

О ПОСТРОЕНИИ ДИСКРЕТНЫХ УСТРОЙСТВ С ОБНАРУЖЕНИЕМ
И ИСПРАВЛЕНИЕМ ОШИБОК ЗАДАННОЙ КРАТНОСТИ

М. Г. Карповский

Г. Ленинград

1. Проблема синтеза дискретных устройств с обнаружением и исправлением ошибок должна решаться уже на этапах абстрактного и структурного синтеза. При этом для построения такого рода устройств целесообразно использование корректирующих кодов для кодирования состояний этих устройств. Эта задача рассматривалась в ряде работ, однако способ кодирования состояний не учитывал функций, реализуемых устройством. Предлагаемый далее метод построения дискретных устройств с обнаружением и исправлением ошибок учитывает функции, реализуемые этими устройствами, и вследствие этого в ряде случаев оказывается более экономичным.

2. Пусть алгоритм работы устройства задан в виде абстрактного автомата A . Обозначим M_i множество состояний A , в которые можно перейти под действием входа X_i . Если закодировать состояния каждого из множеств M_i кодами с обнаружением или исправлением ошибок кратности ϵ , то возникает возможность обнаружения или исправления этих ошибок в моменты между тактами, если в эти моменты входной сигнал остается неизменным / т.е. входной сигнал считается потенциальным/. Так

как множества M_i в общем случае пересекаются, то задача нахождения минимальных кодов для кодирования множеств M_i оказывается весьма сложной. В настоящем докладе предлагается кодировать состояния каждого из множеств M_i ; элементами соответствующего смежного класса по некоторому групповому коду с заданной корректирующей способностью. При этом, если используемый код является плотноупакованным, то необходимо число элементов памяти оказывается минимальным.

Отметим, что предлагаемый метод дает возможность обнаружения или исправления ошибок заданной кратности ϵ , происходящих в элементах памяти автомата, а также тех ошибок в комбинационной части автомата, которые приводят к неверному срабатыванию не более чем ϵ элементов памяти. Таким образом, применение этого метода для повышения надежности целесообразно в том случае, когда надежность используемых комбинационных схем существенно ниже надежности элементов памяти.

3. Пусть Λ некоторое покрытие множества состояний M автомата A / т.е. множество подмножеств M , объединение которых равно M /. Пусть, кроме того, каждый элемент Λ есть объединение некоторых множеств M_i так, что каждое множество M_i принадлежит только одному элементу Λ . Построим автомат A_2 эквивалентный A следующим образом. Если в состоянии a_j автомата A можно перейти под действием входов X_p и X_q и если M_p и M_q принадлежит различным элементам покрытия Λ , то состоянию a_j замещается двумя состояниями a_j^p и a_j^q .

причем в A_j можно перейти под действием X_p , а в A_j^* под действием X_q .

Обозначим:

n_λ - число элементов покрытия λ ;

$|\lambda_i|$ - число состояний элемента λ_i покрытия λ ;

$B(m, 2^l)$ - максимальное число слов m - l -разрядного группового кода с исправлением l ошибок;

JNC - ближайшее к N сверху целое число.

Тогда, если

$$\begin{cases} J \log_2 \max |\lambda_i| + \log_2 n_\lambda \leq m; \\ \max |\lambda_i| \leq B(m, 2^l); \end{cases} \quad (*)$$

то можно закодировать состояния A_λ таким образом, что состояние каждого элемента λ будут кодироваться элементами соответствующего класса по некоторому m -разрядному групповому коду с исправлением l ошибок. Таким образом, если для некоторого автомата A существует покрытие λ , удовлетворяющее (*), то можно построить автомат A с исправлением l ошибок на m элементах памяти. Отметим, что если в качестве λ выбрать покрытие, состоящее из одного элемента, содержащего все состояния, то получим метод построения автоматов с исправлением ошибок, предложенный М.А. Гавриловым.

4. Пример. Рассмотрим сумматор последовательного действия, заданный автоматом Мура / рис. 1а/.

Здесь X_0, X_1, X_2 - входные сигналы 00, 01 или 10,

II соответственно; Y_0, Y_1 - выходные сигналы 0 и 1 соответственно. Пусть кратность исправляемых ошибок

$$l = 1. \text{ Для этого автомата } M_0 = \{0, 1\}, \\ M_1 = \{1, 2\}, M_2 = \{2, 3\}.$$

Пусть $\lambda = \{M_0, M_1, M_2\}$.

Граф автомата A_λ представлен на рис. 1б.

Из (*) имеем $m = 3$.

Сопоставим элементу M_i покрытия λ смежный класс по коду $(3, 1)$ с представителем P_i следующим образом:

$P_0 = 000; P_1 = 001; P_2 = 010$. Тогда кодирование состояний A_λ будет следующим:

0	-	000
1 ¹	-	001
1 ²	-	111
2 ¹	-	110
2 ²	-	010
3	-	101

Отметим, что при реализации того же сумматора с исправлением одиночной ошибки методом М.А. Гаврилова потребовалось бы 5 элементов памяти вместо 3, которые необходимы при рассмотренном способе.

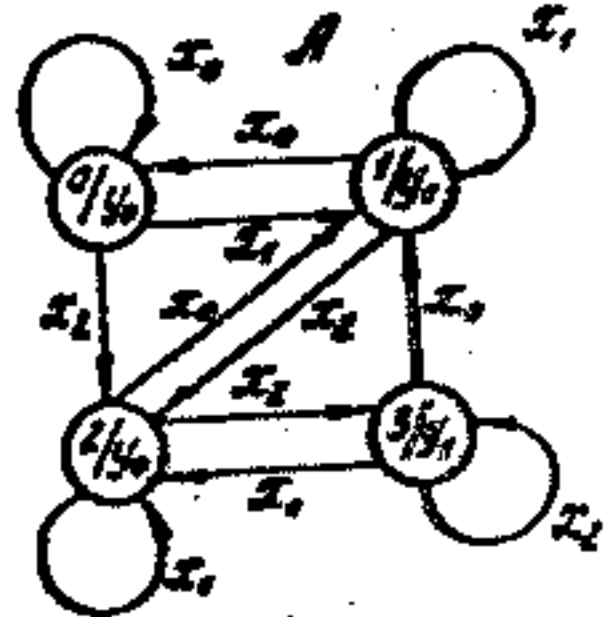


Рис 1а

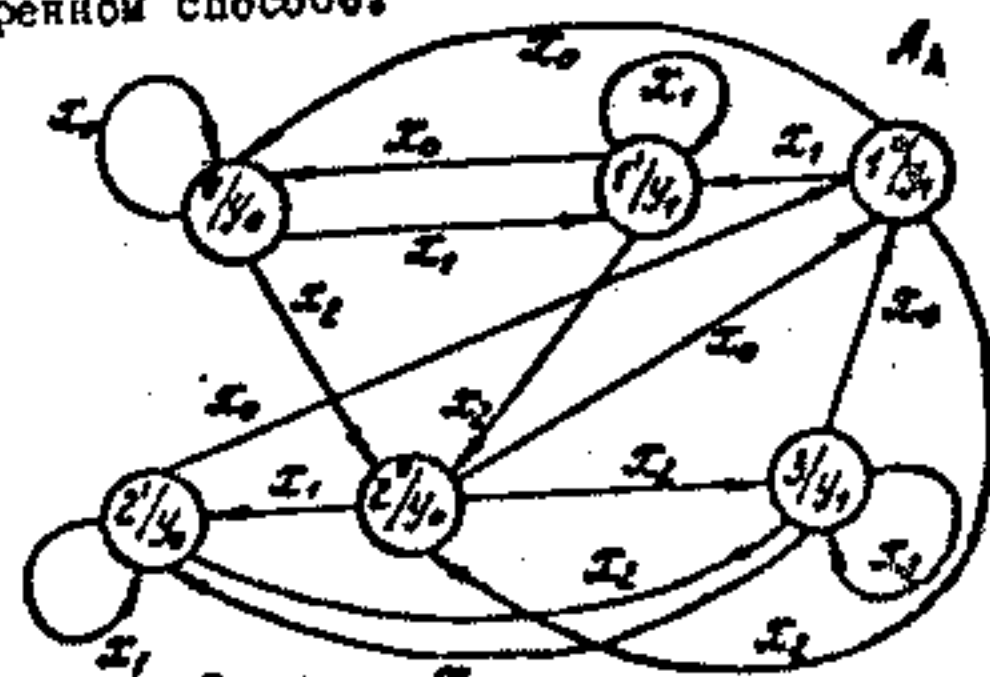


Рис 1б