

**В.Т. Калайда, А.В. Головки**

## **ПРОТОКОЛ ГИБРИДНОГО МНОЖЕСТВЕННОГО ДОСТУПА В МОНОКАНАЛ ЛОКАЛЬНОЙ СЕТИ**

Для локальной сети, предназначенной для решения задач атмосферной оптики, предлагается протокол множественного доступа, основанный на объединении станций в кольцевую логическую структуру, конфигурация которой стохастически адаптируется к характеру трафика. Приводятся результаты сравнения данного протокола с другими методами множественного доступа.

### **Введение**

В настоящей статье мы продолжаем начатое в [1] рассмотрение проблемы организации множественного доступа в моноканал локальной вычислительной сети, ориентированной на решение задач атмосферной оптики.

В работе [1] предложен протокол детерминированного типа доступа. Как и для любого представителя этого типа, сферой эффективного использования подобного протокола может быть сеть, число станций в которой не слишком велико. Такая ситуация, по-видимому, будет характерной в ближайшие год-два для всех сетей научного профиля. Объясняется это широким использованием в настоящее время средств мультиплексирования при подключении абонентских систем к моноканалу. Последнее обусловлено все еще имеющимися дороговизной и дефицитом аппаратуры сопряжения (блоки доступа, адаптеры).

В перспективе же, когда обстоятельства подобного рода перестанут существовать, подавляющее число абонентских систем будут подсоединяться к каналу в индивидуальном порядке, без какой-либо предварительной коммутации. Резко увеличится парк станций сети. И тогда протокол [1] уже не будет эффективным. В подобном случае типичными станут логические кольца систем, имеющие большой размер (порядка 100 единиц). В условиях таких колец характерной будет ситуация, когда в системе имеются нуждающиеся в канале станции, в то время как последний подолгу им не доступен по причине холостого обхода маркером обширных участков кольца, соответствующих станциям с пустыми выходными буферами.

Для той стадии эволюции сети, когда она примет вид многочисленной популяции станций на канале, ниже предлагается другой протокол нижнего канального уровня. Этот протокол является схемой гибридного доступа. С одной стороны, процесс разделения канала между станциями при таком протоколе детерминировано задается наличием в сети определенной циклической структуры их очередности — логического кольца. С другой стороны, сама эта структура не статична: она изменяется по случайным законам в прямой зависимости от происходящих в канале событий (внешне это выглядит как определенная пульсация). Предлагаемый протокол, именуемый далее как «пульсирующее кольцо» (ПК), является попыткой авторов реализовать алгоритмически компактную схему доступа, которая бы тонко адаптировалась к интенсивности и структуре сетевого трафика. Далее дается описание протокола ПК и его сравнение с рядом известных зарубежных методов доступа.

### **Описание протокола**

Для поддержки протокола необходима среда МДКН/ОК [2]. Доступ станций тактирован подобно [3]. Последнее означает, что каждая активная станция в течение всего времени своей работы рекуррентно отслеживает последовательность таких периодов (тактов работы канала), как успешная передача (УП), столкновение (СТ) и непрерывное, свободное состояние длительности  $a = 2\tau$  (СВ) ( $\tau$  — время распространения сигнала между парой наиболее удаленных друг от друга станций сети). При этом станции могут начинать свои передачи лишь в моменты времени, соответствующие началу тактов.

Согласно протоколу никакая изначальная циклическая очередность доступа станций в канал не задается. В логике протокола не фигурируют уникальные адреса станций. Однако в процессе работы системы динамически формируется логическое кольцо системы  $R = \{1, 2, \dots, H\}$ . При этом позиции в кольце  $R$ , в отличие от известных схем маркерного и интервально-маркерного доступов [4–6], не ассоциируются с конкретными станциями, а являются общесетевыми атрибутами.

Все активные станции сети (станции в состоянии ONLINE) в течение всего времени работы, независимо от состояния своих выходных буферов, распределенно фиксируют эволюцию величины  $H$  (размера кольца). При этом каждая станция совершает определенное циклическое «движение» по кольцу, являю-

щееся случайным процессом. Причем значение величины  $h$  (позиции в кольце, где в текущий момент «расположена» данная станция) полностью задает ее политику доступа в начале очередного такта.

Если в начале некоторого такта выполняется условие  $h = H$ , то станция имеет право передачи в этом такте: при наличии у нее к этому моменту готовых пакетов она передает один пакет, если же пакетов нет, то не производит каких-либо действий в канале. В остальных случаях ( $h \neq H$ ) станция не обладает правом доступа.

Управление переменными  $h$  и  $H$  активная станция осуществляет в конце каждого текущего такта (с учетом его типа), выполняя одну подходящую инструкцию из предлагаемого ниже списка (здесь часть инструкции, предшествующая символу «/», является условием ее выбора, а часть, следующая за этим символом, определяет операции, производимые станцией).

А. Было УП /  $h \leftarrow h \bmod H + 1$ .

В. Было СВ  $2\tau$  /  $H \leftarrow H - 1$  ( $H \geq 1$ );  $h \leftarrow (h - 1) \bmod H + 1$ .

С. Было СТ и  $h \neq H$  /  $H \leftarrow H + B$  ( $B$  – фиксированный параметр;  $B \in \{1, 2, \dots\}$ ).

Д. Было СТ и  $h = H$  /  $H \leftarrow H + B$ ; разыгрывает случайное число  $\alpha$ , равномерно распределенное на целочисленном множестве  $\{0, 1 \dots B\}$ ;  $h \leftarrow H - \alpha$ .

Инициализацию переменных  $h$  и  $H$  станция выполняет в момент своего перехода в активное состояние, а также всякий раз, когда она обнаружит в канале передачу сигнала инициализации. Во всех случаях инициализация имеет вид:  $H \leftarrow 1$ ;  $h \leftarrow H$ .

Сигнал инициализации представляет собой произвольную последовательность битов длины  $L_c$ , удовлетворяющей условию  $L_c > L$  ( $L$  – максимально допустимый размер пакета). Этот сигнал обязана передать каждая станция сети в тот момент, когда она станет активной. Факт передачи одного или одновременно нескольких сигналов инициализации (последнее – в случае одновременного перехода в активное состояние сразу нескольких станций) устанавливается каждый раз, когда наблюдается непрерывное состояние занятости канала в течение интервала времени не меньшего, чем требуется для передачи  $L_c$  битов.

Коллективное поведение станций по протоколу в двух различных ракурсах иллюстрируют рис. 1, 2. Оба рисунка соответствуют одному и тому же фрагменту работы системы. На этих рисунках арабские числа обозначают адреса активных станций сети, римские – позиции кольца. Кружком обведены адреса станций, имеющих к моменту их доступа в канал пакеты для передачи.

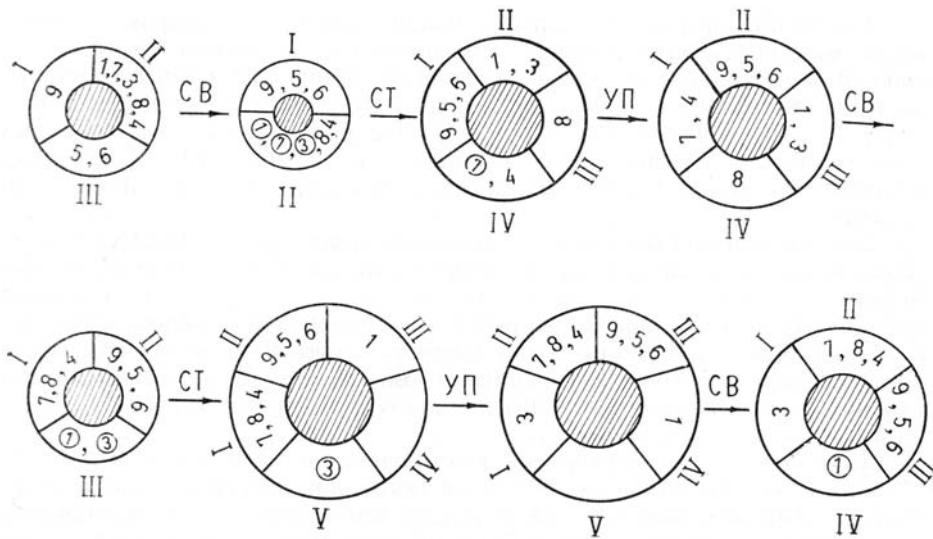


Рис. 1. Эволюция кольца системы  $R$  ( $B = 2$ )

Приведенные рисунки поясняют следующие две особенности действий станций. Первая особенность – это наличие определенной периодической очередности доступа станций в канал. При этом в отличие от традиционных методов циклического доступа здесь места в периодической очереди являются в общем случае групповыми. Причем «заселение» этих мест станциями происходит в прямой зависимости от характера их множественного доступа в канал. Так, если ни одна из станций, занимающих позицию кольца  $h = H$ , не была готова к передаче, то все они теряют свое групповое место в очереди и примыкают к станциям, находящимся в данный момент на позиции 1. И напротив, если произойдет конфликт (сразу несколько станций с правом доступа нуждаются в канале), то станции с позиции  $h = H$  «расселяются» на дополнительные позиции кольца, предоставляемые им за счет увеличения его размера. В случае же успешной передачи никакого перераспределения станций на кольце не происходит.

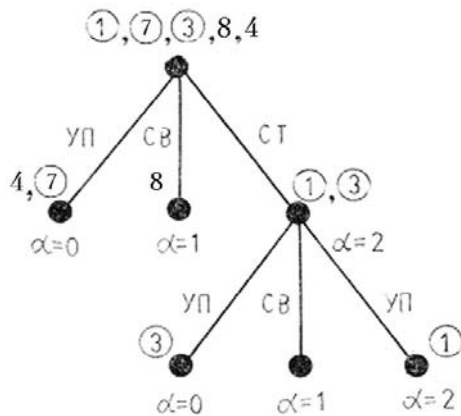


Рис. 2. Дерево разрешения конфликта

Вторая характерная особенность действий станций по протоколу — случайная, древовидная схема разрешения конфликтов. В этой схеме величина  $B + 1$  соответствует, по терминологии [7], количеству ребер, исходящих из каждой вершины дерева конфликта: при  $B = 1$  имеем два ребра, при  $B = 2$  — три и т.д. В отличие от традиционных древовидных алгоритмов, в данном алгоритме в «движение» по дереву конфликта вовлекаются не только его участники, но и те станции, которые хоть и не имели готового пакета, но занимали с участниками конфликта одну и ту же позицию кольца. На рис. 1, 2 — это станции 4, 8. Последний механизм необходим для равномерного заполнения кольца, т.е. для того, чтобы различным его позициям соответствовали приблизительно одни и те же потоки пакетов.

### Анализ эффективности протокола

На рис. 3, 4 представлены результаты сравнения протокола ПК с рядом других методов доступа (Enet II без счетчика [3], BRAM [5] и HYBRID [8]). Выбор для целей сравнительного анализа данной группы методов доступа имеет ту положительную черту, что он делает этот анализ достаточно унифицированным в силу того, что у всех перечисленных протоколов (универсальных в отношении топологии моноканала) масштаб процесса доступа задается одним и тем же параметром дальности действия  $\tau$ . И вместе с тем подобный выбор позволяет дать разноплановую характеристику «пульсирующего кольца», так как Enet II, В RAM и HYBRID представляют все три основных типа множественного доступа [2] соответственно — случайный, детерминированный и комбинированный.

Анализ проводился методом имитационного моделирования при следующих предположениях. Время  $t$  в системе дискретно:  $t = 0, 1, 2, \dots$ . Длительности периодов СВ, СТ и УП по шкале этого времени одни и те же в границах одного типа и соответственно обозначаются как  $a, b$  и  $T$ . При этом кванты времени  $t$  не предполагают какой-либо физической интерпретации в терминах гипотетических синхронных моноканальных систем, как это имеет место в традиционных моделях методов доступа [9]. Это означает, что соотношение между величинами  $a, b$  и  $T$  в принципе может быть каким угодно. Подобная «свобода» дискретизации модельного времени позволяет более гибко, по сравнению с подходом [9], учитывать временные соотношения между различными периодами канала в реальных асинхронных системах.

Имитация протокола Enet II выполнялась при условии симметричной монеты, задающей «движение» станции по графу состояний. Расчет характеристик протокола HYBRID проведен при тех же значениях параметра случайной задержки  $v$ , что использовались самими авторами протокола при демонстрации его эффективности. При этом предполагалось, что на успешную передачу станции, владеющей маркером, осуществляемую посредством механизма захвата, уходит время  $T + b$ . Моделирование протокола ПК проводилось при условии  $B = 1$ .

Для полноты анализа рассматривались две модели входного потока пакетов. В рамках первой модели каждая станция системы располагает выходным буфером неограниченной емкости, а поток в него новых пакетов имеет постоянную интенсивность и задается биномиальным законом, т.е. за каждую единицу дискретного времени с вероятностью  $\sigma_i$  (для станции  $i, i = \overline{M}, M$  — полное число активных станций в системе) появляется один новый пакет и с вероятностью  $1 - \sigma_i$  не появляется ни одного пакета. Согласно второй модели — модели с блокировками — каждая станция располагает буфером, позволяющим хранить один готовый пакет. Процесс поступления новых пакетов в такой схеме также описывается биномиальным законом, но в отличие от первой модели этот процесс «выключается» в те периоды, когда буфер станции содержит пакет.

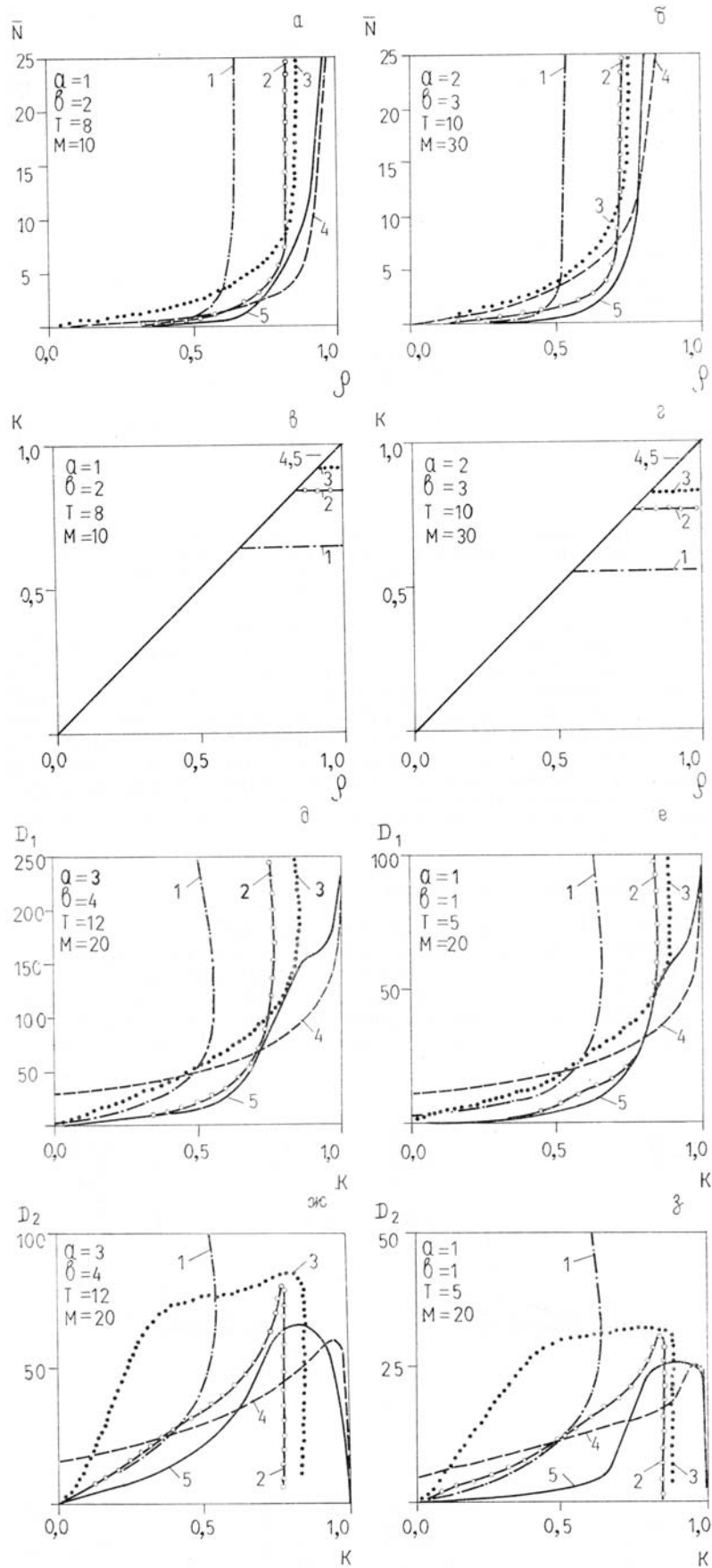


Рис. 3. Данные сравнительного анализа. Однородные популяции станций: (а-г) — модель станций с неограниченными буферами; (д-з) — модель станций с буферами единичной емкости. 1 — Enet II, 2 — HYBRID ( $v = 0,15$ ), 3 — HYBRID ( $v = 0,05$ ), 4 — BRAM, 5 — ПК

Обратимся к рис. 3, который иллюстрирует характеристики сравниваемых протоколов в традиционном при анализе методов доступа ракурсе, соответствующем однородной популяции станций:  $\sigma_i = \sigma \forall i = 1, M$ . На рисунке представлены зависимости  $\bar{N}(\rho)$ ,  $K(\rho)$ ,  $D_1(K)$ ,  $D_2(K)$ , где  $\bar{N}$  — среднее значение количества готовых пакетов в системе;  $\rho = T \cdot \sum_{i=1}^M \sigma_i$  — нагрузка в системе;  $K$  — коэффициент полезной загрузки канала;  $D_1$  — среднее значение задержки пакетов;  $D_2$  — стандартное отклонение величины задержки. Из совокупности представленных данных следует, что протокол ПК заметно эффективней метода случайного доступа Enet II во всем диапазоне возможных нагрузок в сети. Сравнивая же протокол ПК с протоколом HYBRID (при наилучшем выборе для последнего одного из двух фигурирующих значений параметра  $\nu$ ), можно обнаружить, что поведение зависимостей  $D_1(K)$  и  $N(\rho)$  при небольших значениях величин  $K$  и  $\rho$  у них приблизительно одинаково. Однако при средних нагрузках и выше сравнение этих протоколов в терминах указанных зависимостей всецело в пользу первого. Что касается вариаций величины задержки пакетов (показатель  $D_2$ ), то здесь преимущество протокола ПК наблюдается во всем спектре возможных нагрузок в сети (при сравнении по этому показателю, разумеется, необходимо соблюдать определенный изоморфизм, т.е., например, точку перегиба кривой  $D_2(K)$  для одного протокола надо сопоставлять с такой же точкой перегиба другого протокола).

Далее, сравнивая протокол ПК с методом BRAM, видим, что при трафике малой и средней интенсивности лучше характеристики первого протокола, а при большом трафике — второго. При этом следует подчеркнуть, что зона превосходства протокола ПК гораздо обширней. Причем в отношении ситуации высокого трафика заметим, что отличие поведения протокола ПК от протокола BRAM здесь не является столь кардинальным, как это имеет место для Enet II и HYBRID, характеристики которых деградируют в подобных обстоятельствах. Более того, при стремлении величины нагрузки  $\rho$  (модель станций с буферами неограниченной емкости) или коэффициента  $K$  (модель станций с буферами единичной емкости) к предельному значению 1,0 показатели протоколов ПК и BRAM сближаются. Это является следствием того, что «Пульсирующее кольцо» наделено свойственной детерминированным методам доступа потенциальной способностью использовать практически всю канальную емкость. В модели это означает, что коэффициент  $K$  может достигать значения 1,0 и, в частности, в модели станций с буферами неограниченной емкости, так же как и для BRAM, для ПК во всем диапазоне нагрузок верно соотношение  $K = \rho$  (рис. 3,  $\epsilon$ ,  $z$ ).

Резюмируя кратко данные, представленные на рис. 3, о протоколе ПК можно определенно сказать, что в ряду сравниваемых протоколов он наиболее универсален в отношении такого параметра сетей, как интенсивность трафика.

Обратимся теперь к рис. 4. Этот рисунок дает дополнительную информацию к портретам протоколов. Он иллюстрирует их поведение в случае неоднородных популяций станций. Желательность такого рассмотрения обусловлена тем очевидным обстоятельством, что в реальных сетях их станции составляют достаточно дифференцированные, в плане интенсивностей передач, совокупности. Последнее означает, что модель идентичных станций, в сущности, является весьма идеализированной и отражает только одну частную ситуацию. Использование одной такой модели, на наш взгляд, может оказаться достаточным: лишь при сопоставлении протоколов одного типа. Сравнительный же анализ методов доступа разного типа скорее всего не будет вполне исчерпывающим, если не промоделировать некоторые неоднородные популяции.

Исследуемые ниже неоднородные популяции представляют собой совокупности станций двух классов — малочисленного класса «сильных» станций и многочисленного класса «слабых» станций. «Сильные» станции — это интенсивно передающие станции, «слабые» — не интенсивно передающие. Предполагалось, что внутри классов все станции идентичны. Входной поток пакетов для «сильных» станций задается параметром  $\sigma_{st}$ , для «слабых» — параметром  $\sigma_{wk}$ . Подобная модель стратифицированной популяции может быть адекватна большому числу локальных сетей, к примеру — ЛВС, используемым для поддержки многомашиных комплексов.

Ряд результатов моделирования неоднородных популяций дан на рис. 4. Каждая из фигурирующих на рисунке зависимостей получена путем варьирования параметром  $\sigma_{st}$  при условии некоторого фиксированного значения параметра  $\sigma_{wk}$  и при условии  $\sigma_{st} > \sigma_{wk}$ . Приведенные графики выставляют протокол ПК в еще более выгодном свете. Теперь он имеет преимущество во всем диапазоне нагрузок над всеми тремя протоколами. Бросается в глаза, что метод BRAM не может уже как прежде (случай однородной популяции) составить протоколу ПК конкуренцию в области интенсивного трафика. Можно сказать, что «пульсирующее кольцо» держит нагрузку любой структуры, в то время как BRAM — лишь однородной.

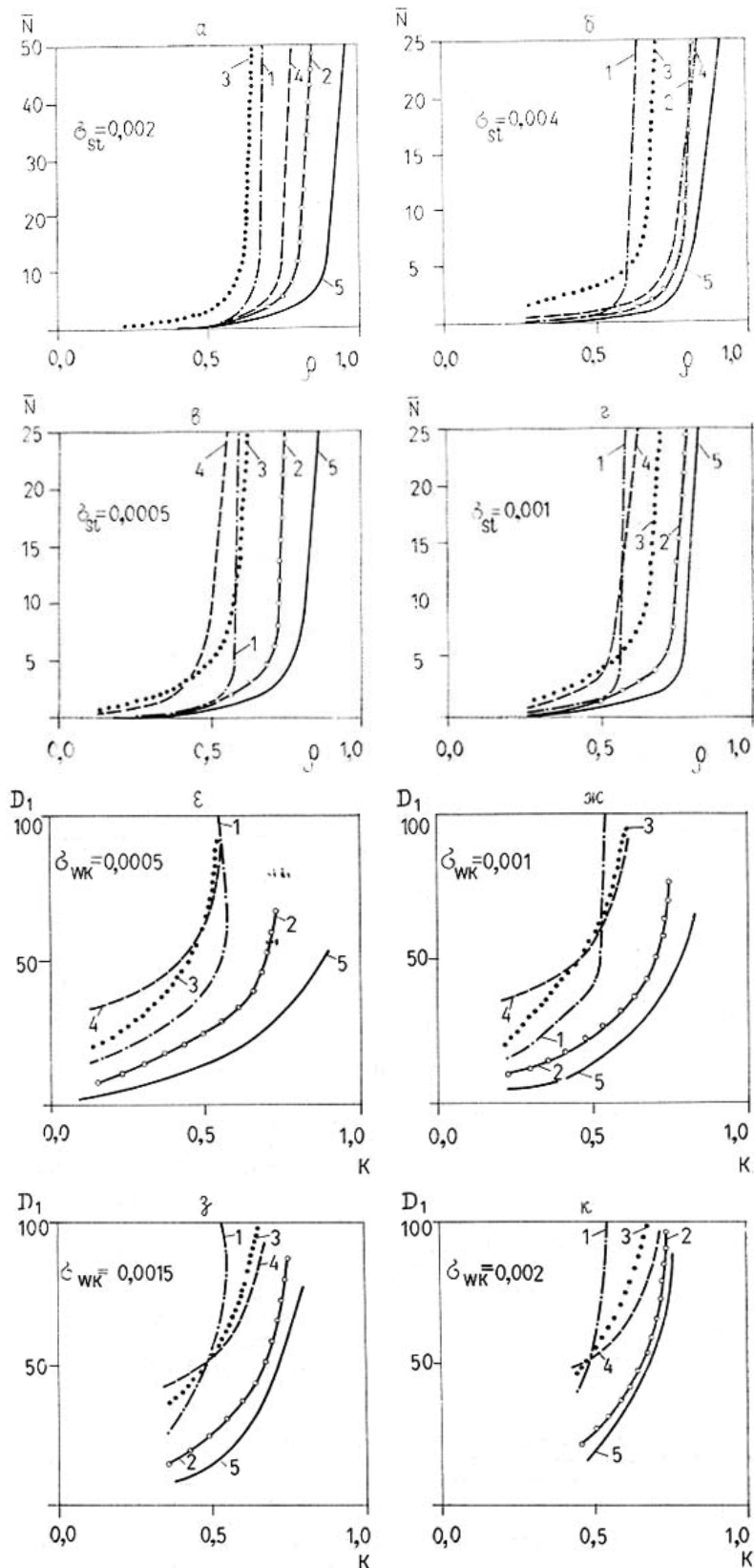


Рис. 4. Данные сравнительного анализа. Неоднородные популяции станций: (а-б) — модель станций с неограниченными буферами,  $M = 10$ ,  $a = 1$ ,  $b = 2$ ,  $T = 8$ ,  $\sigma_i = \sigma_{st}$  при  $i = \overline{1,3}$ ,  $\sigma_i = \sigma_{wk}$  при  $i = \overline{4,M}$ ; (в-г) — модель станций с неограниченными буферами,  $M = 30$ ,  $a = 2$ ,  $b = 3$ ,  $T = 10$ ,  $\sigma_i = \sigma_{st}$  при  $i = \overline{1,5}$ ,  $\sigma_i = \sigma_{wk}$  при  $i = \overline{6,M}$ ; (д-з) — модель станций с буферами единичной емкости,  $M = 20$ ,  $a = 3$ ,  $b = 4$ ,  $T = 12$ ,  $\sigma_i = \sigma_{st}$  при  $i = \overline{1,4}$ ;  $\sigma_i = \sigma_{wk}$  при  $i = \overline{5,M}$ . 1 — Enet II; 2 — HYBRID ( $v = 0,15$ ); 3 — HYBRID ( $v = 0,05$ ); 4 — BRAM; 5 — ПК

Таблица 1

Зависимость средней величины размера кольца  $\bar{H}$  от нагрузки  $\rho$  (модель станций с буферами неограниченной ёмкости, однородные популяции)

$\rho$	0,32	0,48	0,64	0,80	0,88	0,96	1,00	$M=10, a=1,$ $b=2, T=8$
$\bar{H}$	1,02	1,31	2,09	5,17	6,23	9,11	10,0	
$\bar{N}_b$	0,07	0,25	0,82	3,42	4,64	8,06	10,0	
$\rho$	0,30	0,45	0,60	0,75	0,90	0,97	1,00	$M=30, a=2,$ $b=3, T=10$
$\bar{H}$	1,08	1,26	2,93	8,83	24,0	27,9	30,0	
$\bar{N}_b$	0,10	0,27	1,20	5,29	20,4	26,6	30,0	

Каков механизм, лежащий в основе проиллюстрированной выше универсально высокой эффективности протокола ПК? Успех протокола основан на тонком, носящем адаптивный характер, сочетании преимуществ случайного и детерминированного способов доступа. При малом трафике кольцо  $R$  за счет доминирования инструкции  $B$  вырождается ( $\bar{H} \approx 1$ ) и доступ тогда становится, по существу, чисто случайным (см. табл. 1, 2,  $\bar{H}$  — среднее величины  $H$ ;  $\bar{N}_b$  — среднее число станций в сети, имеющих готовый пакет). Если же нагрузка становится большой, то размер кольца за счет преобладания условий для инструкций  $C$  и  $D$  увеличивается. При этом возрастание величины  $\bar{H}$  коррелировано с подобным возрастанием величины  $\bar{N}_b$ . Причем представляет интерес тот факт, что в случае однородного трафика у протокола появляются черты, сближающие его с BRAM. И в предельной ситуации, когда все  $M$  активных станций постоянно готовы к передаче, кольцо  $R$  неизбежно трансформируется в статическое кольцо размера  $H = M$  с одной станцией на каждой позиции, т.е. попросту говоря, в обычное кольцо классических маркерных схем.

Таблица 2

Зависимость средней величины размера кольца  $\bar{H}$  от нагрузки  $\rho$  (модель станций с буферами неограниченной ёмкости, неоднородные популяции)

$\rho$	0,30	0,50	0,69	0,83	0,93	0,98	1,00	Ситуация, соответствующая рис. 4, а
$\bar{H}$	1,07	1,27	1,74	3,32	4,18	4,46	4,34	
$\bar{N}_b$	0,09	0,26	0,68	2,12	3,41	3,53	3,51	
$\rho$	0,35	0,50	0,65	0,75	0,85	0,90	1,00	Ситуация, соответствующая рис. 4, б
$\bar{H}$	1,26	1,75	3,05	4,34	8,16	8,09	8,32	
$\bar{N}_b$	0,21	0,56	1,43	2,47	6,44	6,46	6,63	

## Заключение

Предложен новый протокол нижнего канального уровня, сочетающий элементы случайного и детерминированного доступов. Протокол может быть с успехом использован в сетях с большим числом станций. Он одинаково эффективен при любой интенсивности трафика, независимо от природы последнего. Протокол обеспечивает низкий уровень дисперсии времени ответа сети, что очень важно для сетей, ориентированных на цели управления и любую другую распределенную обработку в режиме реального времени. Протокол достаточно прост и надежен.

1. Головки А. В., Калайда В. Т. — Оптика атмосферы, 1988, т. 1, № 5, с. 90–97.
2. Якубайтис Э. А. Локальные информационно-вычислительные сети. — Рига: Зинатне, 1985. — 284 с.
3. Molloy M. — Computer networks and ISDN systems, 1985, № 3, p. 209–214.
4. Miller C., Thompson D. — Data communications, 1982, № 3, p. 79–88.

5. Chlamtas I., Franta W., Lewin K. — IEEE trans, commun., 1979, № 8, p. 1183—1190.
6. Самойленко С.И. Интервально-маркерный множественный доступ. М., 1983. — 28 с. (Препринт/Научный совет по комплексной проблеме «Кибернетика» АН СССР).
7. Цыбаков Б.С., Михайлов В.А. — Проблемы передачи информации, 1978, вып. 4, с. 32—59.
8. Gopal P., Wong J. — Computer networks and ISDN systems, 1985, № 2, p. 131—141.
9. Tobagi F., Hunt V. — Computer networks, 1980, № 5, p. 245—259.

Институт оптики атмосферы  
СО АН СССР, Томск

Поступила в редакцию  
31 декабря 1987 г.

V.T. Kalayda, A.V. Golovko. **Hybrid Multiple—Access Protocol into Local—Area Network Broadcast.**

A lower link layer protocol for a local network of optometeorological experimental setups is reported. The protocol is of a hybrid type that combines implicit token and random access schemes adaptively implemented by taking a detailed account of the network traffic structure.

The procedure provides a bounded packet delay and is valid for any network topology. The protocol efficiency is shown to be superior to that of control token protocols such as CSMA/CD, BRAM, HYBRID.