

УДК 004.274

И.Я. Зеленева, С.С. Грушко, Д.В. Арапин

Запорожский национальный технический университет, Запорожье

ЭКСПЕРИМЕНТАЛЬНОЕ ИССЛЕДОВАНИЕ МЕТОДОВ ОПТИМИЗАЦИИ АППАРАТУРНЫХ ЗАТРАТ ПРИ РЕАЛИЗАЦИИ УПРАВЛЯЮЩЕГО АВТОМАТА МУРА НА CPLD

В статье рассмотрены результаты экспериментального исследования способов уменьшения разрядности входного кода в структуре управляющего автомата Мура при реализации в базисе CPLD. В ходе исследований были выведены формулы для оценки требуемой площади кристалла CPLD, а также определен коэффициент отношения практического числа используемых макроячеек и теоретически рассчитанного количества логических вентилях, необходимых для реализации схемы управляющего автомата. Полученный коэффициент позволяет заранее оценить стоимость реализации проекта. Исследования проведены на основе алгоритма управления бортовым цифровым вычислительным комплексом.

Ключевые слова: *управляющий автомат, CPLD, псевдоэквивалентные состояния, аппаратные затраты, макроячейка, алгоритм управления.*

Введение

Сегодня применение программируемых логических интегральных схем (ПЛИС) – распространенная практика при производстве электроники в самых различных отраслях. Использование современных ПЛИС при проектировании любых сложных цифровых устройств, включая и встроенные системы, обеспечивает выигрыш по габаритам, потребляемой мощности и функциональности конечного продукта по сравнению с применением не только стандартных логических микросхем, но и микроконтроллеров, микропроцессоров, сигнальных процессоров. В данной статье рассматриваются ПЛИС типа CPLD (complex programmable array logic devices), на базе которых решена задача синтеза и оптимизации логических схем устройств управления, являющихся важной частью практически любой цифровой системы. Устройство управления в виде микропрограммного управляющего автомата (МПА), реализованное на базе CPLD, обеспечивает выполнение всех необходимых функций для решения поставленных задач при умеренных материальных затратах.

В работе рассматривается актуальная научно-практическая задача оптимизации схемы устройства управления по критерию аппаратных затрат за счет уменьшения разрядности входного кода. Целью исследования является экспериментальное определение степени эффективности различных методов уменьшения разрядности входного кода в матричных структурах управляющих автоматов в базисе CPLD.

Предметом исследования являются входные и выходные параметры управляющего автомата Мура, внутренние макроячейки микросхемы CPLD, в которые имплементируются модели, а также временные диаграммы работы оптимизированных схем управляющих автоматов.

Методы исследования основываются на известных из литературы теоретических способах уменьшения разрядности входного кода в структуре управляющего автомата Мура, а также программных инструментах для синтеза и имплементации. Достоверность результатов обеспечивается корректностью постановки задачи, системным подходом к исследованию, а также подтверждением основных теоретических положений практическими результатами.

В качестве исходных данных для синтеза и дальнейшего исследования схем микропрограммного автомата Мура используется алгоритм функционирования блока управления конфигурацией бортового цифрового вычислительного комплекса (БУК БЦВК), представленный в виде граф-схемы алгоритма (ГСА).

Постановка задачи исследования

Любое цифровое устройство можно структурно разделить на управляющую часть и исполнительную, т.е. управляющий и операционный автомат [1]. При этом операционный автомат обеспечивает собственно обработку информации по заданному алгоритму, а управляющий автомат как раз обеспечивает порядок функционирования операционной части в строгом соответствии с этим алгоритмом.

При проведенні даних експериментальних досліджень нас цікавить управляючий автомат, представлений в вигляді мікропрограмного автомата Мура [1; 3], який теоретично може бути описан, як вектор

$$S = \langle A, X, Y, \delta, \lambda, a_1 \rangle \quad (1)$$

В векторі (1) існують наступні компоненти: $A = \{a_1, \dots, a_M\}$ – множина внутрішніх станів, $X = \{x_1, \dots, x_L\}$ – множина входних змінних, $Y = \{y_1, \dots, y_N\}$ – множина вихідних змінних автомата, δ – функція переходів; λ – функція виходів автомата Мура; $a_1 \in A$ – початковий стан МПА. Функції δ і визначаються наступним чином:

$$a_s = \delta(a_m, X), \text{ где } a_1 \in A; \quad (2)$$

$$y_n = \lambda(a_m), \text{ где } y_n \in Y. \quad (3)$$

Функція δ служить для визначення стану переходу $a_s \in A$ в залежності від поточного стану $a_m \in A$ і вектора входних змінних. З (3) випливає, що вихідні змінні автомата Мура залежать тільки від станів, що будуть використані при подальшому проектуванні.

Оскільки дані дослідження проводяться в базисі CPLD з макроячейками типу PAL (programmable array logic), розглянемо деякі особливості проектування логічної схеми управляючого автомата Мура на інтегральних схемах з матричною структурою, до яких належить CPLD [2; 5–7].

Логічна схема МПА Мура задається системою булевих функцій, відповідно (2) і (3):

$$\Phi = \Phi(T, X), \quad (4)$$

$$Y = Y(T), \quad (5)$$

де для представлення станів використовуються внутрішні змінні, що утворюють множину $T = \{T_1, \dots, T_R\}$. Кодування станів $a_m \in A$ двоїчними кодами $K(a_m)$ розрядності R , де $R = \lceil \log_2 M \rceil$ і M – кількість станів автомата Мура. Для зміни вмісту регістра пам'яті станів автомата RG використовують функції збудження пам'яті, що утворюють множину $D = \{D_1, \dots, D_R\}$ [1; 3]. Змінна D_r надходить на вхід r -го D-триггера ($r = \overline{1, R}$) регістра RG, розподіленого серед матричних ресурсів мікросхеми CPLD [8–11]. Зауважимо, що на основі вищесказаного функція (4) далі використовується в вигляді

$$D = D(T, X). \quad (6)$$

Відповідно до (3) і (4) вихідні сигнали Y залежать тільки від станів автомата [3; 5]. Фактично коди станів $K(a_m)$ можуть також виступати і кодами наборів мікрооперацій, записаних в опе-

раторних вершинах, які відзначають станими $a_m \in A$. Це породжує (з урахуванням загальної матричної структури ПЛИС) матричну структуру логічної схеми автомата Мура (рис. 1), що містить Р-підсхему для реалізації (4) і Y-підсхему для реалізації (5). Підсхеми реалізуються на внутрішніх компонентах типу PLA (programmable logic array), що відповідає поняттю ПЛМ (програмуєма логічна матриця).

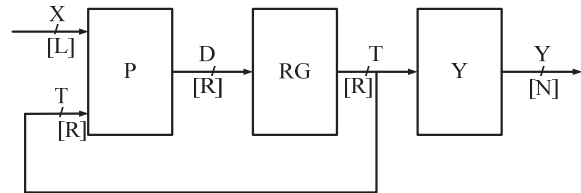


Рис. 1. Матрична структурна схема автомата Мура

Для подальших досліджень нас особливо цікавлять параметри: L – кількість входних сигналів МПА Мура, R – розрядність коду стану, N – кількість вихідних сигналів автомата.

Як видно з рис. 1, в найпростішому випадку автомат Мура представляється двоїрівневою структурою. При реалізації схеми автомата в базисі CPLD системи (4) і (5) реалізуються на макроячейках PAL або PLA [6; 7]. Основа для синтезу схеми автомата є пряма структурна таблиця (ПСТ) [1; 3], що формується за початковою граф-схемою алгоритму. По ПСТ будується система (4) в вигляді:

$$\phi_r = \bigvee_{h=1}^H C_{rh} A_m^h X_h = \bigvee_{h=1}^H C_{rh} F_h \quad (r=1, \dots, R), \quad (7)$$

де C_{rh} – булева змінна, рівна одиниці, якщо і тільки якщо в h -й рядку ПСТ $D_r=1$.

Для синтезу Y-підсхеми необхідно побудувати таблицю мікрооперацій по стовпцях $a_m, K(a_m), Y_m, m$, де в стовпці Y_m записані мікрооперації, що формуються в стані $a_m \in A$.

При цьому система (5) повинна бути представлена в вигляді ДНФ [1]:

$$y_n = \bigvee_{m=1}^M C_{nm} A_m \quad (n=1, \dots, N), \quad (8)$$

де C_{nm} – булева змінна, рівна одиниці, якщо і тільки якщо в стані a_m виробляється мікрооперація y_n .

Для синтезу Р-підсхеми застосовуються відомі загальні методи реалізації систем булевих функцій на ПЛИС [2; 5]. В наших дослідженнях звернемо увагу на особливості архітектури ПЛИС CPLD.

Архітектура CPLD нагадує архітектуру ПЛМ, коли логічні ресурси реалізуються масивом елементів І, об'єднаних елементами ІЛІ, в свою чергу заведеними на триггери або

непосредственно на выход микросхемы [8–11]. Такая логическая структура достаточно проста для понимания, обеспечивает чрезвычайно короткое время компиляции и минимальные задержки pin-to-pin. CPLD состоят из блоков макроячеек, объединенных программируемой коммутационной матрицей. Современные CPLD, как правило, электрически перепрограммируемы и сохраняют логическую структуру после отключения питания. CPLD различных фирм-изготовителей и разной сложности имеют функциональные блоки (рис. 2), которые в принципиальном отношении мало отличаются друг от друга по своей архитектуре и составу элементов. Однако всем микросхемам свойственны ограничения по количеству входов макроячеек и числу внутренних термов в функциональных блоках. Эти ограничения приходится учитывать при проектировании, для чего нужно заранее определять размерности систем булевых функций, реализуемых на данной микросхеме.

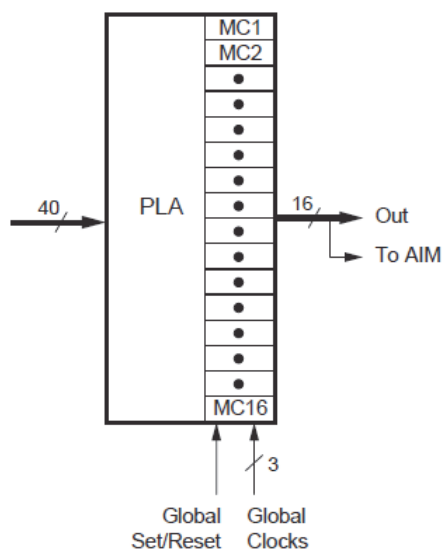


Рис. 2. Обобщенная структура функционального блока CPLD

В процессе проектирования управляющих автоматов нередко возникает ситуация, при которой количество входных сигналов проектируемого устройства больше, чем предусмотрено производителями ПЛИС для обработки задач определенной размерности. Иными словами, задача имеет большую размерность, чем соответствующие параметры микросхемы. Такая ситуация приводит к необходимости использовать микросхемы большей площади, в результате чего аппаратные, а значит, и материальные затраты на разработку управляющего автомата существенно увеличиваются.

Для уменьшения аппаратных затрат при синтезе логических схем управляющих автоматов можно применять методы структурной редукции, гетерогенной реализации, алгоритмические методы [4;

6–7]. В литературе также описаны методы уменьшения разрядности входного кода в структуре управляющего автомата. К ним относятся метод замены входных переменных [13], а также метод классов псевдоэквивалентных состояний [7; 15], которые далее будут рассмотрены в исследованиях. Однако при использовании любых методов структурной оптимизации в схему МПА вносятся изменения, которые могут повлиять на производительность разрабатываемого устройства.

Таким образом, в задачи данного исследования входит:

- анализ способов уменьшения разрядности входного кода в матричных структурах управляющих автоматов;
- разработка базовой модели МПА Мура на ПЛИС CPLD;
- разработка модели МПА Мура с применением способа замены входных переменных;
- разработка модели МПА Мура с применением способа псевдоэквивалентных состояний;
- экспериментальное исследование разработанных моделей МПА Мура с помощью программного пакета Aldec Active-HDL 9.1 с последующим синтезом и имплементацией в микросхемы Xilinx [16], широко применяющиеся в настоящее время, наряду с микросхемами фирм Altera и др. [10, 11].

Анализ теоретических источников и обоснование стратегии исследований

Для разработки модели МПА Мура с последующим применением различных способов уменьшения разрядности входного кода используем базовую модель (рис. 1), которая будет составлять основу для всех последующих моделей оптимизации. Назовем базовую модель Р-автомат. В простейшем случае, описанном в литературе [6], автомат Мура представляется двухуровневой структурой, в которой система функций возбуждения памяти (СФВП) (7) реализуется на ПЛМ или ПМЛ, а система функций выходных сигналов (СФВС) (8) – на ППЗУ (программируемом постоянном запоминающем устройстве, также имеющем матричную структуру). На данный момент этот элементный базис уже достаточно устарел и здесь используется в качестве базовой теоретической информации. В дальнейшем будут проведены необходимые преобразования, ориентированные на новый базис CPLD.

Оптимизация схем Р-автомата возможна путём различных подходов к кодированию логических условий ($ЛУ$) $x_1 \in X$ [12], а также путем замены входных переменных – этот метод подробно описан в литературе [6–7; 13]. Суть метода замены входных переменных состоит в следующем. Пусть в ПСТ в

массиве переходов из состояния $a_m \in A$ встречается множество переменных $X(a_m)$ мощностью L_m . На практике $L_m \ll L$. Пусть $G = \max(L_1, \dots, L_M)$, образуем новое множество $P = \{p_1, \dots, p_G\}$ и для каждого $a_m \in A$ построим функцию $X(a_m) = P$. После этого можно перейти от множества логических условий X к множеству кодирующих переменных P , где $G \ll L$, следующим образом: в состоянии a_m переменная $x_l \in X(a_m)$ заменяется переменной p_g , такой, что при $A_m = 1$ $p_g = x_l$ [6]. Таким образом:

$$P_g = \bigvee_{m=1}^M \bigvee_{l=1}^L C_{ml} A_m x_l \quad (g=1, \dots, G), \quad (9)$$

где C_{ml} – булева переменная, равная единице, если и только если переменная p_g соответствует в состоянии a_m переменной x_l .

Теперь система функций (4) и (5), с учетом (6), может быть заменена системой функций [6]:

$$P = P(T, X), \quad (10)$$

$$Y = Y(T), \quad (11)$$

$$D = D(T, P). \quad (12)$$

Это порождает МР-автомат (рис. 3), в котором появляется М-подсхема, реализуемая на мультиплексорах [6–7; 13] и формирующая функции (10). При этом Р-подсхема реализуется на ПЛМ и формирует функции (11) и (12). Метод синтеза МР-автомата включает следующие этапы:

- формирование таблицы замены $X \rightarrow P$;
- формирование преобразованной ПСТ МР-автомата;
- реализация систем функций (11–12) в заданном элементном базисе.

Основной целью замены входных переменных, очевидно, является оптимизация необходимого числа входов матричной структуры управляющего автомата.

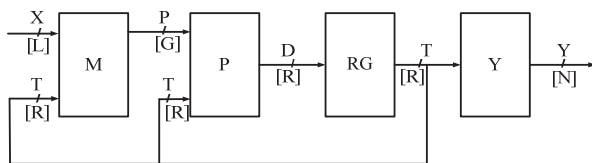


Рис. 3. Структурная схема МР-автомата

Рассмотрим еще один способ оптимизации схемы МПА Мура по критерию аппаратных затрат – метод псевдоэквивалентных состояний [4; 6–7]. Как видно, в силу зависимости (5), каждая операторная вершина ГСА отмечается отдельным состоянием. Отметим, что в определенной степени недостатки автомата Мура связаны с тем, что при синтезе формул для функций переходов и выходных сигналов по ПСТ необходимо рассматривать переходы из всех операторных вершин, в то время как в автомате Мили, в принципе рассматриваются переходы из групп операторных вершин. Этот факт может быть

использован для сжатия таблицы переходов автомата Мура до длины таблицы переходов эквивалентного автомата Мили [4–7].

Назовём состояния $a_m, a_s \in A$ автомата Мура, соответствующие вершинам, выходы которых на ГСА объединены, псевдоэквивалентными состояниями (ПЭС) [6].

Построим разбиение $\Pi_A = \{B_1, \dots, B_i\}$ множества состояний A на классы псевдоэквивалентных состояний таким образом, что каждый класс B_i разбиения Π_A соответствует одному состоянию эквивалентного автомата Мили. Если каждый класс $B_i \in \Pi_A$ идентифицировать одним объектом, то можно построить сокращённую ПСТ автомата Мура, столбец которой a_m заменен столбцом B_i . Сокращённая ПСТ строится следующим образом [6]:

- в столбце B_i состояние $a_s \in B_i$ исходной ПСТ заменяется классом B_i ;
- из $M_i = |B_i|$ одинаковых подтаблиц ПСТ остаётся только одна, таким образом, каждому классу $B_i \in \Pi_A$ соответствует только одна подтаблица.

Таким образом, однозначная идентификация классов псевдоэквивалентных состояний позволяет уменьшить длину ПСТ автомата Мура [4; 6–7].

Комплексное применение методов замены входных переменных и псевдоэквивалентных состояний порождает структуру МПА Мура, называемую МРС-автомат (рис. 4). При этом важно соблюдение условий $R' < R$ и $G < L$.

При реализации кодирования классов ПЭС структурная схема МПА модифицируется и в ней появляется преобразователь кодов, условно называемый С-подсхемой. В нашем случае в качестве базовой структурной схемы возьмем схему МР-автомата (рис. 3), в виду того что в комплексе с методом замены входных переменных предполагается вполне существенное уменьшение разрядности входного кода, а также уменьшение числа термов в системе функций возбуждения памяти за счет сжатия таблицы ПСТ.

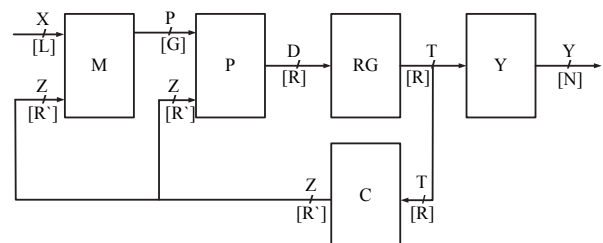


Рис. 4. Структурная схема МРС-автомата Мура

Применение любого из рассмотренных методов оптимизации входного кода МПА Мура приносит в схему дополнительные функциональные узлы – преобразователи кодов. Известны условия целесообразности: методы можно применять, если в ре-

зультате общие аппаратурные затраты уменьшаются. Логично предположить также, что внесение в схему новых функциональных узлов отразится на быстродействии. Таким образом, эффективность применения рассмотренных методов оптимизации может быть очень разной (вплоть до нецелесообразности) и зависит от свойств элементного базиса и параметров заданной ГСА. Поэтому стратегической задачей данных исследований является определение степени эффективности методов замены входных переменных и псевдоэквивалентных состояний путем проведения экспериментов с имплементацией схем МПА Мура в различные микросхемы CPLD. Наиболее известными производителями микросхем CPLD являются фирмы Xilinx и Altera. В результате анализа логических и физических характеристик микросхем [10; 11] было принято решение использовать микросхемы фирмы Xilinx серии CoolRunner II.

Оценка параметров исследуемых моделей автомата Мура

Примем модель МПА Мура на рис. 1 в качестве базовой для дальнейших исследований. Для оценки возможности размещения полученных в результате синтеза схем автомата в реальных микросхемах необходимо рассчитать предполагаемую площадь занимаемого кристалла. Так как в CPLD все структурные компоненты располагаются на одном кристалле, формула расчета оценки занимаемой площади будет составлять сумму оценок всех составляющих компонентов. Исходя из структурной схемы МПА Мура (рис. 1), формула, ориентированная на предшествующий базис, будет иметь вид [6]:

$$S_p = S_{PLA} + S_{PROM}, \quad (13)$$

где S_p – общая площадь кристалла CPLD;

S_{PLA} – площадь кристалла, занимаемая Р-подсхемой;

S_{PROM} – площадь кристалла, занимаемая Y-подсхемой.

Формула для расчета площади S_{PLA} :

$$S_p = 2 \cdot (L + R) \cdot H + R \cdot H, \quad (14)$$

где 2 – константа, отражающая наличие парафазного входа;

L – мощность множества входных сигналов |X|;

R – разрядность кода состояния |T|;

H – число термов в прямой структурной таблице автомата Мура.

Однако, ввиду того, что внутри современных CPLD Y-подсхема функционально реализована не на PROM, а на PLA, формула для вычисления S_{PROM} (15) преобразуется согласно структурным особенностям PLA:

$$S_{PROM} = 2 \cdot R \cdot 2R + 2R \cdot N, \quad (15)$$

где 2^R – число внутренних термов Y-подсхемы;

N – число выходных сигналов Y-подсхемы.

Таким образом, получаем:

$$S_p = 2 \cdot (L + R) \cdot H + R \cdot H + 2 \cdot R \cdot 2R + 2R \cdot N. \quad (16)$$

Примем полученную формулу (16) как базовую для расчета оценки занимаемой площади кристалла CPLD.

После анализа актуальных на данный момент микросхем CPLD было принято решение использовать для дальнейших исследований микросхемы серии Coolrunner II производства фирмы Xilinx.

Первым из исследуемых методов уменьшения разрядности входного кода является метод замены входных переменных (MP-автомат, рис. 3). Как было сказано ранее, M-подсхема выполняет функции мультиплексирования, поэтому здесь введем условное обозначение S_{MUX} . Преобразуя выведенную ранее формулу расчета оценки занимаемой площади (13) для MP-автомата получим:

$$S_p = S_{PLA} + S_{PROM} + S_{MUX}, \quad (17)$$

где S_{MUX} – площадь кристалла, занимаемая M-подсхемой.

Исходя из того, что в CPLD M-подсхема функционально реализована на PLA, основываясь на уже известных ранее формулах (14) и (15), а также исходя из структурной схемы MP-автомата (рис. 3) расчет S_{MUX} будет выполняться по формуле:

$$S_{MUX} = 2 \cdot (L + R) \cdot M + M \cdot G, \quad (18)$$

где 2 – константа, отражающая наличие парафазного входа;

M – число термов, полученных при кодировании логических условий методом замены переменных [13; 15];

G – число выходов M-подсхемы.

Формула для вычисления S_{PLA} (19) также будет отличаться от рассмотренной ранее (14) из-за изменений в структурной схеме (рис. 3) и будет иметь вид:

$$S_{PLA} = 2 \cdot (G + R) \cdot H + R \cdot H. \quad (19)$$

Таким образом, получаем:

$$S_{MP} = 2 \cdot (L + R) \cdot M + M \cdot G + 2 \cdot (G + R) \cdot H + R \cdot H + 2 \cdot R \cdot 2^R + 2^R \cdot N. \quad (20)$$

Примем полученную формулу (20) как формулу расчета оценки занимаемой площади для MP-автомата.

Далее выполним оценку площади кристалла CPLD, необходимой для реализации МСР-автомата. Ввиду того что структурно МСР-автомат отличается от MP-автомата наличием С-подсхемы, выведенную ранее формулу расчета оценки занимаемой площади (17) можно представить для МСР-автомата в виде:

$$S_p = S_{PLA} + S_{PROM} + S_{MUX} + S_{CODER}, \quad (21)$$

где S_{CODER} – площадь кристалла, занимаемая С-подсхемой;

Исходя из того, что в CPLD С-подсхема функционально реализована на PLA, основываясь на уже известных ранее формулах (14) и (15), а также исходя из структурной схемы МСР-автомата (рис. 4) расчет S_{CODER} выполняется по формуле:

$$S_{CODER} = 2 \cdot R \cdot 2^R + A \cdot 2^R, \quad (22)$$

где 2 – константа, отражающая наличие парафазного входа;

2^R – число термов в таблице кодирования классов состояний;

R – число входов С-подсхемы;

A – число выходов С-подсхемы.

Формулы для вычисления S_{MUX} (23) и S_{PLA} (24) также будут отличаться от рассмотренных ранее (18) и (19) соответственно из-за изменений в структурной схеме (рис. 4) и будут иметь вид:

$$S_{MUX} = 2 \cdot (L + R') \cdot M + M \cdot G, \quad (23)$$

$$S_{PLA} = 2 \cdot (G + R') \cdot H + R' \cdot H, \quad (24)$$

Таким образом, получаем:

$$S_{MCP} = 2 \cdot (L + R') \cdot M + M \cdot G + 2 \cdot (G + R') \cdot H + R' \cdot H + 2 \cdot R \cdot 2^R + 2^R \cdot N + 2 \cdot R \cdot 2^R + R' \cdot 2^R. \quad (25)$$

Примем полученную формулу (25) как формулу расчета оценки занимаемой площади для MCP-автомата.

Экспериментальные исследования моделей УА Мура в базисе CPLD

В качестве исходных данных для исследования был использован алгоритм работы бортового управляющего комплекса в виде функционального графа. Фрагмент данного алгоритма был закодирован, и принят как исходный для исследуемой модели.

Исследование MP-автомата. Как показала временная диаграмма, модель функционирует корректно, и она готова к синтезу и имплементации в реальную микросхему. Основным критерием выбора является количество входов и выходов микросхемы. Изучив характеристики существующих микросхем CPLD и входные данные автомата, выбор остановился на микросхеме XC2C128-7TQ144C [11], которая позволяет использовать до 100 пользовательских входов и выходов. Результатом синтеза и имплементации являются отчеты, формируемые программным обеспечением. Рассмотрим фрагмент одного из отчетов на рис. 5.

```
***** Mapped Resource Summary *****
Macrocells      Product Terms   Function Block  Registers       Pins
Used/Tot       Used/Tot        Inps Used/Tot  Used/Tot        Used/Tot
32/128 (25%)   237/448 (53%)  146/320 (46%)  7/128 (5%)     65/100 (65%)
```

Рис. 5. Отчет MP_FULL.rpt (фрагмент)

Из данного фрагмента видно, что количество используемых входов и выходов составляет 65%, и соответственно большая часть не используется. Для уменьшения разрядности входного кода предлагается разделить структуру автомата на две микросхемы (рис. 6), применяя структурную редукцию [6; 13].

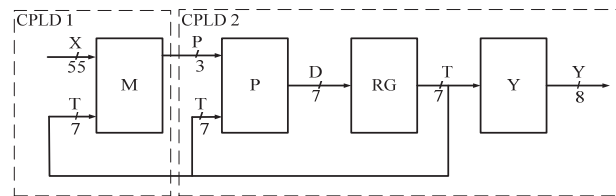


Рис. 6. Структурное разделение MP-автомата

Такой вариант структурного разделения автомата может дать эффект в плане уменьшения общих аппаратных затрат в схеме, так как на этом участке имеется возможность изменения разрядности входов и выходов Р-автомата.

Исследование модели MCP-автомата осуществляется аналогичным образом, как и исследование MP-автомата. На первом этапе выполняется создание VHDL-описания структурных блоков MCP-автомата: мультиплексора, ПЛИМ, регистра, преобразователя кода и ППЗУ. На втором – модель проверяется на достоверность функционирования с помощью временных диаграмм.

Используем для имплементации ту же микросхему, что и для MP-автомата – XC2C128-7TQ144C. Рассмотрим фрагмент отчета имплементации на рис. 7.

```
***** Mapped Resource Summary *****
Macrocells      Product Terms   Function Block  Registers       Pins
Used/Tot       Used/Tot        Inps Used/Tot  Used/Tot        Used/Tot
32/128 (25%)   237/448 (53%)  146/320 (46%)  7/128 (5%)     65/100 (65%)
```

Рис. 7. Отчет MCP_FULL.rpt (фрагмент)

Из данного фрагмента видно, что количество используемых входов и выходов по-прежнему составляет 65%, и соответственно большая часть как их, так и внутренних ресурсов микросхемы по-прежнему не используются. Для уменьшения разрядности входного кода разделим структуру автомата на две микросхемы (рис. 8).

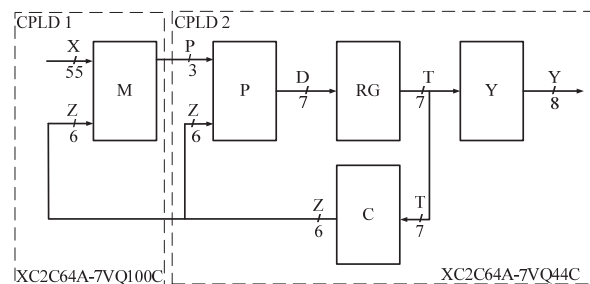


Рис. 8. Структурное разделение MCP-автомата

После анализа параметров CPLD на возможность использования пользовательских входов и выходов для реализации CPLD 1 и CPLD 2 были выбраны микросхемы XC2C64A-7VQ100C и XC2C64A-7VQ44C соответственно. Проведем синтез и имплементацию для данных микросхем.

Рассмотрим фрагмент отчета по имплементации для CPLD 1 на рис. 9.

```

***** Mapped Resource Summary *****
Macrocells      Product Terms  Function Block  Registers      Pins
Used/Tot       Used/Tot       Inps Used/Tot  Used/Tot       Used/Tot
3/64 (5%)      55/224 (25%)  73/160 (46%)  0/64 (0%)      64/64 (100%)
    
```

Рис. 9. Отчет MCP_CPLD1.rpt (фрагмент)

Из данного фрагмента следует, что количество используемых входов и выходов для CPLD 1 составляет 100%, а внутренние ресурсы задействованы менее чем наполовину. Также рассмотрим фрагмент отчета по имплементации для CPLD 2 на рис. 10.

```

***** Mapped Resource Summary *****
Macrocells      Product Terms  Function Block  Registers      Pins
Used/Tot       Used/Tot       Inps Used/Tot  Used/Tot       Used/Tot
29/64 (45%)    172/224 (77%)  46/160 (29%)  7/64 (11%)     19/33 (58%)
    
```

Рис. 10. Отчет MCP_CPLD2.rpt (фрагмент)

Этот фрагмент показывает, что количество используемых входов и выходов для CPLD 2 составляет 58%, при этом внутренние ресурсы задействованы более эффективно.

Выводы по результатам экспериментальных исследований

Отметим, что оптимизация моделей не вносит изменений в корректность работы алгоритма. В этом мы можем убедиться, сравнив временные диаграммы Р-автомата, МР-автомата и МСР-автомата.

Проведем сравнение значений расчетной оценки занимаемой площади с числом используемых макроячеек, полученным из отчетов по имплементации (табл. 1).

Таблица 1

Сравнение значений занимаемой площади кристалла

Модель автомата	Р-автомат	МР-автомат	МСР-автомат
Расчетное значение (лог. вент.)	31767	18689	13929
Практическое значение (макроячейки)	36	32	32

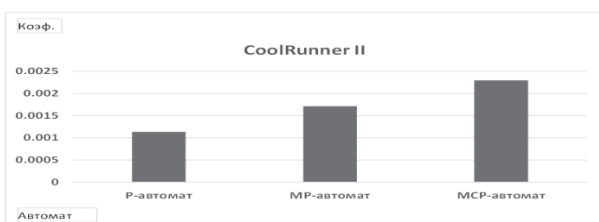


Рис. 11. Сравнение значений занимаемой площади кристалла

Как видно из табл. 1 и рис. 11, между теоретическим и практическим значением однозначно прослеживается зависимость. Можно предположить, что коэффициент отношения практического значения к теоретическому в среднем составляет 0,0017. Следовательно, при выполнении предпроектной оценки занимаемой площади для микросхем серии CoolRunner II можно пользоваться данным коэффициентом для оценки предполагаемого количества используемых макроячеек.

Рассмотрим экономический эффект от применения оптимизации. Для размещения Р-автомата или МР-автомата в CPLD, учитывая количество входов и выходов, необходимо использовать микросхему XC2C128-7TQ144C стоимостью 8,65\$. При размещении МСР-автомата используются 2 CPLD меньшей емкости – XC2C64A-7VQ100C и XC2C64A-7VQ44C стоимостью 3,8\$ и 3,05\$ [11]. Таким образом, уменьшение разрядности входного кода с помощью совмещения способа замены входных переменных и способа применения псевдоэквивалентных состояний позволяет сократить материальные затраты на 20%. Стоит отметить, что данный эффект наблюдался при использовании микросхем сравнительно небольшого размера, и при увеличении объема алгоритма эффективность оптимизации может быть еще выше. При разработке микросхем в коммерческом и промышленном масштабе данное сокращение материальных затрат выливается в значительную экономию. Также в определенных, не рассмотренных в рамках исследований случаях, отдельное использование каждого из способов уменьшения разрядности входного кода может дать положительный эффект.

При материальной выгоде применения оптимизации существует также отрицательный эффект, который выражается в увеличении временных задержек при передаче сигналов между разделенными микросхемами. Таким образом, реализация схемы автомата на двух микросхемах целесообразна только в тех случаях, когда приоритетным критерием оптимизации является стоимость устройства.

Заключение

Результаты, полученные в данных исследованиях, являются решением научно-практической задачи по экспериментальному определению степени эффективности применения способов уменьшения разрядности входного кода в матричных структурах управляющих автоматов в базе CPLD.

Новизна полученных результатов состоит в том, что выведены формулы для предпроектной оценки площади кристалла CPLD, занимаемой базовой схемой УА Мура, а также модифицированными схемами. Также экспериментальным путем была установлена однозначная зависимость между теоре-

тическими розрахунками і практично отриманими кількісними характеристиками використовуваних ресурсів мікросхеми CPLD. В результаті експериментальних досліджень була визначена можлива економічна вигода від використання способів зменшення розрядності вхідного коду в структурі управляючого автомата.

Список литературы

1. Baranov S. *Logic and System Design of Digital Systems [Text]* / S. Baranov. – Tallinn: TUT Press, 2008. – 267 p.
2. Соловьев В.В. *Логическое проектирование цифровых систем на основе программируемых логических интегральных схем [Text]* / В.В. Соловьев, А. Климович. – М.: Горячая Линия – Телеком, 2008. – 376 с.
3. Baranov S. *Logic Synthesis for Control Automata [Text]* / S. Baranov. – Boston: Kluwer Academic Publishers, 1994 – 312 p.
4. De Micheli G. *Synthesis and Optimization of Digital Circuits [Text]* / G. De Micheli. – New York: Mc Graw-Hill, 1994. – 636 p.
5. Czerwinski R. *Finite State Machine Logic Synthesis for Complex Programmable Logic Devices [Text]* / R. Czerwinski, D. Kania. – Berlin: Springer, 2013. – 172 p.
6. Баркалов А.А. *Синтез устройств управления на программируемых логических устройствах: учебное пособие [Text]* / А.А. Баркалов. – Донецк: ДонНТУ, 2002. – 261 с.
7. Barkalov A. *Reduction in the number of PAL macrocells in the circuit of the Moore FSM [Text]* / A. Barkalov, L. Titarenko, S. Chmielewski // *International Journal of Applied Mathematics and Computer Science*. – 2007, №17. – P. 101-112.

8. Сложные программируемые логические устройства (CPLD) [Электронный ресурс]. – Режим доступа: <http://digteh.ru/digital/CPLD/>.
9. Технология устройств CPLD [Электронный ресурс]. – Режим доступа: <https://parallel.ru/fpga/cpld.html>.
10. Altera documentation [Электронный ресурс]. – Режим доступа: www.altera.com.
11. Xilinx documentation [Электронный ресурс]. – Режим доступа: www.xilinx.com.
12. Yang S. *Optimum and suboptimum algorithms for input encoding and its relationships to logic minimization [Text]* / M. Ciesielski, S. Yang // *IEEE Transactions on CAD of Integrated Circuits and Systems*. – 1991, №10. – P. 117-131.
13. Баркалов А.А. *Оптимизация логической схемы устройства управления с заменой переменных [Text]* / А.А. Баркалов, И.Я. Зеленёва // *Управляющие системы и машины*. – Киев, 2001. – №1. – С. 75-78.
14. Garcia-Vargas I. *ROM-based finite state machine implementation in low cost FPGAs [Text]* / I. Garcia-Vargas, R. Senhadji-Navarro, A. Civit-Balcells, P. Guerra-Gutierrez // *IEEE International Symposium of Industrial electronics*. – Vigo 2007. – P. 342-347.
15. Barkalov A. *Optimization with Replacement of logical conditions for an automaton with bidirectional transitions [Text]* / I. Zelenjova, A. Barkalov // *Avtomatics and Computer Science*. – 2000. – №5. – P. 48-53.
16. Tutorial on Simulation using Aldec Active-HDL [Электронный ресурс]. – Режим доступа: https://ece.gmu.edu/sites/ece/files/student-resource/7971/tutorial-simulation-aldec-active-hdl_0.pdf.

Поступила в редколлегию 22.10.2017

Рецензент: д-р техн. наук проф. Д.М. Пиза, институт информатики и радиоэлектроники, ЗНТУ, Запорожье.

ЕКСПЕРИМЕНТАЛЬНЕ ДОСЛІДЖЕННЯ МЕТОДІВ ОПТИМІЗАЦІЇ АПАРАТУРНИХ ВИТРАТ ПРИ РЕАЛІЗАЦІЇ КЕРУЮЧОГО АВТОМАТА МУРА НА CPLD

І.Я. Зеленёва, С.С. Грушко, Д.В. Арапін

У статті розглянуто результати експериментального дослідження способів зменшення розрядності вхідного коду в структурі керуючого автомата Мура при реалізації в базисі CPLD. В ході досліджень були виведені формули для оцінки необхідної площі кристала CPLD, а також визначено коефіцієнт відносини практичного числа використовуваних макроячеек і теоретично розрахованої кількості логічних вентилів, необхідних для реалізації схеми керуючого автомата. Отриманий коефіцієнт дозволяє заздалегідь оцінити вартість реалізації проекту. Дослідження проведені на основі алгоритму управління бортовим цифровим обчислювальним комплексом.

Ключові слова: керуючий автомат, CPLD, псевдоеквівалентні стани, апаратурні витрати, макрокомірки, алгоритм керування.

EXPERIMENTAL RESEARCH OF THE HARWARE EXPENSES OPTIMIZATION METHODS FOR THE MOORE FSM IMPLEMENTATION ON CPLD

I. Zeleneva, S. Hrushko, D. Arapin

The article describes the results of an experimental study ways to reduce the bit depth of the input code in the structure of the Moore FSM for the implementation in a CPLD basis. The studies derived formulas for estimating the required area CPLD chip, as well as the defined ratio relationship of practical use of macrocells and the theoretical amount of logic gates needed to implement the schemes of control of the automaton. The resulting ratio enables to assess in advance the cost of the project. Investigations were carried out on the basis of the control algorithm onboard digital computer complex.

Keywords: control automaton, CPLD, pseudoequivalent state, hardware expenses, macrocell, control algorithm.