЕЙ ПРИ САМОПОДОБНОМ ТРАФИКЕ

В связи с тенденциями интеграции различных телекоммуникационных приложений на основе универсальной сетевой инфраструктуры передачи данных актуальными задачами становятся разработка методов анализа и синтеза информационно-управляющих систем, построенных с использованием современных компьютерных технологий. Анализ результатов многочисленных экспериментов по исследованию сетевых процессов показывает, что переход к технологии пакетов коммутации и создание интегрированных информационных приложений сопровождается появлением сложных явлений, исследование которых может быть проведено в рамках теоретико-вероятностных подходов.

Быстрый научно-технический прогресс в области создания и внедрения информационно-управляющих систем, а также необходимость эффективной и надежной их работы стимулировал интерес к исследованиям теоретических проблем статического моделирования и управления сетевым трафиком [1].

Последние исследования различных типов сетевого трафика [2,3,4,5,6,7,8] в телекоммуникационных сетях, доказывают, что сетевой трафик является самоподобным (self-similar) или фрактальным (fractal) по своей природе, то есть в нем присутствуют так называемые вспышки или пачки (burst) пакетов, наблюдаемые в различных временных интервалах (от миллисекунд до минут или даже часов).

Математическое определение самоподобного (фрактального) стохастического процесса основано на прямом масштабировании непрерывной переменной во времени. Стохастический процесс  $X(t)$ , считается статистически самоподобным с параметром  $H(0.5 \leq H \leq 1)$  [9] если для любого вещественного числа  $a > 0$ , процессы  $X(t)$  и  $a - HX(at)$  будут иметь идентичные распределения, то есть обладать

одинаковыми статистическими свойствами для всех положительных целых  $n$ .

Математически это можно выразить следующими условиями [10]

$$E[X(t)] = \frac{E[X(at)]}{a^H}$$

среднее

$$Var[X(t)] = \frac{Var[X(at)]}{a^{2H}}$$

дисперсия

$$R(t, \tau) = \frac{R(at, a\tau)}{a^{2H}}$$

функция автокорреляции

$H$  - параметр Херста или параметр самоподобия (self similarity) указывает на степень устойчивости статистического явления или меру длительности долгосрочной зависимости стохастического процесса. Значение  $H = 0.5$  указывает на отсутствие самоподобия или долгосрочной зависимости. Значения  $H$  близкие к 1 указывают на большую степень самоподобия или долгосрочную зависимость (long-range dependent, LRD) процесса. Это обозначает, что если процесс, характеризующийся долгосрочной зависимостью, имеет тенденцию к увеличению (или уменьшению) в прошлом, то с большой вероятностью он будет иметь тенденцию к увеличению (или уменьшению) в будущем.

Процессом, удовлетворяющим данному определению самоподобия, является процесс дробного броуновского движения. Процесс дробного броуновского движения  $BH(t)$  с параметром Херста  $H(0 < H < 1)$ .

Самоподобный стохастический процесс можно определить при помощи медленно затухающего распределения или распределения с «тяжелыми хвостами». Такое распределение случайной переменной  $X$  медленно затухает, если

$$1 - F(x) = Pr[X > x] \sim \frac{1}{x^a} \text{ при } x \rightarrow \infty, \quad 0 < a.$$

Для данного процесса наиболее подходящим распределением является распределение Парето

$$F(x) = 1 - \left(\frac{\beta}{x}\right)^\alpha$$

Также существует отношение между параметром  $\alpha$  и параметром Херста  $H$ :

$$H = \frac{3 - \alpha}{2}$$

Самоподобный стохастический процесс можно определить при помощи таких распределений.

Одно из достоинств подхода медленно затухающих распределений заключается в том, что он позволяет получить управляемые модели.

Медленно затухающие распределения могут использоваться для представления плотности вероятностей, описывающих процессы передачи данных, такие как интервалы между поступлениями пакетов и продолжительности пакетов. Распределение случайной переменной  $X$  медленно затухает, если

$$1 - F(x) = Pr[X > x] \sim \frac{1}{x^a} \text{ при } x \rightarrow \infty, \quad 0 < a.$$

При медленно затухающим распределением наиболее подходящим является распределение Парето (Pareto) с параметрами  $k$  и  $\alpha$  ( $k, \alpha < 0$ ).

Распределение Парето можно наблюдать в широком спектре социальных и физических явлений, а также в области передачи данных в телекоммуникационных сетях.

В работах [11,12] приводятся результаты детальных измерений трафика в сетях Ethernet с высокой точностью измерения времени, которая составляла 20 мкс. Данные состоят из четырех множеств данных измерений Ethernet-трафика, произведенных на протяжении от 20 до 40 последовательных часов и состоящих в общей сложности из более чем 100 миллионов пакетов. Данные были собраны на различных локальных сетях Ethernet лабораторией Bellcore. Опираясь на множество статистических тестов, авторы приходят к выводу, что Ethernet-трафик является самоподобным с параметром Херста  $H = 0,9$ .

В распределении с высокой дисперсией диапазон временных интервалов может быть достаточно широким с большим количеством коротких всплесков, большим количеством длинных всплесков и небольшим количеством очень долгих всплесков.

В работе [13], посвященной исследованию трафика в телекоммуникационных сетях, рассмотрена проблема влияния самоподобия на производительность. Было замечено, что чем выше нагрузка на сеть, тем выше оцениваемый параметр Херста и тем выше степень самоподобия. Этот результат важен, так как вопрос

производительности приобретает значимость как раз при высокой нагрузке.

В данной статье приводятся расчеты временных параметров телекоммуникационных сетей при самоподобном трафике, а также рассматриваются зависимости среднего времени задержки в буфере от среднего коэффициента загрузки для систем обслуживания при различных параметрах Херста.

Одним из основных параметров, влияющих на время доступа, является интенсивность обращения абонентских систем к передающей среде. В рамках случайного метода доступа процесс взаимодействия абонентских систем с передающей средой может быть представлен с помощью модели одноканальной системы массового обслуживания. В данном случае число источников заявок, является конечной величиной и соответствует числу абонентских систем. Так как заявки поступают только от абонентских систем, то есть от внутренних источников. В этом случае вероятность простоя системы [14].

$$p_0 = 1 / (1 + n\rho + n(n-1)\rho^2 + \dots + n(n-1)(n-2)\dots 1\rho^n).$$

В случае столкновения пакетов, что характерно для данного метода доступа время их повторной передачи выбирается случайной величиной

$$r = n - (1 - p_0) \left( 1 + 1 / (\lambda \times (m + l + \tau(1 + 2e))) \right)$$

где:  $l$ -минимальный межкадровый интервал,  $\tau$ -размер окна конфликтов в единицах времени.

Данная формула получена с учетом того, что конфликт разрешается между двумя абонентскими системами, остальные системы могут обращаться к передающей среде только после разрешения конфликта и передачи данных.

В случае так называемого настойчивого алгоритма доступа к передающей среде попытка повторной передачи осуществляется случайным образом, без учета числа повторных передач. В этом случае вероятность появления конфликтных ситуаций не зависит от предыдущего состояния системы, а эффективность функционирования сети во многом зависит от интенсивности потока заявок на передачу пакетов и расстояния между абонентскими системами.

Рассмотрим влияние интенсивности столкновений на характеристики сети. Вероятность бесконфликтной передачи определяется величиной  $e - \tau\lambda$ , соответственно, вероятность конфликтной ситуации определяется соотношением  $(1 - e - \tau\lambda)$ . Среднее время передачи сообщения представляет собой сумму времени передачи сообщения и величину средней задержки при столкновении сообщений, то есть:

$$r = n - (1 - p_0) \left( 1 + 1 / \left( \lambda \times (m + l + \tau + 2\tau(1 - e^{-\lambda\tau})) \right) \right).$$

Анализ полученных результатов при реальных значениях параметров позволяет сделать вывод, что при относительно низкой интенсивности обращения к передающей среде и достаточно длинных сообщениях эффективность ненастойчивого алгоритма выше по сравнению с настойчивым алгоритмом.

Максимальная задержка в сети с древовидной топологией определяется между абонентскими системами, находящимися на граничных ветвях дерева. При одинаковых параметрах узлов эта величина равна произведению задержки в одном узле на удвоенное значение числа уровней дерева. В общем случае при беспriorитетном потоке заявок значение среднего времени ожидания  $E(W)$  определяется по формуле:

$$E(W) = \frac{\sum_{i=1}^M \lambda_i X_i^{(2)}}{2(1 - \sum_{i=1}^M \rho_i)},$$

где:  $\lambda_i$  - интенсивность  $i$ -го входного потока,  $M$  - количество входных источников,  $X_i^{(2)}$  - второй начальный момент длительности обслуживания заявок  $i$ -го типа. Для экспоненциального закона обслуживания:  $X_i^{(2)} = 2X_i^2 = 1/\mu_i^2$ , соответственно:

$$E(W) = \frac{\sum_{i=1}^M \lambda_i X_i^2}{(1 - \sum_{i=1}^M \rho_i)}.$$

Заявки равного приоритета ставятся в одну очередь и обслуживаются в порядке кругового опроса. При этом временем опроса можно пренебречь, рассматривая поступление заявок от

различных источников как от одного источника с суммарной интенсивностью.

В случае приоритетного обслуживания время задержки передачи  $E(W)_i$  заявки  $i$ -го приоритета равно:

$$E(W)_i = \frac{\sum_{i=1}^M \lambda_i X_i^{(2)}}{2 \prod_{j=1}^i (1 - \sum_{j=1}^i \rho_j)}$$

Для экспоненциального закона обслуживания время задержки передачи равно:

$$E(W)_i = \frac{\sum_{i=1}^M \lambda_i X_i^2}{\prod_{j=1}^i (1 - \sum_{j=1}^i \rho_j)}$$

В работе [15] представлена модель нагрузки на основе процесса дробного броуновского движения (FBM) на основании которой в работе [16] приведена зависимость необходимого размера буфера  $q$  от среднего коэффициента использования  $\rho$ :

$$q = \frac{\rho^{1/2(1-H)}}{(1-\rho)^{H/(1-H)}}$$

При  $H = 0,5$  эта формула упрощается до  $q = \rho/(1-\rho)$ , что представляет собой классический результат системы массового обслуживания с экспоненциальным распределением временных интервалов между поступлениями запросов и экспоненциальным распределением длительности обслуживания (M/M/1). Для системы с постоянным временем обслуживания (M/D/1) размер буфера определяется следующим образом

$$q = \frac{\rho}{1-\rho} - \frac{\rho^2}{2(1-\rho)}$$

Рассмотрим зависимость среднего времени задержки  $T_r$  в буфере от среднего времени обслуживания  $T_s$  и среднего коэффициента использования  $\rho$  при самоподобном входном трафике.

Для системы с экспонентным временем обслуживания и самоподобным трафиком величина среднего времени задержки в буфере  $T_r$  равна:

$$T_r = T_s / (1 - \rho)^{H/(1-H)},$$

где  $T_s$  - среднее время одного обслуживания заявки в узле коммутации без учета времени ожидания,  $H$ - параметр Херста, значение которого лежит в пределах  $0.5 \leq H \leq 1$  в зависимости от нагрузки в сети.

Для системы с постоянным временем обслуживания (M/D/1) зависимость среднего времени задержки в буфере  $T_r$  от среднего коэффициента использования  $\rho$  имеем:

$$T_r = \frac{\rho^{1/2(1-H)}}{2(1-\rho)^{H/(1-H)}} T_s.$$

На рисунке 1 представлена зависимость задержки  $Tr_1 = Tr / Ts$  от загрузки  $\rho$  для системы обслуживания M/M/1 при разных значениях параметра Херста ( $H1=0.5$ ,  $H2=0.7$ ,  $H3=0.9$ ).

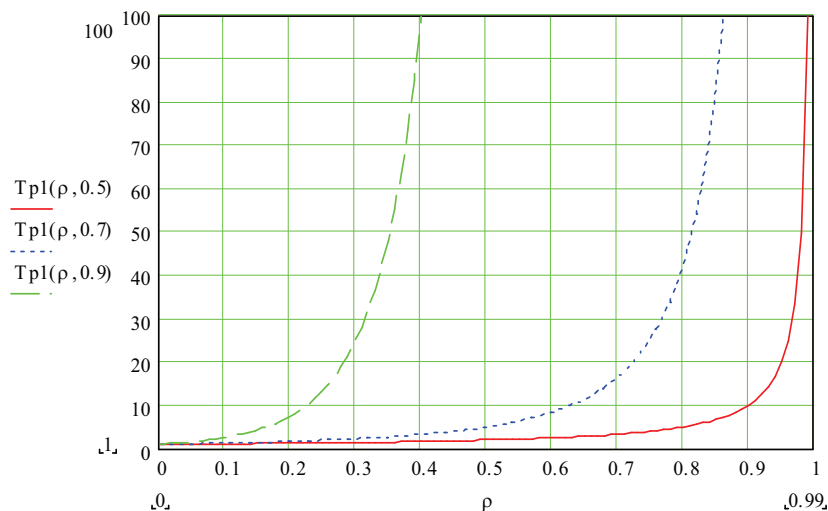


Рисунок 1 - Зависимость задержки  $Tr_1 = Tr / Ts$  от загрузки  $\rho$  для системы обслуживания M/M/1

Кривая  $Tr_1(\rho, 0.5)$  соответствует зависимости относительной задержки в узле от значения  $\rho$  при  $H=0.5$ . При данном значении параметра Херста трафик не является самоподобным.

Кривая  $Tr_1(\rho, 0.7)$  соответствует зависимости относительной задержки в узле от значения  $\rho$  при  $H=0.7$ .

Кривая  $Tr_1(\rho, 0.9)$  соответствует зависимости относительной задержки в узле от значения  $\rho$  при  $H=0.9$ . При данном значении параметра Херста трафик носит явно выраженный самоподобный характер.



Зависимость задержки  $Tr_2 = Tr / Ts$  от загрузки  $\rho$  для системы обслуживания M/D/1 при разных значениях параметра Херста ( $H1=0.5$ ,  $H2=0.7$ ,  $H3=0.9$ ) представлена на рисунке 2.

Кривая  $Tr_2(\rho, 0.5)$  соответствует зависимости относительной задержки в узле от значения  $\rho$  при  $H=0.5$ . При данном значении параметра Херста трафик не является самоподобным. Кривая  $Tr_2(\rho, 0.7)$  соответствует зависимости относительной задержки в узле от значения  $\rho$  при  $H=0.7$ . Кривая  $Tr_2(\rho, 0.9)$  соответствует зависимости относительной задержки в узле от значения  $\rho$  при  $H=0.9$ . При данном значении параметра Херста трафик носит явно выраженный самоподобный характер. Сравнивая графики, приведенные на рис.1 и рис.2, можно сделать вывод, что для системы обслуживания M/D/1 характер трафика оказывает меньшее влияние на время задержки информации в узлах коммутации по сравнению с системой обслуживания M/M/1.

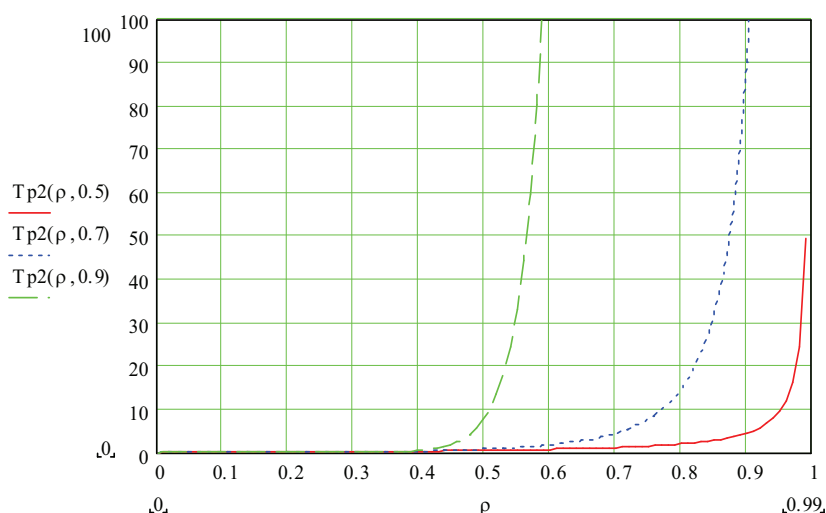


Рисунок 2 - Зависимость задержки  $Tr_2 = Tr / Ts$  от загрузки  $\rho$  для системы обслуживания M/D/1 при разных значениях параметра Херста ( $H1=0.5$ ,  $H2=0.7$ ,  $H3=0.9$ )

На рисунке 3 приведены зависимости задержки  $E1wh(\rho1, k, H)$  приоритетного потока и  $E2wh(\rho1, k, H)$  бесприоритетного потока от загрузки  $\rho1$  при разных соотношениях  $k = \lambda1 / \lambda2$  интенсивности  $\lambda1$  бесприоритетного потока к интенсивности  $\lambda2$  приоритетного потока ( $k = 0.5, 1, 2$ ) и значении параметра Херста  $H = 0.7$ .

Минимальное время задержки приоритетного потока при значениях нагрузки  $\rho1$  соответствует кривой  $E1wh(\rho1, k, H)$  при



$k=0.5$ , то есть в случае, когда интенсивность приоритетного потока составляет 50% от интенсивности беспriorитетного потока. Максимальное время задержки соответствует беспriorитетному потоку, при значениях нагрузки  $\rho_1$  соответствует кривой  $E2wh(\rho_1, k, H)$  при  $k=2$ , то есть в случае, когда интенсивность приоритетного потока в два раза превышает интенсивность беспriorитетного потока.

А зависимость задержки  $E1wh(\rho_1, k, H)$  беспriorитетного потока от загрузки  $\rho_1$  при  $k = 0.5, 1, 2$  и  $H=0.5, 0.7, 0.9$  представлена на рисунке 4.

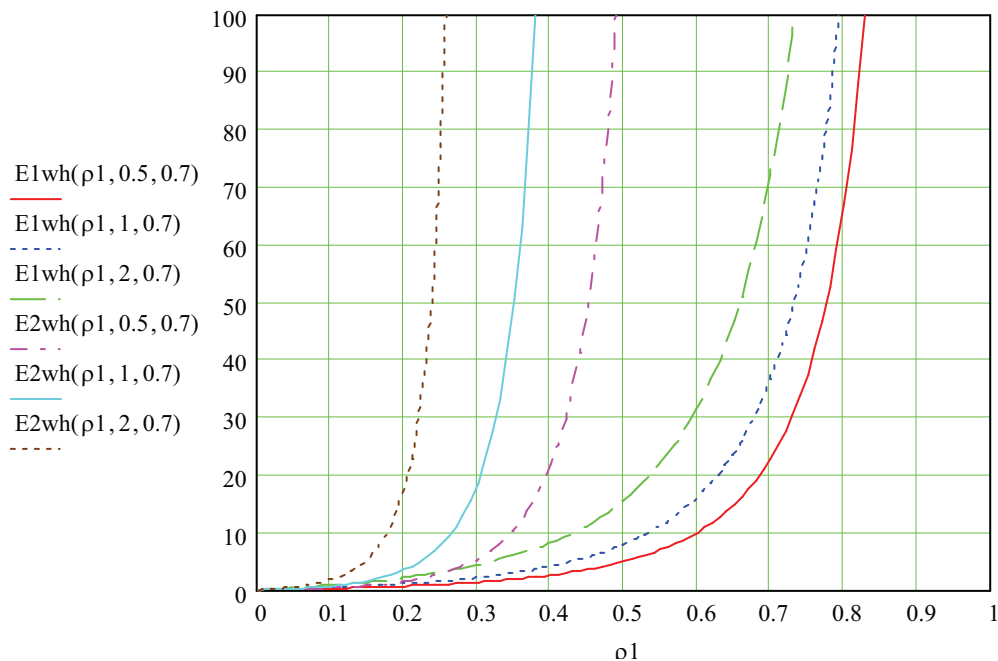


Рисунок 3 - Зависимости задержки  $E1wh(\rho_1, k, H)$  приоритетного потока и  $E2wh(\rho_1, k, H)$  беспriorитетного потока от загрузки  $\rho_1$  при разных соотношениях  $k = \lambda_1 / \lambda_2$  интенсивности  $\lambda_1$  беспriorитетного потока к интенсивности  $\lambda_2$  приоритетного потока ( $k = 0.5, 1, 2$ ) и значении параметра Херста  $H = 0.7$

Минимальное время задержки приоритетного потока при значениях нагрузки  $\rho_1$  соответствует кривой  $E1wh(\rho_1, k, H)$  при  $k=0.5$ , то есть в случае, когда интенсивность приоритетного потока составляет 50% от интенсивности беспriorитетного потока. Максимальное время задержки соответствует беспriorитетному потоку при значениях нагрузки  $\rho_1$  соответствует кривой  $E2wh(\rho_1, k, H)$  при  $k=2$ , то есть в случае, когда интенсивность приоритетного потока в два раза превышает интенсивность беспriorитетного потока.

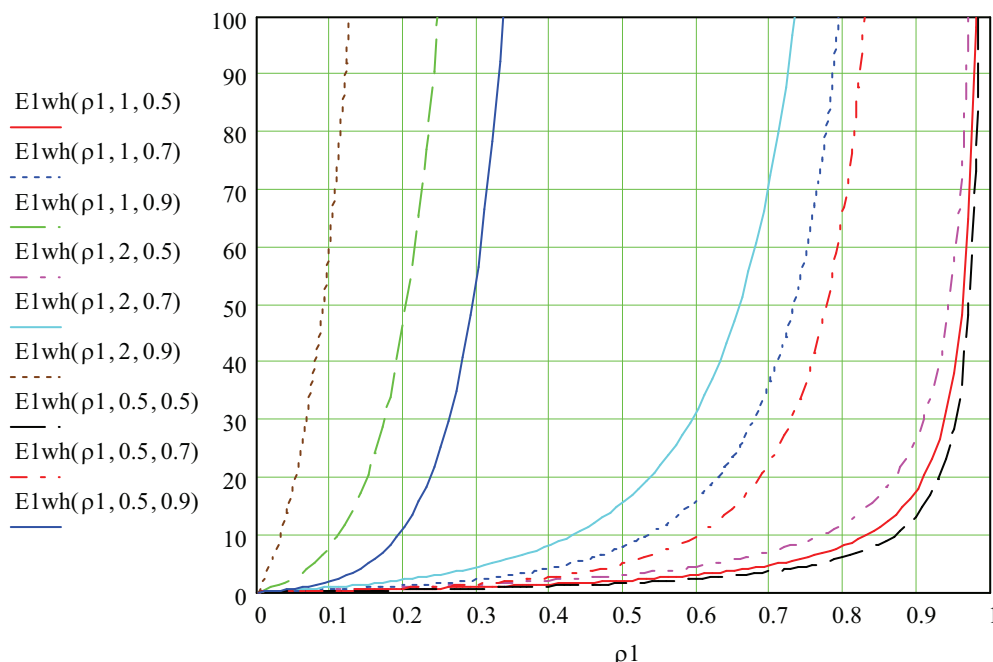


Рисунок 4 - Зависимость задержки  $E1wh(\rho_1, k, H)$  беспriorитетного потока от загрузки  $\rho_1$  при  $k = 0.5, 1, 2$  и  $H = 0.5, 0.7, 0.9$

Из полученных графиков видно, что на время задержки передачи по приоритетному каналу оказывает влияние значение интенсивности беспriorитетного потока. Это объясняется тем, что при используемой в данном случае системе с относительным приоритетом обслуживание более приоритетной заявки начинается только после завершения обслуживания текущей заявки независимо от ее приоритета. При этом следует отметить, что время ожидания  $E(W)1$  при большем значении интенсивности  $\lambda 1$  растет быстрее по сравнению с меньшим начальным значением интенсивности. Это объясняется тем, что в данном случае общая нагрузка так же больше.

При определенных значениях интенсивностей поток менее приоритетных заявок характеризуется меньшим значением, чем в беспriorитетной системе, а с увеличением нагрузки - наоборот.

Отсюда следует, что, меняя уровень приоритета в определенных пределах в зависимости от нагрузки сети и значения параметра Херста, можно оптимизировать распределение потоков и повысить качество обслуживания в компьютерной сети.

## ЛИТЕРАТУРА

1. Городецкий А.Я., Заборовский В.С. Информатика. Фактальные процессы в компьютерных сетях.: Учебное пособие./СПб.: Изд-во СПбГТУ, 2000. 102 с.

2. Addie R., Zukerman M., Neame T., Fractal Traffic: Measurements, Modeling and Performance Evaluation, Proceeding of IEEE INFOCOM'95, 1995.
3. Beran J., Sherman R., Taqqu M.S., Willinger W., Long-Range Dependence in Variable-Bit Rate Video Traffic, IEEE Transactions on Communications, Vol.43, No.2/3/4, February/March/April 1995.
4. Crovella M.E., Bestavros A., Self-Similarity in World Wide Web Traffic: Evidence and Possible Causes, Proceeding of ACM SIGMETRICS'96, 1996.
5. Duffi D.E., McIntosh A.A., Rosenstein M., Willinger W., Statistical Analysis of CCSN/SS7 Traffic Data from Working Subnetworks, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol. 12, No. 3, 1994.
6. Leland W., Taqqu M., Willinger W., Wilson D., On the Self-Similar Nature of Ethernet Traffic (Extended Version), IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 2, No. 1, February 1994.
7. Paxson V., Floyd S., Wide Area Traffic: The Failure of Poisson Modeling, IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 3, No. 3, June 1995.
8. Willinger W., Taqqu M.S., Erramilli A., A Bibliographical Guide to Self-Similar Traffic and Performance Modeling for Modern High-Speed Networks, Stochastic Networks: Theory and Applications, Oxford University Press, 1996.
9. Willinger W., Taqqu M.S., Erramilli A., A Bibliographical Guide to Self-Similar Traffic and Performance Modeling for Modern High-Speed Networks, Stochastic Networks: Theory and Applications, Oxford University Press, 1996.
10. Stalling W., High-Speed Networks TCP/IP and ATM Design Principles, Prentice-Hall Inc., 1998.
11. Кульгин М. Технологии корпоративных сетей. Энциклопедия – СПб: Питер, 2000.–704с.: ил.
12. Falconer K. Fractal Geometry: Mathematical Foundations and Applications. New York; Wiley, 1990.
13. S. Chen, K. Nahrstedt, Distributed Quality-of-Service Routing in Ad Hoc Networks, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Vol 17, No. 8, August 1999.
14. Вентцель Е.С. Исследование операций. М., «Советское радио», 1972, 552стр.
15. Norros A Storage Model with Self-Similar Input // Queuing System, Volume 16, 1994
16. Столлингс Современные компьютерные сети. 2-е изд. СПб.: Питер. 2003. -783с.

Получено 26.10.2006 г.