УДК 621.395

В. Н. ТУПКАЛО, канд. техн. наук,
Н. Г. ТУПКАЛО

РЕШЕНИЕ ЗАДАЧИ ФУНКЦИОНАЛЬНОГО КОНТРОЛЯ ДИСКРЕТНЫХ КАНАЛОВ НА ОСНОВЕ СИГНАТУРНОГО АНАЛИЗА

Внедрение цифровых методов и устройств обработки сигналов в радиотехнических системах (РТС) требует поиска новых подходов к решению задачи оценки их качества функционирования в реальном масштабе времени (задачи функционального контроля). Одним из таких подходов является использование сигнатурного анализа, широко применяемого при создании средств тестового контроля цифровых систем [1], что требует уточнения существующих и введения новых понятий сигнатурного анализа.

Основным понятием сигнатурного анализа является понятие «сигнатура». Согласно работе [2, с. 148], сигнатура — это число, состоящее из четырех знаков (цифр или букв) шестнадцатиричного кода. В соответствии с работой [3, с. 160] сигнатура — это сформированное содержимое регистра после обработки входной последовательности и представленное в шестнадцатиричной форме. По определению, приведенному в работе [1, с. 249], сигнатура — это двоичное число, получаемое в результате преобразования длинных последовательностей двоичных сигналов. Нетрудно заметить, что указанные определения сводятся лишь к особенностям формы числового представления. В связи с этим заслуживает внимания трактовка процедуры образования сигнатуры полинома сжимаемых данных $A(x)$ как операции деления полиномов над полем GF (2) [4]. Тогда при выбранном полиноме $P(x)$ частное $Q(x)$ и остаток $R(x)$ связаны классическим соотношением вида

$$A(x)=Q(x)P(x)+R(x), \tag{1}$$

где $\deg R(x)<\deg P(x)$ и $R(x)$ называется сигнатурой. Данное определение в принципе позволяет рассматривать сигнатуры как элементы конечного поля и теорию сигнатурного функционального контроля развивать на основе фундаментальных положений теории полей Галуа. Однако относительно (1) существует оговорка [4], что при практической реализации сигнатурного анализа процедура деления полинома $A(x)$ на $P(x)$ заменяется процедурой псевдоделения с помощью регистра сдвига с обратными связями, и полное математическое описание содержимого S регистра имеет вид

$$S_i(0)=0,\ i=\overline{1,m};$$

$$S_1(k)=a(k)\oplus\sum_{i=1}^{m}{}^{\otimes}\delta_i S_i(k-1); \tag{2}$$

$$S_j(k)=S_{j-1}(k-1),$$

где $m=\deg P(x)$; $a(k)\in\{0, 1\}$ — k-й символ сжимаемой последовательности A; $\delta_i\in\{0, 1\}$ — коэффициент порождающего полинома $P(x)$; $S_i(k-1)\in\{0, 1\}$ — содержимое i-го элемента памяти регистра сдвига в $(k-1)$-й такт; $j=\overline{2, m}$; $k=1, l$; l — количество символов сжимаемой последовательности.

Тогда в смысле (2) $S(l)$ является псевдосигнатурой, описываемой полиномом $S_l(x)$. Поскольку $R(x)\neq S_l(x)$ и между $R(x)$ и $S_l(x)$ существует однозначная связь

$$R(x)=M_{P(x)}\times S_l(x)=\begin{Vmatrix} \delta_m & 0 & 0 & \dots & 0 & 0 \\ \delta_{m-1} & \delta_m & 0 & \dots & 0 & 0 \\ \delta_{m-2} & \delta_{m-1} & \delta_m & \dots & 0 & 0 \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ \delta_2 & \delta_3 & \delta_4 & \dots & \delta_m & 0 \\ \delta_1 & \delta_2 & \delta_3 & \dots & \delta_{m-1} & \delta_m \end{Vmatrix}\times S_l(x), \qquad (3)$$

то очевидна неопределенность понятия «сигнатура» относительно практически используемой модели (2) в случае, когда степень полинома сжимаемой последовательности меньше степени образующего полинома $P(x)$. Действительно, при $\deg A(x)<\deg P(x)$ понятие сигнатуры относительно (1) предполагает равенство $A(x)=R(x)$, а относительно (2) данное равенство не всегда выполнимо и, исходя из (3), определяется видом полинома $P(x)$. Например, при $P(x)=x^4+x^3+1$ для последовательности данных 0111, описываемых полиномом $A(x)=x^2+x+1$, $S_4(x)=R(x)=A(x)$, а при $P(x)=x^4+x+1$, $S_4'(x)=x^2+1$ и, следовательно, $S_4'(x)\neq R(x)$. Таким образом, без точно сформулированного понятия сигнатуры, в смысле практически используемой модели (2), невозможно дальнейшее расширение множества фундаментальных понятий общей теории сигнатурного контроля и диагностики.

Поскольку остаток $R(x)$ в понятиях теории сравнения чисел является вычетом (остатком) по модулю, т. е. $R(x)=A(x) \bmod P(x)$, то с учетом (3) введем следующее определение.

Определение. *Сигнатура потока данных $A(x)$ есть линейное преобразование результата его полиномиальной свертки по модулю неприводимого примитивного полинома $P(x)$, формализованное представление которого имеет вид*

$$\operatorname{sig} A(x)=M^{-1}_{P(x)}[A(x) \bmod P(x)], \qquad (4)$$

где $M^{-1}_{P(x)}$ — матрица, обратная матрице $M_{P(x)}$. В связи с (4) следует отметить, что требование неприводимости полинома $P(x)$ необходимое, но недостаточное условие, чтобы кольцо сигнатур было полем. Так, например, полином $P(x)=x^6+x^3+1$ является неприводимым, однако, количество порождаемых им ненулевых классов сигнатур равно только 9 из максимального количества $L=2^6-1=31$. Из теории полиномов известно, что достаточным условием обеспечения 2^m-1 ($m=\deg P(x)$) ненулевых остаточных классов является условие, при котором корнем полинома $P(x)$ будет примитивный элемент поля $GF(2^m)$, т. е. условие примитивности $P(x)$.

Докажем, что введенная трактовка понятия сигнатуры (4) позволяет рассматривать $\mathrm{sig}\, A(x)$ как элемент конечного поля.

Теорема 1. *Если образующий полином $P(x)$ является неприводимым примитивным, то алгебра сигнатур является полем.*

Доказательство. Поскольку множество классов сигнатур, образованное неприводимым примитивным полиномом, является максимально возможным при заданной степени полинома, то множество есть кольцо. В свою очередь, кольцо образует поле, если каждому ненулевому элементу поля соответствует мультипликативный обратный. Пусть $F(x)$ — некоторый ненулевой элемент кольца. Следовательно, $\deg F(x) < \deg P(x)$. Так как $P(x)$ неприводимый, то наименьший общий делитель для $F(x)$ и $P(x)$ равен 1. Тогда существуют полиномы $Q(x)$ и $B(x)$ такие, что $f_m = Q(x)\, P(x) + B(x)\, F(x)$, где $f_m = [00 \ldots 01]_m$, $m = \deg P(x)$. Следовательно, исходя из (1), получаем

$$\mathrm{sig}\, f_m = f_m = \mathrm{sig}\, [Q(x)\, P(x) + B(x)\, F(x)] = \mathrm{sig}\, [B(x)\, F(x)] =$$
$$= M^{-1}_{P(x)}\, [B(x)\, F(x)] = M^{-1}_{P(x)} \times M_{P(x)}\, [\mathrm{sig}\, B(x)\, F(x)] =$$
$$= I_{P(x)}\, [\mathrm{sig}\, B(x)\, F(x)].$$

Таким образом, в кольце сигнатур, образованных полиномом $P(x)$, $\mathrm{sig}\, B(x)$ является мультипликативной обратной к $F(x)$.

Решим две задачи сигнатурного контроля.

Задача 1. Синтезировать алгоритм сигнатурного контроля операции сдвига n-разрядного кода числа a влево (в сторону) старших разрядов без потери информации (значений старших разрядов).

Поскольку сдвиг кода числа a влево на один разряд равноценен увеличению его значения вдвое, то для каждого i-го такта сдвига справедливо

$$\overleftarrow{a}_i = \overleftarrow{a}_{i-1} + \overleftarrow{a}_{i-1}. \tag{5}$$

Теорема 2. *Если контрольные характеристики двоичных чисел a и b являются сигнатурами, то*

$$\mathrm{sig}\,(a+b) = \mathrm{sig}\, a \oplus \mathrm{sig}\, b \oplus \mathrm{sig}\, H(a+b), \tag{6}$$

где $H(a+b)$ имеет смысл взаимной полиномиальной характеристики чисел a и b при вступлении их в операцию арифметического сложения: единица в коде характеристики ставится в том разряде, в который произошел переход единицы переноса при сложении чисел a и b [5].

Доказательство. Согласно (6) первым утверждением теоремы является линейность данной сигнатурной функции. Действительно, правая часть равенства (6) хоть и содержит три элемента, но является функцией двух переменных, так как характеристика $H(a+b)$ однозначно определяется числами a и b. Тогда из алгебры Жегалкина следует, что бинарная функция от двух переменных линейна, если она является суммой по модулю два. Для его доказательства воспользуемся первым утверждением и рассмотрим два реальных случая взаимного соответствия кодов чисел: a и b поразрядно не совпадают; a и b поразрядно полностью совпадают. Тогда для первого случая имеем $a+b=a\oplus b$, а для второго — $a+b=a\oplus a\oplus H(a+a)=H(a+a)$, что и требовалось доказать.

С учетом (6) для (5) получим

$$\operatorname{sig}\overleftarrow{a}_i=\operatorname{sig}H(\overleftarrow{a}_{i-1}+\overleftarrow{a}_{i-1}). \qquad (7)$$

Однако алгоритм (правило) сигнатурного контроля (7) для операции (5) не является единственным. Введем понятие двухкрат-

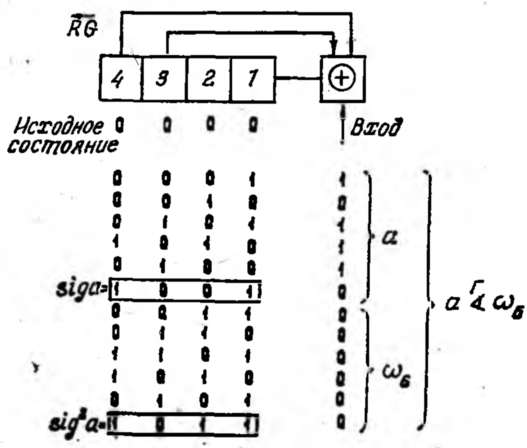

Рис. 1

ной (α-кратной) сигнатуры n-разрядного числа a. Иллюстрация формирования двухкратной сигнатуры $\operatorname{sig}^2 a$ приведена на рис. 1, откуда следует, что двухкратная сигнатура числа a — это сигнатура преобразованного числа вида $a\overset{\Gamma}{\prec}\omega_n$, где г, $\prec$ знаки операции конкатенации и отношения предшествования; $\omega_n=[00\ldots0]_n$ — нулевое число n-й разрядности. Тогда α — кратная сигнатура числа; a — это $\operatorname{sig}(a\overset{\Gamma}{\prec}\omega_g)$, где $g=(\alpha-1)_n$; $\alpha=1, 2, \ldots$

Теорема 3. *Для пары чисел a и b таких, что $b=2a$*

$$\operatorname{sig}b=\operatorname{sig}H(a+a)=\hat{H}(\operatorname{sig}a+\operatorname{sig}a)\oplus f_m\sum_{j=1}^{m}\delta_j S_j, \qquad (8)$$

где $\hat{H}(\operatorname{sig}a+\operatorname{sig}a)$ — значение (m-разрядный код) m младших разрядов характеристики $H(\operatorname{sig}a+\operatorname{sig}a)$; $f_m=[00\ldots01]_m=\mathrm{const}$; S_j — значение j-го (S_m — старший, S_1 — младший) разряда сигнатуры числа a.

Доказательство. Справедливость левой части равенства (8) вытекает из представления сигнатуры арифметической суммы (6). Относительно операции сдвига n-разрядного кода числа a в сторону старших разрядов на один разряд $b = \overset{1\leftarrow}{a} = a \overset{\Gamma}{<} 0$. Тогда

$$\mathrm{sig}\, b = \mathrm{sig}^{\alpha} a,\ \alpha = 1 + 1/n.$$

Поскольку при $P(x) = \delta_m x^m + \delta_{m-1} x^{m-1} + \ldots + \delta_1 x + 1$ результат рекурсии на каждом такте сдвига определяется величиной

$$f_m \sum_{j=1}^{m}{}^{\otimes} \delta_j S_j,$$

то в пределах m-разрядной сетки представления двоичных чисел

$$\mathrm{sig}^{(1+1/n)} a = \hat{H}(\mathrm{sig}\, a + \mathrm{sig}\, a) \oplus f_m \sum_{j=1}^{m}{}^{\otimes} \varepsilon_j S_j,$$

что и требовалось доказать.

С учетом утверждения (8) для (5) имеем

$$\mathrm{sig}\, \overleftarrow{a}_i = \hat{H}(\mathrm{sig}\, \overleftarrow{a}_{i-1} + \mathrm{sig}\, \overleftarrow{a}_{i-1}) \oplus f_m \sum_{j=1}^{m}{}^{\otimes} \delta_j S_{j(i-1)}. \tag{9}$$

Задача 2. Контролируется ход решения задачи поиска экстремума, последовательность текущих результатов которой сводится к последовательности чисел Фибоначчи [7].

Формализованное условие контроля хода данной вычислительной задачи представим в виде

$$\forall x \in X \forall y \bar{\in} Y \exists x, y F \{[(y_0 \in Y_0) - (y = \Psi(x))] = \Delta\}, \tag{10}$$

где X, Y — множество входных данных и множество возможных результатов решения задачи; $Y_0 \subset Y$ — множество эталонных решений; Ψ — оператор отображения X в Y (алгоритм задачи); Δ — множество констант, отражающих детерминированные свойства решения задачи.

Исходя из (10), задачу синтеза алгоритма контроля последовательности текущих результатов сформулируем следующим образом. Во-первых, необходимо отыскать такое подмножество $Y_\Delta \in Y$ и правило его использования G с тем, чтобы $|Y_\Delta| < |Y|$. Во-вторых, требуется определить оператор отображения подмножества Y_Δ в соответствующее множество контрольных характеристик таких, что $|Y_\Delta^k| < |Y_\Delta|$, и найти при этом адекватное правило контроля относительно Y_Δ^k.

Все числа в ряде Фибоначчи связаны зависимостью [7] $u_i = u_{i+2} - u_{i+1}$ (11), и так как $u_{i+1} < u_{i+2}$, то для дополнительного кода мантиссы числа $(-u_{i+1})$ с учетом (6) имеем

$$(-u_{i+1})_{\text{доп}} = u_{i+1} \oplus d \oplus f \oplus \hat{H}[(u_{i+1} \oplus d) + f], \tag{12}$$

где $d=[11\ldots11]_n=\mathrm{const}$; $f=[00\ldots01]_n=\mathrm{const}$; n — разрядность представления чисел Фибоначчи; $\hat{H}[(u_{i+1}\oplus d)+f]$ — значение n младших разрядов взаимной полиномиальной характеристики $H[(u_{i+1}\otimes d)+f]$. Тогда представление разности (11) с учетом (6), (12) будет иметь вид

$$u_i=u_{i+2}\oplus u_{i+1}\oplus d\oplus f\oplus\hat{H}[(u_{i+1}\oplus d)+f]\oplus;$$
$$\oplus\hat{H}[u_{i+2}+(u_{i+1}\oplus d\oplus f\oplus\hat{H}[(u_{i+1}\oplus d)+f])]. \qquad (13)$$

В результате простого преобразования (13) получим

$$\hat{H}(d+f)=d\oplus f=\hat{H}(u_i+u_{i+1})\oplus\hat{H}[(u_{i+1}\oplus d)+f]\oplus;$$
$$\oplus\hat{H}[u_{i+2}+(u_{i+1}\oplus d\oplus f\oplus\hat{H}[(u_{i+1}\oplus d)+f])]. \qquad (14)$$

Так как $d\ominus f=\mathrm{const}$, то (14) является функцией-константой и этот факт указывает на постоянство отношения порядка между каждой парой (u_{i+1}, u_{i+2}), т. е. что не всякие два числа, произвольно выбранные относительно числа u_i, связаны зависимостью (11). Это позволяет (14) трактовать как искомое правило G.

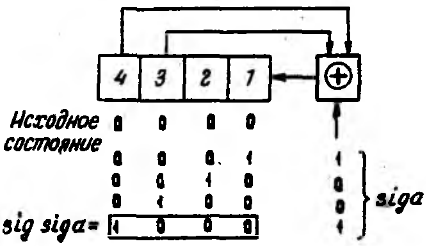

Рис. 2

Введем понятие сигнатуры n-разрядного числа a. Иллюстрация формирования $\mathrm{sig}\,a$ приведена на рис. 2.

Теорема 4. *Если числа a_i и их сигнатуры $\mathrm{sig}\,a_i$ — элемент одного поля $GF(2^m)$ $(m=\deg P(x))$, то результат суммы $a_i\oplus\mathrm{sig}\,\mathrm{sig}\,a_i$ есть нулевой элемент данного поля.*

Доказательство. Из условия принадлежности a_i и $\mathrm{sig}\,a_i$ одному полю следует, что $\deg a_i(x)<\deg P(x)$ и $\deg\mathrm{sig}\,a_i(x)<\deg P(x)$. Тогда

$$\mathrm{sig}\,a_i(x)=M^{-1}_{P(x)}[a_i(x)\bmod P(x)]=M^{-1}_{P(x)}a_i(x)$$

и, следовательно,

$$\mathrm{sig}\,\mathrm{sig}\,a_i(x)=M^{-1}_{P(x)}[M^{-1}_{P(x)}a_i(x)]\bmod P(x)=$$
$$=M^{-1}_{P(x)}\,\mathrm{sig}\,a_i(x)=a_i(x),$$

что и требовалось доказать.

Теорема 5. *Если для пар чисел (a, b) множества поля $GF(2^n)$ существует примитивно-рекурсивная функция, оператором примитивной рекурсии которой является оператор образования взаимной полиномиальной характеристики, то в поле $GF(2^m)$ $(m<n)$ обязательно найдется подмножество пар $(\mathrm{sig}\,a, \mathrm{sig}\,b)$ и $(\mathrm{sig}\,\mathrm{sig}\,a, \mathrm{sig}\,\mathrm{sig}\,b)$ таких, что данная функция также будет примитивно-рекурсивной.*

Доказательство. В поле $GF(2^n)$ всегда есть пары чисел (a, b), а в поле $GF(2^m)$ найдутся пары чисел (a', b'), для которых $\deg a$, $\deg b$, $\deg a'$, $\deg b' < \deg P(x)$ и $a' = \mathrm{sig}\, a = \mathrm{sig}\,\mathrm{sig}\, a$ и $b' = \mathrm{sig}\, b = \mathrm{sig}\,\mathrm{sig}\, b$. Кроме того, в зависимости от состава членов степеней, меньших m в полиноме $P(x)$, как среди пар (a, b) поля $GF(2^n)$, так и пар (a', b') поля $GF(2^m)$, найдутся такие пары, что $\deg a$, $\deg b$, $\deg a'$, $\deg b' < \deg P(x)$, а $a \neq \mathrm{sig}\, a$, $b \neq \mathrm{sig}\, b$, $a' \neq \neq \mathrm{sig}\, a'$, $b \neq \mathrm{sig}\, b'$. Тогда, исходя из теоремы 4, для таких пар $a \oplus \mathrm{sig}\,\mathrm{sig}\, a = b \oplus \mathrm{sig}\,\mathrm{sig}\, b = a' \oplus \mathrm{sig}\, a' = b' \oplus \mathrm{sig}\, b' = [00 \;\dots\; 00]_n$, что, в свою очередь, указывает на наличие хотя бы двух разных подмножеств пар (a, b) поля $GF(2^n)$ и двух разных подмножеств пар (a', b') поля $GF(2^m)$, которые соответственно изоморфны относительно операций sig и sig sig, что и требовалось доказать.

Таким образом, на основании теорем 4 и 5 операторами отображения подмножества Y_Δ в соответствующее множество контрольных характеристик Y_Δ^k будут являться операторы sig и sig sig. Тогда адекватными правилами контроля относительно Y_Δ^k будут правила

$$d_m \oplus f_m = \hat{H}(\mathrm{sig}\, u_l + \mathrm{sig}\, u_{l+1}) \oplus \hat{H}[(\mathrm{sig}\, u_{l+1} \oplus d_m) + f_m] \oplus$$
$$\oplus \hat{H}[(\mathrm{sig}\, u_{l+2} \oplus \hat{H}(\mathrm{sig}\, u_l + \mathrm{sig}\, u_{l+1}) \oplus \mathrm{sig}\, H(u_l + u_{l+1})) +$$
$$+ (\mathrm{sig}\, u_{l+1} \oplus d_m \oplus f_m \oplus \hat{H}[(\mathrm{sig}\, u_{l+1} \oplus d_m) + f_m])]; \tag{15}$$

$$d_m \oplus f_m = \hat{H}(\mathrm{sig}\,\mathrm{sig}\, u_l + \mathrm{sig}\,\mathrm{sig}\, u_{l+1}) \oplus \hat{H}[(\mathrm{sig}\,\mathrm{sig}\, u_{l+1} \oplus d_m) + f_m] \oplus$$
$$\oplus \hat{H}[(\mathrm{sig}\,\mathrm{sig}\, u_{l+2} \oplus \hat{H}(\mathrm{sig}\,\mathrm{sig}\, u_l + \mathrm{sig}\,\mathrm{sig} u_{l+1}) \oplus \mathrm{sig}\,\mathrm{sig}\, H(u_l + u_{l+1})) +$$
$$+ (\mathrm{sig}\,\mathrm{sig}\, u_{l+1} \oplus d_m \oplus f_m \oplus \hat{H}[(\mathrm{sig}\,\mathrm{sig}\, u_{l+1} \oplus d_m) + f_m])], \tag{16}$$

где $d_m = [11 \dots 11]_m$; $f_m = [00 \dots 01]_m$; m — разрядность сигнатур чисел. Тогда в смысле (15) и (16) $Y_\Delta^k = d_m \oplus f_m = \mathrm{const}$.

По завершении процесса контроля предсказанием сигнатур ряд Фибоначчи признается правильным, если выполняется формализованное условие

$$\forall r \in R \exists s, (r - s) \in R \forall y \in YF \{[(y_0 = Y_\Delta^k) \oplus (y = f(s, r - s))] = 0\}, \tag{17}$$

где R — множество чисел в ряде Фибоначчи (подгруппа поля $GF(2^n)$); s, r — смежные числа ряда $(s < r)$; Y — множество сумм по модулю для всех возможных полиномиальных характеристик (элементы поля $GF(2^m)$); $Y_\Delta^k = d_m \ominus f_m$ — эталон суммы $(Y_\Delta^k \in Y)$; $f(s, r—s)$ — функция узла контроля (правая часть равенства (15) или (16)).

В связи с полученными результатами необходимо отметить, что правила (7), (9) сигнатурного контроля предсказанием не являются единственно возможными относительно введенного понятия α-кратной ситнатуры двоичного числа. Проведенные исследования показали [5; 6], что правила сигнатурного контроля предсказанием возможны для формирователей любого ряда чисел, отношением порядка которого является примитивно-рекурсивная зависимость (например, все виды регистровых операций). В свою очередь, правила (15), (16) универсальны для любого ряда чисел, связанных рекурсивной зависимостью вида (11). Как следует из (17), выбор конкретного ряда предсказуемо контролируемой последовательности чисел полностью определяется исходными данными: $s, r-s$ $(s \lessdot r)$.

Список литературы: 1. *Лихтциндер Б. Я., Кузнецов В. Н.* Микропроцессоры и вычислительные устройства в радиотехнике. К., 1988. 272 с. 2. *Мирский Г. Я.* Микропроцессоры в измерительных приборах. М., 1984. 160 с. 3. *Гуляев В. А., Чаплыга В. М., Кедровский И. В.* Методы и средства обработки диагностической информации в реальном времени. К., 1986. 224 с. 4. *Ярмолик В. Н.* Контроль и диагностика цифровых узлов ЭВМ. Минск, 1988. 240 с. 5. *Тупкало В. Н.* Контроль логических операций на основе использования сигнатур//АСУ и приборы автоматики. 1988. Вып. 86. С. 70—77. 6. *Чинков В. Н., Тупкало В. Н., Тупкало Н. Г.* Повышение эффективности живучих ИВС на основе реализации сигнатурного контроля вычислительных операций//Живучесть и реконфигурация информационно-вычислительных и управляющих систем: Тез. докл. Второй Всесоюз. конф. Алушта, 1988. С. 102—103. 7. *Воробьев Н. Н.* Числа Фибоначчи. М., 1984. 144 с.

Поступила в редколлегию 28.02.89

УДК 621.396.662

А. В. ТКАЧЕНКО, канд. техн. наук, *С. А. КРАСИКОВ*

СТАТИСТИЧЕСКАЯ СЛЕДЯЩАЯ СИСТЕМА РАСПОЗНАВАНИЯ ДВОИЧНЫХ СИГНАЛОВ

Анализ структур приемников различения двух видов сигналов в системах передачи информации (СПИ) показывает, что все широко применяемые методы основаны на использовании устройств сравнения, генераторов сигналов, интеграторов, пороговых, исполнительных, решающих и других устройств [1; 2]. Их применение не всегда отвечает требованиям достоверности приема, универсальности, адаптивности к изменениям параметров распознаваемых сигналов [1].

Использование современных вычислительных систем, способных реализовывать достаточно эффективные алгоритмы распознавания двоичных сигналов, на базе аналого-цифровых преобразователей (АЦП) и микропроцессоров, как правило, нецелесообразно из-за относительно высокой сложности программного обеспечения, отладки, диагностики и, как следствие, низкой надежности и высокой стоимости. Применяемые в них высокоразрешающие АЦП последовательного действия мало пригодны для обработки сигналов, поступающих с большой скоростью [3], которая входит в про-