

КОМП'ЮТЕРНІ ЗАСОБИ, МЕРЕЖІ ТА СИСТЕМИ

A.A. Barkalov, Y.E. Vizor,
A.V. Matvienko

THE METHOD OF ENCODING OF FRAGMENT SETS OF VARIABLES

The method of optimization of hardware expenses in digital devices with coding of variables and heterogeneous structure is described. Analytical dependences of effectiveness and results of research of offered method are received.

Key words: control unit, optimization, coding.

Запропоновано метод оптимізації апаратних витрат у цифрових пристроях керування з гетерогенною структурою кодування фрагмента змінних. Отримано аналітичні оцінки ефективності запропонованого методу.

Ключові слова: пристрій керування, оптимізація, кодування.

Предложен метод оптимизации аппаратных затрат в цифровых устройствах управления с гетерогенной структурой кодированием фрагмента переменных. Получены аналитические оценки эффективности предложенного метода.

Ключевые слова: устройство управления, оптимизация, кодирование.

© А.А. Баркалов, Я.Е. Визор,
А.В. Матвиенко, 2012

УДК 004.274

А.А. БАРКАЛОВ, Я.Е. ВИЗОР, А.В. МАТВИЕНКО

МЕТОД КОДИРОВАНИЯ НАБОРОВ ФРАГМЕНТА ПЕРЕМЕННЫХ

В настоящее время при проектировании цифровых устройств управления широко применяется гетерогенный элементный базис, позволяющий снизить стоимость, как отдельных узлов, так и устройства в целом. В качестве такого базиса часто используется комбинация «программируемая логическая матрица + постоянное запоминающее устройство» («ПЛМ+ПЗУ»), допускающая применение метода кодирования наборов переменных.

Для оптимизации аппаратных затрат в схеме устройства управления в настоящей работе предлагается метод кодирования наборов фрагмента переменных, который базируется на кодировании наборов переменных и приводит к структурной модификации устройства.

В работе дано аналитическое обоснование эффективности предлагаемого метода, а также рассмотрены результаты экспериментальных исследований, определяющих область его эффективного применения.

Важными структурными элементами цифровых вычислительных систем являются устройства управления, которые могут быть реализованы в виде цифровых автоматов [1]. Минимизация аппаратных затрат в логических схемах цифровых автоматов является актуальной задачей при разработке и производстве средств вычислительной техники.

Известен ряд методов оптимизации аппаратных затрат в схемах автоматов, основанных на кодировании наборов переменных (кодирование наборов микроопераций, кодирование классов псевдоэквивалентных состояний и т. д.) [2, 3]. Обычно эти методы

используют гетерогенную реализацию логической схемы устройства, которая в общем случае приводит к уменьшению стоимости схемы. При этом коды наборов формируются комбинационной схемой на базе ПЛМ, а для преобразования кодов используется ПЗУ [2, 4, 5] (рис. 1). На рис. 1 код набора D формируется блоком ПЛМ на основании множества аргументов X и используется схемой ПЗУ для формирования множества переменных Y .

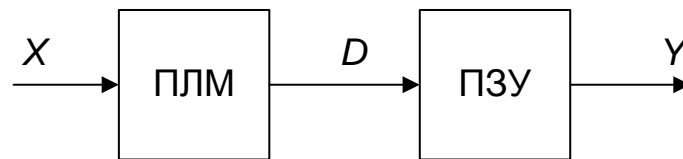


РИС. 1. Схема формирования переменных с использованием кодирования наборов

Если считать, что число аргументов для формирования кода набора равно L , а множество переменных в наборе равно N , то число бит ПЛМ можно определить как суммарную площадь матриц «И» и «ИЛИ» [3, 4]:

$$V_{\text{ИИ}} = 2^{2L} \cdot Q + Q \cdot R,$$

где Q – общее число термов ПЛМ, R – разрядность кода набора переменных.

Аналогично можно определить полную емкость ПЗУ дешифратора, считая, что число формируемых переменных равно N :

$$V_{\text{ИСО}} = 2^R \cdot N.$$

Пусть k_1 – стоимостный коэффициент, позволяющий перевести информационную емкость ПЛМ в ее стоимость, k_2 – аналогичный коэффициент для ПЗУ. Тогда стоимость логической схемы фрагмента, показанного на рис. 1, может быть определена как

$$S = k_1(2^{2L} \cdot Q + Q \cdot R) + k_2 2^R N. \quad (1)$$

Пусть в схеме на рис. 1 содержимое ПЗУ дешифратора наборов соответствует табл. 1. Очевидно, что здесь среди $N = 8$ микроопераций мы имеем $W = 9$ наборов микроопераций, для задания которых ПЛМ должна сформировать код разрядности $R = \lceil \log_2 W \rceil = 4$. При этом полная емкость ПЗУ будет равна $8 \cdot 2^4 = 128$ бит.

Для уменьшения аппаратных затрат в схеме формирования переменных предлагается метод кодирования наборов фрагмента переменных, заключающийся в следующем.

Поскольку от изменения порядка следования строк и столбцов смысл табл. 1 принципиально не изменится, расположим строки и столбцы так, как показано в табл. 2.

ТАБЛИЦА 1. Содержимое ПЗУ дешифратора наборов

A\Y	y ₁	y ₂	y ₃	y ₄	y ₅	y ₆	y ₇	y ₈
a ₁	1	0	1	0	1	1	0	0
a ₂	0	0	0	0	0	1	0	1
a ₃	1	1	1	1	1	1	0	0
a ₄	0	0	0	0	0	0	0	1
a ₅	0	1	0	0	0	0	1	0
a ₆	0	1	0	0	0	0	1	1
a ₇	0	0	0	0	0	1	0	0
a ₈	0	1	0	0	0	1	1	1
a ₉	1	0	1	0	1	0	0	1

ТАБЛИЦА 2. Преобразованная таблица дешифратора наборов

A\Y	y ₁	y ₂	y ₃	y ₄	y ₅	y ₇	y ₆	y ₈
a ₂	0	0	0	0	0	0	1	1
a ₄	0	0	0	0	0	0	0	1
a ₇	0	0	0	0	0	0	1	0
a ₁	1	0	1	0	1	0	1	0
a ₉	1	0	1	0	1	0	0	1
a ₅	0	1	0	0	0	1	0	0
a ₆	0	1	0	0	0	1	0	1
a ₈	0	1	0	0	0	1	1	1
a ₃	1	1	1	1	1	0	1	0

Если рассматривать первые $N_1 = 6$ столбцов табл. 2, в них можно выделить $W_1 = 4$ набора переменных:

$$Y_1 = \{ \}, Y_2 = \{y_1, y_3, y_5\}, Y_3 = \{y_2, y_7\}, Y_4 = \{y_1, y_2, y_3, y_4, y_5\}.$$

Для их кодирования достаточно $R_1 = \lceil \log_2 W_1 \rceil$ [переменных (в случае табл. 2 величина $R_1 = 2$).

Назовем подмножество переменных, составляющих первые 6 столбцов табл. 2, *фрагментом переменных* (ФП), размер которого равен N_1 переменных. Организуем ПЛМ так, чтобы она формировала $R_1 = 2$ разряда кода набора в выбранном фрагменте, а также разряды y_6 и y_8 , которые не вошли во фрагмент переменных. При этом ПЛМ, как и ранее, будет формировать 4 разряда, т. е. ее

информационная емкость существенно не изменится. На рис. 2 показана структура устройства, использующего предлагаемый метод.

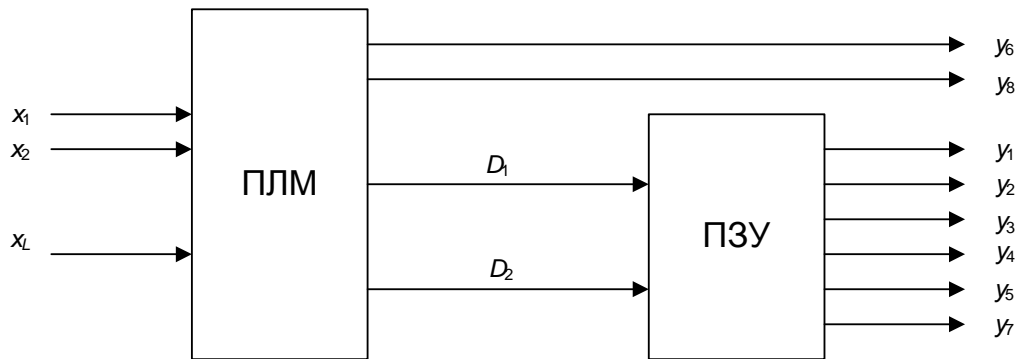


РИС. 2. Схема формирования переменных с использованием кодирования наборов фрагмента

Разряды, кодирующие наборы переменных внутри фрагмента, поступают на ПЗУ дешифратора наборов. Поскольку для кодирования наборов внутри фрагмента достаточно 2-х разрядов, ПЗУ должно иметь $R_1 = 2$ входа и $N_1 = 6$ выходов, а его емкость равна $V_{\text{КСО}}^1 = N_1 \cdot 2^{R_1}$ и составит $6 \cdot 2^2 = 24$ бит. Это в 5.33 раза меньше, чем в случае схемы без использования кодирования наборов фрагмента.

Чтобы оценить, насколько выигрыш в уменьшении емкости ПЗУ повлиял на уменьшение стоимости системы «ПЛМ+ПЗУ», рассмотрим отношение K_S стоимостей, рассчитанных по формуле (1) для схем на рис. 1 и рис. 2:

$$K_S = \frac{k_1(2^{2L} \cdot Q + Q \cdot R) + k_2 2^R N}{k_1(2^{2L} \cdot Q_1 + Q_1 \cdot (R_1 + N - N_1)) + k_2 2^{R_1} N_1}, \quad (2)$$

где Q_1 – число внутренних термов в ПЛМ схемы рис. 2.

Несмотря на то, что ПЛМ в схемах на рис. 1 и 2 формируют одинаковое количество функций, эти функции различны, т. е. для их формирования требуется в общем случае различное количество внутренних термов. Следовательно, применение метода кодирования наборов фрагмента может привести как к увеличению числа внутренних термов ПЛМ, так и к их уменьшению, что соответствующим образом отразится на стоимости ПЛМ. Этот факт может быть учтен лишь для конкретной системы функций.

Для определения эффективности предлагаемого метода исследуем зависимость коэффициента K_S от аргументов функции (2). При этом будем считать, что величины R, N, R_1, N_1 будут взяты согласно табл. 1 и 2. В качестве аргументов выделим величины L, Q, Q_1 и отношение стоимостных коэффициентов k_1/k_2 . Примем для рассматриваемого примера следующие параметры: $Q = Q_1 = 10$,

$L = 3$, $k_1/k_2 = 5$. Отметим, что при данных параметрах $K_S = 1.030$, т. е. выигрыш составляет 3 %.

Зависимость коэффициента K_S от числа входов ПЛМ при изменении их количества от 1 до 10 приведена в табл. 3. Очевидно, что с увеличением числа входов ПЛМ выигрыш от уменьшения емкости ПЗУ стремится к нулю.

ТАБЛИЦА 3. Зависимость коэффициента K_S от числа входов ПЛМ

L	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
K_S	1,24	1,10	1,03	1,007	1,002	1,001	1,000	1,000	1,000	1,000

Определим зависимость K_S от соотношения коэффициентов k_1/k_2 . Данное соотношение может иметь широкий разброс значений в зависимости от типа и информационной емкости используемых микросхем, однако обычно стоимость ПЗУ не превышает стоимость ПЛМ ($k_1/k_2 \geq 1$). Результаты расчетов представлены табл. 4. Очевидно, что при увеличении величины k_1/k_2 от 1 до 10 в нашем примере выигрыш снижается с 14,7 % до 1,5 %.

ТАБЛИЦА 4. Зависимость коэффициента K_S от соотношения k_1/k_2

k_1/k_2	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
K_S	1,147	1,075	1,050	1,038	1,030	1,025	1,022	1,019	1,017	1,015

Определим зависимость K_S от количества внутренних термов исходной и результирующей ПЛМ. Результаты представлены табл. 5, а ее графическая интерпретация показана на рис. 3. Отметим, что наиболее вероятные значения K_S группируются в таблице вдоль главной диагонали (при $Q \approx Q_1$).

ТАБЛИЦА 5. Зависимость коэффициента K_S от числа внутренних термов ПЛМ

$Q \setminus Q_1$	5	10	15	20	25
5	1,06	0,53	0,35	0,26	0,21
10	2,04	1,03	0,69	0,52	0,41
15	3,03	1,53	1,02	0,77	0,61
20	4,01	2,02	1,35	1,02	0,81
25	5,00	2,52	1,68	1,26	1,01

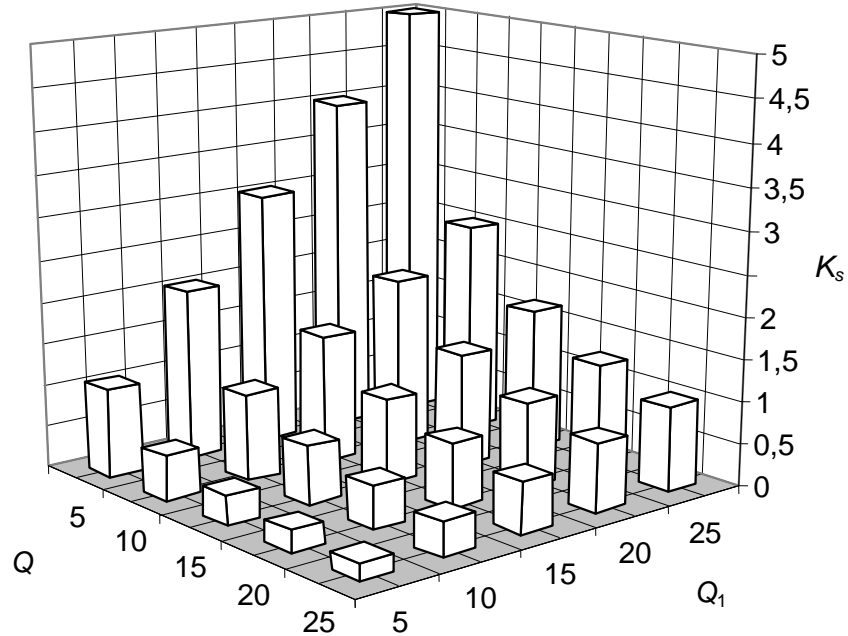


РИС. 3. Зависимость K_s от числа внутренних термов

Таким образом, использование предлагаемого авторами метода кодирования наборов фрагмента переменных позволяет уменьшить емкость ПЗУ дешифратора наборов без изменения числа выходов ПЛМ. Изменение числа внутренних термов ПЛМ оказывает значительное влияние на стоимостный коэффициент, и этот факт необходимо учитывать при применении предложенного метода.

1. *Baranov S.* Logic Synthesis for Control Automata. – Dordrecht: Kluwer Academic Publishers, 1994. – 312 p.
2. *Баркалов А.А., Палагин А.В.* Синтез микропрограммных устройств управления. – Киев: ИК НАН Украины, 1997. – 136 с.
3. *Баркалов А.А.* Синтез устройств управления на программируемых логических устройствах. – Донецк: ДНТУ, 2002. – 262 с.
4. *Соловьев В.В.* Проектирование цифровых схем на основе программируемых логических интегральных схем. – М.: Горячая линия-ТЕЛЕКОМ, 2001. – 636 с.
5. *Грушницкий Р.И., Мурсаев А.Х., Угрюмов Е.П.* Проектирование систем с использованием микросхем программируемой логики. – СПб: БХВ. – Петербург, 2002. – 608 с.

Получено 20.08.2012