

УДК 681.188

**ОЦЕНКА ПОМЕХОУСТОЙЧИВОСТИ ДЕШИФРАТОРОВ С
СУММАТОРОМ ЕДИНИЦ**

А.А. Борисенко, д-р техн. наук, профессор;

Д.В. Гутенко, аспирант

Сумский государственный университет

В статье рассмотрены возможные виды ошибок дешифратора с сумматором единиц, а также работа устройства защиты от ошибок. Установлены доля обнаруживаемых ошибок, вероятности обнаруживаемых и необнаруживаемых ошибок, вероятность правильной работы дешифратора.

Ключевые слова: виды ошибок, дешифратор с сумматором единиц, защита от ошибок.

У статті розглянуті можливі види помилок дешифратора з сумматором одиниць, а також робота пристрою захисту від помилок. Встановлені частка виявлених помилок, ймовірності виявлених та невиявлених помилок, ймовірність правильної роботи дешифратора.

Ключові слова: види помилок, дешифратор з сумматором одиниць, захист від помилок.

ВВЕДЕНИЕ

На практике, как правило, применяются стандартные структуры дешифраторов. Однако имеются и другие, более экономичные по аппаратурным затратам структуры дешифратора. Одна из таких дана в статье [1]. Кроме снижения аппаратурных затрат, в этой структуре можно поднять её помехоустойчивость. Для этой цели подходит операция подсчета единиц в дешифрируемой двоичной комбинации. В статье [1] была рассмотрена работа дешифратора с сумматором единиц и соответствующего устройства защиты от ошибок, а также произведена оценка достоверности работы дешифратора. Однако в этой работе не были рассчитаны доли обнаруживаемых ошибок как для отдельных частей, так и для всего устройства, вероятности обнаружения ошибки, вероятность правильной работы дешифратора, а также не было проведено имитационное моделирование, подтверждающее правильность проведённых расчётов. Целью данной работы было произвести более общую оценку помехоустойчивости дешифратора с сумматором единиц с учётом вышеприведённых характеристик и произвести имитационное моделирование.

РАБОТА ДЕШИФРАТОРА С СУММАТОРОМ ЕДИНИЦ

Приведенный в работе [2] дешифратор с сумматором единиц и 16 выходами представлен на рис.1. Он состоит из пяти прямоугольных дешифраторов (два из которых «вырождены»), сумматора единиц, четырёх элементов ИЛИ и трёх схем неравнозначности. Работает дешифратор следующим образом. Сначала с помощью сумматора

подсчитывается число единиц во всей кодовой комбинации. В результате на одном из выходов сумматора появится сигнал, который разрешает работу одного из прямоугольных дешифраторов, число которых равно числу выходов сумматора. Два дешифратора для комбинаций 0000 и 1111 представлены соответствующими выходами сумматора.

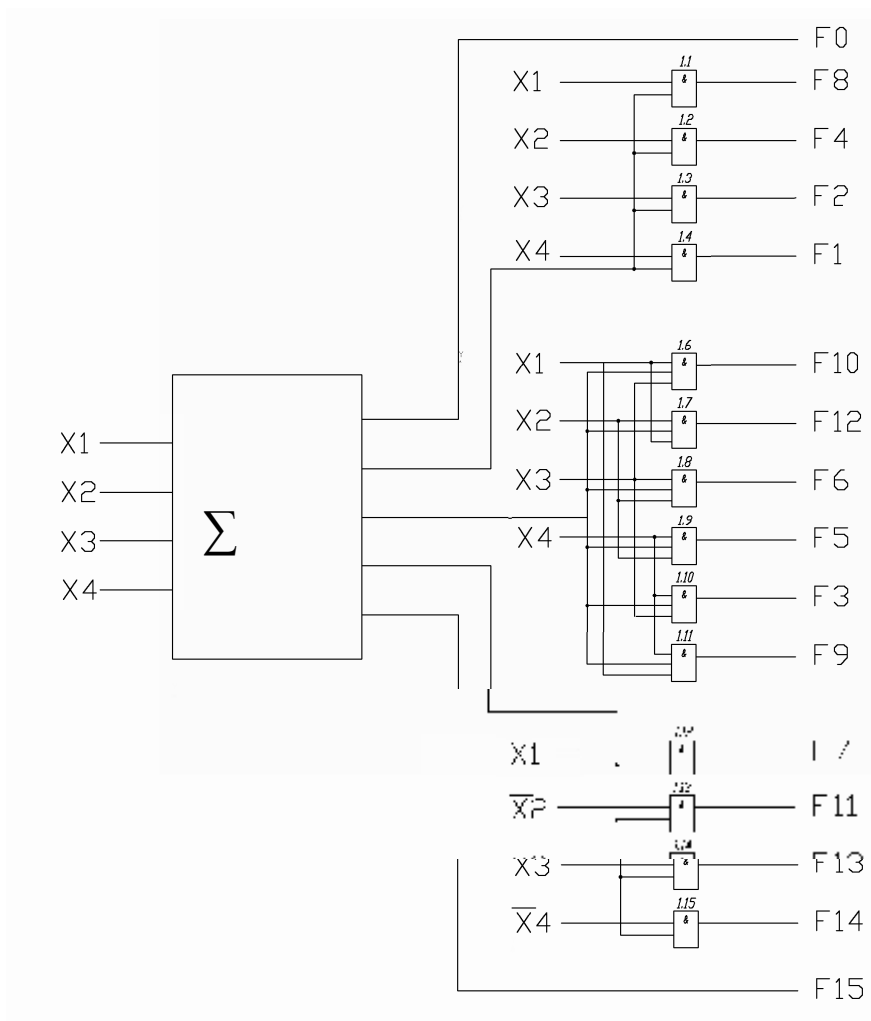


Рисунок 1 – Матричный дешифратор четырёх переменных с сумматором единиц

Для примера рассмотрим дешифрацию некоторых комбинаций. Если в исходном состоянии на входе дешифратора и сумматора находится комбинация 0000, то на выходе сумматора S_0 соответственно имеется единичный сигнал, который поступает на выход устройства, и таким образом дешифрируется нулевое состояние счетчика. При наличии на входе дешифратора и сумматора комбинации 0100 единичный сигнал с выхода сумматора S_1 поступает на первый вход элемента И 1.2, а сигнал x_2 , который свидетельствует о наличии 1 во втором разряде, поступает на второй вход этого элемента. В результате появляется единичный сигнал на выходе элемента И 1.2, который соответствует комбинации 0100. Дешифрация комбинации 1000 происходит аналогично. При наличии комбинации 0110 единичный сигнал с выхода сумматора S_0

поступает на первый вход элемента И 1.6, на остальные два входа которого поступают единичные сигналы x_2, x_3 . В результате появляется единичный сигнал на выходе элемента И 1.6, который соответствует комбинации 0110 [2]. Устройство работает аналогично и для других комбинаций.

Каждому прямоугольному дешифратору соответствует группа входных комбинаций с одинаковым количеством единиц. В табл.1 приведены комбинации, сгруппированные по признаку равенства числа единиц.

Выходные функции дешифратора с 16 выходами для четырех аргументов x_1, x_2, x_3, x_4 будут иметь вид

$$F_0 = S_0; F_1 = x_4 S_1; F_2 = x_3 S_1; F_3 = x_3 x_4 S_2; F_4 = x_2 S_1; F_5 = x_2 x_4 S_2; F_6 = x_2 x_3 S_2; F_7 = \overline{x_1} S_3; F_8 = x_1 S_1; F_9 = x_1 x_3 S_2; F_{10} = x_1 x_2 S_2; F_{11} = \overline{x_2} S_3; F_{12} = x_1 x_2 S_2; F_{13} = \overline{x_3} S_3; F_{14} = \overline{x_4} S_3; F_{15} = S_4,$$

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

Дополнительная минимизация аппаратных затрат дешифратора достигается за счет использования прямых или инверсных значений входных переменных в зависимости от соотношения нулей и единиц в дешифрируемых кодовых комбинациях. Если в комбинации меньшее число единиц, используются прямые значения входных переменных, если меньшее число нулей, – инверсные [1].

Таблица 1 – Входные комбинации дешифратора, сгруппированные по количеству единиц

	Кодовая комбинация $x_1 x_2 x_3 x_4$	Число единиц		Кодовая комбинация $x_1 x_2 x_3 x_4$	Число единиц
0	0000	0	8	1001	2
1	0001	1	9	1010	2
2	0010	1	10	1100	2
3	0100	1	11	0111	3
4	1000	1	12	1011	3
5	0011	2	13	1101	3
6	0101	2	14	1110	3
7	0110	2	15	1111	4

2. УСТРОЙСТВО ОБНАРУЖЕНИЯ ОШИБОК

В схеме, приведенной на рис. 2, обнаружение ошибок достигается путём анализа входной комбинации на принадлежность к той или иной группе комбинаций, состоящей из определённого количества единиц. Для этой цели используются схемы, которые проводят суммирование логических сигналов F_i с определённым количеством единиц, и схемы неравнозначности «=».

Так как оценка помехоустойчивости дешифратора производится для идеальной работы сумматора, то есть на выходах сумматора не может возникнуть ошибка, и выходы дешифратора для комбинаций с нулевым и n -м количеством единиц берутся непосредственно с сумматора, то

устанавливать устройство контроля, которое обнаруживало бы ошибки для этих комбинаций, сравнивая информацию с выхода сумматора и выхода дешифратора, не имеет смысла. Поэтому при представлении информации с выходов дешифратора в виде двоичной комбинации в дальнейших расчётах будем использовать не N -разрядную комбинацию, что соответствует количеству выходов дешифратора, а комбинацию с $N-2$ разрядами, так как информация с выходов дешифратора для комбинаций с 0 -м и n -м количеством единиц не будет контролироваться.

Вариант правильной работы дешифратора и примеры обнаружения ошибок для входной комбинации «0110» приведены в таблице 2 [1]. 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 появится единичный сигнал на одном или нескольких выходов $F_i \neq F_6$, 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 появится сигнал ошибки единичного уровня.

Таблица 2 – Режимы работы дешифратора

Входная комбинация				Выходная комбинация													
				Группы по числу единиц													
				S_1				S_2					S_3				
x_1	x_2	x_3	x_4	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}
				Правильная работа													
0	1	1	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0
				Обнаруживаемая ошибка													
0	1	1	0	0	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0
0	1	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0
0	1	1	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0
0	1	1	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0
0	1	1	0	0	0	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0	1	0
0	1	1	0	0	0	0	0	1	0	0	0	1	0	0	1	0	0
				Необнаруживаемая ошибка													
0	1	1	0	0	0	0	0	0	0	1	0	1	0	0	0	0	0
0	1	1	0	0	0	0	0	1	0	1	0	0	1	0	0	0	0
0	1	1	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0
0	1	1	0	0	0	0	0	1	1	0	0	1	0	0	0	0	0

Если в результате неправильной работы появится единичный сигнал на выходе F_i для $i \notin \{10,12,5,3,9\}$, то произойдет необнаруживаемая ошибка.

Если поступающей входной комбинации, имеющей q единиц, соответствует выход дешифратора, связанный с устройством контроля, то разрешённые комбинации на выходах дешифратора можно рассматривать как перебор всех комбинаций внутри C_n^q разрядов, каждый разряд при этом соответствует входной комбинации, имеющей q единиц (таблица 3).

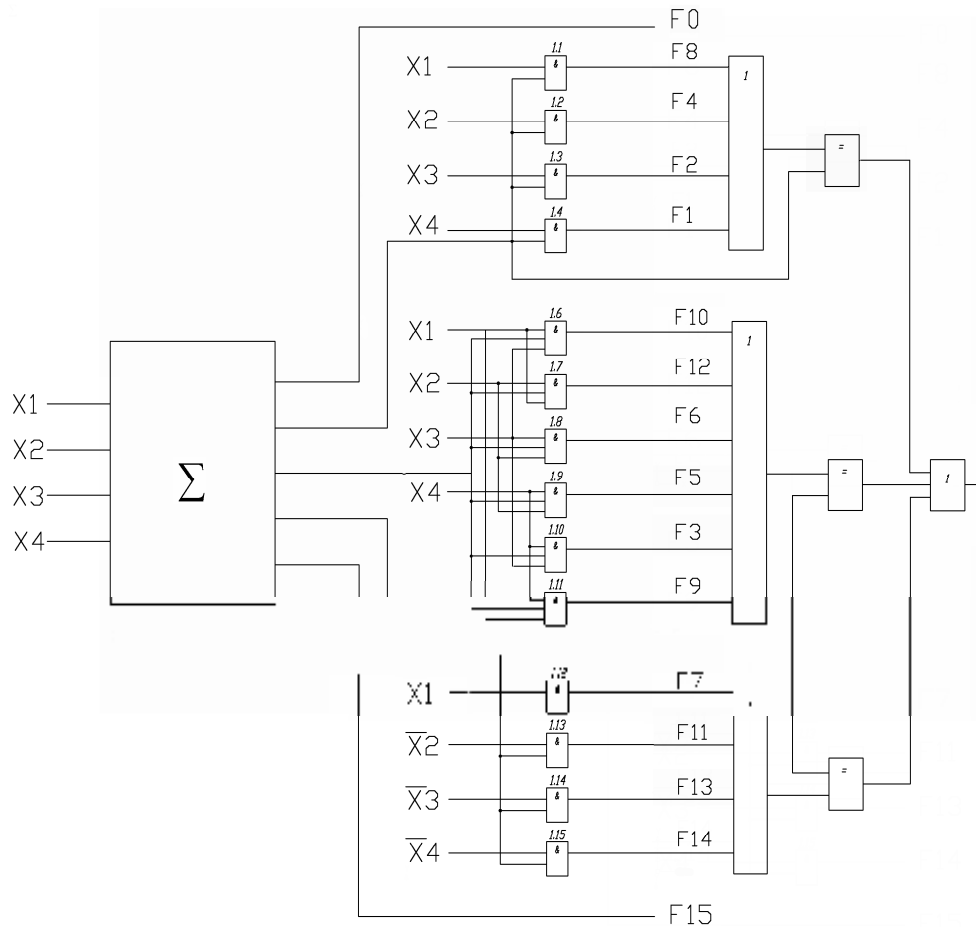


Рисунок 2 – Матричный дешифратор четырёх переменных с сумматором единиц (устройство обнаружения ошибок)

Таблица 3 – Общий вид разрешенных комбинаций для q-го вывода сумматора

№	...	S_{q-1}				S_q				S_{q+1}				...	
1	...	0	0	0	...	0	0	0	...	0	1	0	0	0	...
2	...	0	0	0	...	0	0	0	...	1	0	0	0	0	...
3	...	0	0	0	...	0	0	0	...	1	1	0	0	0	...
...
$2^{C_n^q} - 3$...	0	0	0	...	1	1	1	...	0	1	0	0	0	...
$2^{C_n^q} - 2$...	0	0	0	...	1	1	1	...	1	0	0	0	0	...
$2^{C_n^q} - 1$...	0	0	0	...	1	1	1	...	1	1	0	0	0	...

C_n^q -разрядов

Таким образом, количество разрешённых комбинаций на выходах дешифратора для соответствующего выхода сумматора, связанного с устройством контроля, будет равно

$$N_{PK} = \sum_{j=1}^{C_n^q} C_{C_n^q}^j = 2^{C_n^q} - 1, \quad (1)$$

где C_n^q - количество входных комбинаций для дешифратора с N -выходами, имеющих q единиц; n - разрядность входной комбинации.

Если входная комбинация содержит нулевое или n -е количество единиц, то есть информация с соответствующего выхода дешифратора не будет контролироваться, то на выходах сумматоров для количества единиц от 1 до $n-1$ будут нулевые значения. Значит, для такого случая будет всего одна разрешённая комбинация, и все её разряды будут иметь нулевые значения, поскольку только при таком условии не будет возникать сигнал ошибки. Значения количества разрешённых комбинаций для 0-го и n -го выхода сумматора совпадают со значениями, полученными из формулы (1), выведенной для выходов сумматора, которые участвуют в системе контроля (то есть все сумматоры, кроме 0-го и n -го). Значит, формулу (1) можно обобщить для всех выходов сумматора.

Так как в данном дешифраторе с 16 выходами всего $C_4^2 = 6$ входных комбинаций, содержащих две единицы, то для вывода соответствующего сумматора количество разрешённых комбинаций будет соответственно равно

$$N_{PK} = \sum_{j=0}^5 C_6^j = 2^6 - 1 = 63.$$

Поскольку всего комбинаций 2^{N-2} , то для каждого вывода сумматора количество запрещённых комбинаций будет соответственно

$$N_{ЗК} = 2^{N-2} - N_{PK} = 2^{N-2} - 2^{C_n^q} + 1. \quad (2)$$

Значит, для рассматриваемого случая количество запрещённых комбинаций равно

$$N_{ЗК} = 2^{N-2} - N_{PK} = 2^{14} - 2^6 + 1 = 16321.$$

Согласно [3] доля обнаруживаемых ошибок для прямоугольного дешифратора, входящего в состав дешифратора с сумматором единиц, будет определяться по формуле

$$D = 1 - \frac{N_p}{N} = 1 - \frac{2^{C_n^q} - 1}{2^{N-2}}. \quad (3)$$

Следовательно, в данном прямоугольном дешифраторе для вывода сумматора, соответствующего комбинациям с двумя единицами, доля обнаруживаемых ошибок равна

$$D = 1 - \frac{N_p}{N} = 1 - \frac{2^6 - 1}{2^{14}} = 0,996155.$$

Если рассматривать работу дешифратора для любой входной комбинации (то есть она может содержать любое количество единиц), то существует C_n^q входных комбинаций с количеством единиц q , и для каждой из них число разрешенных комбинаций будет определяться по формуле (1), а число запрещенных - по формуле (2). Так как любая комбинация может перейти в любую из 2^{N-2} комбинаций на выходе дешифратора, то общее количество разрешенных и запрещенных комбинаций будет

$$N_{PK} = \sum_{q=0}^n C_n^q (2^{C_n^q} - 1), \quad (4)$$

$$N_{3K} = \sum_{q=0}^n \sum_{i=0}^{C_n^q} (2^{2^n - 2} - 2^{C_n^q} + 1). \quad (5)$$

Тогда доля обнаруживаемых ошибок будет равна

$$D = 1 - \frac{\sum_{q=0}^n C_n^q (2^{C_n^q} - 1)}{2^{2^n - 2 + n}}. \quad (6)$$

Для дешифратора с 16 выходами количество разрешенных комбинаций и доля обнаруживаемых ошибок будут равны соответственно:

$$N_{PK} = \sum_{k=0}^4 C_4^k (2^{C_4^k} - 1) = 500,$$

$$D = 1 - \frac{\sum_{q=0}^4 C_4^q (2^{C_4^q} - 1)}{2^{14+4}} = 0,998093.$$

По экспериментальным данным, полученным при имитационном моделировании, были получены доли обнаруживаемых ошибок (табл.4, рис. 3). На оси X отображено количество проведенных опытов, а на оси Y - доля обнаруженных ошибок. Результаты моделирования подтверждают правильность произведенных расчётов.

Таблица 4 – Результаты моделирования

Количество опытов	Случаев обнаружения ошибки	Доля обнаруживаемых ошибок
100	100	1
1000	997	0,997
10000	9977	0,9977
100000	99798	0,99798
1000000	998050	0,99805
10000000	9981064	0,998106
100000000	99809119	0,998091
1000000000	998092376	0,998092

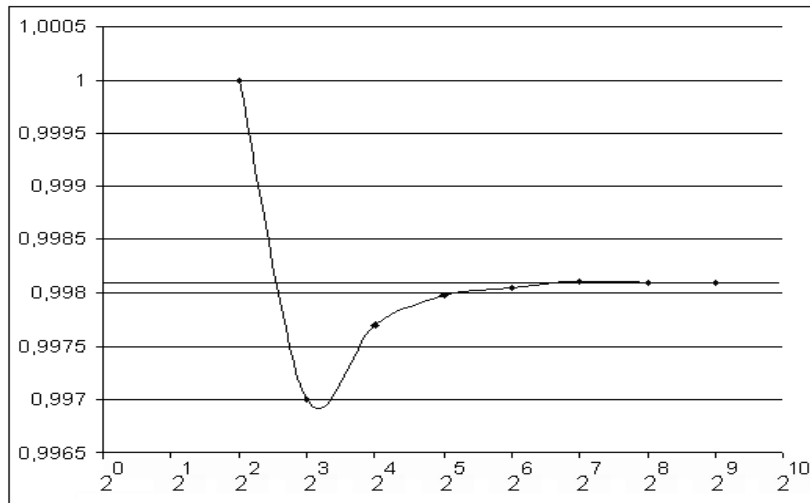


Рисунок 3 – Зависимость доли обнаруживаемых ошибок от числа проведенных опытов

Для вычисления вероятности необнаруживаемой ошибки воспользуемся моделью, согласно которой дешифратор, работающий с ошибками, можно представить в виде идеального дешифратора и канала связи, через который передаётся информация с выходов дешифратора.

Так как в данных расчётах работу сумматора считаем идеальной, то информация с его выходов всегда будет достоверной. Поскольку информация с выходов сумматора для 0-го и n -го количества единиц является и информацией с выходов дешифратора для входных комбинаций с нулевым и n -м количеством единиц, то информацию с выходов дешифратора для данных комбинаций можно также считать безошибочной. Поэтому для выбранной модели через канал связи будет передаваться информация со всех выходов дешифратора, кроме выходов, соответствующих комбинациям с нулевым или n -м количеством единиц.

При сбое в работе дешифратора необнаруживаемая ошибка может произойти в двух случаях:

а) появление ошибочных единичных сигналов на выходах дешифратора, необходимых для дешифрации комбинаций с тем же количеством единиц, что и у исходной входной комбинации, и сохранение правильного сигнала на соответствующем выходе дешифратора, тогда вероятность необнаруживаемых ошибок равна

$$V_j = \sum_{m=1}^{C_n^{q_j} - 1} C_{C_n^{q_j} - 1}^m P_{11}^m P_{01}^{2^n - 3 - m}, \quad (7)$$

где m – количество сбоев;

P_{00} , P_{11} – вероятности безошибочной работы элементов дешифратора для нулевого и единичного состояния;

$P_{01} = 1 - P_{00}$ – вероятность ошибочного перехода сигнала на одном из выходов дешифратора из нулевого состояния в единичное;

б) появление ошибочных единичных сигналов на выходах дешифратора, соответствующих группе входных комбинаций с количеством единиц, что и у исходной входной комбинации, и сбоем правильного сигнала, в этом случае вероятность необнаруживаемых ошибок равна

$$V_j' = \sum_{m=1}^{C_n^{q_j-1}} C_{C_n^{q_j-1}}^m P_{10} P_{01}^m P_{00}^{2^n-3-m}, \quad (8)$$

где $P_{10}=1 - P_{11}$ – вероятность ошибочного перехода сигнала из единичного состояния в нулевое.

Определим среднее значение вероятностей необнаруживаемых ошибок для всех комбинаций:

$$\bar{V} = \sum_{j=1}^{2^n} p_j \left(\sum_{m=1}^{C_n^{q_j-1}} C_{C_n^{q_j-1}}^m P_{11} P_{01}^m P_{00}^{2^n-3-m} + \sum_{m=1}^{C_n^{q_j-1}} C_{C_n^{q_j-1}}^m P_{10} P_{01}^m P_{00}^{2^n-3-m} \right).$$

Проведя необходимые преобразования, формула принимает вид

$$\bar{V} = \sum_{j=1}^{2^n} p_j \sum_{m=1}^{C_n^{q_j-1}} C_{C_n^{q_j-1}}^m P_{01}^m P_{00}^{2^n-3-m}. \quad (9)$$

Поскольку для любой входной комбинации из группы входных комбинаций с одинаковым количеством единиц значение вероятности необнаруживаемых ошибок остается одинаковым, то формулу можно привести к виду, в котором вместо вероятности появления одной i -й входной комбинации из 2^n возможных комбинаций будет использоваться вероятность появления комбинации с количеством единиц q для $(n+1)$ возможных случаев.

$$\bar{V} = \sum_{q=0}^n \sum_{i=1}^{C_n^q} p_i \sum_{m=1}^{C_n^{q_i-1}} C_{C_n^{q_i-1}}^m P_{01}^m P_{00}^{2^n-3-m},$$

$$\bar{V} = \sum_{q=0}^n \sum_{i=1}^{C_n^q} (p_i \sum_{m=1}^{C_n^{q_i-1}} C_{C_n^{q_i-1}}^m P_{01}^m P_{00}^{2^n-3-m}) = \sum_{q=0}^n \left(\sum_{m=1}^{C_n^{q_i-1}} (C_{C_n^{q_i-1}}^m P_{01}^m P_{00}^{2^n-3-m}) \cdot \sum_{i=1}^{C_n^q} p_i \right). \quad (10)$$

В последней формуле произведём замену $\sum_{i=1}^{C_n^q} p_i$ на p_q , где p_q – вероятность того, что входная комбинация окажется в группе входных комбинаций с q единицами ($\sum_{q=0}^n \sum_{i=1}^{C_n^q} p_i = \sum_{q=1}^n p_q = 1$).

Тогда формула (10) приобретает вид

$$\bar{V} = \sum_{q=0}^n (p_q \cdot \sum_{m=1}^{C_n^{q_i-1}} (C_{C_n^{q_i-1}}^m P_{01}^m P_{00}^{2^n-3-m})). \quad (11)$$

Замечание. При $q=0$ и $q=n$ сумма $\sum_{m=1}^{C_n^{q_i-1}} (C_{C_n^{q_i-1}}^m P_{01}^m P_{00}^{2^n-3-m})$ приобретает нулевое значение, поскольку не имеет в своем составе ни одного слагаемого.

Так как правильной работе дешифратора соответствует переход исходной комбинации с 2^n-2 разрядами на выходе дешифратора в саму себя, то для всех входных комбинаций, кроме первой и N -й (комбинаций с нулевым и n -м количеством единиц), одна единица должна перейти в единицу, а 2^n-3 нуля должны перейти в нули. Тогда для любой комбинации вероятность правильного перехода равна

$$\Pi = p_{11} p_{00}^{2^n-3}. \quad (12)$$

Для первой и N -й комбинации при правильной работе дешифратора 2^n-2 нуля должны перейти в нули. Поэтому формула для вычисления вероятности правильного перехода для этих комбинаций приобретает вид

$$\Pi = p_{00}^{2^n-2}. \quad (13)$$

Следовательно, среднее значение вероятности правильного перехода равно

$$\bar{\Pi} = (p_1 + p_{2^n}) p_{00}^{2^n-2} + \sum_{i=2}^{2^n-1} p_i p_{11} p_{00}^{2^n-3}. \quad (14)$$

Формулу (14) можно привести к более простому виду, где вместо вероятности появления j -й входной комбинации p_j будем использовать вероятность появления комбинации с количеством единиц $q - p_q$.

$$\bar{\Pi} = (p_1 + p_{2^n}) p_{00}^{2^n-2} + \sum_{q=1}^{n-1} \sum_{i=1}^{C_n^q} p_i p_{11} p_{00}^{2^n-3}.$$

Произведём замену $\sum_{i=1}^{C_n^q} p_i$ на p_q :

$$\bar{\Pi} = (p_{q=0} + p_{q=n}) p_{00}^{2^n-2} + \sum_{q=1}^{n-1} p_q p_{11} p_{00}^{2^n-3}. \quad (15)$$

Определим среднее значение вероятности обнаруживаемых ошибок дешифратора

$$\bar{Z} = 1 - (p_{q=0} + p_{q=n}) p_{00}^{2^n-2} - \sum_{q=1}^{n-1} p_q p_{11} p_{00}^{2^n-3} - \sum_{q=0}^n (p_q \cdot \sum_{m=1}^{C_n^q-1} (C_{C_n^q-1}^m p_{01}^m p_{00}^{2^n-3-m})). \quad (16)$$

Для 16-разрядного дешифратора и параметров $P(0000)=0,06$, $P(0001)=0,05$, $P(0010)=0,055$, $P(0011)=0,075$, $P(0100)=0,07$, $P(0101)=0,063$, $P(0110)=0,056$, $P(0111)=0,058$, $P(1000)=0,065$, $P(1001)=0,067$, $P(1010)=0,08$, $P(1011)=0,045$, $P(1100)=0,052$, $P(1101)=0,054$, $P(1110)=0,067$, $P(1111)=0,083$, $P_{00}=0,94$, $P_{11}=0,82$, согласно формулам (11), (13), (14), $\bar{Z}=0,519398$, $\bar{\Pi}=0,374516$, $\bar{V}=0,106086$.

Согласно экспериментальным данным при увеличении количества опытов статистические значения количества случаев возникновения обнаруживаемой ошибки, необнаруживаемой ошибки и правильной работы дешифратора стремятся к значениям, полученным из формул.

Результаты моделирования приведены в таблице 5 и проиллюстрированы на рисунках 4 – 6.

Таблица 5 – Результаты моделирования

Количество опытов	Случаев обнаружения ошибки	Доля случаев с обнаруживаемыми ошибками	Доля случаев безошибочной работы	Доля случаев с необнаруживаемыми ошибками
10^2	60	0,60	0,33	0,07
10^3	502	0,502	0,386	0,112
10^4	5177	0,5177	0,3759	0,1064
10^5	51846	0,51846	0,3774	0,10414
10^6	519903	0,519903	0,373888	0,106209
10^7	5194133	0,5194133	0,374463	0,106124
10^8	51945318	0,5194532	0,374518	0,106029
10^9	519377776	0,5193778	0,374526	0,106096

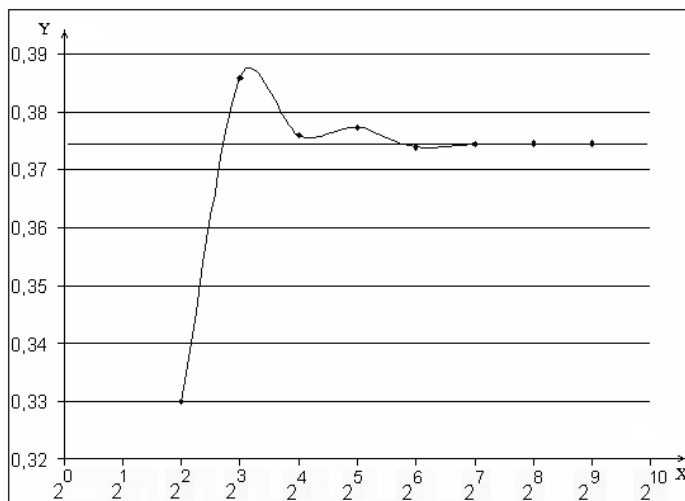


Рисунок 4 – Зависимость доли случаев с обнаруживаемыми ошибками от количества опытов

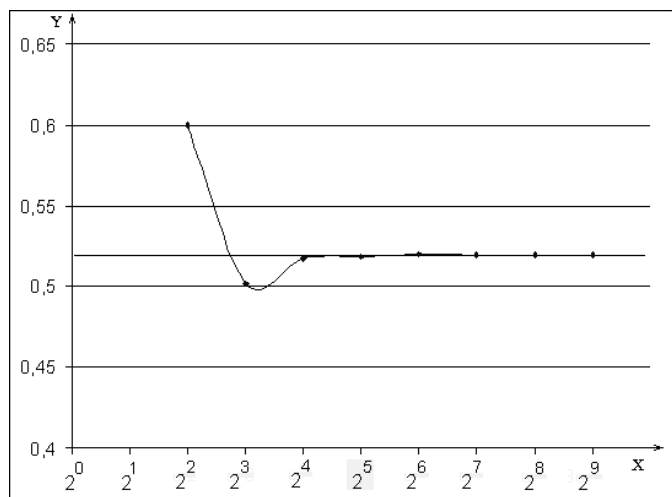


Рисунок 5 – Зависимость доли случаев безошибочной работы дешифратора от количества опытов

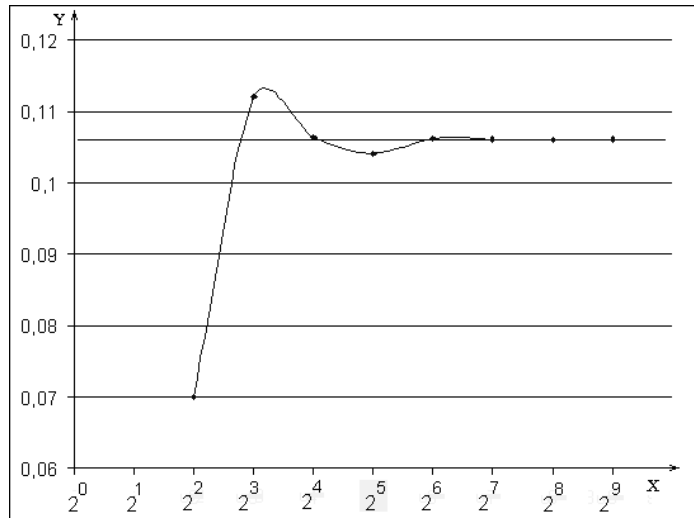


Рисунок 6 – Зависимость доли случаев с необнаруживаемыми ошибками от количества опытов

На рисунках 4 – 6 на оси X отображено количество проведенных опытов, а на оси Y – доля случаев с обнаруженными ошибками, доля случаев безошибочной работы и доля случаев с необнаруживаемыми ошибками на соответствующих рисунках.

ВЫВОДЫ

В результате проведенных исследований были получены таблицы с примерами обнаруживаемых и необнаруживаемых ошибочных кодовых комбинаций, установлена доля обнаруживаемых ошибок как для отдельных элементов, так и для всего устройства, получены вероятности обнаруживаемых и необнаруживаемых ошибок, правильности работы дешифратора, а также проведено имитационное моделирование, подтверждающее правильность произведенных расчетов.

SUMMARY

ESTIMATION OF THE NOISE STABILITY OF DECODERS WITH ADDER UNIT

D.V. Gutenko

Sumy State University

In article possible kinds of errors of the decoder with adder of units and work of the device of protection against errors were considered. Share of detectable errors, probabilities of detectable and undetectable errors, correct work of the decoder were found.

Key words: *kinds of errors, the decoder with the adder of units, protection against errors.*

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Построение экономических дешифраторов / Борисенко А.А., Лопатченко Б.К., Бражник И.Е., Гриненко В.В. // Вісник СумДУ. – 2006. - №10. - С.75 – 80.
2. Борисенко А.А. Биномиальные автоматы: учебное пособие. – Сумы: Издательство СумГУ, 2005. - С.30 – 34.
3. Березюк Н.Т. Кодирование информации: справочник. – Харьков: Вища школа, 1978. – С.64.

Поступила в редакцию 24 марта 2009 г.