

ТЕОРЕТИЧЕСКИЕ ОСНОВЫ И ПРАКТИЧЕСКИЕ ЗАДАЧИ ОПТИМИЗАЦИИ ВРЕМЕНИ ДОСТАВКИ ИНФОРМАЦИОННЫХ РЕСУРСОВ В РАСПРЕДЕЛЕННЫХ СИСТЕМАХ

Н.И. Алишов

Институт кибернетики им. В.М. Глушкова НАН Украины
03187, Киев-187, проспект Академика Глушкова, 40
тел.: (044) 526 3427; E-mail: anio@ukrtel.com

Я.Х. Гаджиев

T.C. Canakkale Onsekiz Mart Universitesi Terzioğlu Yerleşkesi Fen-Edebiyat Fakültesi Matematik Bölümü,
т.: (0286) 218 00 18 1705, E-mail: yuhasiyev@comu.edu.tr (Турция, Чанакала)

Описываются теоретические основы времени доставки массива информации для сетей коммутации пакетов с постоянными и коммутируемыми виртуальными каналами. Предлагаются алгоритмы выбора оптимального времени доставки с учетом особенностей предоставления необходимого качества услуг. Рассматривается критерий оценки эффективности оптимизации предложенных алгоритмов. Для TCP/IP сетей описывается технология реализации методов rh – оптимизации в интеллектуальных сетях.

Theoretical bases of time delivery of an array of data for packet switched networks with permanent and switched virtual channels are described. Algorithms of an optimal choice of time delivery are offered in view of features of granting necessary quality of services. The criterion of a rating of efficiency of optimization of the suggested algorithms is considered. For TCP/IP networks the technology of realization rh- optimization methods in intellectual networks is described.

Введение

Со времени появления технологии коммутации пакетов фундаментальные и прикладные научные исследования велись в трех направлениях. Первое направление было связано с разработкой теоретических основ коммутации пакетов в распределенных системах [1]. При этом сети ЭВМ рассматривались как системы коллективного использования ресурсов и поэтому исследовались такие параметры, как время ответа системы, ее производительность, пропускная способность ресурсов и показатели их использования. С этой целью разрабатывались теории анализа задержек и телетрафики. Второе направление фундаментальных исследований было связано с математической теорией оптимизации потоков в сетях и выбором оптимальных маршрутов в сетях с коммутацией пакетов [2]. В рамках третьего направления были выполнены научно-прикладные исследования по разработке современных аппаратно-программных средств технологии коммутации пакетов. Создавались протоколы маршрутизации пакетов, коммутации кадров, отдельные технологии коммутации пакетов в локальных и глобальных сетях компьютеров и многое другое [3].

В целом все исследования были обусловлены необходимостью повышения производительности и надежности системы, уменьшения общих затрат, а также расширения диапазона предоставляемых услуг [4]. Безусловно, были получены наилучшие результаты, которые способствовали созданию современных высокотехнологичных распределенных систем и сетей компьютеров. Однако научно-технические задачи, связанные с исследованием оптимизацией времени доставки массивов данных в транспортных системах с постоянными и коммутируемыми виртуальными каналами до настоящего времени не достаточно исследованы.

Применение прямых методов расширения функциональных возможностей современных интеллектуальных систем и сетей компьютеров ограничено из-за того, что это приводит к усложнению технологий и средств. Требуется исследование и разработка таких средств, которые направлены на интеллектуализацию технологий передачи данных за счет внутренних возможностей транспортной системы, степень организации которой во многом определяет эффективность системы в целом.

Одним из показателей производительности интерактивных распределенных систем является время доставки массивов данных в асинхронных системах коммутации пакетов. К сожалению, вышеперечисленные исследования не имели соответствующей теоретической базы, позволяющей адаптировать время доставки пакетов к параметрам заданной транспортной системы.

Постановка задачи

Поскольку транспортная система в общем случае служит для передачи пакетов данных между взаимодействующими хостами в сеансовом режиме, то для нее время доставки заданного информационного массива является интегративным свойством. Причем, при прочих равных условиях, значение коэффициента, характеризующего время доставки данных, инвариантно относительно производительности каналов передачи. Безусловно, эти утверждения относятся к системам с коммутацией пакетов, обладающим определенными

характеристиками, одной из которых, как было отмечено, является реализация интерактивно-сеансового режима.

Прежде всего, опишем архитектуру транспортной системы передачи пакетов данных, для которой разрабатывалась необходимая теоретическая база. Рассмотрим транспортную сеть передачи данных с коммутацией пакетов по технологиям, использующим постоянные или коммутируемые виртуальные каналы. Суть этих технологий заключается в том, что на время сеанса обмена данными между хостом-источником и хостом-приемником создаются каналы передачи информации, состоящие из коммутаторов, обеспечивающих доставку пакетов в той последовательности, в которой они поступают от хоста-источника. Основные свойства рассматриваемой транспортной системы:

- массив данных между взаимодействующими узлами (хостами) передается отдельными пакетами;
- передача массива данных осуществляется в сеансовом режиме, который организуется по запросу одной из сторон и закрывается по завершении передачи всех пакетов запрашиваемого массива данных;
- количество коммутаторов на пути транспортировки пакетов остается постоянным в рамках данного сеанса, но может варьироваться от сеанса к сеансу;
- с точки зрения приема пакетов данных хост-приемник работает аналогично коммутатору;
- началом сеанса связи между взаимодействующими узлами считается сигнал от хоста-источника о готовности к передаче первого пакета данных. Концом же сеанса передачи считается сигнал от последнего коммутатора на данном маршруте о завершении передачи последнего пакета исходного информационного массива.

На рис. 1 показана упрощенная схема транспортной системы, в которой выбраны четыре маршрута с соответствующими количествами коммутаторов.

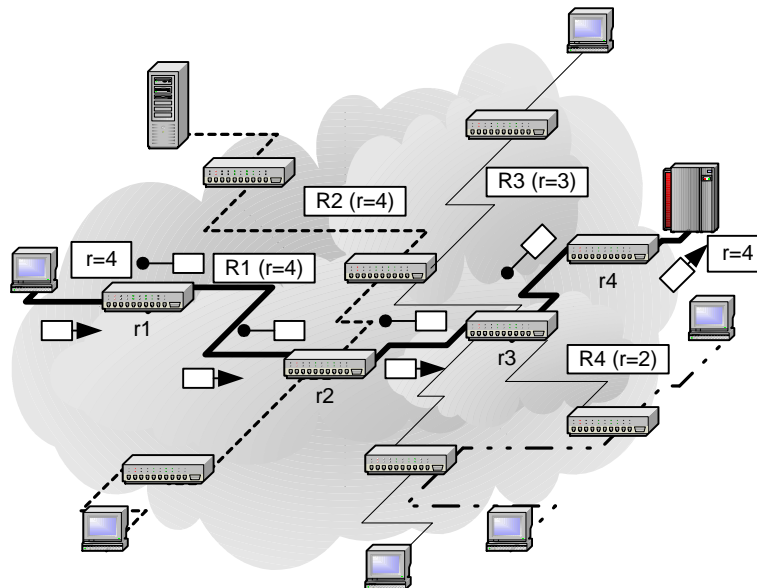


Рис. 1. Транспортная система с четырьмя маршрутами

Метод решения задачи

Производительность операции заполнения буфера будем определять в относительных единицах времени – в байт-тактах. Один байт-такт соответствует времени выполнения одной операции *PUSH* или *POP*; иными словами, один байт-такт равен времени приема в буфер одного байта информации. И если пакет содержит $D+h$ байтов, то время передачи (приема) этого пакета из (в) буфера равно $D+h$ байт-тактам.

Таким образом, основными параметрами транспортной среды с коммутацией пакетов являются количество коммутаторов (r) и длина заголовка (h), от которых непосредственно зависит время доставки массива информации. Именно величины r и h предопределяют возможность адаптации времени доставки массива данных D к конкретным условиям функционирования бизнес-приложений. Поэтому процесс выбора необходимого времени доставки массива данных объемом D байтов исходя из заданных значений величин r и h и из ограничений, существующих как для этих величин, так и для некоторых технических характеристик транспортной среды с коммутацией пакетов, назовем *rh-оптимизацией*.

Лемма [5]. Пусть пакет данных, содержащий D байтов полезной информации и h_A байтов заголовка, должен передаваться в транспортную систему для доставки $D+h_A$ байтов к приемнику информации. Тогда

время доставки пакета данных от источника **A** к приемнику **B**, r коммутаторов, каждый из которых вносит задержку пакета на $h_i \geq 0$ байт-тактов, будет равно

$$T_{A \rightarrow B}^D = D(r+1) + \sum_{i=1}^{r+1} h_i \quad \text{байт-тактам.}$$

Теорема [6]. Минимальное время передачи D байтов полезной информации и h_A байтов заголовка между хостом-источником и хостом-приемником n пакетами через выбранный маршрут **R** с r коммутаторами, каждый из которых вносит задержку пакета на $h_i \geq 0$ байт-тактов, равно

$$\min T_n^D = D + 2\sqrt{Dr * \max\{h_i\}} - \max\{h_i\} + \sum_{i=1}^{r+1} h_i \quad \text{байт-тактам.}$$

Рассмотрим частный случай передачи массива данных от **A** к **B** – когда $h_i = h_A \geq 1 \quad \forall i = \overline{1, r}$. Это означает, что размер заголовка передаваемых пакетов на всем маршруте **R** остается постоянной величиной. Такая ситуация наиболее типична для современных сетей с коммутацией пакетов. Поскольку при этом

$$\sum_{i=1}^{r+1} h_i = (r+1)h_A; \quad \max\{h_i\} = h_A, \quad \text{то } T_n^D = \frac{D}{n}(r+n) + h_A(r+n) = \left(\frac{D}{n} + h_A\right)(r+n).$$

$$\min T_n^D = D + 2\sqrt{Drh_A} - h_A + \sum_{i=1}^{r+1} h_A = D + 2\sqrt{h_A r D} + h_A r = (\sqrt{h_A r} + \sqrt{D})^2.$$

Дальнейший анализ будет проводиться с учетом $h_i = h_A \geq 1 \quad \forall i = \overline{1, r}$, хотя аналогичные результаты могут быть получены и для общего случая. Будем также полагать, что $h_A = h$. Тогда $T_n^D = \left(\frac{D}{n} + h\right)(r+n)$

$$\min T_n^D = (\sqrt{hr} + \sqrt{D})^2.$$

Соотношение величин h и r является определяющим параметром транспортной системы с коммутацией пакетов. Адаптация этого соотношения, к конкретной системе коммутации, позволяет достичь требуемых значений характеристик эффективной производительности с точки зрения времени доставки массивов данных. Поэтому необходимо исследовать взаимопределяющий характер соотношения между количеством коммутаторов и объемом заголовка передаваемых пакетов.

На рис. 2 показаны графики функции $T_n^D = (D+h)(r+n)$, для случаев когда $r > h$, $r < h$ и $r = h$. Образно величины h и r – это инь и янь сетей коммутации пакетов. При оптимизации транспортной системы могут быть использованы свойства функционала T_n^D , связанные с возможностью достижения одинаковой производительности при разных значениях r (h). Для этого необходимо определить n_1 и n_2 , при которых $T_{n_1}^D = T_{n_2}^D$

$$(n_2)_1 = \frac{Dr + hn_1^2 \pm (Dr - hn_1^2)}{2hn_1} = \frac{Dr}{hn_1}; \quad (n_2)_2 = n_1. \quad \text{Таким образом, получаем, что } T_{n_2}^D = T_{\frac{Dr}{hn_1}}^D. \quad \text{Для значений}$$

$$D = 1024, h = 5 \text{ и } r = 20 \text{ определим } n_1 = 32. \text{ Тогда } T_{32}^D = \left(\frac{1024}{32} + 5\right)(20 + 32) = 1924. \text{ При } n_1 = 32$$

$$n_2 = \frac{Dr}{hn_1} = \frac{1024 * 20}{5 * 32} = 128. \text{ Для значения величины } n_2 = 128 \text{ вычислим } T_{128}^D = \left(\frac{1024}{128} + 5\right)(20 + 128) = 1924$$

Таким образом, получаем, что $T_{128}^D = T_{32}^D$. Этот случай показан на рис. 3.

Значение времени доставки массивов данных может служить ключевым аспектом при разработке множества интеллектуальных технологий исходя из архитектурных особенностей приложений. Рассмотрим простой пример. Предположим, что коммутаторы транспортной системы обслуживают 10 каналов передачи пакетов и имеют размер входных и выходных буферов по 256 байт. По каждому каналу должны передаваться массивы данных объемом 1024 байт. При $n = 64$ обеспечивается минимум времени доставки. Прикладные задачи обуславливают, что данная транспортная система должна обеспечивать время доставки массивов

¹ Будем полагать, что $h_1 = h_A$, в противном случае $h_A := h_1$

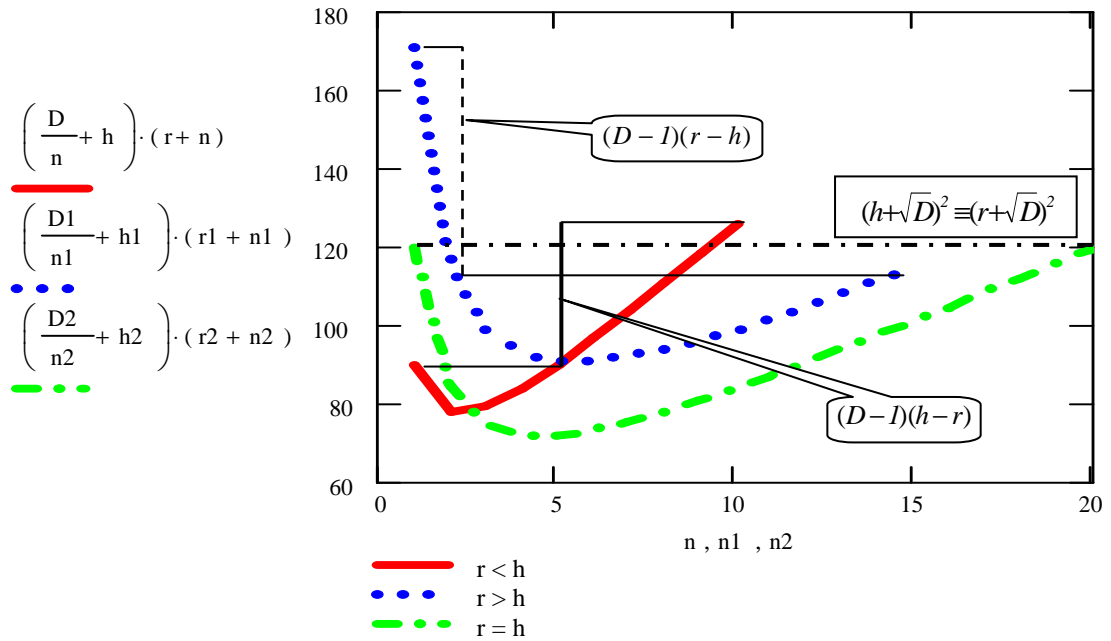


Рис. 2. Соотношение r, h и $T_n^D(n)$

данных за 1900 – 2000 байт-тактов. Поскольку $T_{32}^D = 1924$ при $n = 32$, то уместно доставлять массив данных объемом 1024 байтов 32 пакетами по 37 байтов. Однако при этом около 30 % пакетов будут потеряны, что приводит к увеличению трафика за счет повторных передач. Для решения требуемой задачи можно использовать выражения $T_{n_2}^D = T_{Dr}^D$. В данном случае $T_{128}^D = T_{32}^D$. Поэтому через коммутаторы обслуживающие 10 каналов массивы данных можно передавать без потерь с помощью 128 пакетов, каждый из которых будет содержать 13 байтов информации. В целом диапазон значений величины T_n^D (от T_1^D до T_D^D) может быть адаптирован к параметрам конкретной системы путем регулирования значений величины $n=1, \overline{D}$

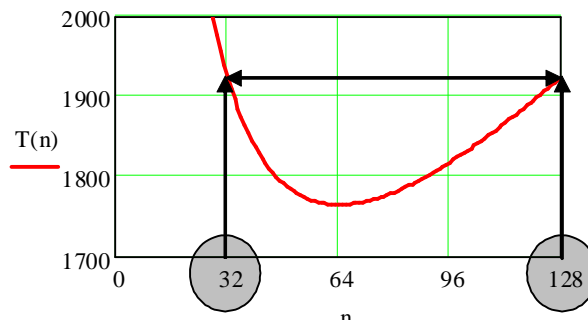


Рис. 3. График функции

$$T(n) \cdot T_{32}^D = T_{128}^D$$

Коэффициент полезной передачи данных

Теоретически, время доставки массива информации будет минимальным, когда между источником и приемником данных отсутствуют транзитные узлы (коммутаторы, маршрутизаторы) и пакет не имеет заголовка. В таком случае время доставки данных объемом D байтов, равно D байт-тактам. Если пакет данных содержит заголовок, состоящий из h байтов, то минимальное время его доставки составляет $D+h$ байт-тактов. Таким образом, при отсутствии транзитных узлов коэффициент полезной передачи данных (КППД) определяется как $\Xi_0 = \frac{D}{D+h}$. Когда массив D данных транспортируется к адресату посредством n пакетов,

то $\Xi_n^h = \frac{D}{\left(\frac{D}{n} + h\right)n} = \frac{D}{D + nh}$. Для рассматриваемой системы коммутации пакетов КППД будем определять

как $\Xi_r^h = \frac{D}{T_n^D} = \frac{D}{\left(\frac{D}{n} + h\right)(r + n)}$. Действительно, если полагать, что $\frac{D}{\left(\frac{D}{n} + h\right)(r + n)} = \frac{D}{D + nh}$, вычислить

значение величины r , при котором данное равенство соблюдается, то получаем $\frac{D + nh}{\left(\frac{D}{n} + h\right)(r + n)} = 1$; $\frac{n}{r + n} = 1$,

т.е. $r = 0$. Когда массив данных объемом D байтов передается по транспортной системе за минимальное время,

$\Xi^{n_0} = \frac{D}{\left(\sqrt{hr} + \sqrt{D}\right)^2}$. Поэтому величина Ξ характеризует степень потерь во времени доставки данных из-

за таких необходимых непроизводительных затрат, как передача заголовка пакета и коммутация самих пакетов. Поскольку rh -оптимизация подразумевает выбор приемлемых для приложений значений величины n ,

то отношение $\frac{\left(\sqrt{hr} + \sqrt{D}\right)^2}{\left(\frac{D}{n} + h\right)(r + n)}$ будет наилучшим критерием для практических оценок КППД (рис. 4).

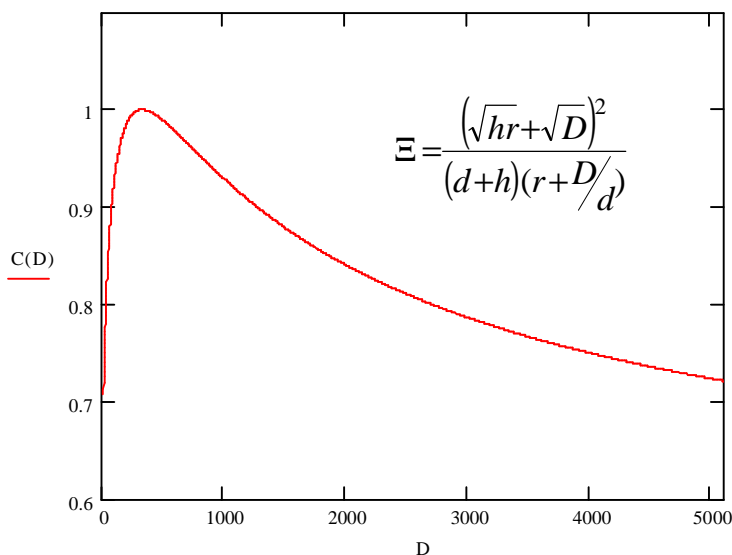


Рис. 4. График функции $\Xi(D)$. (КППД)

Это связано с тем, что как в формуле $\Xi_n^h = \frac{D}{D + nh}$ значение величины D является предельно достижимым, так

же в формуле $\Xi = \frac{\left(\sqrt{hr} + \sqrt{D}\right)^2}{\left(\frac{D}{n} + h\right)(r + n)}$ значение выражения $\left(\sqrt{hr} + \sqrt{D}\right)^2$ является теоретическим пределом для

сетей с коммутацией пакетов. Следует отметить, что в выражении $\left(\frac{D}{n} + h\right)(r + n)$ значение величины n ,

которое должно обеспечивать $\Xi = 1$, определяется как $n = \sqrt{\frac{Dr}{h}}$. На практике это равенство не всегда

выполняется, поскольку в реальных системах возникает необходимость реализовать округление в следующих ситуациях.

1. Если значение n – дробное число, то оно округляется до ближайшего целого.
2. Если $\frac{D}{n}$ – не целое, тогда необходимо округлять значение n до ближайшего целого числа, при

котором $\frac{D}{n}$ становится целым числом.

3. Форматы пакетов в конкретных сетях могут обуславливать заполнение полей данных до границы двоичных слов (8-, 16- или 32-разрядных). В таких случаях к значению D/n добавляется несколько байтов (до 7, 15 и 31 байтов, соответственно).

Подобное округление приводит к тому, что не всегда $\Xi \neq 1$, если даже $n = \sqrt{\frac{Dr}{h}}$.

Рассмотрим пример. Пусть $D = 1024, r = 5, h = 5$. Формат пакета имеет 16-разрядную границу. Тогда $n = 32$. Поэтому $(\frac{D}{n} + h)(r + n) = (\sqrt{hr} + \sqrt{D})^2$ и, следовательно, $\Xi = 1$. Если же $D = 1020, r = 5, h = 16$, то $n = 17,85$. Выполняем соответствующие округления.

1. До ближайшего целого, т.е. $n = 18$.
2. $1020/18 = 56,66$ – не целое число. Находим ближайшее (к 18!) целое число, на которое величина D делится нацело, т.е. $n = 20$.
3. $1020/20 = 51$. Из 64 необходимых байтов заняты 51, т.е. в каждый пакет добавляем еще по 13 байтов данных. Таким образом, исходный массив объемом 1020 байтов будет доставляться 16 пакетами, 15 из них содержит по 64 байта полезных данных, а в 16-ом – 60 байтов.

Тогда $(\frac{D}{n} + h)(r + n) = (960/15 + 16)(5 + 15) + (64 + 16) = 1680$ байт-тактов и при этом $(\sqrt{hr} + \sqrt{D})^2 = (\sqrt{16 \cdot 5} + \sqrt{1020})^2 = 1671,31$. Итак, $\Xi = \frac{1671,31}{1680} = 0,994$, а если бы формат пакета не обуславливал выравнивания поля данных по краю 16-разрядного двоичного слова, получили бы значение $\Xi = 0,997$.

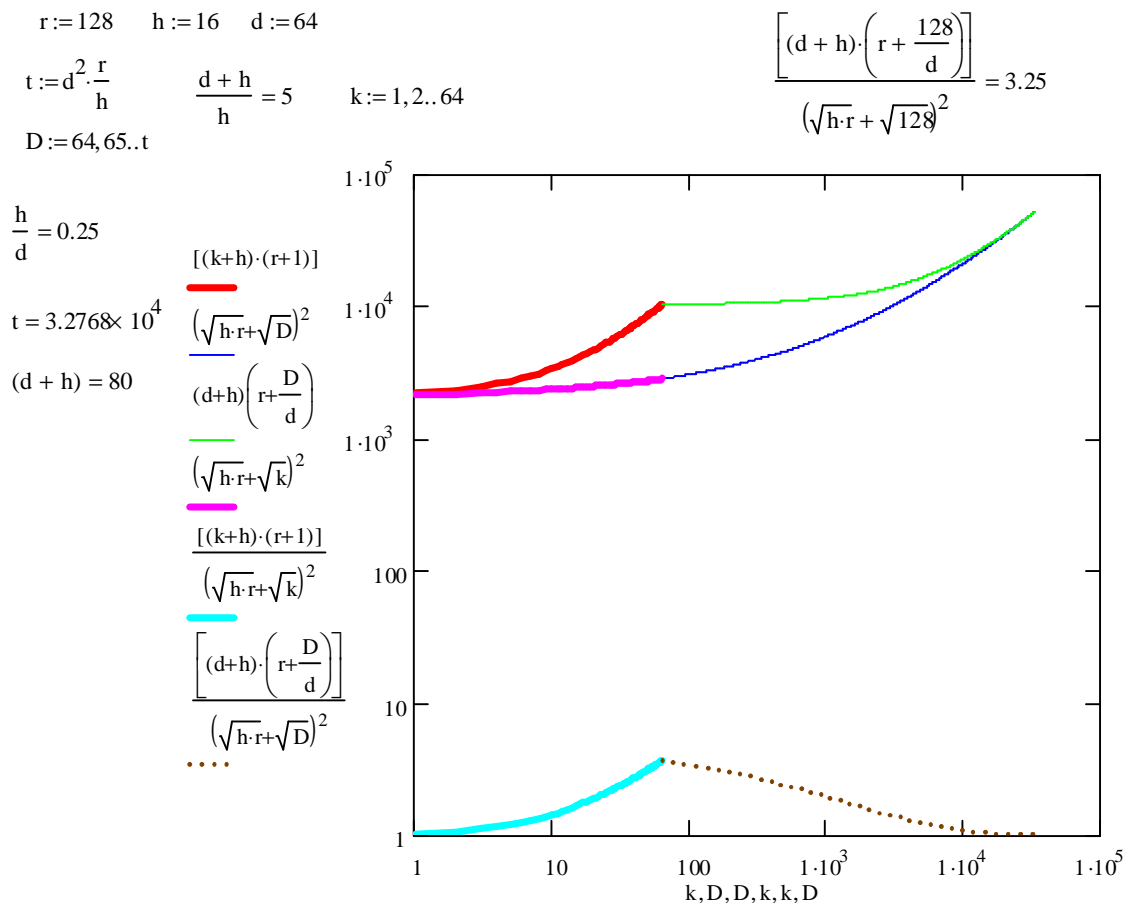


Рис. 5. Графики функций взаимосвязи фиксированных полей

При создании средств интеллектуального управления сетями коммутации пакетов с оптимизацией времени доставки массивов данных необходимо реализовать подсистему коррекции параметров с учетом необходимости округления значений величины n в вышеперечисленных случаях.

В большинстве современных сетей с коммутацией пакетов передаваемых пакетов предполагают наличие фиксированного служебного поля (h) и поля данных (D). Как правило, длина поля данных определяет минимальный и максимальный размер передаваемого пакета. Поэтому в существующих сетях возможности обеспечения минимального времени доставки массивов данных могут быть ограничены.

Попытаемся определить КППД для пакетов данных, в которых размеры полей данных и служебной информации имеют фиксированные значения.

Пусть поле данных в конкретном пакете имеет размер $f_d = \overline{1, \dots, d}$. Тогда время передачи массива данных объемом D байтов D/d пакетами равно $T_{D/d}^D = (d+h)(r+D/d)$ байт-тактам. Если d байтов передается d/n пакетами, то $T_{d/n}^D = (d/n+h)(r+Dn/d)$. При этом минимальное время доставки d байтов составляет $T_{d/n_0}^D = (d/n_0+h)(r+Dn_0/d)$ байт-тактов, где $n_0 = \sqrt{dr/h}$.

Вычислим значение D , при котором $T_{n_0}^D = T_{D/d}^D$.

Из равенства $(d+h)(r+D/d) = (d/n_0+h)(r+Dn_0/d)$ следует, что $\frac{dr}{h} = n_0^2$, то $D = dn_0$.

Это означает, что массив данных объемом D байтов может быть доставлен за минимальное время, если время доставки массива из d байтов также будет минимальным (рис. 5). Вычислим диапазон значений величины D , для которых достижима возможность доставки массива информации за минимальное время при условии, что для передачи используется конкретный формат пакетов с ограниченным полем данных (d). Для этого необходимо найти такие значения D , при которых $(d+h)(r+D/d) = (\sqrt{hr} + \sqrt{D})^2$. Если учесть, что $n = \sqrt{\frac{Dr}{h}}$ и при этом $\frac{D}{n} \leq d$, то из $D \leq nd \leq \sqrt{\frac{Dr}{h}}$ находим $D \leq \frac{d^2 r}{h}$. Таким образом, для значений $D = 1, \dots, \frac{d^2 r}{h}$ справедливо равенство $(d+h)(r+D/d) = (\sqrt{hr} + \sqrt{D})^2$ при $d = D/n$. В результате получаем следующую формулу для КППД:

$$\Xi = \begin{cases} 1 & \text{для значений } D = 1, \dots, \frac{d^2 r}{h}, \\ \frac{(\sqrt{hr} + \sqrt{D})^2}{(d+h)(r+D/d)} & \text{для значений } D > \frac{d^2 r}{h}. \end{cases}$$

Определим минимальное значение Ξ для массива информации объемом D . Для этого необходимо вычислить

$$\lim_{D \rightarrow \infty} \frac{(\sqrt{hr} + \sqrt{D})^2}{(d+h)(r+D/d)} = \frac{hr + 2\sqrt{hrD} + D}{dr + D + hr + hD/d} = \frac{\frac{hr}{D} + \frac{2\sqrt{hrD}}{D} + 1}{\frac{dr}{D} + 1 + \frac{hr}{D} + h/d} = \frac{d}{d+h}.$$

Таким образом, $\min \Xi \geq \frac{d}{d+h}$.

Для практических расчетов, а также для алгоритмической реализации вариантов оптимизации коммутации пакетов в транспортной среде целесообразным будет определение минимальной границы КППД по формуле

$$\Xi_{n_0} = \frac{D}{(\sqrt{hr} + \sqrt{D})^2} = \frac{d^2 r/h}{hr + 2dr + d^2 r/h} = \frac{d^2}{h^2 + 2dh + d^2} = \frac{d^2}{(d+h)^2}.$$

При $h = 0$ необходимо установить $n := D$. Тогда

$$T_D^D = r + D; \quad \Xi = \frac{D}{r + D}.$$

При $r = 0$ следует установить $n := 1$. В этом случае

$$T_D^D = D + h ; \Xi = \frac{D}{D + h} .$$

Вычислим значение величины d , при котором выполняется равенство $(d+h)(r + D/d) = (\sqrt{hr} + \sqrt{D})^2$.

$$dr + D + hr + hD/d = hr + 2\sqrt{hrD} + D ; \frac{d^2r + hD}{d} = 2\sqrt{hrD} ;$$

$$d^4r^2 + 2d^2rhD + h^2D^2 = 4d^2rhd ; (d^2r - hD)^2 = 0 ; d = \sqrt{\frac{hD}{r}} .$$

Технология реализации алгоритма rh -оптимизации.

Поскольку рассматриваемая транспортная подсистема должна быть реализована на сетевом и канальном уровнях семиуровневой модели взаимодействия открытых систем, каждый из них должен включать три компоненты – три алгоритма: коммутацию, определения пути доставки пакетов данных и расчета оптимальных характеристик времени доставки информационных массивов. Через точки доступа к этим услугам вышележащие уровни будут выполнять запросы на rh -оптимизацию. Интерфейсы этих трех компонент должны быть выполнены в соответствии с клиент-серверной технологией на базе объектно-ориентированного программирования. Таким образом, услуги, компоненты и интерфейсы составляют единый комплекс средств, обеспечивающих выполнение одной из главных задач интеллектуальных сетей, а именно – поддержка качества обслуживания (QoS) в сетях с коммутацией пакетов. Так как в настоящее время технология QoS охватывает лишь небольшое количество типов обслуживания, реализация технологии rh -оптимизации может стать существенным вкладом в усовершенствование области предоставления услуг в интеллектуальных системах и сетях компьютеров.

Особо следует отметить, что предложенная архитектура позволяет интегрировать услуги, предусмотренные технологией QoS , и услуги rh -оптимизации. Хорошо организованное взаимодействие этих услуг будет способствовать реализации как симплексных, так и дуплексных технологий клиент-сервер, означающих логическую взаимозаменяемость клиента и сервера. Например, интеграция возможностей технологии rh -оптимизации с такими параметрами технологии QoS , как производительность и задержка, позволит реализовать интеллектуальные сети коммутации пакетов для мультимедийных приложений с использованием предельных характеристик транспортной системы.

Технология rh -оптимизации, реализованная на базе предложенной архитектуры, оперирует следующими системными, алгоритмическими и аппаратно-программными ресурсами: хосты-источники информации, хосты-приемники информации, транспортная среда коммутации пакетов, состоящая из коммутаторов (маршрутизаторов) и каналов связи. Причем предполагается, что базовые средства транспортной среды поддерживают ряд спецификаций интеллектуальных сетей в части предоставления качества обслуживания.

Для простоты изложения суть реализации технологии rh -оптимизации рассмотрим интеллектуальную транспортную среду, поддерживающую семейство протоколов TCP/IP [7]. Как известно, установление TCP -соединения начинается с запуска алгоритма трехходового квитирования (рукопожатия).

Хост – источник запроса формирует TCP -пакет с установленным флагом $SYN = 1$ и флагом подтверждения $ACK = 0$. Поле последовательности пакетов (*Sequence Number*) содержит исходное значение X (например, $SEQ\# = 1000$). В поле данных могут быть записаны аутентификационные параметры и информация о согласовании rh -оптимизации между взаимодействующими узлами. Сформированный, TCP -пакет с перечисленными данными передается сетевому уровню для IP -пакетизации. Особое значение имеет то, что в IP -пакете флаг времени жизни пакетов (*Time to Live*) становится активным с точки зрения использования его значения в хосте-приемнике. С этой целью в поле опций IP -пакета указывается информация об rh -оптимизации. Это возможно, если в поле тип сервиса (*ToS*) IP -пакета установлен флаг «межсетевой контроль». IP -пакет, сформированный соответствующим образом, отправляется хосту-адресату, который анализирует в соответствии со стандартным протоколом все его поля и флаги. Поскольку дополнительная компонента сетевого уровня также имеет доступ к флагу «межсетевой контроль», то анализируется поле опций IP -пакета и снимаются показания поля TTL . Таким образом, хосту-адресату становится известно количество транзитных коммутаторов (маршрутизаторов) от хоста источника, запросившего соединения с целью выполнения алгоритма rh -оптимизации. Далее пакет передается транспортному уровню, где индицируется запрос на rh -оптимизацию. Затем хост-адресат формирует TCP -пакет со значениями полей $SYN = 1$, $ACK = 1$, $SEQ\# = Y$ (3000), $ACK\# = X + 1 + Y$ (1001). В поле данных записывается дополнительная информация, в том числе код подтверждения rh -оптимизации. На сетевом уровне формируется пакет и в поле *ToS* устанавливается флаг «межсетевой контроль» со значением 110. Сформированный пакет отправляется хосту, запросившему установление соединения. Хост-источник, получив IP -пакет, снимает показания TTL и передает пакет транспортному уровню. Далее выполняется третий этап согласования TCP -соединения по стандартному протоколу, в результате чего взаимодействующим хостам становится известно количество транзитных коммутаторов между ними, что позволяет далее реализовать rh -оптимизацию исходя из требований системных или бизнес-приложений.

Заключення

Rh – оптимізація дозволяє адаптувати час доставки інформаційних пакетів в корпоративних мережах комп'ютерів до реальних умов функціонування бізнес-додатків. Створюється можливість створення інтелектуальної підсистеми аналізу вимог до передачі мультимедійної інформації і прийняття оптимальних рішень за рахунок варіювання і розрахунку необхідних характеристик транспортної системи. Ця концепція може бути узагальнена для усунення простоя в будь-якій транспортній середі доставки ресурсів в сеансовому режимі. Тому запропоновані алгоритми можуть бути використані в таких галузях як, перевезення вантажів, технологічні процеси, хімічна промисловість, медицина і охорона здоров'я, біологія і біотехнологія і др.

1. *Клейнрок Л.* Висувальні мережі з чергами. – М.: Мир, 1979. – 400 с.
2. *Девіс Д.* Висувальні мережі і мережні протоколи. – М.: Мир, 1979. – 563 с.
3. *Бертсекас Д., Галлагер Р.* Мережі передачі даних. – М.: Мир, 1989. – 544 с.
4. *Шварц М.* Мережі зв'язу. Протоколи, моделювання і аналіз. Частина II. – М.: Наука, 1992. – 272 с.
5. *Алішов Н.І.* Адаптивний стековий алгоритм універсального багатодоступного в розподілених системах і мережах комп'ютерів // УСМ. – 2004. – № 2. – С. 59–72.
6. *Алішов Н.І.* Оптимізація комутації пакетів в розподілених системах // Комп'ютерні засоби, мережі та системи. – 2004. – № 3. – С.87–95.
7. *Хазер Остерлох.* TCP/IP. Сім'я протоколів передачі даних в мережах комп'ютерів. – Київ.: Діасофт, 2002. – 567 с.