

*Донецкий национальный
технический университет*

*Таганрогский технологический институт
Южного федерального университета*



ПРОГРАММА

Восьмого международного
научно-практического семинара

**ПРАКТИКА И ПЕРСПЕКТИВЫ
РАЗВИТИЯ ПАРТНЕРСТВА
В СФЕРЕ ВЫСШЕЙ ШКОЛЫ**

*17 - 20 апреля 2007 года
в городе Донецке*



№ 7
апрель
2007 г.



**ДОНЕЦКИЙ
НАЦИОНАЛЬНЫЙ
ТЕХНИЧЕСКИЙ
УНИВЕРСИТЕТ**



**ТАГАНРОГСКИЙ
ТЕХНОЛОГИЧЕСКИЙ
ИНСТИТУТ
ЮЖНОГО
ФЕДЕРАЛЬНОГО
УНИВЕРСИТЕТА**

**И
З
В
Е
С
Т
И
Я**

МАТЕРИАЛЫ

**ВОСЬМОГО МЕЖДУНАРОДНОГО
НАУЧНО-ПРАКТИЧЕСКОГО
СЕМИНАРА**

**«ПРАКТИКА И
ПЕРСПЕКТИВЫ
РАЗВИТИЯ ПАРТНЕРСТВА
В СФЕРЕ ВЫСШЕЙ ШКОЛЫ»**

Донецк - Таганрог

*Донецкий национальный
технический университет*

*Таганрогский технологический институт
Южного федерального университета*



МАТЕРИАЛЫ

Восьмого международного
научно-практического семинара

«ПРАКТИКА И ПЕРСПЕКТИВЫ
РАЗВИТИЯ ПАРТНЕРСТВА
В СФЕРЕ ВЫСШЕЙ ШКОЛЫ»

ТОМ 3

*17 – 30 апреля 2007 года
в городе Донецке*



«Практика и перспективы развития партнерства в сфере высшей школы»: Материалы восьмого научно-практического семинара. Г. Донецк, 17-20 апреля 2007 г. В 3-х томах. Том 3- Донецк, ДонНТУ, 2007 – 374с.

Доклады ученых и специалистов России и Украины по вопросам повышения эффективности научно-методической работы в сфере высшей школы.

Для ученых, преподавателей, аспирантов, магистрантов и студентов высших учебных заведений.

Доповіді вчених і фахівців Росії і України по питанням підвищення ефективності науково-методичної роботи у сфері вищої школи.

Для учених, викладачів, аспірантів, магістрантів і студентів вищих навчальних закладів.

Редакционная коллегия:

д.т.н., проф. **Минаев А.А.**; д.т.н., проф. **Захаревич В.Г.**; д.т.н., проф. **Башков Е.А.**; д.т.н., проф. **Обуховец В.А.**; к.т.н., проф. **Калякин А.И.**; к.т.н., проф. **Троянский А.А.**; к.э.н., проф. **Навка И.П.**; д.т.н., проф. **Курейчик В.М.**; д.т.н., проф. **Бутенко В.И.**; д.т.н., проф. **Стефаненко П.В.**; к.т.н., проф. **Хорхордин А.В.**; д.т.н., проф. **Михайлов А.Н.**; д.т.н., проф. **Зори А.А.**; к.п.н., проф. **Левченко Г.Г.**

Рекомендовано к публикации ученым советом Донецкого национального технического университета. Протокол № 2 от 23 марта 2007 года.

СОДЕРЖАНИЕ

Секция №3 Компьютерное моделирование, компьютерная техника, техническая кибернетика и системы управления

Р. З. Амиров

ПОВЫШЕНИЕ ТОЧНОСТИ ИЗМЕРЕНИЯ ТЕМПЕРАТУРЫ ПРИ УЧЕТЕ ТЕПЛОВОЙ ЭНЕРГИИ.....	9
А. А. Баркалов, С.А. Ковалев, Р.В. Мальчева, А.А. Красичков	
ОПТИМИЗАЦИЯ ЕМКОСТИ УПРАВЛЯЮЩЕЙ ПАМЯТИ КОМПОЗИЦИОННОГО УСТРОЙСТВА УПРАВЛЕНИЯ С ПРЕОБРАЗОВАНИЕМ КОДОВ ОПЕРАТОРНЫХ ЛИНЕЙНЫХ ЦЕПЕЙ... ..	14
А. А. Баркалов, С. А. Ковалев, С. А. Цололо	
ОПТИМИЗАЦИЯ СХЕМЫ МПА МУРА НА CPLD.....	26
А.С. Бондарь, Д.В. Фесенко, М.В. Михайлов, В.В. Паслен	
ОЦЕНКА БЫСТРОДЕЙСТВИЯ АЛГОРИТМОВ ПОСТРОЕНИЯ ОРТОГОНАЛЬНЫХ БАЗИСНЫХ ФУНКЦИЙ.....	36
Д. Б. Борзов, Н. В. Ермолаева	
УСТРОЙСТВО ОЦЕНКИ КАЧЕСТВА РАЗМЕЩЕНИЯ В МАТРИЧНЫХ ПАРАЛЛЕЛЬНЫХ СИСТЕМАХ.....	42
О.О. Борисов	
АДАПТИВНЕ УПРАВЛІННЯ БЕЗПЕРЕРВНИМ СТАНОМ ХОЛОДНОЇ ПРОКАТКИ.....	46
А. А. Борисов, Я. М. Верховский, С. С. Батыр	
УПРАВЛЕНИЕ КЛЕТЬЮ НЕПРЕРЫВНОГО ПРОКАТНОГО СТАНА КАК ДВУМЕРНЫМ ОБЪЕКТОМ АВТОМАТИЗАЦИИ.....	54
А. В. Гончаров	
О НОВОМ ПОДХОДЕ К ЗАДАЧЕ ДЕТЕКЦИИ ЛИЦ НА ПОЛУТОНОВЫХ ИЗОБРАЖЕНИЯХ.....	60
А.С.Горбань, А.Н.Каркищенко	
ЭФФЕКТИВНАЯ ЧИСЛЕННАЯ РЕАЛИЗАЦИЯ МЕТОДА ОБНАРУЖЕНИЯ СИММЕТРИИ ПОЛУТОНОВЫХ ИЗОБРАЖЕНИЙ.....	65

ОПТИМИЗАЦИЯ СХЕМЫ МПА МУРА НА CPLD

1. Общая постановка задачи

Одним из важных блоков любой цифровой системы является устройство управления (УУ), которое на практике может быть представлено в виде модели микропрограммного автомата (МПА) Мура [4,5]. Уровень развития микроэлектроники в настоящее время позволяет реализовать достаточно сложную цифровую систему с помощью единственной микросхемы типа «система-на-кристалле» (SoC, system-on-a-chip) [9,10]. В случае, если микросхема SoC использует технологию CPLD (complex programmable logic devices) [7], системы булевых функций могут быть реализованы, используя макроячейки PAL (programmable array logic) микросхемы SoC. Наряду с этим табличные функции могут быть реализованы с использованием встроенных блоков памяти EMB (embedded memory blocks) микросхемы SoC [4]. Одной из актуальных проблем в области проектирования УУ в этом базисе является минимизация аппаратных затрат [5]. Для решения этой задачи необходимо учитывать как особенности элементного базиса, так и особенности модели УУ [4]. Особенности PAL являются значительный коэффициент объединения по входу (достигающий нескольких десятков) и крайне ограниченное число термов в макроячейке [8,10]. Особенности МПА Мура являются наличие псевдоэквивалентных состояний и регулярный характер системы микроопераций, что позволяет реализовать схему формирования микроопераций на блоках EMB микросхемы SoC [2,3]. В настоящей работе мы предлагаем метод оптимизации числа макроячеек PAL в логической схеме МПА Мура, основанный на учете отмеченных выше особенностей.

2. Постановка задач исследования

Пусть алгоритм управления цифровой системы представлен в виде графа-схемы алгоритма (ГСА) [5] $\Gamma = \Gamma(V, E)$, где $V = \{b_0, b_E\} \cup E_1 \cup E_2$ – множество

вершин и E – множество дуг. Здесь b_0 – начальная вершина, b_E – конечная вершина, E_1 – множество операторных вершин и E_2 – множество условных вершин. Вершина $b_q \in E_1$ содержит набор микроопераций $Y(b_q) \subseteq Y$, где $Y = \{y_1, \dots, y_N\}$ – множество микроопераций операционного автомата цифровой системы [6]. Вершина $b_q \in E_2$ содержит логическое условие $x_c \in X$, где $X = \{x_1, \dots, x_L\}$ – множество логических условий [1]. Начальная и конечная вершины ГСА соответствуют начальному состоянию $a_1 \in A$, где $A = \{a_1, \dots, a_M\}$ – множество внутренних состояний МПА Мура. Каждая операторная вершина $b_q \in E_1$ соответствует уникальному состоянию $a_m \in A$, при этом $Y(b_q) = Y(a_m)$. Логическая схема МПА Мура U_1 задается системой булевских функций:

$$\Phi = \Phi(T, X), \quad (1)$$

$$Y = Y(T), \quad (2)$$

где $T = \{T_1, \dots, T_R\}$ – множество внутренних переменных, кодирующих состояния $a_m \in A$, $R = \lceil \log_2 M \rceil$; $\Phi = \{D_1, \dots, D_R\}$ – множество функций возбуждения триггеров регистра памяти МПА.

Структурная схема МПА Мура U_1 приведена на рис.1.

В этой структуре комбинационная схема СС формирует функции (1), которые представляют собой функции возбуждения D – триггеров регистра RG. Схема формирования микроопераций СМО реализует систему (2). Одиночный импульс Start используется для загрузки кода исходного состояния МПА в регистр RG, синхримпульс Clock используется для изменения содержимого RG из кода $K(a_m)$ текущего состояния $a_m \in A$ в код $K(a_s)$ состояния перехода $a_s \in A$. В случае микросхемы SoC, ориентированной на технологию CPLD, схема СС реализуется на макроячейках PAL, а схема СМО реализуется на встроенных блоках памяти EMB [10].

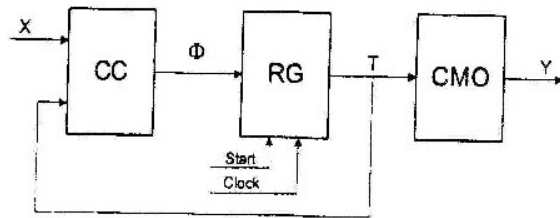


Рис. 1. Структурная схема микропрограммного автомата Мура U_1

Основой для формирования систем (1)-(2) является прямая структурная таблица (ПСТ) автомата Мура со столбцами: a_m – текущее состояние МПА; $K(a_m)$ – код текущего состояния, имеющий k разрядов; a_s – состояние перехода; $K(a_s)$ – код состояния перехода; X_h – конъюнкция некоторых элементов множества x (или их отрицаний), вызывающая переход $\langle a_m, a_s \rangle$; $\Phi_h \subseteq \Phi$ – набор функций возбуждения, принимающих единичное значение для переключения регистра RG из $K(a_m)$ в $K(a_s)$; h – номер перехода ($h = 1, \dots, N_1(\Gamma)$). Кроме того, столбец a_m содержит набор микроопераций $Y(a_m) \subseteq Y$, формируемых в этом состоянии.

Как правило, число переходов $N_1(\Gamma)$ превышает число переходов $N_2(\Gamma)$ эквивалентного МПА Мили [2]. Это приводит к росту числа макроячеек PAL (аппаратурных затрат), а иногда – и к росту числа уровней в схеме CC автомата Мура по сравнению с этими характеристиками эквивалентного автомата Мили [4]. Величина $N_1(\Gamma)$ может быть уменьшена за счет учета наличия псевдоэквивалентных состояний (ПЭС) автомата Мура [1]. Состояния $a_m, a_s \in A$ называются ПЭС, если выходы отмеченных ими вершин ГСА связаны с входом одной и той же вершины ГСА Γ . Пусть $\Pi_A = \{B_1, \dots, B_l\}$ – разбиение множества состояний A на классы ПЭС ($1 \leq l \leq M$). Закодируем каждый класс $B_i \in \Pi_A$ двоичным кодом $K(B_i)$, имеющим $R_i = \lceil \log_2 |B_i| \rceil$ разрядов. Используем для такого кодирования переменные $\tau_i \in \tau$, причем $|\tau_i| = R_i$.

В этом случае в схему МПА U_1 может быть введен специальный преобразователь кодов ТС, который формирует коды классов $K(B_i)$ на основе кодов состояний $K(a_m)$, где $a_m \in B_i$. В этом случае схема CC формирует функции

$$\Phi = \Phi(\tau, X), \quad (3)$$

а схема ТС формирует функции

$$\tau = \tau(T). \quad (4)$$

В силу регулярного характера системы (4) схема ТС реализуется с использованием блоков ЕМВ, входящих в SoC [4].

В работе [2] доказано, что система (3) имеет $N_2(\Gamma)$ термов. Однако такой подход имеет один недостаток: для реализации схемы преобразователя кодов необходимы дополнительные блоки памяти ЕМВ.

В настоящей работе мы предлагаем метод синтеза МПА Мура, позволяющий минимизировать аппаратные затраты в схеме CC без введения преобразователя кодов. Предлагаемый метод основывается на следующих особенностях базиса CPLD [7,8,10]:

- коэффициент объединения по входу макроячейки PAL значительно превышает максимально возможное число литералов в термах системы (1), определяемый как $L + R$;

- число выходов блока ЕМВ может быть фиксировано и выбрано из множества $\{1, 2, 4, 8\}$.

3. Решение задач и результаты исследований

Пусть t_f – фиксированное число выходов блока ЕМВ и пусть q – число слов блока при $t_f = 1$. Величина t_f для МПА U_1 определяется следующим образом:

$$t_f = \lceil q / M \rceil. \quad (5)$$

Общее число выходов t_s всех блоков ЕМВ схемы СМО определяется следующим образом:

$$t_s = \lceil N/t_f \rceil * t_f. \quad (6)$$

В этом случае

$$\Delta_1 = t_s - N \quad (7)$$

выходов не используются для представления микроопераций $y_n \in Y$.

Представим множество Π_A как $\Pi_A = \Pi_B \cup \Pi_C$, где $V_i \in \Pi_B$, если выполняется условие

$$|B_i| > 1, \quad (8)$$

в противном случае $V_i \in \Pi_C$. Очевидно, что блок ТС должен формировать только коды классов $V_i \in \Pi_B$. Закодируем каждый класс $V_i \in \Pi_B$ двоичным кодом $K(V_i)$, имеющим

$$R_2 = \lceil \log_2(M_1 + 1) \rceil \quad (9)$$

разрядов, где $M_1 = |\Pi_B|$ и единица в формуле (9) добавляется для учета ситуации, когда $V_i \notin \Pi_B$. Используем для такого кодирования переменные $z_i \in Z$, где $|Z| = R_2$. Рассмотрим случай выполнения условия

$$\Delta_1 \geq R_2. \quad (10)$$

При этом для интерпретации ГСА Γ предлагается МПА Мура U_2 (Рис. 2).

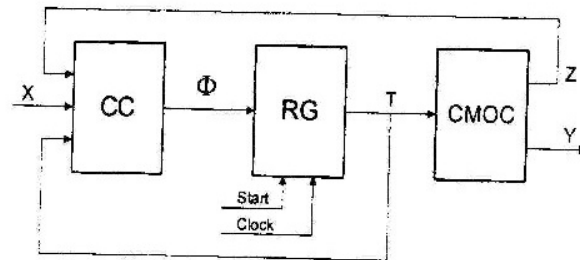


Рис. 2. Структурная схема автомата Мура U_2

В этой структуре схема СС формирует функции

$$\Phi = \Phi(T, Z, X), \quad (11)$$

а схема СМОС формирует функции (2) и функции

$$Z = Z(T). \quad (12)$$

Переменные $T_i \in T$ представляют коды состояний $K(a_m)$, где $a_m \in V_i$ и $V_i \in \Pi_C$. Такой подход позволяет уменьшить число термов в системе функций Φ до $N_2(\Gamma)$, причем число блоков ЕМВ в схемах СМО и СМОС совпадает. Как можно видеть, схема МПА U_2 не включает блок ТС. Число входов в макроячейках PAL автомата U_2 увеличивается до $L+R+R_2$, но это не приводит к увеличению аппаратных затрат в схеме СС по сравнению с МПА Мура с блоком ТС. В худшем случае времена циклов для автоматов U_1 и U_2 совпадают. В лучшем случае схема СС автомата U_2 имеет меньше уровней, чем схема СС автомата U_1 , при этом время цикла МПА U_2 будет меньше времени цикла МПА U_1 .

Метод проектирования логической схемы МПА U_2 отличается от метода проектирования схемы МПА U_1 [5] только в некоторых деталях. Эти отличия связаны с необходимостью определения параметров (7), (9), (10) и формирования модифицированной ПСТ (МПСТ) для формирования системы функций (11). Рассмотрим пример проектирования схемы МПА Мура $U_2(\Gamma_1)$, где символ $U_1(\Gamma_j)$ означает, что ГСА Γ_j интерпретируется МПА Мура со структурой U_1 .

4. Исследование эффективности предложенного метода

В основе проведения исследований эффективности предложенных в данной работе методов лежат три следующих принципа:

- переход от отдельных ГСА классам ГСА, основанный на вероятностном подходе, предложенным Г.И. Новиковым [11] и развитым в работе [3];
- переход от схемы на макроячейках PAL и блоках ЕМВ к матричным схемам, предложенным С.И. Барановым [5];
- переход от абсолютных оценок аппаратных затрат к относительным оценкам для разных структур схемы автомата, что позволяет оценить общие тенденции, а не отдельные точки в пространстве решений.

На рис. 3 представлена матричная реализация МПА U_1 , где символ «&» означает конъюнктивную матрицу, а символ «v» – дизъюнктивную матрицу.

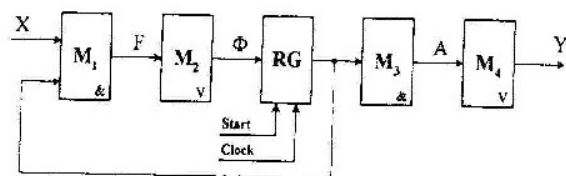


Рис. 3. Матричная реализация МПА Мура U_1

Здесь матрицы M_1 и M_2 образуют схему СС, число термов и переменных обратной связи которой совпадают с характеристиками эквивалентного автомата Мили; матрицы M_3 и M_4 образуют схему CFMO, выходы схемы M_3 соответствуют конъюнкциям A_m ($m = 1, \dots, M$), соответствующих кодам состояний автомата Мура. Площади $S(M_i)$ матриц M_i ($i = 1, \dots, 4$) могут быть определены следующим образом:

$$\begin{aligned} S(M_1) &= 2(L + R)H_1; & S(M_2) &= H_1 \cdot R; \\ S(M_3) &= 2R \cdot 2^R; & S(M_4) &= 2^R \cdot N. \end{aligned} \quad (15)$$

В нашем случае эти величины определяются в условных единицах площади.

В работе [11] предложено оценивать классы ГСА параметром P_1 , равным доле операторных вершин ГСА. Используя этот параметр и результаты работы [8] можно найти следующие выражения для аргументов систем (15):

$$\begin{aligned} L &\approx 0.75 \cdot (1 - P_1)K; \\ H_1 &= 17.4 + 1.66 \cdot P_1 \cdot K; \\ R &= \lceil \log_2 P_1 \cdot K \rceil, \end{aligned} \quad (16)$$

где K – число вершин ГСА. Введем коэффициент k_p , определяющий отношение одной условной единицы площади макроячейки PAL к соответствующему параметру EMB. Теперь площадь матричной реализации схемы МПА U_1 может быть выражена формулой

$$S(U_1) = k_p H_1 (2L + 3R) + 2^R (2R + N) \quad (17)$$

С учетом формулы (16) выражение $S(U_1)$ может быть представлено как функции от аргументов K, P_1, k_p, N .

Аналогичным образом может быть построены матричные схема МПА U_2 . В силу большого коэффициента объединения PAL по входу будем считать, что наличие двух источников кода исходного состояния $a_m \in A$ не влияет на величину площади, занимаемой схемой СС, и эти площади для автоматов U_1 и U_2 одинаковы. Так как переменные $z_i \in Z$ формируются на свободных выходах схемы СМОС, то площади схем СМОС и CFMO также будем считать совпадающими. Таким образом, площадь матричной реализации схемы МПА U_2 может быть выражена формулой

$$S(U_2) = k_p H_2 (2L + 3R) + 2^R (2R + N). \quad (18)$$

На основе работы [8] формулу для H_2 можно определить как

$$H_2 = 4.44 + P_1 \cdot K; \quad (19)$$

С учетом формул (16) и (19) выражение $S(U_2)$ может быть представлено как функция от аргументов K, P_1, k_p, N .

Эффективность предложенного метода определяется путем нахождения области, где выполняется условие

$$f_i = \frac{S(U_2)}{S(U_1)} < 1. \quad (20)$$

На рис. 4 и рис. 5 представлены некоторые результаты исследований, при этом параметр K менялся в диапазоне от 100 до 1000, параметр $k_p = 0.2$, число микроопераций $N \in \{10, 50, 100\}$, вероятность $P_1 \in \{0.3; 0.7\}$.

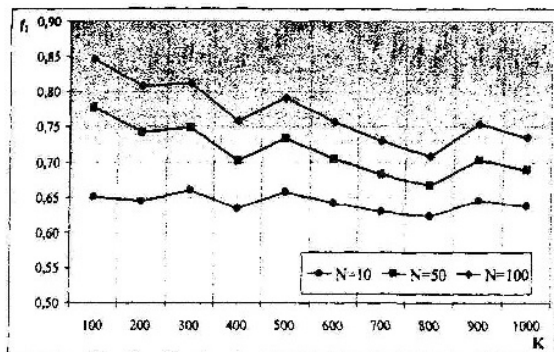


Рис. 4. Функция f_1 при $P_1 = 0.3, k_p = 0.2$

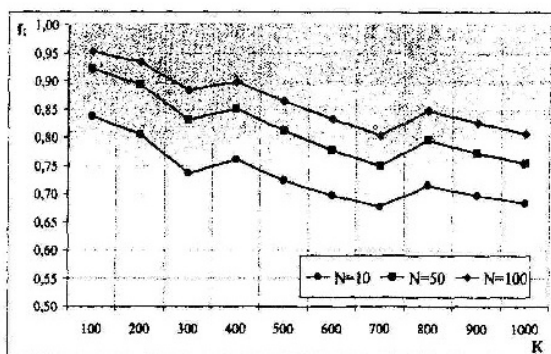


Рис. 5. Функция f_1 при $P_1 = 0.7, k_p = 0.2$

Как видно из этих графиков, предлагаемый метод позволяет всегда получить устройства с лучшими характеристиками, чем у автомата U_1 . При этом выигрыш увеличивается по мере роста числа вершин и уменьшения числа микроопераций. Максимальный выигрыш достигался для ГСА, имеющих около 100 вершин, и составлял 37% при $N = 10$ и $P_1 = 0.3$.

Выводы

Предложенный в настоящей работе метод позволяет уменьшить число макроячеек PAL в схеме формирования функций возбуждения триггеров регистра памяти МПА Мура.

Новизна предложенного метода заключается в использовании особенностей элементарного базиса (большой коэффициент объединения по входу) и автомата Мура (наличие классов псевдоэквивалентных состояний) для оптимизации числа макроячеек PAL в логической схеме автомата. Практическая значимость метода заключается в уменьшении занимаемой комбинационной схемой МПА площади кристалла SoC, что позволяет получить схемы, которые обладают меньшей стоимостью, чем аналоги.

Исследования, проведенные авторами, показали, что при выполнении условия (10) автомат $U_2(\Gamma)$ всегда имеет меньшие аппаратные затраты, чем эквивалентный МПА $U_1(\Gamma)$. Максимальный выигрыш может достигать 37%. Кроме того, необходимо отметить, что автоматы $U_1(\Gamma)$ и $U_2(\Gamma)$ имеют одинаковое быстродействие, то есть выигрыш по аппаратуре не приводит к потере производительности.

1. Adamski M., Barkalov A. Architectural and Sequential Synthesis of Digital Devices. – Zielona Gora: University of Zielona Gora Press, 2006. – 199 pp.
2. Баркалов А.А. Принципы оптимизации логической схемы микропрограммного автомата Мура. // Кибернетика и системный анализ. – 1998, №1. – с. 65-72.
3. Баркалов А.А. Синтез устройств управления на программируемых логических устройствах. – Донецк: ДНТУ, 2002. – 262 с.
4. Barkalov A., Wegrzyn W. Design of Control Units with Programmable Logic. – Zielona Gora: University of Zielona Gora Press, 2006. – 150 pp.
5. Baranov S. Logic Synthesis for Control Automata. – Kluwer Academic Publishers, 1994. – 312 pp.
6. De Micheli G. Synthesis and Optimization of Digital Circuits. – McGraw Hill: NY, 1994. – 578 pp.
7. Грушницкий Р.И., Мурсаев А.Х., Усрюмов Е.П. Проектирование систем на микросхемах программируемой логики. – Петербург: БХВ, 2002. – 636 с.

8. Kania D. Synteza logiczna przeznaczona dla matrycowych struktur programowalnych typu PAL. – Zeszyty naukowe Politechniki Śląskiej, Gliwice, 2004. – 240 pp.

9. Maxfield C. The Design Warrior's Guide to FPGA. – Elsevier, NJ, 2004. – 542 pp.

10. Соловьев В.В. Проектирование цифровых схем на основе программируемых логических интегральных схем. – М.: Горячая линия-ТЕЛЕКОМ, 2001. – 636 с.

11. Новиков Г.И. Оценка эффективности параллельной выборки микрокоманд // Известия вузов СССР. Приборостроение. – 1974, №2. – с.71-73

А.С. Бондарь, Д.В. Фесенко, М.В. Михайлов, В.В. Паслен
(ДонНТУ, Донецк, Украина)

ОЦЕНКА БЫСТРОДЕЙСТВИЯ АЛГОРИТМОВ ПОСТРОЕНИЯ ОРТОГОНАЛЬНЫХ БАЗИСНЫХ ФУНКЦИЙ

Траекторные измерения возникли в практике лётных испытаний различных систем и летательных аппаратов (ЛА). Под ними понимается процесс измерения и обработки полученных данных с целью определения траектории движения ЛА.

Отличительной чертой траекторных измерений является исключительно высокая требуемая точность и тесная взаимосвязь процессов измерений и обработки.

Существенной особенностью траекторной информации является пространственная и временная избыточность. Реализация временной избыточности данных измерений может быть достигнута путём фильтрации или путём сглаживания.

Методы фильтрации дают решение на последний момент времени по данным предшествующих измерений. Их целесообразно применять при

известных дифференциальных уравнениях движения ЛА, крайней необходимости и технической осуществимости обработки в реальном масштабе времени. Методы сглаживания приводят к решению по данным предшествующих и последующих измерений для любого момента времени на интервале сглаживания. Наибольшая точность наблюдается в средней части интервала сглаживания, где она существенно выше точности оценок, полученных для тех же моментов времени путём фильтрации. При сглаживании обработка данных принципиально отстаёт от измерений по крайней мере на пол интервала сглаживания. Такое отставание при проведении испытаний ЛА вполне допустимо.

С учетом всех перечисленных выше достоинств и недостатков в работе предпочтение отдаётся сглаживанию, а не фильтрации.

Методы (алгоритмы) адаптивного сглаживания данных траекторных измерений предусматривают построение системы ортогональных базисных функций (ОБФ) [1].

Оценим быстродействие алгоритма построения ОБФ, используя трехчленную рекуррентную формулу, и алгоритма на основе метода ортогонализации Шмидта. Быстродействие алгоритмов оценим с помощью подсчета количества математических действий (операций), проделанных ЭВМ (оператором) при построении ОБФ.

Если ОБФ строятся в форме степенных многочленов с коэффициентом при старшей степени, равным единице, то для построения системы ОБФ обычно используют трехчленную рекуррентную формулу [1]:

$$P_k(t) = (t - \alpha_{k-1})P_{k-1}(t) - \alpha_{k-2}P_{k-2}(t), \quad (1)$$

где:

$$\alpha_{k-1} = \frac{P_{k-1}^T t P_{k-1}}{P_{k-1}^T P_{k-1}} = \frac{\sum_{i=1}^n t_i [P_{k-1}(t_i)]^2}{\sum_{i=1}^n [P_{k-1}(t_i)]^2}, \quad (2)$$