

УДК 681.3

А.П. Шибанов, Н.В. Кравчук, А.В. Башев, О.А. Шибанова

СИНХРОНИЗАЦИЯ КАНАЛОВ КОМПЬЮТЕРНОЙ СЕТИ ПРИ ПЕРЕДАЧЕ ТРАФИКА РЕАЛЬНОГО ВРЕМЕНИ

Рассматриваются вопросы обеспечения показателей качества компьютерной сети при передаче трафика реального времени. Предлагается эвристический алгоритм улучшения характеристик протоколов передачи информации на основе выявления в них скрытого параллелизма. Описывается реализация алгоритма с использованием моделей GERT (Graphical Evaluation and Review Technique). При наличии параллелизма в исходном протоколе применение алгоритма позволяет в 2 – 3 раза уменьшить среднеквадратическое отклонение случайного времени между поступлениями соседних пакетов.

Введение. При передаче по компьютерным сетям информации, критичной к задержкам, по нескольким, в общем случае неоднородным, параллельным каналам возникает проблема синхронизации этих каналов. Наиболее высокие требования к качеству передачи предъявляются для речи, видео и команд управления. Например, для обеспечения хорошего качества речи при работе через Интернет качество соединения между абонентами должно удовлетворять следующим параметрам [1]:

- время задержки передачи звуковых пакетов – не более 250 мс;
- разница между задержками поступления звуковых пакетов – не больше 50 мс;
- допустимое значение частоты “пропадания” голосовых пакетов – 1/100.

Подобные ограничения существуют и для других видов трафика реального времени.

Для уменьшения пульсаций трафика в сетевых каналах используются алгоритмы его сглаживания, например алгоритм “ведра маркеров” [1]. Однако в ряде случаев можно достигнуть необходимых показателей качества не за счет использования дополнительных ресурсов, а за счет выявления существующих резервов времени в разных параллельных путях протоколов передачи информации.

Для улучшения характеристик протокола нужно определить один или несколько каналов, имеющих: 1) наибольшее отклонение среднего времени передачи; 2) неприемлемо большую его дисперсию. Отклонение обоих этих показателей от некоторых “согласованных” для всей связки значений математических ожиданий и дисперсий времени передачи пакетов является главной причиной ухудшения качества передаваемого трафика реального времени.

Улучшение характеристик протокола возможно, если время прохождения хотя бы одного параллельного пути характеризуется: 1) одномодальным распределением с сильно затянутым “хвостом”; 2) многомодальным распределением вероятностей.

В первом случае причинами появления затянутых “хвостов” являются повторно выполняемые операции, например пересылки искаженных пакетов. Чем меньше вероятность таких событий, тем более симметричной становится плотность распределения. Уменьшения длины “хвостов” распределений можно добиться: 1) уменьшением вероятности переходов на возвратные ветви; 2) уменьшением времени прохождения этих ветвей; 3) введением ограничений на предельно допустимое число прохождений возвратных ветвей GERT-модели протокола передачи. Результатов по первым двум пунктам можно добиться повышением качества работы соответствующих компонент системы. Реализация третьего условия определяет необходимость изменения протокола передачи и соответственно переход к GERT-сетям ациклической структуры. Нахождение распределений ациклических GERT-сетей в настоящее время реализуется только на основе алгоритмов с экспоненциальной вычислительной трудоемкостью. Методы нахождения распределений ациклических GERT-сетей с полиномиальной трудоемкостью предполагается описать в отдельной статье.

Во втором случае появление нескольких мод объясняется скрытым или явным параллелизмом, присущим протоколам и алгоритмам передачи информации. Для каждого из параллельных путей можно выделить интервалы времени некоторой длины, в которые попадает большинство случайных исходов эксперимента.

Время прохождения пакетом подканала, работающего по такому протоколу, характеризуется вероятностной смесью распределений [2]. И если вышеуказанные интервалы не пересекаются друг с другом, то плотность распределения будет иметь число мод, равное числу интервалов, в которые попадает большинство случайных исходов.

Целью работы является синхронизация каналов компьютерной сети при передаче трафика реального времени за счет выявления резервов задержки по разным параллельным путям движения информационных пакетов и выравнивания значений средних времен передачи пакетов по этим путям, а также уменьшение до заданных значений вариаций интервалов между соседними пакетами, проходящими через канал.

Постановка задачи. Необходимо найти резервы времени каждого параллельного канала по отношению к некоторому выбранному (опорному) каналу, а также предельно допустимые значения вариации интервала времени между соседними пакетами в агрегированном канале. В общем случае можно считать, что опорный канал реально не существует, а есть только его идеализированный образец.

Для параметров опорного канала должно задаваться $t_{\text{опр}} \geq t_{\text{ср}}$, $\sigma_o \leq \sigma_i$, где $t_{\text{опр}}$ и $t_{\text{ср}}$ – средние задержки передачи, а σ_o и σ_i – среднеквадратические отклонения времени передачи опорного и i -го каналов соответственно.

Для канала i должны выполняться условия:

– $T_i = t_{\text{ср}} + l|\sigma_i| < Z$, где l определяет величину интервала, в который случайное время передачи пакета попадает с заданной вероятностью (например, в интервал “трех сигм”);

– время Z – передачи пакетов “из конца – в конец” канала $Z = T_i + t_{zi}$, где T_i – существующие задержки в i -м канале связи, t_{zi} – остающийся запас по задержке передачи.

Результатом работы алгоритма должно быть выполнение условия достаточно хорошего приближения значения σ – среднеквадратического отклонения времени передачи через агрегированный канал связи к значению σ_o опорного канала, т.е. $|\sigma - \sigma_o| \leq \varepsilon$, при этом величина ε задается изначально.

Применение GERT-сетей для синхронизации каналов. Процесс функционирования системы можно отобразить GERT-сетью, если ее поведение рассматривается через последовательные переходы из одного состояния в другое C_1, C_2, \dots (число состояний конечно или беско-

нечно). Каждому из них приписана некоторая вероятность p_k ; вероятности последовательности прохождения состояний определяются по правилу умножения $P\{(C_0, \dots, C_n)\} = p_0 \dots p_n$. Каждой паре (C_j, C_k) соответствует условная вероятность p_{jk} ; если состояние C_j достигнуто на некотором шаге, то вероятность перехода в состояние C_k на следующем шаге равна p_{jk} . Переход системы из состояния в состояние связывается с выполнением некоторой операции, описываемой случайной величиной с известным законом распределения. В моделях GERT состояниям системы соответствуют узлы графа, а выполняемым в системе операциям – дуги (ветви) графа. Случайные величины, приписанные дугам GERT-сети, должны обладать свойством аддитивности по дугам любого пути. Основными шагами при использовании GERT-сети являются:

– представление системы в виде стохастической сети $G = (N, A)$, где N – множество GERT-узлов, а A – множество дуг;

– определение условной вероятности и производящей функции моментов каждой дуги;

– вычисление W -функции каждой дуги;

– нахождение эквивалентной W -функции

GERT-сети $W_E(s)$, выражающее связь эквивалентных W -функций петель первого и r -х порядков. Согласно определению [3] петля первого порядка есть связная последовательность ориентированных ветвей, каждый узел которых является общим ровно для двух ветвей. Петля порядка r есть множество не связанных между собой петель первого порядка. Эквивалентная W -функция $W_E(s) = p_E M_E(s)$, где p_E – вероятность выполнения стока, $M_E(s)$ – эквивалентная производящая функция моментов;

– нахождение математического ожидания μ_{1E} и дисперсии $\sigma^2 = \mu_{2E} - (\mu_{1E})^2$ времени выполнения GERT-сети.

В работах [4, 5] рассмотрен численный метод нахождения непрерывной плотности распределения вероятностей выходной величины GERT-сети, на основании которого реализована программа расчета распределения выходной величины сети.

Анализ процессов передачи пакетов на основе моделей GERT существенно облегчается, если GERT-сеть разлагается на сумму параллельных частичных графов. Другими словами, эквивалентная W -функция GERT-сети с несколькими простыми s - t -путями равняется сумме эквивалентных W -функций частичных GERT-

сетей, в каждой из которых имеется только один простой s - t -путь.

Определение графа $G_i^{(A)}$. Пусть выполнены следующие условия:

- 1) P_i есть любая петля первого порядка, не включающая исток s и сток t и имеющая хотя бы один общий узел с i -м простым s - t -путем;
- 2) P_j есть любая петля первого порядка, не включающая исток s и сток t и имеющая хотя бы один общий узел с j -м простым s - t -путем;
- 3) любые петли P_i и P_j не имеют общих узлов.

Тогда совокупность ветвей и узлов i -го простого s - t -пути и множества петель $P_i, i = \overline{1, m}$ есть частичный граф $G_i^{(A)}, i = \overline{1, k}$.

В дальнейшем будем рассматривать только GERT-сети, для которых существует эквивалентное разложение на множество параллельно соединенных частичных графов $G_i^{(A)}$. Модели такого рода могут быть использованы для анализа и улучшения характеристик типовых протоколов передачи информации.

Эквивалентная W -функция параллельно соединенных частичных графов $G_1^{(A)}, \dots, G_k^{(A)}$

$$W_E(s) = W_{G_1^{(A)}}(s) + \dots + W_{G_k^{(A)}}(s) = \frac{\prod W_{A1}(s)}{1 - \sum \prod W_{A1}(s)} + \dots + \frac{\prod W_{Ak}(s)}{1 - \sum \prod W_{Ak}(s)}.$$

Числитель каждого слагаемого равен произведению W -функций ветвей $W_{Ai}(s)$, составляющих i -й простой s - t -путь. Знаменатель каждого слагаемого равен разности между единицей и суммой произведений W -функций петель всевозможных порядков $W_{Ai}(s)$, не включающих в себя как источник, так и сток GERT-сети. В знаменателе петли нечетных порядков имеют знак “минус”, а четных порядков – знак “плюс” [3].

Алгоритм решения задачи. Алгоритм состоит из следующих шагов.

1. Задаем среднее время прохождения “опорного” канала $t_{\text{опр}}$ и его среднеквадратическое отклонение σ_0 .

2. Выбираем достаточно малое значение $|\sigma_i - \sigma_0| \leq \delta, i = \overline{1, q}$, где q – число каналов, имеющих резервы времени.

3. Производим расчет плотности распределения вероятностей времени прохождения исходной GERT-сети от источника к стоку. Если выполняется соотношение $\varepsilon \leq |\sigma - \sigma_0|$, то – переход на пункт 11.

4. Выполняем разложение исходной GERT-сети на параллельно соединенные частичные графы $G_i^{(A)}, i = \overline{1, k}$.

5. Производим расчет плотностей распределения вероятностей времен прохождения частичных графов $G_i^{(A)}, i = \overline{1, k}$.

6. Изменяем значения резервов t_{zi} так, чтобы $t_{i\text{ср}} = t_{\text{опр}}, i = \overline{1, q}, i \neq 0$.

7. Находим наибольшее значение из среднеквадратических отклонений $\sigma^* = \max \{\sigma_i\}$ всех q каналов.

8. Последовательно уменьшаем значение σ_i того канала, для которого найдено $\sigma^* = \sigma_i$. Значение σ_i изменяется за счет уменьшения вероятности и времени выполнения возвратных ветвей $G_i^{*(A)}$. Рассчитываем уточненную плотность распределения вероятностей времени прохождения частичного графа $G_i^{*(A)}$. Итерации продолжаются до тех пор, пока не будет выполняться $|\sigma_i - \sigma_0| \leq \delta$.

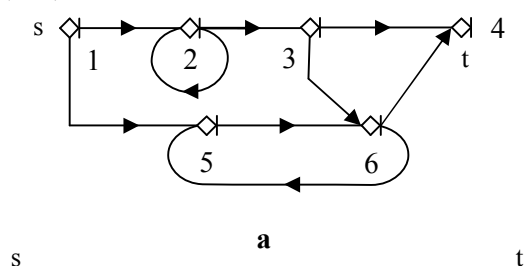
9. Если $q = 1$, то переход на п. 10, иначе уменьшаем значение q на единицу и переходим на п. 7.

10. Производим расчет плотности распределения вероятностей времени прохождения измененной GERT-сети от источника к стоку. Если выполняется соотношение $\varepsilon \leq |\tilde{\sigma} - \sigma_0|$ (где $\tilde{\sigma}$ – среднеквадратическое отклонение времени прохождения измененной GERT-сети), то – переход на пункт 11, иначе уменьшаем значение σ_0 и переходим на п. 7.

11. Конец алгоритма.

Пример синхронизации каналов компьютерной сети при передаче трафика реального времени. Модель GERT протокола передачи может быть представлена в виде параллельно соединенных частичных графов $G_i^{(A)}$ (рисунок 1). Характеристики выполняемых операций приведены в таблице 1.

В сети имеется три простых s - t -пути: (1, 2), (2, 3), (3, 4); (1, 2), (2, 3), (3, 6), (6, 4); (1, 5), (5, 6), (6, 4).



а

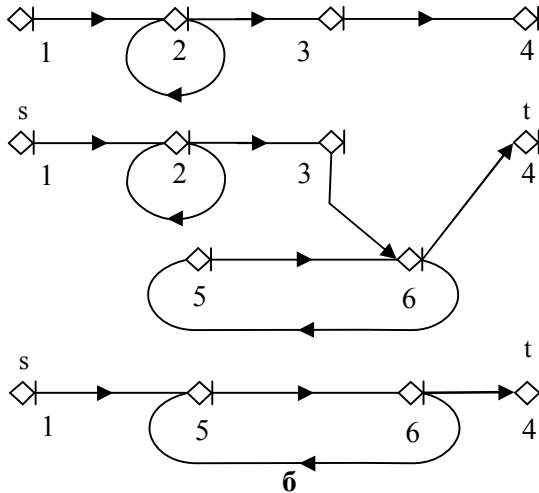


Рисунок 1 – Исходная GERT-сеть (а) и ее разложение на частичные графы (б)

Таблица 1

Операция	Вероятн.	Распред.	Параметры
(1,2)	0,5	Норм.	$m = 1; \sigma = 1$
(2,2)	0,01	Эксп.	$\lambda = 1$
(2,3)	0,99	Бином.	$p = 0,5; n = 4$
(3,4)	0,5	Норм.	$m = 25; \sigma = 1$
(1,5)	0,5	Норм.	$m = 1; \sigma = 1$
(5,6)	0,5	Норм.	$m = 5; \sigma = 1$
(6,5)	0,01	Равном.	$a = 2; b = 4$
(3,6)	0,5	Норм.	$m = 15; \sigma = 1$
(6,4)	0,99	Пуассона	$\lambda = 1$

Выполняя разложение GERT-сети на частичные графы $G_i^{(A)}$, получаем

$$W_E = W_{G_1^{(A)}} + W_{G_2^{(A)}} + W_{G_3^{(A)}} = \frac{W_{1,2} W_{2,3} W_{3,4}}{1 - W_{2,2}} + \frac{W_{1,2} W_{2,3} W_{3,6} W_{6,4}}{1 - W_{2,2} - W_{5,6} W_{6,5} + W_{2,2} W_{5,6} W_{6,5}} + \frac{W_{1,5} W_{5,6} W_{6,4}}{1 - W_{5,6} W_{6,5}}$$

Каждое слагаемое в этом выражении определяет плотность вероятности одного из параллельных путей передачи пакетов.

Плотность распределения времени прохождения пакетов от входа к выходу модели исходного протокола приведена на рисунке 2, а.

Данное распределение имеет три моды и большую вариацию выходной величины, значение $3\sigma = 27, 32$ мс (таблица 2). На рисунке 2, а показаны плотности распределения времени прохождения графов $G_1^{(A)}$, $G_2^{(A)}$, $G_3^{(A)}$, а числовые характеристики распределений даны в таблице 2.

Граф $G_1^{(A)}$ с максимальным средним временем прохождения принимается за опорный. В остальные пути вводятся задержки для выравнивания средних значений распределений. Каждая из ветвей (3, 4), (3, 6), (1, 5) входит только в один

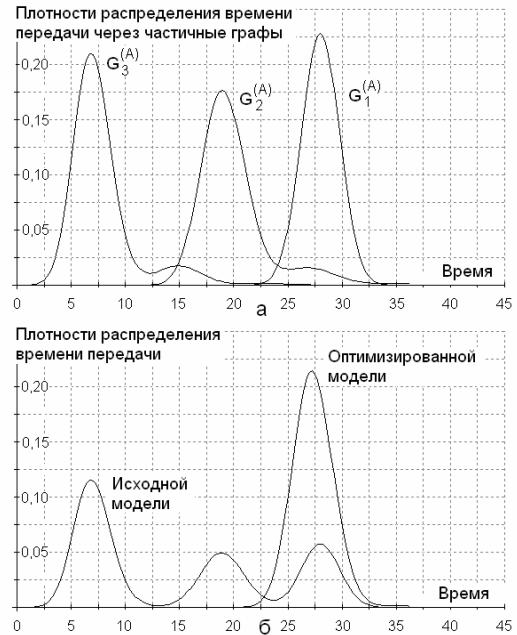


Рисунок 2 – Плотности распределения времени прохождения: частичных графов (а), GERT-сети (б)

простой $s-t$ -путь. Именно к этим ветвям и могут быть добавлены задержки, так как только в этом случае они не влияют на время прохождения других простых $s-t$ -путей.

Таблица 2

GERT-сеть	m , мс	3σ , мс	Задержка, мс
Исходная GERT-сеть	15,97	27,32	–
$G_1^{(A)}$	28,01	5,21	–
$G_2^{(A)}$	20,00	10,48	8,01
$G_3^{(A)}$	7,89	9,97	20,12
Итоговая GERT-сеть	27,38	5,92	–

После введения задержек в каждый из $s-t$ -путей (таблица 2) получаем плотность распределения, изображенную на рисунке 2, б.

В результате проведения синхронизации за счет использования резервов по задержкам прохождения разных параллельных путей существенно уменьшена вариация интервалов времени между соседними пакетами. Итоговое распределение имеет только одну моду. Значение интервала $3\sigma = 5,92$ мс существенно уменьшилась по сравнению с исходным значением 27,32 мс.

Заключение. Предложен эвристический алгоритм синхронизации протоколов и алгоритмов передачи пакетов в компьютерной сети на основе использования моделей GERT. Он заключается в сведении многомодальных распределений к одномодальным распределениям и уточнении моментов времени начала передачи пакетов за

счет выявления запасов времени передачи из конца в конец сети. При этом выполняются технические требования на величину интервалов между соседними пакетами и на общую задержку времени передачи через канал связи.

Использование данного алгоритма позволяет при наличии параллелизма в исходном протоколе в 2 – 3 раза уменьшить среднеквадратическое отклонение случайного интервала следования пакетов.

Если вариации интервалов между пакетами в разных параллельных каналах примерно одинаковы и относительно невелики, то синхронизация каналов выполняется только изменением задержек в параллельных каналах, без использования дополнительных программно-аппаратных ресурсов, как это делается, например, в алгоритме “ведра маркеров”.

Работа поддержана Российским Фондом фундаментальных исследований, грант № 07-07-00146.

Библиографический список

1. *Олифер В.Г., Олифер Н.А.* Компьютерные сети. Принципы, технологии, протоколы. СПб.: Питер, 2007. 958 с.

2. *Феллер В.* Введение в теорию вероятностей и ее приложения. В 2-х томах. Т.1: Пер. с англ. М.: Мир, 1984. 528 с.

3. *Филипс Д., Гарсиа-Диас А.* Методы анализа сетей. М.: Мир, 1984. 496 с.

4. *Корячко В.П., Шибанов А.П., Шибанов В.А.* Численный метод нахождения закона распределения выходных величин GERT-сети // Информационные технологии. 2001. № 7. С. 16 – 21.

5. *Шибанов А.П.* Нахождение плотности распределения времени исполнения GERT-сети на основе эквивалентных упрощающих преобразований // Автоматика и телемеханика. 2003. № 2. С. 117 – 126.