

ОПТИМИЗАЦИЯ МНОГОУРОВНЕВЫХ СХЕМ АВТОМАТОВ С ЖЕСТКОЙ ЛОГИКОЙ

С.А. Ковалев, **Самир Нахлави**

Донецкий Государственный Технический

Университет, кафедра ЭВМ

тел: 91-07-35

e-mail: mold@dstu.donetsk.ua

Abstract

Kovalev S., Nachlavy S. Optimization of multilevel circuits of automata with hardwired logic. The method of Mealy automaton characteristics optimization is discussed. This method allows to transform three-level automaton circuit to two-level one using the same hardware expenditures. The method is based on the using of microinstructions to replace the logical conditions. The sphere of the effective application of the proposed method is determined.

Введение

Управляющий автомат является одним из основных блоков цифровой системы, в значительной степени определяющим ее эффективность [1]. В настоящее время для реализации схем автоматов используется программируемые БИС с регулярной структурой типа ПЛМ, ПЗУ, ПЛИС [2]. При проектировании быстродействующих систем наиболее часто используется модель автомата с "жесткой" логикой [3]. Одна из важных задач, возникающих при реализации схем автоматов с "жесткой" логикой (АЖЛ) - минимизация числа БИС в логической схеме автомата. Решение этой задачи возможно за счет увеличения числа уровней в схеме автомата [4], что сопряжено с уменьшением быстродействия цифровой системы. В настоящей работе предлагается метод построения логической схемы автомата, обладающей быстродействием двухуровневой структуры и аппаратными затратами, характерными для трехуровневых структур. Метод рассматривается применительно к реализации автомата Мили.

Трехуровневая схема автомата Мили

Трехуровневая схема автомата Мили (рис.1) формируется в результате применения методов замены логических условий (ЛУ) и кодирования микрокоманд (МК) [4]. Здесь: M - подсхема формирует систему функций $P_g \in P = \{P_1, \dots, P_g\}$, заменяющих логические условия из множества $X = \{X_1, \dots, X_L\}$ ($G < L$); P - подсхема формирует функции возбуждения памяти автомата $\varphi_r \in \Phi = \{\varphi_1, \dots, \varphi_Q\}$, ($R = \text{int } \log_2 M$, M -мощность множества состояний $A = \{a_1, \dots, a_M\}$) и пересечение $Z_i \in Z = \{Z_1, \dots, Z_Q\}$, кодирующие наборы микрокоманд из множества $Y = \{y_1, \dots, y_N\}$; регистр RG формирует внутренние переменные $T_r \in T = \{T_1, \dots, T_R\}$, кодирующие состояния автомата; Y - подсхема формирует выходные сигналы Y . В целом МРУ - автомат (назовем так автомат с трехуровневой структурой) задается системой булевых функций:

$$\begin{aligned} P &= P(X, T); \\ \Phi &= \Phi(P, T); \\ Z &= Z(P, T); \\ Y &= Y(Z). \end{aligned} \tag{1}$$

Как показывают исследования, для синтеза схемы МРУ - автомата требуется минимальное количество БИС по сравнению с другими структурами логической схемы эквивалентного автомата Мили. Основной недостаток МРУ - автомата - минимальное быстродействие.

Для увеличения быстродействия необходимо уменьшать количество уровней в структуре логической схемы, однако это приводит к росту аппаратных затрат по сравнению с трехуровневой структурой. Оптимальным может считаться решение, при котором уменьшение числа уровней позволяет получить схему, сравнимую по аппаратным затратам с трехуровневой схемой. Этого можно добиться за счет использования одних и тех же кодирующих переменных для формирования различных функций автомата.

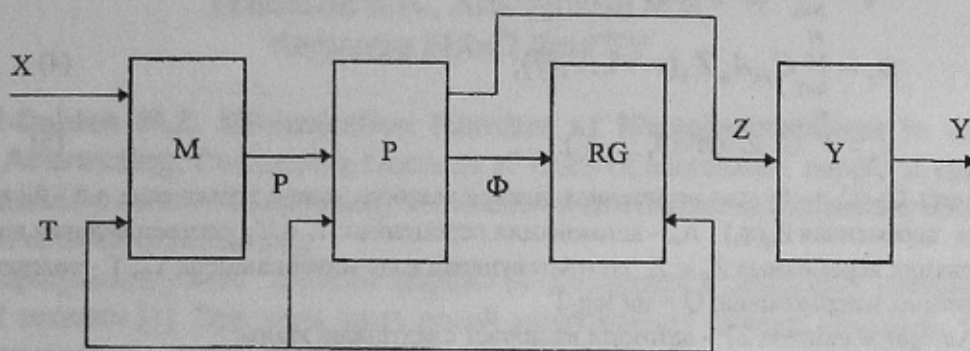


Рис. 1. Трехуровневая структура логической схемы автомата Мили

Оптимальная двухуровневая схема автомата Мили

В работе [5] предлагается подход, позволяющий получить двухуровневую схему автомата с числом БИС, не большим, чем у трехуровневой схемы. Такая структура названа ZP - автоматом (рис.2). Основная особенность ZP - автомата - использование переменных, кодирующих микрокоманды, для формирования функций возбуждения памяти. ZP - автомат задается системой булевых функций:

$$\begin{aligned} Z &= Z(X, T); \\ \Phi &= \Phi(Z, T); \\ Y &= Y(Z). \end{aligned} \quad (2)$$

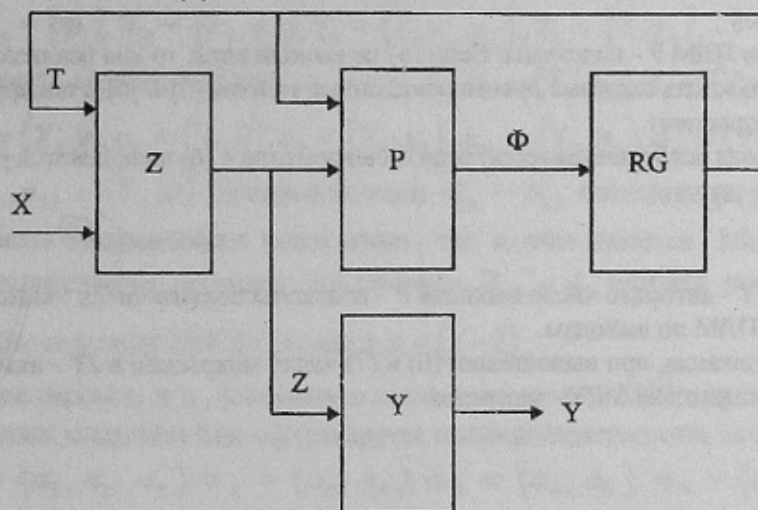


Рис. 2. Двухуровневая структура логической схемы автомата Мили

Сравнение систем (1) и (2) показывает, что в ZP - автомате:

- отсутствует система функций P, что уменьшает общее число выходов БИС в схеме по сравнению с МРУ - автоматом;
- P - подсистема формирует только систему функций Φ, что уменьшает число требуемых выходов БИС;
- сигналы Y формируются параллельно с сигналами Φ, так как зависят от одних и тех же переменных Z, то есть ZP - автомат является более быстродействующим, чем МРУ - автомат.

Исходной информацией для синтеза ZP - автомата является прямая структурная таблица (ПСТ), включающая столбцы: a_m - исходное состояние автомата; $K(a_m)$ - код исходного состояния; a_s - состояние перехода; $K(a_s)$ - код состояния перехода; X_h - входной сигнал, определяющий переход из a_m в a_s ; $Y_h \subseteq Y$ выходной сигнал на переходе из a_m в a_s ; $\Phi_h \subseteq \Phi$ - набор функций воз-

буждения, переключающий память автомата из $K(a_m)$ в $K(a_h)$; $h = 1, \dots, H$ - номер перехода. Система (2) может быть представлена следующим образом:

$$Z_q = \bigvee_{h=1}^H C_{qh} A_m X_h (q = 1, \dots, Q); \quad (3)$$

$$\varphi_r = \bigvee_{h=1}^H C_{rh} A_m Z_h (r = 1, \dots, Q); \quad (4)$$

$$y_n = \bigvee_{t=1}^T C_{nt} Z_t (n = 1, \dots, N). \quad (5)$$

здесь $C_{qh}(C_{rh})$ - булева переменная, равная единице, если и только если в h -й строке ПСТ записана переменная $Z_q(\varphi_r)$; A_m - конъюнкция переменных $T_r \in T$, соответствующая коду $K(a_m)$; Z_h - конъюнкция переменных $Z_q \in Z$, соответствующая коду микрокоманды Y_h ; T - количество попарно различных микрокоманд; $Q = \text{int} \log_2 T$.

Алгоритм синтеза ЗР - автомата включает следующие этапы:

1. Кодирование наборов микроопераций $Y_t \in Y$ кодами $K(Y_t)$ разрядности Q .
2. Формирование Z - таблицы со столбцами $a_m, K(a_m), Z_h, h$ по исходной ПСТ путем замены столбца Y_h столбцом Z_h , содержащим переменные Z_q , равные единицы в коде $K(Y_h)$.
4. Формирование Y - таблицы $Z_t, K(Z_t), Y_t, t$ соответствующей кодированию наборов микроопераций.
5. Формирование системы (3) по Z - таблице, системы (4) по P - таблице, системы (5) - по Y - таблице.
6. Синтез Z - подсхемы на ПЛМ по системе (3), P - подсхемы на ПЛМ по системе (4) и Y - подсхемы на ПЗУ по системе (5).

Заключение

Применение метода эффективно, если выполняется условие

$$Q + R \leq S, \quad (6)$$

где S - число входов ПЛМ P - подсхемы. Если (6) не выполняется, то для реализации P - подсхемы необходимо использовать сложные декомпозиционные методы [5] и [6] и аппаратные затраты в схеме резко возрастают.

Эффективность метода особо повышается, если одновременно с (6) выполняется условие (7):

$$\begin{cases} Q + R > t, \\ R \leq t. \end{cases} \quad (7)$$

В этом случае в МРУ - автомате число выходов P - подсхемы больше числа t выходов ПЛМ, что требует расширения ПЛМ по выходам.

Как показали исследования, при выполнении (6) и (7) число микросхем в ЗР - автомате на 25-30% меньше, чем в эквивалентном МРУ - автомате.

Литература

1. W. Stallings. Computer Organization and Architecture. - N.Y.: Prentice Hall < 1996. - 682 p.
2. G. Bostock. Programmable Logic Handbook. - London: Collons Professional Books, 1988. - 244 p.
3. Компьютеры на СБИС. Книга 1. / Мотока Т. и др. - М.: Мир, 1988. - 392 с.
4. Скляр В.А. Синтез автоматов на матричных БИС - Минск: Наука и техника, 1984. - 287 с.
5. Баркалов А.А. Разработка формализованных методов структурного синтеза композиционных автоматов: Дисс. докт. техн. наук: 05.13.08. - Донецк: ДГТУ, 1995. - 302 с.
6. Бибило П.Н. Синтез комбинационных ПЛМ - структур для СБИС. - Минск: Наука и техника, 1992. - 232 с.