

ОСНОВНЫЕ ПРИНЦИПЫ ПОСТРОЕНИЯ ПОМЕХОУСТОЙЧИВОЙ СИСТЕМЫ ЦИКЛОВОЙ СИНХРОНИЗАЦИИ

© 2019 О. В. Иванцов¹, П. В. Бочков², Д. Е. Горохов³

¹ канд. техн. наук, доцент

e-mail: iowwaa@mail.ru

² канд. техн. наук, доцент

e-mail: boch_p@mail.ru

³ канд. техн. наук

e-mail: gde@inbox.ru

Академия Федеральной службы охраны Российской Федерации

В статье предложен перспективный подход построения помехоустойчивой системы цикловой синхронизации, в основе которого лежат сформулированные и обоснованные авторами методологические принципы мягкой обработки рекуррентных последовательностей. Приведены примеры синтеза технических устройств рассматриваемой системы, обеспечивающих защиту от независимых ошибок заданной кратности.

Ключевые слова: цикловая синхронизация, сегменты М-последовательности, зачетный участок, двоичный симметричный канал.

Одним из основных условий, обеспечивающих устойчивое функционирование синхронной системы передачи данных, является высокая потенциальная помехоустойчивость цикловой синхронизации. Однако проведенный анализ существующих систем цикловой синхронизации, в которых синхропосылки формируются на основе М-последовательности с постоянной фазой, выявил высокую чувствительность таких систем к независимым ошибкам.

В общем случае в процедуре циклового фазирования синхронной системы передачи можно выделить два этапа. На первом этапе производится поиск (обнаружение или распознавание) комбинации циклового фазирования (КЦФ), а на втором – контроль и поддержание синхронизма.

Эффективность системы цикловой синхронизации определяется структурой синхропосылки или КЦФ и их свойствами. В случае использования в качестве синхропосылки М-последовательности с постоянной фазой оценка эффективности такой системы определяется вероятностно-временными характеристиками, к числу которых относятся:

- вероятность правильного обнаружения КЦФ;
- вероятность необнаружения КЦФ;
- вероятность ложного обнаружения КЦФ.

Для систем с синхронной передачей с нарушенной цикловой фазой (без фиксированной фазовой точки) дополнительно используются и такие характеристики как:

- среднее время установления синхронизма;
- среднее время удержания синфазного режима;
- среднее время обнаружения сбоя цикловой фазы.

Задача по созданию помехоустойчивой системы цикловой синхронизации, которая в условиях воздействия помех должна обеспечить устойчивую синхронную работу передающего и приемного устройств, заключается в разработке алгоритмов,

обеспечивающих уменьшение вероятности ложной синхронизации $P_{лс}$, вероятности пропуска сигнала $P_{пр}$ (ошибка второго рода), вероятности ложной синхронизации по шумовому сигналу в канале $P_{ло}$ (ошибки первого рода) и, соответственно, увеличение $P_{пс}$ (вероятности правильной синхронизации).

Поэтому, исходя из рассмотренных выше характеристик системы цикловой синхронизации, можно составить полную группу несовместных событий:

$$P_{пс} + P_{пр} + P_{лс} + P_{ло} = 1. \quad (1)$$

Проведенный сравнительный анализ существующих методов обработки рекуррентных последовательностей в алгоритмах цикловой синхронизации показал, что для дальнейшего повышения ее помехоустойчивости необходимо использовать методы мягкого декодирования [1]. Для этого авторами были разработаны следующие методологические принципы обработки линейных рекуррентных последовательностей (ЛРП) с мягким решением, которые определяются комбинированным применением двойственного базиса $GF(2^k)$ [2] и алгоритмов выделения зачетного участка с возможностью децимации [3; 4].

1. Принцип универсальности синхропосылки, разрешающий произвольное использование символов ЛРП либо как информационных, либо как проверочных на любом ее участке.

Для этого в качестве синхропосылки выбирается M -последовательность с неизменной начальной фазой известной на приеме.

2. Принцип формирования кодового вектора (ФКВ) минимального размера анализатором ЛРП, как безошибочной части зачетного участка величиной $(k+c)$, для обеспечения синхронной работы приемного генератора.

В этом случае уменьшение безошибочной части зачетного участка n_0 на выделяемой ЛРП позволяет повысить защиту системы цикловой синхронизации от одиночных независимых ошибок. Это достигается:

- выбором в качестве синхропосылки M -последовательности $k=(6\div 8)$ порядка, полученного по закону неприводимого многочлена с большим распределенным весом, например $P(x)=x^7+x^6+x^3+x+1$, у которого максимальное количество ячеек регистра между обратными связями $c_{max}=2$;

- созданием алгоритма обработки M -последовательности на основе комбинированного применения двойственного базиса поля $GF(2^k)$ и проверки свойств рекуррентности методом выделения безошибочного «скользящего окна», позволяющего избежать проникновения ошибки в его проверочную часть c при выделении ФКВ.

3. Принцип порогового декодирования на основе выделения зачетных символов во второй части «скользящего окна» [3], реализующего полный перебор m -х участков в определенной полосе анализа M -последовательности с возможностью выбора из них наиболее надежных (безошибочных) символов с заданным порогом ошибочных.

При этом пороговое декодирование производится с целью:

- проверки качества ФКВ, выделенного анализатором ЛРП;
- защиты от ложной цикловой синхронизации по сигналу шума;
- правильного синфазного функционирования генераторов приема и передачи на величину задержки сигнала в канале.

4. Принцип параллельной обработки M -последовательностей анализаторами без децимации и децимацией с заданным индексом.

В данном случае параллельная обработка M -последовательности несколькими анализаторами ЛРП с различными индексами децимации и фазами осуществляется с

целью защиты системы цикловой синхронизации от воздействия независимых ошибок заданной кратности.

Реализация перечисленных методологических принципов по повышению $P_{\text{пс}}$ в системе цикловой синхронизации позволяет определить оптимальную структуру приемника обработки ЛРП и оценить эффективность этой системы по критерию Неймана–Пирсона:

$$\begin{cases} P_{\text{пс}} = \max, (P_{\text{лс}} = \min); \\ P_{\text{пр}} = \text{const}, P_{\text{ло}} = \text{const}. \end{cases} \quad (2)$$

В выражении (2):

– вероятность ложной синхронизации $P_{\text{лс}}$ имеет минимальное значение за счет использования в приемнике двойственного базиса $\text{GF}(2^k)$ на этапе безошибочного заполнения регистра анализатора ЛРП, алгоритм которого оценивает состояние регистра в целом на каждом такте приема символов сегмента;

– вероятность ложного обнаружения и синхронизации по сигналу помехи $P_{\text{ло}}$ имеет минимальное нормированное значение, которое определяется выбором величины зачетного участка $n_0 \geq 30 \div 40$, то есть для двоичного канала $P_{\text{ло}} = 2^{-(30 \div 40)}$;

– вероятность пропуска сегмента ЛРП $P_{\text{пр}}$ приемником существенно снижена за счет применения алгоритма выделения зачетных символов в «скользящем окне» на М-последовательности как без децимации, так и с децимацией.

Если же в канале преобладают большие пачки ошибок, то «скользящий» зачетный участок, в котором выделяются зачетные символы, обнаруживает при обработке сегмента разреженное место от ошибок, не превышающее заданного порога ошибок $d-1$ [4].

Вероятность правильной цикловой синхронизации при воздействии аддитивного белого гауссовского шума (АБГШ), обладающего наибольшей разрушительной способностью рекуррентности М-последовательности в дискретном канале, может быть определена выражением [1]:

$$P_{\text{пс}} = - \sum_{i=1}^{\frac{N+1}{n_0+1}} (-1)^i p^{i-1} \cdot q^{in_0} \left[q - pn_0 + \frac{p(N+1)}{i} \right] C_{N-in_0}^{i-1}, \quad (3)$$

где $[\cdot]$ – наименьшее целое число, превосходящее x ; $n_0 = k + c$ – длина «зачетного отрезка»; k – длина генератора ЛРП; c – величина счетчика совпадений; p – вероятность ошибки (при биномиальном распределении) в канале связи; q – противоположное событие по отношению к p , $q = 1 - p$.

Тогда вероятность выделения зачетного участка $n_0 = (k + c) + m$ с исправлением ошибок на m -й его части вычисляется как сумма совместных независимых событий и определяется выражением

$$P_{\text{пс}}^t = 1 - \left(- \sum_{i=1}^{\frac{N+1-m}{k+c+1}} (-1)^i p^{i-1} \cdot q^{i(k+c)} \left[q - p(k+c) + \frac{p(N+1-m)}{i} \right] C_{N-i(k+c)}^{i-1} \cdot P_m(t_{\text{ош}} \leq d_m - 1) \right), \quad (4)$$

где $(k + c)$ – длина первой безошибочной части зачетного отрезка n_0 ; k – длина генератора ЛРП; m – величина проверочной части (счетчик на m совпадений); c – величина проверочной части первого участка зачетного отрезка (счетчик на c

совпадений); d_m – расстояние Хемминга сегмента М-последовательности длиной m ; $P_m(t_{\text{ош}} \leq d_m - 1)$ – вероятность выделения второй части зачетного отрезка величиной $2^k - 1 - (k+c) \geq m \geq 2k$ с количеством ошибок, не превышающим $d_m - 1$.

Вероятность выделения второй части зачетного отрезка в «скользящем окне» фиксированной величины m с количеством ошибок $t_{\text{ош}}$ не превышающим $d_m - 1$ на заданной полосе анализа $N+1-m$ определяется выражением (5):

$$P_m(t_{\text{ош}} \leq d_m - 1) = \sum_{j=0}^{d_m-1} C_m^j p^j (1-p)^{m-j}. \quad (5)$$

Подставив выражение (5) в выражение (4) получим формулу (6), определяющую вероятность правильной синхронизации ЛРП методом выделения зачетного отрезка $n_0 = (k+c)+m$ с допустимым порогом ошибок на m -ом участке в полосе анализа nm [4]:

$$P_{\text{пс}}^{t_{\text{ош}}} = 1 - \left(- \sum_{i=1}^{\frac{N+1-nm}{k+c+1}} (-1)^i p^{i-1} \cdot q^{i(k+c)} \left[q - p(k+c) + \frac{p(N+1-nm)}{i} \right] C_{N-nm-i(k+c)}^{i-1} \cdot \sum_{j=0}^{d-1} C_{nm}^j p^j (1-p)^{nm-j} \right). \quad (6)$$

Схема устройства обработки ЛРП как КЦФ на основе комбинированного применения двойственного базиса поля $GF(2^k)$ и проверки рекуррентности, реализующая функцию правильной цикловой синхронизации (выделения сигнала времени "K1") с вероятностью, полученной в выражении (6), представлена на рисунке 1.

Применение такой схемы построения устройства обработки М-последовательности позволяет реализовать основные принципы формирования кодового вектора минимального размера как безошибочной части зачетного участка $(k+2)$ и механизм порогового декодирования на основе выделения зачетных символов во второй части «скользящего окна», который реализует полный перебор m -х участков в заданной полосе анализа $n=3m$ с возможностью выбора из них безошибочных символов с заданным порогом ошибок $B=d-1$ [3; 4].

Если выделение второй части зачетного отрезка в «скользящем окне» – величина переменная, например $m_1=3k$, $m_2=2m_1$, $m_3=3m_1, \dots$, $m_n=nm_1$, то выражение (5) примет следующий вид:

$$P_{nm}(t_{\text{ош}} \leq d_{\gamma m} - 1) = \sum_{\gamma=1}^n \sum_{j=0}^{d_{\gamma m}-1} C_{\gamma m}^j p^j (1-p)^{\gamma m-j}, \quad \gamma=1, 2, 3, \dots, n. \quad (7)$$

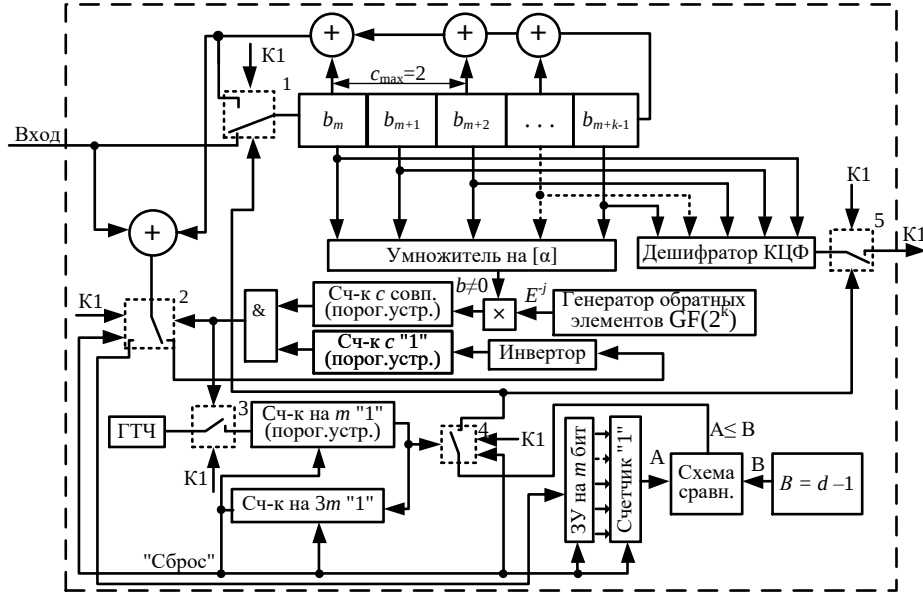


Рис. 1. Схема устройства обработки ЛРП как КЦФ на основе двойственного базиса поля $GF(2^k)$ и проверки рекуррентности в полосе анализа ($n=3m$)

В этом случае, подставив выражение (7) в выражение (4), получим формулу для вычисления вероятности правильной цикловой синхронизации методом выделения на ЛРП хотя бы одного из нескольких зачетных участков разной длины $n_{01} = (k+c)+m$, $n_{02} = (k+c)+2m$, $n_{03} = (k+c)+3m$, ..., $n_{0n} = (k+c)+(n-1)m$ с допустимым порогом ошибок:

$$P_{\text{ис}}^{\text{сум}} = 1 - \left(- \sum_{i=1}^{\frac{N+1-nm}{k+c+1}} (-1)^i p^{i-1} \cdot q^{i(k+c)} \left[q - p(k+c) + \frac{p(N+1-nm)}{i} \right] C_{N-nm-i(k+c)}^{i-1} \times \right. \\ \left. \times \sum_{\gamma=1}^n \sum_{j=0}^{d_m-1} C_{\gamma m}^j p^j (1-p)^{m-j} \right). \quad (8)$$

Схема устройства обработки ЛРП как КЦФ на основе двойственного базиса поля $GF(2^k)$ и проверки рекуррентности с полным перебором двух участков длиной $m_1=m$ и $m_2=2m$ в полосе анализа ($n=3m$) представлена на рисунке 2.

Структурная схема устройства обработки М-последовательности (рис. 2) позволяет реализовать основные принципы формирования кодового вектора минимального размера, как безошибочной части $(k+2)$ для двух зачетных участков $n_{01} = (k+c)+m$, $n_{02} = (k+c)+2m$ и механизм порогового декодирования на основе выделения зачетных символов во второй части «скользящего окна», реализующего полный перебор двух m_n -х участков длиной m и $2m$ в заданной полосе анализа $n=3m$ с возможностью выбора из них безошибочных символов с заданными порогами ошибок $B_1=d_{m1}-1$ и $B_2=d_{m2}-1$ соответственно.

Механизм обработки приемным устройством децимированных (разреженных) М-последовательностей отличается от механизма обработки ЛРП без децимации тем, что тактовая частота и полоса анализа уменьшаются пропорционально индексу децимации, и для вычисления вероятности правильной синхронизации децимированных ЛРП в выражение (6) добавляется индекс децимации 2^σ .

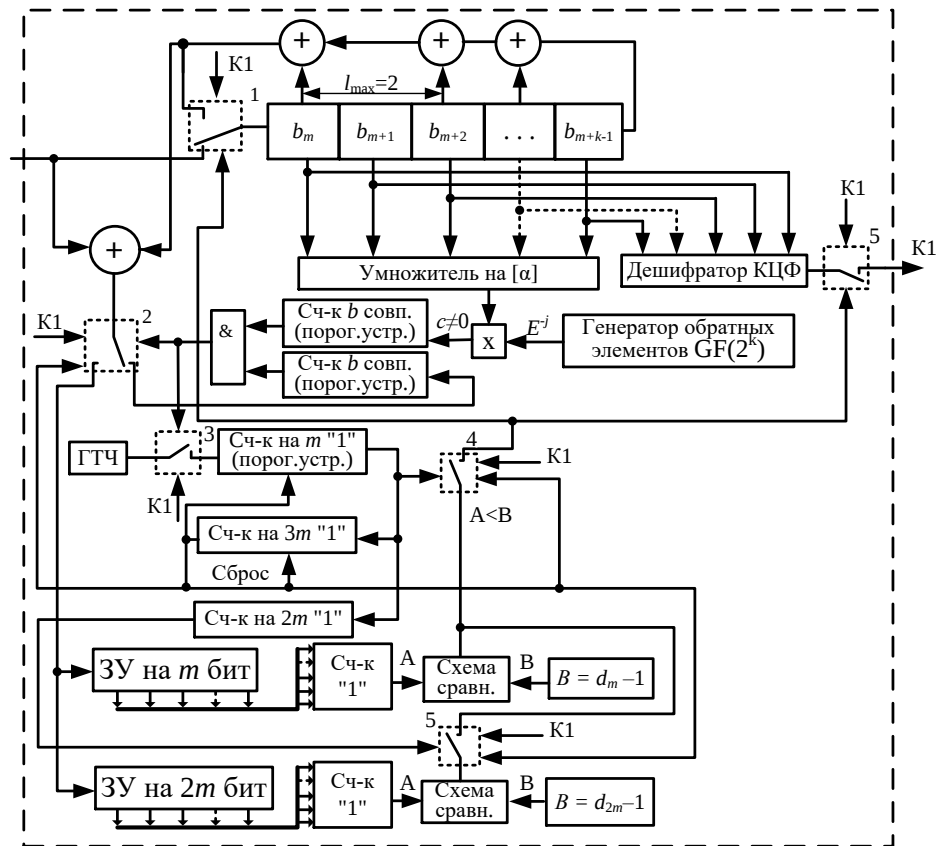


Рис. 2. Схема устройства обработки ЛРП как КЦФ на основе двойственного базиса поля $GF(2^k)$ и проверки рекуррентности с полным перебором двух участков длиной $m_1=t$ и $m_2=2t$ в полосе анализа ($n=3t$)

Таким образом, вероятность правильной цикловой синхронизации одного приемного устройства без децимации ($\sigma=0$) или с индексом децимации ($\sigma=1, 2, \dots, h$) в дискретном симметричном канале с помехами определяется следующим выражением:

$$P_{\text{ис}}^{\text{сум}}(\sigma) = 1 - \left(- \sum_{i=1}^{\frac{N+1-nm}{(k+c+1)2^\sigma}} (-1)^i p^{i-1} \cdot q^{i(k+c)} \left[q - p(k+c) + \frac{p(N+1-nm)}{2^\sigma i} \right] C_{\frac{N-nm-i(k+c)}{2^\sigma}}^{i-1} \times \right. \\ \left. \times \sum_{\gamma=1}^n \sum_{j=0}^{d_m-1} C_{\gamma m}^j p^j (1-p)^{m-j} \right), \quad (9)$$

где $\sigma=0, 1, 2, \dots, h$ – коэффициент децимации (разрежения) ЛРП.

Количество приемных устройств s , обеспечивающих цикловую синхронизацию без децимации и с заданными индексами децимации $2^0, 2^1, 2^2, \dots, 2^h$, определяется выражением

$$s = \sum_{\sigma=0}^h 2^\sigma, \quad \sigma=0, 1, 2, \dots, h. \quad (10)$$

Если наибольший индекс децимации 2^h не может превышать выбранного порядка М-последовательности k , то вероятность правильной цикловой синхронизации всего приемника $P_{\text{псд}}^s$ при параллельной обработке s приемными устройства без децимации и со всеми возможными четными индексами децимации 2^σ определяется следующим выражением:

$$P_{\text{псд}}^s = 1 - \prod_{\sigma=0}^h (1 - P_{\text{псд}}(\sigma))^{2^\sigma}, \sigma=0, 1, 2, \dots, h \text{ GF}(2^k). \quad (11)$$

Так, например, если устройство цикловой синхронизации приема содержит один анализатор, то индекс децимации $2^\sigma=0$. В этом случае эффективно обеспечивается защита от пачек ошибок, величина которых не превышает $n-(n_0-(d-1))$, но сохраняется высокая чувствительность к воздействию независимых одиночных ошибок.

Если индекс децимации $2^\sigma=2$ (рис. 3), то чувствительность к независимым одиночным и смежным ошибкам значительно снижается.

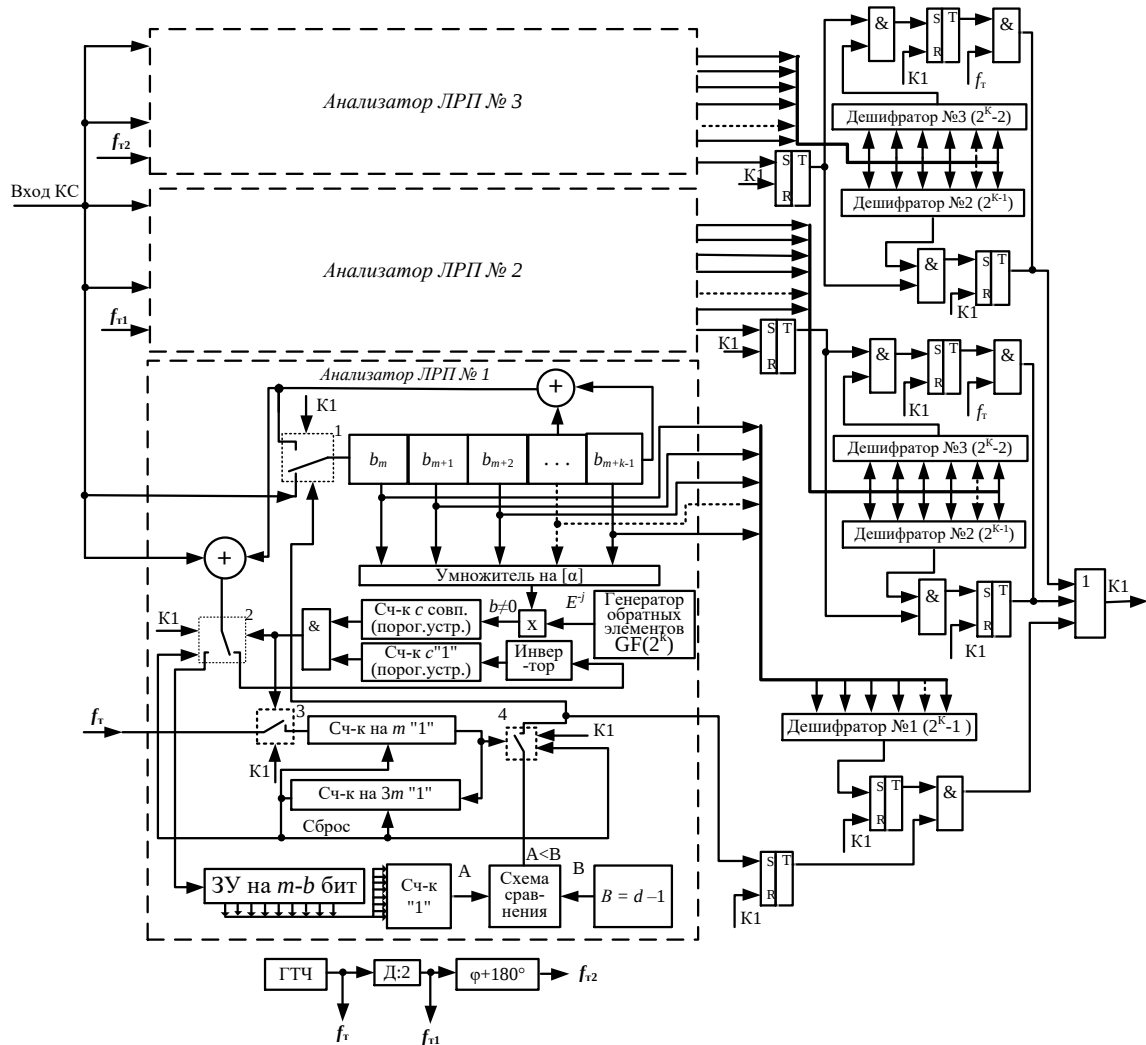


Рис. 3. Схема устройства цикловой синхронизации приема с децимацией ($2^\sigma=2$)

При индексе децимации $2^\sigma=4$ обеспечивается защита от воздействия одиночных, смежных, двойных и тройных ошибок.

На рисунке 3 приведена структурная схема устройства цикловой синхронизации приема, в состав которой входят три анализатора М-последовательности k -го порядка. Первый анализатор выделяет зачетный участок на ЛРП с обнаружением ошибок и обеспечивает защиту от пачек ошибок. Анализаторы № 2 и № 3 выделяют зачетные участки с защитой от независимых одиночных ошибок на М-последовательности с индексом децимации $2^\sigma = 2$. Анализатор № 2 обрабатывает все нечетные символы, а № 3 – все четные символы синхропосылки.

Для защиты системы цикловой синхронизации от случайного изменения полярности сигнала в дискретном симметричном канале, в момент установления цикловой синхронизации, в схему устройства включены инвертор и дополнительные анализаторы ЛРП № 4, №5 и № 6 (рис. 4).

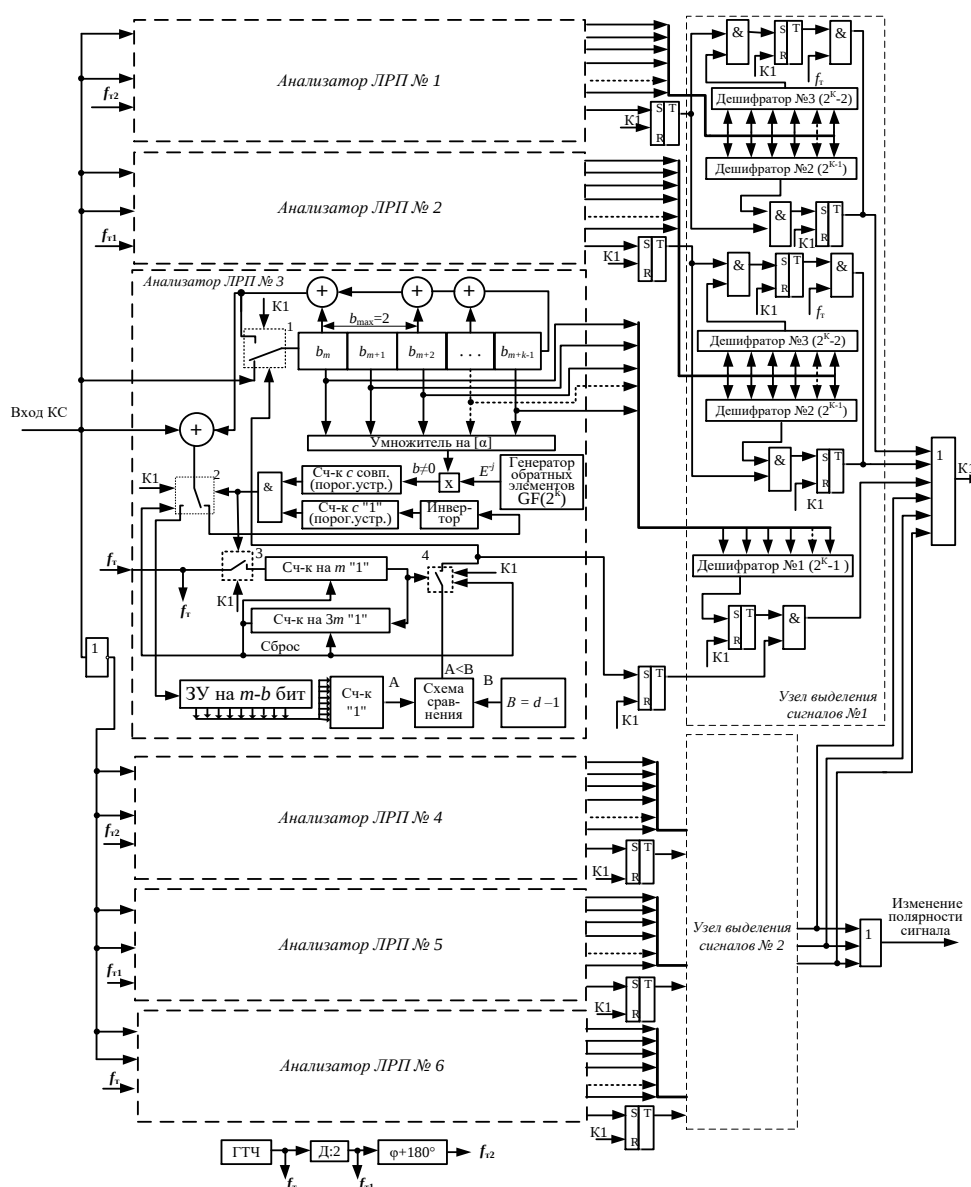


Рис. 4. Схема устройства цикловой синхронизации приема с децимацией ($2^\sigma=2$) и защитой от инверсии сигнала

Дополнительные анализаторы № 4, № 5 и № 6, параллельно подключенные к каналу через инвертор (рис. 4), обеспечивают выделение сигнала времени "K1" в случае смены полярности сигнала в дискретном симметричном канале.

Формируемые в узле выделения сигналов времени № 2 команды, проходящие через соответствующий сумматор, можно также использовать в системе управления восстановлением полярности сигналов на входе устройства приема данных.

Оценим помехоустойчивость на примере системы цикловой синхронизации, использующей в качестве синхропосылки М-последовательность 7-го порядка с характеристическим многочленом $P(x)=x^7+x^6+x^3+x+1$, обработка которой производится комбинированным методом на основе выделения зачетного участка, если его длина $n_0 = 47$, а индекс децимации $2^\sigma=2$.

Для этого по выражениям (9) и (11) вычислим допустимую вероятность искажения единичного символа $p_{\text{ош}}$ на приеме из канала связи, при котором вероятность правильной синхронизации удовлетворяет условию: $P_{\text{пс}} \geq 0,9$.

Зачетный участок $n_0=(k+c)+m=47$ состоит из двух частей. Первая часть величиной $(k+c)=9$, а вторая – $m=38$. Расстояние Хемминга второй части зачетного участка $d_m=14$. Оно может определяться аналитически или эмпирически методом полного перебора. Величина М-последовательности 7 порядка $N=2^k-1=127$.

Подставив полученные значения в выражения (9) и (11), проведем вычисление (таблица).

Индекс децимации	$2^\sigma = 1$	$2^\sigma = 2$	$2^\sigma = 4$	$\sum_{\sigma=0}^4 2^\sigma$
Вероятность ошибки (p)	Вероятность правильной цикловой синхронизации ($P_{\text{пс}}$)			
0,05	0,808	0,994	1	1
0,1	0,619	0,96	0,999	0,9999
0,15	0,43	0,871	0,996	0,9997
0,2	0,241	0,701	0,986	0,997
0,25	0,052	0,422	0,962	0,979
0,3	0	0,128	0,915	0,925
0,35	0	0	0,83	0,83
0,4	0	0	0,688	0,688

Представленные в таблице результаты вычислений свидетельствуют о том, что применение в обработке синхропосылки децимации с индексами 1, 2, 3, 4 позволяет обеспечить цикловую синхронизацию с вероятностью не хуже 0,9 и успешно бороться с пачками ошибок, независимыми одиночными, смежными ошибками при искажении единичного символа на приеме с $p_{\text{ош}} \geq 0,35$.

Применение в приемном устройстве и четных 2^σ и нечетных индексов децимации даст дополнительные возможности для повышения помехоустойчивости системы цикловой синхронизации, но это существенно увеличит количество анализаторов ЛРП.

Заключение

Предложенные варианты построения систем цикловой синхронизации на основе разработанных методологических принципов мягкой обработки ЛРП обеспечивают эффективную защиту от независимых ошибок заданной кратности и пачек ошибок.

К недостаткам рассмотренных в статье устройств цикловой синхронизации приема следует отнести зависимость количества используемых анализаторов ЛРП от выбранного индекса децимации. При этом, неоправданное повышение индекса децимации приводит к выбору в качестве синхропосылки M -последовательности большего порядка, увеличению безошибочной части зачетного участка и времени установления синхронизма.

Библиографический список

1. Гладких А.А. Основы теории мягкого декодирования избыточных кодов в стирающем канале связи. Ульяновск: УлГТУ, 2010. 379 с.
2. Когновицкий О.С. Двойственный базис и его применение в телекоммуникациях. СПб.: Линк, 2009. 411 с.
3. Патент РФ № 2553089 (RU 2553089 C2), (51) МПК $H04L\ 7/02$ (2006.01). Устройство синхронизации рекуррентной последовательностью с функцией выделения зачетных импульсов в скользящем окне / О. В. Иванцов, Д. Е. Горохов, О. В. Романюк, Н. В. Богринцев, Я. Ю. Стрелков; заявл. 22.04.2013; опубл. 10.06.2015, Бюл. № 16.
4. Пат. РФ № 2580806 (RU 2580806 C2), (51) МПК $H04W\ 8/20$ (2009.01). Устройство синхронизации на основе комбинированного применения двойственного базиса $GF(2^k)$ и выделения скользящего окна с ошибками / О. В. Иванцов, Д. Е. Горохов, Н. В. Богринцев, И. А. Селихов, Ю. Е. Тарасов; заявл. 19.05.2014; опубл. 10.04.2016, Бюл. № 10.