

УДК 681.324

**С.В. АЛЕКСЕЕВ, А.М. ПРОЗОРОВ, Д.А. КОВАЛЕНКО**

*Харьковский университет Воздушных Сил, Украина*

## **ФРАГМЕНТАЦИЯ ПАКЕТОВ В БИТ-ОРИЕНТИРОВАННОЙ ПРОЦЕДУРЕ ПЕРЕДАЧИ ДАННЫХ С КВИТИРОВАНИЕМ**

Рассмотрена фрагментация пакетов для простейшей бит-ориентированной процедуры передачи данных с квитирированием для одного звена передачи данных без учета дополнительных потоков информации на узлах коммутации. Проведен анализ основных вероятностно-временных характеристик процесса обмена данными. Показана возможность уменьшения относительного среднего времени доставки и повышения достоверности данных.

**сеть передачи данных, фрагментация, квитирирование, основные вероятностно-временные характеристики, относительное среднее время доставки, достоверность данных**

### **Введение**

В современных сетях передачи данных (СПД) при необходимости передачи пакетов большого размера в сеть (через сеть) с меньшим максимальным размером пакетов осуществляется их фрагментация.

Различают две стратегии: прозрачную и непрозрачную фрагментацию [1].

При прозрачной фрагментации исходный пакет данных разбивается на фрагменты шлюзом на входе сети с меньшим максимальным размером пакетов. Все фрагменты доставляются одному и тому же выходному шлюзу, который осуществляет сборку исходного пакета.

При непрозрачной фрагментации каждый из фрагментов передается далее по сети как отдельный пакет, а сборку исходного пакета производит конечный получатель.

При фрагментации исходный пакет «... разбивается на фрагменты одинакового размера плюс доверток, который может быть короче» [1].

Обычно «одинаковым размером» является максимально допустимая для данной сети (протокола) длина пакетов, поскольку в этом случае минимальна вносимая избыточность служебных разрядов.

Максимально допустимая длина пакетов наиболее широко применяемых протоколов лежит в пределах

от 48 байт в ATM до 65535 байт в IP [1 – 3]. Для большинства протоколов приводится максимальная длина поля данных (Maximum Transfer Unit, MTU).

В общем случае фрагментация приводит к увеличению накладных расходов [1]. Но в известной литературе не приведены конкретные значения величин, характеризующие их количественно.

Известно, что передача пакетов максимальной длины не во всех случаях обеспечивает наилучшие вероятностно-временные характеристики (ВВХ). Поэтому можно предположить, что разбиение исходного пакета на фрагменты, меньшие максимально допустимого размера, может быть более приемлемо.

В статье [4] рассмотрен случай фрагментации исходного пакета для простейшей дейтаграммной бит-ориентированной процедуры передачи данных. Показано, что при произвольном законе распределения ошибок в канале связи (КС) фрагментация приводит к увеличению времени доставки данных и возрастанию вероятности ошибки в них.

Таким образом, при использовании в СПД дейтаграммных процедур необходимо осуществлять обмен преимущественно короткими сообщениями, особенно при использовании КС недостаточно высокого качества, а фрагментацию целесообразно применять только в тех случаях, когда избежать ее не удастся.

В современных СПД дейтаграммные процедуры обычно используются при широковещании, для передачи служебной информации и трафика реального времени (например, мультимедиа). Для надежной доставки данных применяются процедуры с обратной связью (с квитированием), позволяющие восстанавливать потерянные и искаженные в КС пакеты за счет повторных передач. Поэтому необходимо исследовать влияние фрагментации на основные вероятностно-временные характеристики таких процедур передачи данных.

**Цель статьи** – исследовать влияние фрагментации пакетов на основные вероятностно-временные характеристики процедуры передачи данных с квитированием.

### Результаты исследований

Рассмотрим простейшую бит-ориентированную процедуру обмена данными с квитированием для одного звена передачи данных без учета дополнительных потоков информации на узлах коммутации.

Пусть имеется пакет длиной  $N$  разрядов. В общем случае он содержит  $M$  информационных,  $K$  служебных и  $R$  проверочных разрядов, т.е.

$$N = M + K + R,$$

где  $M \geq 1$ ,  $K \geq 1$ ,  $R \geq 0$ .

Отправитель выдает в КС пакет данных. Получатель осуществляет проверку принятого пакета на наличие ошибок. При этом пакет может:

- не содержать ошибок (с вероятностью  $P_{np}$ );
- иметь обнаруженные ( $P_{oo}$ ) или необнаруженные ( $P_{но}$ ) ошибки;
- быть потерянным ( $P_{ном}$ ).

Если пакет принят без ошибок, то на него выдается квитанция. В случае безошибочной доставки квитанции ( $P_{кв}$ ) процесс передачи пакета завершается, данные приняты правильно ( $P_{(np)}$ ). Если пакет принят с необнаруженными ошибками, то на него также выдается квитанция. При безошибочной дос-

тавке квитанции процесс передачи пакета завершается, данные приняты с ошибкой ( $P_{(ou)}$ ).

При обнаружении ошибки в пакете квитанция на него не выдается и через время тайм-аута  $T_{ma}$  отправитель осуществляет повторную передачу неподтвержденного пакета. В случае потери данных квитанция также не поступает, что приводит к повторной передаче.

При неполучении квитанции до истечения времени тайм-аута отправитель осуществляет повторную выдачу пакета данных.

Время передачи пакета выражают через его длину и скорость модуляции ( $B$ ):

$$T_n = N/B.$$

Длительность тайм-аута выбирают пропорциональной длительности пакета:

$$T_{ma} = \eta \cdot T_n,$$

где  $\eta$  – коэффициент ( $\eta \geq 1$ ).

Для анализа основных вероятностно-временных характеристик применим математический аппарат производящих функций. При его использовании строят вероятностно-временной граф (ВВГ), описывающий исследуемый процесс.

Каждая дуга характеризуется вероятностью ее выбора  $P$  и временем перехода  $t$ . Функция дуги имеет вид

$$f(P, t) = P \cdot Z^t, \quad (1)$$

где  $Z$  – параметр [5].

Для вероятностно-временного графа находят производящую функцию  $F(Z)$ , которая является суммой функций всех путей, соединяющих начальную и конечные вершины графа. Из полученной производящей функции находят среднее время выполнения исследуемого процесса [5]:

$$T_{cp} = \left. \frac{F(Z)}{dZ} \right|_{Z=1}. \quad (2)$$

В соответствии с выбранным математическим аппаратом представим описанный выше процесс передачи данных в виде ВВГ (рис. 1, а).

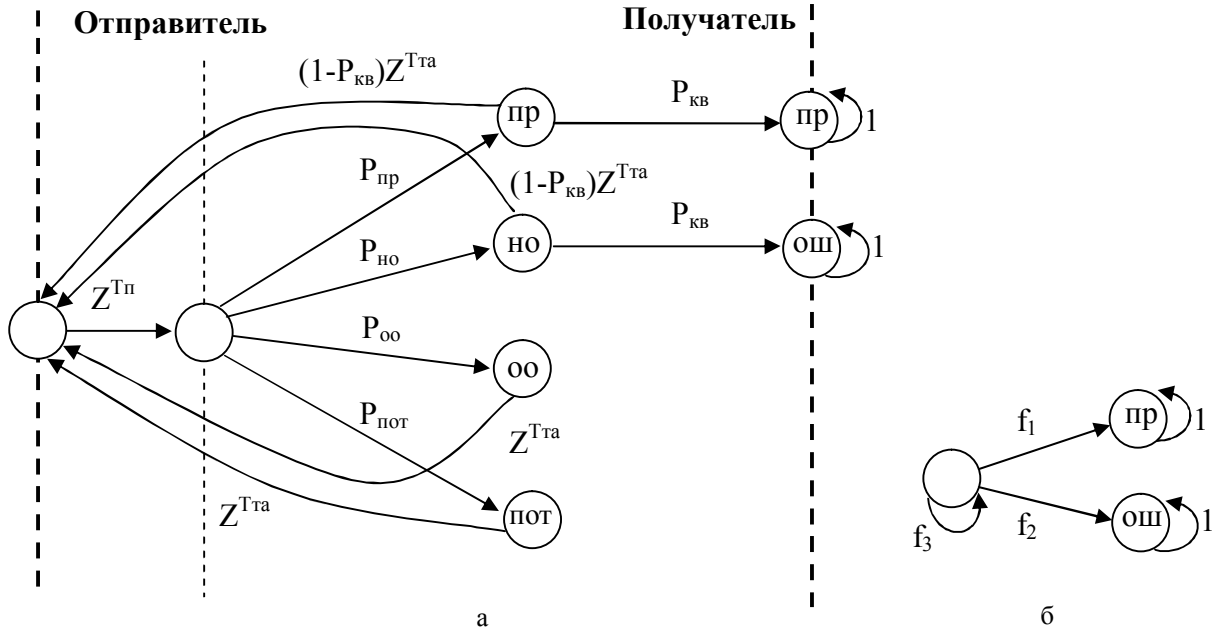


Рис. 1. Вероятностно-временные графы процесса бит-ориентированной передачи данных с квитирированием между двумя абонентами: а – исходный, б – конечный

Проведя эквивалентные преобразования, получим конечный ВВГ (рис. 1, б), дуги которого описываются следующими выражениями:

$$\begin{aligned} f_1 &= P_{np} \cdot P_{кв} \cdot Z^{Tn}; \\ f_2 &= P_{но} \cdot P_{кв} \cdot Z^{Tn}; \\ f_3 &= [1 - (P_{np} + P_{но}) \cdot P_{кв}] Z^{Tn} Z^{Tта}. \end{aligned} \quad (3)$$

Производящая функция имеет вид

$$\begin{aligned} F(Z) &= \frac{f_1 + f_2}{1 - f_3} = \\ &= \frac{(P_{np} + P_{но}) \cdot P_{кв} Z^{Tn}}{1 - [1 - (P_{np} + P_{но}) \cdot P_{кв}] Z^{Tn} Z^{Tта}}. \end{aligned} \quad (4)$$

Среднее время доставки в соответствии с (2):

$$T_{д.ср} = T_n + \frac{1 - (P_{np} + P_{но}) \cdot P_{кв}}{(P_{np} + P_{но}) \cdot P_{кв}} \cdot (T_n + T_{та}). \quad (5)$$

Вероятностные характеристики процесса передачи данных определяются из формул (3) при  $Z = 1$ :

$$\begin{aligned} P_{(np)} &= \left. \frac{f_1}{1 - f_3} \right|_{Z=1} = \frac{P_{np}}{(P_{np} + P_{но})}; \\ P_{(ош)} &= \left. \frac{f_2}{1 - f_3} \right|_{Z=1} = \frac{P_{но}}{(P_{np} + P_{но})}. \end{aligned} \quad (6)$$

При произвольном законе распределения ошибок в КС вероятности отсутствия и необнаружения ошибок в пакете в общем случае определяются следующим образом:

$$\begin{aligned} P_{np} &= (1 - P_o)^N; \\ P_{но} &= [1 - (1 - P_o)^N] \cdot 2^{-R}, \end{aligned} \quad (7)$$

где  $P_o$  – вероятность искажения единичного элемента в КС.

Допустим, что квитанции передаются в составе встречных пакетов. Тогда для разработанной математической модели  $P_{кв} = P_{np}$  и, с учетом принятых допущений, формула (5) примет вид

$$T_{д.ср} = \left[ \frac{1}{(P_{np} + P_{но}) \cdot P_{np}} \cdot (1 + \eta) - \eta \right] \cdot T_n. \quad (8)$$

Проведем анализ основных ВВХ бит-ориентированной процедуры передачи данных с квитирированием.

Если время выразить через число единичных посылок (разрядов), то получим относительное среднее время доставки

$$T_{\Delta} = \frac{N}{M} \cdot \left[ \frac{1}{(P_{np} + P_{но}) \cdot P_{np}} \cdot (1 + \eta) - \eta \right]. \quad (9)$$

Относительное среднее время доставки пакетов возрастает при ухудшении качества КС (рис. 2, а). При этом увеличение избыточности за счет служебных и проверочных разрядов приводит к возрастанию относительного среднего времени доставки при любом качестве КС, а увеличение длительности тайм-аута – только при сравнительно плохом качестве КС, когда значительна доля повторных передач искаженных и потерянных пакетов.

Как видно из зависимостей, представленных на рис. 2, б, относительное среднее время доставки имеет четко выраженную область минимальных значений в широком диапазоне заданных параметров. При малых значениях  $M$  относительное среднее время доставки значительно возрастает за счет увеличения избыточности служебной информации. Возрастание относительного среднего времени доставки при больших значениях  $M$  обусловлено увеличением накладных расходов, вызванных повторными передачами искаженных и потерянных пакетов.

Эквивалентная вероятность ошибки в данных уменьшается примерно на 5 порядков при увеличении числа проверочных разрядов с 16 до 32, т.е. достоверность передаваемых данных может быть повышена путем увеличения количества проверочных разрядов (рис. 3). При низком качестве КС эквивалентная вероятность ошибки с увеличением  $M$  быстро ухудшается за счет увеличения доли обнаруженных ошибок (рис. 3, а), а также резко возрастает при значительных  $M$  и сравнительно плохом качестве КС (рис. 3, б).

Таким образом, применение процедур обмена данными с квитированием обеспечивает значительно более высокую достоверность доставки информации по сравнению с дейтаграммными процедурами обмена данными. Однако такое улучшение приводит к резкому возрастанию накладных расходов на повторные передачи искаженных пакетов при использовании каналов связи плохого качества (с  $P_0 > 10^{-4}$ ).

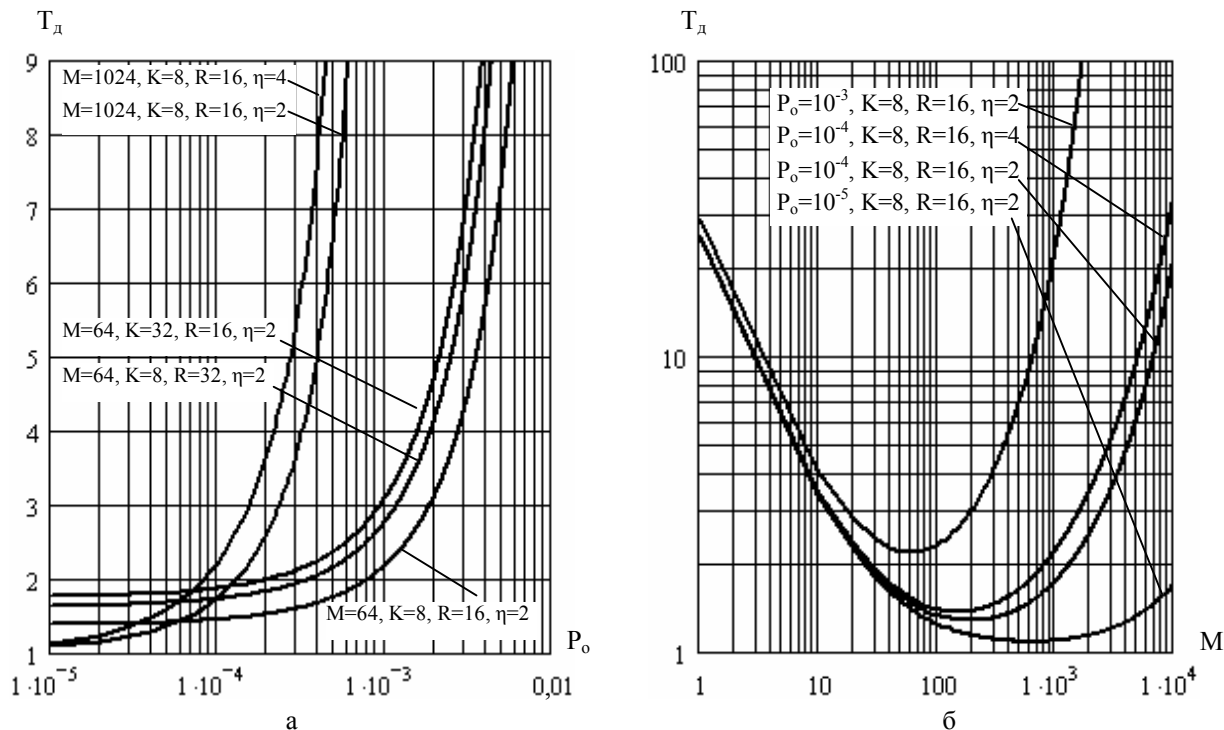


Рис. 2. Зависимость относительного среднего времени доставки пакетов при произвольном законе распределения ошибок в КС:  
 а – от вероятности искажения единичного элемента в КС,  
 б – от длины информационной части пакета

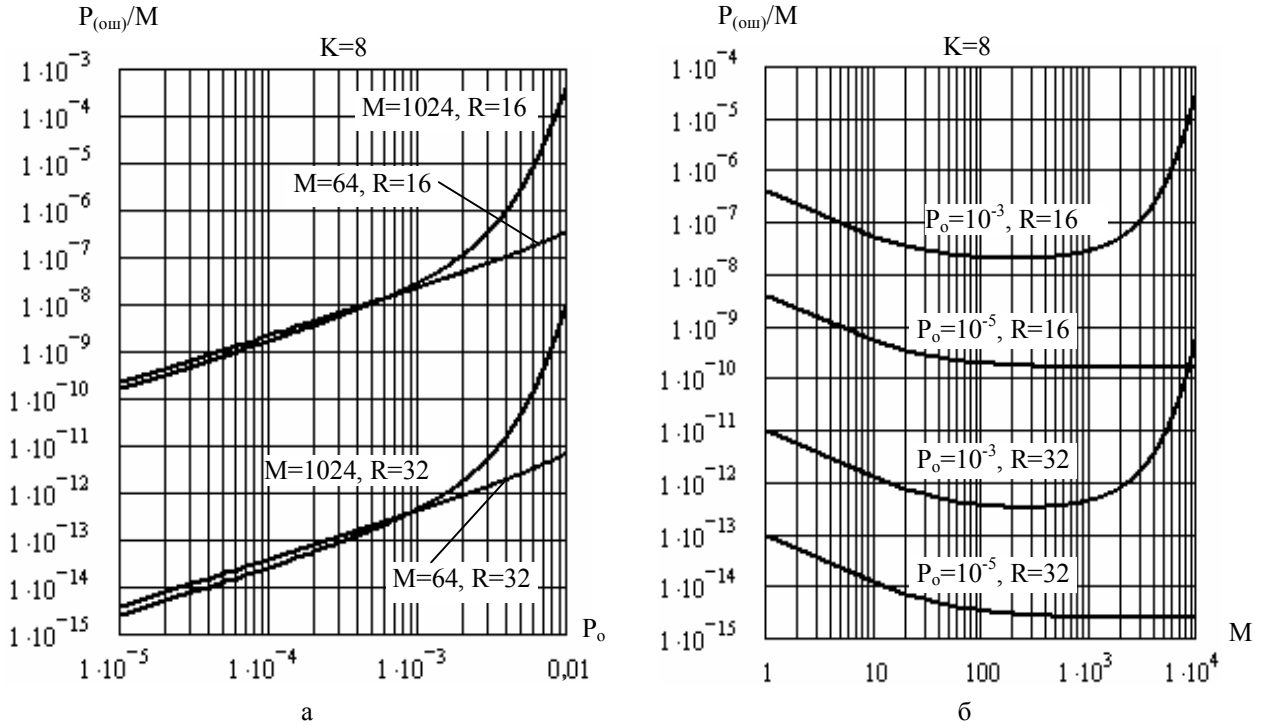


Рис. 3. Зависимость эквивалентной вероятности ошибки в пакетах при произвольном законе распределения ошибок в канале связи: а – от вероятности искажения единичного элемента в КС; б – от длины информационной части пакета

Процесс передачи фрагментов исходного пакета осуществляется аналогично процессу передачи целого пакета данных.

Допустим, что при фрагментации число служебных и проверочных разрядов в каждом из фрагментов соответствует их числу в исходном пакете, а информационная часть пакета разбивается на  $D$  равных частей ( $D \geq 1$ ).

Тогда

$$N' = \frac{M}{D} + K + R.$$

Соответственно:

$$T'_n = \frac{N'}{B};$$

$$P'_{np} = (1 - P_o)^{N'};$$

$$P'_{но} = [1 - (1 - P_o)^{N'}] \cdot 2^{-R};$$

$$T'_{\delta,ср} = \sum_{i=1}^D \left[ \frac{1}{(P'_{np} + P'_{но}) \cdot P'_{np}} (1 + \eta) - \eta \right] \cdot T'_n;$$

$$P'_{(np)} = \prod_{i=1}^D \frac{P'_{np}}{(P'_{np} + P'_{но})};$$

$$P'_{(ош)} = 1 - P'_{(np)}. \tag{10}$$

Фрагментация позволяет достичь меньшего относительного среднего времени доставки при определенных условиях (рис. 4). Достижимое улучшение возрастает при использовании КС низкого качества (рис. 4, а) и при увеличении  $M$  (рис. 4, б). Это связано с тем, что передача пакетов большого размера при  $P_o > 10^{-4}$  приводит к значительному увеличению накладных расходов на повторные передачи искаженных данных.

Процедура фрагментации в условиях использования каналов связи хорошего качества ( $P_o < 10^{-4}$ ) и сравнительно небольших длинах исходных пакетов приводит к ухудшению эквивалентной вероятности ошибки по сравнению с эквивалентной вероятностью ошибки нефрагментированных пакетов (рис. 5).

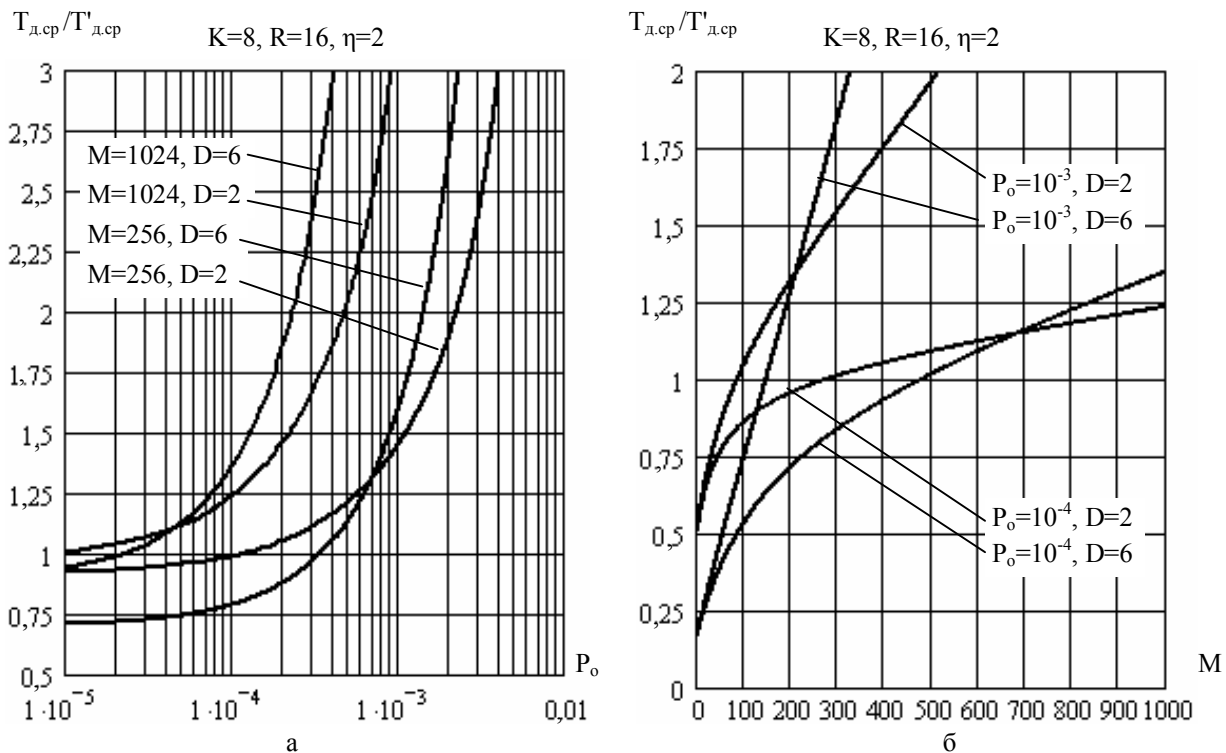


Рис. 4. Зависимость отношения среднего времени передачи исходного пакета к среднему времени передачи фрагментированного пакета при произвольном законе распределения ошибок в КС: а – от вероятности искажения единичного элемента в КС; б – от длины информационной части исходного пакета

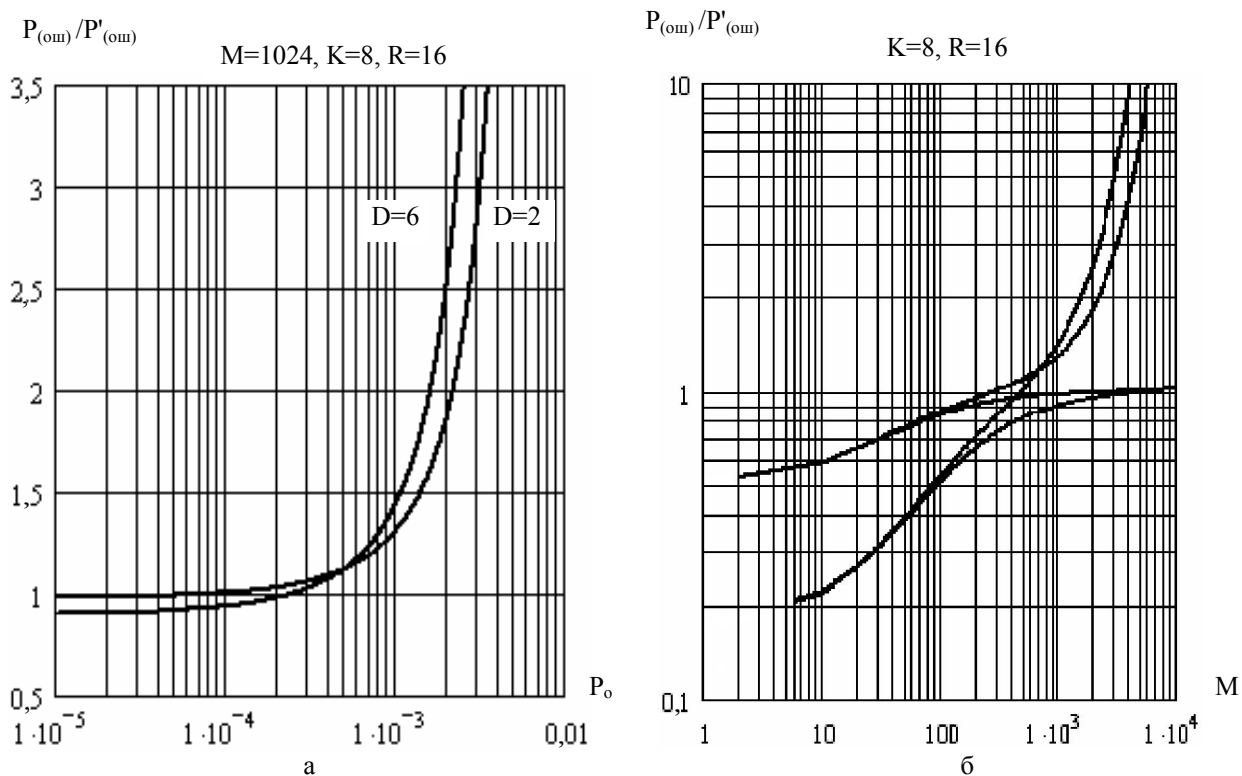


Рис. 5. Зависимость отношения вероятности ошибки исходного пакета к вероятности ошибки фрагментированного пакета при произвольном законе распределения ошибок в КС: а – от вероятности искажения единичного элемента в КС; б – от длины информационной части исходного пакета

Ухудшение эквивалентной вероятности ошибки происходит при увеличении числа фрагментов (рис. 5, а) за счет увеличения избыточности служебной информации.

При обмене по высококачественным КС потери в достоверности при фрагментации будут определяться внесенной избыточностью:

$$\lim_{P_o \rightarrow 0} \frac{P_{(ou)}}{P'_{(ou)}} = \frac{M + K + R}{M + D \cdot (K + R)}. \quad (11)$$

В случае необходимости передачи пакетов данных значительных длин и использовании каналов связи плохого качества фрагментация позволит повысить достоверность передаваемой информации (рис. 5, б), причем выбор количества сегментов оказывает достаточно существенное влияние на достигаемое улучшение эквивалентной вероятности ошибки (рис. 5, а).

Для более полного анализа основных ВВХ исследуемой процедуры обмена данными представляют интерес зависимости отношений средних времен доставки пакетов и эквивалентных вероятностей ошибки в данных от количества фрагментов (рис. 6).

С целью уменьшения относительного среднего времени доставки (когда фрагментация позволяет его достичь) целесообразно использовать большее число фрагментов. Но чрезмерная фрагментация приведет к потере полученного преимущества, поскольку существенно возрастет доля избыточности служебной информации. Поэтому для заданных условий целесообразно определять оптимальное число фрагментов, гарантирующее наибольшее уменьшение относительного среднего времени доставки (рис. 6, а).

Для уменьшения потерь достоверности данных при фрагментации для любых  $P_o$ ,  $M$ ,  $K$ ,  $R$  следует разбивать пакет на минимально возможное число фрагментов либо вообще его не фрагментировать (рис. 6, б). Аналогичный вывод для относительного времени доставки следует из рис. 6, а.

Таким образом, фрагментация пакетов при ис-

пользовании бит-ориентированной процедуры передачи данных с квити́рованием и произвольном законе распределения ошибок в КС при необходимости передачи пакетов большого размера по КС плохого качества позволяет достичь уменьшения относительного среднего времени доставки данных и повышения их достоверности.

Например, для  $P_o = 10^{-3}$ ,  $M = 1024$ ,  $K = 8$ ,  $R = 16$  и  $\eta = 2$  оптимальное число фрагментов  $D = 17$ , что обеспечивает уменьшение относительного среднего времени доставки данных в 10,583 раз при улучшении достоверности в 1,24 раза. Для достижения наибольшего выигрыша в достоверности (в 1,441 раз) число фрагментов для данного случая должно быть равно  $D = 5$  (рис. 6, б). При этом уменьшение относительного среднего времени доставки данных составит 7,493 раз.

Следовательно, можно утверждать, что для условий, в которых фрагментация пакетов позволяет достичь уменьшения относительного среднего времени доставки данных и (или) повышения их достоверности, могут быть найдены оптимальные значения числа фрагментов  $D$ , обеспечивающие наибольший выигрыш по одному из параметров.

## Выводы

Из проведенного анализа основных вероятностно-временных характеристик бит-ориентированной процедуры передачи данных с квити́рованием следует, что при произвольном законе распределения ошибок в канале связи фрагментация приводит к увеличению избыточности за счет служебной информации, но при этом возможно значительное уменьшение относительного среднего времени доставки и существенное повышение достоверности данных.

Фрагментации целесообразно подвергать пакеты данных значительной длины при необходимости их передачи по каналам связи низкого качества

(с  $P_0 > 10^{-4}$ ). При использовании таких каналов связи повышение достоверности данных возмож-

но также за счет увеличения числа проверочных разрядов.

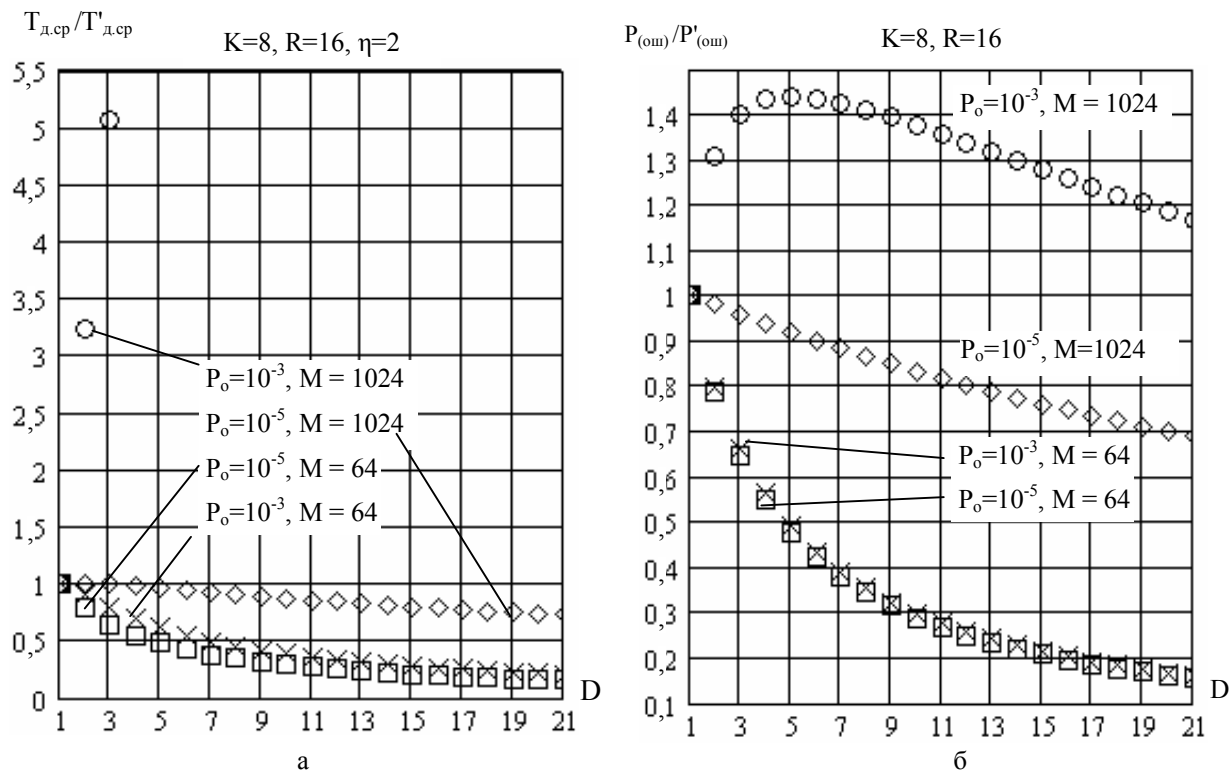


Рис. 6. Зависимость отношений основных ВВХ от числа фрагментов при произвольном законе распределения ошибок в КС: а – отношения вероятности ошибки исходного пакета к вероятности ошибки фрагментированного пакета; б – отношения среднего времени передачи исходного пакета к среднему времени передачи фрагментированного пакета

Одним из *направлений дальнейших исследований*, на наш взгляд, является определение критерия оптимальной фрагментации пакетов для рассмотренной процедуры обмена данными в заданных условиях.

### Литература

1. Таненбаум Э. Компьютерные сети. – С.-Пб.: Питер, 2002. – 848 с.
2. Протоколы информационно-вычислительных сетей: Справочник / С.А. Аничкин, С.А. Белов, А.В. Бернштейн и др.; под ред. И.А. Мизина, А.П. Куликова. – М.: Радио и связь, 1990. – 504 с.
3. Олифер В.Г., Олифер Н.А. Компьютерные сети. Принципы, технологии, протоколы: Учебник для

вузов. 2-е изд. – С.-Пб: Питер, 2005. – 864 с.

4. Алексеев С.В., Лемешко А.В. Фрагментация кадров в дейтаграммной бит-ориентированной процедуре передачи данных // Открытые информационные и компьютерные интегрированные технологии: Сб. научн. тр. – Х.: Нац. аэрокосм. ун-т “ХАИ”. – 2005. – Вып. 26. – С. 27 – 32.

5. Адаптивная компенсация помех в каналах связи / Ю.И. Лосев, А.Г. Бердников, Э.Ш. Гойхман, Б.Д. Сизов; под ред. Ю.И. Лосева. – М.: Радио и связь, 1988. – 208 с.

Поступила в редакцию 7.04.05

**Рецензент:** д-р техн. наук, проф. Ю.И. Лосев, Харьковский университет Воздушных Сил, Харьков.