

МИНИСТЕРСТВО ОБРАЗОВАНИЯ И НАУКИ РОССИЙСКОЙ ФЕДЕРАЦИИ

Государственное образовательное учреждение высшего профессионального образования
УЛЬЯНОВСКИЙ ГОСУДАРСТВЕННЫЙ ТЕХНИЧЕСКИЙ УНИВЕРСИТЕТ

Кафедра Телекоммуникации

Учебная дисциплина Теория помехоустойчивого кодирования и защиты информации

Задание на выполнение типового расчета для группы ТКд–41

Тема: Применение алгоритма мягкого декодирования блочных кодов с использованием упорядоченной статистики

Цель: уяснить принцип мягкого декодирования систематических блочных кодов, закрепить навыки выполнения матричных вычислений, получить навыки составления алгоритма работы декодера с использованием упорядоченной статистики в гауссовском канале связи

Задание: по известным параметрам кода БЧХ и заданному информационному вектору осуществить процедуру канального кодирования этого вектора, передачу символов полученного кодового вектора по каналу с гауссовским шумом, выполнить статистическую обработку вектора и путем перехода к укороченному коду с формированием эквивалентного кода найти вектор ошибок, на основании которого восстановить переданный по каналу с помехами информационный вектор

Варианты заданий

№ варианта	Параметры кода БЧХ	Порождающий полином кода	Вектор от источника информации
1	15,11,3	23_8	1765_{10}
2	15,7,5	721_8	104_{10}
3	15,5,7	2467_8	18_{10}
4	15,11,3	23_8	1996_{10}
5	15,7,5	721_8	112_{10}
6	15,5,7	2467_8	30_{10}
7	15,11,3	23_8	893_{10}
8	15,7,5	721_8	99_{10}
9	15,5,7	2467_8	25_{10}
10	15,11,3	23_8	1060_{10}
11	15,7,5	721_8	97_{10}
12	15,5,7	2467_8	8_{10}
13	15,11,3	23_8	1943_{10}
14	15,7,5	721_8	94_{10}
15	15,5,7	2467_8	5_{10}
16	15,11,3	23_8	2043_{10}
17	15,7,5	721_8	121_{10}
18	15,5,7	2467_8	16_{10}
19	15,11,3	23_8	1585_{10}
20	15,7,5	721_8	97_{10}
21	15,5,7	2467_8	11_{10}
22	15,11,3	23_8	1397_{10}
23	15,7,5	721_8	89_{10}
24	15,5,7	2467_8	7_{10}
25	15,11,3	23_8	984_{10}

Пример выполнения задания

Иллюстрация способа осуществляется на примере кода БЧХ (15,7,5) и применима к любому систематическому блоковому коду.

Поставленная цель достигается следующим образом. Код с порождающим полиномом $g(x)=721_8$ и $f=3$ имеет порождающую матрицу G в систематической форме вида:

$$G = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \end{pmatrix}$$

Пусть на выходе кодера образовался вектор вида:

$$V_{\text{код}} = 1 \ 0 \ 0 \ 0 \ 1 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 1 \ 1 \ 1 \ 0.$$

Передачик заменяет младший (правый) бит комбинации на бит проверки четность для старших трех разрядов, определяющих номер кластера. Следовательно, в канал связи будет передан вектор:

$$V_{\text{пер}} = 1 \ 0 \ 0 \ 0 \ 1 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 1 \ 1 \ 1 \ 1.$$

Приемник принимает вектор, устанавливая по какому-либо известному принципу градацию надежности для каждого символа. Пусть соответствие символов и градаций надежности символов (далее оценки) имеет вид

$$V = \begin{matrix} 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 \\ \text{Оценки} & 6 & 2 & 7 & 7 & 1 & 1 & 1 & 7 & 7 & 7 & 7 & 7 & 5 & 5 & 7, \end{matrix}$$

следовательно, вектор ошибок представлен последовательностью. Вектор ошибок рекомендуется сформировать по аддитивному принципу (см. пояснения в Приложении 1).

$$e = 0 \ 1 \ 0 \ 0 \ 1 \ 1 \ 1 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 1 \ 1 \ 0.$$

Приняв вектор с ошибками, декодер на первом шаге декодирования проверяет номер кластера на четность. В примере проверка на четность дает отрицательный результат, поэтому декодер инвертирует второй разряд в номере кластера, так как он имеет худшую оценку надежности. Вектор, используемый для последующего анализа, принимает вид

$$V = 1 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 1 \ 1 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 1 \ 0 \ 0 \ 1.$$

Номер восстановленного кластера имеет значение 4_{10} . Декодер переходит на укороченный код (12,4,5), порождающая матрица которого имеет вид

$$G_{\text{ук}} = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \end{pmatrix}$$

Далее формируется корректирующий вектор W путем умножения номера кластера на первые три строки порождающей матрицы G . Тогда

$$W = 1 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 1 \ 1 \ 1 \ 0 \ 1 \ 0 \ 0 \ 0$$

и после исключения из него разрядов кластера, вектор имеет вид

$$W_{ук} = 0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 1 \ 1 \ 1 \ 0 \ 1 \ 0 \ 0 \ 0.$$

Складывая по модулю два с соответствующими разрядами принятого вектора V и $W_{ук}$, получаем вектор укороченного кода $V_{ук}$.

$$\begin{aligned} V &= 0 \ 0 \ 1 \ 1 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 1 \ 0 \ 0 \ 1 \\ W_{ук} &= 0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 1 \ 1 \ 1 \ 0 \ 1 \ 0 \ 0 \ 0 \\ V_{ук} &= 0 \ 0 \ 1 \ 1 \ 1 \ 1 \ 1 \ 0 \ 0 \ 0 \ 0 \ 1 \\ \text{Оценки} &7 \ 1 \ 1 \ 1 \ 7 \ 7 \ 7 \ 7 \ 7 \ 5 \ 5 \ 0 \end{aligned}$$

Младшему разряду этого вектора искусственно присваивается наиболее низкий индекс достоверности символа (в нашем случае 0, показан курсивом). После чего выполняется основной алгоритм декодера, представленный ниже

Порядковая нумерация	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12
$V_{ук}$	0	0	1	1	1	1	1	0	0	0	0	1
Оценки	7	1	1	1	7	7	7	7	7	5	5	<i>0</i>
Новая нумерация символов	1	5	6	7	8	9	10	11	2	3	4	12
Значения переставленных символов $V_{пром}$	0	1	1	1	0	0	0	0	0	1	1	1

В этом алгоритме переходы от элементов строки «Порядковой нумерации» к элементам строки «Новая нумерация символов» представляются двудольным графом, на основании которого по общеизвестным правилам формируется матрица перестановок P размерности $(n - f) \times (n - f)$. Путем умножения матрицы P на матрицу $G_{ук}$ получают результат предварительного преобразования, который необходимо оценить с точки зрения сохранения свойства нелинейности строк новой матрицы G' .

$$G' = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \end{pmatrix}$$

Для этого из G' выделяются первые $k - f = \lambda$ столбцов с образованием матрицы $A_{\lambda \times \lambda}$, для которой проверяют условие $\det A_{\lambda \times \lambda} \neq 0$ и выполняется действие по вычислению обратной матрицы $A_{\lambda \times \lambda}^{-1} = E_{\lambda \times \lambda} / A_{\lambda \times \lambda}$, структура которой точно указывает

на порядок комбинирования строк матрицы G' для получения в систематической форме порождающей матрицы G'_s . Например, для G' имеем

$$A_{\lambda \times \lambda}^{-1} = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & -1 & 0 \\ 0 & -1 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & -1 \end{pmatrix}$$

Если условие $\det A_{\lambda \times \lambda} \neq 0$ не выполняется, то 4-й столбец матрицы G' меняется местами с 5-м столбцом. Если и в этих условиях детерминант оказывается равным нулю, то 4-й столбец матрицы G' меняется местами с 6-м столбцом. После вычисления $A_{\lambda \times \lambda}^{-1}$ вычисляется порождающая матрица эквивалентного кода в систематической форме.

$$G'_s = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 \end{pmatrix}$$

Вектор 0111, выделенный в таблице, умножается на новую порождающую матрицу в результате образуется вектор

$$V_{\text{экв}} = \mathbf{0 \ 1 \ 1 \ 1 \ 0 \ 0 \ 1 \ 1 \ 1 \ 0 \ 0 \ 0}$$

Вектор $V_{\text{экв}}$ поразрядно сравнивается со значениями вектора $V_{\text{пром}}$.

Комбинация эквивалентного кода $V_{\text{экв}}$	0	1	1	1	0	0	1	1	1	0	0	0
Значения переставленных символов $V_{\text{пром}}$	0	1	1	1	0	0	0	0	0	1	1	1
Условный вектор ошибок $e_{\text{услв}}$	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1	1	1

Выполнив операцию $e_{\text{услв}} \times P^T = e$, декодер получает вектор ошибок, действовавший в канале с вязи при передаче кодового вектора. Для получения истинного вектора укороченного кода необходимо сложить по модулю 2 три вектора: вектор ошибок e , корректирующий вектор $W_{\text{ук}}$ и вектор укороченного кода $V_{\text{ук}}$.

Комбинация укороченного кода $V_{\text{ук}}$	0	0	1	1	1	1	1	0	0	0	0	1
$W_{\text{ук}}$	0	0	0	0	1	1	1	0	1	0	0	0
Вектор ошибок e	0	1	1	1	0	0	0	0	0	1	1	0
Результат сложения	0	1	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1

К результату сложения справа необходимо добавить три старших разряда, отвечающих за номер кластера.

Комбинация укороченного кода $V_{ук}$	Позиции разрядов кластера			0	1	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1
Комбинация с номером кластера	1	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1
Вектор принятый из канала связи	1	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1

Применение предложенного способа мягкого декодирования систематических блоковых позволяет сократить время обработки кодовых комбинаций в декодере за счет снижения размерности вычисляемых матриц. Например, вычисление детерминанта матрицы размерности 4×4 потребует выполнения 59 элементарных операций, а аналогичные вычисления, проведенные для матрицы размерности 7×7 потребуют выполнения 12599 подобных операций (снижение вычислительных затрат в 213 раз). Кроме того, способ обеспечивает защиту кластера без введения дополнительной избыточности, а также исправление стираний за пределами тех возможностей, которые определяются метрикой Хэмминга.

Разработал доцент кафедры Телекоммуникации

Гладких А.А.

ПРИЛОЖЕНИЕ 1

Классификация методов формирования ИДС

Наиболее совершенные алгоритмы декодирования избыточных кодов в современных телекоммуникационных системах используют сочетание жестких методов декодирования (hard-decision decoding – HDD) и декодирование с мягким решением (soft-decision decoding – SDD). Обычным алгоритмом считается прием кодового вектора с индексом достоверности символа (ИДС) для каждого его элемента и использование на первом этапе процедуры HDD. Если этот шаг оказался неудачным, то декодер, используя принципы SDD и максимума правдоподобия, решает задачу наиболее полного извлечения информации из зафиксированных приемником данных. После чего может быть вновь использован принцип HDD. Очевидно, применение способа SDD оправдано на каналах с низкой энергетикой. Описанный подход обеспечивает энергетический выигрыш в канале с независимым потоком ошибок в пределах от 2 до 3 дБ, что равносильно снижению мощности передатчика на 40–50% по сравнению с классическим методом HDD. Указанный выигрыш, например, не актуален для качественного приема данных вблизи базовых станций мобильной связи, но в критических условиях (граница зоны покрытия, приполярные широты для стационарных спутниковых систем связи, связь с аппаратами среднего и дальнего космоса, расширение зон доступности цифрового телевидения и т.п.) крайне важен. Известные методы формирования ИДС для реализации SDD представлены на рис. 1.

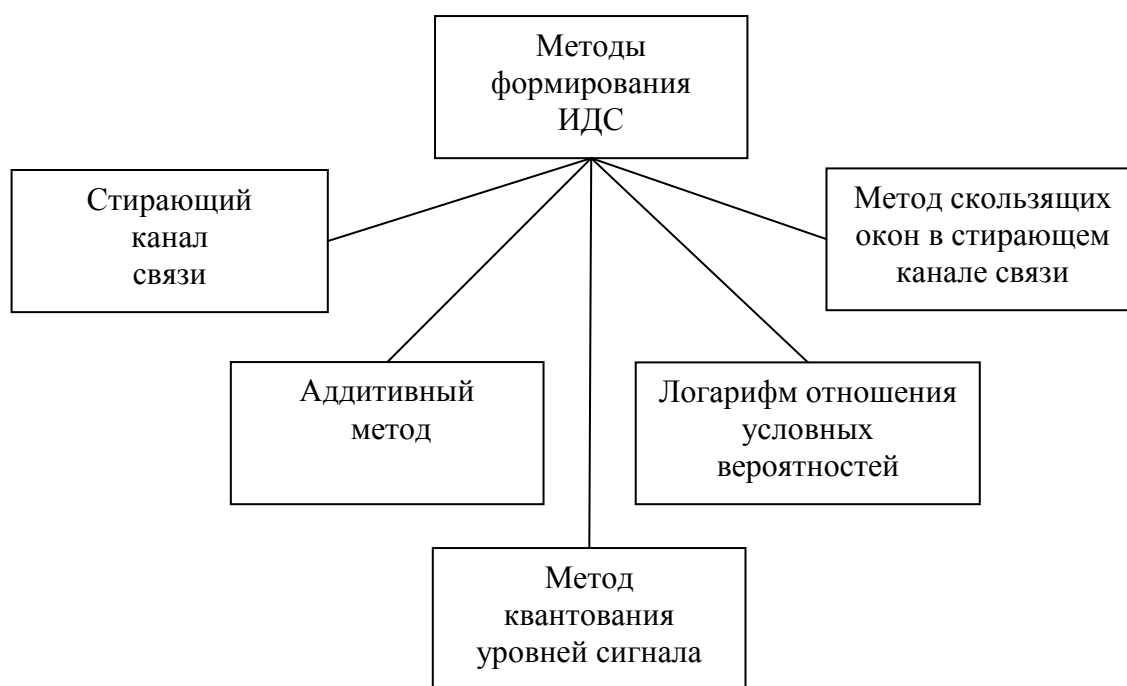


Рис. 1. Классификация методов формирования ИДС

Стирающий канал связи, свойства которого описаны в предыдущей главе, включен в данную классификацию как исторически первый представитель метода SDD с очень примитивной системой оценивания принятых символов. Главным недостатком такой системы является исключительно отрицательная роль ложных стираний, борьба с которыми представляет отдельную задачу. Однако можно предложить модель системы, в которой ложные стирания будут отсутствовать. Например, при распределенной системе хранения информации в вычислительной сети с заведомо известным рабочим местом, находящимся в аварийном или нерабочем состоянии.

Аддитивный метод является более тонким и позволяет формировать ИДС в виде действительных чисел. Этот способ во всех отношениях удобен для разработки как аналитических, так и имитационных моделей. Он отличается относительной простотой и широко используется в ходе многочисленных теоретических исследований, оперируя относительно простой моделью непрерывного канала связи с АБГШ ..

Метод квантования уровней сигналов, снижая точность значений ИДС из предыдущего класса моделей формирования градаций надежности, формирует оценки надежности в виде целых чисел, что положительно сказывается на процедуре упорядочения статистик в декодере. Метод пригоден для формирования ИДС в системах связи со сложными видами модуляции, а также в системах, которые используют парные биты, например, при декодировании непрерывных кодов. Последнее обстоятельство косвенно учитывает автокорреляционные зависимости между соседними символами. Для выделения целых значений ИДС решающее устройство должно иметь несколько фиксированных порогов.

Метод логарифма отношения условных вероятностей достаточно прост с аналитической точки зрения. Главным недостатком метода является априорное знание параметров ПРВ условных вероятностей, которые трансформируются вместе с изменениями соотношения сигнал-шум в непрерывном канале связи. Метод характеризует каналы с независимым потоком ошибок, а ИДС формируются в виде действительных чисел.

Метод скользящих окон в стирающем канале связи позволяет получить целочисленные ИДС. Учитывает автокорреляционные зависимости между символами. Основные свойства ИДС, формируемых с помощью данного метода, не могут быть

представлены аналитически и требуют разработки специальных имитационных моделей. Значения, формируемых по данному методу ИДС, во многом зависят от влияния отрицательной роли ложных стираний.

Основные свойства рассмотренных моделей формирования ИДС представлены в таблице 1.

Табл.1

Основные свойства моделей формирования ИДС

Тип модели формирования ИДС	Числовая форма представления ИДС	Недостатки	Учет автокорреляционных зависимостей между символами
Стирающий канал связи	Только 0 или 1	Зависимость от ложных стираний	Отсутствует
Аддитивный метод	Действительные числа	Необходим датчик чисел с заданной ПРВ	Отсутствует
Метод квантования уровней сигнала	Целочисленные значения.	Наличие нескольких порогов	Возможен в метрике Евклидовой
Логарифм отношения условных вероятностей	Действительные числа	Необходим учет соотношения сигнал-шум	Отсутствует
Метод скользящих окон в стирающем канале связи	Целочисленные значения	Зависимость от ложных стираний	Учитывает

Наиболее важным положительным свойством рассмотренных методов формирования ИДС следует считать возможность представления градаций надежности в виде целочисленных значений, а зависимость значений ИДС от знания априорной информации параметров непрерывного канала связи является отрицательным свойством. Очевидно, что для поиска баланса между положительными и отрицательными особенностями способов формирования ИДС и сравнения способов между собой требуется выработка некоторого универсального критерия эффективности. Для этого целесообразно рассмотреть тонкую структуру каждой модели формирования ИДС в отдельности и оценить ее влияние на работу декодера в ходе последующего выполнения процедуры сортировки принятых символов для совместной реализации методов HDD и SDD.

Исходя из принципов минимаксного подхода к решению задачи формирования ИДС необходимо добиться максимального совпадения ошибочных символов с низкими оценками. По сути необходимо оценить степень надежности вырабатываемого жесткого решения относительно элементов принимаемой двоичной последовательности или элементов сигнально-кодовой конструкции, обеспечивающего наиболее вероятное совпадение высоких значений ИДС, выраженных в том или ином формате, с кортежем правильно принятых символов.

Решение поставленной задачи выполняется на основе аналитического моделирования непрерывного канала связи для выявления потенциальных возможностей исследуемых схем приема с последующим имитационным моделированием процедуры принятия решения и оценки степени приближения различных методов формирования ИДС к полученной границе.

Пусть в месте приема наблюдается сигнал

$$z_i(t) = s_i(t) + n(t) \quad (1)$$

где $s_i(t)$ – двоичный сигнал передатчика, принимающий при $i=1$ значение -1 , а при $i=0$ – значение 1 , $n(t)$ – аддитивная помеха, представляющая собой вклад белого гауссовского шума с нулевым средним и дисперсией $\sigma^2=1$. Если E энергия переданного сигнала, а $n(t)$ временно представить равной нулю, то

$$z_i(t) = \begin{cases} \sqrt{E}, & \text{если } i=0; \\ -\sqrt{E}, & \text{если } i=1. \end{cases} \quad (2)$$

Часто $z_i(t)$ для двоичных систем модуляции представляют в форме

$$z_i(t) = (-1)^i \sqrt{E} \quad (3)$$

Значения $n(t)$ в ходе аналитического моделирования могут выбираться из специальных таблиц, один из образцов которой приведен в Приложении В. В ходе имитационного моделирования, как правило, используют ДСЧ с равномерной ПРВ, преобразуя получаемые с его помощью числа в последовательность значений, подчиняющихся требуемому закону распределения.

Рассмотрим поэтапное выполнение алгоритма работы декодера на примере систематического кода БЧХ (7;4;3). Пусть от источника информации на вход кодера поступает вектор вида $V_{инф}=1101$, а на его выходе в результате умножения вектора $V_{инф}$ на порождающую матрицу кода G формируется последовательность

$$V_{пер}=1101001.$$

Для наглядности положим $E=1$, тогда результаты трансформации кодового вектора представляются табл. 2.

Табл. 2

Последовательность трансформаций вектора кода

$V_{пер}(i)$	1	1	0	1	0	0	1
$s_i(t)$	-1	-1	1	-1	1	1	-1
$n(t)$	+1,41	-1,02	-0,96	+1,09	-0,22	+0,75	+0,44
$z_i(t)$	+0,41	-2,02	+0,04	+0,09	+0,78	+1,75	-0,56
$V_{пр}(i)$	0	1	0	0	0	0	1
Стирания	+		+	+			

Заметно, что в принятой последовательности в выделенных разрядах (см. табл. 2) произошло две ошибки, которые данным кодом в рамках классических метрик не исправляются. При этом очевидно, что третья позиция должна быть подвергнута дополнительной проверке, поскольку значение $z_i(t)$ просто мало по абсолютной величине. Некоторые значения $n(t)$ приведены в Приложении 2.

Введя некоторый порог неопределенности $|\rho=0,5|$, можно получить вектор с кортежем из трех стертых позиций, но подобная комбинация стираний в рамках тех же классических метрик, используемых в теории кодирования, однозначно восстановлена быть тоже не может.

Большинство декодеров современных систем связи обрабатывают поступающую на их вход информацию в реальном масштабе времени. Это обстоятельство требует системного подхода в реализации всей последовательности шагов обработки данных. По крайней мере, при построении мягкого декодера должен соблюдаться принцип приоритета

глобальной цели (повышение достоверности передаваемой информации), принцип совместного анализа системы декодирования как целого и как совокупности элементов, а также принцип связности, исходя из которого анализ работы любой части мягкого декодера выполняется с учетом всех ее связей.

Получив мягкие решения, декодер сортирует их в порядке возрастания (убывания) и данные табл. 2 наглядно показывают, что действительные числа при их упорядочении потребуют больших вычислительных затрат и ресурсов памяти, чем выполнение процедуры сортировки целых чисел. Округление полученных значений ИДС при использовании данного метода до целых значений позволяет снизить сложность реализации процессора приемника.

ПРИЛОЖЕНИЕ 2

Случайные величины, распределенные по нормальному закону при $a = 0$ и $\sigma = 1$

0,8	-0,69	0,38	0,13	1,73
-0,54	-0,21	-0,6	-1,59	-0,6
0,42	1,67	0,67	0,06	1,37
-0,48	-1,13	0,5	-0,19	1,18
0,16	-0,61	0,74	1,16	0,37
1,95	1,57	-1,19	-1,47	0,35
1,87	1,41	-0,37	-0,25	-0,25
0,63	1,17	0,25	-0,24	-0,31
-1,48	0,46	-1,28	-1,36	-0,83
-0,49	-0,27	1,04	1,41	0,38
-2,92	1,53	-0,51	-1,02	-0,78
1,72	-0,08	1,29	-0,96	0,91
-0,9	-1,75	0,15	-1,09	-0,12
-0,24	1,16	0,21	-0,22	1,23
0,24	0,16	0,28	0,75	0,96
0,34	0,06	-0,72	0,44	-2,27
-0,88	0,14	0,89	-0,14	-0,39
-1,07	0,54	-0,46	0,81	1,16
0,47	-0,25	-0,01	0,59	0,56
1,46	-1,53	1,51	0,54	0,71
-0,67	-2,01	-0,52	0,67	0,05
0,61	-0,7	1,04	-2,01	-0,91
1,15	2,08	0,6	0,81	-0,77
-0,19	-0,95	0,56	-0,29	-0,22
-0,9	1,93	-0,57	-0,61	-1,61
-0,7	-0,97	1,36	-0,02	0,87
-0,36	1,38	-1,24	-0,68	-0,92
0,05	-1,08	-0,49	-0,29	0,81
0,56	0,45	-0,37	0,26	2,37
1,28	1,25	1,34	0,83	-0,52
-1,18	-0,58	-1,23	-0,91	0,31
-0,66	-0,08	-0,76	0,75	1,75
-0,68	0,78	-0,96	0,15	1,78
1,76	0,39	-0,74	0,57	-0,8
-2,47	1,35	-0,33	1,66	0,75
-0,32	-0,48	0,91	-1,99	-0,81
2,22	-0,22	-1,11	0,77	0,01
0,02	-0,35	-1,06	0,19	-1,59