УДК 004.312.26

ПОСТРОЕНИЕ ЭКОНОМИЧНЫХ ДЕШИФРАТОРОВ

А.А. Борисенко, проф.; Б.К. Лопатченко, доц.; И.Е. Бражник, ассист.; В.В. Гриненко, ассист.
Сумский государственный университет

В ряде случаев путем введения предварительного преобразования декодируемой информации можно значительно уменьшить аппаратурные затраты дешифраторов.

Наиболее удобной для этой цели является операция подсчета числа единиц в дешифрируемой двоичной кодовой комбинации.

В качестве примера, раскрывающего сущность предлагаемого способа построения экономичных дешифраторов на основе линейных, рассмотрим дешифрацию двоичных четырехразрядных кодовых комбинаций, представленных в табл.1.

Таблица 1

Номер	Кодовая комбинация $x_1x_2x_3x_4$	Число единиц	Номер	Кодовая комбинация $x_1x_2x_3x_4$	Число единиц
0	0000	0	8	1000	1
1	0001	1	9	1001	2
2	0010	1	10	1010	2
3	0011	2	11	1011	3
4	0100	1	12	1100	2
5	0101	2	13	1101	3
6	0110	2	14	1110	3
7	0111	3	15	1111	4

Как видно из табл. 1, все двоичные комбинации в зависимости от числа единиц в них разделяются на пять групп:

S_0	S_1	S_2	S_3	S_4
0000	0001	0011	0111	1111
	0010	0101	1011	
	0100	1001	1101	
	1000	0110	1110	
		1010		
		1100		

Предположим, что для любой из дешифрируемых кодовых комбинаций известно число содержащихся в ней единиц S_0, S_1, S_2, S_3, S_4. Это позволяет производить дешифрацию каждой группы комбинаций в отдельности. Выходные функции такого линейного дешифратора для четырех аргументов $x_1x_2x_3x_4$ будут иметь вид: $F_0 = S_0$; $F_1 = x_4S_1$; $F_2 = x_3S_1$; $F_3 = x_3x_4S_2$; $F_4 = x_2S_1$; $F_5 = x_2x_4S_2$; $F_6 = x_2x_3S_2$; $F_7 = \overline{x}_1S_3$; $F_8 = x_1S_1$; $F_9 = x_1x_4S_2$; $F_{10} = x_1x_3S_2$; $F_{12} = x_1x_2S_2$; $F_{11} = \overline{x}_2S_3$; $F_{13} = \overline{x}_3S_3$; $F_{14} = \overline{x}_4S_3$; $F_{15} = S_4$,

где S_0, S_1, S_2, S_3, S_4 – двоичные функции, соответствующие количеству единиц в дешифруемых кодовых комбинациях.

В общем случае предлагаемый дешифратор содержит сумматор числа единиц во входных кодовых комбинациях и дешифраторы сочетаний, реализующие функции выхода F_0, F_1, F_2, ..., F_{2-1}^{n}.

В рассматриваемом примере линейного дешифратора для четырех переменных x_1, x_2, x_3, x_4 имеет оценку Квайна в 34 входа (для обычного матричного дешифратора необходимо 64 входа) и содержит три дешифратора сочетаний DC_1, DC_2, DC_3 для групп S_1, S_2, S_3, выходные функции которых соответственно F_1, F_2, F_4, F_8; F_3, F_5, F_6, F_9, F_{10}, F_{12}, F_7, F_{11}, F_{13}, F_{14} (рис.1).

Дополнительная минимизация аппаратурных затрат дешифраторов сочетаний достигается за счет использования прямых или инверсных значений входных переменных в зависимости от соотношения нулей и единиц в дешифрируемых кодовых комбинациях. Если в комбинации меньше число единиц, используются прямые значения входных переменных, если меньше число нулей, - инверсные.

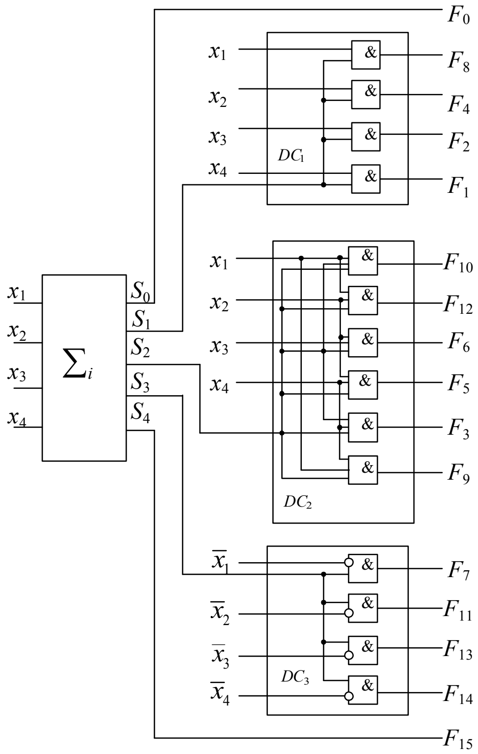

Рисунок 1 - Матричный дешифратор четырех переменных с сумматором единиц

Анализируя группировку кодовых комбинаций при увеличении числа входных переменных, можно сделать вывод, что число комбинаций в группе определяется числом сочетаний единиц и нулей в кодовых комбинациях

$$C_n^i = \frac{n!}{i!(n-i)!}, \qquad (1)$$

где n - число входных переменных;

i - число единиц или нулей в кодовых комбинациях.

В табл. 2 приведены значения C_n^i для $n = 2 \div 8$. Как видно из табл. 2 и рис. 1, количество дешифраторов сочетаний определяется числом групп, за исключением первой и последней, и равно $n-1$. Количество элементов схем дешифраторов сочетаний определяется количеством кодовых комбинаций в группе C_n^i, а количество входов логического элемента - минимальным числом i нулей или единиц в комбинации и двоичной функцией S_i, соответствующей количеству единиц в кодовых комбинациях данной группы, и равно $i+1$.

Таблица 2 – Число сочетаний для различных i и n

n	i								
	0	1	2	3	4	5	6	7	8
2	1	2	1						
3	1	3	3	1					
4	1	4	6	4	1				
5	1	5	10	10	5	1			
6	1	6	15	20	15	6	1		
7	1	7	21	35	35	21	7	1	
8	1	8	28	56	70	56	28	8	1

Таким образом, с учетом дополнительной минимизации общее число входов для матричных дешифраторов с подсчетом числа единиц:

для нечетных n

$$K_{нч} = 2\sum_{i=1}^{n/2}(i+1)\cdot C_n^i; \qquad (2)$$

для четных n

$$K_{ч} = 2\sum_{i=1}^{(n-1)/2}(i+1)\cdot C_n^i + (n/2+1)\cdot C_n^{n/2}. \qquad (3)$$

В обычных матричных дешифраторах аппаратурные затраты

$$K = n \cdot 2^n. \qquad (4)$$

В табл. 3 приведены оценки Квайна в предлагаемых и линейных дешифраторах, определенные по формулам (2) - (4).

Таблица 3 - Оценки Квайна количества элементов в дешифраторах

n	Одноступенчатый дешифратор	Дешифратор с сумматором		
		дешифратор	сумматор	всего
2	8	4	5	9
3	24	12	13	25
4	64	34	24	58
5	160	80	38	118
6	384	194	55	249
7	896	434	75	509
8	2048	998	98	1096

В качестве сумматора можно использовать матричный сумматор (рис. 2).

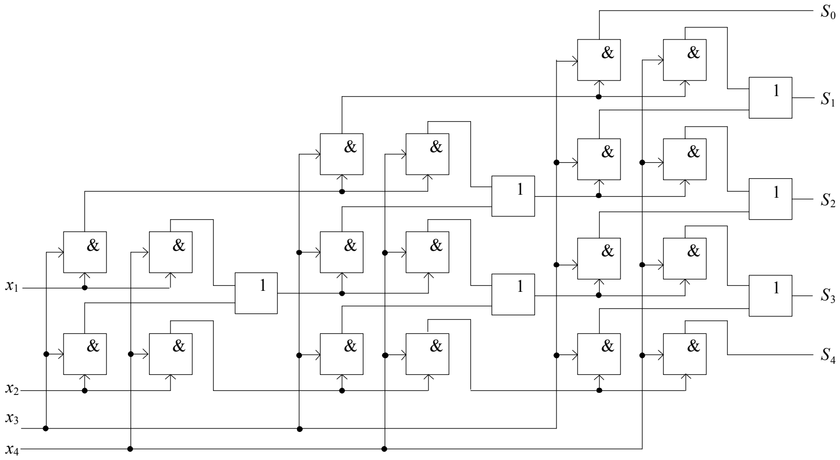

Рисунок 2 – Матричный сумматор

Аппаратные затраты не реализацию такого сумматора можно вычислить по формуле

$$K = \sum_{i=2}^{n} (3i - 1) \,. \tag{5}$$

Начиная с n = 6, дополнительное количество элементов для реализации сумматора мало влияет на общее количество элементов дешифратора с сумматором.

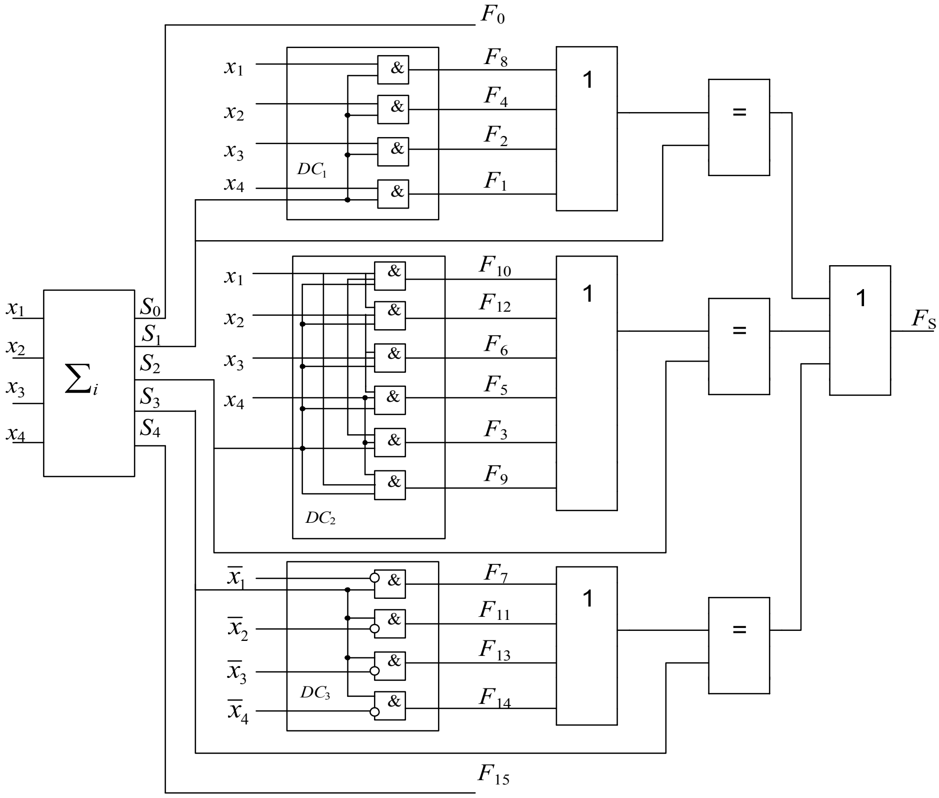

Рисунок 3 - Матричный дешифратор со схемами самоконтроля

Использование описанного способа построения дешифратора позволяет также и обнаруживать сбои в дешифраторах сочетаний. Способ контроля основан на анализе принадлежности выходной комбинации к группе, состоящей из определенного числа единиц. Для этого используются схемы «ИЛИ», которые производят суммирования логических сигналов F_i с определенным количеством единиц, и схемы неравнозначности «=». Схема дешифратора с введенными узлами самоконтроля представлена на рисунке 3.

Вариант правильной работы дешифратора и примеры обнаруживаемых и необнаруживаемых ошибок для входной комбинации «0110» приведены в таблице 4. Для данной входной комбинации состояние выходов сумматора $S_0 = 0$, $S_1 = 0$, $S_2 = 1$, $S_3 = 0$, $S_4 = 0$. Если дешифратор работает правильно, то на шестом его выходе F_6 появится единичный сигнал. В случае неправильной работы дешифраторов сочетаний, в результате которой появиться единичный сигнал на одном или нескольких выходах $F_i \neq F_6$, и если данное F_i не принадлежит к группе с числом единиц во входном слове равном двум $i \notin \{10,12,6,5,3,9\}$, то на выходе схемы обнаружения ошибки появиться сигнал ошибки единичного уровня. Если в результате неправильной работы появиться единичный сигнал на выходе F_i для $i \in \{10,12,5,3,9\}$, то произойдет необнаруживаемая ошибка.

Таблица 4 – Режимы работы дешифратора

Входная комбинация				Выходная комбинация															
				Группы по числу единиц															
				S_0	S_1				S_2						S_3				S_4
x_1	x_2	x_3	x_4	F_0	F_8	F_4	F_2	F_1	F_{10}	F_{12}	F_6	F_5	F_3	F_9	F_7	F_{11}	F_{13}	F_{14}	F_{15}
				Правильная работа															
0	1	1	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0
				Обнаруживаемая ошибка															
0	1	1	0	0	0	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0
0	1	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0
0	1	1	0	1	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	1
0	1	1	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	1	0	0
0	1	1	0	1	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	1
0	1	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0	1	0	0
0	1	1	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	1	0	0	1	0	0	1
				Необнаруживаемая ошибка															
0	1	1	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	1	0	0	0	0	0	0
0	1	1	0	0	0	0	0	0	1	0	1	0	0	1	0	0	0	0	0
0	1	1	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0
0	1	1	0	0	0	0	0	0	1	1	0	0	1	0	0	0	0	0	0

Произведем оценку достоверности работы такой схемы. В качестве критерия выберем вероятность пропуска или необнаружения ошибки. При использовании данного способа контроля ошибка будет пропущена в следующих случаях:

– появление ошибочных единичных сигналов на выходах элементов, формирующих функции F_i, принадлежащих множеству входных комбинаций с числом единиц подсчитанных сумматором, с сохранением правильного сигнала. Вероятность ошибки для j-й входной комбинации определяется выражением

$$p_j = \sum_{m=1}^{C_n^{q_j-1}} C^m_{C_n^{q_j}-1} p_{11} p_{01}^m p_{00}^{2^n-1-m}, \qquad (6)$$

где m – количество сбоев в дешифраторах сочетаний (ошибочно формируемых единичных значений функций F_i);

p_{11}, p_{00} – вероятности безошибочной работы элементов дешифратора сочетаний в нулевом и единичном состояниях;

$p_{10} = 1 - p_{11}, p_{01} = 1 - p_{00}$ – вероятности сбоев элементов дешифратора сочетаний;

q_j – количество единиц во входной комбинации.

– появление ошибочных единичных сигналов на выходах элементов формирующих функции F_i со сбоем правильного сигнала. Вероятность ошибки для j-й входной комбинации определяется выражением

$$p_j = \sum_{m=1}^{C_n^{q_j-1}} C^m_{C_n^{q_j}-1} p_{10} p_{01}^m p_{00}^{2^n-1-m}. \qquad (7)$$

Проведя суммирование вероятностей ошибок для всех входных комбинаций получим следующее соотношение:

$$P_{ош} = \sum_{j=0}^{n} \sum_{k=1}^{C_n^{q_j}} \sum_{m=1}^{C_n^{q_j-1}} C^m_{C_n^{q_j}-1} p_{01}^m p_{00}^{2^n-1-m}. \qquad (8)$$

Предлагаемый способ построения матричных дешифраторов позволяет более чем вдвое уменьшить аппаратурные затраты, а применение сумматоров в предлагаемых дешифраторах расширяет их функциональные возможности и, следовательно, повышает эффективность использования. Кроме того, использование средств самоконтроля позволяет обнаруживать сбои в работе схемы.

Начиная с $n = 6$, дополнительное количество элементов для реализации сумматора мало влияет на общее количество элементов дешифратора с сумматором.

SUMMARY

The method of construction of the matrix decodings is offered by introduction of preliminary transformation of information. Decoding of binary fourbit code combinations is as an example considered with the use of the matrix summarizing as an element of preliminary transformer. Efficiency of the offered method is proved.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Борисенко А.А. Биномиальные автоматы: Учебное пособие. - Сумы: Изд-во СумГУ, 2005. - 121 с.
2. А.с. 1077054 СССР МКИ3О3К 23/00. Счетчик импульсов / А.А. Борисенко, И.Д. Пузько, Л.А. Стеценко (СССР). - № 3479062 / 18 – 21; Заявлено 27.07.82 // Открытия. Изобретения. 1984, № 8, - С. 197.

Поступила в редакцию14 декабря 2006 г