

МЕТОД ПОВЫШЕНИЯ ЭФФЕКТИВНОСТИ НЕАЛГЕБРАИЧЕСКОГО ДЕКОДЕРА КОРРЕКТИРУЮЩИХ КОДОВ СИСТЕМЫ СВЯЗИ

Введение

Развитие современных информационно-коммуникационных технологий (ИКТ) тесно связано с повышением скорости и достоверности передачи информации. Решение этой задачи за счет повышения энергетических ресурсов систем связи практически исчерпало себя. Поэтому актуальным направлением является дальнейшее развитие теории и практики методов кодирования и декодирования помехоустойчивых кодов [1].

Неалгебраические методы декодирования помехоустойчивых кодов появились сразу, как только стало ясно, что методы декодирования, опирающиеся на строгие нормы алгебраической теории групп, колец и полей существенно усложняют конструкцию декодера. На начальных этапах своего становления технология кодирования и декодирования использовала относительно простые структуры, основанные на сдвиговых регистрах. Одним из первых устройств, в котором была реализована идея неалгебраического декодирования циклических кодов, был декодер Меггита [2]. Однако сложность этого декодера с увеличением числа исправляемых ошибок экспоненциально растет, поэтому он предназначался в основном для коррекции ошибок небольшой кратности.

Быстрое развитие цифровых и микропроцессорных технологий позволяет утверждать, что процедуры кодирования и декодирования информации становятся в современных условиях экономически оправданными и рациональными с технологической точки зрения, поскольку могут быть легко внедрены практически в любую цифровую систему связи [3].

Однако вопросы повышения эффективности обнаружения и исправления ошибок неалгебраических декодеров при обеспечении высоких скоростей обработки информации пока еще остаются не в полной мере решенными, и требует дальнейших исследований.

Цель работы – путем некоторого усложнения аппаратной части неалгебраического декодера повысить надежность обнаружения и исправления ошибок и тем самым повысить его практическую значимость.

Основная часть

В работе [4] описан неалгебраический декодер Меггита. При практических исследованиях работы этого декодера был обнаружен его существенный недостаток, который заключается в том, что, при некоторых комбинациях принятой посылки (порядка 8-10 % возможных комбинаций принятого кода), декодер не обнаруживает и не исправляет ошибки. В подтверждение этого рассмотрим работу синдромного регистра сдвига на конкретном примере.

Примем, что на передающей стороне кодовые слова бинарного кода Голя (23,12,7) формируются кодером несистематическим способом, то есть

$$c(x) = i(x) \cdot g(x). \quad (1)$$

Кодированию подлежало информационное сообщение

$$i(x) = x^{11} + x^3, \quad (2)$$

или в векторном виде $I=100000001000$.

Образующий полином $g(x)$ для этого кода имеет вид [2, с. 89]

$$g(x) = x^{11} + x^{10} + x^6 + x^5 + x^4 + x^2 + 1. \quad (3)$$

Кодовое слово, которое поступит на вход декодера для взятого $i(x)$, без поражения по-

мехами, примет значение

$$c(x) = i(x) \cdot g(x) = (x^{11} + x^3)(x^{11} + x^{10} + x^6 + x^5 + x^4 + x^2 + 1) = x^{22} + x^{21} + x^{17} + x^{16} + x^{15} + x^{14} + x^{11} + x^9 + x^8 + x^7 + x^5 + x^3, \quad (4)$$

или в векторном виде $C = 11000111100101110101000$.

Пусть полином ошибок равняется

$$e(x) = x^{19} + x^{10} + x, \quad (5)$$

что отвечает вектору $E = 00010000000010000000010$. Тогда кодовое слово (4), пораженное помехами (4), будет иметь вид

$$v(x) = c(x) \oplus e(x) = x^{22} + x^{21} + x^{19} + x^{17} + x^{16} + x^{15} + x^{14} + x^{11} + x^{10} + x^9 + x^8 + x^7 + x^5 + x^3 + x, \quad (6)$$

или в векторном виде

$$V = C \oplus E = 11010111100111110101010. \quad (7)$$

Здесь жирным шрифтом выделены биты ошибок.

Работу синдромного регистра сдвига описанного в работе [4] для этого случая проиллюстрируем пространственно-временной диаграммой приведенной в табл. 1.

Табл. 1

Циклы	Такты	V(x)	(n-k) ячеек синдромного регистра (* - места подключения обратных связей)											Выход ЛБПС	Комментарии
			T ₁ *	T ₂	T ₃ *	T ₄	T ₅ *	T ₆ *	T ₇ *	T ₈	T ₉	T ₁₀	T ₁₁ *		
1-й цикл работы декодера	1	1	1		1		1	1	1				1		1. Ключ К1 разомкнут и состояние синдромного регистра не анализируется. 2. На 23-му такте синдромный регистр не обнулится $s(x) \neq 0$ Это свидетельствует о том, что в принятой последовательности имеются ошибки.
	2	1		1		1		1	1	1					
	3	0			1		1		1	1	1				
	4	1	1		1	1	1		1	1	1	1	1		
	5	0	1	1	1	1			1	1	1	1			
	6	1	1	1		1			1	1	1	1	1		
	7	1	1	1					1		1	1	1		
	8	1	1	1					1	1		1	1		
	9	1	1	1					1			1	1		
	10	0		1	1				1				1		
	11	0	1			1	1	1					1		
	12	1		1					1	1	1				
	13	1	1						1			1	1		
	14	1		1					1			1			
	15	1	1						1	1			1	1	
	16	1		1					1	1				1	
	17	0	1						1	1		1		1	
	18	1		1					1	1		1			
	19	0			1					1	1		1		
	20	1	1		1	1	1	1	1	1	1	1			
	21	0		1		1	1	1	1	1	1	1	1		
	22	1	1							1	1	1			
	23	0		1							1	1	1	1	
2-й цикл работы декодера	24		1					1	1	1			1		1. Ключ К1 замкнут и состояние синдромного регистра анализируется логическим блоком проверки синдромов ЛБПС.
	25			1					1	1	1		1		
	26			1					1	1			1		
	27			1	1	1			1			1	1	1	
	28			1	1		1	1		1			1		
	29			1	1		1	1		1				1	
	30			1			1	1				1	1	1	

2-й цикл работы декодера	31		1	1	1				1			1	1	2. Условием срабатывания ЛБПС есть наличие логической единицы в старшем разряде синдромного регистра, но при этом сумма единиц во всех разрядах не должна превышать трех. 3. Ни на одном из тактов работы не сработал ЛБПС и ошибки не исправлялись.
	32		1	1		1	1	1	1	1				
	33			1	1		1	1	1	1	1			
	34				1	1		1	1	1	1	1		
	35					1	1		1	1	1	1	1	
	36		1		1				1	1	1	1		
	37			1		1				1	1	1	1	
	38		1					1	1		1	1		
	39			1					1	1		1	1	
	40		1				1	1	1	1	1			
	41			1				1	1	1	1	1		
	42				1				1	1	1	1	1	
	43		1		1	1	1	1	1	1	1	1		
	44			1		1	1	1	1	1	1	1	1	
	45		1							1	1	1		
46			1							1	1	1		
3-й цикл работы декодера	47		1				1	1	1			1		1. Ни на одном из тактов работы не сработал ЛБПС и ошибки не исправлялись.
	48			1				1	1	1			1	
	49		1				1	1		1	1		1	
	50		1	1	1		1				1	1	1	
	51		1	1		1	1		1			1		
	52			1	1		1	1		1			1	
	53		1			1	1				1		1	
	54		1	1	1				1			1	1	
	55		1	1		1	1	1	1	1				
	56			1	1		1	1	1	1	1			
	57				1	1		1	1	1	1	1		
	58		1			1	1		1		1	1	1	
	59		1	1	1	1		1			1	1		
	60			1	1	1	1		1			1	1	
	61				1	1	1	1		1			1	
	62		1			1	1				1		1	
	63			1			1	1				1		
	64		1						1					
	65		1	1	1		1	1	1	1			1	
	66			1	1	1		1	1	1	1			
	67				1	1	1		1	1	1	1		
	68					1	1	1		1	1	1	1	
	69						1	1	1		1	1	1	

Анализ работы синдромного регистра показал, что для приведенной комбинации входного кода декодер, описанный в работе [4] не смог исправить ни одной из трех ошибок (7) в принятом коде.

При синтезе схем неалгебраических декодеров [5], в тех случаях, когда данный код не позволяет непосредственно использовать декодер с вылавливанием ошибок, иногда удается так добавить несколько дополнительных цепей, чтобы аннулировать влияние некоторых мешающих применению декодера конфигураций ошибок.

Для кода Голя (23,12,7), на примере которого показана работа декодера, длина вектора ошибок равна 23, а вес не превосходит 3. Длина синдромного регистра равна 11. Если данная конфигурация декодера ошибок не вылавливает, то она не может быть циклически сдвинута так, чтобы все три ошибки появились в 11 младших разрядах. Можно убедиться, что в этом случае по одну сторону от одной из трех ошибочных позиций стоит, по меньшей мере, пять,

а по другую сторону - по, меньшей мере, шесть нулей. Следовательно, каждая исправляемая конфигурация ошибок может быть с помощью циклических сдвигов приведена к одному из трех следующих видов (позиции нумеруются числами от 0 до 22):

- 1) все ошибки (не более трех) расположены в 11 старших разрядах;
- 2) одна ошибка занимает пятую позицию, а остальные расположены в 11 старших разрядах;
- 3) одна ошибка занимает шестую позицию, а остальные расположены в 11 старших разрядах.

Таким образом, в декодере надо заранее вычислить величины

$$S_5(x) = R_{g(x)}[x^{n-k} x^5] \text{ и } S_6(x) = R_{g(x)}[x^{n-k} x^6]. \quad (8)$$

Разделив x^{16} и x^{17} на образующий полином (3) имеем

$$S_5(x) = x^9 + x^8 + x^6 + x^5 + x^2 + x, \quad (9)$$

$$S_6(x) = x^{10} + x^9 + x^7 + x^6 + x^3 + x^2 \quad (10)$$

Следовательно, если ошибка содержится в пятой или шестой позициях, то синдром соответственно равен (00110011011) или (01100110110). Наличие двух дополнительных ошибок в 11 старших разрядах приводит к тому, что в соответствующих позициях два из этих битов заменяются на противоположные.

Тогда ошибка вылавливается, если вес $S(x)$ не превышает 3 (условие коррекции в декодере описанном в работе [4]), а также если вес $S(x) - S_5(x)$ либо $S(x) - S_6(x)$ не превышает 2.

Структурная схема предлагаемого модифицированного декодера приведена на рис.1.

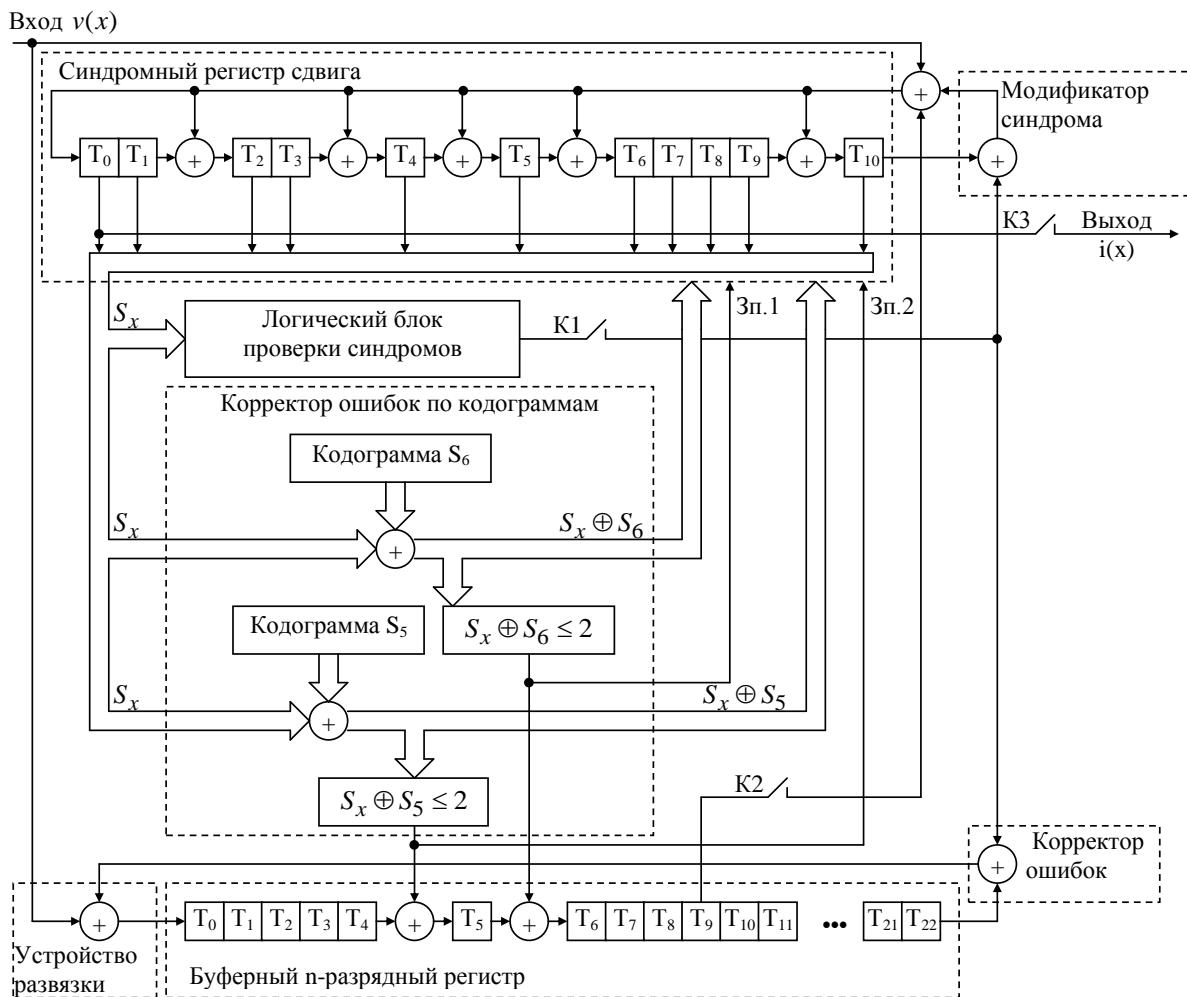


Рис.1

Модифицированный неалгебраический декодер корректирующих кодов (рис.1) содержит устройство развязки входных сигналов, синдромный регистр сдвига с обратными связями, логический блок проверки синдромов по заданным критериям, корректор ошибок по кодограммам, буферный n -разрядный регистр сдвига, модификатор синдрома, корректор ошибок и три ключа.

Работает устройство следующим образом. Предварительно все блоки декодера обнулены. Входное кодовое слово $v(x)$, возможно пораженное помехами в канале связи (то есть с ошибками), последовательно подается на вход синдромного $(n-k)$ – разрядного регистра сдвига с обратными связями, где n – длина кодового слова, а k – длина информационной части кодового слова и, через устройство развязки входных сигналов, на вход буферного n -разрядного регистра сдвига. Неалгебраический декодер обрабатывает входные кодовые слова за три цикла работы по n временным тактам в каждом цикле.

На протяжении 1-го цикла работы в синдромном регистре сдвига формируется синдром $s(x)$, а буферный n -разрядный регистр сдвига последовательно заполняется символами кодового слова $v(x)$, которое поступает на вход декодера. Поскольку синдром, по определению, есть остатком от деления $v(x)$ на образующий полином $g(x)$, то синдромный регистр сдвига, структура которого задается структурой $g(x)$, есть таким делителем (цифровым фильтром). На этом цикле ключ К1 разомкнут, а потому состояние выхода логического блока проверки синдромов по заданным критериям не анализируется. Если декодированное кодовое слово $c(x)$ не имеет ошибок, то $v(x) = c(x)$, $e(x) = 0$, и до конца 1-го цикла работы синдромный регистр сдвига обнуляется. В случае наличия ошибок в кодовом слове, которое поступает на декодер, $e(x) \neq 0$, $v(x) \neq c(x)$, и до конца 1-го цикла работы на выходе синдромного регистра сдвига формируется некоторая кодовая комбинация. На протяжении 1-го цикла работы ключи К2 и К3 также разомкнуты.

С началом 2-го цикла работы ключ К1 замыкается и логический блок проверки синдромов на каждом такте анализирует кодовые комбинации на выходах ячеек синдромного регистра сдвига. Такой анализ происходит путем получения ответов по двум критериям:

1. В старшем разряде синдромного регистра присутствует логическая единица?
2. Сумма логических единиц в остальных разрядах меньше или равна двум?

Только при утвердительном ответе на оба эти вопроса на выходе логического блока проверки синдромов формируется сигнал логической единицы, который поступает на корректор ошибок и модификатор синдрома, исправляя на следующем такте ошибку в буферном регистре и модифицируя синдром, превращая в "0" сигнал обратной связи в синдромном регистре.

За время 2-го цикла работы ключи К2 и К3 разомкнуты. В результате входная последовательность $v(x)$ принудительно повторно проходит ячейки буферного n -разрядного регистра сдвига, который обеспечивает сокращения расстояния между широко расположенными ошибками (больше чем $n-k$ бит) и разрешает обрабатывать и исправлять их.

Если же логический блок проверки синдромов ошибки не обнаружил, то производится проверка состояния синдромного регистра S_x корректором ошибок по кодограммам. В случае если $S_x \oplus S_6 \leq 2$ формируется сигнал логической единицы, которым исправляется ошибка в 6-м разряде буферного регистра и одновременно сигналом "Зап.1" результат суммирования по модулю два переписывается в синдромный регистр.

В случае если $S_x \oplus S_5 \leq 2$ аналогичным образом корректируется ошибка в 5-м разряде буферного регистра и модифицируется синдромный регистр.

На третьем цикле работы, функционирование декодера зависит от способа формирования кодовых слов.

В случае формирования кодового слова систематическим методом ключ К1 замкнут, ключ К2 разомкнут, ключ К3 замкнут на протяжении первых k тактов, пропускаемая на "Выход"

Продолжение табл.2

Циклы	Такты	V(x)	(n-k) ячеек синдромного регистра										ЛБПС	Корректор по кодограммам										S_5 S_6	Комментарии		
			T ₀	T ₁	T ₂	T ₃	T ₄	T ₅	T ₆	T ₇	T ₈	T ₉		T ₁₀	T ₀	T ₁	T ₂	T ₃	T ₄	T ₅	T ₆	T ₇	T ₈			T ₉	T ₁₀
			24	1				1	1	1				1			1		1		1	1	1			1	
25		1					1	1	1				1			1	1	1		1			1				
26	1				1	1			1	1			1		1	1	1	1	1		1	1		1	1		
27	1	1	1		1				1	1	1			1	1		1	1	1		1	1					
28	1	1		1	1		1			1				1	1	1			1					1			
29		1	1		1	1		1			1				1		1	1	1			1	1	1	1		
30	1			1	1				1		1			1		1		1	1	1	1	1	1	1			
31	1	1	1				1			1	1				1					1			1				
32	1	1		1	1	1	1	1							1	1	1						1	1	1		
33		1	1		1	1	1	1	1						1		1	1	1			1	1	1	1		
34			1	1		1	1	1	1	1					1			1				1		1	1		
35				1	1		1	1	1	1	1				1	1	1					1					
36	1		1				1	1	1	1					1			1	1			1		1	1		
37		1		1				1	1	1	1					1	1	1	1			1					
38	1					1	1		1	1					1	1	1		1	1	1		1	1	1		
39		1					1	1		1	1					1	1	1									
40	1				1	1	1	1	1						1	1	1	1	1			1	1	1	1		
41		1				1	1	1	1	1						1	1	1		1			1		1		
42			1					1								1			1	1	1	1	1	1	S_6		
43				1						1						1	1	1		1	1			1			
44					1						1	1				1	1	1		1		1	1	1			
45						1										1	1			1		1	1	1			
46								1								1	1			1		1	1	1			

Циклы Такты	V(x)	(n-k) ячеек синдромного регистра											ЛБПС	Корректор по кодограммам											S ₅ S ₆	Комментарии
		T ₀	T ₁	T ₂	T ₃	T ₄	T ₅	T ₆	T ₇	T ₈	T ₉	T ₁₀		T ₀	T ₁	T ₂	T ₃	T ₄	T ₅	T ₆	T ₇	T ₈	T ₉	T ₁₀		
47												1			1	1			1	1	1	1	1	1. На 49-м такте сработал ЛБПС, а следовательно, должна быть произведена коррекция старшего разряда буферного регистра		
48											1			1	1			1	1			1	1		1	
49										1	1	1	1		1	1			1	1			1		1	
50													1	1			1	1			1	1	1	2. На 50-м такте синдромный регистр обнулится, а значит ошибок больше нет.		
51																										
52																										
53																										
54																										
55																										
56																										
57																							3. Начиная с 58-го такта размыкается ключ К1 и синдромный регистр более не анализируется, а ключи К2 и К3 замыкаются. При этом, с выхода Т ₉ буферного регистра сдвиг принятая кодовая последовательность с исправленными ошибками подается на вход синдромного регистра, а с выхода первого разряда этого регистра снимается выделенная информационная последовательность $i(x)$ (выделена затемнением).			
58	1		1		1	1	1				1	1			1	1	1			1		1				
59	0	1		1		1	1	1				1	1		1					1	1	1				
60	0		1		1		1	1	1					1	1					1	1	1				
61	0			1		1		1	1	1			1		1	1			1		1					
62	0				1		1		1	1	1			1	1	1			1	1						
63	0					1		1		1	1			1	1	1	1					1				
64	0						1		1		1			1	1			1	1	1						
65	0							1		1		1			1	1	1	1			1	1				
66	1		1		1	1	1		1					1	1	1	1	1	1	1	1					
67	0	1		1		1	1	1		1		1									1					
68	0		1		1		1	1	1	1					1	1			1	1						
69	0			1		1		1	1	1			1		1	1			1	1						
				1		1		1	1	1			1	1	1			1	1							

$$i(x) = x^{11} + x^3$$

Табл.3

Такт	ЛБПС	S ₅	S ₆	Буферный регистр																					
				T ₀	T ₁	T ₂	T ₃	T ₄	T ₅	T ₆	T ₇	T ₈	T ₉	T ₁₀	T ₁₁	T ₁₂	T ₁₃	T ₁₄	T ₁₅	T ₁₆	T ₁₇	T ₁₈	T ₁₉	T ₂₀	T ₂₁
23					1		1		1		1	1	1	1	1		1	1	1	1		1		1	1
24				1		1		1		1		1	1	1	1		1	1	1	1	1		1		1
25				1	1		1		1		1	1	1	1	1		1	1	1	1	1	1		1	
26					1	1		1		1		1	1	1	1	1		1	1	1	1	1	1	1	1
27				1		1	1		1		1		1	1	1	1	1		1	1	1	1	1	1	1
28				1		1	1		1		1		1	1	1	1	1		1	1	1	1	1	1	1
29				1		1		1	1		1		1		1	1	1	1	1	1	1		1	1	1
30				1	1		1		1	1		1		1		1	1	1	1	1	1		1	1	1
31				1	1	1		1		1	1		1		1		1	1	1	1	1	1		1	1
32				1	1	1	1		1		1	1		1		1		1	1	1	1	1	1		1
33					1	1	1	1		1		1	1		1		1		1	1	1	1	1	1	1
34						1	1	1	1		1		1	1		1		1		1	1	1	1	1	1
35				1			1	1	1	1		1	1	1		1		1		1	1	1	1	1	1
36				1	1			1	1	1	1		1		1	1		1		1	1	1	1	1	1
37				1	1	1			1	1	1	1		1		1	1		1		1	1	1	1	1
38				1	1	1	1			1	1	1	1		1		1	1		1		1	1	1	1
39				1	1	1	1	1			1	1	1	1		1	1		1	1	1	1	1	1	1
40					1	1	1	1	1			1	1	1	1		1	1		1	1	1	1	1	1
41			1	1		1	1	1	1	1			1	1	1	1		1	1	1	1	1	1	1	1
42					1		1	1	1	1	0	1			1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1
43				1		1		1	1	1	0	1			1	1	1	1	1	1	1	1	1	1	1
44	1				1		1		1	1	1	0	1			1	1	1	1	1	1	1	1	1	1
45			1		0		1		1		1	1	1	0	1			1	1	1	1	1	1	1	1
46				0		0		1		1		1	1	1	0	1			1	1	1	1	1	1	1
47				1		0		0		1		1	1	1	0	1			1	1	1	1	1	1	1
48				1	1		0		0		1		1	1	1	0	1			1	1	1	1	1	1
49	1				1	1		0		0		1		1	1	1	0	1			1	1	1	1	1
50			1		0		1	1	1	0		1		1	1	1	1	0	1			1	1	1	1
51				0		0		1	1	0		1		1	1	1	1	0	1			1	1	1	1
52				1		0		0		1	1	0		1		1	1	1	0	1			1	1	1
53				1	1		0		0		1	1	0		1		1	1	1	0	1			1	1
54				1	1	1		0		0		1	1	0		1		1	1	1	0	1			1
55				1	1	1	1		0		0		1	1	0		1		1	1	1	0	1		1
56					1	1	1	1		0		1	1		0		1		1	1	1	1	0	1	1
57						1	1	1	1		0		1	1		0		1		1	1	1	1	0	1
58				1			1	1	1	1		0		1	1		0		1		1	1	1	1	0
59				0	1			1	1	1	1		0		1	1		0		1		1	1	1	1
60				1	0	1			1	1	1	1		0		1	1		0		1		1	1	1
61				1	1	0	1			1	1	1	1		0		1	1		0		1		1	1
62				1	1	1	0	1			1	1	1	1		0		1	1		0		1		1
63					1	1	1	0	1			1	1	1	1		0		1	1		0		1	1
64				1		1	1	1	1	0	1			1	1	1	1		0		1	1		0	1
65					1		1	1	1	1	0	1			1	1	1	1		0		1	1		0
66				1		1		1	1	1	1	0	1			1	1	1	1		0		1	1	0
67					1		1		1	1	1	1	0	1			1	1	1	1		0		1	1
68				0		1		1		1	1	1	0	1			1	1	1	1		0		1	1
69				0		0		1		1	1	1	1	0	1			1	1	1	1		0		1

$$v(x) = x^{22} + x^{21} + x^{19} + x^{17} + x^{16} + x^{15} + x^{14} + x^{11} + x^{10} + x^9 + x^8 + x^7 + x^5 + x^3 + x =$$

$$= 110101111001111010101$$

Как видно из табл. 3, на 69-м такте в буферном регистре сформировано кодовое слово с исправленными ошибками. Кроме того, при необходимости его дальнейшего использования, его можно снять в последовательном коде с первого разряда регистра, начиная с 47-го такта.

Выводы

В работе с помощью пространственно-временных диаграмм проведен детальный анализ работы неалгебраического декодера Меггита, который показал, что при некоторых комбинациях принятой посылки (порядка 8-10 % возможных комбинаций принятого кода), декодер не обнаруживает и не исправляет ошибки.

Введение в схему декодера дополнительного блока корректора ошибок по кодограммам, позволила повысить эффективность обнаружения и устранения ошибок.

Развитие технологии реализации устройств кодирования и декодирования на базе цифровых интегральных микросхем и микроконтроллеров позволяет существенно расширять круг технически реализуемых решений. Этим стимулируется интерес к исследованиям в данной области.

Список литературы

1. Блейхут Р. Теория и практика кодов, контролирующих ошибки / Пер. с англ. — М.: Мир, 1986. — 576 с.
2. Кларк Дж. Кодирование с исправлением ошибок в системах цифровой связи / Пер. с англ. — М.: Радио и связь, 1987. — 392 с.
3. Микропроцессорные кодеры и декодеры / В. М. Муттер, Г. А. Петров, В. И. Маринкин, В. С. Степанов. — М.: Радио и связь, 1991. — 185 с.
4. Бітченко О. М., Макаров Л. Б., Цопа О. І., Коняхін Г. Ф. Неалгебраїчний декодер коригувальних кодів. // Радіотехніка. Всеукраїнський міжведомствений науко-технічний збірник. — 2013. — Випуск № 172. — С. 134-140.
5. Макаров Л. Б., Бітченко А. Н., Коняхін Г. Ф., Коваленко Н. А. Синтез інверсних порогових схем для реалізації в неалгебраїчних декодерах коректуючих кодів. // Системи обробки інформації. — Вип. 8 (98), 2011. — С.87-92.

*Харьковский национальный университет
радиоэлектроники*

Поступила в редколлегию