# ЦИФРОВЫЕ АЛГОРИТМЫ ИДЕНТИФИКАЦИИ АБОНЕНТСКИХ СТАНЦИЙ В МОБИЛЬНЫХ ПЕРСОНАЛЬНЫХ СИСТЕМАХ СВЯЗИ ТРЕТЬЕГО ПОКОЛЕНИЯ С МДКР

Смирнов Н.И., Горгадзе С.Ф.

111024, Москва, ул. Авиамоторная, 8а
Тел. 2738869, факс. 3622225

**Реферат:** Для мобильных персональных систем связи с кодовым разделением сигналов абонентских станций (АС) разработаны теоретические основы метода ускоренного обнаружения и идентификации сегментов сверхдлинных *p*-ичных линейных рекуррентных псевдослучайных последовательностей (ПСП) максимального периода, используемых для кодового разделения. Основу метода составляет разработанный алгоритм преобразования принятых сверхдлинных *p*-ичных ПСП к прореженным многофазным ПСП Рида-Мюллера (РМ) [4], которые в [3] называются функциями Виленкина-Крестенсона (В-К). Затем в соответствии с разработанными алгоритмами осуществляется быстрое перемножение этих ПСП В-К с опорной матрпицей из прореженных и усеченных ПСП В-К с использованием разработанных алгоритмов их факторизации. В результате осуществляется кодовое разделение АС. Эффективность разработанного алгоритма соответствует быстрому преобразованию Фурье.

Известные быстрые методы обнаружения шумоподобных сигналов (ШПС) [1-2] не позволяют реализовывать кодовое разделение. Поэтому разработан новый метод быстрого вычисления одномерных автокорреляционных функций (АКФ) ШПС. Синтезированные при этом новые алгоритмы обработки ШПС, являясь алгоритмами максимального правдоподобия, имеют меньшую вычислительную сложность. Разработанные алгоритмы могут быть реализованы с использованием выпускаемых электронной промышленностью цифровых сигнальных процессоров.

Дискретное описание ШПС в виде совокупности его отсчетов, т.е. в виде ПСП, позволяет представить его АКФ в виде корреляционной матрицы, состоящей из коэффициентов разложения ПСП по некоторой системе квазибазисных функций [3] комлексснозначного функционального пространства, то есть квазибазиса, представляющего собой периодические сдвиги ПСП. При этом вычисление корреляционной матрицы СлС можно интерпретировать как скалярное премножение базисных векторов [3] из совокупности периодических сдвигов ПСП на его отсчеты. При идентификации АС вместо квазибазиса периодических сдвигов ПСП используется квазибазис различных по структуре ПСП.

При разработке алгоритмов быстрого перемножения ПСП на первом этапе исследований производился синтез систем квазибазисных функций соответствующего пространства. При этом определение совокупности скалярных произведений квазибазисных векторов с любой ПСП этого пространства производилось с минимальной вычислительной сложностью, т.е. не превышающей сложность аналогичных вычислений для базиса функций В-К, т.е Ф-В-К [3]. С этой целью производилось усечение и прореживание базисов Ф-В-К, упорядочен-ных по Кронекеру, т.е. Ф-В-К-К, больших размерностей. При этом выявлены оптимальные алгоритмы усечения матрицы Ф-В-К-К, при которых усеченная мат-рица, затем прореженная по любому из возможных алгоритмов, факторизуется, т.е. представляется в виде простого произведения слабозаполненных матриц, каждая из строк которых состоит из нескольких единиц и большого числа нулей.

На втором этапе исследований были синтезированы оптимальные алгоритмы вычисления АКФ ШПС в базисах усеченных и прореженных Ф-В-К-К. При этом использовался метод Гуда факторизации матриц, представляющих собой кронекеровские степени и учитывались правила простого и кронекеровского перемножения матриц.

На третьем этапе выявлены законы соответствия строк усеченной матрицы Ф-В-К-К структуре сегмен-тов *p*-ичной ПСП максимального периода. Кроме того, синтезированы алгоритмы, позволяющие привести строки прореженных и усеченных матриц Ф-В-К-К к виду сегментов вновь образованных последовательностей (ВОП), ПСП из большого и малого подмножества Касами, бент-функций, ПСП Мак Элиса при учете взаимосвязи их структур с М-последовательностями.

Таким образом, произведенные иссследования позволили разработать алгоритмы быстрого вычисления АКФ ШПС с вычислительной сложностью, соответствующей быстрому преобразованию Фурье (БПФ) этих ШПС. Основное отличие от традиционного БПФ заключается в том, что БПФ позволяет получить выигрыш лишь при вычислении комплексного спектра ШПС, а разработанные алгоритмы - при вычислении их АКФ. Выигрыш по сравнению с параллельно-последовательным алгоритмом вычисления АКФ в числе операций перемножения с накоплением при обнаружении ШПС с длинами ПСП в несколько десятков или сотен тысяч элементарных импульсов составляет несколько порядков, что приводит к выигрышу по времени обнаружения ШПС более чем в тысячу раз.

В соответствии с вышесказанным, сверхдлинные ПСП, используемые в проекте cdma2000, могут быть обнаружены и идентифицированы с использованием современных микроэлектронных средств в течение долей секунды.

*Имитационное моделирование алгоритма идентификации АС по сегментам излучаемой ими длинной МП в системе персональной радиосвязи с МДКР*

Ниже рассматривается один из самых простых алгоритмов идентифиткации АС по сегментам МП из большого числа возможных алгоритмов, каждый из которых соответствует выбранному алгоритму усечения матрицы Адамара, являющейся частным случаем матрицы ПСП Ф-В-К.

Будем использовать алгоритм факторизации матрицы Адамара на основе теоремы Гуда, т.е. матрица Адамара

$$A_{NэPM} = B_{NэPM}{}^{m},$$

$$B_{NэPM} = \left| \begin{array}{c} 1\ 1\ 0\ 0\ 0\ \ldots\ 0\ 0 \\ 0\ 0\ 1\ 1\ 0\ \ldots\ 0\ 0 \\ 0\ 0\ 0\ 0\ 1\ \ldots\ 0\ 0 \\ \ldots\ldots\ldots\ldots\ldots\ldots \\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ \ldots\ 1\ 1 \\ 1\ \text{-}1\ 0\ 0\ 0\ \ldots\ 0\ 0 \\ 0\ 0\ 1\ \text{-}1\ 0\ \ldots\ 0\ 0 \\ 0\ 0\ 0\ 0\ 1\ \ldots\ 0\ 0 \\ \ldots\ldots\ldots\ldots\ldots\ldots \\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ \ldots\ 1\ \text{-}1 \end{array} \right|, \ m=\log_2 N_э.$$

Интерес представляет решение задачи о факторизации прореженной и усеченной матрицы Адамара,т.е матрицы, получающейся путем исключения строк и столбцов в полной матрице Адамара. С целью решения этой задачи будем учитывать правила перемножения матриц и получим, что в общем случае, если в первой матрице $B_{NэPM}$ исключить какую-либо $j$-ую строку, то в матрице Адамара $A_{NэPM}$ может быть исключена строка с тем же номером. Аналогично, если в последней матрице $B_{NэPM}$ исключить столбец с каким-либо номером $i$, то в матрице $A_{NэPM}$ можно исключить столбец с тем же номером.

Будем рассматривать только усеченные матрицы Адамара, т.е. с исключенными строками. Определим взаимосвязь между номерами строк матрицы Адамара $A_{NэPM}$ и номерами строк матриц $B_{NэPM}$ при учете структуры матриц $B_{NэPM}$. Тогда получим, что если в матрице $A_{NэPM}$ имеется строка с номером $j$, то в первой матрице $B_{NэPM}$ тоже будет строка с этим номером. Она содержит лишь две единицы в позициях с номерами $2j$, $2j+1$, а в остальных позициях находятся нули. Следовательно, во второй матрице $B_{NэPM}$ должны быть строки с номерами $2j$, $2j+1$, в третьей - строки с номерами $2(2j),2(2j)+1,2(2j+1), 2(2j+1)+1$ и т.д., т.е. число строк удваивается при переходе от одной матрицы $B_{NэPM}$ к другой.

Однако, учитывая симметричность структуры матрицы $B_{NэPM}$ относительно центральной горизонтальной оси получим, что если строки матрицы $A_{NэPM}$ выбраны симметрично относительно оси симметрии матрицы $B_{NэPM}$, то при определении строк матриц $B_{NэPM}$, сохраняющихся в их структуре, можно учитывать лишь половину строк матрицы $A_{NэPM}$, находящихся выше или ниже оси симметриии матрицы $B_{NэPM}$. Кроме того, если строки матрицы $A_{NэPM}$ выбраны так, что при переходе от одной матрицы $B_{NэPM}$ к другой получаются номера строк, симметричные относительно ее оси симметрии, то при переходе от одной матрицы $B_{NэPM}$ к другой каждый раз учитываем лишь половину строк. Тогда в этом случае при переходе от одной матрицы $B_{NэPM}$ к другой количество строк, которое сохраняется в последующей матрице остается таким же, как и в предыдущей, т.е. не удваивается.

Получим общее правило выбора строк матрицы $A_{NэPM}$ таких, чтобы в структуре половины матриц $B_{NэPM}$ сохранялись лишь строки, симметричные относительно их главной диагонали. При учете этого требования получим, что в частности при четном $\boldsymbol{m}$ в матрице $B_{NэPM}$ с номером $m/2$ от первой выбранной строки в матрице $A_{NэPM}$ должны быть строки с номерами $0,1,...,2^{m/2}-1$, а от второй выбранной строки в матрице $A_{NэPM}$ - симметричные им строки с номерами $2^{m-1},2^{m-1}+1,...,2^{m-1}+2^{m/2}-1$. Остальные выбранные строки в матрице $A_{NэPM}$ уже не учитываются в структуре матрицы $B_{NэPM}$ с номером $m/2$. Причем вышеуказанные наборы строк в матрице $B_{NэPM}$ с номером $m/2$ соответствуют выбору в матрице $A_{NэPM}$ строк с номерами $0$ и $2^{m/2}$. Номера остальных выбранных строк в марице $A_{NэPM}$ кратны $2^{m/2}$. Рассмотрим структуру остальных матриц $B_{NэPM}$. Их количество составляет $m/2$. Для определения структуры матрицы $B_{NэPM}$ с номером $m/2+1$ будем учитывать номера лишь половины строк, сохраненных в матрице $B_{NэPM}$ с номером $m/2$. Т.е. число строк остается таким же как и в $B_{NэPM}$ с номером $m/2$, но все они лежат выше оси симметрии матрицы $B_{NэPM}$. В остальных матрицах $B_{NэPM}$ количество строк удваивается, но все строки лежат выше оси ее симметрии. Вышесказанное сформулируем в сиде следующего положения.

*Если в матрице Адамара размерности $N_э$ выбраны $N_в=2^{m/2}$ строк ($m=\log_2 N_э$) с номерами, кратными $2^{m/2}$, то получившаяся усеченная матрица представляется в виде простого произведения матриц вида*

$$A_{NэPMус} = B_{NвPM}{}^{m/2}\ B^{(ус,чет)}{}_{Nв,Nэ}\ B^{(ус,чет)}{}_{2Nв,Nэ} \ldots B^{(ус,чет)}{}_{Nэ/2,Nэ}.$$

$$B^{(ус,чет)}{}_{A,B} = \left| \begin{array}{c} 1\ 1\ 0\ 0\ 0\ \ldots\ 0\ 0\ . \\ 0\ 0\ 1\ 1\ 0\ \ldots\ 0\ 0 \\ \ldots\ldots\ldots\ldots\ldots \\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ \ldots\ 1\ 1 \end{array} \right|$$

В качестве примера в табл.2 перечислим номера строк, сохраняющихся в структуре матриц $\boldsymbol{B}_{N_э PM}$ при выборе в матрице $\boldsymbol{A}_{N_э PM}$ строк с номерами, кратными $2^{m/2}$ для $N_э=64$, т.е. *0,8,16,24,32,40,48,56.*

Таблица 2

| 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 |
|---|---|---|---|---|---|
| 0,8,16,24,32,40, 48,56 | 0,1,16,17,32,33, 48,49 | 0,1,2,3,32,33,34, 35 | 0,1,2,3,4,5,6,7 | 0,1,2,3,4,5,6,7,8, 9,10,11,……15 | 0,1,…31 |

Как показано выше, циклические сдвиги МП приводятся к строкам матрицы Адамара. Выявим закон соответствия между номерами строк матрицы Адамара и циклическими сдвигами МП.

Начальные блоки МП, определяющие их циклические сдвиги, представим в десятичной системе счисления числами $N_i$ $(i=1,...,N_э)$, равными набору из $m$ символов МП, представленных как одно число в 2-ичной системе счисления.

Рассмотрим матрицу-циркулянт МП, строки которой представляют собой ее циклические сдвиги, начинающиеся со значений $N_i$ в порядке возрастания $i$, т.е. $N_1=1$, $N_2=2,...,N_{N_э}=N_э$. Тогда первые $m$ столбцов этой матрицы будут представлять собой функции Радемахера без нулевого элементарного символа. Остальные столбцы этой матрицы представляют собой весовые произведения $m$ первых ее, выбранных в соответствии со структурой неприводимого примитивного полинома, использовав-шегося при формировании МП, т.е. являются ПСП Рида-Мюллера (РМ). После перестановки столбцов этой матрицы по возрастанию элементов поля Галуа получим матрицу Адамара без превой строки и первого столбца. Т.е.МП, начинающаяся с начального блока $N_i$, преобразуется в ПСП РМ, номер которой в матрице Адамара равен $N_i$.

*Таким образом, строке матрицы Адамара с номером $N_i$ соответсвует циклический сдвиг МП, начинающийся с начального блока $N_i$ в двоичной системе счисления.*

Если АС в ПСС используют сегменты МП, то сегменты МП приводятся к прореженной матрице Адамара. Рассмотрим, каким будет алгоритм факторизации прореженной матрицы Адамара, предварительно усеченной в соответствии с вышеописанным алгоритмом.

Матрица Адамара, к которой приводятся все сегменты МП будет усеченной и прореженной. Причем ее прореживание соответствует порядку элементов поля Галуа по модулю неприводимого примитивного многочлена, выбранного для формирования МП. Общее количество столбцов этой матрицы всегда равно количеству элементарных импульсов в сегменте, т.е. $N_{эсег}$. Тогда в соответсвии с вышесказанным в матрице $\boldsymbol{B}^{(ус,чет)}_{N_э/2,N_э}$ **(см. *Утверждение, выделенное курсивом на предыдущей странице*)** также содержится $N_{эсег}$ столбцов и столько же строк, поскольку эта матрица содержит лишь по одной 1 в каждом столбце. Тогда в матрице, предыдущей по отношению к матрице $\boldsymbol{B}^{(ус,чет)}_{N_э/2,N_э}$ после вычеркивания столбцов с номерами, с которыми строки в матрице $\boldsymbol{B}^{(ус,чет)}_{N_э/2,N_э}$ оказались состоящими лишь из нулей, число столбцов не превысит $N_{эсег}$. Рассуждая аналогичным образом, докажем следующее утверждение

*Матрица Адамара порядка $N_э$, усеченная так, как это описано выше, до размеров $N_в\, x N_э$, а затем прореженная до размеров $N_в x N_{эсег}$ по любому алгоритму представляется в виде простого произведения матриц, размеры которых не превышают $N_{эсег} x N_{эсег}$, если $N_в \le N_{эсег}$, и не превышают $N_в x N_{э1}$, если $N_в > N_{эсег}$.В каждой строке любой из этих матриц содержится не более двух ненулевых элементов.*

Таким образом, число операций сложения при быстром перемножении сегмента МП, приведенного к прореженной матрице Адамара, с прореженной и усеченной матрицей Адамара, не превышает $mN_{эсег}$, если $N_в \le N_{эсег}$, и не превышает $mN_в$, если $N_в > N_{эсег}$.

Вычислительная сложность алгоритма соответствует всего лишь $mN_{эсе}$ операциям суммирования, если общее число АС $N_в \le N_{эсег}$, и не превышает $mN_в$, если $N_в > N_{эсег}$. При этом сегменты могут быть назначены АС в соответствии с разработанным правилом. Количество сегментов соответствует общему числу АС в ПСС, которое не может превышать $N_{аб}=2^{m/2}$, где $m=log_2 N_э$. В табл. 3 приводится зависи-мость общего числа абонентов в системе пресональной радиосвязи от длины применяемой МП.

Таблица 3

| | | | | | | |
|---|---|---|---|---|---|---|
| $N_э$ | $2^6-1$ | $2^8-1$ | $2^{10}-1$ | $2^{20}-1$ | $2^{30}-1$ | $2^{42}-1$ |
| $N_{аб}$ | 8 | 16 | 32 | 1024 | 32768 | 2097152 |

Т.е. при использовании ПСП с длиной $N_э=2^{42}-1$ общее число абонентов в персональной системе связи может составить более двух миллионов.

ВЫВОД

Установлено, что если АС персональной системы связи излучают периодические сдвиги некоторой сверхдлинной МП с периодом $N_э=2^{42}-1$, то после первичной синхронизации по синхросигналу они могут быть идентифицированы по сегментам этой МП любой длины $N_{эсег}$ в соответствии с разработанным алгоритмом, аналогичным алгоритму быстрого преобразования Адамара.

Литература

1. Стиффлер Дж. Дж. Теория синхронной связи. - М.: Связь,1975.
2. Лосев В.В., Бродская Е.Б., Коржик В.И. Поиск и декодирование сложных дискретных сигналов. - М.: Радио и связь, 1988.
3. Трахтман А.М., Трахтман В.А. Основы теории дискретных сигналов на конечных интервалах. - М.: Сов. радио, 1975.
4. Смирнов Н.И., Горгадзе С.Ф. Ускоренное обнаружение сверхдлинных псевдослучайных последовательностей в спутниковых системах персональной радиосвязи с синхронным кодовым разделением каналов//Электросвязь, 1998, №5.

## DEVELOPMENT OF SATELLITE MOBILE PERSONAL COMMUNICATIONS WITH SYNCHRONOUS CODE DIVISION

Smirnov N. I., Gorgadze S.F.

111024, Moscow, Aviamotornaya street., 8a

Ph. 273-8869, fax. 362-2225

**Abstract:** For satellite systems of mobile personal radio communication (SSMR) with synchronous code division of subscriber's stations (SS) the block diagram of the device for the accelerated detection of super long synchrosignal (SINH), i.e. $DADS_{SINH}$ is developed., with using of digital algorithm of Adamara matrix factorisation.

Theoretical substantiation of expediency of using multistation access with code division (CDMA) of subscriber's stations (SS) both in cellular systems, and in satellite systems of a mobile personal radio communication (SSMR) has received practical confirmation now.

realisation of the specified requirements in TT with using of three spread spectrum complex signals (CoS), the resulting CoS is formed. First CoS is common for all SS synchrosignals (SINH), which is formed on the basis of a super long pseudo-casual sequence (PCS) of the maximal period, i.e. Ì-sequences (MS), which length can be $N_{eSINH} = 10^5 ... 2x10^6$ of elementary symbols. Second CoS is used for SS identification in SSMR and is formed on the basis of the second MS. For maintenance of necessary amount of SS numbers in SSMR, the length of this MS repeatedly surpasses $N_{eSINH}$. The third component resulting CoS is formed on a Rid-Muller PCS basis (RM), differently named as PCS Uolsha; after entry in synchronism the set PCS RM is orthogonal. Therefore at application PCS RM it is possible to transfer the useful information theoretically without mutual handicapes.

As in SSMR the length of $N_{eSINH} > 10^5$, it is impossible to create the coordinated filters in SS and TT receivers on such length for detection $MS_{SINH}$ in the device of the accelerated detection ($DADS_{SINH}$); at application of parallel-serial correlation search it would be required time of detection $T_{det}$ in some hours for detection $MS_{SINH}$, that is inadmissible. Let's note, that the formation SINH on the basis of known sequences of fast search (SFS) also is inexpedient because of essential capacity reduction, is especial in conditions of multibeam distribution of signals. Therefore in the report the expediency of formation SINH on a basis MS with its subsequent structural transformation in $DADS_{SINH}$ in PCS RM and optimum processing with use of one of algorithms of the so-called fast account is proved. It is possible to create $DADS_{SINH}$ with using of high-speed digital alarm processors with high efficiency.

In the receiver of each SS the detection $MS_{SINH}$ is made first of all, then the mode of tracking behind of its parameters is established, after that the processing of information pulses can be made. Thus the processing of $MS_{SINH}$ and CoS, that are used for transmission of useful information, is made in different SS devices. As it was marked before, the $MS_{SINH}$ detection is made in $DADS_{SINH}$, where in the beginning the accepted resulting CoS will be transformed on video frequency and with the help of ADT it is represented as PCS symbols, then the linear $MS_{SINH}$ transformation is made in PCS RM by rearrangement of its symbols according to the algorithm, that is described below in details. Thus PCS RM corresponds to some number of cyclic shift $MS_{SINH}$ and has certain number at ordering PCS RM according to numbering lines of the Adamara matrix, which contain all set PCS RM at their considered length.

The Adamara matrix can be factorised. Thus there are lines and columns with a plenty of zero elements. Just this circumstance allows repeatedly to reduce the time of accepted MSSINH detection, since during comparison of symbols PCS RM with lines of a Adamara matrix their multiplication to lines of this matrix is made. Further in the received ambassador of multiplication column the number of its element with the maximal meaning is determined and which corresponds to the basic emission of auto correlation function (ACF) PCS RM. Number of this element of a column corresponds to number of a line in the Adamara matrix, concurrent with accepted PCS RM and appropriate accepted MSSINH. The realisation of the block diagram of the device for accelerated SINH detection can be carried out at use of achievement 0,16... 0,3 micron of micro electronic technology, when in a crystal of silicon is created SBIC with more than 1 million elements and productivity more than 1 billion operations per one second. Duration of time for the synchrosignal detection , generated on the M-sequence basis, at use of the developed algorithm of the accelerated detection of complex signals will not exceed 2 sec.