



МЕТОД ПОСТРОЕНИЯ КОНТРОЛИРУЕМЫХ ЦИФРОВЫХ АВТОМАТОВ

Н.И. КОРСУНОВ

Е.В. ЧУЕВ

А.И. ЧУЕВА

*Белгородский
государственный
национальный
исследовательский
университет*

e-mail:

korsunov@bsu.edu.ru

chuev_e@bsu.edu.ru

suntsova@bsu.edu.ru

В данной статье рассматривается метод контроля и коррекции цифровых автоматов с использованием таблицы приращений при переключениях автомата из состояний a_k в a_{k+1} под действием на входе сигнала x .

Ключевые слова: цифровые автоматы, закон функционирования автомата, надежность, автомат Мура, автомат Мили, помехи, помехоустойчивое кодирование, дублирование, компенсация ошибки, коррекция ошибки.

Надежность функционирования средств вычислительной техники является основным требованием создания информационных и управляющих систем. Основу этих систем составляют преобразователи информации, называемые цифровыми автоматами. [1]. В настоящее время контроль правильности функционирования цифровых автоматов использует один из классических принципов: дублирование и избыточное кодирование [2, 3]. При использовании дублирования два автомата реализуют одни и те же преобразования информации, и принятие решения о правильности функционирования осуществляется сравнением сигналов на выходах автоматов в одни и те же дискретные моменты времени. Во втором методе производится расширение длины слов, участвующих в преобразовании информации, когда по состоянию введенных контрольных разрядов принимается решение о правильности функционирования автомата.

Примем, что цифровой автомат задается моделью Мура в виде отмеченной таблицей переходов [4]. В случае дублирования такой же таблицей задается второй автомат, а сравнение сводится к суммированию по модулю два двоичных векторов, представляющих реакции автоматов на одно и то же входное воздействие. Для принятия верного решения необходима правильная реакция хотя бы одного автомата. Однако, при этом нет уверенности при возникновении ошибки в конкретном автомате. Увеличение автоматов, участвующих в дублировании с использованием мажоритарной логики [3], не дает решения этой задачи, так как при ошибочной реакции на входной сигнал, например двух из трех автоматов, принимается решение об ошибочной реакции исправного автомата. Второй способ использует расстояние по Хеммингу для введения избыточности в коды состояний и при табличном задании автомата, количество дополнительно вводимых двоичных разрядов определяется из минимального расстояния [5]

$$D_{\min} \geq t + 1,$$

где t – кратность контролируемой ошибки.

Существенным недостатком данного метода является зависимость контрольного кода от кратности обнаруживаемой ошибки, увеличение которой ведет к повышению точности контроля, но приводит к значительному усложнению автомата, по сравнению с контролем по методу дублирования.

Целью исследований, результаты которых приводятся в данной статье, является разработка метода контроля конечных автоматов Мура, обеспечивающего по сравнению с методом сравнения с эталоном, формирование входного сигнала, переводящего автомат из состояния с ошибкой в требуемое состояние.

Пусть автоматы А и В заданы одной и той же таблицей переходов-выходов. Автомат А синтезирован в заданном элементном базисе и типе триггеров, а автомат В задан в матричном запоминающем устройстве (ЗУ), обращение к элементам которого задается кодом состояния a и кодом входного сигнала x . В автомате А каждому состоянию



a соответствует код выходного сигнала, который задается функцией выходов $y = \lambda(a)$, реализуемый в заданном логическом базисе.

Для автомата Мили, адресация к ЗУ осуществляется кодом предыдущего выходного сигнала и кодом входного сигнала.

Таким образом для автомата A имеем:

$$a(t+1) = \delta(a(t), x(t)) \tag{1}$$

$$y = \lambda(a(t), x(t)) \text{ – для автомата Мили} \tag{2}$$

$$y = \lambda(a(t)) \text{ – для автомата Мура} \tag{3}$$

Здесь δ, λ – соответственно функции переходов, выходов.

При табличном задании двух функций закон функционирования автомата Мура задается таблицей 1.

Таблица 1

Закон функционирования автомата Мура

| | | | | |
|-------|--------------------|--------------------|-----|--------------------|
| | $\lambda(a_0)$ | $\lambda(a_1)$ | ... | $\lambda(a_j)$ |
| | a_0 | a_1 | ... | a_j |
| x_0 | $\delta(a_0, x_0)$ | ... | ... | ... |
| x_1 | ... | $\delta(a_1, x_1)$ | ... | ... |
| ... | ... | ... | ... | ... |
| x_i | ... | ... | ... | $\delta(a_j, x_i)$ |

Закон функционирования автомата Мили, при табличном задании, задается таблицей 2.

Таблица 2

Закон функционирования автомата Мили

| | | | | |
|-------|--|--|-----|--|
| | a_0 | a_1 | ... | a_j |
| x_0 | $\delta(a_0, x_0) / \lambda(a_0, x_0)$ | ... | ... | ... |
| x_1 | ... | $\delta(a_1, x_1) / \lambda(a_1, x_1)$ | ... | ... |
| ... | ... | ... | ... | ... |
| x_i | ... | ... | ... | $\delta(a_j, x_i) / \lambda(a_j, x_i)$ |

В соответствии с этими таблицами и заданными элементами памяти, логическими элементами синтезируется структура цифрового автомата, которая для автомата Мура (автомата A) приведена на рисунке 1. В данном автомате кодирование состояний эквивалентно кодированию выходов [4].



Рис. 1. Структурная схема автомата



При данном представлении автоматов А и В контроль может быть выполнен сравнением по эталону, эталонный автомат В задается занесением кодов состояний переходов в матричное запоминающее устройство.

Для автомата В имеем:

$$b(t+1)=[b(t), x(t)],$$

$$y'=[b(t), x(t)] \text{ – для автомата Мили,}$$

$$y'=[b(t)] \text{ – для автомата Мура,}$$

где [R] – содержимое R-ой ячейки памяти.

Тогда ошибка в функционировании автомата А определяется:

$$\delta(a)=a(t) \oplus b(t), \quad (4)$$

$$\delta(y)=y(t) \oplus y'(t), \quad (5)$$

где \oplus поразрядная сумма по модулю два кодов состояний или выходных сигналов соответственно, независимо от используемой модели задания функционирования автомата.

Подобный подход характерен для контроля методом дублирования, когда $b(t)$ и $y'(t)$ являются эталоном.

Так как формирование кодов состояний переходов $a(t+1)$ и $b(t+1)$ требует $a(t)=b(t)$, то при использовании кода $a(t)$ для обращения к ЗУ, ошибка в формировании кода начального состояния $a(t)$ приведет к ошибке в адресе обращения к ЗУ, хранящего эталонную таблицу переходов и, как следствие, ошибку в формировании кода выходного сигнала y' , выбираемого из ЗУ по адресу $a(t)$. В этом случае выявление ошибки функционирования автомата возможно для последовательности появления символов входного алфавита X при задании кодов начальных состояний $a_0(t)=b_0(t)$ и может использоваться при тестовом контроле, когда для каждого $a_0(t)$ задается последовательность символов входного алфавита $x_1, x_2, x_i, \dots, x_n$ и проверяются переходы из этих начальных состояний и выходные сигналы, формируемые для каждого из переходов.

Обеспечение функционального контроля при функционировании автомата достигается исправлением ошибок [6]

$$a_q(t+1) = a(t+1) \oplus \delta a, \quad (6)$$

$$y^{ck}(t) = y(t) \oplus \delta y, \quad (7)$$

где $a_q(t+1)$ это состояние перехода с компенсацией ошибки, δa – ошибка перехода автомата А, и $y^{ck}(t)$ это выходной сигнал с компенсацией ошибки, δy – это ошибка формирования выходного сигнала.

Такой метод исправления ошибок автомата аналогичен исправлению ошибки при передаче кодированных данных, когда известно эталонное значение выходного кода, а полученный код содержит ошибку δa .

Реализация автомата с исправлением ошибок путем ее компенсации требует введения двухступенчатой памяти кодов состояний и кодов выходов в автомате А, когда вначале формируется состояние первой ступени в соответствии с (1), (2), (3), вычисляются адреса с использованием второй ступени памяти, определяются ошибки в соответствии с (4), (5) и формируются состояния второй ступени памяти в соответствии с (6), (7). При этом нет ни какой разницы в используемой модели, задающей закон функционирования автомата. Если (1), (2) реализуются с ошибкой под воздействием помехи, то при переходе в соответствии с (1), (2) ошибка не корректируется и не смотря на правильность функционирования автомата при переходе из $a(t)$ в $a(t+1)$, ошибка существует и при переходе из $a(t+1)$ в $a(t+2)$. Это приводит к повторным вычислениям $\delta(a)$, $\delta(y)$ и компенсации ошибок в соответствии с (6) и (7) при отсутствии помехи, следствием чего является увеличение времени запаздывания в формировании выходного сигнала. Фактически обнаружение и компенсация ошибок автомата никак не связано с их синтезом, а сводится к введению дополнительных блоков вычисления $\delta(a)$, $\delta(y)$ и изменению сигналов состояний и выходов автомата А.



При коррекции ошибок важно определение источника возникновения ошибки в автомате, а именно, вызвана ли ошибка переключением элементов памяти или отказом в комбинационной схеме, задающей это переключение. Описанный подход обнаружения и компенсации ошибки по эталону [5] не позволяет решить эту задачу, что является еще одним из недостатков коррекции по эталону.

Для устранения этих недостатков в обнаружении и компенсации ошибок сравнением с эталоном предлагается метод определения отклонения приращений реального автомата и эталонного.

Коррекция ошибок переключения автоматов должна обеспечиваться кодом входного сигнала x_k , обеспечивающим переход из ошибочного $a_k \neq a_j$, при переходе автомата из состояния a_i в a_j под действием сигнала x_k .

Для этого закон функционирования автомата Мура (1) представляется в линейной форме, использующей операцию сложения чисел

$$a(t+1) = a_{ij} = a_j + \Delta a(a_j, x_i) \tag{8}$$

При представлении закона функционирования автомата Мура в виде (8) таблица переходов-выходов трансформируется в таблицу приращений переходов-выходов, которая для автомата, приведенного в таблице 1, трансформируется в таблицу 3.

Таблица 3

Таблица приращений переходов-выходов

| | a_0 | a_1 | ... | a_j |
|-------|--|--|-----|--|
| x_0 | $\Delta a_{11} = \delta(a_0, x_0) - a_0$ | ... | ... | ... |
| x_1 | ... | $\Delta a_{11} = \delta(a_1, x_1) - a_1$ | ... | ... |
| ... | ... | ... | ... | ... |
| x_i | ... | ... | ... | $\Delta a_{ij} = \delta(a_j, x_i) - a_j$ |

При использовании сравнения с эталоном в таблице 3 величины Δa_{ij} заменяется на величины Δb_{ij} , которые хранятся в ЗУ, адресуемым $a_j x_i$. Используя исходную таблицу 1 задания автомата определяем

$$\Delta b_{ij} = a_{ij} - a_j \tag{9}$$

$$a_{ij} = \delta(a_j, x_i)$$

где a_j – исходное состояние, a_{ij} – состояние перехода под действием сигнала x_i .

Для определения приращения состояний автомата А при воздействии входных сигналов в соответствии с (9) необходимо из кода состояния автомата реализованного в соответствии со структурной схемой (рисунок 1) вычесть код исходного состояния.

Теперь ошибка может быть обнаружена отклонением приращения Δa реального автомата от приращения эталонного автомата Δb в виде

$$\delta = \Delta a - \Delta b \tag{10}$$

А так как в (8), (10) используются линейные операции над действительными числами, то значения δ (10) может быть использована для определения значения входного сигнала x_k , обеспечивающего переход в состояние, отвечающее значению $\delta = 0$.

В этом случае обнаружение ошибок функционирования автомата характеризуется $\delta \neq 0$.

Блок-схема алгоритма контроля автомата Мура с линейной формой задания закона функционирования (8) приведена на рисунке 2.

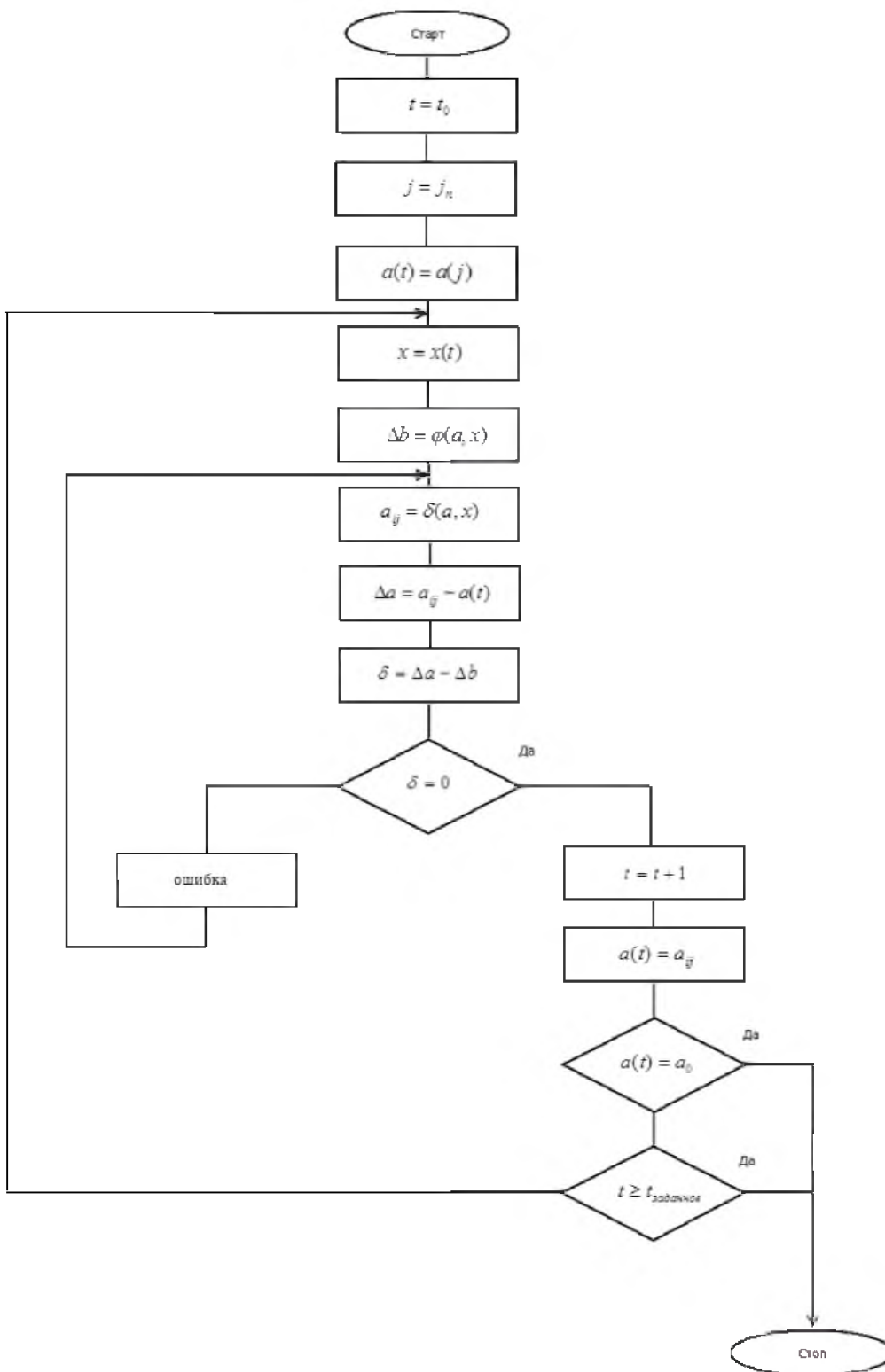


Рис. 2. Блок-схема алгоритма обнаружения ошибки при использовании линейной формы задания закона функционирования автомата

Так контроль функционирования автомата, структура которого приведена на рисунке 1, сводится к подключению матричного запоминающего устройства, адресуемого в декартовой системе координат входным сигналом автомата x_i и его состоянием a_k , с последующим сравнением считанного из памяти эталонного значения Δb_{ik} с реальным



значением Δa_{ik} . Для этого к шинам А, Х автомата подключаются дешифраторы, задающие адреса в декартовой системе координат при обращении к запоминающему устройству. К блоку вычитания подключаются выходы буферного регистра, используемого для хранения исходного состояния автомата в соответствии с законом его функционирования (1). Сравнение разности полученного приращения Δa_{ik} со значением Δb_{ik} , считанного из матричного запоминающего устройства, используется для принятия решения о передаче выходного сигнала автомата, либо ошибке.

Изменения закона функционирования автомата не оказывает влияния на структуру автомата с контролем, а сводится лишь к изменению состояния матричной памяти.

Таким образом, предложенный метод определения ошибок функционирования цифровых автоматов, в отличие от сравнения с эталоном выходных характеристик, позволяет, определяя ошибку в виде отклонения приращений сигналов автомата от их эталонных значений, сформировать корректирующий входной сигнал, под действием которого автомат из ошибочного состояния переходит в требуемое.

Список литературы

1. Глушков В.М. Синтез цифровых автоматов. – М.:Физматгиз, 1962. – 476 с.
2. Способ постоянного поэлементного дублирования в дискретных электронных системах (варианты): пат. 2475820 Рос. Федерация: МПК G06F11/18 H03K19/007 / П.А. Александров, В.И. Жук, В.Л. Литвинов; заявитель и патентообладатель Федеральное государственное бюджетное учреждение "Национальный исследовательский центр "Курчатовский институт". – № 2011133506/08; заявл. 10.08.2011; опубл. 20.02.2013, Бюл. № 5. – 15 с.: ил.
3. Способ записи и считывания информации для устройств с электронной памятью и устройством для его использования: пат. 2406110 Рос. Федерация: МПК G06F7/00 G06F11/07 / Е.Н. Розенберг, С. В. Маршов, Г. К. Кисельгоф, Н.Г. Пенькова; заявитель и патентообладатель Открытое акционерное общество "Российские железные дороги" (ОАО "РЖД") (RU), Открытое акционерное общество "Научно-исследовательский и проектно-конструкторский институт информатизации, автоматизации и связи на железнодорожном транспорте" (ОАО "НИИАС") (RU). – № 2009113580/08; заявл. 13.04.2009; опубл. 10.12.2010, Бюл. № 34. – 9 с.: ил
4. С.А. Майоров, Г.И. Новиков. – 2-е изд., перераб. и доп. – М.: Машиностроение, 1979. – 384 с.
5. Сапожников, В. В. Методы синтеза надежных автоматов. – Л.: Энергия, 1980. – 93с.
6. Корсунов, Н.И., Чуев Е.В., Чуева А.И. Метод построения контролируемых цифровых автоматов // Научные ведомости БелГУ. Серия: История. Политология. Экономика. Информатика. – 2013. – № 15. – Вып. 27/1. – С. 134-138.

METHOD CONSTRUCTION OF CONTROLLED DIGITAL MACHINES

N. I. KORSUNOV

E. V. CHUEV

A.I. CHUEVA

Belgorod National Research University

e-mail:

korsunov@bsu.edu.ru

chuev_e@bsu.edu.ru

suntsova@bsu.edu.ru

This article is about the method of control and correction of digital machines with table increments when switching states of the automaton from ak to aik under the influence of the input signal x_i .

Keywords: digital machines, automaton law, reliability, Moore automatic machine, Mealy automatic machine, interference, noiseless coding, duplication, error compensation, error correction.