

АЛГОРИТМ ВЕРИФИКАЦИИ РЕЗУЛЬТАТОВ ПОИСКА ШУМОПОДОБНЫХ СИГНАЛОВ

Предложен алгоритм верификации (проверки) результатов поиска шумоподобных сигналов, основанный на их корреляционных свойствах. Алгоритм основан на механизме появления на главном пике автокорреляционной функции нескольких точек возможного обнаружения. Рассмотрена автокорреляционная функция шумоподобных сигналов и ее свойства. На основе изложенных свойств предложен алгоритм и приведена математическая модель системы, реализующей его в виде направленного графа. При помощи формулы Мэзона выведена передаточная функция системы. Приведены результаты моделирования алгоритма и вывод о более высоких характеристиках системы поиска с верификацией по сравнению с классическими системами.

В настоящее время в большом количестве разработок для систем беспроводной передачи информации применяют шумоподобные или широкополосные сигналы (ШПС). Существуют разные способы формирования ШПС, один из них основан на свертке потока данных с псевдослучайной последовательностью (ПСП). Подробное описание ШПС и методов их формирования можно найти в работах [1–6]. Известно [1–4], что для выделения информации из принятого ШПС необходимо иметь точную синхронизированную копию ПСП, которая использована передатчиком для формирования сигнала. Для этого необходимо устранить неопределенность по времени задержки ШПС (осуществить поиск по времени), вызванную неопределенностью в расстоянии между передатчиком и приемником. Для точной синхронизации по окончании поиска начинается процесс слежения за задержкой. Таким образом, поиск можно рассматривать как введение рассогласования по времени в раскрыв дискриминационной характеристики системы слежения.

Свойства автокорреляционной функции ПСП. Для формирования ШПС применяют ПСП. Рассмотрим автокорреляционную функцию (АКФ) ПСП. Типичный пример нормированной АКФ ПСП приведен на рис. 1. Выражения для АКФ ПСП и их детальный анализ приведены в работах [1–6], поэтому перечислим лишь самые важные характеристики:

$$R(0) = 1, \quad R(|\tau| > \tau_c) = -\frac{1}{L}, \quad R(|\tau| < \tau_c) = 1 - \frac{|\tau|}{\tau_c}, \quad (1)$$

где τ_c — длительность одного чипа (элементарного сигнала) ПСП, L — длина ПСП (количество чипов в периоде). Можно показать [5, 6], что

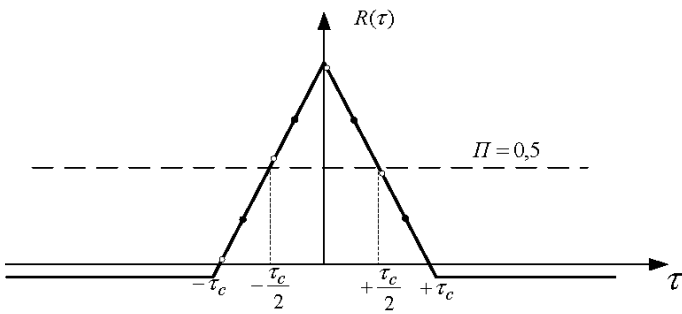


Рис. 1. АКФ ПСП

L равняется величине базы ШПС. Данные особенности АКФ применяются при поиске ШПС. Типичная процедура поиска заключается в последовательном анализе всех возможных значений временного сдвига между опорной и принятой ПСП. Для каждого значения времени задержки осуществляется интегрирование смеси принятого и опорного сигналов и сравнение результата с пороговым значением, если оно не превышено, время задержки увеличивается на один дискрет.

Как правило, это значение составляет половину длительности чипа ПСП. Таким образом, общее количество возможных сдвигов (ячеек неопределенности)

$$m = 2L. \quad (2)$$

Возможными ошибками являются пропуск сигнала и ложная тревога, причем последняя приводит к ошибочному окончанию поиска.

Считаем, что начальная фаза — это случайная величина, тогда предельно возможные значения сдвига показаны на рис. 1 точками на графике АКФ. Для данного шага анализа на основной пик АКФ будет попадать 4 точки. Две противоположные ситуации отмечены двумя видами точек. Видно, что выше уровня $R\left(\pm\frac{\tau_c}{2}\right) = 0,5$ в любой ситуации будут находиться две точки. Таким образом, если принять порог $\Pi = 0,5$, то можно успешно завершить поиск в любой из двух ячеек. Далее, система слежения сводит ошибку по времени к минимуму. Функционирование и принципы построения систем слежения описаны в работах [1–4, 6].

Рассмотрим случай частичной корреляции, когда корреляционная обработка длится не полный период ПСП, т. е. выражение для АКФ запишется в виде [7]

$$R_\tau(\gamma) = \sum_0^{\gamma-1} (-1)^{g_i \oplus g_{i+\tau}}, \quad (3)$$

где τ — корреляционный лаг; g_i — элемент ПСП; \oplus — суммирование по модулю 2; $\gamma < L - 1$ — длина анализируемой части. В этом случае на графике АКФ видны боковые выбросы, способные затруднить прием

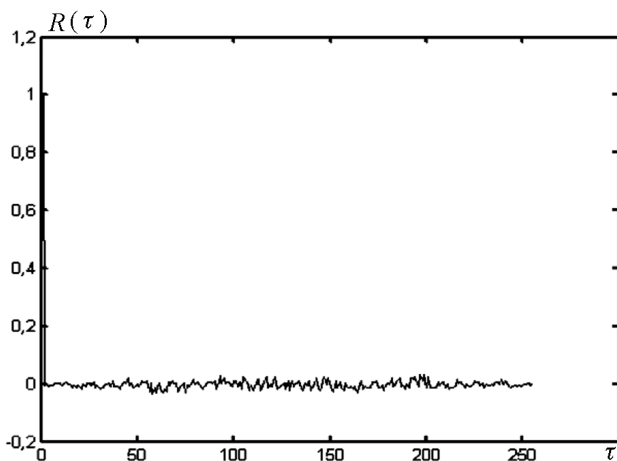


Рис. 2. АКФ для неполного периода ПСП

сигнала. Пример нормированной АКФ для данного случая представлен на рис. 2.

В работе [7] показано, что максимальное значение боковых выбросов АКФ не превышает границу

$$\xi = \frac{4\gamma}{\sqrt{2\pi(n-1)}} \left(1 - \frac{\gamma}{L'}\right), \quad (4)$$

где $L' = L - 1 = 2^n - 2$, n — степень полинома, порождающего ПСП [2–4, 6].

Анализ результатов моделирования, приведенных в работе [7], а также результатов, полученных авторами, позволяет сделать вывод о том, что максимальное значение бокового выброса по отношению к центральному пику АКФ не превышает -9 дБ. В случае присутствия на входе коррелятора смеси сигнала и белого шума происходит снижение центрального пика, так для отношения сигнал/шум (ОСШ), равного -2 дБ, его нормированное значение составляет $0,85$. Таким образом, в случае присутствия шума и при неполном периоде корреляционной обработки ШПС возможно успешное завершение поиска сразу в нескольких ячейках области неопределенности. Количество таких ячеек зависит от величины порога Π .

Алгоритм верификации. Следует отметить, что процедура поиска для ШПС с большой базой является весьма трудоемкой, требует много времени и существенных аппаратных затрат. В свою очередь, поиск, завершившийся ошибкой, приводит к повторному анализу всей области неопределенности, что вызывает значительные потери во времени. Таким образом, весьма актуальной является задача создания быстрых алгоритмов поиска, а также алгоритмов, позволяющих при сравнительно небольших аппаратных затратах достичь желаемого уровня ве-

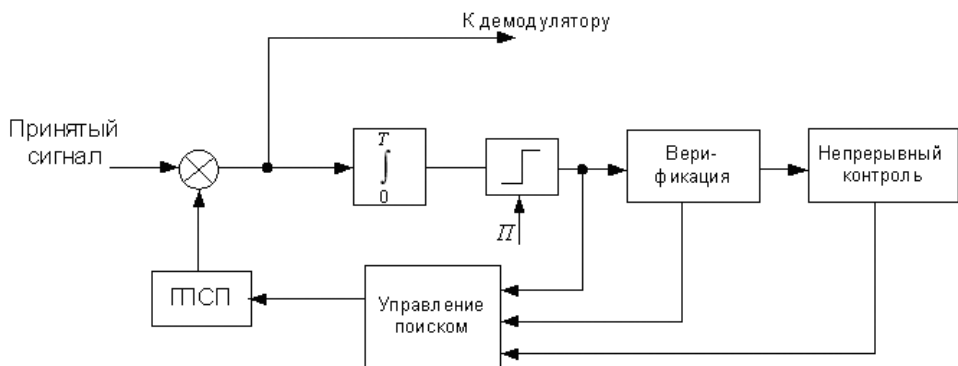


Рис. 3. Структурная схема системы циклического поиска с блоками верификации и непрерывного контроля

роятности успешного завершения поиска. В настоящей работе предложен алгоритм, в основе которого лежит процедура верификации результатов поиска, базирующаяся на корреляционных свойствах ПСП. На рис. 3 приведена структурная схема системы циклического поиска с блоками верификации и непрерывного контроля.

Генератор опорной ПСП (ГПСП). В данной статье за основу взята простая циклическая процедура поиска [1–4]. Непрерывный контроль синхронизации применяется для своевременного определения срыва синхронизма и может осуществляться согласно любому из приведенных в работах [3, 4] способов. Работу этого блока рассматривать не будем.

Предварительная верификация снижает вероятность ошибочного окончания поиска, что, в свою очередь, позволяет избежать существенных временных потерь (время, необходимое на определение того, что поиск закончился ложной тревогой, может быть весьма большим), а также обладает рядом других преимуществ, которые будут продемонстрированы далее.

Суть предложенного алгоритма в следующем. Рассмотрим систему простого циклического поиска. Время анализа каждой ячейки — T . Пусть на этапе поиска необходимо устранить рассогласование по времени с точностью до $\pm \frac{\tau_c}{2}$. Тогда размер ячейки неопределенности равен $\frac{\tau_c}{2}$. Предположим, что превышение порога может произойти только в двух ячейках. Тогда, в случае превышения порога в одной ячейке, в соседней ячейке порог также должен быть превышен. Определим вероятности ошибок: α — вероятность ложной тревоги (превышение порога в ячейке, не лежащей в пределах $\left(-\frac{\tau_c}{2}; \frac{\tau_c}{2}\right)$ от центрального пика), β — вероятность пропуска сигнальной ячейки. Процедура верификации заключается в анализе в течение времени T двух ячеек, граничащих с той, в которой произошло превышение порога. Иначе

говоря, осуществляется корреляционная обработка принятого сигнала в ячейках, сдвинутых на $-\frac{\tau_c}{2}$ и $+\frac{\tau_c}{2}$ относительно ячейки, в которой произошло превышение порога (обработка может производиться параллельно или последовательно). Далее, если хотя бы в одной из этих двух ячеек наблюдается превышение порога, выносится решение об успешном завершении поиска. В противном случае поиск продолжается с той ячейки, на которой был приостановлен. Таким образом, решение по окончанию этапа верификации является мажоритарным. Ниже приведена блок-схема алгоритма.

Следует отметить очевидные плюсы данного подхода. В работе [3] показано, что успешная передача управления на контур слежения происходит с конечной вероятностью P_H . Данный алгоритм позволяет повысить эту вероятность, поскольку на блок слежения передается значение фазы ПСП, соответствующее максимальному отклику, т.е. являющееся наиболее близким к максимуму центрального пика ПСП. Этот факт упрощает процедуру захвата для системы слежения. Помимо этого следует отметить, что блок верификации не требует больших аппаратных ресурсов. В ходе верификации поиск приостанавливается, а система слежения еще не задействована, это позволяет использовать аппаратные ресурсы данных систем для процедуры верификации. На рис. 4 предложена структурная схема системы верификации.

В данной схеме блок управления (БУ) осуществляет управление, как процессом поиска, так и процессом верификации. В случае контроля процесса поиска, БУ перестраивает фазу опорной ПСП, запоминая на каждом шаге предыдущее значение фазы. Это необходимо, чтобы в случае верификации можно было вернуться на шаг назад. Далее, при превышении порога БУ записывает значение отклика коррелятора, чтобы впоследствии передать на схему слежения значение фазы, для которой отклик был максимальным.

Модель системы в виде направленного графа. Для описания поведения системы можно использовать теорию направленных графов и производящих функций. Особенности и обоснования данного подхода к исследованию систем поиска подробно описаны в работах [3, 4, 8] и рассматриваться не будут. Опишем поведение системы при помощи треугольного графа [1, 2]. Пусть принимаемый сигнал находится в ячейках с номерами $(m - 1)$ и m (эти ячейки соответствуют временной ошибке, лежащей в пределах $\left(-\frac{\tau_c}{2}; \frac{\tau_c}{2}\right)$), где m определяется из уравнения (2). Предположим, что априорная информация о возможном положении сигнала не доступна. Поиск может с одинаковой вероятностью $1/m$ начаться с любой позиции. Интегрирование в двух ячейках необходимо, так как вероятность пропуска сигнала не равна нулю. Пропустив сигнал с вероятностью β в ячейке $(m - 1)$, мы можем обнаружить его с вероятностью $(1 - \beta)$ в ячейке m , и на этапе

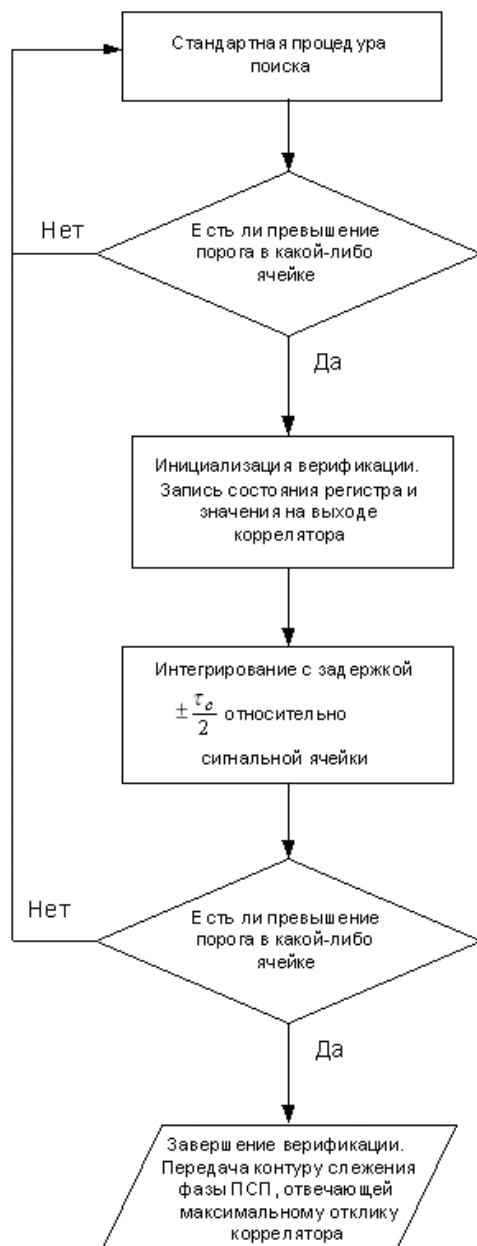


Рис. 4 (начало). Алгоритм работы системы верификации

верификации с вероятностью $(1 - \beta)$ произойдет превышение порога в ячейке, сдвинутой на $-\frac{\tau_c}{2}$ относительно ячейки с номером m , т.е. в ячейке $(m - 1)$. В случае обнаружения сигнала в ячейке с номером $(m - 1)$, превышение порога на этапе верификации должно произойти с вероятностью $(1 - \beta)$ в ячейке справа, т.е. с номером m . Рассмотрим ячейки с номерами 1 и $(m - 2)$. Эти ячейки граничат с сигнальными ячейками $-m$ и $(m - 1)$ соответственно. В случае превышения по-

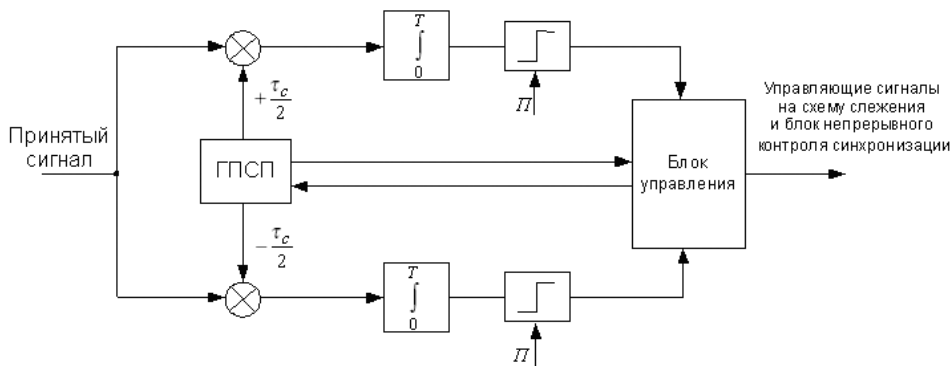


Рис. 4 (окончание)

рога в ячейках 1 и $(m - 2)$ (что может произойти с вероятностью α), начинается анализ соседних ячеек, причем в ячейках $(m - 1)$ и m с вероятностью $(1 - \beta)$ может быть обнаружен сигнал, а превышение порога в двух других ячейках (2 и $m - 3$) может произойти с вероятностью α . Вероятность того, что на этапе верификации произойдет превышение порога сразу для двух ячеек и отклик коррелятора при анализе “пустой” ячейки превысит значение на выходе коррелятора при анализе сигнальной ячейки можно считать пренебрежимо малой. Тем не менее, даже если данное событие будет иметь место, сдвиг опорной ПСП относительно принятого сигнала окажется в пределах центрального пика АКФ. Наконец, превышение порога во всех оставшихся ячейках, в том числе на этапе верификации, может произойти с вероятностью α для каждого процесса корреляционной обработки. Руководствуясь приведенной моделью поведения системы, можно составить граф переходов. Модель системы в виде треугольного графа приведена на рис. 5 (S – начальное состояние, F – окончание поиска и верификации ложной тревогой, H – успешное завершение поиска и верификации). Множитель z в каждой ветви графа обозначает временные затраты на процедуру анализа. Как уже отмечалось, решение принимается по мажоритарному принципу, т.е. если из трех анализируемых ячеек в двух произошло превышение порога, поиск считается завершенным.

Для упрощения графа системы запишем следующие выражения:

$$\begin{aligned}
 A(z) &= (1 - \alpha)z + \alpha(1 - \alpha)^2 z^2; & B(z) &= \alpha(2\alpha - \alpha^2)z^2; \\
 C(z) &= \beta z + (1 - \beta)(1 - \alpha)\beta z^2; & D(z) &= (1 - \beta)(1 - \beta + \alpha\beta)z^2; \\
 R(z) &= \beta\alpha^2 z^2; & S(z) &= \alpha(1 - \beta)z^2; \\
 T(z) &= (1 - \alpha)z + \alpha\beta(1 - \alpha)z^2.
 \end{aligned} \tag{5}$$

С учетом выражений (5) граф на рис. 5 можно преобразовать (рис. 6).

Базируясь на методике вычисления передаточной функции графа, основанной на формуле Мэсона, которая подробно изложена в работах

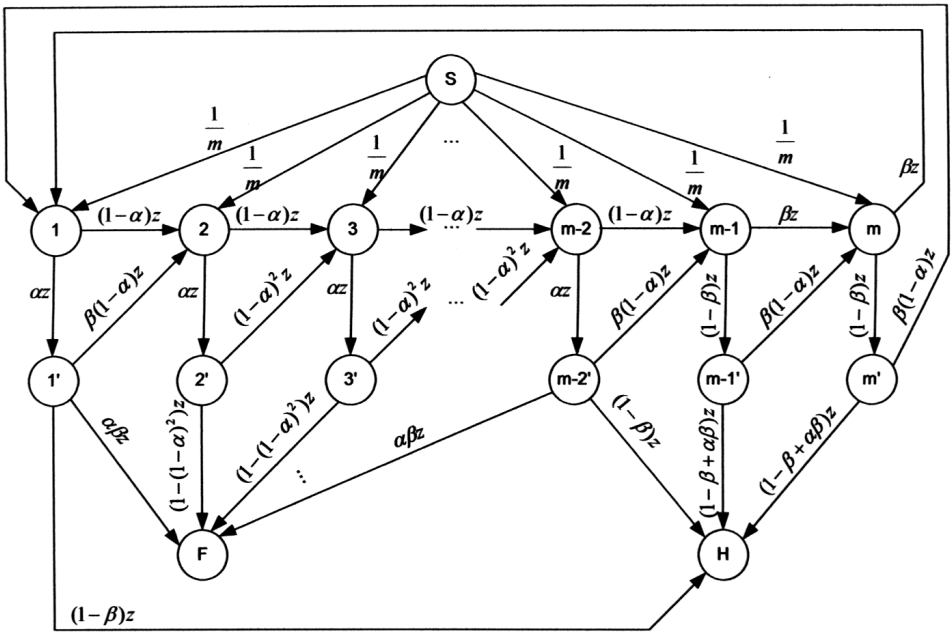


Рис. 5. Модель системы поиска и верификации в виде направленного графа

[2, 3], получим передаточную функцию графа (см. рис. 6) из начального состояния в состояние H (успешное завершение поиска):

$$H(z) = \left\{ S(z) + D(z)(2 + C(z)) + (S(z) + T(z)D(z)(1 + C(z))) \times \right. \\ \left. \times \left[\left(\sum_{i=0}^{m-4} A^i(z) \right) + A^{m-4}(z)T(z) \right] \right\} \left[m(1 - C^2(z)T^2(z)A^{m-4}(z)) \right]^{-1}. \quad (6)$$

Передаточная функция графа системы из начального состояния в состояние F после ряда преобразований запишется в виде

$$F(z) = \left\{ \left(\sum_{i=0}^{m-5} A^i(z) \right) (R(z) + T(z)B(z)) + \left[B(z) \sum_{k=0}^{m-5} \left(\sum_{l=0}^k A^l(z) \right) \right] + \right. \\ \left. + R(z)A^{m-4}(z)(1 + T(z)) + R(z) \right\} \left[m(1 - C^2(z)T^2(z)A^{m-4}(z)) \right]^{-1}. \quad (7)$$

Используя свойства направленных графов и производящих функций [3], можно найти вероятность успешного завершения поиска:

$$P_d = H(z) \Big|_{z=1}. \quad (8)$$

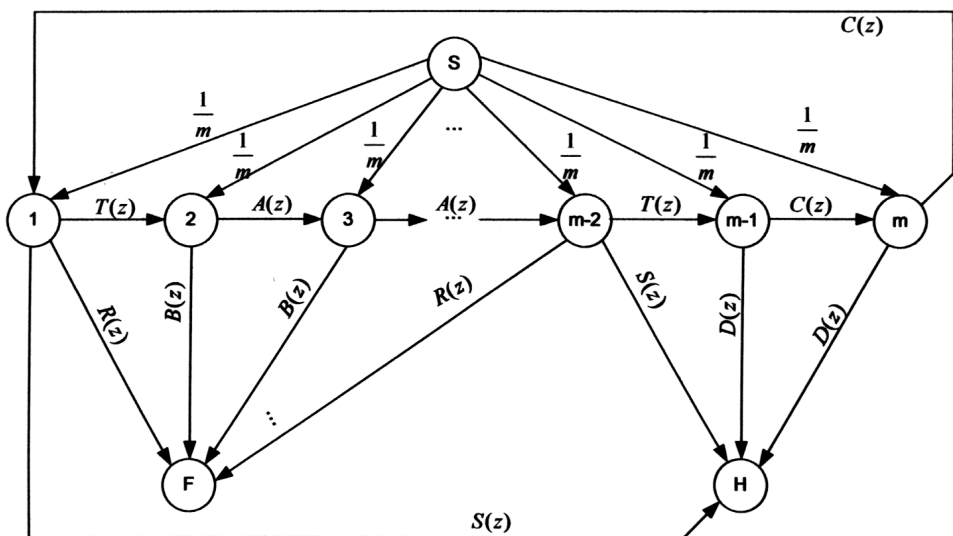


Рис. 6. Упрощенная модель системы в виде направленного графа

Выражение для P_d слишком громоздко и приводиться не будет. Вероятность ошибочного окончания поиска P_{fa} можно найти как

$$P_{fa} = F(z)|_{z=1} = 1 - P_d, \quad (9)$$

так как события H и F являются несовместными и образуют полную группу событий.

Если в уравнениях (5) положить

$$A(z) = T(z) = (1 - \alpha)z + \alpha(1 - \alpha)z^2, \quad B(z) = R(z) = \alpha^2 z^2, \\ C(z) = \beta z + (1 - \beta)\beta z^2, \quad D(z) = (1 - \beta)^2 z^2, \quad S(z) = 0$$

и изменить граф, убрав из него “лишнюю” сигнальную ячейку, после ряда преобразований можно получить выражение для P_d , соответствующее классической системе поиска [1] с одним контрольным этапом и завершением поиска в одной точке:

$$P_d = \frac{(1 - \beta)^2 \left[\sum_{i=0}^N (1 - \alpha^2)^i \right]}{N(1 - (2\beta - \beta^2)(1 - \alpha^2)^{N-1})}, \quad (10)$$

где $N = m - 1$. Время анализа считаем одинаковым для каждого этапа.

Результаты моделирования. Далее приведены результаты математического моделирования предложенного алгоритма. На рис. 7, а показана зависимость вероятности успешного окончания поиска и верификации от ОСШ для трех различных длин ПСП; SNR — ОСШ по мощности.

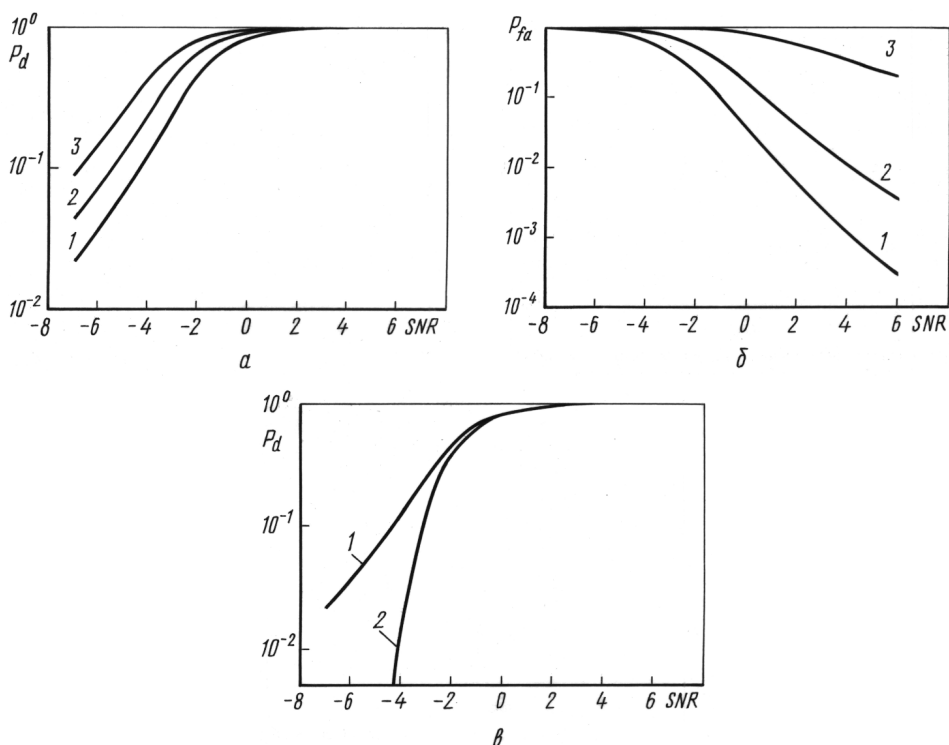


Рис. 7. Зависимость вероятности успешного (а, в) и ошибочного (б) завершения поиска от ОСШ:

a – 1 – период ПСП равен 2047; 2 – 1023; 3 – 511; *б* – 1 – нормированный порог равен 0,5; 2 – 0,45; 3 – 0,35; *в* – система поиска с верификацией (1) и одним контрольным этапом (2)

Данные зависимости построены для величины относительного порога 0,45 и времени анализа каждой ячейки $T = N\tau_c$ ($N = 30$). Очевидно, что с увеличением L и $N = \text{const}$ происходит увеличение числа ячеек, в которых возможна ложная тревога. Все это приводит к уменьшению P_d .

На рис. 7, б приведены зависимости вероятности ошибочного окончания поиска P_{fa} от ОСШ для трех различных величин относительного порога $\Pi = b$ и $L = 2047$.

На рис. 7, в представлены зависимости вероятности успешного окончания поиска от ОСШ для классической системы с одним контрольным этапом [1] и системы поиска с последующей верификацией и вынесением решения по мажоритарному принципу. Время анализа ячейки неопределенности для каждой системы и каждого этапа равно T .

Вывод. На основе анализа результатов моделирования, а также учитывая отмеченные ранее плюсы данного подхода к поиску ШПС, выявлено, что предложенный алгоритм сравнительно прост в реализации и может быть органично встроен в существующие системы син-

хронизации. В то же время алгоритм верификации позволяет повысить вероятность успешного окончания поиска по сравнению с классическими системами при примерно равных аппаратных затратах.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Журавлев В. И. Поиск и синхронизация в широкополосных системах. – М.: Радио и связь, 1986. – 240 с.
2. Помехозащитность систем радиосвязи с расширением спектра сигналов модуляцией несущей псевдослучайной последовательностью / В.И. Борисов, В.М. Зинчук, А.Е. Лимарев и др. – М.: Радио и связь, 2003. – 640 с.
3. Jack K. Holmes. Coherent spread spectrum systems. – N.Y.: John Wiley & Sons, 1982.
4. Simon M. K., Omura J. K., Scholtz R. A., Levitt B. K. Spread spectrum communications. Computer Science Press, Inc., Rockville, Md., 1985.
5. Шумоподобные сигналы в системах передачи информации / В.Б. Пестряков, В.П. Афанасьев, В.Л. Гурвиц и др. – М.: Сов. радио, 1973. – 424 с.
6. Скляр Б. Цифровая связь. Теоретические основы и практическое применение: Пер. с англ. / Под ред. А.В. Назаренко – М.: Вильямс, 2003. – 1099 с.
7. Upper bounds on the partial correlation of PN sequences / Farhad Hemmati, D.L. Shilling // IEEE Trans. Com., 1983, vol. COM-31. № 7, pp. 917 – 922.
8. A unified approach to serial search spread-spectrum code acquisition. Part I: general theory / Polydoros A., Weber C.L. // IEEE Trans. Com., 1984, vol.COM-32, № 5, pp.542 – 549.

Статья поступила в редакцию 28.05.2005

Борис Ильич Шахтарин родился в 1933 г., окончил Ленинградскую военно-воздушную инженерную академию в 1958 г. и Ленинградский государственный университет в 1968 г. Д-р техн. наук, профессор кафедры “Автономные информационные управляющие системы” МГТУ им. Н.Э.Баумана, лауреат Государственной премии СССР, заслуженный деятель науки и техники. Автор более 250 научных работ, в том числе 9 монографий в области анализа систем и обработки сигнала.

B.I. Shakhtarin (b. 1933) graduated from the Leningrad Air Force Academy in 1958 and the Leningrad State University in 1968. D. Sc. (Eng.), professor of “Autonomous Information and Control Systems” department of the Bauman Moscow State Technical University, USSR State Prize Winner, Honored Worker of Science and Technology. Author of more than 250 publications including 9 monographs in the field of system analysis and signal processing.

Александр Викторович Черныш родился в 1982 г. Студент МГТУ им. Н.Э. Баумана. Специализируется в области поиска и формирования широкополосных сигналов.

A.V. Chernysh (b. 1982) — student of the Bauman Moscow State Technical University. Specializes in the field of autonomous information and control systems.