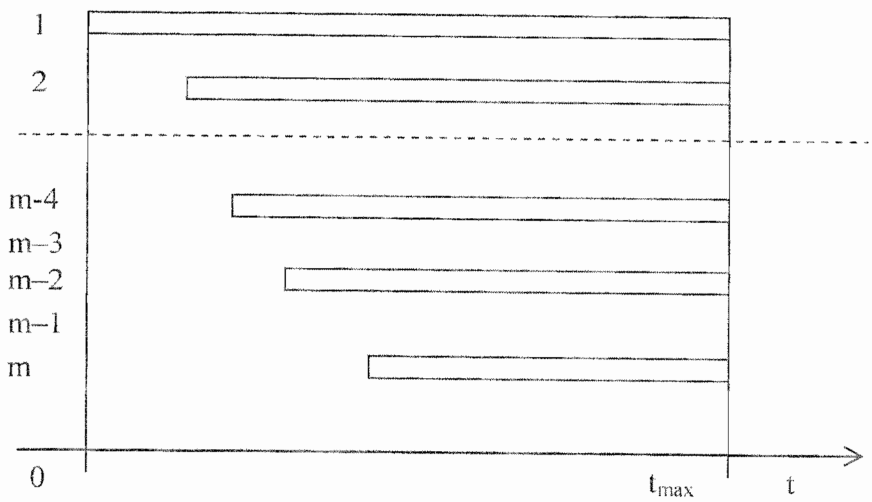

Рис. 5. Вариант траекторий движения разряда 1 и вторичные движения в остальных случаях, для числа С

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

Возвращаемая специальная сумма А = В.С, образующая полный распознаваемый код, составлена из двух двоичных кодов абстрактного времени: «быстрого» В и «медленного» С. Время В возвращается одновременно всеми разрядами, время С возвращается не обязательно так.

Каждый возвращенный знак – разряд числа А увеличивает его начальное значение, добавляя в сумму весов разрядов вклад, равный одной из степеней двух – 2^i, где i – номер возвращаемого двоичного разряда.

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

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 моделирования их структур и процессов, протекающих в них, хорошо разработанную теорию конечных автоматов [2] и дискретную математику, а для изучения ДА – теорию абелевых групп над модулями сумм целых чисел.

Предположение о наличии у дискретных автоматов наборных свойств равносильно предположению о том, что дискретный автомат или его часть является наборной машиной.

Наборные свойства дискретных автоматов удобно изучать на основе структуры ПЛМ (программируемой логической матрицы) как на модели. Она практически одинаково пригодна для синтеза автоматов Мили и Мура, в том числе без дешифратора состояний в явной форме. При необходимости от ПЛМ возможен переход к современным ПЛИС (программируемым логическим интегральным схемам).

Для автомата Мура характерно прямое соответствие состояний автомата ai и управляющих сигналов yj. Отметки обоих видов записываются внутри вершин графа автомата Мура (рис. 1).

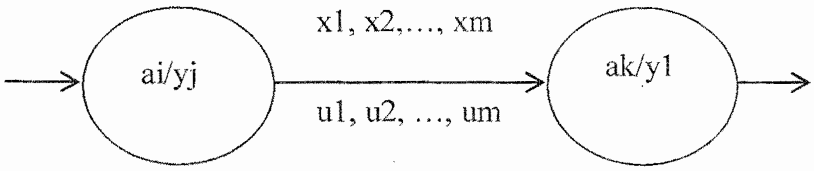

Рис. 1. Размещение отметок для автомата Мура:
ai, ak – состояния автомата; yj, yl – управляющие сигналы; x1, x2, …, .xm – информационные сигналы;
u1, u2, …, un – сигналы возбуждения памяти. Остальные отметки записываются рядом с дугами

В случае автомата Мили в вершинах записываются только отметки соответствующих им состояний автомата. Все остальные отметки сигналов записываются рядом с дугами (рис. 2).

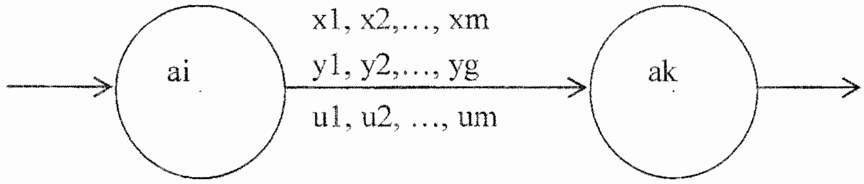

Рис.2.Размещение отметок для автомата Мили:
ai, ak – состояния автомата; yl, y2,..., yg – управляющие сигналы; u1, u2,..., um – сигналы возбуждения памяти

Сигналы ai и xj – проверяемые, сигналы yk и ul – генерируемые. В процессе реализации алгоритма сигналы возбуждения памяти обращаются в сигналы характеризующие состояния автомата, управляющие сигналы, в конечном итоге, обращаются в контролируемые параметры.

Генерируемые сигналы используются по одному, или в сочетаниях, несколько штук одновременно. Синхронизация сигналов во времени существенно сокращает протяжённость алгоритмов и повышает скорость переключений в дискретных автоматах.

Канонический метод структурного синтеза автоматов позволяет легко определить число элементарных автоматов внутренней памяти как $T \geq \log_2 M$ исходя из M – числа состояний проектируемого автомата и элементов памяти с двумя устойчивыми состояниями.

Число элементов внешней памяти Твн = g – числу сигналов управления формируемых автоматом. В частном случае g = m – числу контролируемых параметров.

Логарифмическая зависимость числа T от числа M используется в целях экономии элементов схемы. В этом случае появляется возможность пользоваться для обозначения состояний автомата двоичным позиционным кодом. Унитарные двоичные коды характерны для обозначения управляющих сигналов.

Переход к структуре комбинационной схемы осуществляют через канонические уравнения. В этом случае идут, например, от микропрограммы с отметками автомата Мура. В случае автомата Мили в микропрограмме расставляются отметки автомата Мили.

Число канонических уравнений равно сумме двух чисел. Числа сигналов возбуждения памяти n и числа управляющих сигналов m, формируемых автоматом. Канонические уравнения являются булевыми функциями обычно в СДНФ или ДНФ. Они выражают зависимости сигналов возбуждения памяти и управляющих сигналов от сигналов состояния внутренней памяти, т.е. сигналов состояния автомата, и сигналов для состояния внешней памяти – входных сигналов автомата.

u1 = u1(v1, v2,...., vn ,x1, x2, ..., xm),
u2 = u2(v1, v2,...., vn, x1, x2, ..., xm),
....
y1 = y1(v1, v2, ..., vn, x1, x2, ..., xm),
y2 = y2(v1, v2, ..., vn, x1, x2, ..., xm),
....

Переход от дискретных элементов к ПЛМ связан с реализацией канонических уравнений в универсальной среде с двумя полями – полем конъюнкторов и полем дизъюнкторов.

Поля логических элементов представляют собой две последовательно соединенные сетчатые структуры с возможностью отключения части диодов в процессе программирования ПЛМ с помощью плавких перемычек (рис. 3).

$K=\{k1, k2, ..., kn\}$ – множество выходов конъюнкторов (множество конъюнкций); ПЛМ – программируемая логическая матрица.

Под внешней памятью здесь понимается комплекс инерционных элементов исполнительных устройств операционного автомата, которыми управляет дискретный автомат.

Порядок размещения конъюнкций в поле «И» произвольный, это относится и к дизъюнкциям в поле «ИЛИ».

При работе ПЛМ не может быть реализовано более одной конъюнкции $ki \in K$ одновременно. Весь набор конъюнкторов, входящих в ПЛМ является фильтром, или точнее – системой распознавания образов.

В каждый отмеченный момент времени отфильтровывается одна комбинация сигналов на входах ПЛМ и работает один конъюнктор из набора. Соответственно, до его срабатывания в сечении внутренней шины ПЛМ, соединяющей поле «И» с полем «ИЛИ», все сигналы к1, к2, ..., кn равны нулю, что эквивалентно разрыву внутренней шины.

Поле конъюнкторов является дешифратором, поле дизъюнкторов – шифратором. В ответ на единицы унитарных кодов поля «И» поле «ИЛИ» выдает параллельные коды, составленные из сигналов управления внешней памятью yi (W – код) и сигналов возбуждения внутренней памяти uj (U – код), как из элементов некоторых алфавитов. В этих алфавитах начертание «знака» определяется позицией сигнала в унитарном коде. Соответственно, коды с несколькими единицами получаются путем наложения друг на друга нескольких унитарных кодов в пределах одной комбинации, разрядами которой они являются.

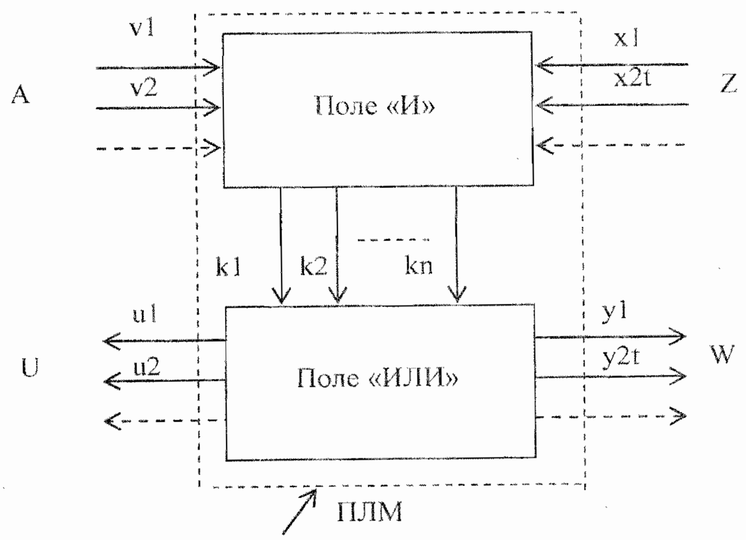

Рис. 3.Структура программируемой логической матрицы: A – множество состояний автомата; Z – множество входных сигналов; U – множество сигналов возбуждения памяти; W – множество сигналов управления внешней памятью автомата

На каждое очередное срабатывание поля «И» поле «ИЛИ» отвечает новым кодом на своих выходах U∪W, способным инициировать одновременные процессы во внутренней памяти и операционной среде (внешней памяти), иначе, в статических и динамических процессорах хранения информации.

Конъюнкторы поля «И» проверяют каждую комбинацию сигналов на входах A∪Z на соответствие заранее заложенным в конъюнкторах комбинациям переменных v1, v2, …, vn и x1, x2, …, xm, где vi и xj равны 0 или 1.

k1 = v1v2....vnx1x2....xm;

k2 = v1v2....vnx1x2....xm;

....

kN = v1v2..vnx1x2....xm,

где vi, xj, kl равны 0 или 1.

Выходные сигналы автомата yi и сигналы возбуждения памяти uj являются результатами логического сложения конъюнкций, то есть дизъюнкциями конъюнкций:

$y1 = k1 \vee k2 \vee k3 \vee .... \vee kn$;

$y2 = k1 \vee k2 \vee k3 \vee .... \vee kn$;

$u1 = k1 \vee k2 \vee k3 \vee .... \vee kn$;

$u2 = k1 \vee k2 \vee k3 \vee .... \vee kn$,

где yi, uj равны 0 или 1.

Эти сигналы через время задержки τзi обращаются в сигналы xi, yj, равные нулю или единице, которые в составе опознаваемого кода подаются, соответственно, на одноименные входы поля «И» ПЛМ

Задержки сигналов во внутренней памяти связаны с использованием автоматов Мура в качестве элементарных автоматов памяти. Причины задержек во внешней памяти связаны с инерционностью исполнительных устройств операционной части автомата.

Условные сечения на рис. 4 делят дискретную автоматическую систему на три части. Частями являются: поле «И», поле «ИЛИ» и памяти.

Сечение 1 выполнено между выходами памятей и входами матрицы «И» ПЛМ, сечение 2 разделяет поля «И» и «ИЛИ», сечение 3 разграничивает выходы поля «ИЛИ» и входы памятей (внутренней и внешней). Сечения произведены над шинами, соединяющими основные элементы системы.

Сечение 1 обозначено как t-сечение, сечению 2 соответствует обозначение k, сечению 3 – a.

Простой анализ сечений убеждает в том, что в структуре ПЛМ нет канала передачи графической информации в обычном понимании. ПЛМ является электрической схемой, в проводниках шин которой либо текут токи, либо нет. Там действуют сигналы, равные единице, и сигналы, равные нулю.

Через шины проходят параллельные двоичные или унитарные коды, несущие информацию об управляющих сигналах или результатах работы в основных частях схемы. Коды в k-сечении всегда двоичные унитарные, коды в t- и a-сечениях просто двоичные.

В ПЛМ в специальной форме закодирована информация о действиях, которые должен выполнять операционный автомат на каждом этапе работы.

Используется жесткая привязка отдельных сигналов к отдельным проводникам в шинах ПЛМ. Это позволяет передавать подобие текстовой информации без визуализации. Знаками являются сигналы перед входами отдельных линий задержки, то есть в a-сечении. Набираемой «строкой» является очередной двоичный код в t-сечении. С другой стороны, это код опознаваемой ситуации в алгоритме.

«Текстовая» информация «проявится», если к проводникам шин подключить световые индикаторы с соответствующими обозначениями.

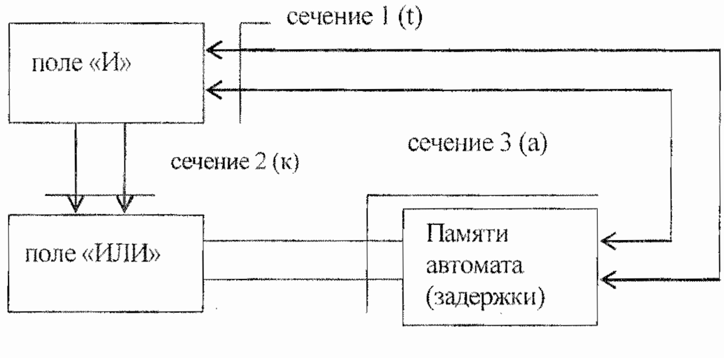

Рис. 4. Пример деления дискретной автоматической системы на части условными сечениями

Дискретный автомат работает в пределах заложенной в него программы. Выполняя заданные в предыдущем шаге алгоритма действия и идентифицируя конъюнкции проверяемых переменных, он в каждом новом шаге алгоритма, автоматически, набирая из простейших элементов новые опознаваемые коды в t-сечении, задает в a-сечении новые действия операционного автомата (операционной части) устройства и новые переключения внутренней памяти.

Сочетание сигналов в t-сечении определяет в каждом конкретном случае двоичные номера вершин графа автомата ai = v1v2.....vn – состояния автомата и дуги bi = x1x2…….xm, по которой совершается переход.

Эти же сочетания переменных в первой и второй частях конъюнкций задают номера столбцов и строк в таблицах переходов и сигналов возбуждения памяти дискретных автоматов. Номера столбцов соответствуют «знакоместам» в текстах, номера строк – переходам в «шрифтоносителе» (позициям знаков в нем). Для каждого знакоместа заполнение шрифтоносителя свое.

Арифметическая сумма весов разрядов составного кода, из равных единицам или нулям представителей переменных, входящих в конъюнкции $ki = ai \wedge bi$, определяет как целое число без знака номер конкретной конъюнкции, которая должна быть опознана на очередном этапе выполняемого алгоритма. Например, один из возможных кодов, составленный из единиц и нулей, для конъюнкции ki имеет вид двоичного числа A = 01110101, которое, в свою очередь, составлено (операция конкатенации) из двух чисел B = 011 и C = 10101, где число B представляет код состояния автомата (A-код), а C – направление перехода (Z-код). В этом случае номер конъюнкции равен сумме весов для единиц всего кода числа A, то есть

NA = 64 + 32 + 16 + 4 + 1 = 117.

Использование арифметической суммы весов всей цепочки представителей переменных, входящих в конкретную конъюнкцию, вместо арифметической суммы сумм весов представителей переменных составляющих ее частей, равносильно суммированию двух целых чисел, из которых одно сдвинуто влево по отношению к другому на n позиций, что соответствует умножению этого числа на 2^n, где n – число разрядов в числе C, то есть в Z-коде.

В приведенном выше примере число

$$A = B*2^n + C = 010*2^5 + 10101 = 01000000 + \underline{00010101} = 01010101$$

Это случай быстрого специального суммирования без пересечения значащих частей чисел и, соответственно, без переносов между частями.

Переносы способны внести неопределенность в величину суммарного времени задержки переходов в рамочных шрифтоносителях, которыми являются таблицы выходов и сигналов возбуждения памяти дискретного автомата (соответственно δ и μ таблицы автомата Мили).

Если связать слагаемые, входящие в t-код (полный код на входах поля «И»), с абстрактным временем завершения переходов в множествах состояний и комбинаций входных переменных, то есть с временем завершения переходов в рамочных шрифтоносителях, общее накопленное время задержки to = tc + tk. Здесь tk – время смены состояния автомата, tc – время перехода в соответствующей колонке шрифтоносителя на определенную комбинацию контролируемых параметров.

Необходимость априорного суммирования пар чисел вызвана особенностями конструкции шрифтоносителя. В качестве, которого используются одновременно две таблицы: возбуждения памяти и выходов для автоматов Мили или отмеченная таблица возбуждения памяти для автоматов Мура. Затраты абстрактного времени связаны с переходами по строкам и столбцам этих таблиц.

В этапе генерирования априорного кода одно слагаемое берется из поля таблицы возбуждения памяти, другое из поля таблицы выходов.

В этапе опознания результата управления слагаемыми являются код (новый) состояния и новый код комбинации контролируемых параметров – опознаваемый код.

Априорные специальные суммы проявляются в a-сечениях автоматов, возвращённые – в t-сечениях. Оба вида слагаемых представлены целыми числами без знака. Поэтому отображение информации происходит, фактически, над модулями сумм целых чисел, которые по отношению к операции суммирования по модулю образуют абелевую группу, если специальное суммирование номеров комбинаций переменных заменить обычным суммированием модулей целых чисел.

Специальные суммы коммутативны не только в случае равных слагаемых 0.0, 1.1, 2.2, 3.3, что характерно для левой нисходящей диагонали таблиц, но и во всех остальных случаях, характерных для обычного суммирования. Это подтверждает следующая табл. 1.

Таблица 1

Пример таблицы специальных сумм

Номера комбинаций контролируемых параметров – В	Номера состояний автомата – А			
	0	1	2	3
0	0.0	1.0	2.0	3.0
1	0.1	1.1	2.1	3.1
2	0.2	1.2	2.2	3.2
3	0.3	1.3	2.3	3.3

А – номера контролируемых параметров,
В – номера комбинаций контролируемых параметров.

В правых восходящих диагоналях дополнительно содержатся следующие пары коммутативных специальных сумм: 0.1 = 1.0, 0.2 = 2.0, 0.3 = 3.0, 1.2 = 2.1, 1.3 = 3.1, 2.3 = 3.2. Действительно: $0 + 1 = 1 + 0 = 1$, $0 + 2 = 2 + 0\ 2$, $0 + 3 = 3 + 0 = 3$, $1 + 2 = 2 + 1 = 3$, $1 + 3 = 3 + 1 = (4) \bmod 4 = 0$, $2 + 3 = 3 + 2 = (5) \bmod 4 = 1$.

Таким образом, подтверждается потенциальная способность дискретных автоматов реализовать одновременно несколько переходов из нескольких состояний в результате анализа нескольких сопряженных с конкретными состояниями наборов контролируемых параметров. Это свойство реализовано при управлении памятями автомата в а-сечении. Там широко используется одновременная выдача с выходов наборной части автомата (поля дизъюнкторов) нескольких сигналов возбуждения внутренней памяти и более чем одного сигнала управления операционной частью автомата – внешней памятью. Более того, этот прием используется как при управлении конвейерными системами, содержащими более чем одну ячейку памяти, например, в виде спараллеленных регистров сдвига, или же в многопроцессорных системах.

Классические дискретные автоматы не способны в явном виде выполнять переходы одновременно в нескольких местах алгоритма, из нескольких состояний. Они всегда совершают переходы в одном месте и в одном направлении, используя параметрический контроль моментов завершения операций и выдачу одновременно нескольких сигналов управления и возбуждения памяти. Последнее явление эквивалентно приведению переходов из нескольких исходных состояний с равными специальными суммами к переходу из одного. Приведение реализуется в первую очередь в линейных участках алгоритмов.

Параметрический контроль сводится к отказу от непосредственных измерений реального времени, затраченного на реализацию каждого конкретного процесса. Встроенная в дискретный автомат система распознавания образов – поле «И» в случае использования ПЛМ, позволяет одновременно ждать завершения в операционной среде автомата любого из возможных событий из заранее определённого набора, вне зависимости от того, начаты уже составляющие их процессы или еще нет. Здесь используется система наблюдателей – конъюнкторов, каждый из которых реагирует только на одну закрепленную за ним комбинацию контролируемых параметров.

Реальные процессы, завершаясь в реальном времени, возвращают на входы системы распознавания образов не сами контролируемые параметры, а их представителей – отдельные, специально закрепленные за конкретными параметрами разряды двоичных кодов номеров состояний и комбинаций параметров, то есть чисел – частей специальных сумм. Распознавание комбинаций переменных – непрерывный процесс во времени. Однако распознавание набранного кода каждой специальной суммы – дискретно и возможно только после завершения конкретного этапа алгоритма в реальном времени.

Специальные суммы являются некоторыми образами. Они представляют абстрактное время ta, связанное с реальным временем tr. Величина ta характеризует переходы в таблицах или графе. Она, как правило, не совпадает с соответствующей величиной реального времени, характеризующего переходы в управляемом объекте. Абстрактное время, при операциях параметрического контроля, после завершения процессов, несет информацию о положении выполняемой части алгоритма по отношению ко всему алгоритму, заданному таблицами или графом алгоритма. Однако сам факт опознания набранного кода специальной суммы в t – сечении автомата позволяет судить о компенсации соответствующей составляющей реального времени.

Литература

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