

9. Зонн С.В. Железо в почвах: (Генетические и географические аспекты). М., 1982.
10. Ковалева С.Р., Корсунов В.М., Таранов С.А. Лесные почвы горного окаймления юго-востока Западной Сибири (Восточный Алтай, Горная Шория, Салаир). Новосибирск, 1974.
11. Хмелев В.А., Панфилов В.П., Дюкарев А.Г. Генезис и физические свойства текстурно-дифференцированных почв. Новосибирск, 1988.
12. Зонн С.В., Ерошкина А.Н., Карманова Л.А. О группах и формах железа как показателях генетических различий почв // Почвоведение. 1975. № 10.
13. Brown T.H., Mahler R.L. The distribution of Si, Al, and Fe compounds in two mollisols differing in landscape position. *Communic. in Soil Sc. Plant Analysis*. 1987. Т. 18. № 5.
14. Зайдельман Ф.Р. Подзоло- и глееобразование. М., 1974.
15. Крайнов С.Р., Рыженко Б.Н. Окислительно-восстановительные потенциалзадающие системы подземных вод // Геохимия. 1992. № 4.
16. Крайнов С.Р., Рыженко Б.Н., Швец В.М. Геохимия подземных вод (теоретические, прикладные и экологические аспекты). М., 2004.
17. Захарченко А.В. Распределение содержания валовых форм двух-, трехвалентного железа в профиле антропогенно-преобразованных и дерново-подзолистых почвах // Современные проблемы почвоведения Сибири. Томск, 2004.
18. Логинов Л.Ф. Роль окислительно-восстановительных систем гуминовых кислот в естественных процессах: Депонированная рукопись. Тюмень, 1987.
19. Tiedje J.M., Sextone A.J., Parkin T.V., Reesbech N.P. Anaerobic processes in soil. *Development in plant and soil science*. 1984.
20. Аристовская Т.В. Микробиология подзолистых почв. М. – Л., 1965.
21. Костенков Н.М. Окислительно-восстановительные режимы в почвах периодического переувлажнения. М., 1987.
22. Couto W., Sanzonowicz C., Barcellos A de O. Factors affecting oxidation-reduction processes in an oxisol with a seasonal water table. *Soil Sc. Soc. America J*, 1985. Т. 49. № 5.
23. Зонн С.В., Костенкова А.Ф., Мусорок Г.П., Хавкина Н.В. Псевдоподзоливание и его диагностирование составом и распределением форм железа // Почвоведение. № 2. 1978.
24. Трофимов С.С., Клевенская И.Л., Рагим-Заде Ф.К. и др., Проблема восстановления техногенно-нарушенных земель // Основы использования и охраны почв Западной Сибири. Новосибирск, 1989.
25. Скворцова Е.Б. Экологическая роль ветровалов. М., 1983.
26. Sridhan A., Jayadeva M.S. Approximate potential – distance relationship for Clay. "Austal. J. Soil Res". 1980. № 4.

УДК 681.3.04

*В.И. Коваленок*

## **БЫСТРЫЕ И МЕДЛЕННЫЕ ПРОЦЕССЫ В ПАМЯТИ ДИСКРЕТНЫХ АВТОМАТОВ**

Томский государственный университет систем управления и радиоэлектроники

Дискретные автоматы, в конечном итоге, являются электронными коммутирующими схемами с памятью. Они широко распространены в вычислительной технике и в системах управления. Их теория хорошо развита [1]. Если установить общность дискретных автоматов с наборными машинами, она становится полезной во всех случаях, где используется наборный метод синтеза сложных объектов из более простых.

В предлагаемой вниманию статье высказано мнение о подобии дискретных автоматов наборным машинам с конвейером, роль которых исполняют элементы памяти автоматов, скорость переключения которых разная, быстрая или медленная.

Наборный метод синтеза изображений текстов обычно связывают с полиграфией, где он впервые появился и нашел широкое распространение. Возможно, что идеи метода развили идеи строительства зданий из готовых элементов, которые были известны человечеству задолго до этого.

Его прогрессивность связывают в первую очередь с возможностью разбирать печатные формы.

Влияние наборного метода явно заметно в конструкциях современных ЭВМ на уровне элементной базы и программ. Изучение ЭВМ дает повод говорить о влиянии наборного метода на структуры ЭВМ и дискретных автоматов.

В дискретных автоматах отображение информации происходит над абелевой группой целых чисел – компонент абстрактного времени. Это время задается номерами строк и столбцов в таблицах возбуждения памяти и выходов. В процессе выполнения алгоритма автоматы компенсируют составляющие абстрактного времени, заданные на этапе проектирования автоматов, то есть на этапе программирования предстоящих действий. Разработать дискретный автомат и запрограммировать его последующие действия означает практически одно и то же.

Дискретные автоматы как инструмент не универсальны. В некоторой степени универсальны только П – автоматы или автоматы с программируемой логикой за счет потенциальной возможности перепрограммирования ПЗУ, которой, однако, редко пользуются. Для реализации каждого нового алгоритма автомат проектируется заново. Поэтому его составляющие пригодны для решения всего одной задачи управления. Соответственно, наборная часть автомата оказывается способной набирать единственный текст – последовательность кодов, который в ней запрограммирован. В свою очередь, система распознавания образов распознает этот текст – коды, как единственный из всех возможных. Она запрограммирована только на работу с ним.

Наборная часть дискретного автомата (поле «ИЛИ») гомоморфна левому сходящемуся  $L$ -конусу многоканальной наборной машины арочного типа с одновременными операциями [2]. Здесь, также, в среде квазиоптики возможен набор нескольких знаков одновременно, если принять за знаки отдельные разряды двоичных кодов набираемых чисел. Правый, расходящийся,  $R$ -конус развернут вокруг вершины влево и совмещен с левым сходящимся конусом. Это характерно многоканальным фотонаборным машинам (ФНМ). Вершины  $R$ - и  $L$ -конусов совпадают в некоторой условной точке справа. Активная зона наборной машины совпадает с  $a$ -сечением автомата (выходами управляющих сигналов). Здесь происходит «экспонирование» «знаков». Основанием  $R$ -конуса является входной регистр памяти. Это элемент запоминающей среды автомата, на него производится набор. Он производится поперек запоминающей среды – некоторого подобия фотоматериала в фотонаборных машинах (ФНМ).

Местом, где проявляется готовый набор и откуда он прочитывается, является выходной регистр памяти в  $t$ -сечении автомата. Входной и выходной регистры разделены средой или процессами, через которые происходит передача информации от входного регистра памяти к выходному (рис.1).

Наиболее короткий путь от входного регистра к выходному проходят сигналы, изменяющие состояния внутренней памяти или, иначе, состояние автомата. С выходов внутренней памяти проявляется первая составляющая абстрактного времени  $B$ . Это, условно, «быстрое» абстрактное время, связанное с самым коротким

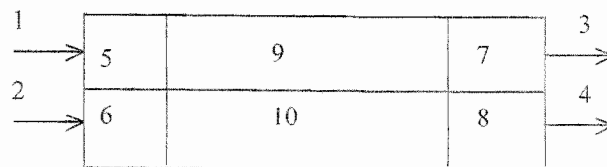


Рис. 1. Структура памяти дискретного автомата:  
 1 – вход сигналов возбуждения памяти; 2 – вход сигналов управления операционной средой; 3 – выход сигналов состояния автомата; 4 – выход сигналов контролируемых параметров;  
 5 – входной регистр памяти состояний;  
 6 – входной регистр внешней памяти (операционной среды);  
 7 – выходной регистр памяти состояний; 8 – выходной регистр внешней памяти; 9 – коммутирующая среда внутренней памяти; 10 – процессы во внешней памяти.

путем прохождения сигналов, непосредственно от входного регистра к выходному (рис. 2).

Наиболее длинный путь в физической среде проходят сигналы, движущиеся в пределах внешней памяти. С ее выходного регистра в  $t$ -сечении автомата считывается вторая составляющая абстрактного времени  $C$ .

Во внешней памяти время движения отдельных сигналов зависит от продолжительности обеспечивающих движение процессов в реальном времени. Поэтому составляющая  $C$  абстрактного времени представляет, условно, «медленное» абстрактное время. Это связано с тем, что двоичные разряды кода абстрактного времени  $C$ , набранные одновременно друг с другом и с двоичными разрядами кода абстрактного времени  $B$ , завершают движение в физическом пространстве с задержкой в реальном времени и не одновременно, раньше или позже. Для некоторых сигналов реально затраченное время особенно велико. Часть сигналов приходит из «прошлого» и уходит в «будущее» (рис. 3).

Сигналы, завершившие движение в физическом пространстве (первичное движение), переходят в выходных регистрах в режим ожидания синхронизации с другими сигналами и, таким образом, продолжают движение, но уже во времени (вторичное движение).

В случае числа  $B$  разряды кода переходят от первичного движения, реальное время  $t_{min}$ , ко вторичному все враз (рис. 4).

Продолжительность вторичного движения кода  $B$   $t = t_{max} - t_{min}$ . Величина  $t_{max}$ , в свою очередь, определяется продолжительностью самого протяженного процесса во внешней памяти.

Порядок перехода одного вида движения в другой для каждого двоичного разряда кода

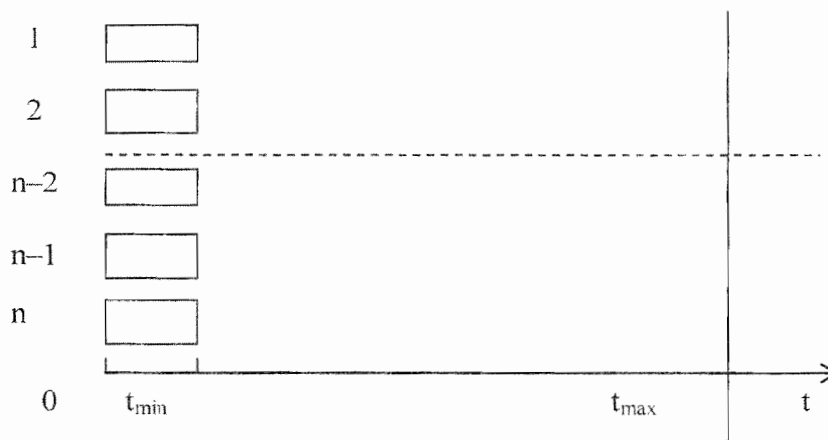


Рис. 2. Вариант траекторий сигналов в физическом пространстве внутренней памяти начиная с момента набора (первичное движение):  
 $t_{\max}$  – максимальное время, затраченное на набор конкретного кода в памяти;  
 $t_{\min}$  – время движения сигналов в физической среде внутренней памяти;  
 1, 2, ..., (n - 4), (n - 3), (n - 2), (n - 1), n – двоичные разряды кода набираемого числа В; n – число разрядов двоичного кода числа В

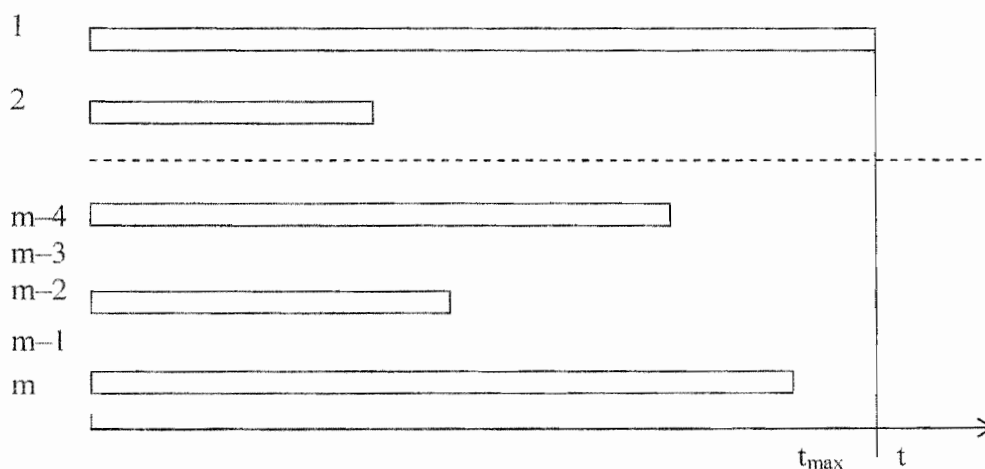


Рис. 3. Вариант траекторий сигналов в физическом пространстве внешней памяти начиная с момента набора (первичное движение):  
 1, 2, ..., (m - 4), ..., m – номера двоичных разрядов набираемого кода числа С,  $t_{\max}$  – максимальная продолжительность процесса во внешней памяти из числа проверяемых на конкретном этапе алгоритма; m – число разрядов двоичного кода числа С

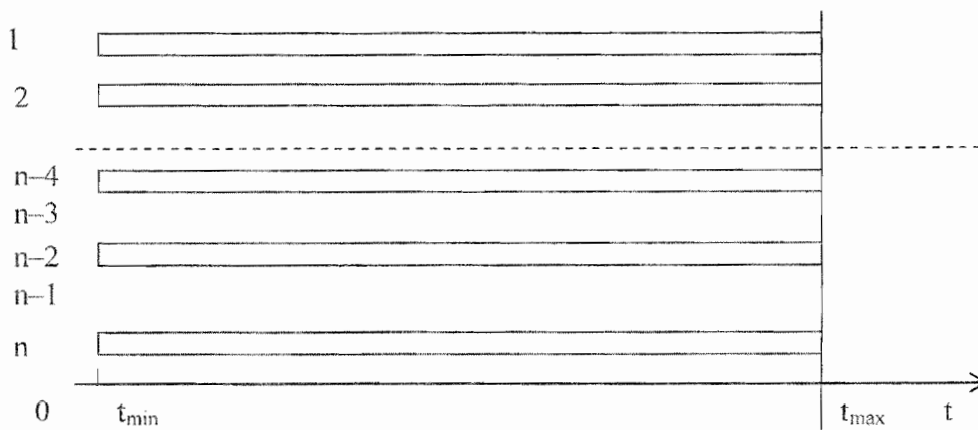


Рис. 4. Вариант траекторий движения сигналов во времени (вторичные движения) для числа В

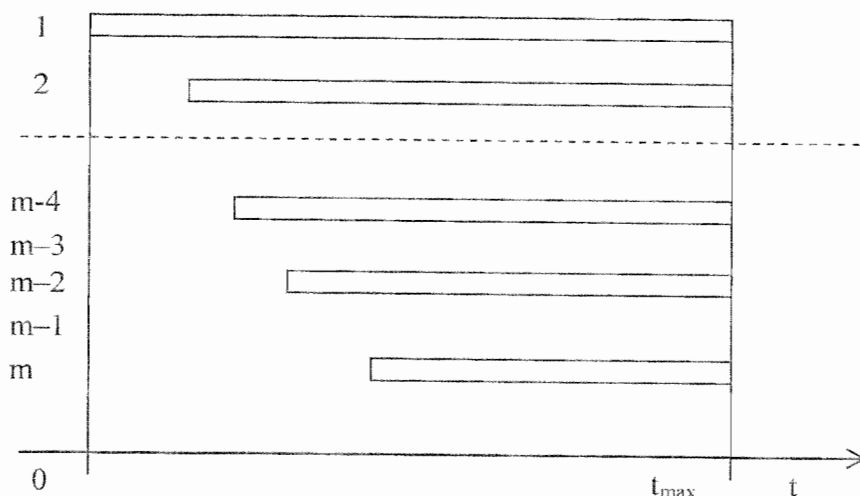


Рис. 5. Вариант траекторий движения разряда 1 и вторичные движения в остальных случаях, для числа  $C$

числа  $C$  свой и зависит от особенностей реализуемого алгоритма. Однако все движения во внешней памяти, по аналогии с внутренней памятью, прекратятся в одно время, когда прекратится первичное движение разряда кода, отвечающего самому продолжительному процессу во внешней памяти (рис. 5).

В случае числа  $B$  все первичные движения завершаются одновременно. Вероятно, завершение первичных движений несколькими сигналами одновременно и в случае набора числа  $C$ .

Возвращаемая специальная сумма  $A = B \cdot C$ , образующая полный распознаваемый код, составлена из двух двоичных кодов абстрактного времени: «быстрого»  $B$  и «медленного»  $C$ . Время  $B$  возвращается одновременно всеми разрядами, время  $C$  возвращается не обязательно так.

Каждый возвращенный знак – разряд числа  $A$  увеличивает его начальное значение, добав-

ляя в сумму весов разрядов вклад, равный одной из степеней двух –  $2^i$ , где  $i$  – номер возвращаемого двоичного разряда.

Число  $B$  учитывается в специальной сумме  $A$  одновременно всеми разрядами. Увеличение значения числа  $A$  продолжается до тех пор, пока не будет полностью сформирован весь код числа  $C$ . Добавление единичных разрядов в код числа  $C$  равносильно суммированию степеней двух и накоплению общей суммы – младшей составляющей номера конъюнкции – числа  $A$ .

Таким образом, путем многократного суммирования степеней числа два, реализуется компенсация величин отклонений абстрактного времени над величинами, характеризующими реальное время протекания процессов и возвращение системы в состояние покоя

## Литература

1. Баранов С.И. Синтез микропрограммных автоматов (граф-схемы и автоматы). 2-е изд., перераб. и доп. Л., 1979.
2. Коваленок В.И. Синхронизация наборных автоматов с одновременными операциями. Томск, 2003.

УДК 681.3.04

*В.И. Коваленок*

## НАБОРНЫЕ ПРОЦЕССЫ В ДИСКРЕТНЫХ АВТОМАТАХ

Томский государственный университет систем управления и радиоэлектроники

Изоморфизм дискретных автоматов (ДА) наборным машинам [1] позволяет использовать для изучения свойств наборных машин и моде-

лирования их структур и процессов, протекающих в них, хорошо разработанную теорию конечных автоматов [2] и дискретную матема-