

Применение закодированных сверточным кодом преамбул для кадровой синхронизации

И. Н. Максимов, О. Г. Мелентьев, И. Е. Шевнина

Рассмотрены вопросы ошибок синхронизации при использовании преамбул для кадровой синхронизации. Показано, что использование преамбулы, закодированной с помощью сверточного кодера, в некоторых случаях позволяет снизить вероятность ложной синхронизации по сравнению с некодированной преамбулой. Приведена методика детектирования обратной работы и поиска начала пары элементов входного потока кодированных данных, не требующая пробного декодирования.

Ключевые слова: кадровая синхронизация, коды Баркера, обнаружение преамбулы, сверточный кодер, кодирование преамбулы.

1. Введение

В большинстве систем цифровой связи необходимым условием успешного приема информации является кадровая синхронизация (процесс, в результате которого приемник определяет момент времени начала нового кадра). Кадр – это структурированная последовательность единичных элементов, содержащая информационные и служебные поля определенных длин в строго определенной последовательности. Общеизвестным способом обеспечения кадровой синхронизации является использование преамбулы. Преамбула – это поле кадра, содержащее известную приемнику последовательность бит. Преамбула обычно размещается в начале каждого кадра. Поиск преамбулы осуществляется с помощью коррелятора, в связи с этим такие последовательности должны иметь хорошие автокорреляционные свойства. Вопросы выбора последовательностей, оптимальных с точки зрения автокорреляционных свойств, рассмотрены Баркером в работе [1]. Для подтверждения правильности принятой информации каждый кадр дополняется полем с проверочными разрядами, которые обычно вычисляются с помощью циклических кодов.

При кадровой синхронизации возможны две ошибки: пропуск преамбулы и ложная синхронизация. Пропуск преамбулы приводит к неизбежной потере кадра. Ложная синхронизация приводит к тому, что приемник отбросит принятый ложный кадр после его обработки и расчета контрольной суммы. Теоретически во втором случае можно избежать возможной потери информации, если предусмотреть достаточно большой буфер для хранения принимаемой информации и обеспечить избыток производительности процессора для её повторного анализа. На практике это не всегда возможно, поэтому мы рассмотрим случай, когда ложная синхронизация настолько же вредна, как и пропуск преамбулы.

Пусть Δ – длина преамбулы. При приеме каждого нового бита коррелятор сравнивает последовательность из Δ последних принятых бит и образец преамбулы, хранящийся в приёмнике. Количество различающихся бит в этих двух последовательностях необходимо сравнить с неким порогом d_e . Если это число меньше порога d_e , то считаем, что преамбула найдена. Очевидно, что чем ниже порог, тем выше вероятность пропуска преамбулы, а чем

выше порог, тем выше вероятность ложной синхронизации. В работе [2] авторы исследовали вопрос выбора оптимального порога при разной длине преамбулы. Из их работы, в частности, следует, что для уменьшения как вероятности пропуска преамбулы, так и вероятности ложного приема можно увеличивать длину преамбулы. Недостатком такого решения является уменьшение скорости передачи из-за увеличения объема передаваемой служебной информации.

Задача увеличения надежности обнаружения преамбулы является составной частью общей задачи повышения надежности передачи данных по каналам связи. Последняя задача успешно решается использованием корректирующего кодирования. В данной работе рассматривается использование сверточного кодирования преамбулы для улучшения качества кадровой синхронизации.

2. Математический анализ задачи

Обозначим через P_{pr} вероятность пропуска преамбулы из-за воздействия помех и P_{lo} – вероятность ложного обнаружения при случайном совпадении последовательности элементов до истинного положения преамбулы.

Пропуск преамбулы происходит тогда, когда количество ошибок в её комбинации превышает допустимый порог d_e . Для двоичного симметричного канала данная вероятность может быть найдена по следующей формуле

$$P_{pr}(\Delta, P_e, d_e) = 1 - \sum_{m=0}^{d_e} C_{\Delta}^m P_e^m (1 - P_e)^{\Delta-m}, \quad (1)$$

где Δ – длина преамбулы, P_e – вероятность ошибки по элементам.

Ложное обнаружение происходит при случайном совпадении $(\Delta - d_e)$ и более двоичных разрядов преамбулы и анализируемого потока. Пусть q – вероятность несовпадения сравниваемых двоичных разрядов. Тогда вероятность того, что количество несовпадающих разрядов на длине преамбулы не превысит допустимой величины, будет определяться следующим выражением:

$$P_{lo}(\Delta, d_e) = \sum_{m=0}^{d_e} C_{\Delta}^m q^m (1 - q)^{\Delta-m}.$$

Для двоичного симметричного канала события совпадения и несовпадения равновероятны, значит, $q = \frac{1}{2}$, и вероятность ложного обнаружения определяется выражением:

$$P_{lo}(\Delta, d_e) = 2^{-\Delta} \sum_{m=0}^{d_e} C_{\Delta}^m. \quad (2)$$

На рис. 1 приведены зависимости в координатах «вероятность пропуска – вероятность ложного обнаружения» для преамбулы длиной 16 элементов при разной вероятности ошибки и числе допустимых ошибок d_e от нуля до шести.

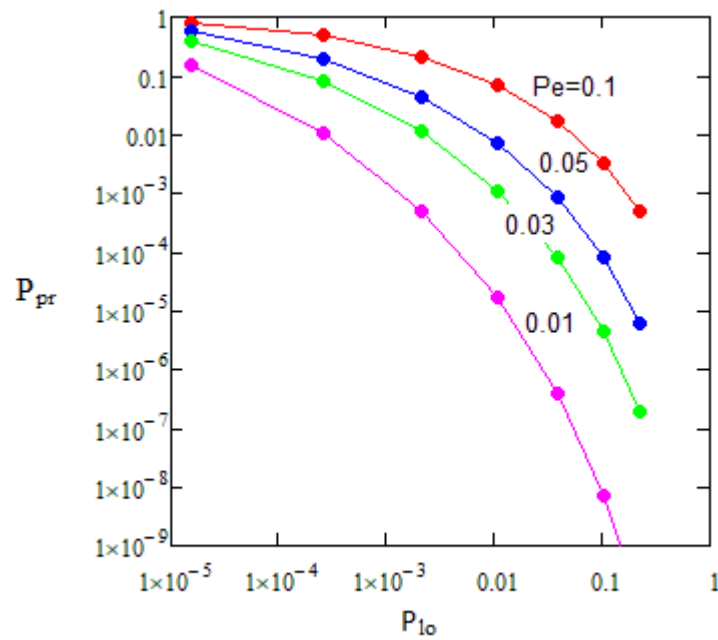


Рис. 1. Соотношение между P_{pr} и P_{lo} для $\Delta = 16$, d_e от нуля до шести и разных P_e . Каждая линия соответствует одному значению P_e . Вдоль каждой линии d_e возрастает слева направо

Рассмотрим более детально определение вероятности ложного обнаружения преамбулы на участке длиной $(L + \Delta - 1)$ элементов до истинного положения преамбулы. На рассматриваемом участке коррелятор выполнит L последовательных сравнений комбинации преамбулы с элементами входного потока. Если рассматривать только участок «чистого» шума, не содержащий в конце комбинацию преамбулы, то события отсутствия ложной синхронизации (они имеют вероятность $1 - P_{lo}$) можно считать независимыми. Тогда вероятность ложного обнаружения на всем участке будет определяться выражением:

$$P_{LO} = 1 - (1 - P_{lo})^L. \quad (3)$$

На рис. 2а приведены результаты имитационного моделирования (показаны точками) ложного обнаружения преамбулы на участке «чистого» шума длиной $(L + \Delta - 1)$ элементов (без добавления преамбулы) и оценка данной вероятности в предположении независимости событий, вычисленная по формуле (3). Моделирование приведено для последовательности Баркера длиной 13 элементов, $d_e = 1$ и $P_e = 10^{-2}$. Длины участка шума перед преамбулой выражены в длинах преамбулы.

Обязательное наличие преамбулы в конце анализируемого интервала приводит к нарушению независимости на переходном участке, когда в окно поиска начинают заходить элементы истинной преамбулы. В этом случае оценка вероятности ложного обнаружения по формуле (3) будет давать погрешность в сторону увеличения значений.

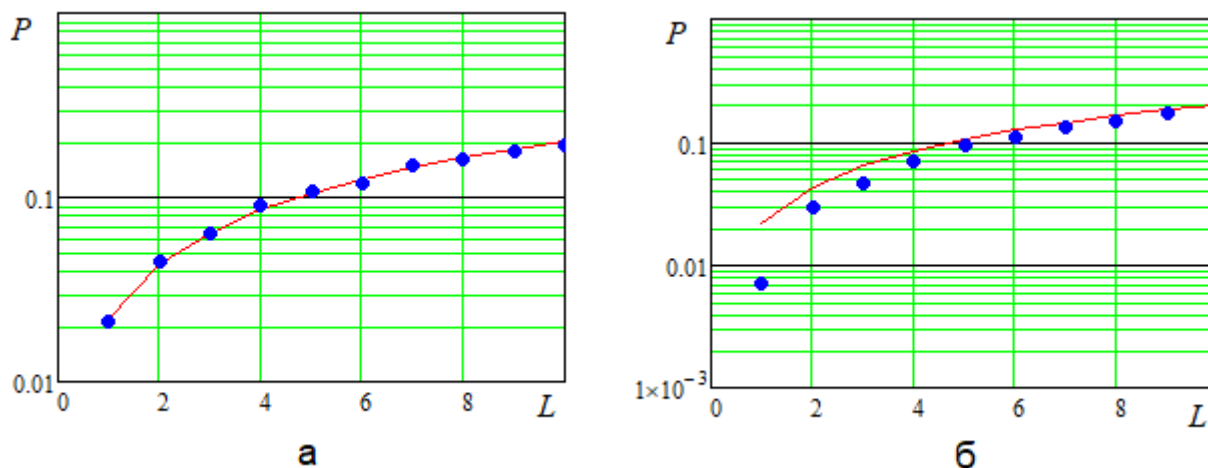


Рис. 2. Зависимости вероятности ложного обнаружения преамбулы от длины поля данных

На рис. 2б приведены аналогичные результаты моделирования и расчетов для случая, когда после L элементов шума добавлена преамбула. При проведении имитационного моделирования генерировались псевдослучайные двоичные массивы длиной L с вероятностью единиц, равной 0.5, к которым добавлялся массив преамбулы и вносились ошибки с заданной вероятностью. Далее проводился поиск преамбулы на участке длиной $L + \Delta - 1$ с шагом в один элемент. Количество испытаний для каждого значения L составляло 10 000.

Как видно из рис. 2б, вероятность ложного обнаружения при малых длинах поля данных заметно ниже оценки по выражению (3). С ростом длины поля данных выражение, полученное в предположении независимости, описывает результат с погрешностью, стремящейся к нулю. На основании имитационного моделирования для преамбул разной длины можно сказать, что при длинах поля данных, превышающих 10 – 20 длин преамбулы, результаты моделирования с высокой степенью точности аппроксимируются выражением для независимых событий.

В реальных системах длины преамбулы чаще всего составляют 13 – 49 элементов, а длина поля данных обычно превышает 1000 элементов. В указанных условиях выражение для независимых событий обеспечивает приемлемую точность.

Рассмотрим систему с одним каналом поиска и обработки преамбулы. Кадр такой системы состоит из преамбулы и поля данных, защищенного сверточным кодом и циклическим кодом для обнаружения оставшихся ошибок. После определения преамбулы система исправляет ошибки в поле данных и анализирует синдром циклического кода. Если обнаружены ошибки, поиск преамбулы возобновляется со следующего канального символа.

Для рассмотренной системы событие ложной синхронизации складывается из двух альтернатив: ложного определения преамбулы на участке $(\Delta + L)$ до истинной преамбулы или пропуск преамбулы при отсутствии ложного определения. Учитывая приведенный выше анализ, при длинах поля данных, превышающих 10 – 20 длин преамбулы, можно использовать выражения для независимых событий:

$$P_{LS} = 1 - (1 - P_{lo})^{\Delta+L} + (1 - P_{lo})^{\Delta+L} P_{pr}. \quad (4)$$

Как следует из выражения (3), для минимизации вероятности ложной синхронизации необходимо уменьшать как вероятность ложного определения, так и вероятность пропуска. Рассмотрим более подробно поведение данных вероятностей в зависимости от длины преамбулы, допустимого числа ошибок и длины информационного кадра.

Зависимости для преамбул разной длины: 16, 24, 32 и вероятности ошибки в канале $P_e = 5 \cdot 10^{-2}$ приведены на рис. 3.

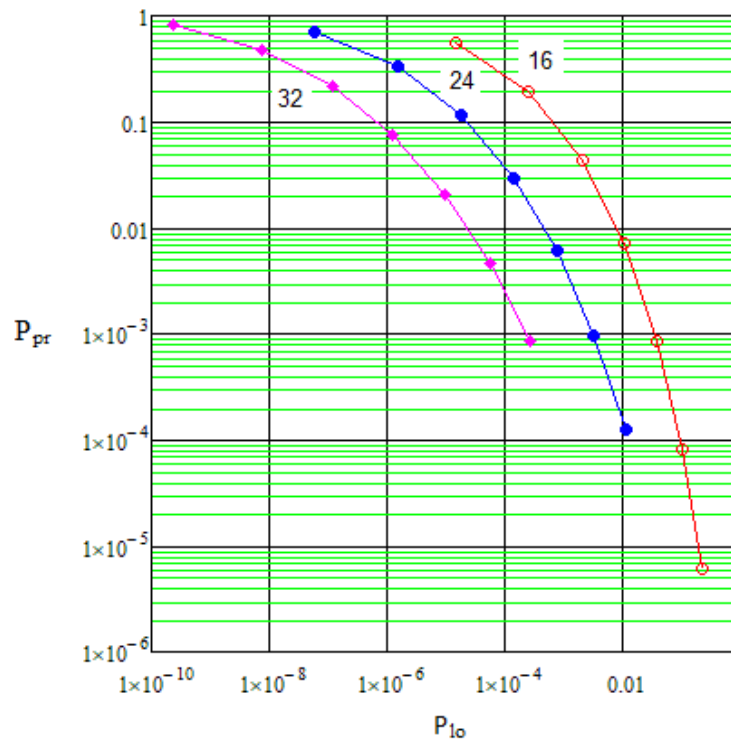


Рис. 3. Соотношение между P_{pr} и P_{lo} для $\Delta = \{16, 24, 32\}$, d_e от нуля до шести и $P_e = 5 \cdot 10^{-2}$.

Каждая линия соответствует одному значению Δ . Вдоль каждой линии d_e возрастает слева направо

Увеличение длины преамбулы заметно уменьшает вероятность ложного обнаружения, но одновременно растет вероятность её пропуска. Вероятность пропуска уменьшается при увеличении допустимого числа ошибок, при этом вероятность ложного обнаружения возрастает. Зависимости рассматриваемых вероятностей от длины информационного кадра и допустимого числа ошибок при $\Delta = 16$ и $P_e = 0.05$ показаны на трехмерных графиках рис. 4. Как видно, зависимость вероятности ложной синхронизации имеет минимум при некотором значении d_e .

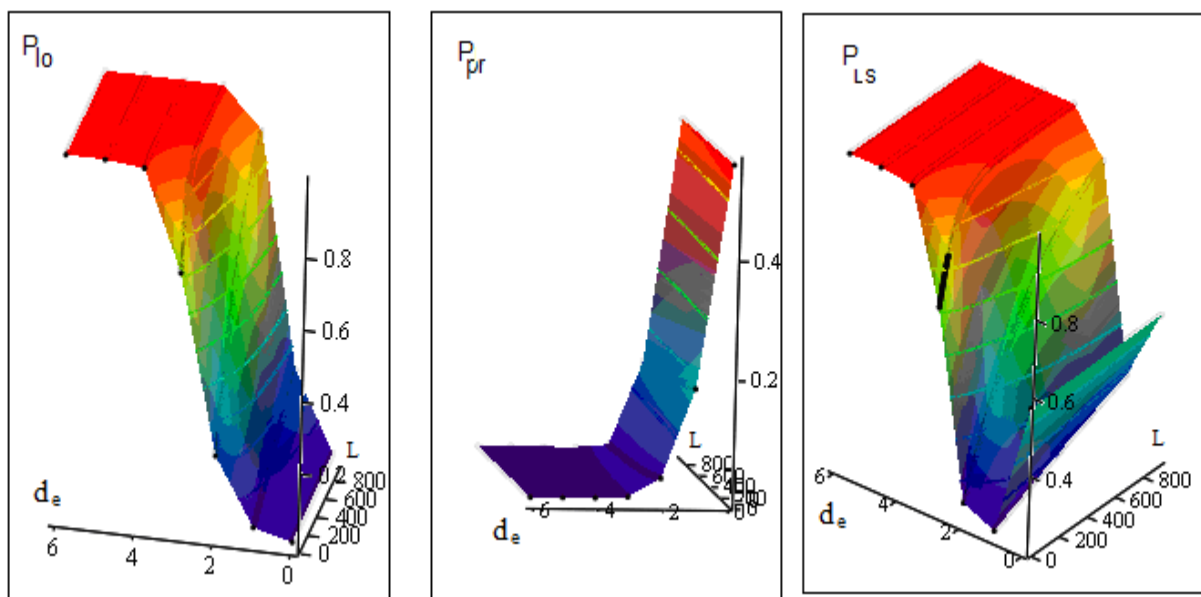


Рис. 4. Вероятности P_{pr} , P_{lo} и P_{LS} для $\Delta = 16$ и $P_e = 5 \cdot 10^{-2}$ в зависимости от d_e и L

Вероятность ложного определения преамбулы на участке чистого шума не зависит от вероятности ошибки. Как показывают результаты имитационного моделирования, приведенные выше, существующая зависимость от ошибок на переходном участке, когда в окно поиска начинают поступать элементы истинной преамбулы, уменьшается с ростом L до пренебрежимо малых значений. Для уменьшения вероятности пропуска мы предлагаем кодировать преамбулу сверточным корректирующим кодом и проводить её поиск после исправления ошибок. Решение вопросов неопределенности, возникающей при декодировании без кадровой синхронизации, рассмотрено ниже.

На рис. 5 показаны зависимости вероятности пропуска от количества допустимых ошибок для разных вероятностей ошибки в канале до и после применения сверточного кода с полиномами $g_1 = 23$ и $g_2 = 33$ при декодировании по алгоритму Витерби по жесткой схеме.

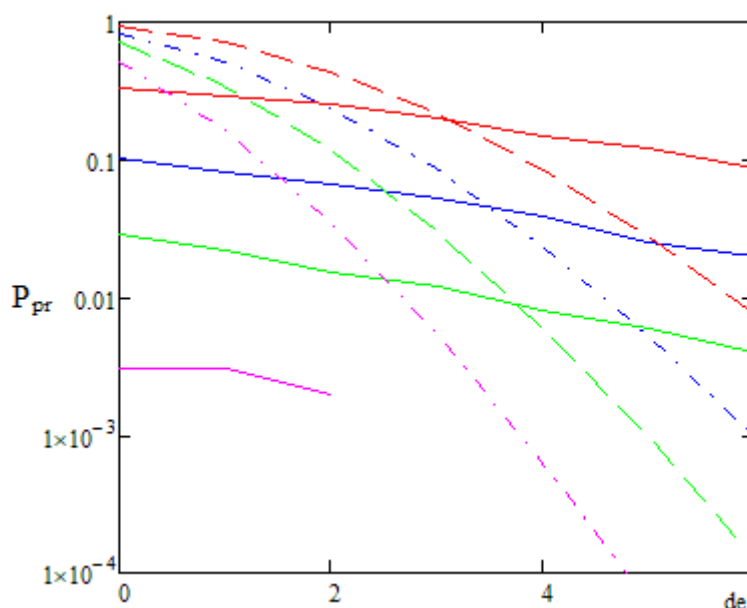


Рис. 5. Зависимости вероятности пропуска преамбулы P_{pr} для $\Delta = 24$ и $P_e = \{10, 7, 5, 3\} \cdot 10^{-2}$ в зависимости от d_e . P_e максимально для верхней линии в серии. Штриховыми линиями показаны зависимости для некодированного случая, сплошными — при применении сверточного кодирования преамбулы

Зависимости после декодирования имеют более пологий характер и указывают на выигрыш при малых значениях d_e .

Зависимости в координатах «вероятность пропуска — вероятность ложного срабатывания» для преамбул длиной 16, 24 и 32 разряда и вероятности ошибки в канале $P_e = 5 \cdot 10^{-2}$ представлены на рис. 6.

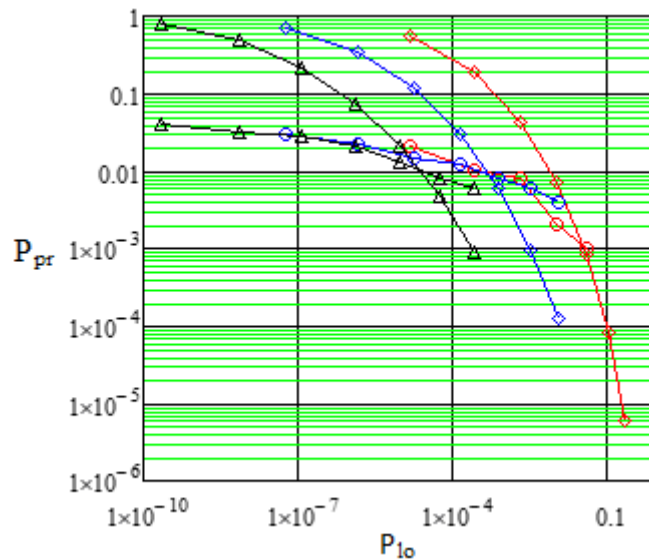


Рис. 6. Соотношение между P_{pr} и P_{lo} для $\Delta = \{16, 24, 36\}$, d_e от нуля до шести и $P_e = 5 \cdot 10^{-2}$.

Каждая линия соответствует одному значению Δ . Вдоль каждой линии d_e возрастает слева направо.

Представлены две серии линий – для кодированных преамбул и для некодированных

Поверхности вероятностей ложной синхронизации от длины информационного кадра и количества допустимых ошибок до и после применения сверточного кода показаны на рис. 7.

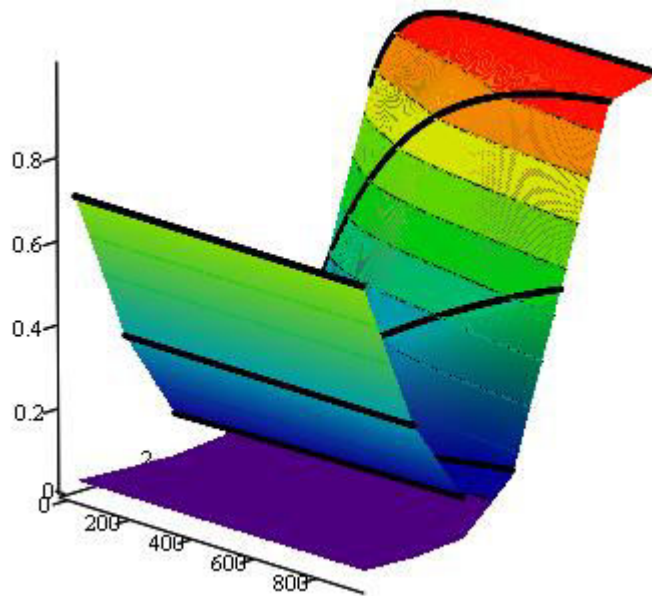


Рис. 7. Вероятности P_{LS} для $\Delta = 24$ и $P_e = 5 \cdot 10^{-2}$ в зависимости от d_e и L . Сверху располагается поверхность для некодированной преамбулы, под ней – поверхность для кодированной преамбулы

Без сверточного кода при длине информационного кадра, равной 1024 элемента, $\Delta = 24$ и вероятности ошибки в канале 0.05 минимум вероятности ложной синхронизации равен 0.132 при $d_e = 2$. После применения сверточного кода вероятность уменьшается до 0.023 при $d_e = 1$, то есть в 5.7 раз.

Рассмотрим зависимости вероятности ошибок разной кратности в преамбуле длиной 24 элемента на входе и выходе сверточного декодера при $P_e = 0.1$ и $P_e = 7 \cdot 10^{-2}$, приведённые на рис. 8. Кривая 1 отражает зависимость вероятности кратных ошибок в преамбуле без ко-

дирования, точками показаны оценки вероятностей кратных ошибок после сверточного декодера, полученные по результатам имитационного моделирования. Кривая 2 – численная оценка вероятностей кратных ошибок в комбинации преамбулы после сверточного декодера, полученная теоретически при использовании оценок параметров модели Гилберта, приведенных в таблице 1.

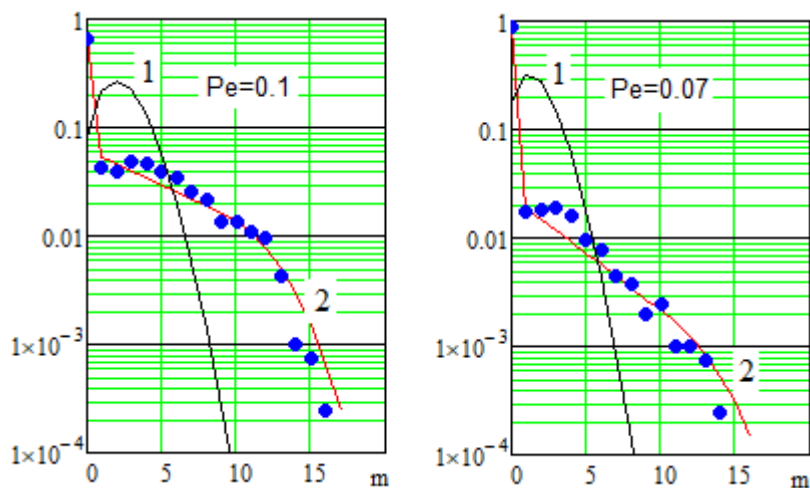


Рис. 8. Зависимости вероятности ошибок разной кратности в преамбуле длиной 24 элемента на входе и выходе сверточного декодера при $P_e = 0.1$ и $P_e = 7 \cdot 10^{-2}$

Как видим из графиков, после декодирования существенно увеличилась вероятность отсутствия ошибок, но заметно возросла вероятность большого числа ошибок в преамбуле. Скорость уменьшения вероятности заданного числа ошибок в преамбуле с ростом этого числа ошибок на выходе декодера значительно ниже, чем на входе. Такая эволюция зависимости указывает на группирующий характер ошибок после декодирования. Группирование появляется из-за того, что все одиночные ошибки исправляются, но на участках, где во входном потоке число ошибок превышает исправляющую способность кода, декодер не только не исправляет все ошибки, а может ещё и размножить их.

Рассмотренный эффект группирования определяет и характер зависимостей вероятности пропуска преамбулы от допустимого числа ошибок при использовании сверточного декодера, представленных на рис. 5 и 6.

Зависимости распределения кратных ошибок на выходе сверточного декодера достаточно точно аппроксимировались моделью Гилберта по методике, изложенной в [3] (см. рис. 8). Параметры модели Гилберта для разных значений вероятности ошибки в канале приведены в табл. 1. Напомним, что модель Гилберта имеет два состояния: «хорошее», в котором ошибок нет, и «плохое» – в котором ошибки возникают с вероятностью p . Модель характеризуется переходными параметрами: P_{gg} – вероятность сохранить «хорошее» состояние на следующем шаге, P_{bb} – вероятность остаться в «плохом» состоянии. Для потока ошибок, порождаемого этой моделью, можно вычислить такие величины, как $D_g = 1/(1 - P_{gg})$ – средняя длительность «хорошего» состояния, D_b – средняя длительность «плохого» состояния, P_d – средняя вероятность ошибок в выходном потоке. Исследование группирования ошибок на выходе декодера проводилось для сверточного кода с полиномами $g_1 = 23$ и $g_2 = 33$ (в двоичном виде $(1 \ 0 \ 0 \ 1 \ 1)$ и $(1 \ 1 \ 0 \ 1 \ 1)$). На вход кодера подавались известные псевдослучайные последовательности с преамбулой. В выходную последовательность вносились независимые

ошибки с вероятностью P_e , после чего последовательность с ошибками подавалась на декодер.

Таблица 1. Параметры модели Гилберта, имитирующей поток ошибок на выходе сверточного декодера при заданной вероятности ошибки в канале

P_e	P_{gg}	P_{bb}	p	D_g	D_b	P_d
0.1	0.988	0.933	0.5	83	15	0.075
0.07	0.997	0.9	0.49	333	10	0.015
0.05	0.999	0.88	0.495	1000	8.3	0.004
0.03	0.9998	0.79	0.63	5000	4.8	0.0005

Декодированная последовательность поэлементно суммировалась по модулю два с входной последовательностью, в результате чего формировался поток ошибок, по которому оценивались параметры модели Гилберта. Методика, изложенная в [3], основана на анализе статистики распределения серий безошибочных элементов после ошибки, оценке средних длин состояний D_g , D_b и последующем вычислении переходных вероятностей P_{gg} , P_{bb} и вероятности ошибки в плохом состоянии – p .

Из таблицы видно, что с падением вероятности ошибок в канале растет среднее значение интервала между пакетами ошибок (D_g), уменьшается длина пакета ошибок (D_b) и, соответственно, уменьшается вероятность ошибки на выходе сверточного декодера. При вероятности ошибки в канале, равной 0.01 и менее, вероятность ошибок декодирования становится пренебрежимо малой и вероятность ложной синхронизации будет определяться только вероятностью ложного обнаружения преамбулы на участке длиной $(\Delta + L)$ элементов, определяемой выражением (3).

Определив параметры модели Гилберта на выходе сверточного декодера, зависимость вероятности пропуска преамбулы можно определить аналитически, заменив в выражении (1) вероятность независимых ошибок кратности m на вероятность кратных ошибок в канале Гилберта:

$$P_{pr}(\Delta, P_{gg}, P_{bb}, p, d_e) = 1 - \sum_{m=0}^{d_e} P_{mn}(P_{gg}, P_{bb}, p, m, \Delta), \quad (5)$$

где $P_{mn}(P_{gg}, P_{bb}, p, m, \Delta)$ – вероятность того, что в преамбуле длиной Δ будет точно m ошибок, если параметры модели Гилберта равны P_{gg}, P_{bb}, p .

Методика определения вероятности кратных ошибок в канале, описываемом моделью Гилберта, представлена в [4, 5].

Имея оценки параметров модели Гилберта, характеризующей поток ошибок на выходе сверточного декодера, можно численно оценить вероятности ложной синхронизации при произвольных длинах преамбулы, поля данных и допустимого количества ошибок d_e .

3. Определение границ пар элементов кода и обратной работы

В рассматриваемой системе связи преамбула закрыта сверточным кодом, поэтому декодирование необходимо осуществлять до кадровой синхронизации. При работе сверточного декодера без кадровой синхронизации возникает неопределенность разбиения входного потока на кортежи (пары, тройки...) элементов. Для сверточного кода со скоростью $1/2$ кортеж представляет собой два канальных элемента $\{c_i^1, c_i^2\}$, сформированных на выходах сумматоров.

ров кодера для каждого элемента b_i входной информационной последовательности $S_{\text{inf}} = \{b_i, b_{i+1}, \dots\}$. Обозначим последовательность элементов с выхода первого сумматора $S_{\text{tx}}^1 = \{c_i^1, c_{i+1}^1, \dots\}$, а последовательность элементов с выхода второго сумматора – $S_{\text{tx}}^2 = \{c_i^2, c_{i+1}^2, \dots\}$. Таким образом, выходной поток кодера представляет собой последовательность пар элементов $\{c_i^1, c_i^2\}$, передаваемых на скорости в два раза выше информационной.

В приемнике для осуществления декодирования принимаемой информации необходимо правильно сгруппировать эти пары. Если формировать пары, начиная с произвольного бита, то возможно возникновение двух ситуаций: либо пары сформируются правильно, либо в каждую пару будет входить последний бит предыдущей пары и первый бит последующей.

Для разрешения неопределенности воспользуемся таким свойством свертки, как коммутативность. По определению сверточного кодера последовательности S_{tx}^1 и S_{tx}^2 образованы сверткой исходной последовательности информационных бит S_{inf} с двоичными последовательностями, соответствующими полиномам, образующим код, g_1 и g_2 :

$$S_{\text{tx}}^1 = S_{\text{inf}} * g_1, \quad S_{\text{tx}}^2 = S_{\text{inf}} * g_2.$$

Для простоты предположим, что канал передачи не вносит ошибок. Разделим принимаемую последовательность на две: последовательность $\hat{S}_{\text{rx}}^1$ составим из нечетных бит принимаемой последовательности, а последовательность $\hat{S}_{\text{rx}}^2$ – из четных. После чего вычислим последовательность S_{metr} по следующей формуле:

$$S_{\text{metr}} = (\hat{S}_{\text{rx}}^1 * g_2) \oplus (\hat{S}_{\text{rx}}^2 * g_1),$$

где $\oplus$ – оператор исключающего ИЛИ. Если принимаемая последовательность разбита на кортежи правильно, то есть $\hat{S}_{\text{rx}}^1 = S_{\text{tx}}^1$ и $\hat{S}_{\text{rx}}^2 = S_{\text{tx}}^2$, то

$$S_{\text{metr}} = (S_{\text{tx}}^1 * g_2) \oplus (S_{\text{tx}}^2 * g_1) = (S_{\text{inf}} * g_1 * g_2) \oplus (S_{\text{inf}} * g_2 * g_1) = \{0, 0, \dots, 0\}.$$

То есть при отсутствии ошибок в канале последовательность S_{metr} будет состоять из нулей. Для наглядности на рис. 9 приведена схема рассмотренного преобразования для сверточного кода, образованного полиномами (5, 7).

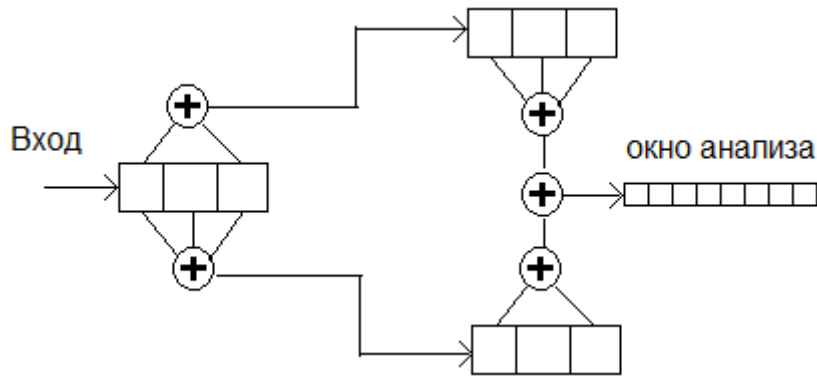


Рис. 9. Схема преобразования

Если кортежи сформированы неправильно, то нули и единицы в S_{metr} будут встречаться с вероятностью, стремящейся к 0.5. Таким образом, можно сформировать последовательность S_{metr} для двух способов разбиения на пары и считать правильным тот способ, для которого в S_{metr} будет меньше единиц.

При когерентном приёме возможно возникновение обратной работы. Так, например, BPSK-модуляция приводит к инверсии принимаемых данных. Эту неоднозначность можно разрешить аналогичным образом, но теперь необходимо сформировать четыре последовательности S_{metr} : две – по принципу, описанному выше, а для двух других необходимо инвертировать принимаемую последовательность. Последовательность S_{metr} с минимальным числом единиц будет соответствовать правильному варианту.

Для иллюстрации сказанного на рис. 10 приведены оценки вероятностей единиц на выходе четырех рассмотренных анализаторов, полученные по результатам имитационного моделирования кода с полиномами (23, 33) при вероятности ошибки в дискретном канале $3 \cdot 10^{-2}$. Горизонтальная ось времени размечена в единичных элементах. Для обеспечения вывода анализаторов в рабочий режим перед преамбулой в кадре размещено 512 элементов, закодированных сверточным кодом. Окно каждого анализатора длиной 512 элементов инициализировано чередованием единиц и нулей.

Как видно из рисунка, на начальном участке шума, где нет закодированных данных, вероятности единиц на всех четырех анализаторах балансируют вокруг значения 0.5. С началом поступления в окна анализа закодированных данных значения на выходах анализаторов нечетных элементов начинают отклоняться в разные стороны. Анализаторы четных элементов не изменяют своего поведения. После заполнения окон элементами из канала переходной процесс заканчивается и можно принимать решение по минимальному значению вероятности единиц в окне.

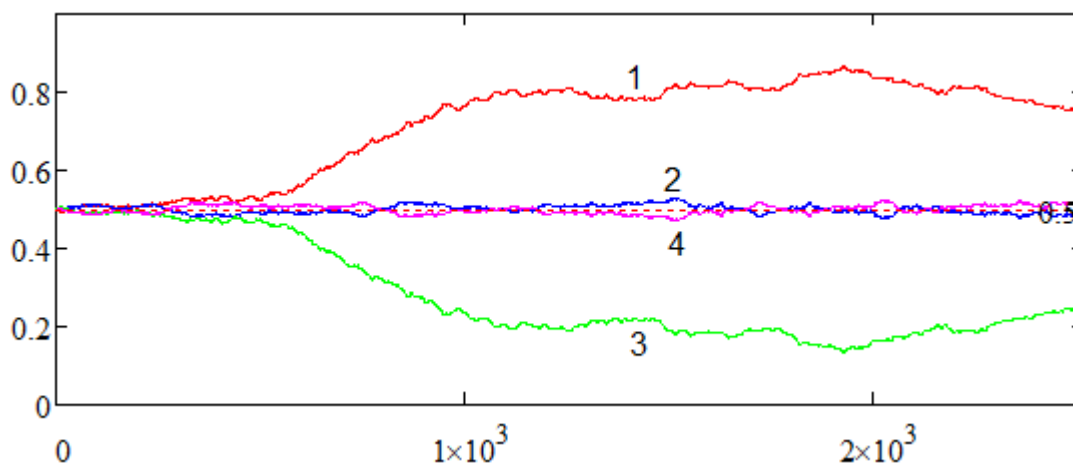


Рис. 10. Зависимости вероятности единиц на выходе анализаторов от времени:

- 1 – нечетные элементы без инверсии, 2 – четные элементы без инверсии,
3 – нечетные элементы с инверсией, 4 – четные элементы с инверсией

Как видно из рисунка, началом пары в данном случае будут являться нечетные элементы с инверсией.

Рассмотренная методика может быть применена для любого сверточного кода со скоростью $1/n$, при этом потребуется $2 \cdot n$ анализаторов.

4. Заключение

В работе рассмотрены компромиссы, которые возникают при использовании преамбул для кадровой синхронизации. Показано, что использование преамбулы, закодированной с помощью сверточного кодера, в некоторых случаях позволяет уменьшить вероятность ложной синхронизации в несколько раз по сравнению с некодированной преамбулой. Показано, что эффект группирования ошибок на выходе сверточного декодера при превышении его ис-

правляющей способности может быть описан моделью Гилберта, что позволяет проводить приближенную оценку вероятности ложной синхронизации численно. Кроме того, приведена методика детектирования обратной работы и поиска начала кортежа элементов входного потока кодированных данных. Методика не требует реализации пробного декодирования, что снижает вычислительные затраты при её практической реализации.

Литература

1. *Barker R. H.* Group Synchronizing of Binary Digital Systems // *Communication Theory*, Butterworth, 1953. P. 279–287.
2. *Nowbakht A., Bergmans J. W. M.* Design of optimum sync and detection patterns for frame synchronisation // *Electronics Letters*. April 2004.
3. *Мелентьев О. Г.* Теоретические аспекты передачи данных по каналам с группирующимися ошибками / под ред. В. П. Шувалова. М.: Горячая линия – Телеком, 2007. 232 с.
4. *Мелентьев О. Г.* Методика вычисления точных значений вероятностей состояний для дискретного канала, описываемого моделью Гилберта // *Труды учебных заведений связи*. 2005. № 172. С. 73–78.
5. *Мелентьев О. Г., Беляк А. Н.* Оптимизация алгоритма вычисления вероятностей поражения блока в дискретных каналах с двумя состояниями // *Материалы РНТК «Информатика и проблемы телекоммуникаций»*, Новосибирск. 2007. С. 49–53.

*Статья поступила в редакцию 19.02.2019;
переработанный вариант – 25.11.2019.*

Максимов Иван Николаевич

ассистент кафедры вычислительных систем СибГУТИ, тел. (383) 2-698-275, e-mail: ivan.maximov@mail.ru.

Мелентьев Олег Геннадьевич

д.т.н., профессор кафедры передачи дискретных сообщений и метрологии СибГУТИ, (630102, Новосибирск, ул. Кирова, 86), тел. (383) 2-698-240, e-mail: melog.aes@gmail.com.

Шевнина Ирина Евгеньевна

к.т.н., доцент кафедры передачи дискретных сообщений и метрологии СибГУТИ, тел. (383) 2-698-241, e-mail: pdsm@yandex.ru.

Using convolutional encoded preambles for frame synchronizations

O. Melent'ev, I. Maximov, I. Shevnina

The using of preambles for frame synchronization are considered. It is shown that the preamble encoded by a convolutional encoder, in some cases, can reduce the probability of false synchronization compared to a preamble without error correction coding. A technique for detecting of channel inversion and incorrect symbol identification of a pair of elements in the input stream of encoded data that does not require trial decoding is provided.

Keywords: frame synchronization, Barker codes, preamble detection, convolutional code, coded preamble.