

УДК 621.391.15

ОЦЕНКА ВЕРОЯТНОСТИ ОШИБОЧНОГО ДЕКОДИРОВАНИЯ ОБОБЩЕННЫХ КОДОВ С ЛОКАЛИЗАЦИЕЙ ОШИБОК

В. В. Зяблов,

доктор техн. наук, профессор

И. Г. Кобозева,

младший научный сотрудник

Институт проблем передачи информации им. А. А. Харкевича РАН, г. Москва

Исследованы сигнально-кодовые конструкции с использованием обобщенных кодов с локализацией ошибок на основе кодов Рида — Соломона. Рассмотрен случай с применением q -ичного оптического канала со стираниями и ошибками для передачи данных. Приведены теоретические оценки вероятности неправильного декодирования, а также результаты моделирования.

Ключевые слова — обобщенные коды с локализацией ошибок, декодирование обобщенных кодов с локализацией ошибок, вероятность неправильного декодирования.

Введение

В последнее время имеет место тенденция к увеличению требований к качеству передаваемой информации (вероятность ошибки декодирования порядка 10^{-12} и менее). При высокой кратности модуляции более целесообразно использовать недвоичные коды, которые имеют лучшую корректирующую способность по сравнению с двоичными кодами с той же избыточностью. Фактически, требуются коды с малой избыточностью. К передаче по современным волоконным оптическим каналам связи сейчас предъявляются довольно жесткие требования. Для нормального использования необходима достаточно низкая вероятность искажения информации при передаче и относительно небольшая избыточность используемых кодов. Кроме того, из-за очень высокой скорости передачи данных необходимыми условиями также являются использование методов кодирования, требующих относительно малого числа операций при кодировании и декодировании на бит передаваемой информации, а также возможности распараллеливания вычислений при кодировании и декодировании. Можно выделить несколько классов кодов, позволяющих построить длинный код с хорошей корректирующей способностью. Обычно это каскадные коды или МПП-коды. Среди этих кодов особое место занимает подкласс обобщенных каскадных кодов [1–3], а именно обобщенные коды с локализацией ошибок (ОЛО-коды).

В современных условиях для более эффективного использования диапазона частот применяется модуляция высокой кратности. Примером такого метода передачи информации может служить передача по волоконно-оптическим линиям связи (ВОЛС). В данной работе предлагается использовать для ВОЛС обобщенные коды с локализацией ошибок на основе кодов Рида — Соломона. Впервые коды с локализацией ошибок были упомянуты в 1965 г. в работах [4, 5]. Данные коды на каждом этапе декодирования и обнаруживают ошибки и стирания, и исправляют их [6, 7]. Кодирование осуществляется в несколько этапов, но при этом длина кодов, использованных на каждом этапе, невелика по сравнению с общей длиной кода. Это позволяет распараллеливать вычисления, а малая длина кодов-компонентов обеспечивает относительно небольшую сложность вычислений. Поскольку на каждом этапе избыточность кодов-компонентов может быть различной, многоуровневое строение этих кодов позволяет подобрать структуру кода, обеспечивающую оптимальные значения для скорости передачи и корректирующей способности.

Постановка задачи выбора оптимальных параметров

Основным достоинством кодов с локализацией ошибок является их гибкость, способность согласовать свою внутреннюю структуру с особен-

ностями канала передачи данных. Отсюда крайне остро встает проблема подбора параметров, обеспечивающих наилучшие корректирующие свойства кода. В результате, помимо разработки алгоритмов кодирования и декодирования ОЛО-кодов, перед нами стоит еще задача подбора оптимальных параметров кода. Данная задача является многокомпонентной, поскольку даже при заданной избыточности всего кода мы можем варьировать избыточность кодов-компонентов в широких пределах. Передача по оптическому каналу связи требует высокой скорости передачи, поэтому необходимо подобрать параметры ОЛО-кода таким образом, чтобы избыточность кода оказалась наименьшей при заданной вероятности отказа (и ошибки) от декодирования. Так как на каждом отдельном этапе декодирования используется два множества кодов (число этапов зависит от порядка рассматриваемого кода), поставленная задача может оказаться сложной. Для ее решения требуется получить теоретические оценки, ориентируясь на которые можно подобрать необходимые значения параметров кода.

Кодирование ОЛО-2 кодами

При кодировании ОЛО-кодами информационные символы записываются в левую часть матрицы, обладающей ступенчатой структурой. В правую часть матрицы записываются проверочные символы ОЛО-кода, полученные с помощью внутренних кодов длины n_1 и внешних кодов длины n_2 . Порядок ОЛО-кода t определяет количество используемых при кодировании внутренних и внешних кодов, в качестве которых выступают коды Рида — Соломона.

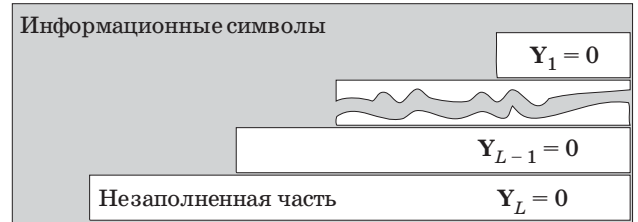
Проверочная матрица внутренних кодов ОЛО-кода имеет вид

$$H = \begin{pmatrix} H_B^{(1)} \\ H_B^{(2)} \\ \vdots \\ H_B^{(L)} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} Q_0^{(1)} & I^{(1)} & 0 & \dots & 0 \\ Q_0^{(2)} & Q_1^{(2)} & I^{(2)} & 0 & 0 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \ddots & \vdots \\ Q_0^{(L)} & Q_1^{(L)} & \dots & Q_{L-1}^{(L)} & I^{(L)} \end{pmatrix},$$

где L — количество внешних A и внутренних B кодов; $I^{(i)}$ — единичные матрицы, а $Q_j^{(i)}$ — некоторые матрицы с элементами из $GF(q)$, $i = 1, \dots, L$, $j = 0, \dots, L - 1$. Вначале информационные символы записываются в левую часть матрицы C , в правую часть записываются нули (рис. 1).

Процесс кодирования осуществляется в L итераций. На первом шаге к матрице C и L -м внешнему и внутреннему кодам применяется следующий алгоритм.

Матрица C перед кодированием



■ Рис. 1. Структура матрицы C

1. Информационные символы разбиваются на n_2 подблоков, из которых k_2 первых подблоков имеют длину n_1 , а $r_2 = n_2 - k_2$ оставшихся — длину k_1 .

2. Каждый из r_2 подблоков длины k_1 кодируется внутренним кодом Рида — Соломона с параметрами (n_1, k_1, d_1) . В результате получаем r_2 векторов длины n_1 , являющихся кодовыми словами внутреннего кода.

3. Для каждого из первых k_2 подблоков длины n_1 находим вектор длины $r_1 = n_1 - k_1$ по формуле $s_\mu^t = v_\mu H_B^{(L)}$, где $H_B^{(L)}$ — проверочная матрица кода первой ступени в приведенно-ступенчатой форме, а v_μ — μ -й подблок.

4. Представляя векторы s_μ^t , $\mu = 1, \dots, k_2$, как элементы $GF(2^{r_1})$, получаем вектор из k_2 символов над $GF(2^{r_1})$ и кодируем его внешним кодом Рида — Соломона с параметрами (n_2, k_2, d_2) . В результате получаем кодовое слово внешнего кода. Затем к полученным в п. 2 проверочным символам внутреннего кода, рассматриваемым как элементы $GF(q^{r_1})$, прибавляем соответствующие проверочные символы внешнего кода.

После первой итерации в правый нижний подблок матрицы C , прежде заполненный нулями, записываются проверочные символы $p^{(L)}$. На следующем шаге алгоритм кодирования ОЛО-кода применяется к модифицированной матрице C и $(L - 1)$ -м внешнему и внутреннему кодам. Таким образом, с каждым следующим шагом в правую часть матрицы записываются новые проверочные символы. Из структуры проверочной матрицы H следует, что, для того чтобы сохранить выполнение соотношений $H_B C = a_s^t \in A^{(s)}$ на l -й итерации, необходимо изменить все подматрицы Y_s , $s \in \{l + 1, \dots, L\}$. Для этого необходимо вычесть из последних $r_2^{(l)}$ столбцов Y_s матрицу

$$\Delta_s^l = Q_l^{(s)}(p^{(l)}) + \sum_{i=l+1}^{s-1} Q_i^{(s)}(\Delta_i^l).$$

Алгоритм декодирования ОЛО-2 кодов

Аналогично с кодированием декодирование ОЛО-кода осуществляется в несколько этапов, количество которых равно порядку ОЛО-кода t . При передаче по каналу с шумом к кодовому сло-

ву ОЛО-кода C добавляется некоторая ошибка E . Таким образом, полученная комбинация Y задается как $Y = C \oplus E$. Вначале декодирования вычисляются синдромы соответствующего данному шагу внутреннего кода, необходимые для определения символов внешнего кода $a^{(L)} = H_B^{(L)} Y$, после чего происходит декодирование соответствующим внешним кодом, в результате которого получаем $\hat{a}^{(L)}$. В предположении, что декодирование внешним кодом было успешным, происходит декодирование каждого столбца b_j принятой комбинации Y внутренним кодом таким образом, что $\hat{a}_j^{(L)} = H_B^{(L)} b_j$. На каждом шаге для соответствующего внутреннего кода происходит как обнаружение, так и исправление стираний и ошибок. Таким образом, если количество обнаруженных ошибок или число стираний в кодовом слове внутреннего кода превышает корректирующую способность этого кода, то для соответствующего этому слову символа внешнего кода выносится вердикт «стирание». Если же в кодовом слове внутреннего кода, неверно исправленном на предыдущем шаге, на текущем шаге вновь обнаружены ошибки, то это слово становится таким, каким оно было на предыдущем шаге. Затем происходит вычисление добавочного члена, необходимого для получения синдромов следующего внутреннего кода $a^{(L-1)}$. При декодировании на каждом следующем шаге используется информация о стертых символах, полученная на предыдущем шаге. Аналогичные действия производятся на всех последующих шагах. Можно отметить, что при неправильном декодировании хотя бы одного внешнего кода все последующие вычисления будут неверными, поэтому очень важно правильно подобрать избыточность внешних кодов. Ниже представлена теоретическая оценка и результаты моделирования для данного алгоритма.

Выбор порядка кода

Для получения оптимальных характеристик необходимо правильно выбрать порядок m (количество шагов), а также количество проверочных символов в каждом горизонтальном блоке. Структура кода выбирается таким образом, чтобы результирующее значение ошибки декодирования было меньше ε . В работе считаем, что кодовое расстояние $d_B^{(i)}$ для внутренних кодов будет последовательно принимать значения от $d_B^{(L)} = 2$ до $d_B^{(i)}$ с шагом 1. Таким образом, поскольку избыточность внутренних кодов фиксирована, избыточность внешних кодов должна быть подобрана таким образом, чтобы вероятность ошибочного декодирования на каждом шаге не превышала заданную величину.

В работе мы используем тот факт, что код Рида — Соломона обнаруживает ошибки, если

выполняется условие $e + \tau \leq d - 1$, и исправляет ошибки и стирания при выполнении $2e + \tau \leq d - 1$. Из этих условий несложно получить комбинаторные формулы для вероятности ошибки и вероятности отказа от декодирования для кода Рида — Соломона [8].

Найдем формулу для вероятности ошибки. Предположим, что при передаче по каналу в кодовом слове появилось e ошибок. Таким образом, согласно неравенству, приведенному выше, для неверного декодирования необходимо также число стираний $\tau \geq d - 2e$, т. е. вероятность ошибочного декодирования при условии, что было сделано e ошибок, задается как

$$P_{err|e} = \sum_{t=d-2e}^{n-e} C_{n-e}^t p_t^t (1 - p_e - p_t)^{n-t-e}.$$

Суммируя по всем возможным e , получаем искомую вероятность ошибочного декодирования

$$P_{err} = \sum_{e=0}^n C_n^e p_e^e \sum_{t=d-2e}^{n-e} C_{n-e}^t p_t^t (1 - p_e - p_t)^{n-t-e}.$$

Аналогично получаем формулу для вероятности отказа для кода Рида — Соломона:

$$P_{eras} = \sum_{e=0}^n C_n^e p_e^e \sum_{t=d-e}^{n-e} C_{n-e}^t p_t^t (1 - p_e - p_t)^{n-t-e}.$$

Определим, какое количество шагов необходимо для обеспечения нужного уровня вероятности ошибки. Для этого следует определить, какая избыточность $d_B^{(i)}$ для внутреннего кода на первом же шаге обеспечит ошибку меньше ε . Поскольку мы ищем код с минимальной избыточностью, это означает, что избыточность внутреннего кода не должна превышать $d_B^{(i)}$. Ошибка декодирования имеет следующий вид:

$$P_{err}^B = \sum_{e=0}^n C_n^e p_e^e \sum_{t=d_B^{(i)}-2e}^{n-e} C_{n-e}^t p_t^t (1 - p_e - p_t)^{n-t-e}.$$

Количество шагов i будет равным минимальному значению $d_B^{(i)} - 1$, поскольку d для внутренних кодов будет последовательно принимать значения от 2 до $d_B^{(i)}$.

Теоретическая оценка отказа от декодирования

В начале каждого шага производится обнаружение ошибок с помощью внутреннего кода. Будем считать, что обнаружение ошибок для кода Рида — Соломона происходит, только если выполняется неравенство $e + \tau \leq d - 1$, хотя на самом деле таких случаев больше. Затем производится

исправление ошибок и стираний. Поскольку на каждом следующем шаге кодирование осуществляется при помощи кода Рида — Соломона, то для успешного декодирования необходимо выполнение неравенства $2e + \tau \leq d - 1$. Если же при исправлении ошибок и стираний при избыточности d на текущем шаге произошла ошибка декодирования, то на следующем шаге при избыточности $d + 1$ ошибки будут обнаружены только в том случае, если $e + \tau = d$. Ниже приведены используемые для вычислений формулы вероятностей ошибки и стирания кодов Рида — Соломона:

$$P_{err} = \sum_{e=0}^n C_n^e p_e^e \sum_{t=d-2e}^{n-e} C_{n-e}^t p_t^t (1 - p_e - p_t)^{n-t-e};$$

$$P_{eras} = \sum_{e=0}^n C_n^e p_e^e \sum_{t=d-e}^{n-e} C_{n-e}^t p_t^t (1 - p_e - p_t)^{n-t-e}.$$

Рассмотрим несколько первых шагов декодирования. Вероятность появления стирания и ошибки в символах первого внешнего кода можно выразить как

$$P_{eras} = P_B(e=0, n-t, t>0) =$$

$$= \sum_{t=0}^n C_n^t p_t^t \sum_{e=0}^{n-t} C_{n-t}^e p_e^e (1 - p_e - p_t)^{n-t-e};$$

$$P_{err} = P_B(e>0, t=0) = \sum_{e=1}^n C_n^e p_e^e (1 - p_e - p_t)^{n-e}.$$

На первом этапе происходит декодирование первым внешним кодом $A^{(L)}$. При этом вероятность ошибки будет выглядеть как

$$P_{Aerr}^{(L)} = \sum_{e=0}^n C_n^e P_{err}^e \sum_{t=d_L-2e}^{n-e} C_{n-e}^t P_{eras}^t \times$$

$$\times (1 - P_{err} - P_{eras})^{n-t-e},$$

а вероятность правильного декодирования следующего внешнего кода можно представить как $(1 - P_{Aerr}^{(L)}) P_{A+}^{(L-1)}$, где $P_{A+}^{(L-1)}$ — вероятность правильного декодирования $L - 1$ внешнего кода при условии, что предыдущий внешний код также был декодирован верно. Необходимо отметить, что структура ОЛЮ-кода такова, что если хотя бы один из внешних кодов будет декодирован неверно, то неверно декодирован будет весь ОЛЮ-код. Дополнительную сложность в оценку вносит тот факт, что после использования каждого следующего внешнего кода вероятность ошибки p_e и вероятность стирания p_t изменяются. Используемый на первом шаге внутренний код с расстоянием $d_L = 2$ может обнаружить одну ошибку в столбце кодового слова ОЛЮ-кода или исправить одиночное стирание. Вероятность обнаружения ошибки первым внутренним кодом запишем как

$$P_{Beras}^{(L)} = P_B(e=1, t=0) = C_n^1 p_e (1 - p_e - p_t)^{n-1},$$

вероятность исправления ошибки — как

$$P_{B+}^{(L)} = P_B(e=0, t=1) = C_n^1 p_t (1 - p_e - p_t)^{n-1}.$$

Кроме этого, внутренний код добавляет новые ошибки, если в столбце кодового слова ОЛЮ-кода присутствуют одно стирание и некоторое число ошибок. Эту вероятность представим как

$$P_{Berr}^{(L)} = P_B(e \geq 1, t=1) =$$

$$= C_n^1 p_t \sum_{e=1}^{n-1} C_{n-1}^e p_e^e (1 - p_e - p_t)^{n-1-e}.$$

Таким образом, вероятности стирания и ошибки в символах второго внешнего кода будут выглядеть как

$$P_{Be}^{(L)} = P_B(e \geq 1, t=1) + P_B(e \geq 2, t=0) =$$

$$= C_n^1 p_t \sum_{e=1}^{n-1} C_{n-1}^e p_e^e (1 - p_e - p_t)^{n-1-e} +$$

$$+ \sum_{e=2}^n C_n^e p_e^e (1 - p_e - p_t)^{n-e};$$

$$P_{Bt}^{(L)} = P_B(e=0, t \geq 2) + P_B(e=1, t=0) =$$

$$= \sum_{t=2}^n C_n^t p_t^t (1 - p_e - p_t)^{n-t} + C_n^1 p_e (1 - p_e - p_t)^{n-1}.$$

На следующем шаге вероятность ошибки для второго внешнего кода при условии, что первый внешний код был декодирован верно, будет выражаться как

$$P_{Aerr}^{(L-1)} = \sum_{e=0}^n C_n^e P_{Be}^{(L)e} \sum_{t=d_{L-1}-2e}^{n-e} C_{n-e}^t P_{Bt}^{(L)t} \times$$

$$\times (1 - P_{Be}^{(L)} - P_{Bt}^{(L)})^{n-t-e}.$$

Аналогично при дальнейшем декодировании вторым внутренним кодом с $d_{L-1} = 3$ могут быть исправлены двойные стирания и одиночные ошибки, а также обнаружены двойные ошибки. Вероятность обнаружения ошибки вторым внутренним кодом

$$P_{Beras}^{(L-1)} = P_B(e=2, t=0) + P_B(e=1, t=1) =$$

$$= C_n^2 p_e (1 - p_e - p_t)^{n-2} + C_n^1 p_t C_{n-1}^1 p_e (1 - p_e - p_t)^{n-2},$$

при этом ошибки будут обнаружены на позициях, где на первом шаге присутствовала одна ошибка и одно стирание, после чего на место добавленной

первым внутренним кодом ошибки вновь запишется стирание. Вероятность исправления ошибки

$$P_{B+}^{(L-1)} = P_B(e=0, t=2) + P_B(e=1, t=0) = C_n^2 p_t^2 (1-p_e-p_t)^{n-2} + C_n^1 p_e^1 (1-p_e-p_t)^{n-1}.$$

Вероятность добавления новых ошибок вторым внутренним кодом

$$P_{Berr}^{(L-1)} = P_B(e \geq 1, t=2) = C_n^2 p_t^2 \sum_{e=1}^{n-1} C_{n-2}^e p_e^e (1-p_e-p_t)^{n-2-e}.$$

Запишем вероятности стирания и ошибки в символах третьего внешнего кода:

$$P_{Be}^{(L-1)} = P_B(e \geq 1, t=2) + P_B(e \geq 2, t=1) + P_B(e \geq 3, t=0) = C_n^2 p_t^2 \sum_{e=1}^{n-2} C_{n-2}^e p_e^e (1-p_e-p_t)^{n-2-e} + C_n^1 p_t \sum_{e=2}^{n-1} C_{n-1}^e p_e^e (1-p_e-p_t)^{n-e-1} + \sum_{e=3}^n C_n^e p_e^e (1-p_e-p_t)^{n-e};$$

$$P_{Bt}^{(L-1)} = P_B(e=0, t \geq 3) + P_B(e=2, t=0) + P_B(e=1, t=1) = \sum_{t=3}^n C_n^t p_t^t (1-p_e-p_t)^{n-t} + C_n^2 p_e^2 (1-p_e-p_t)^{n-2} + C_n^1 p_t C_{n-1}^1 p_e^1 (1-p_e-p_t)^{n-2}.$$

На следующем шаге вероятность ошибки для следующего внешнего кода при условии, что предыдущие внешние коды декодированы верно, будет выражаться как

$$P_{Aerr}^{(L-2)} = \sum_{e=0}^n C_n^e P_{Be}^{(L-1)e} \sum_{t=d_{L-2}-2e}^{n-e} C_{n-e}^t P_{Bt}^{(L-1)t} \times (1 - P_{Be}^{(L-1)} - P_{Bt}^{(L-1)})^{n-t-e}.$$

Таким образом, мы видим, что для i -го шага вероятности стирания и ошибки в символах соответствующего внешнего кода записываются как

$$P_{Be}^{(i)} = P_B(t = \{d_i - 1, \dots, 0\}, e \geq d_i - t);$$

$$P_{Bt}^{(i)} = P_B(e = 0, \dots, n - t, t \geq d_i) + P_B(e + t = d_i - 1).$$

Соответственно, общая формула для $(i + 1)$ -го внешнего кода при условии, что все предыдущие

были декодированы верно, выглядит следующим образом:

$$P_{Aerr}^{(i+1)} = \sum_{e=0}^n C_n^e P_{Be}^{(i)e} \sum_{t=d_{i+1}-2e}^{n-e} C_{n-e}^t P_{Bt}^{(i)t} \times (1 - P_{Be}^{(i)} - P_{Bt}^{(i)})^{n-t-e}.$$

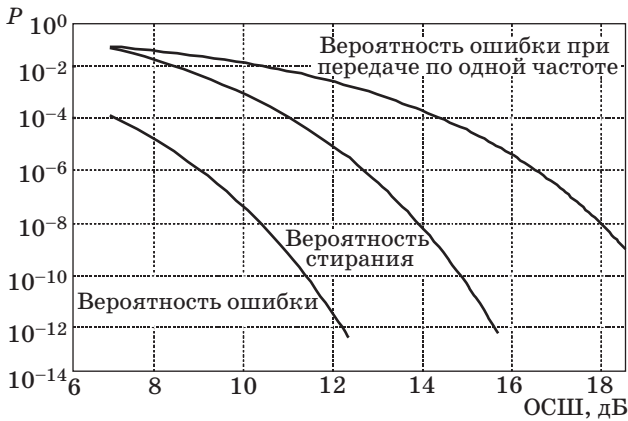
Данные вычисления позволяют сделать довольно точную оценку сверху для ОЛЮ-кода с известными параметрами. Кроме того, очень важен тот факт, что полученная оценка зависит только от величин p_e и p_t , т. е., вычислив эти вероятности для канала с белым шумом или, в более сложных случаях, получив их с помощью моделирования, мы всегда можем сделать оценку, не оглядываясь на особенности канала передачи данных.

Моделирование

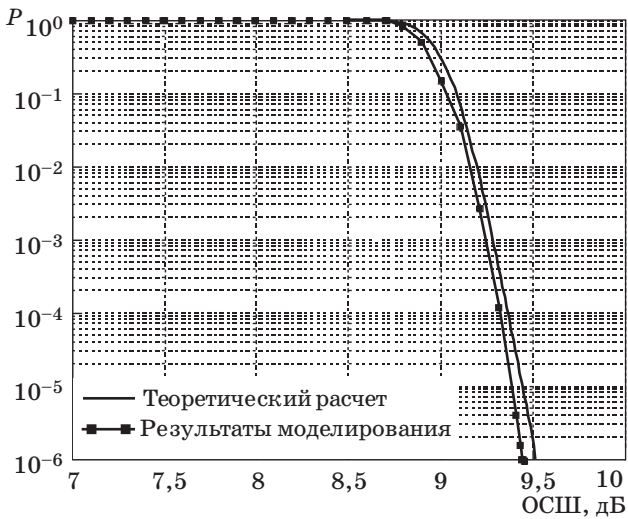
В данной работе было проведено моделирование передачи закодированной информации по оптическому каналу в среде MatLab. Количество проведенных испытаний для каждого значения отношения сигнал/шум (ОСШ) равно 10^6 . В качестве канала передачи данных был использован оптический частотно-позиционный канал [9] на 16 частотах, состоящий из двух подканалов, передающих на 8 частотах. При передаче по каждому из подканалов за один такт передается только одна единица (сигнал, превышающий установленный порог). Таким образом, мы имеем для восьми частот 8 различных комбинаций, что соответствует 3 битам, т. е. за один такт по такой ВОЛС передается 6 бит. Ошибка при передаче возникает, только если передаваемый сигнал подавлен и одновременно с этим на какой-то другой частоте за счет шума сигнал превысил установленный порог. Стирание возникает в двух следующих случаях: если ни один из сигналов не превысил порог и если, напротив, порог превысило несколько сигналов. Из всего этого следует, что вероятность ошибки при подобном способе передачи будет невелика относительно вероятности стирания.

Кривые зависимости вероятности ошибки и стирания при передаче одного символа от ОСШ в канале при наличии белого аддитивного шума представлены на рис. 2. Для сравнения на нем изображена зависимость ошибки при передаче данных по каналу с использованием одной частоты.

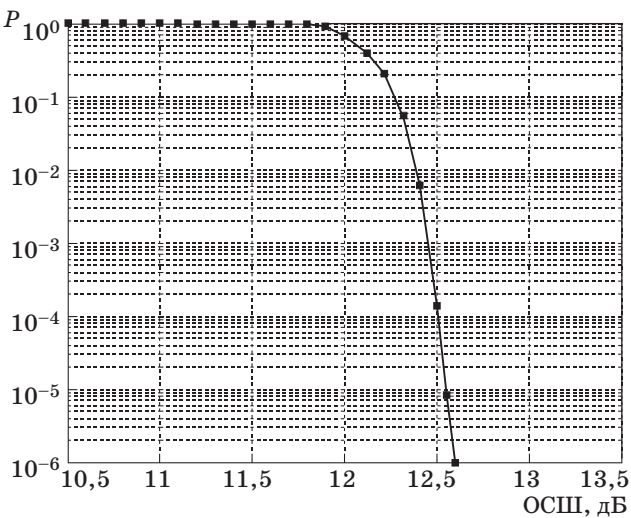
Рассмотрим ОЛЮ-код с параметрами (4096, 3809, 288), порядка 12. В качестве внутренних кодов в нем были использованы коды Рида — Соломона длины 64 с кодовым расстоянием от 2 до 13, в качестве внешних — коды Рида — Соломона с параметрами (64, 4, 61), (64, 9, 56), (64, 21, 44),



■ Рис. 2. Зависимости вероятностей ошибки и стирания одного символа от ОСШ в канале при передаче на 16 частотах



■ Рис. 3. Зависимость вероятности отказа от декодирования от ОСШ в канале для ОЛО-2 (4092, 3805, 288), $m = 12$, при передаче по оптическому каналу на 16λ



■ Рис. 4. Зависимость вероятности отказа от декодирования от ОСШ в канале для стандарта ITU-T G.97

(64, 29, 36), (64, 36, 29), (64, 45, 20), (64, 49, 16), (64, 54, 11), (64, 56, 9), (64, 58, 7), (64, 59, 6), (64, 61, 4). Количество шагов и избыточность внешних кодов выбраны в соответствии со схемой, обеспечивающей оптимальное соотношение корректирующей способности и скорости передачи. На рис. 3 показана зависимость вероятности отказа от декодирования от ОСШ в канале, полученная в ходе моделирования.

Необходимо добавить, что величина, в работе называемая вероятностью ошибочного декодирования, включает в себя также и вероятность отказа декодирования, поскольку в ходе работы и ошибка, и отказ от декодирования считались неудовлетворительным результатом. На самом деле, нужно отметить, что вероятность ошибки незначительна по сравнению с вероятностью отказа.

Для сравнения на рисунке также изображена теоретическая оценка зависимости вероятности отказа от декодирования (сплошная кривая) для того же ОЛО-кода от ОСШ в канале при передаче данных по оптическому каналу связи. В результате большого количества численных экспериментов было установлено, что полученная в работе теоретическая оценка является достаточно точной оценкой сверху.

Аналогичная зависимость приведена для стандарта ITU-T G.975 (рис. 4). Можно отметить, что при меньшей длине (~24 000 по сравнению с ~32 000) ОЛО-код дает выигрыш более 3 дБ.

Заключение

В работе были исследованы конструкции для ОЛО-2 кодов. Для всех конструкций были разработаны методы выбора оптимальных параметров кода, а также получены формулы для теоретической оценки сверху. С помощью этих формул можно получить оценки вероятности ошибочного декодирования для малых значений ошибки, что невозможно путем моделирования. Для конкретизации задачи формулы выводились для передачи закодированной информации по каналу с заданными вероятностями ошибки и стирания.

В ходе моделирования было выяснено, что полученные теоретические оценки близки к результатам моделирования.

Показано, что использование рассматриваемой сигнально-кодовой конструкции на основе ОЛО-кодов при меньшей длине, чем в стандарте ITU-T G.975, обеспечивает лучшие вероятностные характеристики. Нужно также отметить, что код в стандарте ITU-T G.975 распараллелен искусственно, а рассматриваемая конструкция имеет естественные возможности распараллелить вычисления на 64 потока.

Литература

1. Блох Э. Л., Зяблов В. В. Линейные каскадные коды. — М.: Наука, 1982. — 230 с.
2. Блох Э. Л., Зяблов В. В. Обобщенные каскадные коды. — М.: Связь, 1976. — 240 с.
3. Zyablov V., Maucher J., Bossert M. On the equivalence of generalized concatenated codes and generalized error location codes // IEEE Transactions on Information Theory. Mar. 2000. Vol. 46(2). P. 642–649.
4. Wolf J. K., Elspas B. Error-Locating Codes — A New Concept in Error Control // IEEE Transactions On Information Theory. 1965. IT-9. N 2. P. 54–57.
5. Wolf J. K. On an Extended Class of Error-Locating Codes // Information and Control. 1965. N 8. P. 163–169.
6. Зяблов В. В. Новая трактовка кодов для локализации ошибок, их корректирующие свойства и алгоритмы декодирования. — М.: Наука, 1972. — 10 с.
7. Kobozeva I., Zyablov V. Using GEL Codes for Optical Channel // Proc. of XII Intern. Symp. on Problems of Redundancy in Information and Control Systems, St. Petersburg, Russia, May 2009. P. 126–127.
8. Афанасьев В. Б., Габидулин Э. М. Кодирование в радиоэлектронике. — М.: Радио и связь, 1986. — 176 с.
9. Некучаев, А. О., Зяблов В. В. Проект «Континент» — новый подход для передачи данных по магистральным ВОЛС // Фотон-Экспресс. 2008. № 3. С. 40–42.

УВАЖАЕМЫЕ АВТОРЫ!

При подготовке рукописей статей необходимо руководствоваться следующими рекомендациями.

Статьи должны содержать изложение новых научных результатов. Название статьи должно быть кратким, но информативным. В названии недопустимо использование сокращений, кроме самых общепринятых (РАН, РФ, САИР и т. п.).

Объем статьи (текст, таблицы, иллюстрации и библиография) не должен превышать эквивалента в 20 страниц, напечатанных на бумаге формата А4 на одной стороне через 1,5 интервала Word шрифтом Times New Roman размером 13, поля не менее двух сантиметров.

Обязательными элементами оформления статьи являются: индекс УДК, заглавие, инициалы и фамилия автора (авторов), ученая степень, звание (при отсутствии — должность), полное название организации, аннотация и ключевые слова на русском и английском языках, электронные адреса авторов, которые по требованию ВАК должны быть опубликованы на страницах журнала. При написании аннотации не используйте аббревиатур и не делайте ссылок на источники в списке литературы.

Статьи авторов, не имеющих ученой степени, рекомендуется публиковать в соавторстве с научным руководителем, наличие подписи научного руководителя на рукописи обязательно; в случае самостоятельной публикации обязательно предоставляйте заверенную по месту работы рекомендацию научного руководителя с указанием его фамилии, имени, отчества, места работы, должности, ученого звания, ученой степени — эта информация будет опубликована в ссылке на первой странице.

Формулы набирайте в Word, не используя формульный редактор (Mathtype или Equation), при необходимости можно использовать формульный редактор; для набора одной формулы не используйте два редактора; при наборе формул в формульном редакторе знаки препинания, ограничивающие формулу, набирайте вместе с формулой; для установки размера шрифта никогда не пользуйтесь вкладкой Other..., используйте заводские установки редактора, не подгоняйте размер символов в формулах под размер шрифта в тексте статьи, не растягивайте и не сжимайте мышью формулы, вставленные в текст; в формулах не отделяйте пробелами знаки: + = -.

Для набора формул в Word никогда не используйте Конструктор (на верхней панели: «Работа с формулами» — «Конструктор»), т. к. этот ресурс предназначен только для внутреннего использования в Word и не поддерживается программами, предназначенными для изготовления оригинал-макета журнала.

При наборе символов в тексте помните, что символы, обозначаемые латинскими буквами, набираются светлым курсивом, русскими и греческими — светлым прямым, векторы и матрицы — прямым полужирным шрифтом.

Иллюстрации в текст не заверстываются и предоставляются отдельными исходными файлами, подающимися редактированию: — рисунки, графики, диаграммы, блок-схемы изготавливаются в векторных программах: Visio 4, 5, 2002–2003 (*.vsd); Coreldraw (*.cdr); Excel; Word; AdobeIllustrator; AutoCad (*.dxf); Компас; Matlab (*.ps, *.pdf или экспорт в формат *.ai); — фото и растровые — в формате *.tif, *.png с максимальным разрешением (не менее 300 pixels/inch).

Наличие подписанных подписей обязательно (желательно не повторяющих дословно комментарии к рисункам в тексте статьи).

В редакцию предоставляются:

— сведения об авторе (фамилия, имя, отчество, место работы, должность, ученое звание, учебное заведение и год его окончания, ученая степень и год защиты диссертации, область научных интересов, количество научных публикаций, домашний и служебный адреса и телефоны, e-mail), фото авторов: анфас, в темной одежде на белом фоне, должны быть видны плечи и грудь, высокая степень четкости изображения без теней и отблесков на лице, фото можно представить в электронном виде в формате *.tif, *.png с максимальным разрешением — не менее 300 pixels/inch при минимальном размере фото 40 × 55 мм; — экспертное заключение.

Список литературы составляется по порядку ссылок в тексте и оформляется следующим образом:

— для книг и сборников — фамилия и инициалы авторов, полное название книги (сборника), город, издательство, год, общее количество страниц;

— для журнальных статей — фамилия и инициалы авторов, полное название статьи, название журнала, год издания, номер журнала, номера страниц;

— ссылки на иностранную литературу следует давать на языке оригинала без сокращений;

— при использовании web-материалов указывайте адрес сайта и дату обращения.

Более подробно правила подготовки текста с образцами изложены на нашем сайте в разделе «Оформление статей».

Контакты

Куда: 190000, Санкт-Петербург,
Б. Морская ул., д. 67, ГУАП, РИЦ

Кому: Редакция журнала «Информационно-управляющие системы»

Тел.: (812) 494-70-02

Эл. почта: 80x@mail.ru

Сайт: www.i-us.ru