где $S = 1$ при $\arg(y_k) - \frac{\pi}{4} \geq 0$; $S = -1$ при $\arg(y_k) - \frac{\pi}{4} < 0$; i – комплексное число: $\mathrm{Re}(i)=0$; $\mathrm{Im}(i)=1$; $Q = 2,4,\ldots$; R_p – константа ($R_p > 0$); $p = 2,4,\ldots$; y_k – k-ый отсчет сигнала на выходе АВ; X_k^* – вектор входных комплексно-сопряженных отсчетов.

Для предлагаемого алгоритма определен следующий порядок обработки отсчетов входного ММС-сигнала:

1. На границах соседних информационных символов применяется формула (2).
2. Для остальных отсчетов применяется формула (1).

Применение предложенного алгоритма показало при компьютерном моделировании повышение помехоустойчивости приема ММС-сигнала в условиях воздействия узкополосной помехи на 1,4 дБ при вероятности ошибочной демодуляции информационного символа $1 \cdot 10^{-5}$ по сравнению с известным алгоритмом Годара.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ:

1. Dominique N. Godard Self-recovering equalization and carrier tracking in two-dimensional data communication systems // IEEE Transactions on communications, Vol. COM-28, №11, Nov. 1980. – PP. 1867-1875.

КОРРЕКТИРУЮЩИЕ МОДУЛЯРНЫЕ КОДЫ С ДВУМЯ КОНТРОЛЬНЫМИ ОСНОВАНИЯМИ

Резеньков Д.Н.
Ставропольский военный институт связи Ракетных войск
Ставрополь, Россия

Известно, что применение одного контрольного основания, удовлетворяющего условию $ord\ p_{n+1}(z) \geq ord\ p_n(z)\ p_{n-1}(z)$ позволяет однозначно определить местоположение и глубину ошибки по любому рабочему основанию [1,2,3].

Введение второго контрольно основания расширяет корректирующие возможности кодов полиномиальной системы классов вычетов (ПСКВ). Существует предельная теорема, которая накладывает условия на выбор избыточных оснований. В соответствии с которой, применение двух контрольных оснований, удовлетворяющих условию $ord\ p_{n+1}(z) + ord\ p_{n+2}(z) \geq ord\ p_n(z)\ p_{n-1}(z)$ позволяет однозначно определять местоположение и глубину однократной ошибки по любому основанию системы, при этом считается, что ошибка может исказить значение только одного разряда остатка $a_1(z)$ [1].

Но существует возможность появления и многократной ошибки по одному основанию. То есть ошибки могут появиться одновременно в разных разрядах одного модуля $p_i(z)$, где $i=1,2,3\ldots$ На основании этого появляется необходимость определить возможность локализации и исправления ошибки, возникающей одновременно в разных разрядах одного основания.

На языке высокого уровня С++ разработана программа, которая позволила рассчитать интервалы распределения ошибок внутри одного основания при наличии многократной ошибки.

Проведенный анализ полученных результатов позволил сделать вывод, что, используя два контрольных основания, можно исправлять многократные ошибки, возникающие в одном основании.

Рассмотрим корректирующие возможности кодов ПСКВ с очки зрения исправления ошибок, которые возникают в разных основаниях.

Пусть в системе ПСКВ с основаниями $p_1(z), p_2(z), \ldots, p_{n+1}(z), p_{n+2}(z)$ существует l оснований, таких, что

$$ord\left(\prod_{j=1}^{l} p_j(z)\right) \leq ord\,p_{n+1}(z) + ord\,p_{n+2}(z), \quad (1)$$

то любой полином $A^*(z)$, в котором ошибочны значения разрядов по всем данным основаниям или по части из них, то такой полином является неправильным, т.е. $A^*(z) \notin P_{раб}(z)$.

Заменим произведение l оснований ПСКВ, удовлетворяющих условию (1), одним смешанным основанием $p_1(z)$, а произведение контрольных оснований $p_{n+1}(z)$ и $p_{n+2}(z)$ - соответственно $P_{конт}(z)$. Тогда, если полином $A(z)$ является правильным, то справедливо

$$A(z) < P_{полн}(z)/P_{конт}(z) = P_{раб}(z) \quad (2)$$

Известно, что $ordP_{раб}(z) \le ord\ (P_{конт}(z)\ /\ P_i(z))$, где i пробегает все значения от 1 до n. Тогда полином $A_1{}^*(z)$, в котором произошла ошибка по смешанному основанию $P_1\ (z)$, не должен удовлетворять условию (2), т.е. $A_1{}^*(z) > P_{полн}(z)/P_1\ (z) > P_{полн}(z)/P_{конт}(z)$

Следовательно, данный полином является неправильным. При этом ошибка может затрагивать все остатки по основаниям $p_j(z)$, где $j=1,2,...,l$; или часть из них.

Это свидетельствует, что введение избыточности в непозиционный код, позволяет обнаруживать и исправлять ошибки более высокой кратности, чем определяется основами теории кодирования. Поэтому применение базовых структур избыточного кодирования при построении корректирующих кодов являеся более привлекательным по сравнению с другими арифметическими кодами[1,2].

Таким образом, очевидно, возможность обнаруживать и корректировать ошибки большей кратности, чем представлено в предельной теореме, если контрольные основания выбирать из условия

$$ordp_l(z) \le ordp_2(z) \le ... \le ordp_n(z) \le ordp_{n+l}(z) \le ordp_{n+2}(z) \quad (3)$$

для любых $i, j=1,2,..., n+1, n+2$.

Обобщая сказанное выше можно сделать вывод, что, используя два контрольных основания, существует возможность исправлять 100% многократных ошибок, возникающих в одном основании и до 60% ошибок возникающих в разных основаниях.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ:

1. Калмыков И.А. Математические модели нейросетевых отказоустойчивых вычислительных средств, функционирующих в полиномиальной системе класса вычетов. - М.: ФИЗМАТЛИТ,2005.-274с.

2. Калмыков И.А., Тимошенко Л.И., Резеньков Д.Н. Непозиционное кодирование информации в конечных полях для отказоустойчивых спецпроцессоров цифровой обработки сигналов. - Инфокоммуникационные технологии. №3 2007 года, с.36-39.

3. Калмыков И.А., Тимошенко Л.И., Резеньков Д.Н. Расширение системы оснований для обнаружения и коррекции ошибок в модулярном коде классов вычетов. - Современные наукоемкие технологии. №4 2006 г. С.53-54.

Физико-математические науки

КЛАСС ФУНКЦИОНАЛЬНЫХ УРАВНЕНИЙ ТИПА КОШИ

Блюмин С.Л.
Липецкий государственный технический университет
Липецк, Россия

Классические функциональные уравнения Коши [1] $f(x+y)=f(x)+f(y)$, $f(x+y)=f(x)\cdot f(y)$, $f(x\cdot y)=f(x)+f(y)$, $f(x\cdot y)=f(x)\cdot f(y)$, имеющие непрерывные решения соответственно $k\cdot x$, $exp(k\cdot x)$, $k\cdot lnx$, x^k, связывают основные смежные (в смысле распределительного закона) арифметические операции сложения + и умножения $\cdot$. В [2] указаны примыкающие к ним: «снизу» - операция $x\oplus_{-1}y=ln(expx+expy)$, «сверху» - операция $x\otimes_{+1}y=exp(lnx\cdot lny)$. Все эти операции являются звеньями «естественной цепи арифметических операций» $\oplus_n$ [3], в которой $+=\oplus_0$, $\cdot=\oplus_{+1}$, так что $\otimes_{+1}=\oplus_{+2}$. Их связывает класс функциональных уравнений типа Коши (название указывает на связь различных арифметических операций)

$$f(x\oplus_m y)=f(x)\oplus_n f(y),$$

где m,n – целые числа. Решения некоторых уравнений (с малыми индексами) таковы:

m	n	Решение	m	n	Решение
-1	-2	$ln(ln(k\cdot expx))$	+1	-2	$ln(ln(k\cdot lnx))$
-1	-1	$ln(k\cdot expx)=lnk+x$	+1	-1	$ln(k\cdot lnx)$
-1	0	$k\cdot expx$	+1	0	$k\cdot lnx$
-1	+1	$exp(k\cdot expx)$	+1	+1	$exp(k\cdot lnx)=x^k$
-1	+2	$exp(exp(k\cdot expx))$	+1	+2	$exp(exp(k\cdot lnx))$
0	-2	$ln(ln(k\cdot x))$	+2	-2	$ln(ln(k\cdot ln(lnx)))$
0	-1	$ln(k\cdot x)$	+2	-1	$ln(k\cdot ln(lnx))$
0	0	$k\cdot x$	+2	0	$k\cdot ln(lnx)=ln(lnx)^k$
0	+1	$exp(k\cdot x)$	+2	+1	$(lnx)^k$
0	+2	$exp(exp(k\cdot x))$	+2	+2	$exp((lnx)^k)$