

ПРОЕКТИРОВАНИЕ И ДИАГНОСТИКА ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СИСТЕМ

УДК 681.518.5

DOI: 10.17223/19988605/55/13

Ю.Ф. Мухопад, А.Ю. Мухопад, Д.Ц. Пунсык-Намжилов

ДИНАМИЧЕСКИЙ КОНТРОЛЬ УПРАВЛЯЮЩИХ АВТОМАТОВ СЛОЖНЫХ СИСТЕМ ДИСКРЕТНОЙ АВТОМАТИКИ

Рассмотрены способы контроля управляющих автоматов (УА) со структурной организацией Мура. По существующей парадигме снижение затрат на комбинационную схему переходов основано на сокращении числа состояний. В автоматах нового типа целенаправленно увеличено число состояний с введением адресного блока из (q) двухвходовых элементов «И», одного элемента «ИЛИ» и RS -триггера. Контроль таких УА реализуется с помощью нового равновесного кода pCn из (p) трехразрядных групп с одной единицей в группе. Предложенный метод контроля УА проще методов с использованием других корректирующих кодов.

Ключевые слова: контроль; управляющие автоматы; кодирование состояний.

Самостоятельным направлением внедрения информационных технологий является разработка методологии синтеза информационно-управляющих систем мехатроники, робототехники, летательных аппаратов и оборонного комплекса. Такие информационно-управляющие системы (ИУС) эксплуатируются в экстремальных условиях механических и электромагнитных воздействий высокой интенсивности. Поэтому необходим динамический контроль правильности функционирования ИУС.

Сложные системы дискретной автоматики [1] с динамическим контролем функционирования начали широко применяться с начала 1950-х гг. [2]. К началу 1990-х гг. были созданы основы теории синтеза самоконтролируемых автоматов трудами Д.А. Поспелова, В.А. Горбатова, С.Х. Колдоуэлла, В.Н. Захарова, А.Д. Закревского, В.М. Глушкова, П.П. Пархоменко, Е.В. Слабакова, Е.С. Согомоняна, В.В. и Вл.В. Сапожниковых, Н.С. Щербакова и др. Обзор работ по синтезу УА с контролем приведен в работах [3, 4]. В статье рассматриваются методы контроля управляющих автоматов (УА), основанные на применении новых равновесных кодов в виде нескольких трехразрядных групп с одной единицей в группе. Двоичный эквивалент этого кода получен за счет замены каждой трехразрядной группы двумя двоичными разрядами. Этот новый двоичный позиционный код (ДПК) обеспечивает возможность создания самоконтролируемых управляющих автоматов с простой процедурой самоконтроля. Такая процедура является принципиально новой и более эффективной, что доказано результатами программной и аппаратной реализации управляющих автоматов нового типа.

1. Анализ управляющих автоматов

Математическая модель управляющих автоматов Мура имеет вид:

$$a(t+1) = F_1(a(t), \alpha_1 \dots \alpha_q); \quad A(t+1) = F_2(a(t)),$$

где $a(t)$, $a(t+1)$ – предыдущее и последующее состояния автомата; $A(t+1)$ – исполняемая команда; F_1 – комбинационная схема переходов; F_2 – схема формирования исполнительных команд; q – количество логических условий $\alpha_1 \dots \alpha_q$.

Контроль УА основан на применении кодов Хэмминга, Бергера, kCn и др. [5–11].

В работе [12] предложено разделять управляющие автоматы по степени сложности на сверхпростые (СП), простые (ПА), средней сложности (СА), автоматы сложные (АС), высоко сложные (ВС), особо сложные (ОС) и ультрасложные (УС).

В УА Мура схема переходов F_1 при программной реализации имеет объем (V), определяемый как $V = m_p 2^{m+q}$, где m_p – реальная разрядность БИС ПЗУ равная 4 или 8; m – разрядность кода состояния $a(t)$. При аппаратной реализации F_1 число входов ПЛМ равно $n \geq (m + q)$. Для УА типа ВС объем ПЗУ значителен. Поэтому контроль схемы переходов F_1 не является простым.

Оптимизация по существующей парадигме и методологии синтеза УА дает возможность снизить сложность комбинационных схем переходов только в 1,2–1,5 раза, причем чем сложнее УА, тем меньше значение коэффициента сложности.

Поэтому требуется концептуальное изменение существующей методологии синтеза УА с целью снижения сложности управляющих автоматов.

Контроль УА Мура с применением кодов Хэмминга, Бергера и других достаточно глубоко исследован. Для реализации самоконтролируемых УА с известными контролирующими кодами необходимо использовать большое количество логических элементов [5–9].

Эффективный способ контроля, основанный на применении кода kCn с фиксированным числом (k) разрядов в (n) –разрядах всего кода, представлен в работах [12, 13]. Для сокращения числа разрядов кода состояний используется конкатенация кодов: 2C5,2C5; 2C5,3C7; 3C7,3C7. В коде с двумя единицами в пяти разрядах (2C5) разрешенными являются 10 комбинаций из 32, а в коде (3C7) только 25 из 128. Однако комбинационные схемы принадлежности кода $a(t)$ к числу разрешенных кодов весьма сложны для (3C7) [14].

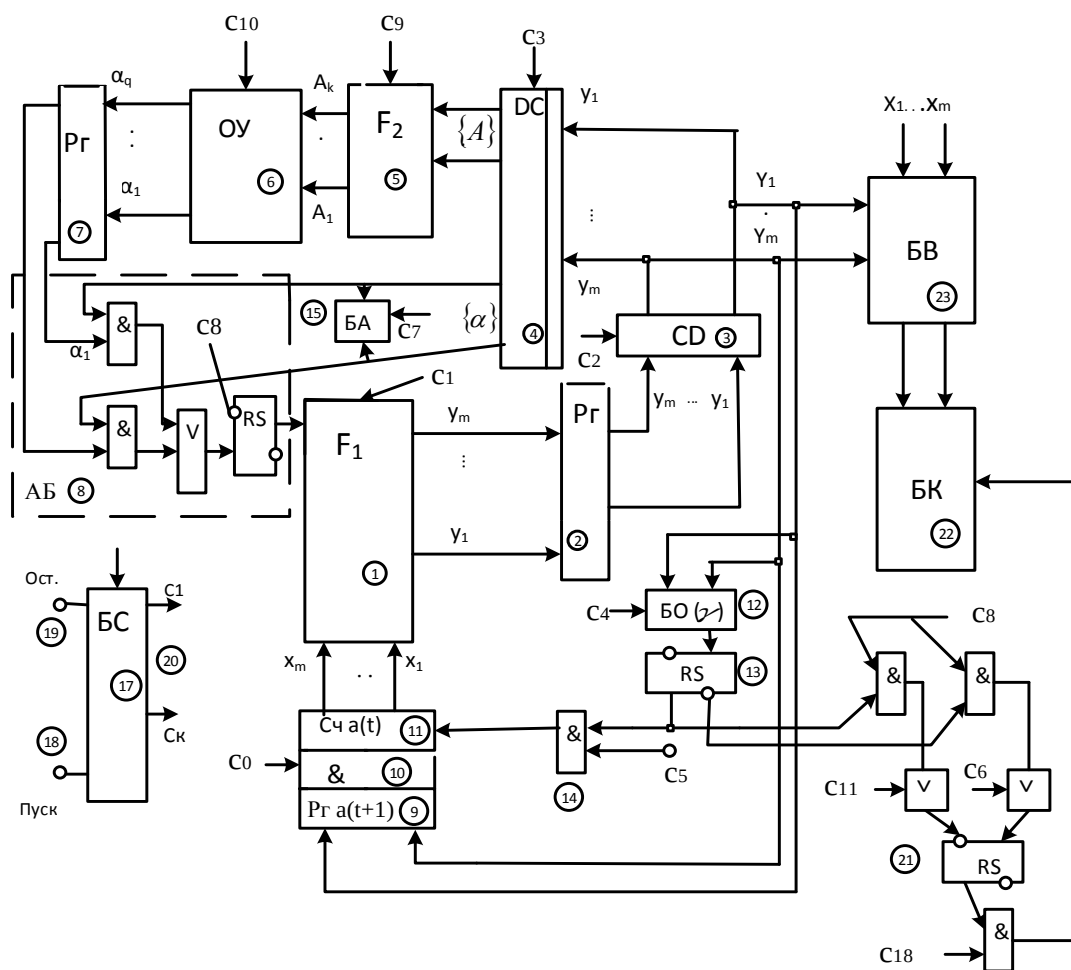


Рис. 1. Управляющий автомат Мухопата с блоками контроля 21-23

Fig. 1. Control automaton Mukhopad with control blocks 21-23

В работах [15, 16] предложена структурная организация нового управляющего автомата (рис. 1). На рис. 1 обозначено: Рг(2, 7,9) – регистры памяти; БА(15) – блок анализа для определения принадлежности выходов дешифратор $DC(4)$ к подмножеству $\{\alpha\}$; БО(12) – блок определения значения коэффициента (γ) необходимости прибавления «1» к содержимому счетчика Сч(11); ОУ(6) – объект управления; $CD(3)$ – шифратор (кодер); БК(22) – блок контроля; БВ(23) – блок восстановления предыдущего состояния; БС(17) – блок синхронизации; АБ(8) – блок адресации.

Адресация элементов «И» блока АБ(8) осуществляется подмножеством $\{\alpha\}$ выходов дешифратора $DC(4)$, причем это подмножество не пересекается с подмножеством $\{A\}$ выбора операторов действия (команд) $A_1 \dots A_k$. Такая организация УА стала возможной после перехода к принципиально другому определению состояний через начало (вход) любого оператора, т.е. как $\alpha_j \in \{\alpha\}$, так и $A_i \in \{A\}$.

На рис. 2 приведен пример ГСА с разметкой состояний по новому способу. Для нового УА объем ПЗУ (W) определяется как $W = m_p 2^{m+1}$, а количество входов в ПЛИМ снижается в $K = (m+q)/(m+1)$ раз. Граф переходов по ГСА рис. 2 представлен на рис. 3, переходы вне счетчика представлены в табл. 1.

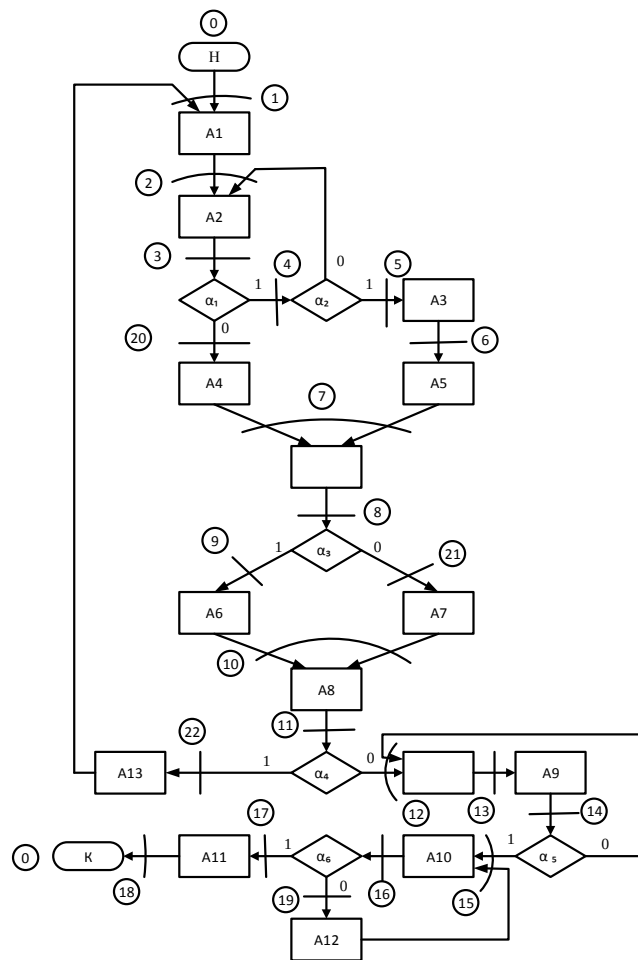


Рис. 2. Алгоритм управления с разметкой для нового управляющего автомата

Fig. 2. Control algorithm with markup for the new control automaton

Таблица 1

Переходы вне счетчика

	$a(t)$	$N(t)$	α	$a(t+1)$	$N(t+1)$		$a(t)$	$N(t)$	α	$a(t+1)$	$N(t+1)$
1	4	00100	$\overline{\alpha_2}$	2	00010	7	21	10101	–	1	00001
2	3	00011	$\overline{\alpha_1}$	19	10011	8	13	01101	$\overline{\alpha_5}$	11	01011
3	19	10011	–	7	00111	9	15	01111	$\overline{\alpha_6}$	18	10010
4	7	00111	$\overline{\alpha_3}$	20	10100	10	18	10010	–	14	01110
5	20	10100	–	9	01001	11	17	10001	–	0	00000
6	10	01010	$\overline{\beta_4}$	21	10101						

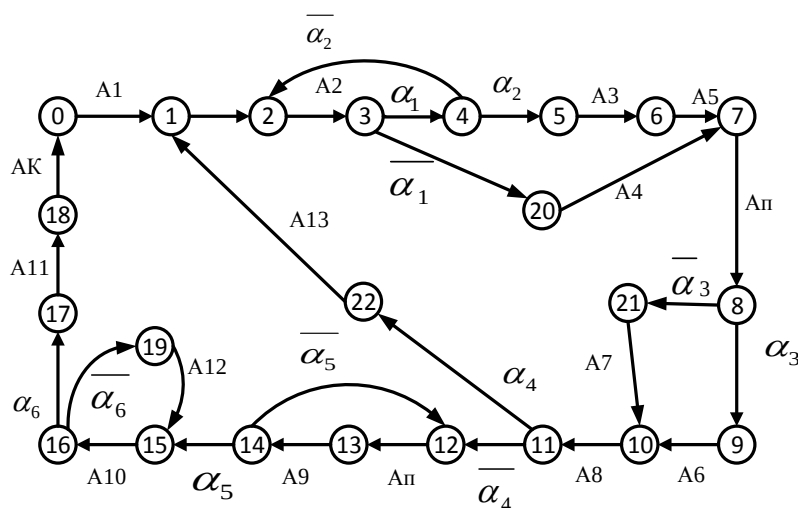


Рис. 3. Граф переходов нового управляющего автомата
Fig. 3. The transition graph of control automaton

Особенность этого варианта УА заключается в том, что только при одной комбинационной схеме $F_1(1)$ (а не при двух, как в УА Мили) этот автомат может работать как в режиме Мили, так и в режиме Мура, но с выбором одного логического условия для реализации схемы $F_1(1)$.

2. Контроль управляющих автоматов с особыми групповыми кодами

Наиболее эффективен контроль УА с равновесными кодами kCn , но схемы встроенного контроля сложны. В работе [17] был предложен особенный тип кода, также с фиксированным числом единиц, но состоящий из (p) трехразрядных групп. В каждой группе только одна единица. Этот код обозначен как pCn . В табл. 2 приведены двоичные позиционные коды (ДПК) и новые коды pCn (столбцы 1, 2) для номеров $0...7$. Двухразрядному коду ДПК «00» соответствует группа 001, коду «01» – 010, а коду «10» – 100.

Таблица 2

Двоичные непозиционные коды

№	ДПК	pCn	ДНК	ДПК
0	00.00	001.001	00.00	0
1	00.01	001.010	00.01	1
2	00.10	001.100	00.10	2
3	00.11	010.100	01.10	6
4	01.00	010.010	01.01	5
5	01.01	010.001	01.00	4
6	01.10	100.010	10.01	9
7	01.11	100.100	10.10	10
	1	2	3	4

Комбинации «11» в ДПК в коде pCn нет соответствия, но ее нельзя исключить из кода ДПК, поэтому при переходе к (pCn) осуществляется перенос «1» в более старшую группу кода pCn . В табл. 2 в столбцах 3, 4 представлен двоичный аналог кода pCn , полученный за счет обратного преобразования каждой трехразрядной группы в двоичный непозиционный код (ДНК). Этот код будет использован далее.

Контроль кода pCn производится для каждой i -й группы, $i = 1, \dots, p$. При этом определяется значение $z_i = a\bar{b}\bar{c} + \bar{a}b\bar{c} + \bar{a}\bar{b}c$. Здесь a, b, c – обозначения разрядов в группе. Если для всех групп значения $z_i = 1$, то фиксируется отсутствие ошибки. Но даже при правильных кодах каждой группы не исключена вероятность изменения значений сразу в двух или трех разрядах. После получения кода $a(t+1)$ необходимо восстановить предыдущий код $a(t)$, который обозначается как $a(t)_0$. Код $a(t)_0$ был

получен при конкретном значении признака (γ) в предыдущем периоде ($t - 1$) функционирования УА. Необходимость запоминания $\gamma(t - 1)$ определяется тем, что к одному и тому же состоянию $a(t + 1)$ возможен переход как по счетчику, так и от состояний вне счетчика (табл. 3).

Таблица 3

Двойные переходы

№	$a(t + 1)$	$a(t)$	$a(t)$	№	$a(t + 1)$	$a(t)$	$a(t)$
γ		1	0	γ		1	0
1	6	5	14	3	9	8	10
2	8	7	15	4	11	10	13

Следовательно, если использовать контрольное ПЗУ с правильными кодами восстановленного состояния $a(t)$, то адресом этого ПЗУ должна быть конкатенация значения $\gamma(t - 1)$ с кодом $a(t + 1)$. Это правильное значение $a(t)$ обозначается как $a(t)_1$. Тогда полный алгоритм контроля УА представляется в виде рис. 4 с расшифровкой операторов синхронизации $C_0 \dots C_{34}$ по табл. 4 с проверкой логических условий $\beta_1 \dots \beta_2$:

$\beta_1 = 1$ Ошибка в одной из групп; $\beta_2 = 1$ Работа по счетчику; $\beta_3 = 1$ $a(t)_0 \equiv a(t)_1$; $\beta_4 = 1$, если $\{\alpha\}$; $\beta_5 = 1$, если время T истекло; $\beta_6 = 1$, если действие A_k .

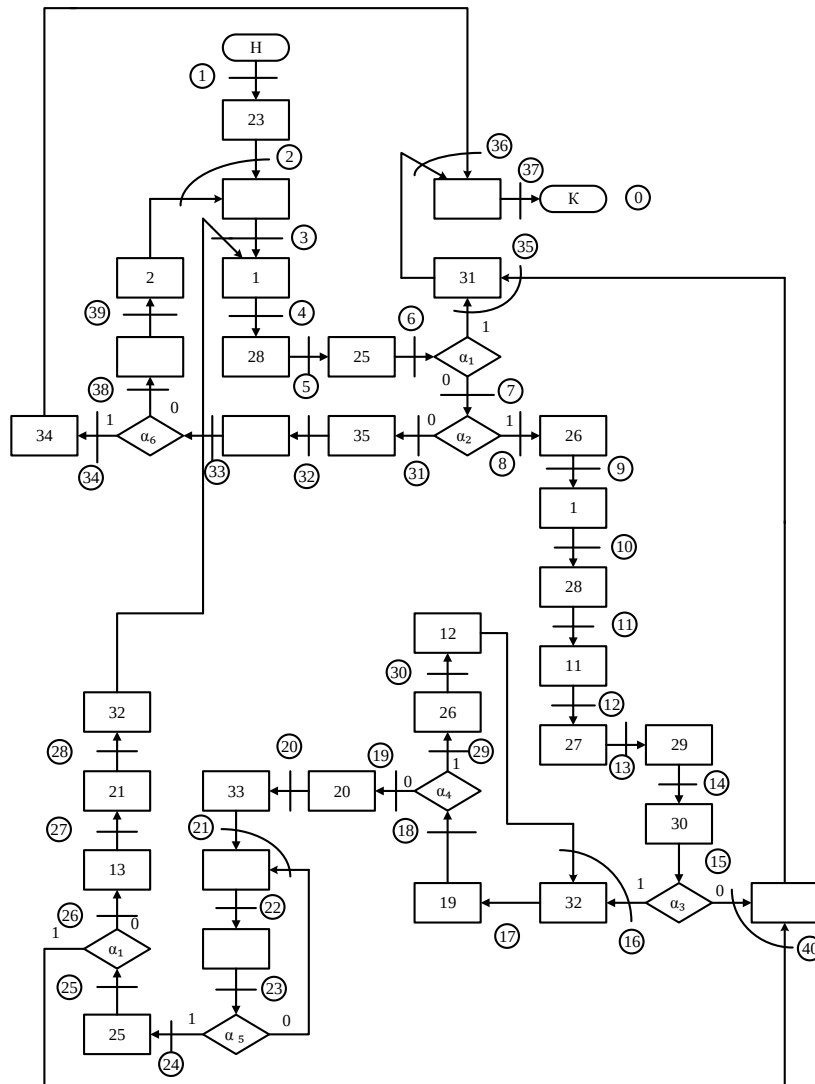


Рис. 4. Полный алгоритм контроля управляющего автомата
Fig. 4. Complete algorithm for control automaton

Операторы синхронизации

C_i	Семантика	C_i	Семантика
0	$a(t+1) \rightarrow a(t)$ Сч(11)	18	Запись $a(t)$ на Сч(11)
1	Опрос $F_1(1)$	19	Счит. DC(4) без исполн.
2	Опрос шифратора CD(3)	20	Счит. DC(4) с исп. A_i
3	Опрос DC(4)	21	Опрос схемы СВ(22)
4	Опрос БО (12) – γ	22	Вкл. УА(32)
5	Синхр. «И» (14)	23	«0» $\rightarrow$ Сч(11)
6	Уст. «0» RS (13)	24	$a(t)_0 \rightarrow \text{Pг IV}$
7	Опрос БА (15)	25	Счит. СК(30)
8	Уст «0» RS выбор α_j	26	$a(t+1) = a(i) + 1$
9	Вкл. F_2	27	$a(t+1) = a(t) - 1$
10	Перенос α_j на Pг(7) от ОУ	28	$a(t)_0 \rightarrow < \text{Pг IV} > \rightarrow \text{PгI}$
11	Запись $\gamma(t)$	29	$a(t) \rightarrow \text{PгII}$
12	Перепись $\gamma(t)$ на RS $\gamma(t-1)$	30	Счит. Сх. Ср.24
13	Счит. $\gamma(t)$	31	Ошибка
14	Счит. $\gamma(t-1)$	32	$< \text{PгIV} > \rightarrow \text{Сч}$
15	Уст. «1» RS синх. DC(4)	33	Вкл. Т
16	Уст. «0» RS синх. DC(4)	34	Оконч. программы
17	Счит. знач. RS синх. DC(4)		

Алгоритм контроля имеет два режима: Режим I соответствует $\gamma(t-1) = 1$, режим II соответствует $\gamma(t-1) = 0$.

Перед переходом в режим I или II выполняются следующие действия:

– опрашивается схема контроля СК(30), формирующая признак правильности кодов в каждой группе pCn кода состояния $a(t+1)$; сохраняется значение $\gamma(t-1)$ и $a(t)_0$.

Режим I. Находится $a(t)_1 = a(t+1) - 1$. Если $a(t)_1 \equiv a(t)_0$, то переход правильный и дается сигнал на исполнение очередного оператора действия $A_0 \dots A_k$, иначе фиксируется ошибка.

Режим II. Находится $a(t)_1$ через контрольное ПЗУ. В контрольном ПЗУ(К) количество констант равно числу состояний $a(t)$ вне счетчика, так как необходимо хранить значение $a(t)_1$ только для $\gamma(t-1) = 1$. Осуществляется переход к режиму I.

Сравнение кодов $a(t)_0$ и $a(t)_1$ реализуется схемой СхСр(24), построенной по известному принципу на двух регистрах со схемой поразрядного сложения по mod 2, выходы которой через элемент «ИЛИ» и RS-триггер формируют сигнал тождественности. В блоке БК(22) необходимо иметь конкретно реализованную схему контроля СхК на элементах алгебры логики, осуществляющую контроль для всех (p) групп с выдачей сигнала о правильности кода во всех группах. Функциональная структура схемы СхК тривиальна и поэтому не приводится.

Схема СК(30) представляет собой четырехуровневую восьмивходовую сеть с одним выходом 12 из двухразрядных схем неравнозначности (10) $z = \bar{a}\bar{b} + \bar{a}b$, разделенных схемами «И» с фиксацией промежуточных результатов на RS-триггерах (11) (рис. 5).

В блок контроля БК(22) включены схема сравнения СхСр(24) и схема контроля СхК(30). Управляющий автомат УА(32), схема сравнения СхСр(24) и схема контроля СхК(30) используются для определения наличия только одной единицы в коде после сложения по mod 2 кодов $a(t)_0$ и $a(t)_1$. В блок восстановления (рис. 6) включены вычитающий счетчик Сч(64) и контрольное ПЗУ(К)-34.

Реализация УА(32) по ГСА (см. рис. 4) осуществляется по структурной схеме [15] с новым определением состояний с переходами вне счетчика (табл. 5). По существующей классификации [6] блок УА(32) представляет собой простой управляющий автомат, так как $N = 41$, $m = 6$, $q = 6$.

Для сравнительного анализа аппаратных затрат рассмотрим наиболее простой способ контроля с кодом Бергера [9]. Для управляющего автомата (УА), построенного по граф-схеме алгоритма рис. 4, необходимо оценить затраты на устройство регистрации кодов со счетчиком числа «1», которые приблизительно равны затратам на блок восстановления рис. 6, но объем памяти V для рассматриваемого

примера с $m = 6$, $q = 6$ равен $V = m_p 2^{m+q} = 8 \times 2^{6+6} = 32$ кбит при реальной разрядности БИЗ ПЗУ (m_p) = 4 или 8. При использовании предлагаемого способа кодирования с управляющим автоматом объем памяти $W = m_p 2^{m+1} = 8 \times 2^{6+1} = 1$ кбит, т.е. выигрыш в объеме памяти в 32 раза. При реализации УА на ПЛИМ число ее входов (n) сократится в $n = (m + q)/(m + 1) = (6 + 6)/(6 + 1) = 1,7$ раза. Оба варианта (на ПЗУ и ПЛИМ) подтверждают эффективность предложенного способа кодирования. Другие коды (Хэмминга, kCn) не оцениваются, так как их средства контроля более сложны, чем для кода Бергера, следовательно, предлагаемый способ контроля будет еще более эффективным. Аналогичное заключение можно сделать и для УА с другими характеристиками m и q .

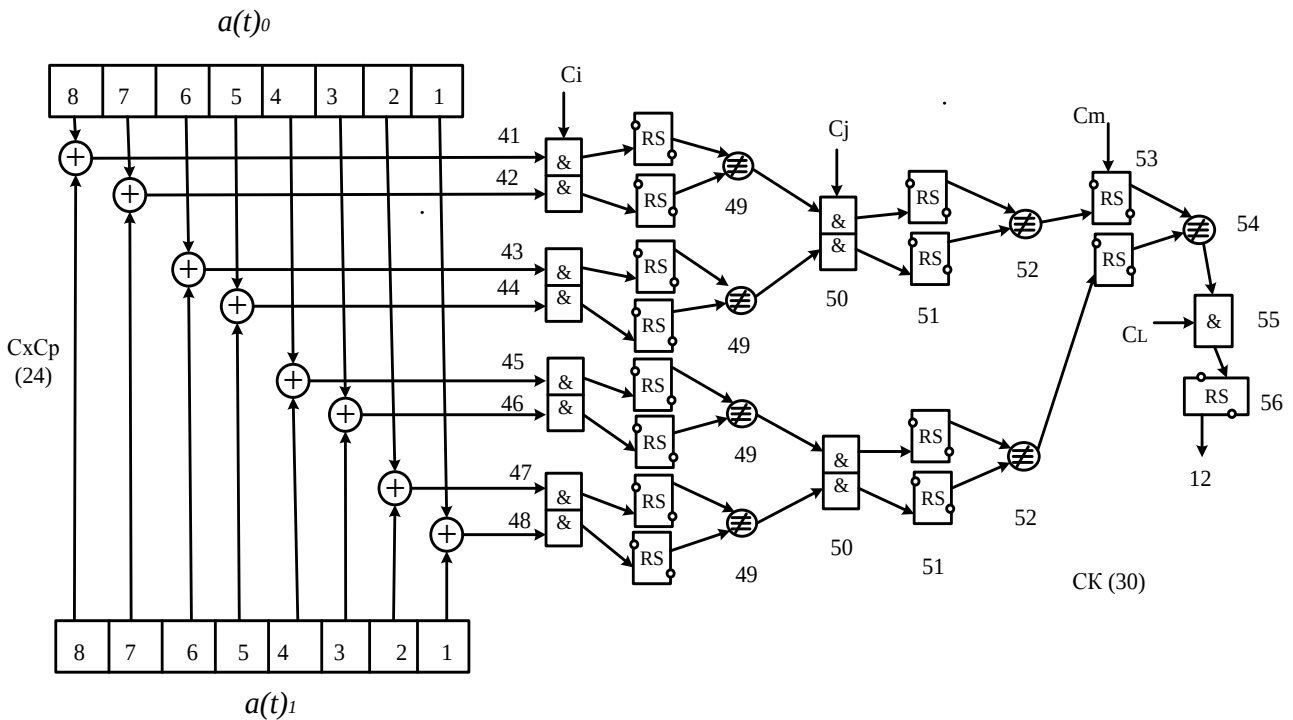


Рис. 5. Схема определения только одной «1» в логической сумме $(a(t)_0 \oplus a(t)_1)$
 Fig. 5. Scheme for determining only one «1» in the logical sum $(a(t)_0 \oplus a(t)_1)$

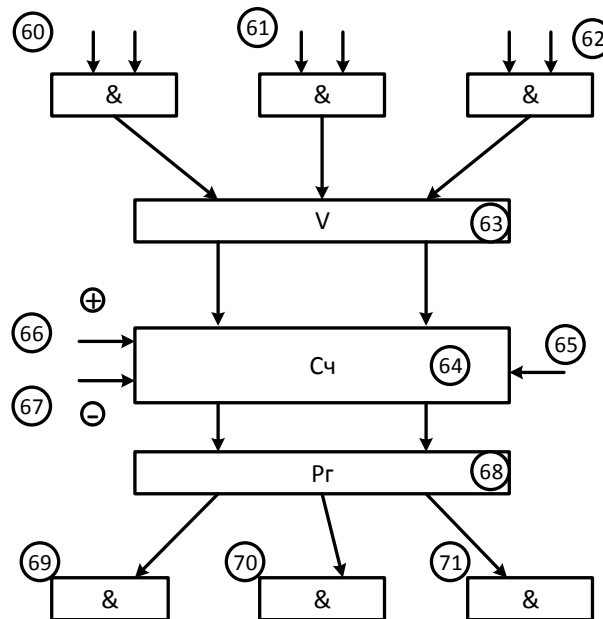


Рис. 6. Блок восстановления
 Fig. 6. Block recovery

Таблица 5

Переходы вне счетчика блока синхронизации

№	$a(t)$	α	$a(t+1)$	$N(t+1)$		№	$a(t)$	α	$a(t+1)$	$N(t+1)$	
1	7	$\overline{\alpha_2}$	31	011	111	7	39	–	2	000	010
2	15	–	40	110	000	8	15	–	37	100	101
3	40	–	33	100	001	9	18	α_4	29	011	101
4	6	$\overline{\alpha_1}$	37	100	101	10	30	–	16	010	000
5	37	–	35	100	011	11	25	α_1	15	001	111
6	33	$\overline{\alpha_6}$	33	100	110	12	28	–	3	000	011
						13	36	–	0	000	000

Примеры систем, в которых может использоваться предлагаемый метод, представлены в работах [17–20].

Заключение

Рассмотрены способы контроля управляющих автоматов со структурной организацией Мура с применением известных корректирующих кодов Хэмминга, Бергера, kSn и др. Показано, что сложность комбинационной схемы переходов самоконтролируемых автоматов связана с отсутствием адресной подсистемы. Адресная подсистема может быть введена в виде адресного блока из (q) двух-входовых элементов «И», одного элемента «ИЛИ» и RS-триггера. Такое решение позволяет создать управляющие автоматы с объемом комбинационной схемы переходов, в 2^{q-1} раз меньшей, чем объем той же схемы в УА Мура. По существующей парадигме снижение затрат на комбинационную схему переходов основано на сокращении числа состояний, декомпозиции граф-схем алгоритмов или графов переходов и последующей минимизации систем булевых функций. По известной методологии синтеза затраты на реализацию УА могут быть снижены в 1,2–1,5 раза, причем чем сложнее УА, тем ниже коэффициент снижения сложности. В автоматах нового типа с оригинальной структурной организацией целенаправленно увеличивается число состояний через разметку входов как операторов действия, так и логических условий. Объем комбинационной схемы переходов снижается в 2^{q-1} раз при программной реализации по сравнению с объемом той же схемы в УА Мура. Этот вариант реализации наиболее прост и поэтому именно такие управляющие автоматы контролируются встроенными средствами самоконтроля. Способ контроля основан на применении нового равновесного кода pSn из (p) трехразрядных групп только с одной «1» в группе без кода из всех нулей. Предлагаемый способ требует меньших затрат оборудования, чем варианты реализации средств контроля на основе известных контролирующих кодов.

ЛИТЕРАТУРА

- Новиков Д.А. Кибернетика // Проблемы управления. 2016. № 1. С. 73–81.
- Гаврилов М.А. Теория релейно-контактных схем. М. : Изд-во АН СССР, 1950. 143 с.
- Захаров В.Н., Поспелов Д.А., Хазацкий В.Е. Системы управления. М. : Энергия, 1972. 344 с.
- Соловьев В.В., Климович А. Логическое проектирование цифровых систем на основе ПЛИС. М. : Горячая линия – Телеком, 2008. 374 с.
- Сапожников В.В., Сапожников Вл.В., Ефанов Д.В. Коды Хэмминга в системах функционального контроля логических устройств. СПб. : Наука, 2018. 151 с.
- Мухопад Ю.Ф. Анализ структурных схем вычислителей по автоматным моделям // Труды междунар. конгресса IFAC : сб. Рига, 1974. Т. 5: Дискретные системы. С. 131–140.
- Баркалов А.А., Титаренко Л.А. Прикладная теория цифровых автоматов. Донецк : ДонНТУ, 2013. 320 с.
- Ульман Д.Д., Мотвани Р., Хопкрофт Д. Введение в теорию автоматов, языков и вычислений. М. : Вильямс, 2016. 528 с.
- Труды по теории синтеза и диагноза конечных автоматов и релейных устройств / под ред. В.В. Сапожникова и Вл.В. Сапожникова. СПб. : Элмор, 2009. 894 с.
- Кудрявцев В.Б., Алешин Ф.Б., Подколзин А.С. Теория автоматов / МГУ им. М. Ломоносова. М. : Юрайт, 2018. 320 с.
- Горбатов В.А. Семантическая теория проектирования автоматов. М. : Энергия, 1979. 263 с.

12. Мухопад А.Ю. Теория управляющих автоматов. Иркутск : ИрГУПС, 2018. 72 с.
13. Смолов В.Б., Чекмарев Ю.Д., Мухопад Ю.Ф. Использование системы геометрических кодов в ПЗУ // Приборостроение. 1971. Т. 14, № 6. С. 73–79.
14. Cook G., Anderson D., Metze G. Design of totally self checking Circuits for m-out-of-n Codes // IEEE Transact. 1973. V. 22, № 3. P. 255–263.
15. Патент на полезную модель № 183109. Российская Федерация, G06F 9/00, G05F 9/00. Управляющий автомат № 2018115113 / Ю.Ф. Мухопад, А.Ю. Мухопад, Д.Ц. Пунсык-Намжилов Заявл. 23.04.2018; опубл. 11.09.2018. Бюл. № 26.
16. Патент на полезную модель № 191742, G06F 9/00 Управляющий автомат с мажоритарно-резервируемой комбинационной схемой: № 2019104150 / Ю.Ф. Мухопад, А.Ю. Мухопад, Д.Ц. Пунсык-Намжилов. Заявл. 14.02.2019; опубл. 19.08.2019. Бюл. № 23.
17. Мухопад Ю.Ф. Микроэлектронные информационно-управляющие системы. Иркутск : ИрГУПС, 2004. 407 с.
18. Мухопад Ю.Ф., Мухопад А.Ю. Алгоритмические системы управления. Иркутск : ИрГУПС, 2018. 96 с.
19. Ефанов Д.В. Экспериментальные исследования кодов с суммированием единичных и одного взвешенного разрядов в системах функционального контроля // Вестник Томского государственного университета. Управление, вычислительная техника и информатика. 2018. № 43. С. 81–94.
20. Филатов Д.А., Мухопад Ю.Ф. Системы управления турбомеханизмами // Научный вестник Новосибирского электротехнического института. 2013. Вып. 2. С. 17–22.

Поступила в редакцию 18 ноября 2020 г.

Mukhopad Yu.F., Mukhopad Au.Y., Punsik-Namzhilov D.C. (2021) DYNAMIC CONTROL OF CONTROL AUTOMATA OF COMPLEX DISCRETE AUTOMATION SYSTEMS. *Vestnik Tomskogo gosudarstvennogo universiteta. Upravlenie, vychislitel'naya tekhnika i informatika* [Tomsk State University Journal of Control and Computer Science]. 55. pp. 112–121

DOI: 10.17223/19988605/55/13

Methods for controlling control automata with Moore's structural organization and the use of well-known Hamming, Berger, kCn and other correction codes are considered. According to the existing paradigm, reducing the cost of a combinational transition scheme is based on reducing the number of States, decomposing graph schemes of algorithms or transition graphs, and then minimizing Boolean function systems. In the new type of automata proposed by the authors, the number of States is purposefully increased. The address subsystem is defined by introducing an address block of (q) two - input "And" elements, one "OR" element, and an RS trigger. Control of such control automata is implemented using a new equilibrium pCn code from (p) three-digit groups with one unit in the group. In the structure of the self-controlled automaton, an encoder (encoder) is introduced for translating the pCn code into a binary positional code. The proposed method for controlling control automata with pCn codes is much simpler than methods using other known correction codes. The binary equivalent of a three-digit group code is obtained by replacing each three-digit group with two binary digits. This new binary positional code makes it possible to create self-controlled control automata with a simple self-monitoring procedure. This procedure is fundamentally new and more efficient, which is proved by the results of software and hardware implementation of a new type of control automata.

Keywords: control; control automata; state coding.

MUKHOPAD Yuri Fedorovich (Doctor of Technical Science, Professor, Honored Worker of Science of the Russian Federation, Professor of the Department «Automation of Production Processes» Irkutsk State Transport University, Honored Professor Irkutsk State Transport University, Irkutsk, Russian Federation).
E-mail: bts48@mail.ru

MUKHOPAD Aleksandr Yuryevich (Doctor of Technical Science, Associate Professor, Professor of the Department «Automation of Production Processes», Irkutsk State Transport University, Irkutsk, Russian Federation).
E-mail: jcmg@mail.ru

PUNSIK-NAMZHILOV Daba Cyrenovich (Candidate of Technical Sciences, Associate Professor, Director of LLC «Sibproekt», Tomsk, Russian Federation).
E-mail: dablfff@mail.ru

REFERENCES

1. Novikov, D.A. (2016) Kibernetika [Cybernetics]. *Problemy upravleniya*. 1. pp. 73–81.
2. Gavrilov, M.A. (1950) *Teoriya releyno-kontaknykh skhem* [Theory of relay-contact schemes]. Moscow: USSR Academy of Sciences.
3. Zakharov, V.N., Pospelov, D.A. & Khazatsky, V.E. (1972) *Sistemy upravleniya* [Control Systems]. Moscow: Energia.

4. Solovyov, V. V. & Klimovich, A. (2008) *Logicheskoe proektirovanie tsifrovyykh sistem na osnove PLIS* [Logical design of digital systems based on FPGA]. Moscow: Goryachaya liniya – Telekom.
5. Sapozhnikov, V.V., Sapozhnikov, V.I. & Efanov, D.V. (2018) *Kody Khemminga v sistemakh funktsional'nogo kontrolya logicheskikh ustroystv* [Hamming Codes in systems of functional control of logical devices]. St. Petersburg: Nauka.
6. Mukhopad, Yu.F. (1974) Analiz strukturnykh skhem vychisliteley po avtomatnym modelyam [Analysis of structural schemes of calculators based on automatic models]. *Trudy mezhdunar. kongressa IFAS*. 5. pp. 131–140.
7. Barkalov, A.A. & Titarenko, L.A. (2013) *Prikladnaya teoriya tsifrovyykh avtomatov* [Applied theory of digital automata]. Donetsk: DonNTU.
8. Ullman, G.D., Motwani, R. & Hopcroft, D. (2016) *Vvedenie v teoriyu avtomatov, yazykov i vychisleniy* [Introduction to the Theory of Automata, Languages, and Computations]. Translated from English. Moscow: Vil'yams.
9. Sapozhnikov, V.V. & Sapozhnikov, V.I. (eds) (2009) *Trudy po teorii sinteza i diagnoza konechnykh avtomatov i releynykh ustroystv* [Proceedings on the theory of synthesis and diagnosis of finite automata and relay devices]. St. Petersburg: Elmor.
10. Kudryavtsev, V.B., Aleshin, F.B. & Podkolzin, A.S. (2018) *Teoriya avtomatov* [Theory of Automata]. Moscow: Yurayt.
11. Gorbato, V.A. (1979) *Semanticheskaya teoriya proektirovaniya avtomatov* [Semantic Theory of Automata Design]. Moscow: Energiya.
12. Mukhopad, A.Yu. (2018) *Teoriya upravlyayushchikh avtomatov* [Theory of Control Automata]. Irkutsk: Irkutsk State Transport University.
13. Smolov, V.B., Chekmarev, Yu.D. & Mukhopad, Yu.F. (1971) Using the system of geometric codes in ROM. *Priborostroenie*. 14(6). pp. 73–79.
14. Cook, G., Anderson, D. & Metze, G. (1973) Design of totally self-checking check circuits for m-out-of-n codes. *IEEE Transactions*. 22(3). pp. 255–263. DOI: 10.1109/T-C.1973.223705
15. Russian Federation. (2018) *The patent for useful model no. 183109. G06F 9/00, G05F 9/00. Control automaton No. 2018115113. Yu. F. Mukhopad, A.Yu. Mukhopad, D. C.-Punsik-Namzhilov Appl. 23.04.2018; publ. 11.09.2018. Bull. No. 26.*
16. Russian Federation. (2018) *The patent for useful model no 191742. G06F 9/00 Control automaton with the majority-redundant combinational circuit: no. 2019104150. Yu.F Mukhopad, A.Yu. Mukhopad, D. C. Puncik -Namzhilov. - Declared on 14.02.2019; published on 19.08.2019. Bull. no. 23.*
17. Mukhopad, Yu.F. (2004) *Mikroelektronnye informatsionno-upravlyayushchie sistemy* [Microelectronic information and control systems]. Irkutsk: Irkutsk State Transport University.
18. Mukhopad, Yu.F. & Mukhopad, A.Yu. (2018) *Algoritmicheskie sistemy upravleniya* [Algorithmic Control Systems]. Irkutsk: Irkutsk State Transport University.
19. Efanov, D.V. (2018) Experimental studies of one-bit and one weighted bit sum codes within concurrent error detection systems. *Vestnik Tomskogo gosudarstvennogo universiteta. Upravleniye, vychislitel'naya tekhnika i informatika –Tomsk State University Journal of Control and Computer Science*. 43. p. 81–94. DOI: 10.17223/19988605/43/10
20. Filatov, D.A. & Mukhopad, Yu.F. (2013) *Sistemy upravleniya turbomekhanizmami* [Turbomechanism control Systems]. *Nauchnyy vestnik Novosibirskogo elektrotekh-nicheskogo instituta*. 2. pp. 17–22.