

СТРУКТУРНЫЕ МЕТОДЫ ПОВЫШЕНИЯ НАДЕЖНОСТИ АВТОМАТОВ
УПРАВЛЕНИЯ

Дается краткий ретроспективный анализ методов синтеза автоматов управления для систем реального времени. Приводится новая методика синтеза, позволяющая получать оригинальные структурные схемы сложных и самоконтролируемых автоматов.

Ключевые слова: автоматы, контроль, кодирование, диагностика, резервирование, синтез автоматов.

Для организации управляющих подсистем в системах реального времени (СРВ) наибольшее применение нашли автоматы Мура, функционирование которых задается уравнениями (1)

$$a(t+1) = F_1(a(t), \alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_q); A(t) = F_2(a(t)), \quad (1)$$

где $a(t)$ и $a(t+1)$ – настоящее (t) и последующее ($t+1$) состояние автомата; F_1 и F_2 – системы булевых функций; $A(t)$ – выходные команды МПА; $\alpha_j \in \{\alpha\}$ – входные логические переменные (условия). Одновременное использование конкатенации $\{\alpha\}a(t)$ для определения $a(t+1)$ приводит к необходимости применения комбинационных схем большого объема. Существующие теории минимизации МПА рассчитаны на БИС малой и средней интеграции и малоэффективны при синтезе сложных МПА с ориентацией на СБИС: ПЛМ, ПЛИС и микроконтроллеры.

Наиболее сложной является схема F_1 , реализуемая для простых автоматов как комбинационная схема на элементах логики, ПЗУ или ПЛМ, а для сложных автоматов – на ПЛМ или ПЛИС. Схема F_1 , реализуемая через ПЗУ, имеет объем $V = m2^{m+q}$ бит, где m – разрядность кода $a(t)$, q – число логических условий. В работе [1] предложено классифицировать автоматы по четырем группам по сумме общего числа переменных ($m+q$) схемы F_1 : сверхпростые ($m=3, q \leq 5$), простые ($m=4, q \leq 8$), средней сложности ($m=5, q \leq 12$) и сложные ($m=6, q \geq 16$).

Простые и сверхпростые автоматы используются для управления аналого-цифровыми и цифровыми таблично-алгоритмическими преобразователями информации как составными частями СРВ. Для управления самими СРВ используются средней сложности и сложные

автоматы в зависимости от количества блоков в них и специфики алгоритма управления. При реализации схемы F_1 на ПЛМ необходимо реализовать систему булевых функций F_1 от $m+q$ переменных.

Сложность реализации F_1 на ПЛМ объясняется тем, что число возможных комбинаций $K=2^{m+q}$ на входе схемы F_1 для простых автоматов составляет 4096, для средних – 128 тыс. и сложных – более 4 млн. Поэтому для сложных и средней сложности автоматов непосредственное «вложение» системы булевых функций $R_1R_2 \dots R_m$ в ПЛМ не осуществляется, а ставится задача реализации уравнения $a(t+1) = F_1(a(t), \alpha_1 \dots \alpha_q)$ несколькими комбинационными схемами с меньшим, чем $m+q$, числом переменных в каждой.

Вопросам проектирования информационно-управляющих систем и, в том числе МПА, посвящены работы В.М. Глушкова, М.А. Гаврилова, А.Д. Закревского, В.Г. Лазарева, И.В. Прангишвили, В.Б. Смолова, В.В. Соловьева, В.В. и Вл.В. Сапожниковых, М.А. Баранова, Ю.Ф. Мухопада, а также Е. McCluskey, Е.Ф. Moore, С.Н. Mealy, С.Н. Liu, J. Hartmaniz и др.

Для сложных СРВ необходимо применять МПА с мегабитными ПЗУ, ПЛМ или ПЛИС большого объема. Широкая номенклатура БИС, ПЛМ, ПЛИС и микроконтроллеров приводит к тому, что выбор «оптимального» набора БИС для реализации МПА с минимальной сложностью, энергопотреблением и максимальной надежностью является наукоемкой задачей. J. Hartanis, А.Д. Закревский, М.А. Баранов, Е.И. Пупырев (1990 г.) и др. предлагают два пути снижения сложности F_1 :

– минимизация булевых функций R_i (дает эффект снижения затрат ~ 20% для простых автоматов и ~ 10% для автоматов средней сложности),

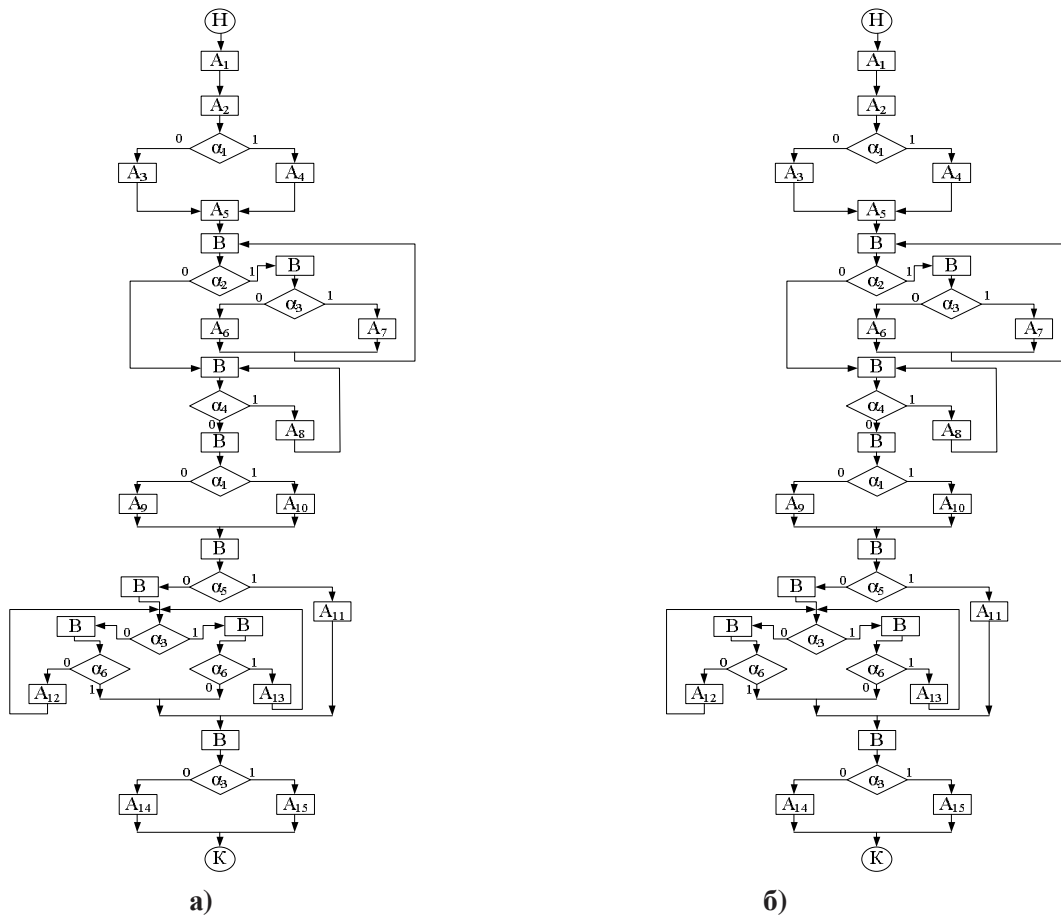


Рис. 1. Граф-схема алгоритма сложения чисел с плавающей запятой.

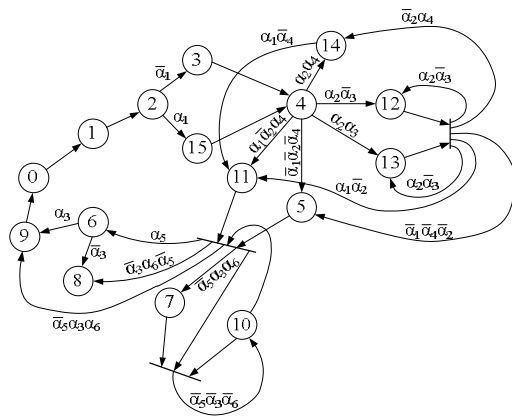


Рис. 2. Граф автомата Мура.

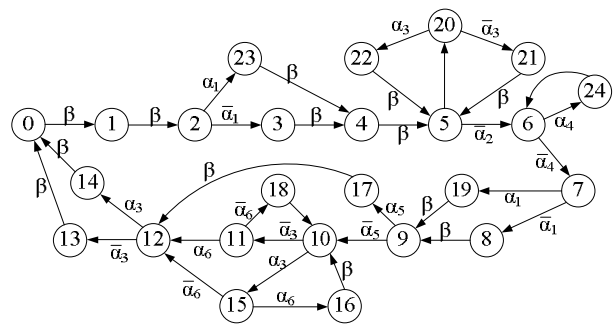


Рис. 3. Граф нового автомата.

– переход к параллельно-последовательной декомпозиции через оптимизацию на графах (поиск эквивалентных подграфов, раскраски графов и др.), которые приводят к задаче полного перебора вариантов. Для сложных автоматов эта задача практически неразрешима без специальных эвристических правил, основанных на глубоком изучении специфики конкретных графов. Тем не менее, эффект

даже для средних автоматов не превосходит 30 %.

Для СРВ, работающих в экстремальных условиях в составе особо ответственных систем или в пожаро- и взрывоопасных технологиях, недопустима выдача неправильной команды. Поэтому в МПА встраиваются системы динамического контроля, обеспечивающие фиксацию ошибки переходов $a(t) \rightarrow a(t+1)$

в процессе функционирования, а не при предстартовой тестовой проверке.

Вопросам контроля МПА посвящены работы В.Н. Балакина, В.В. Барашенкова, А.П. Горяшко, А.Е. Коваленко, Л.В. Дербунович, В.В. Сапожникова, С.А. Никищенкова, В.Г. Тоценко, Н.С. Щербакова, Ю.Ф. Мухопода, а также Д. Андерсон, Ш. Граф, М. Гессель, Р. Кук, Г. Метце и др.

Для динамического контроля правильности переходов используются коды Хемминга, коды с заданным расстоянием по Хеммингу, коды с дополнительным словом числа единиц в коде $a(t)$, коды с фиксированным числом единиц и др.

Нерешенными остаются следующие задачи:

- снижение сложности комбинационных схем МПА для СРВ;
- повышение эффективности методов динамического контроля МПА для СРВ.

В работах [3, 4] предложена новая методика синтеза МПА, существо которой сводится к преобразованию заданной граф-схемы алгоритма (ГСА) (рис. 1а) по следующим правилам.

1. Если в ГСА имеются непосредственные связи типа $\tilde{\alpha}_j \rightarrow \alpha_i$ ($i \neq j$), то между ними ставится пустой оператор, т. е. такой, которому не соответствует выдача команды управления операционным устройством (рис. 1б).

2. Пустой оператор ставится также перед любым оператором α_j , если к нему идет передача управления от нескольких других операторов.

Для синтеза МПА семантика A_i и α_j несущественна, если ГСА составлена правильно.

Переход от модифицированной ГСА к графу осуществляется по известной методике. После применения пунктов 1, 2 в получившемся графе не будет переходов $a(t) \rightarrow a(t+1)$, учитывающих значения нескольких логических условий, а останутся переходы по β или по α_j , или $\bar{\alpha}_j$ ($j=1, 2, \dots, q$). Здесь β – безусловный переход. На рис. 2 и 3 представлены графы переходов для исходной и модифицированной ГСА.

Как видно из анализа графов, после модификации на любом переходе $a(t) \rightarrow a(t+1)$ можно определить номер логического условия α_j или значение $\beta = 1$, соответствующего состоянию $a(t)$.

В этом случае аналитическая запись работы модифицированного автомата будет иметь вид (2):

$$a(t+1) = F_1^h(a(t), \beta, \alpha_j); A(t) = F_2(a(t)); J = F_3(a(t)) \quad (2)$$

Здесь J – номер соответствующего условия α_j при состоянии $a(t)$, F_1^h – новая система булевых функций, зависящая от кода $a(t)$ и логических значений всего одной переменной α и безусловного перехода β . После определения номера J в виде кода $\{Z\}$ выбор нужного значения α_j может быть осуществлен типовым мультиплексором по адресу $\{Z\}$.

Введение M пустых операторов приводит к увеличению числа состояний в графе переходов, но величина m не меняется, если $N+M \leq 2^m$ и увеличивается на «1», если условие не выполняется. N – число состояний автомата Мура. Пустому оператору соответствует пропуск такта, поэтому снижается быстродействие МПА в h раз. Здесь $h = (N_1 + M_1) / N_1$, где M_1, N_1 – количество пустых и действующих операторов A_i на выделенном пути ГСА с наибольшим значением $(N_1 + M_1)$. В реальных задачах $h \leq 1,25$. МПА с пустыми операторами можно сконструировать и без потери быстродействия, если при наличии пустого оператора осуществлять пропуск такта, равного периоду следования сигналов синхронизации.

Структурная схема МПА для реализации уравнения (2) оригинальна (рис. 4а). Объем памяти для нового МПА равен $V_n = m2^{m+1}$.

На рис. 4б структура МПА представлена с памятью состояний с использованием счетчика со входом (+1) и без схемы формирования команд A_j , т. е. для варианта с неповторяющимися командами управления в ГСА.

Функциональная подсистема нового автомата со схемой F_2 остается такой же, как и в автомате Мура.

МПА, представленный на рис. 4, может быть реализован без схемы F_3 , если выполнить третье правило.

3. Перенумеруем все $\alpha_j \in \{\alpha\}$ так, что каждому $a(t)$ будет соответствовать α_j , номер которого совпадает с номером состояния $a(t)$, если ему не соответствует $\beta = 1$. В этом случае мультиплексор следует проектировать как специальное устройство или произвести подачу $\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_q$ на соответствующие входы мультиплексора. В соответствии с графом переходов (рис. 3) переменная α_1 должна быть подана на 2-й и 7-й информационные входы мультиплексора, переменная α_2 – на 5-й и 10-й, α_3 – на 14-й и 20-й входы, ..., α_6 – на 11-й и 15-й входы. Если некоторому $a(t)$ соответствует $\beta = 1$, то выбирается $\alpha_0 = 0$.

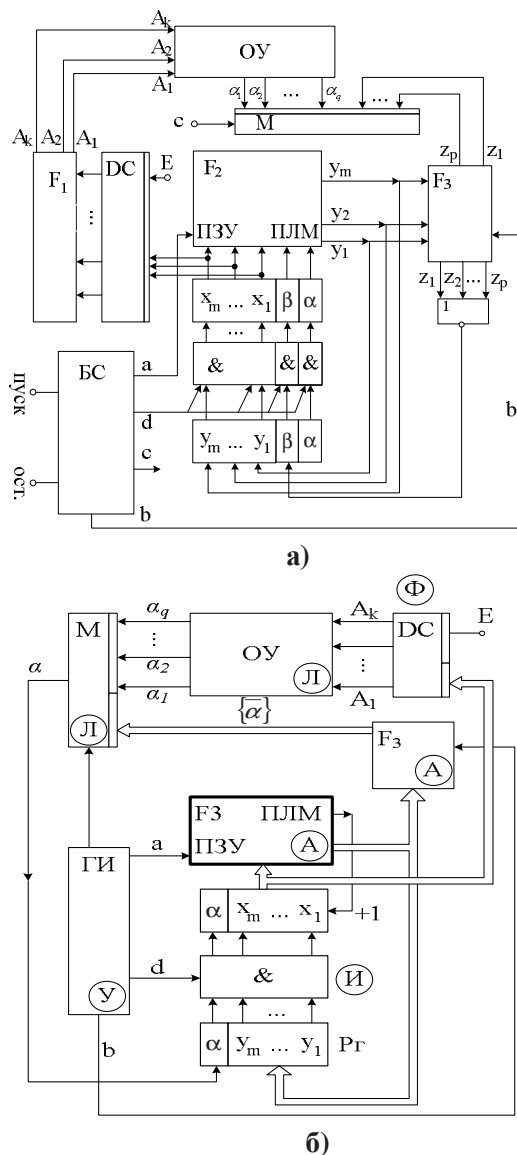


Рис. 4. Структурная схема нового автомата: БС – блок синхронизации; DC – дешифратор; M – мультиплексор; ОУ – объект управления (операционное устройство); F_3 – комбинационная схема определения адреса $\{Z\}$ переменной $\alpha_j \in \{\alpha\}$.

Затраты элементов на схему F_3 и мультиплексор не превосходят затрат на F_1^n . Эффективность методики, без учета F_3 и мультиплексора, оценивается отношением $L=V/V_n$. Оценка снижения объема ПЗУ приведена для простых, средних и сложных автоматов:

$$m=4 \quad q=8 \quad L=128; \quad m=5 \quad q=12 \quad L=2048; \\ m=6 \quad q=16 \quad L=32768$$

Преимущества данного варианта реализации нового автомата заключаются не только в том, что убирается схема F_3 , а выходы y_1, y_2, \dots, y_m подаются непосредственно на адресные входы мультиплексора, но также и в том, что

нет необходимости формирования для несуществующей схемы F_3 импульса синхронизации для схемы F_1 МПА.

Снижение сложности МПА при реализации А-подсистемы на ПЗУ, ПЛИМ или ПЛИС столь существенно (в 2^{q-1} раз), что приводит к значительному повышению надежности МПА за счет использования БИС с меньшей степенью интеграции, а также к снижению энергозатрат.

Для БИС ПЗУ энергопотребление составляет 0,4 мВт/вентиль. Если один бит реализуется одним вентиляем, то для сложных МПА энергопотребление снижается с 2,4 Вт до 0,3 мВт; устраняется эффект термоперегрева БИС, следовательно, повышается надежность МПА.

В известных структурах МПА все логические условия $\{\alpha\}$ в А-подсистему подавались одновременно. За счет большого числа переменных $(m+q)$ малоэффективны процедуры минимизации булевых функций. Для нового метода синтеза число переменных равно $(m+1)$, и даже для сложных автоматов величина $(m+1)$ не превосходит 8 при любом числе логических условий. Процедура минимизации булевых функций при числе переменных ≤ 8 становится эффективной и определяет реализуемость МПА на ПЛИМ самой меньшей степени интеграции.

Новый автомат, соответствующий уравнениям (2) по принципу формирования выходных команд, по-прежнему соответствует классу автоматов Мура, однако обе модификации структурной организации нового автомата столь существенны, что можно рассматривать их как самостоятельный новый подкласс автоматов в отличие от известных вариантов структурной реализации автоматов Мура, Мили и Мили-Мура (В.В. Соловьев).

Для СРВ, управляющих относительно медленными технологическими процессами, нет необходимости применения МПА с аппаратной реализацией. Однако при параллельной подаче q логических условий программы, реализующие МПА, сложны, т. к. необходимо выполнять многоитерационные процедуры на 32-разрядных микроконтроллерах. В известных методах моделирования требуется большое количество обращений к памяти, сравнений многоразрядных кодов при вычислении каждого разряда $a(t+1)$, что приводит к низкому быстродействию.

В работах [1, 6] предложена методика моделирования МПА с новой структурной орга-

низацией на 8-разрядных микроконтроллерах, основанная на методе прямого считывания кода $a(t+1)$ по коду $\bar{a}a(t)$. Такой способ эффективен для новой структуры МПА и обеспечивает высокое быстродействие модели МПА, несмотря на использование программного метода преобразования информации в микроконтроллерах. Более того, этот метод моделирования дает возможность применения упрощенных (логических) микроконтроллеров для программной реализации сложных МПА как с отдельно выделенным, так и с программно реализуемым мультиплексором.

Новая методика синтеза МПА [1, 3] позволяет по-другому решать вопросы встроенного контроля МПА. Для контроля одиночных ошибок эффективны коды с фиксированным числом единиц, названные mCn (m произвольно расположенных единиц в n -разрядном коде). МПА с кодом mCn исследованы В.В. и Вл.В. Сапожниковыми. Код mCn требует создания весьма сложных схем контроля для $n > 4$. При той же контролеспособности более прост в реализации модифицированный геометрический код (МГК). При использовании МГК исходный двоичный позиционный код (ДПК) преобразуется в код из трехразрядных групп с одной «1» – 001, 010, 100. Как mCn , так и МГК увеличивают разрядность $a(t)$ в 2-2,5 раза по сравнению с ДПК. В работе [2] код МГК перед подачей на вход F_1 по обратной связи преобразуется в двоичный непозиционный код с разрядностью $(m+1)$. Тем самым объем ПЗУ для F_1 снижен в 2 раза. Совместно с новой методикой синтеза в работе [1] предложено использование на выходе F_1^H кода МГК, а на входе F_1^H конкатенации α и двоичного непозиционного кода состояний МДК (табл. 1). В таблице символом m обозначена также разрядность ДПК и МДК.

Таблица 1

| № | ДПК | mCn | МГК | | МДК | |
|----|-----|-------|-------|-----|---------|----|
| | m | $2C5$ | $3C6$ | | $m + 1$ | |
| 0. | 000 | 00011 | 001 | 001 | 00 | 00 |
| 1. | 001 | 00101 | 001 | 010 | 00 | 01 |
| 2. | 010 | 01001 | 010 | 100 | 01 | 10 |
| 3. | 011 | 10001 | 010 | 010 | 01 | 01 |
| 4. | 100 | 10010 | 010 | 001 | 01 | 00 |
| 5. | 101 | 10100 | 100 | 001 | 10 | 00 |
| 6. | 110 | 11000 | 100 | 010 | 10 | 01 |
| 7. | 111 | 01010 | 100 | 100 | 10 | 10 |

Переход от МГК к модифицированному двоичному непозиционному коду (МДК) осуществляется по правилу 001-00, 010-01, 100-10. Тогда в МДК в каждом двух разрядах не должна встречаться комбинация 11. Структура самоконтролируемого МПА с кодами МГК и МДК оригинальна, а схема контроля правильности кода $a(t)$ тривиальна, т. к. сводится к установке элементов «И» на каждые два разряда кода $\{x\}$. При контроле МПА с кодом МДК разрядность кода $a(t)$ увеличивается на 1 по сравнению с ДПК (табл. 1). Схема контроля с МГК и МДК позволяет обнаруживать двукратные и большей кратности ошибки, если они возникают в разных группах МГК. Однако двойные ошибки в одной группе из трех разрядов не обнаруживаются.

В работе [5] предложены методы контроля МПА при многократных ошибках, основанные на преобразовании МГК в код Грея в счетчике информационной подсистемы, а также на сравнении по частям тех переходов $a(t) \rightarrow a(t+1)$, которые определяются логическими условиями вне счетчика.

Модификация известного метода резервирования схемы F_1 реализована за счет использования двух идентичных схем F_1 и одной \bar{F}_1 , осуществляющей обратное преобразование $a(t) = \bar{F}_1(a_j a(t+1))$. В этом случае схема принятия решения выполняет следующий алгоритм контроля:

1 – если проверка на МГК дает отрицательный результат как для F_1 (1), так и для F_1 (2), и выходные коды двух схем совпадают, то формируется сигнал «МПА исправен», иначе п. 2;

2 – по \bar{F}_1 восстанавливается $a(t)$ от первого блока F_1 и сравнивается с тем, который хранится в И-подсистеме. Если $a(t)^H \equiv a(t)^B$, то разрешается выдача A_i . Иначе п. 4. Здесь индекс «и» обозначает $a(t)$ в И-системе, а индекс «в» – восстановленное значение $a(t)$;

3 – осуществляется п. 2 со вторым резервным блоком F_1 , иначе п. 4;

4 – блокируется выдача команд A_i и формируется сигнал «Автомат неисправен».

Схема МПА с резервированием приведена на рис. 5.

Предложенная методика синтеза МПА нашла применение при проектировании аппаратной реализации устройств криптографической защиты информации для СРВ [7].

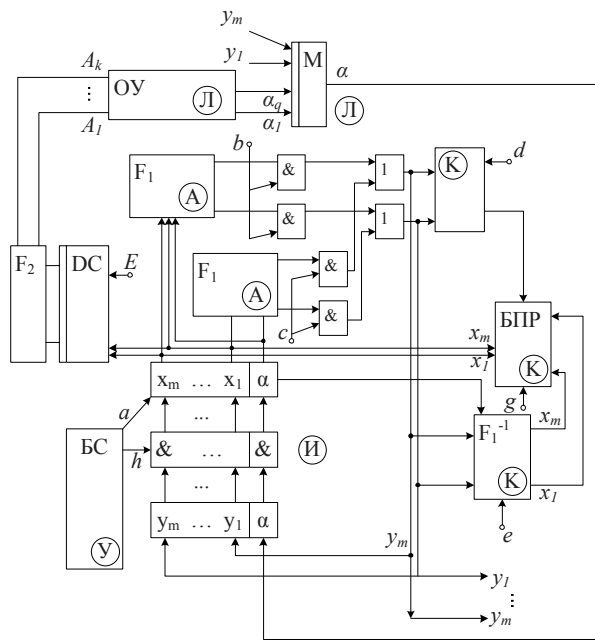


Рис. 5. Структурная схема МПА с резервированием по новой методике.

Новая структурная организация МПА дает возможность использования элементной базы с другими физическими принципами представления информации. В частности, для пневмоавтоматики и струйной техники, хотя и появилась возможность построения аналога ПЛИМ за счет объемно-распределенной логики (Ю.Ф. Мухопад, А.З. Комков), тем не менее, степень интеграции матричных структур невелика. Для нового принципа организации МПА достигнутый уровень интеграции достаточен, что позволяет поставить задачу синтеза СРВ на элементах пневмоавтоматики и струйной техники, устойчивых даже к повы-

шенному радиационному фону и другим неблагоприятным воздействиям.

Новая структурная организация МПА позволяет упростить функциональные схемы СРВ и реализацию МПА на микроконтроллерах. При использовании серийных БИС можно реализовать МПА на ПЛИМ меньшей интеграции, что позволяет уменьшить энергопотребление и повысить надежность.

Литература

1. Мухопад А.Ю. Структурный синтез автоматов управления системами обработки информации реального времени: автореф. дис. ...канд. техн. наук. Братск, 2009. 19 с.
2. Самоконтролируемый автомат управления: пат. Рос. Федерация. № 63588; заявл. 11.12.2006; опубл. 27.05.2007, Бюл. № 15. 4 с
3. Микропрограммный автомат: пат. Рос. Федерация. № 82888; заявл. 15.12.2008; опубл. 10.05.2009, Бюл. № 13.4 с.
4. Мухопад А.Ю., Мухопад Ю.Ф. Микроэлектронные системы управления: Братск: Изд-во БрГУ, 2009. 286 с.
5. Мухопад А.Ю. Метод динамического контроля автоматов управления // Информационные системы контроля и управления в промышленности и на транспорте: сб. ст. Иркутск, 2010. Вып.17. С.139-142.
6. Алгоритм моделирования автомата в системе управления операционным устройством /Мухопад А.Ю., Мухопад Ю.Ф., Полетаев А.Ф. Св. ГР № 15737 ИНИМ РАО; зарег. в Реестре программ 11.05.2010.
7. Мухопад А.Ю., Мухопад Ю.Ф., Антошкин Б.Н. Устройство криптографической защиты информации. Патенты РФ на полезную модель № 82974, 82889, 82890, БИ № 13, 2009