

УДК 681.384

А. Ю. Щеглов

*(Санкт-Петербург)***МЕТОДЫ ДЕЦЕНТРАЛИЗОВАННОГО КОДОВОГО УПРАВЛЕНИЯ
МНОЖЕСТВЕННЫМ ДОСТУПОМ К ОБЩЕМУ РЕСУРСУ**

Предлагаются методы децентрализованного кодового управления (ДКУ), позволяющие корректно решать задачу арбитража и отличающиеся эффективностью в практических приложениях. Приводится классификация методов ДКУ, даются качественные оценки областей их эффективного использования.

Большой практический интерес к методу децентрализованного кодового управления (ДКУ), что подтверждается, например, его использованием при управлении множественным доступом в локальных вычислительных сетях [1], при реализации многоточечного доступа с эхо-каналом для стыка $S0(2B + D)$ в сетях связи ISDN [2] и в других приложениях, вызван тем, что, как и в случае методов случайного множественного доступа [1], этот подход предполагает разрешение конфликтов, в частности, в широкополосном канале данных без использования дополнительного сигнала передачи полномочий. Данная особенность метода ДКУ обуславливает его высокую надежность при простоте аппаратурной реализации.

Здесь и далее будем предполагать, что абонентами системы различимы три состояния канала данных, являющегося общим ресурсом системы: отсутствие передачи в канале, передача логического «0» и передача логической «1». Идея метода ДКУ, изложенная, например, в [1], состоит в том, что источники информации (активизированные на обмен данными абоненты системы) могут занять канал лишь после выполнения процедуры, гарантирующей разрешение конфликта в канале. Эта процедура, называемая «Борьба за канал», сводится к передаче в канал управляющей информации, состоящей из кодов приоритетов источников, выделению абонента с наивысшим приоритетом, предоставлению ему права занятия канала данных и запрету занятия канала источниками, имеющими более низкий приоритет.

Метод ДКУ предполагает, что в любой момент времени все абоненты системы имеют различные приоритеты, которые кодируются целыми двоичными числами. Абонент системы, проводя процедуру «Борьба за канал», «прослушивает» канал данных, т. е., выдавая разряд кода приоритета в канал, источник отслеживает уровень потенциала в канале, определяя тем самым его логическое состояние, причем логический «0» в канале поглощается логической «1» при одновременной их выдаче в канал различными источниками.

При всех неоспоримых достоинствах кодового управления, следуя [1], можно выделить ряд существенных недостатков метода ДКУ, в большой мере ограничивающих его практическое использование.

1. По своей природе метод ДКУ приоритетный. При этом в системе не может быть гарантировано время доступа любого абонента к каналу данных и соответственно время доставки сообщения адресату [3], что, несомненно, накладывает ограничения на его использование в системах реального времени.

2. Метод эффективен при средних загрузках канала, в то время как реальные системы характеризуются тяготением к одной из двух крайностей: в сторону либо низкой, либо высокой загрузки общего ресурса, где находят свое

применение соответственно методы случайного или пропорционального доступа.

3. Логарифмическая зависимость продолжительности выполнения процедуры «Борьба за канал» от числа абонентов системы обуславливает целесообразность использования метода при малом числе пользователей общего ресурса в системе. Это вызвано тем, что при используемом для метода ДКУ способе кодирования приоритетов абонентов продолжительность выполнения процедуры «Борьба за канал» $T_{\text{ДКУ}}$ при M абонентах в системе

$$T_{\text{ДКУ}} = 2\tau \lceil \log_2 M \rceil,$$

где $\lceil a \rceil$ — ближайшее целое, большее числа a ; τ — время распространения сигнала по широкополосному каналу данных между наиболее удаленными абонентами системы.

Сравним характеристики метода ДКУ с пропорциональным, например, синхронным [5] методом доступа. Следуя [5], средняя продолжительность передачи полномочий абоненту на доступ к каналу при активных m из M источников информации в системе в предположении, что буфер абонента рассчитан ровно на одно сообщение (после окончания передачи одного сообщения источник отпускает полномочия на занятие канала данными),

$$T_{\text{ППс}} = \frac{m+1}{M} \sum_{i=1}^{M/(m+1)} 2\tau i, \quad m = \overline{1, M}.$$

Зависимости $T_{\text{ДКУ}}/2\tau = f(m)$ и $T_{\text{ППс}}/2\tau = f(m)$ показаны на рис. 1, из которого видно, что при низких и средних нагрузках канала $m < m^*$ метод ДКУ эффективнее синхронного метода, при высоких нагрузках канала $m > m^*$ эффективнее синхронный метод (ярко выражена область использования синхронного метода — высокие загрузки общего ресурса). Продолжительность процедуры «Борьба за канал» для метода ДКУ не зависит от загрузки ресурса.

По-новому посмотреть на область использования кодового управления позволяет предложенный автором метод ДКУ с передачей полномочий (ДКУ ПП). Наиболее полно данный подход описан в [3, 6]. Техническая реализация метода представлена в [7]. Идея подхода состоит в динамическом (в течение каждого сеанса обмена данными) циклическом изменении кода приоритета всех абонентов на единицу, пример которого для случая $M = 4$ приведен на рис. 2.

При этом за полный цикл изменения приоритетов каждый абонент системы будет иметь наивысшее значение приоритета ровно один раз.

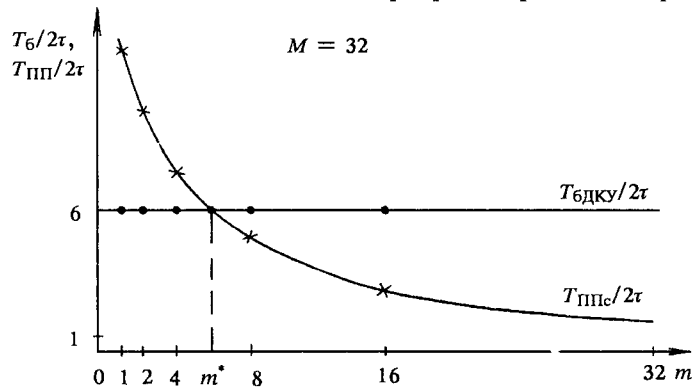


Рис. 1. Эффективность метода ДКУ

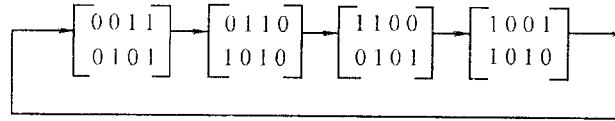


Рис. 2. Динамическое циклическое изменение приоритетов абонентов системы

Для случая, когда все абоненты являются источниками, каждый абонент системы получит право доступа к каналу не позже чем через время

$$T_{гДКУ} = MT_{бДКУ} + (M - 1)T_{п} = 2M\tau \lceil \log_2 M \rceil + (M - 1)T_{п}$$

($T_{п}$ — фиксированная продолжительность передачи сообщения источником адресату), что и является гарантированным временем доступа к каналу. Соответственно гарантированное время доставки сообщения

$$T_{гДКУ}^{\Delta} = M(T_{бДКУ} + T_{п}) = M[2\tau \lceil \log_2 M \rceil + T_{п}].$$

Таким образом, метод ДКУ ПП обеспечивает корректное решение задачи арбитража, так как определены величины $T_{гДКУ}$, $T_{гДКУ}^{\Delta}$. Как видно из рис. 2, здесь сохранен прежний способ кодирования приоритетов абонентов, что определяет наличие характерных для метода ДКУ ПП недостатков кодового управления.

Однако метод ДКУ ПП имеет свою область эффективного использования — это вычислительные системы и сети, применение которых регламентируется стандартом MIL-STD 1553B [4].

В данной работе приводится краткое описание ряда оригинальных методов ДКУ со ссылками на опубликованные работы, предлагается классификация методов ДКУ и качественные рекомендации по их использованию.

Классификация предложенных автором методов ДКУ представлена на рис. 3. Первый выделяемый нами классификационный признак — «Возможность конфликта в канале». По этому признаку выделим две группы методов: методы ДКУ, в которых конфликт пакетов в канале исключен, и методы ДКУ, в которых конфликт пакетов в канале полностью не исключен. Остановимся на рассмотрении последней группы методов, где прежде всего определим целесообразность создания подобных методов ДКУ.

Рассмотрим, как могут быть разделены абоненты системы на группы с учетом принятого способа кодирования приоритетов абонентов (пример для случая $M = 8$ представлен на рис. 4).

Исследуем процедуру «Борьба за канал» при проведении ее лишь по части разрядов кода приоритета.

Зависимость изменения вероятности корректного решения задачи арбитража P от числа разрядов кода приоритета, по которым проводится процедура «Борьба за канал» $L = 1, \lceil \log_2 M \rceil$ при различном числе активных источников в системе m : $P = f(L, m)$, в общем случае приведена на рис. 5. Из рисунка видно, что при низкой загрузке канала ($m \ll M$) с большой вероятностью задача арбитража может быть решена при использовании лишь малой части разрядов кода приоритета. Особенностью данной ситуации будет то, что, сокращая длину кода приоритета с целью ускорения выполнения этой процедуры, мы тем самым вносим возможность (соответственно с вероятностью $1 - P$) конфликта пакетов в канале и, как следствие, необходимость дополнительных

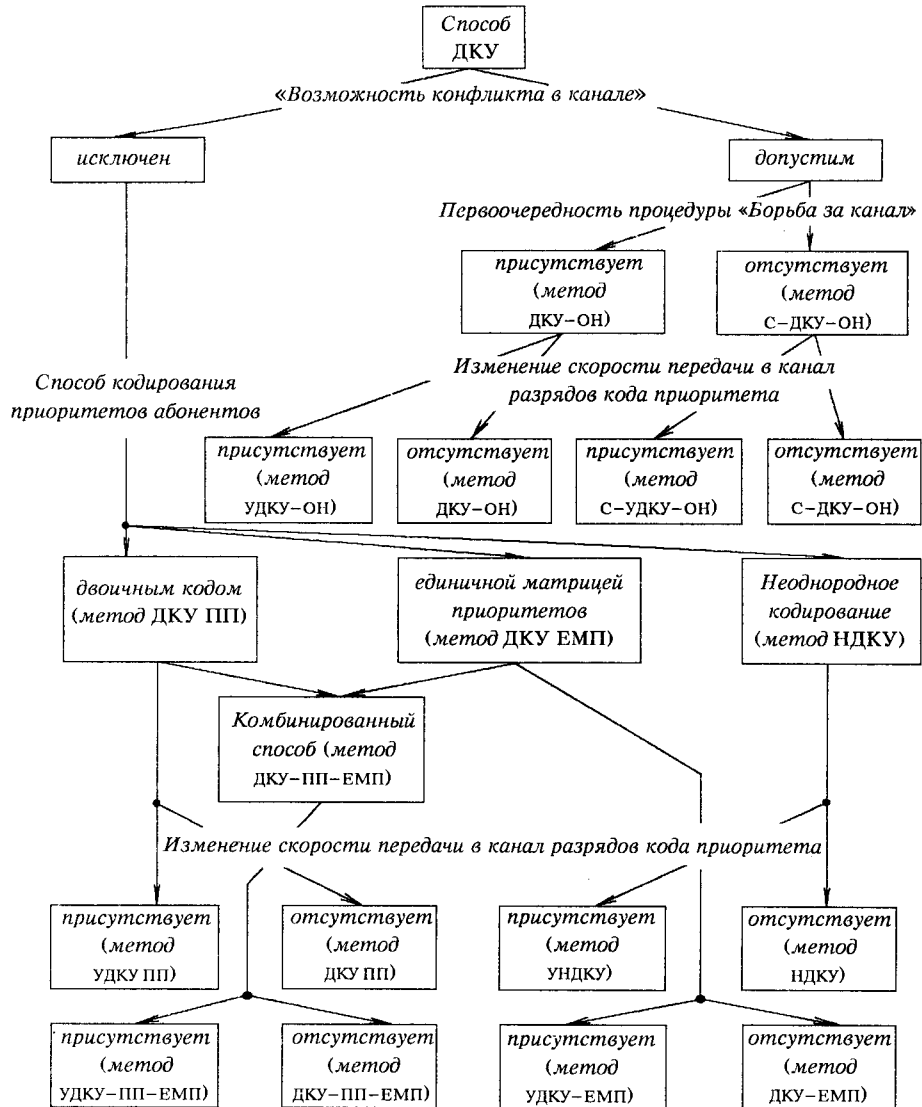


Рис. 3. Классификация методов ДКУ

средств (процедур) для разрешения этого конфликта с целью корректного решения задачи арбитража.

Для обнаружения конфликта в канале предлагается использовать ту же процедуру, что применяется для случайных методов множественного доступа — обнаружение наложения (ОН). Для разрешения обнаруженного конфликта используется следующий подход. Увеличивается (по сравнению с исходным, сокращенным) длина кода приоритета на заданное число разрядов с последующим проведением процедуры уже лишь по добавленным к исходному набору разрядам кода приоритета. При этом после проведения процедуры «Борьба за канал» по данным разрядам (добавленным к исходному коду приоритета) запускается процедура ОН. Если конфликт обнаруживается вновь, снова проводится увеличение длины кода приоритета, и так до получения права на передачу.

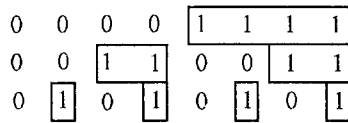


Рис. 4. Деление абонентов системы на группы

Сравним характеристики данного подхода с методом ДКУ ПП. Пусть система ориентирована на работу при низкой загрузке ресурса (среднее значение \bar{m} на большом временном интервале $\bar{m} \leq 1$); для описанного способа имеем $T_6 = 2\tau$, или на величину $2\tau(\lceil \log_2 M \rceil - 1)$ меньше, чем для метода ДКУ ПП. Однако с учетом того, что продолжительность выполнения процедуры ОН составляет 2τ ,

$$T_{\text{ДКУ ОН}} = 2M\tau(\lceil \log_2 M \rceil + M - 1) + (M - 1)T_{\text{П}},$$

что на $2M\tau(M - 1)$ больше, чем для метода ДКУ ПП.

Таким образом, описанный метод, названный нами ДКУ—ОН, целесообразен в системах с низкой загрузкой.

Второй предлагаемый нами классификационный признак для данной группы методов (см. рис. 3) — это очередность выполнения процедур «Борьба за канал» и ОН. Как мы отмечали, метод ДКУ—ОН ориентирован на применение при низкой загрузке канала. Однако в этом случае возникает вопрос: следует ли проводить такую процедуру перед процедурой ОН, может быть, как и при случайных методах, начать обмен с передачи пакета (при выполнении процедуры ОН), а процедуру «Борьба за канал» запускать лишь при обнаружении конфликта, т. е. перейти к случайному методу ДКУ—ОН (С—ДКУ—ОН)? При низкой загрузке ресурса $\bar{m} \leq 1$ $T_6 \approx 0$, что на 2τ меньше, чем для ДКУ—ОН, и вместе с тем $T_{\text{ГС-ДКУ-ОН}} = 2M\tau(\lceil \log_2 M \rceil + M) + (M - 1)T_{\text{П}}$, что на $2M\tau$ больше, чем для метода ДКУ—ОН. Таким образом, метод С—ДКУ—ОН целесообразно использовать в низкозагруженных системах.

По сравнению со случайными методами метод С—ДКУ—ОН имеет принципиальное отличие: дает корректное решение задачи арбитража, так как гарантирует значение $T_{\text{ГС-ДКУ-ОН}}$ и $T_{\text{ГС-ДКУ-ОН}}^{\text{Д}}$, чего не позволяют случайные методы. Подобное преимущество по сравнению со случайными методами доступа дает возможность надеяться на применение предложенных методов в системах при низкой загрузке канала.

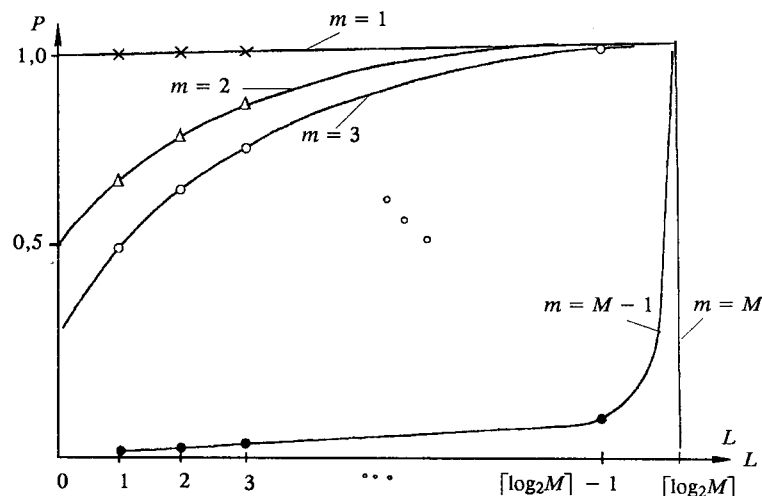


Рис. 5. Динамика изменения вероятности корректного решения задачи арбитража

Рис. 6. Кодирование приоритетов ЕМП

Другая группа методов предполагает полное исключение конфликтов сообщений в канале в результате выполнения процедуры «Борьба за канал». Эти методы ориентированы на высокие и средние загрузки ресурса.

Абоненты					<i>P</i>
1	0	0	...	0	<i>a</i>
0	1	0	...	0	<i>з</i>
0	0	1	...	0	<i>p</i>
⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	<i>я</i>
⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	<i>д</i>
0	0	0	...	1	<i>ы</i>

Введем классификационный признак методов — «По способу кодирования приоритетов абонентов». Выделим три основных подхода:

— классическое кодирование для методов кодового управления (метод ДКУ ПП) двоичным кодом;

— кодирование приоритетов абонентов системы единичной матрицей приоритетов (ЕМП) — ДКУ ЕМП;

— неоднородное кодирование приоритетов абонентов системы — метод НДКУ.

Отдельно нами выделяется комбинированный подход (комбинация методов ДКУ ПП и ДКУ ЕМП) — метод ДКУ—ПП—ЕМП. Данный подход предполагает комбинацию различных способов кодирования приоритетов абонентов системы.

Метод ДКУ ПП нами был рассмотрен выше. Повторим, что

$$T_{\text{ДКУ ПП}} = 2M\tau \lceil \log_2 M \rceil + (M - 1)T_{\text{п}},$$

$$T_{\text{ДКУ ПП}}^{\text{д}} = M[2\tau \lceil \log_2 M \rceil + T_{\text{п}}],$$

как и для метода ДКУ, фиксированы и не зависят от загрузки системы, при этом, как и метод ДКУ, данный подход ориентирован на применение в системах со средними нагрузками ресурса.

Рассмотрим метод ДКУ ЕМП. Предполагается, что приоритеты абонентов системы кодируются M -разрядным кодом, в котором только значение одного из разрядов — «1», остальные разряды — «0». При этом таблица кодирования всех абонентов системы может быть представлена в виде единичной матрицы приоритетов размерностью $M \times M$ (рис. 6).

С учетом того, что продолжительность процедуры «Борьба за канал» по каждому разряду составляет 2τ , продолжительность выполнения всей процедуры для n -го абонента системы, $n = \overline{1, M}$:

$$T_{\text{бДКУ ЕМП}} = 2\tau n.$$

С целью корректного решения задачи арбитража должно обеспечиваться динамическое изменение приоритетов абонентов системы. Подобное изменение приоритетов абонентов в данном случае состоит в циклическом сдвиге разрядов кода приоритета во время каждого сеанса обмена данными на «1», пример которого для $M = 4$ проиллюстрирован рис. 7. Код высшего приоритета — «100...0», поэтому за один цикл изменения приоритетов абонентов максимальный приоритет получит ровно по одному разу каждый из M абонентов системы.

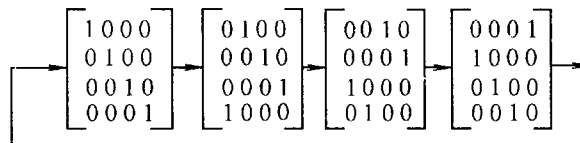


Рис. 7. Динамическое циклическое изменение приоритетов абонентов при кодировании ЕМП

Очевидно, что средняя продолжительность выполнения процедуры «Борьба за канал» при данном изменении приоритетов абонентов

$$\bar{T}_{\text{бДКУ ЕМП}} = \frac{m+1}{M} \sum_{i=1}^{M/(m+1)} 2\tau i,$$

что совпадает с соответствующей величиной для синхронного метода доступа. Отсюда

$$T_{\text{бДКУ ЕМП}}^{\text{д}} = M(2\tau + T_{\text{п}}).$$

Таким образом, данный метод доступа, названный нами ДКУ ЕМП, имеет ярко выраженную ориентацию на применение в системах с высокой загрузкой общего ресурса, а его характеристики полностью совпадают с характеристиками синхронного метода доступа (см. рис. 1).

Метод неоднородного кодирования заключается в следующем. Пусть система неоднородна по интенсивности требований различными абонентами общего ресурса. Это значит, что в системе могут быть выделены абоненты, обращающиеся к общему ресурсу значительно чаще остальных абонентов системы. При этом естественным было бы уменьшить продолжительность выполнения процедуры «Борьба за канал» именно для этих абонентов системы, пусть даже за счет увеличения продолжительности выполнения данной процедуры остальными абонентами.

Проиллюстрируем идею предлагаемого подхода. Пусть, например, имеем две группы абонентов: M_1 и M_2 , соответственно часто и редко обращающихся к общему ресурсу. Тогда для кодирования приоритетов абонентов группы M_1 требуется $\lceil \log_2 M_1 \rceil$ разрядов (имеется в виду классическое кодирование). За резервируем еще одну кодовую комбинацию, например «00...0». При этом для кодирования M_1 абонентов нам потребуется $\lceil \log_2(M_1 + 1) \rceil$ разрядов. Приоритеты абонентов группы M_2 закодируем следующим образом: присвоим старшим $\lceil \log_2 M_1 \rceil$ разрядам кодов их приоритетов значение «0» и используем $\lceil \log_2 M_2 \rceil$ разрядов для кодирования группы приоритетов M_2 . В результате приведенного способа используется различная длина кодов приоритета: менее короткис коды ($\lceil \log_2(M_1 + 1) \rceil$) для абонентов, часто запрашивающих общий ресурс, более длинные коды ($\lceil \log_2(M_1 + 1) \rceil + \lceil \log_2 M_2 \rceil$) для абонентов, редко запрашивающих общий ресурс.

Рассмотрим пример неоднородного кодирования приоритетов абонентов системы. Пусть система содержит $M = 6$ абонентов, причем $M_1 = 3$, $M_2 = 3$. Возможный вариант неоднородного кодирования для рассматриваемого примера представлен на рис. 8. В общем случае M абонентов системы могут быть разделены на l групп по M_i абонентов в группе с суммарной интенсивностью требований ресурса l -й группы λ_l . Тогда при условии $\lambda_1 \gg \lambda_2 \gg \dots \gg \lambda_l$ можно записать, что длина кода приоритета i -й группы, $i = \overline{1, l}$:

$$\sum_{k=1}^{i-1} (\lceil \log_2(M_k + 1) \rceil + \lceil \log_2 M_i \rceil),$$

а продолжительность процедуры «Борьба за канал» абонентов i -й группы

$$T_{\text{бндКУ}} = 2\tau \sum_{k=1}^{i-1} (\lceil \log_2(M_k + 1) \rceil + \lceil \log_2 M_i \rceil).$$

Абоненты						
1	0	1	0	0	0	0
0	1	1	0	0	0	0
			0	0	1	0
			0	1	0	

P
a
з
P
я
д
ы

Рис. 8. Пример неоднородного кодирования приоритетов

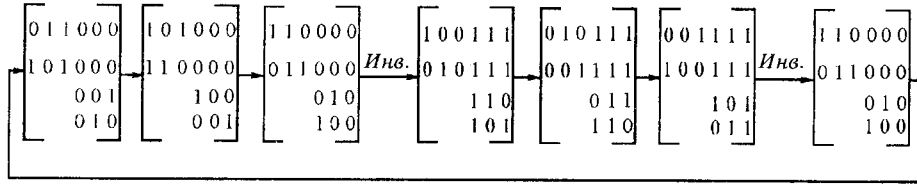


Рис. 9. Пример динамического изменения приоритетов при неоднородном кодировании

Средняя продолжительность выполнения процедуры «Борьба за канал» абонентами системы

$$\bar{T}_{\text{бндку}} = \sum_{i=1}^l \frac{\lambda_i}{\sum_{r=1}^l \lambda_r} T_{\text{бндку}}$$

Вернемся к примеру, приведенному на рис. 7. Пусть $\lambda_1 = 2\lambda_2$, тогда имеем $\bar{T}_{\text{бндку}} = \frac{2}{3} \cdot 2 \cdot 2\tau + \frac{1}{3} \cdot 4 \cdot 2\tau = 5,3\tau$. При аналогичных условиях для метода ДКУ ПП получаем $T_{\text{бндку}} = 3 \cdot 2\tau = 6\tau$. Таким образом, приведенный метод, названный нами методом неоднородного кодирования приоритетов абонентов (НДКУ), имеет преимущества в системах с неоднородностью интенсивностей требований абонентов.

Рассмотрим вопрос обеспечения корректности решения задачи арбитража для метода НДКУ. Особенностью метода является необходимость циклического изменения приоритетов внутри каждой группы абонентов при инвертировании значений между группами.

Пример циклического изменения приоритетов при методе НДКУ для случая $M = 6$ (см. рис. 8) приведен на рис. 9. Как видно из рисунка, за полный цикл изменения приоритетов абонентов высшее значение приоритета каждый абонент системы получает ровно один раз.

В классификации нами выделен способ кодирования приоритетов, также обеспечивающий реализацию метода НДКУ, состоящий в комбинировании методов ДКУ ПП и ДКУ ЕМП, — метод, называемый нами ДКУ—ПП—ЕМП. Особенность данного подхода состоит в том, что для кодирования приоритетов абонентов групп, предполагающих наиболее частое занятие общего ресурса, используется ЕМП. Для случая, представленного на рис. 8, пример кодирования с ЕМП приведен на рис. 10.

Представленный нами последний классификационный признак методов ДКУ — «По изменению скорости передачи в канал разрядов кода приоритета». Идея описываемого здесь подхода предложена автором в [8], а наиболее полно раскрыта в [9].

Рассмотрим суть предлагаемого подхода, для чего вернемся к рис. 4, где абоненты системы распределены по группам. Рассмотрим данное распределение в предположении, что абоненты подключены к широкополосному каналу, а их приоритеты расставлены так же, как на рис. 4. Обратим внимание на разделение абонентов на группы. Видно, что необходимую продолжительность распространения сигнала между наиболее удаленными абонентами 2τ следует обеспечивать лишь при процедуре «Борьба за канал» по старшему разряду кода приоритета (все абоненты системы составляют одну группу), в результате чего по старшему разряду уже будет наличие в системе двух групп абонентов, причем «борь-

Абоненты						Р
1	0	0	0	0	0	a
0	1	0	0	0	0	з
0	0	1	0	0	0	p
			0	0	1	я
			0	1	0	д
						ы

Рис. 10. Пример неоднородного кодирования с ЕМП

ба» по следующему разряду должна проводиться только среди абонентов одной группы или среди $M/2$ абонентов, соответственно средняя продолжительность «борьбы» по этому разряду составит τ , по следующему разряду — соответственно «борьба» среди $M/4$ абонентов при продолжительности $\tau/2$ и т. д., вплоть до проведения «борьбы» по младшему разряду кода приоритета среди двух абонентов системы при средней продолжительности «борьбы» по этому разряду, составляющей $\tau/2^{M-2}$.

При реализации дискретного изменения скорости передачи разрядов кода приоритета в канал при M абонентах в сети величина

$$T_{\text{будку}} = \sum_{n=0}^{\lceil \log_2 M \rceil - 1} 2\tau / 2^{n-1}.$$

В предположении, что $M \rightarrow \infty$, имеем

$$\lim_{M \rightarrow \infty} T_{\text{будку}} = \lim_{M \rightarrow \infty} \sum_{n=0}^{\lceil \log_2 M \rceil - 1} 2\tau / 2^{n-1} = 4\tau.$$

Таким образом, вне зависимости от числа абонентов в системе затраты времени на процедуру «Борьба за канал» при дискретном изменении скорости выдачи разрядов кода приоритета не превышают 4τ . Другими словами, реализацией рассмотренного подхода достигается устранение значительного недостатка способа кодового управления — зависимости времени выполнения процедуры «Борьба за канал» от числа абонентов в системе.

Отметим, что особенным для данного подхода будет циклическое изменение приоритетов абонентов, отличающееся тем, что для реализации подхода изменение приоритетов абонентов должно быть осуществлено таким образом, чтобы в любой момент времени сохранялось исходное разбиение абонентов системы на группы. Используемый с этой целью алгоритм циклического изменения приоритетов абонентов системы описан автором в [9], здесь без дополнительных комментариев проиллюстрируем его простым примером, приведенным для случая $M = 4$ на рис. 11.

Реализация процедуры ускоренного ДКУ (УДКУ) возможна для всех предложенных нами методов доступа, причем во всех случаях продолжительность выполнения процедуры «Борьба за канал» при $M \rightarrow \infty$ не превысит 4τ .

Отметим, что максимальная продолжительность выполнения такой процедуры для метода УДКУ ЕМП составляет:

$$T_{\text{будку ЕМП}} = \sum_{i=1}^{M-1} 2\tau_{i, i+1} = 2\tau,$$

откуда гарантированная продолжительность доступа к каналу

$$T_{\text{удку ЕМП}} = 2M\tau + (M - 1)T_{\text{п}}.$$

Таким образом, при данном методе достигается крайне высокая эффективность способа кодового управления, однако это связано с высокой сложностью практической реализации метода.

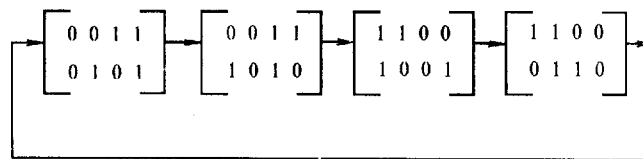


Рис. 11. Пример динамического изменения приоритетов для ускоренного метода ДКУ

Итак, обобщим полученные выше результаты.
Предложены различные подходы к проблеме реализации кодового управления доступом пользователей к общим ресурсам системы, обеспечивающие:
— корректность решения задачи арбитража;
— расширение области использования (от низкозагруженных до высокозагруженных систем);
— практическое устранение зависимости продолжительности выполнения процедуры «Борьба за канал» от числа абонентов в системе.
Предложены классификационные признаки, на основе которых осуществлена классификация методов ДКУ.
Качественно определены области эффективного использования оригинальных методов ДКУ.

В заключение отметим, что представленные в работе результаты позволяют надеяться на практическое использование способа кодового управления множественным доступом к общим ресурсам систем различного функционального назначения.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Прангишвили И. В., Подлазов В. С., Стецюра Г. Г. Локальные микропроцессорные вычислительные сети. М.: Наука, 1984.
2. Боккер П. ISDN. Цифровая сеть с интеграцией служб. Понятия, методы, системы: Пер. с нем. М.: Радио и связь, 1991.
3. Щеглов А. Ю., Куконин А. Ю. Методы децентрализованного кодового управления доступом к каналу с передачей полномочий // Электронное моделирование. 1991. 13, № 6.
4. Хвоц С. Т., Дорошенко В. В., Горовой В. В. Организация последовательных мультиплексных каналов. Л.: Машиностроение, 1989.
5. Щеглов А. Ю., Плешкова Н. А. Методы синхронного доступа // Электронное моделирование. 1992. 14, № 4.
6. Куконин А. Ю., Щеглов А. Ю. Методы децентрализованного кодового управления доступом к каналу малых локальных вычислительных сетей // Управляющие системы и машины. 1992. № 7, 8.
7. А. с. 1783537 СССР. Устройство для подключения источников информации к общей магистрали /А. Ю. Куконин, А. Ю. Щеглов, Л. С. Иванов. Оpubл. 1992, Бюл. № 47.
8. Щеглов А. Ю. Ускоренный метод децентрализованного кодового управления // Материалы 47-й науч.-техн. конф., посвященной Дню радио. Л.: ЛДНТП, 1992.
9. Щеглов А. Ю. Ускоренный метод децентрализованного кодового управления доступом к моноканалу в реальном времени // Электронное моделирование. 1993. 15, № 3.

Поступила в редакцию 21 марта 1994 г.