

УДК 681.3.053

НОВЫЕ МЕТОДЫ ПОМЕХО- УСТОЙЧИВОГО КОДИРОВАНИЯ ИНФОРМАЦИИ

А. Г. Шокин

Аспирант, старший преподаватель*

Контактный тел.: 066-962-69-43

E-mail: alexugv@gmail.com

Н. Е. СапожниковДоктор технических наук, профессор, проректор
по учебной работе**

Контактный тел.: 067-692-20-76

Д. В. Моисеев

Кандидат технических наук, доцент*

Контактный тел.: 050-983-11-44

E-mail: dmitriymoiseev@mail.ru

*Кафедра компьютеризованных систем**

**Севастопольский национальный университет
ядерной энергии и промышленности
ул. Курчатова, 7, г. Севастополь, Украина, 99015

У статті розглядаються принципи ймовірнісного представлення інформації, на основі яких формується принцип перешкодостійкого ймовірнісного кодування, який дозволяє виконувати виправлення численних помилок. Розглядаються основні характеристики ймовірнісного коду, такі, як: надмірність і ефективна швидкість, отримані дані співвідносяться з відомими аналогами МТК-3 як найбільш близького за принципом формування вторинного алфавіту і кодом Ріда-Соломона

Ключові слова: ймовірність, ймовірнісна форма, перешкодостійкість, код Ріда-Соломона, МТК-3, коефіцієнт ефективної швидкості

В статье рассматриваются принципы вероятностного представления информации, на основе которых формируется принцип помехоустойчивого вероятностного кодирования, который позволяет выполнять исправление множественных ошибок. Рассматриваются основные характеристики вероятностного кода, такие, как: избыточность и эффективная скорость, полученные данные соотносятся с известными аналогами МТК-3, как наиболее близкого по принципу формирования вторичного алфавита и кодом Ріда-Соломона

Ключевые слова: вероятность, вероятностная форма, помехоустойчивость, код Ріда-Соломона, МТК-3, коэффициент эффективной скорости

1. Введение

Представление информации в виде вероятностных отображений хорошо известно благодаря работам Б.Р.Гейнса (США), В.С.Гладкого, Р.Ф.Фёдорова, В.В.Яковлева и В.Н.Четверикова (СССР), а также благодаря ряду современных статей и патентов [1, 2, 3], в которых описываются принципы вероятностного представления информации, однако стоит отметить, что данный принцип преобразования еще не рассматривался в качестве помехоустойчивого способа кодирования информации, хотя обладает основным признаком помехоустойчивого кодирования – избыточностью.

2. Постановка задачи

Рассмотрим такую характеристику вероятностного представления информации как помехоустойчивость, которая лежит в основе самого принципа вероятностного преобразования. После определения основных характеристик вероятностного отображения информации в качестве корректирующего кода рассмотрим его свойства. Полученные результаты сравним с аналогичными параметрами существующих способов помехоустойчивого кодирования, среди которых МТК-3, как наиболее подобный вероятностному, и код Ріда-Соломона, позволяющий выполнять исправление множественных ошибок. Кроме

выше перечисленного существует необходимость в определении основных свойств вероятностного кода, позволяющих выполнять коррекцию ошибок в принимаемых последовательностях вероятностных отображений.

3. Теоретический анализ

Прежде всего, обратимся к основному принципу вероятностного представления информации, в соответствии с которым каждому значению входной величины можно поставить в соответствие некоторую вероятность. Данный принцип реализуется за счет выполнения пошагового процесса сравнения входной величины со значением случайного вспомогательного сигнала.

Все вышесказанное описывается следующим выражением:

$$P_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{для всех } a_i \geq R(t) \\ 0, & \text{для всех } a_i < R(t) \end{cases} \quad (1)$$

где P_{ij} – j -е значение вероятностного отображения из множества:

$$P_i = \{P_{i1}, P_{i2}, P_{i3}, \dots, P_{ij}, \dots, P_{ik}\}; \quad (2)$$

a_i – i -й преобразуемый символ;

j – цикл вероятностного преобразования;

$R(t)$ – произвольное значение из ряда:

$$R\{r_1, r_2, r_3, \dots, r_1, \dots, r_k\}.$$

Исходя из выражения (1), можно уверенно сказать, что код (2) относится к весовым кодам, учитывая свойства вспомогательной последовательности $R(t)$, следует отметить, что в виду свойств данной последовательности, каждому a_i будет соответствовать не единственное значение p_i , а множество вероятностных отображений с одинаковым весом.

Данное свойство вытекает из выражения (1), его наглядно можно представить графически. На рис. 1 показан процесс вероятностного преобразования входного значения a , равного 7, при помощи двух вспомогательных псевдослучайных равномерно распределенных случайных последовательностей R и $R1$ содержащее десять значений (уровни которых представлены на верхнем графике), при помощи которых соответственно формируются два вероятностных отображения p и $p1$ (уровни которых представлены на нижнем графике).

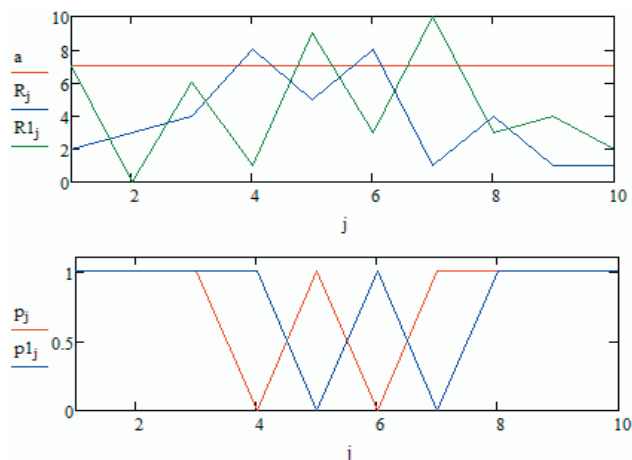


Рис. 1. Графическое представление процесса вероятностного преобразования

Как видно из графиков, вероятностному отображению p будет соответствовать последовательность:

1110101111,

а $p1$:

1111010111.

Подсчитав веса p и $p1$, получим одинаковые значения (w и $w1$ равные 8) данной характеристики для двух разных интерпретаций исходного сигнала a .

Для определения общего количества возможных вариаций вероятностных отображений с одинаковым весом можно воспользоваться формулой нахождения количества сочетаний, используемой в комбинаторике:

$$C_w^j = \frac{j!}{((j-w)!w!)} \tag{3}$$

Подставив значения из примера, нетрудно подсчитать, что всего возможно сгенерировать 45 вероятностных отображений для значения входной величины a , равной 7. Если учесть все возможные сочетания по первичному алфавиту, то формула (3) примет вид:

$$\sum_{j=1}^w C_w^j = 2^w \tag{4}$$

Данная формула является классическим примером комбинаторики, и ее доказательство легко продемонстрировать, воспользовавшись биномом Ньютона (5):

$$(x+y)^w = C_w^0 x^w + C_w^1 x^{w-1} y^1 + \dots + C_w^{w-1} x^1 y^{w-1} + C_w^w y^w = \sum_{j=1}^w C_w^j x^{j-w} y^w \tag{5}$$

Положив значения x и y равными единице, перепишем последнее выражение в виде:

$$2^w = C_w^0 + C_w^1 + \dots + C_w^{w-1} + C_w^w = \sum_{j=1}^w C_w^j \tag{6}$$

Приведенное выражение наглядно показывает, что, в случае применения вероятностного кодирования оно полностью покрывает множество кода на все сочетания с тем же основанием, что и позволяет судить о его безизбыточности ввиду полного покрытия поля вторичного алфавита.

Проведя аналогию с МТК-3, стоит отметить, что общее число возможных комбинаций для семиразрядного кода на все сочетания составит 128, тогда как разрешенных всего 35, а коэффициент избыточности $K_{из}$ равен 0.26, в то время как у вероятностного кода, учитывая выражение (4), коэффициент избыточности для того же количества разрядов вероятностного отображения будет равен нулю. Однако если принять во внимание соотношение первичного алфавита в 6 (при переводе в двоичную систему потребуется 3 разряда то, соответственно, число возможных комбинаций составит не 6, а 8) символов и 64 возможных состояния вторичного алфавита в виде вероятностного представления, то:

$$K_{из-вер} = 1 - \frac{\log_2 8}{\log_2 64} = 0.5$$

Таким образом, если учитывать непосредственно соотношение первичного и вторичного алфавита, коэффициент избыточности вероятностного кода в 2 раза выше, чем у существующих подобных весовых кодов.

Однако стоит отметить, что МТК-3 позволяет лишь обнаружить ошибки нечетной кратности, тогда как преимущества использования случайного вспомогательного сигнала позволяют использовать все механизмы статистического анализа при работе с данными представленными в виде вероятностей, что в свою очередь позволяет не просто обнаружить ошибки, но и выполнить исправление с минимальными аппаратными затратами.

Рассматривая возможности более мощного кода Рида-Соломона при тех же начальных условиях, а именно при емкости первичного алфавита в 6 (RS(7,3)) символов, коэффициент избыточности $K_{и-RS}$ составит 0.51, при этом позволяя исправлять блоки ошибок, длиной 2. Если рассматривать максимальные возможности кода Рида-Соломона, то стоит отметить, что для RS(255,128), при этом $K_{и-RS}$ примет значение 0.498, эффективная скорость при этом падает в два раза, а пороговое значение вероятности ошибок составит 0.031. Повышение избыточности $K_{и-RS}$ до 0.753 у RS(255, 63) повысит пороговое значение вероятности ошибок и составит 0.045, однако это приведет к четырехкратному повышению аппаратных мощностей, что является неэффективным в ряде случаев [4]. Данный факт показывает, что более сложная структура кодовых последовательностей уменьшает значение показателя эффективной скорости, что справедливо также и для вероятностного представления, отобразив значения расширенной ASCII таблицы в вероятностную форму с 256 статистическими испытаниями, мы получим коэффициент эффективной скорости, равный 0.125, что в два раза ниже предыдущего значения для кода Рида-Соломона.

Рассматривая механизмы вероятностного представления информации, позволяющие обеспечивать помехоустойчивость [5], передаваемых таким образом данных, стоит выделить принципы вероятностного представления [6], в соответствии с которым чем выше значение количества испытаний, тем выше корректирующие способности вероятностного кода, однако такое повышение емкости вторичного алфавита может привести к значительному уменьшению эффективной скорости.

Таким образом, необходимо найти другие механизмы, позволяющие при всех прочих равных условиях, добиваться необходимого уровня помехоустойчивости, для чего обратимся к формуле математического ожидания от вероятностного отображения через ряд распределения для дискретной случайной величины p_{ij} , для которой будет справедливо следующее выражение [7]:

$$M[p_i(t)] = \sum_{l=1}^2 p_{ij} P_l = P(p_{ij} = 1) = P[R(t) < (a_i = r)] = F_{x_i}(R), \quad (7)$$

из которого видно, что, имея в расположении функцию распределения случайной величины $R(t)$, можно восстановить исходный уровень входного значения a_i .

Данный факт с использованием детерминированной последовательности вспомогательной случайной величины дает возможность выполнять обнаружение и исправление ошибок в вероятностном коде. Для описания механизма обнаружения и исправления ошибок обратимся к формуле восстановления вероятностного отображения [7]:

$$a_i^* = \{M[p_i(t)]\}^* = \frac{1}{K} F(R) \sum_{j=1}^K p_{ij}. \quad (8)$$

Рассматривая данное выражения с точки зрения информационного тракта, стоит отметить, что в пра-

вой части выражения располагаются принимаемые значения вероятностного отображения и значения функции распределения вспомогательной величины. Принимая во внимание, случай линейного преобразования и зная уровень сравнения за счет интегрирования значений, можно утверждать, что:

$$F(R) = M[p_i(t)] = \frac{1}{K} \sum_{j=1}^K p_{ij}. \quad (9)$$

Формула (9) позволяет анализировать принимаемые значения в рамках заданного уровня исходной величины.

Введем величину, восстановленную из принятого сигнала a^B , тогда в случае повторного вероятностного преобразования с тем же количеством испытаний, восстановленное значение в вероятностной форме примет вид:

$$P_i = \{p_{i1}, p_{i2}, \dots, p_{ij}, \dots, p_{iK}\}. \quad (10)$$

Применяя выражение (1), с учетом использования аналогичной последовательности вспомогательного случайного сигнала $R(t)$, можно утверждать, что полученные значения вероятностного отображения p_i^B будут полностью соответствовать принятым значениям p_i .

Учитывая вышесказанное, оба сигнала будут идентичны, однако, в случае возникновения ошибки в передаваемых данных, именно значения вспомогательной величины могут свидетельствовать о наличии ошибки в полученных данных.

Формирование синдрома ошибки p_i^C для дальнейшей коррекции можно описать следующим выражением:

$$p_i^C = p_i \oplus p_i^B = \{p_{i1} \oplus p_{i1}^B, p_{i2} \oplus p_{i2}^B, \dots, p_{ij} \oplus p_{ij}^B, \dots, p_{iK} \oplus p_{iK}^B\}. \quad (11)$$

Подставив выражение (11) в формулу (8), получим:

$$a_i^* = \{M[p_i(t)]\}^* = \frac{1}{K} F(R) \sum_{j=1}^K (p_{ij} \oplus p_{ij}^C) = \frac{1}{K} F(R) \sum_{j=1}^K (p_{ij} \oplus (p_{ij} \oplus p_{ij}^B)). \quad (12)$$

В случае линейного вероятностного преобразования предыдущее выражение (12) переписется в виде:

$$a_i^* = \{M[p_i(t)]\}^* = \frac{1}{K} \sum_{j=1}^K (p_{ij} \oplus p_{ij}^C) = \frac{1}{K} \sum_{j=1}^K (p_{ij} \oplus (p_{ij} \oplus p_{ij}^B)). \quad (13)$$

Несмотря на то, что в формуле (13) отсутствует значение функции распределения, в виду линейности, оно еще более эффективно позволяет выполнять обнаружение и исправление ошибок, благодаря процессу вторичного вероятностного преобразования с

использованием идентичного вспомогательного сигнала.

Таким образом, полученные выражения (12, 13) позволяют выполнять коррекцию принимаемых значений вероятностного отображения, благодаря использованию аналогичной последовательности вспомогательной случайной величины при восстановлении исходного значения.

В данном случае помехоустойчивость рассматриваемого кода ограничивается лишь свойствами выбранной последовательности вспомогательной случайной величины $R(t)$.

4. Результаты и их обсуждение

Полученные результаты позволяют сделать ряд выводов, в полной мере раскрывающую качественные характеристики вероятностного помехоустойчивого кодирования.

С точки зрения полученных результатов относительно избыточности вероятностного кода, уверенно можно сказать, что данный код является безизбыточным, в силу того, что он в полной мере покрывает поле вторичного алфавита, о чем говорит выражение (4).

Рассматривая следующую качественную характеристику помехоустойчивого кодирования – эффективную скорость, следует отметить, что, несмотря на сравнение полученных данных с данными кода Рида-Соломона, МТК-3, где показаны потенциальные возможности вероятностного кода, вероятностное представление информации в виду своего индетерминизма приводит к более значительному изменению коэффициента эффективной скорости, что не всегда допустимо, и потому требует дополнительных методов обработки принимаемых значений вероятностного отображения, например таких, как вторичное преобразование с дальнейшим формированием синдрома ошибки.

Таким образом, полученные результаты позволяют утверждать о вероятностном помехоустойчивом коде как о качественно новом и по ряду характеристик превосходящем существующие аналоги, однако на сегодняшнем этапе развития принципов вероятностного представления информации он может стать неэффективным ввиду своей неточности; совершенствование принципов обработки вероятностного сигнала на всех этапах его формирования и обработки позволит успешно его применять при решении широкого спектра задач.

Применение данного метода кодирования в совокупности с методами статистической обработки может значительно повысить помехоустойчивость передаваемых данных вплоть до вероятности появления ошибки 0.1 и выше, при этом для аппаратной реализации данного кодирующего и декодирующего устройства потребуется значительно меньше аппаратных средств, чем у аналогичных рассмотренных.

Так, выше упомянутый RS-кодер требует сложного итерационного решения уравнений с последовательной проверкой [8], тогда как предлагаемый метод кодирования позволяет решать данные задачи гораздо меньшими аппаратными средствами.

Так, для случая передачи двоичного шестнадцатизначного слова аппаратная составляющая не будет превышать 120 элементарных логических элементов, а на приемной стороне, не считая К-разрядного регистра сдвига, не более 350, что, в свою очередь, позволяет реализовывать данное устройство в виде цифрового автомата, тогда как алгоритм Берклемпа–Мессе для исправления ошибок содержит 10 сложных вычислений и 5 условий перехода, при этом 9 из циклов вычислений являются вложенными в основной цикл, что полагает использование для его реализации микропроцессорные или микроконтроллерные мощности, что автоматически подразумевает гораздо большие программно-аппаратные средства.

Литература

1. «Преобразователь частота-вероятность», Пат. 56113 Украина, Заявка № u201009117; авт.: Сапожников Н.Е. Моисеев Д.В. Скрябина Е.В.
2. Сапожников Н.Е./ Разработка и построение преобразователя частота – вероятность // Сапожников Н.Е., Моисеев Д.В., Скрябина Е.В., Шокин А.Г., сборник научных трудов СНУЯЭиП, вып. № 4(36), 2010 г., -С. 217-221.
3. «Преобразователь фаза-вероятность», Пат. 56112 Украина, Заявка № u201009116; авт.: Сапожников Н.Е. Моисеев Д.В. Скрябина Е.В.
4. Ничипорук Н.Е./ Оценка корректирующей способности кодов Рида - Соломона при передаче подводных изображений через зашумленный канал связи// Ничипорук Н.Е., Сай С.В. Вестник ТОГУ, вып № 3(22), 2011, -С.29-36.
5. Столярчук Ю.Ю., Дослідження перешкодостійкості ймовірнісних кодів / М.Є. Сапожніков, Ю.Ю. Столярчук, П.С. Бейнер // Електротехнічні та комп'ютерні системи.-Вид.80,2011. – С.195-198.
6. Столярчук Ю.Ю./ Оценка точности при вероятностном представлении информации // Д.В. Моисеев, Ю.Ю. Столярчук, А.Г. Шокин, Первая международная конференция памяти профессора Владимира Поджаренка «Измерение, контроль и диагностика в технических системах» ВКДТС-2011 г. Винница, 18-20 октября 2011г., С. 123.
7. Сапожников Н.Е./ К вопросу о вероятностном преобразовании информации // Сапожников Н.Е., Приборостроение.-Севастополь.-Вып.34, 1983.-С.31-38.
8. Лепеха В.Л./ Реализация декодера Рида-Соломона в ПЛИС // Лепеха В.Л., Лесик Т.М., Франко Р.А, Вісник НТУУ «КПІ». Інформатика, управління та обчислювальна техніка: Зб. наук. пр. – К.: Век+, – 2009. – № 50.-С. 78-82.

Abstract

The article is dedicated to the basic characteristics of the probabilistic form of information representation, which allows to use it as a noise combating code. The basis of the principle is reiteration. The greater the number of statistical tests, the higher is the accuracy. In the case of application of the rule for coding the noise-immunity is also higher. However, the increase of the number of elements of the statistical series leads to an inappropriate usage of this method, because of the significant reduction of the stacking velocity coefficient. This disadvantage can be solved with the suggested method, the essence of which is to use the same pseudorandom sequences at secondary probabilistic transformation of taken sequences. This method is based on the relation of the probabilistic form of information representation and of the distribution function of an ancillary random signal used in the conversion process. The advantages of a probabilistic form of information representation allow us to solve the problem of noise-immunity improvement of the transmitted information, using minimum hardware and software. The corresponding codes, which correct multiple errors, such as Berlekamp – Massey algorithm for Reed-Solomon code, require the solution of a larger number of nested loops of the iterative process of roots evaluation in equations. The suggested method can be applied in CDMA technology

Keywords: probability, probabilistic form, noise-immunity, Reed-Solomon code, international telegraph code-3, stacking velocity coefficient, error syndrome, Berklemp-Massey algorithm

У даній статті представлені дослідження з визначення параметрів Н-секторіальними рупорної антени для передпосівної обробки насіння електромагнітним випромінюванням КВЧ діапазону

Ключові слова: передпосівна обробка насіння, електромагнітне випромінювання, крайвисокочастотний діапазон, Н-секторіально рупорна антена

В данной статье представлены исследования по определению параметров Н-секториальной рупорной антенны для предпосевной обработки семян электромагнитным излучением КВЧ диапазона

Ключевые слова: предпосевная обработка семян, электромагнитное излучение, крайневысокочастотный диапазон, Н-секториальная рупорная антенна

УДК 621.315

ТЕОРЕТИЧЕСКИЙ АНАЛИЗ АНТЕННОЙ СИСТЕМЫ ДЛЯ ПРЕДПОСЕВНОЙ ОБРАБОТКИ СЕМЯН

А.А. Оленюк

Аспирант

Кафедра технотроники и теоретической электротехники

Харьковский национальный технический университет

сельского хозяйства им. П. Василенко

ул. Артёма, 44, г. Харьков, Украина, 61002

Контактный тел.: (057) 712-42-32

E-mail: kosnatgen@ukr.net

1. Введение

Исследования по воздействию электромагнитного поля КВЧ диапазона на семена культурных растений показывают, что они могут стимулировать рост и развитие растений [1]. Для промышленных целей, связанных с предпосевной обработкой семян в непрерывном потоке, необходимы установки с излучателем электромагнитной энергии в свободном пространстве. Излучатель электромагнитной энергии должен сформировать необходимую диаграмму направленности и обеспечить достаточный уровень плотности потока мощности на зерне при движении конвейерной ленты со скоростью 10...15 м/с.

2. Анализ литературных данных и постановка проблемы

В настоящее время в КВЧ диапазоне длин волн широко применяются различные типы антенн: волноводно-щелевые, антенны поверхностных волн, рупорные и др. [2]. Общим недостатком существующих антенн является их узкополосность и отклонение диаграммы направленности в пространстве при перестройки частоты генератора.

Создать широкополосную антенну возможно на основе Н-секториального рупора, для определения параметров которого необходимы теоретические исследования.