

Експериментально визначені статистичні параметри розподілу завад в каналах МТМ; теоретично обґрунтовано і перевірено алгоритм кодування та декодування корегуючих ТСК з заданими місцями нульових значень сигналу на інтервалі кодового слова

Ключові слова: ТСК, канал моделі Гільберта

Экспериментально определены статистические параметры распределения помех в каналах ГТС; теоретически обоснован и проверен алгоритм кодирования и декодирования корректирующих ТСК с заданными местами нулевых значений сигнала на интервале кодового слова

Ключевые слова: ТСК, канал модели Гильберта

The experimentally determined statistical parameters of the distribution interfere with the CTA; theoretically justified and proven coding and decoding algorithm corrective TSC with specified places zero value of signal on the interval of codeword

Keywords: TSC, Gilbert model channel

ЕФЕКТИВНІСТЬ КОРЕГУЮЧИХ ТСК В ОДНОСТОРОННІХ СИСТЕМАХ ПЕРЕДАЧІ

М. В. Захарченко

Доктор технічних наук, професор, проректор з навчальної роботи, завідувачий кафедрою*

М. М. Гаджієв

Кандидат технічних наук, доцент*

С. В. Хомич

Викладач*

М. П. Кучеренко

Методист*

*Кафедра інформаційної безпеки та передачі даних
Одеська національна академія зв'язку ім. О.С.Попова
вул. Кузнечна, 1, м. Одеса, 65029

1. Вступ

Шеннонівська теорія інформації [1] стверджує, що побудова хороших каналів зв'язку економічно недосяжна – вигідно використовувати коди, що виправляють помилки. Революційні ідеї Шеннона викликали переверот в свідомості інженерів-зв'язківців – до публікації цієї теорії вважалося, що єдиною можливістю підвищення завадостійкості приймання сигналів є збільшення потужності передавача або багатократна передача одного й того ж повідомлення.

Багаточисленні роботи другої половини ХХ століття були направлені на вирішення наступних проблем блокового кодування:

- синтезу кодів з високими корегуючими властивостями;
- синтезу алгоритмів декодування при незначній складності;
- узгодження структури кодів, що корегують помилки, видів модуляції, алгоритмів декодування та характеристик каналів зв'язку.

В цьому напрямі каталізатором ланцюгової реакції появи нових блокових кодів були роботи М.Дж. Гоше, Р. Хемінга, І.С. Ріда, Г. Форні [2], В.Д. Колесника, Е.Т. Мирончикова [3]. Американський вчений Д. Слєнян [4] одержав суттєві результати в розробці строгої теорії лінійних блокових кодів використовуючи математичну теорію груп. І незважаючи на значні досягнення в теорії синтезу корегуючих блокових кодів слід вважати, що питома вага перевірених елементів в кодових словах на сьогодні є великою.

2. Огляд результатів експериментів

Розглянемо результати одного фрагменту передачі 8-бітових кодових слів комутованими каналами міської телефонної мережі (МТМ) в полосі $\Delta F = 1300$ Гц зі швидкістю 1000 біт/сек при використанні модему з ЧМ:

- передано 360000 кодових комбінацій.
- помилково прийнятих кодових комбінацій – 364.
- кратність помилок в помилково прийнятих кодових словах: 1-кратних – 244; 2-кратних – 102; 3-кратних – 16; 4-кратних – 1; 5-кратних – 1.

Наведені результати потоку і-кратних помилок дають можливість визначити імовірність помилкового прийому ($P_{п.кк}$) кодового слова [4]:

$$P_{п.кк} = \frac{364}{360000} = 1,01 \times 10^{-3}$$

і одного елементу кодового слова

$$P_{в} = \frac{244 + 102 \times 2 + 16 \times 3 + 4 \times 1 + 5 \times 1}{(36 \times 8) \times 10^4} = 1,75 \times 10^{-4}$$

Коефіцієнт групування помилок α становить [5]

$$\alpha = \frac{\ln \bar{t}}{\ln n} \tag{1}$$

де \bar{t} – середня кількість спотворених елементів в спотворених кодових словах. Для вказаних статистичних результатів $\bar{t} = \frac{505}{364} = 1,38$.

Враховуючи вираз (1) при $n = 8, \alpha = 0,16$.

При синтезі корегуючого блокового коду, який може виправляти помилки кратності не меншої ніж $t_b = 5$ мінімальна кодова відстань повинна становити $d_{min} = 2 \times t_b + 1 = 11$.

Згідно межі Варшова-Гільберта кількість перевірочних елементів в коді, що виправляє помилки кратності d_{min} , повинна задовольняти умові [6]:

$$r \geq \log_2 \left(1 + \sum_{i=1}^{d_{min}} C_n^i \right) \quad (2)$$

Для $n = 8$ при $d_{min} = 11$ значення $r = 26$.

Отже, корегуючий код з вказаними властивостями буде мати ($n = 26 + 8$) 34 елементи. Кодова швидкість складатиме $K = \frac{8}{34} = 0,235$. Зважаючи на те, що в процесі проведення експерименту фіксувались всі параметри спотворених кодових слів (номер слова, передане кодове слово, номери спотворених елементів у слові та місця появи змін інформаційного параметру).

Статистична обробка матеріалів дозволила визначити закон розподілу відстаней між помилковими кодовими словами:

- закон логарифмічно-нормальний;
- кількість суміжних спотворених кодових слів (по два слова) - 12;
- кількість суміжних спотворених кодових слів (три слова) - 1.

Середнє значення логарифмів інтервалів в значеннях Δ між спотвореними кодовими словами $M(\ln l) = 10,89$.

Середньоквадратичне відхилення:

$$\delta(\ln l) = 0,33202$$

Головним результатом проведених вимірювань є підтвердження факту, що всі спотворені кодові слова мають збільшення значущих моментів відтворення в порівнянні з переданими.

З метою оцінки параметрів каналу в хорошому стані був проведений експеримент, що полягав у передачі кодових слів по вищевказаному каналу при постійній кількості значущих моментів модуляції (ЗММ).

Довжини сигналів τ_i між ЗММ складали

$$\tau_i = t_0 + i\Delta; i \in 0 \div z, 0 < z - \text{ціле число } t_0 = \frac{1}{2}\Delta F; \Delta = \frac{t_0}{7}$$

Результати передачі одного фрагменту по каналу МТМ з числом ЗММ в кодовому слові $i = 3$ наведені нижче:

- кількість переданих кодових слів - 90000;
- кількість прийнятих кодових слів із зміною кількості ЗММ - 133;
- кількість кодових слів із зміщенням одного ЗМВ на величину Δ - 512;
- кількість зареєстрованих кодових слів із зміщенням двох ЗМВ на величину Δ - 14.

З результатів експерименту слідує, що імовірність появи спотвореного кодового слова з постійним числом ЗММ:

$$P_{n(i=3)} = \frac{133}{90000} = 1,47 \times 10^{-3}$$

Ця імовірність більше відповідного значення $P_{n,кс}$ при розрядно-цифровому кодуванні. Пояснюється це тим, що в першому випадку аналізувались кодові слова, які були прийняті з помилками при аналізі в середній точці. А в даному випадку враховувались кодові слова в яких число ЗМВ відрізняється від 3-х, або місця знаходження значущих моментів відтворення не відповідають переданим. Знання числа ЗМВ, які змістились при прийманні на величину 1Δ і загальну кількість ЗМВ в кодових словах, прийнятих без спотворень дає можливість визначити значення середньоквадратичного відхилення в ЗМВ для хорошого стану каналу [7].

$$\Phi\left(\frac{1,5\Delta}{\delta}\right) - \Phi\left(\frac{0,5\Delta}{\delta}\right) = \frac{512 + 14 \times 2}{(90000 - 133)3} = 2 \times 10^{-3},$$

де $\Phi(z)$ - інтеграл ймовірностей.

При значеннях $\Delta = 0,142t_0 (S = 7)$ значення δ не перевищує $\delta = 0,02t_0$.

При одержаному значенні δ та відомій величині зони Δ імовірність зміщення одного ЗМВ на інтервалі «хорошого» стану каналу на величину $\Theta \geq 2\Delta$ становитиме [7]:

$$P_{\Theta \geq 2} = 2 \left[0,5 - \Phi\left(\frac{1,5\Delta}{\delta}\right) \right] = 2 \left[0,5 - \Phi\left(\frac{1,5 \times 0,142}{0,021}\right) \right] \leq 10^{-10}$$

Імовірність зміщення 2-х і 3-х ЗМВ на величину $\frac{3}{2}\Delta > \Theta > \frac{1}{2}\Delta$ відповідно становитиме:

$$P_{\frac{3}{2}\Delta > \Theta > \frac{1}{2}\Delta} = C_3^2 \left[\Phi\left(\frac{1,5\Delta}{\delta}\right) - \Phi\left(\frac{0,5\Delta}{\delta}\right) \right]^2 = 1,2 \times 10^{-7}$$

$$P_{\frac{3}{2}\Delta > \Theta > \frac{1}{2}\Delta} = \left[\Phi\left(\frac{1,5\Delta}{\alpha}\right) - \Phi\left(\frac{0,5\Delta}{\alpha}\right) \right]^3 < 10^{-11}$$

Наведені розрахунки свідчать, що імовірності появи зміщень окремих ЗМВ на величину $\Theta \geq 2\Delta$ або 3-х ЗМВ на величину $\frac{3}{2}\Delta > \Theta > \frac{1}{2}\Delta$ в хорошому стані каналу менше значення 10^{-8} .

В якості способу підвищення імовірності безпомилкової передачі символу в односторонніх системах пропонується алгоритм і-кратного повторення кодового слова. Цей спосіб кодування заснований на μ -кратній передачі n -значних кодограм. При цьому найбільшого поширення набули два способи. При першому способі кожна кодограма X_j передається μ разів, у результаті чого послідовність символів має вигляд:

$$\frac{X_1 X_2 \dots X_n}{1} \quad \frac{X_1 X_2 \dots X_n}{2} \quad \frac{X_1 X_2 \dots X_n}{\mu}$$

Такий метод легко реалізується й звичайно використовується в каналах з параметрами, що швидко змінюються. Ефективність його обумовлена тим, що спотворення символів з однаковими номерами часто можна вважати статистично незалежними. Тому такий

метод іноді називають кодуванням з декореляцією помилок.

При другому способі кожний символ кодограми передається n разів поспіль, і послідовність символів у каналі буде:

$$\frac{x_1 \dots x_1}{\mu} \quad \frac{x_2 \dots x_2}{\mu} \quad \frac{x_3 \dots x_3}{\mu}$$

Цей метод звичайно використовується в каналах з постійними параметрами і які повільно змінюються.

Кодова відстань не залежить від способу передачі й становить:

$$d_0(\mu) = \mu d_0$$

де d_0 – мінімальна відстань між кодовими словами.

Двократне повторення можна розглядати як лінійний блоковий код з породжуючою й перевіркою матрицями:

$$G^{(2)} = \|E_n, E_n\| \quad H^{(2)} = \begin{bmatrix} E_n \\ E_n \end{bmatrix} \quad (3)$$

де E_n – одинична матриця розміру n . Як видно зі структури матриці $H^{(2)}$ такий код не допускає мажоритарного оброблення прийнятих сигналів, тому що будь-який коректор відповідає двом векторам помилок. Однак код виявляє всі непарні помилки.

При трикратному повторенні кодового слова матриці коду будуть:

$$G^{(3)} = \|E_n E_n E_n\| \quad H^{(3)} = \begin{bmatrix} E_{2n} \\ E_n E_n \end{bmatrix} \quad (4)$$

де E_{2n} – одинична матриця розміру $2n$. Такий код допускає мажоритарне декодування за принципом «2 з 3».

При цьому число помилок, що виправляються, ваги v становить $3^v C_n^v$.

Результати оброблення кодограми за методом «2 з 3» еквівалентна символу, переданому один раз, але з імовірністю спотворення P_0^1 .

Пов'язане це з тим, що ймовірність правильного прийому символу при трикратній передачі має складові [8]:

$$q_{03} = (1 - P_0)^3 \quad q_{023} = C_3^2 P_0 (1 - P_0)^2 \quad (5)$$

Враховуючи, що

$$1 - P_0^1 = q_{02} + q_{023} \quad (6)$$

P_0^1 становитиме

$$P_0^1 = 3P_0^2 - 2P_0^3 \quad (7)$$

Останній вираз дозволяє оцінювати ймовірність помилки декодування при трикратному повторенні комбінацій кодів з надлишковістю.

З метою оцінки ефективності повторення корегуючих кодових конструкцій, синтезованих на базі корегуючих таймерних сигналів була організована по тому ж каналу МТМ передача з двократним повторенням кодових слів, задовольняючих умові якості [9]:

$$A_1 x_1 + A_2 x_2 + A_3 x_3 = 0 \pmod{A_0} \quad (8)$$

при значущих коефіцієнтах A_i : $A_1 = 2$; $A_2 = 3$; $A_3 = 7$; $A_0 = 19$.

В [9] показано, що при 256 реалізаціях кодових слів з трьома ЗММ задовольняючих умові (8) при значенні $S = 7$ достатньо інтервал реалізації інформаційної частини кодової конструкції $T_c = 7,5t_0$, на якому можливо реалізувати (256 к 19) простих ТСК.

Враховуючи закон розподілу інтервалів між спотвореними кодовими словами (i його параметрів), можливість появи 2-ч або 3-х спотворених суміжних конструкцій в якості захисного інтервалу повторення вибрано інтервал кодового слова $K = 4$.

Фрагмент результатів передачі 10^6 кодових пар сигнальних конструкцій, задовольняючих умові (8) наведено нижче:

1. передано вірно два кодових слова відповідної пари – 5994048;
2. в спотвореній парі одна кодова комбінація прийнята вірно, а інша має зміщення одного ЗМВ на величину $\Delta = 4774$;
3. в кожній кодовій комбінації спотвореної пари існує зміщення одного ЗМВ на величину Δ ;
4. в спотвореній парі одне кодове слово має зміну числа ЗМВ, а в другому зміщення одного ЗМВ на величину $\Delta - 19$;
5. в спотвореній парі одне кодове слово прийнято вірно, друге має зміщення на величину $\Theta > \Delta - 32$;
6. в спотвореній кодовій парі одне слово має зміщення одного ЗМВ на величину Δ , а в другому зміщення на величину $\Theta > \Delta - 11$;
7. прийнято вірно пару відповідних СКК згідно рівняння (8) або після виправлення зміщень на $1\Delta - 10^6$.

Висновки

1. Двократне повторення таймерних сигнальних конструкцій, задовольняючих умові (8) на відстані 4-5 кодових слів забезпечує підвищення якості передачі мінімум на порядок більшу в порівнянні з корегуючим розрядно-цифровим кодом, виправляючим 5-кратні помилки.

2. Враховуючи зв'язок середньоквадратичного значення зміщень ЗМВ (δ) із коефіцієнтом перевищення сигналу над завадою при флуктуаційному шумі (h) [9]

$$\delta = \frac{1}{4h} ; h = \frac{1}{4\delta} ; h^2 = \frac{1}{16\delta^2}$$

по одержаному вище значенню δ , параметр h^2 для «хорошого» стану каналу становить $h^2 = \frac{1}{16 \times 0,02^2} = 156$, що більше значення $h^2 = 100$ і відповідає каналу моделі Гільберта.

Література

1. Шеннон К. Математическая теория связи [Текст]. Работы по теории информации и кибернетике : пер. с англ. / К. Шеннон; под ред. Р.Л. Добрушина и О.В. Лупанова - М.: ИЛ, 1963. - 830 с.
2. Форни Д. Каскадные коды [Текст] / Д. Форни - М.: Мир, 1970. - 207 с.
3. Колесник В.Д. Декодирование циклических кодов [Текст] / В.Д. Колесник, Е.Т. Мирончиков - М.: Связь, 1968. - 251 с.
4. Кассама Т. Теория кодирования [Текст]: пер. с яп. / Т. Кассама, Н. Токура, Е. Ивадари, Я. Инагави; под ред. Б.С. Цыбакова, С.И. Гельфанда. - М.: Мир, 1987. - 392 с.
5. Захарченко В.М. Визначення змін у групуванні помилок при використанні кодоперетворювача таймерних сигнальних конструкцій [Текст] / В.М. Захарченко, В.П. Поляков // Праці УНДІРТ – О: 2003. – с. 71 – 74.
6. Берлекамп Е. Алгебраическая теория кодирования [Текст]: пер. с англ./ Е. Берлекамп; под ред. С.Д. Бирмана – М.: Мир, 1971. – 477 с.
7. Корн Г. Справочник по математике [Текст] / Г. Корн, Т. Корн – М.: 1974. – 830с.
8. Арипов М.Н. Передача дискретной информации по низкоскоростным каналами связи [Текст] / М.Н. Арипов – М.: Связь, 1980. – 126 с.
9. Захарченко М.В. Системи передавання даних [Текст]. Т.1. Завадостійке кодування / М.В. Захарченко – О: Фенікс, 2009. – 448 с.

Приведено аналіз системи коливань та визначено параметри багатодіодного генератора з паралельним ввімкненням діодів в загальній електродинамічній системі

Ключові слова: відкритий бочкоподібний резонатор; багатодіодний генератор

Приведен анализ колебательной системы и определены параметры многодиодного генератора с параллельным включением диодов в общей электродинамической системе

Ключевые слова: открытый бочкообразный резонатор; многодиодный генератор

The analysis of the oscillation system is given and the parameters of multidiode generator with parallel-connected diodes in general electrodynamic system have been determined

Keywords: open barrel resonator, multidiode generator

УДК 631.371

ОПРЕДЕЛЕНИЕ ПАРАМЕТРОВ ЭЛЕКТРОДИНАМИЧЕСКОЙ СИСТЕМЫ МНОГОДИОДНОГО ГЕНЕРАТОРА КРАЙНЕ- ВЫСОКОЧАСТОТНОГО ДИАПАЗОНА

Л.Н. Михайлова

Старший преподаватель

Кафедра «Энергетика и электротехнические системы в АПК»

Подольский государственный аграрно-технический

университет

ул. Шевченко, 13, г. Каменец-Подольский, Хмельницкая обл.,

Украина, 32300

Контактный тел.: (3849) 712-42-32

1. Введение

Разработка немедикаментозных методов лечения животных на основе использования низкоэнергетических электромагнитных колебаний крайневысокой частоты (КВЧ) связана с исследованиями по созданию высокостабильных источников, отвечающих высоким требованиям по спектру выходных сигналов, диапазону перестройки частоты и мощности выходного сигнала [1].

Из проведенного анализа следует, что создание малабаритных диодов генераторов, отвечающих требо-

ваниям по мощности излучения, возможно с помощью сумматоров мощности на основе высокочастотных открытых бочковых резонаторов.

2. Анализ последних достижений и публикаций

В настоящее время существуют работы [2], в которых рассматриваются методы расчёта открытых бочкообразных резонаторов, но результаты этих исследований не могут быть использованы для создания