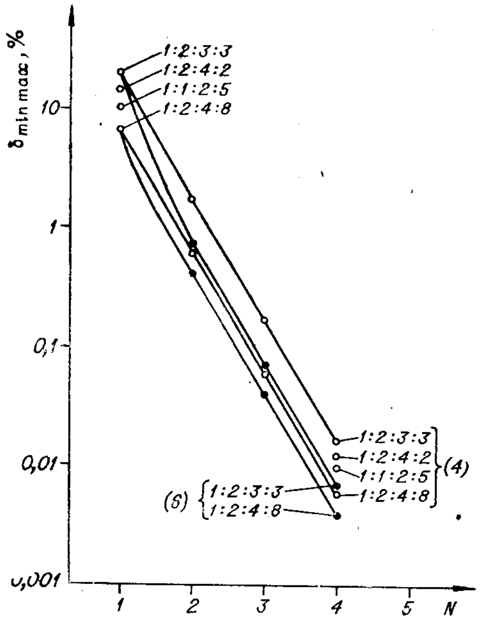

В [4] даны другие рекомендации $\varepsilon_2 = \varepsilon\, i = 10$. Тогда

$$\delta_{min\,max} = \frac{10^{1-N}}{(S_1 + R_1)_{max} + 10\,(1 - 10^{1-N})}. \qquad (6)$$

Представляет интерес сравнительный анализ по $\delta_{min\,max}$ двоично-десятичных кодов, получивших наибольшее распространение в цифровой технике. Для этого по формулам (4), (6) для некоторых кодов построены графики, показанные на рисунке. Значения, полученные по формуле (5), близки к рассчитанным по формуле (4). Наиболее жесткие требования к элементам делителя, очевидно, предъявляются при коде 1 : 2 : 4 : 8; наилучшим в смысле монотонности является код 1 : 2 : 3 : 3, для которого отличие между весовыми коэффициентами минимально. Как видно из графиков, в зависимости от принятого кода требования к точности элементов делителя могут изменяться более чем в 2,5 раза. Минимальное значение на графиках рисунка соответствует допуску элементов старшей декады 0,004% (для четырехдекадного делителя).

Таким образом, для обеспечения сходимости дискретной экстремальной системы необходимо соответствие допусков элементов делителей результатам предыдущего анализа.

В принципе, если такого соответствия нет, возможен и другой способ обеспечения сходимости системы: ограничение чувствительности экстремум-детектора λ снизу — при этом небольшие нарушения монотонности делителя не будут «замечены» системой.

ЛИТЕРАТУРА

1. А. М. Мелик-Шахназаров, И. Л. Шайн, М. Г. Маркатун. Автокомпенсационные приборы экстремального типа. М., «Энергия», 1969.
2. Ф. Б. Гриневич, К. Б. Карандеев, М. П. Цапенко. Об устойчивости следящих цифровых измерительных приборов, зависящей от их статических характеристик.— Автометрия, 1967, № 1.
3. М. Г. Маркатун, Н. Т. Абдуллаев. Коррекция методической погрешности управляемых дискретных делителей с суммированием проводимостей.— ИВУЗ, Приборостроение, 1973, т. XVI, № 2.
4. Н. И. Гореликов, М. Я. Рейтбург, Е. А. Фигуровский, В. П. Цетенс. Применение СЭС в быстродействующих АЦВ.— В сб. «Микропровод и приборы сопротивления», вып. 7. Кишинев, «Картя молдовеняскэ», 1971.

Поступило в редакцию 22 мая 1973 г.

УДК 621.391

В. А. СВИРИДЕНКО

(Москва)

СПОСОБ СЖАТИЯ АНАЛОГОВОГО СООБЩЕНИЯ И ЕГО ЭФФЕКТИВНОСТЬ

В настоящей работе рассматривается способ сокращения избыточности в непрерывном сообщении и дается расчет его эффективности.

Основная идея способа заключается в том, что отбраковка избыточных выборок сообщения $m(t)$, дискретизированного с частотой f_0, определяемой априори известной

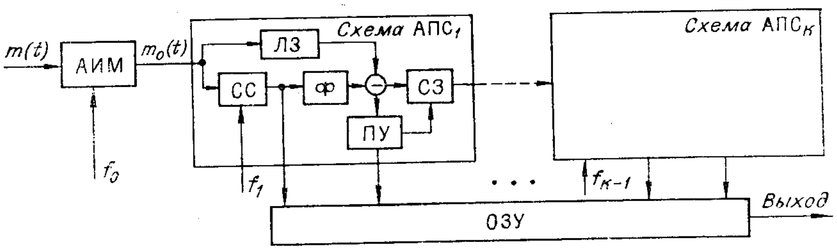

Рис. 1.

максимально возможной шириной спектра F_{max}, производится на основе анализа приращения сообщения (АПС), представляющего собой разность между исходным сообщением и восстановленным из него процессом по меньшей части его выборок [1].

Структурная схема, реализующая эту идею, представлена на рис. 1. На ее вход подается сигнал $m(t)$ и подвергается квантованию по времени с частотой $f_0 \geqslant 2F_{max}$ АИМ-процесс $m_0(t)$ поступает на схему АПС, где из него выбираются с помощью стробирующей схемы (СС) выборки, частота следования которых $f_1 = f_0/N$, где $N=2^k$ и k — целое положительное число, определяемое из условия $f_1 \geqslant 2F_{min}$ (F_{min} — минимальная ширина спектра процесса $m(t)$). Далее в схеме АПС эти выборки подаются на восстанавливающий фильтр-интерполятор (Ф). Выходной сигнал фильтра вычитается из задержанного на время τ в линии задержки (ЛЗ) входного процесса схемы АПС, которое определяется наклоном фазовой характеристики $\Phi(\omega)$ фильтра. Разностный сигнал $\Delta m_1 = m_0(t) - m_1(t)$ подается на пороговое устройство (ПУ) с порогом δ, работающее по правилу: если выборки в интервале $T_1 = f_1^{-1}$ превосходят по амплитуде δ, то они проходят на следующую схему АПС через схему запрета (СЗ), где над процессом $\Delta m_1(t)$ проводятся аналогичные операции, если нет — то выборки из этого интервала не подвергаются дальнейшему анализу, так как их можно восстановить с контролируемой максимальной ошибкой δ.

В данной ситуации (порог δ не превышен) требуется на приемную сторону передать «адресный» сигнал о том, что высокочастотные (ВЧ) составляющие, спектр которых лежит выше частоты 0,5 f_1, в сообщении отсутствуют. Если наступает момент, когда порог превышается, то с выхода этой схемы АПС поступает такой же «адресный» сигнал на оперативное запоминающее устройство (ОЗУ), работающее в старт-стопном режиме. Появление его дважды позволяет судить об отсутствии ВЧ-составляющих в интервале между двумя этими «адресными» сигналами и правильно дешифрировать закодированную информацию.

Процесс ее кодирования следующий: выборки приращений сообщения $\Delta m_i(t)$ от каждой схемы АПС следуют не в реальном масштабе времени, а с задержкой относительно действительного момента времени на $T_{зi}$, равной задержке в восстанавливающих фильтрах во всех предыдущих схемах АПС. «Адресные» сигналы предыдущих схем АПС заключены внутри «адресных» сигналов последующих схем АПС. «Безызбыточные» отсчеты и «адреса» записываются в ОЗУ.

Очевидно, что обработку сообщения $m(t)$ можно вести в цифровой форме, а в качестве критерия восстановления можно выбрать критерий среднеквадратической ошибки.

Определим теперь эффективность рассмотренной процедуры сокращения избыточности в аналоговом сообщении, мерой которой возьмем коэффициент сжатия $K_в$, представляющий отношение числа выборок исходного сообщения $m(t)$ на интервале $(О, T)$, следующих с частотой f_0, к числу выборок, необходимых для восстановления дискретизированного сообщения $m_0(t)$ с заданной максимальной ошибкой δ. При этом расчет $K_в$ сводится к определению квантовой оценки средней частоты опроса f_c, обеспечивающей заданное качество восстановления процесса $m(t)$ на интервале $(0, T)$.

Найдем среднее количество пересечений уровней $\pm\delta$ разностными процессами $\Delta m_i(t)$ $(1 \leqslant i \leqslant k)$ на интервалах единичной длины, для чего зададимся статистическими характеристиками сообщения $m(t)$ и типом восстанавливающих фильтров в схемах АПС.

Пусть $m(t)$ представляет собой квазистационарный случайный процесс с нулевым средним значением и корреляционной функцией $R(\tau)$ на интервале стационарности $(0, T)$. В качестве фильтров возьмем ступенчатые (СИ) и линейные (ЛИ) интерполяторы, которые являются эффективными восстанавливающими фильтрами для широкого класса сообщений, обеспечивающими минимальное запаздывание.

Процесс определения среднего числа пересечений уровней $\pm\delta$ продолжается до тех пор, пока на интервале $(0, T)$ количество пересечений уровней разностным процессом $\Delta m_i(t)$ не станет меньше 1.

Предполагая, что большую часть времени процесс $m(t)$ будет иметь текущую полосу $F_т \ll F_{max}$, можно считать, что $m_0(t) \approx m(t)$ при $f_0 \gg F_т$, т. е. $\Delta m_i(t) \approx m(t)$ —

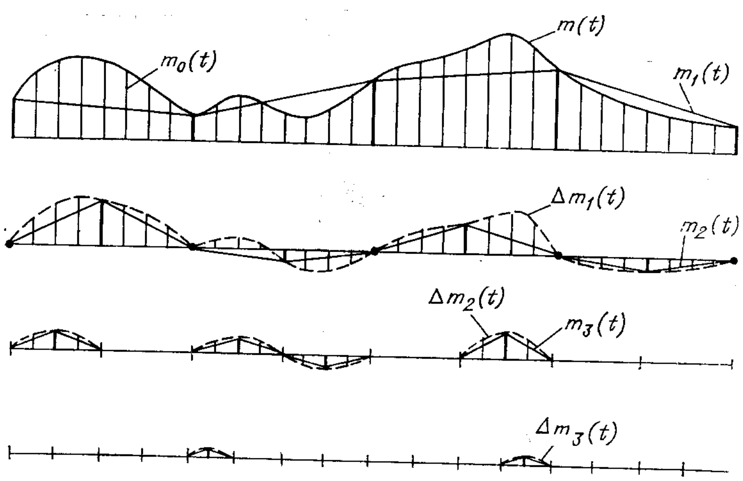

Рис. 2.

$-\sum_{l=1}^{i-1} m_l(t)$. Поскольку процесс $\sum_{l=1}^{i-1} m_l(t)$ является результатом дискретизации исходного сообщения $m(t)$ с частотой f_i и восстановления его в фильтре с характеристикой $H_i(\omega)$, то его усредненный по времени спектр [2] будет равен

$$G_i(\omega) = |H_i(\omega)|^2 \sum_{n=-\infty}^{\infty} G_m(\omega + 2\pi n f_i). \tag{1}$$

При этом спектр разностного процесса $\Delta m_i(t)$ определяется без учета ошибки за счет запаздывания соотношением [2]

$$G_{\Delta i}(\omega) = |1 - H_i(\omega)|^2 G_m(\omega) + |H_i(\omega)|^2 \sum_{n=1}^{\infty} G_m(\omega \pm 2\pi n f_i), \tag{2}$$

где соответственно для СИ $H_i(\omega) = H_{1i}(\omega)$, для ЛИ $H_i(\omega) = H_{2i}(\omega) = H_{1i}^2(\omega)$,

$$|H_{1i}(\omega)| = \sin \frac{\omega}{2f_i} \Big/ \frac{\omega}{2f_i}. \tag{3}$$

Количество пересечений границ $\pm\delta$ стационарным процессом $\Delta m_i(t)$ за время Δt можно найти с помощью формулы [3]

$$\lambda_i(\delta;\, \Delta t) = 2\Delta t \int_0^{\infty} \Delta\dot{m}_i w_2\left(\delta;\, \Delta\dot{m}_i\right) d\Delta\dot{m}_i, \tag{4}$$

где w_2 — двумерная функция плотности вероятности процесса $\Delta m_i(t)$ и его производной в совпадающие моменты времени. Расчет величины λ_i особенно прост для нормального процесса.

Определим теперь среднее число отсчетов процесса $m(t)$ с частотами f_i, необходимыми для восстановления $m(t)$ с заданной ошибкой δ. Очевидно, что отсчеты $m(t)$, следующие с частотой f_1, передаются в любом случае. Их число $N_1 = 1 + f_1 T$. Количество отсчетов $\Delta m_1(t)$ с частотой $f_2 = 2f_1$ в случае выполнения условия $\lambda_1(T_1) \geqslant 1$ равно $N_2 = 0{,}5 f_2 T = f_1 T$, так как каждый второй отсчет равен нулю (рис. 2). Если $\lambda_1(T_1) < 1$, то количество отсчетов $\Delta m_1(t)$ с частотой f_2 равно $N_2' = N_2 \lambda_1(T_1)$, где N_2 — общее количество отсчетов с частотой f_2. Аналогично определяется число отсчетов разностного процесса $\Delta m_i(t) = \Delta m_{i-1}(t) - m_i(t)$ с частотой $f_{i+1} = 2f_i$ при $\lambda_i(T_i) < 1$: $N_{i+1}' = \frac{N_i'}{N_i} \lambda_i(T_i)$.

Общее число отсчетов определяется величиной $N' = \sum_{i=1}^{k} N_i'$. Тогда $K_в = N_0/N'$, где $N_0 = 1 + f_0 T$ — число отсчетов процесса $m(t)$ на интервале $(0, T)$.

Таблица 1

Фильтр	δ	λ_1	λ_2	λ_3	λ_4	λ_5	λ_6	λ_7
СИ	δ_1	2,151	2,626	2,821	2,5 8	1,875	0,983	0,004
H_1 (ω)	δ_2	2,151	2,626	2,823	2,521	1,921	1,155	0,065
ЛИ	δ_1	>1	1,157	1,009	0,795	0,525	0,252	0,046
H_2 (ω)	δ_2	>1	1,157	1,012	0,806	0,570	0,369	0,210

Таблица 2

Фильтр	δ	N_1'	N_2'	N_3'	N_4'	N_5'	N_6'	N_7'	Сумма
СИ	δ_1	51	50	100	75	35	3	0	314
H_1 (ω)	δ_2	51	50	100	75	35	5	0	316
ЛИ	δ_1	51	50	50	20	3	1	0	173
H_2 (ω)	δ_2	51	50	50	20	5	1	0	175
N_i		51	50	100	200	400	800	1600	3201

Рассмотрим теперь иллюстрирующий эту методику пример. Пусть на интервале $(0, T)$ $m(t)$ является нормальным процессом с $R(\tau) = \sigma_m^2 e^{-\alpha|\tau|}(1 + \alpha|\tau|)$. Такая модель адекватна многим типам «гладких» измеряемых процессов. Тогда соотношение (4) при $\Delta t = 1$ переходит в выражение [3]

$$\lambda_i = \frac{1}{\pi}\sqrt{-R_0''}\exp\{-\delta^2/2\sigma_i^2\}, \tag{5}$$

где

$$\sigma_i^2 = \frac{1}{2\pi}\int_{-\infty}^{\infty} G_{\Delta i}(\omega)\,d\omega; \qquad -R_0'' = \frac{1}{2\pi}\int_{-\infty}^{\infty} \omega^2 G_{\Delta i}(\omega)\,d\omega. \tag{6}$$

Положим $\alpha = 4$; $\sigma_m^2 = 1$; $\delta_1 = 0{,}05$; $\delta_2 = 0{,}02$. Пусть $F_{\max} = 8\alpha$; $F_{\min} = 2^{-4}\alpha$ $T_0 = f_0^{-1} = (16\alpha)^{-1}$; $T_i = 16\alpha^{-1}/2^i$ $(1 \leqslant i \leqslant 7)$; $T_8 = T_0$. Пусть $T = 100$. По формулам (1) — (6) определим среднее число пересечений за $\Delta t = 1$ процессом $\Delta m_i(t)$ уровней $\pm\delta$ для ступенчатого и линейного интерполяторов.

Рассчитанные величны λ_i для $\delta = \delta_1$ и $\delta = \delta_2$ сведены в табл. 1. В табл. 2 в соответствии с изложенной методикой представлены результаты расчета значений N_i' Теперь определим коэффициенты сжатия по отношению к процедуре опроса $m(t)$ с такой частотой f_i', при которой среднее число пересечений уровней $\pm\delta$ за время $\Delta t = T$ меньше 1. Легко видеть, что $f_i' = f_7$. Отсюда для СИ: $K_в(\delta_2) = 3201/316 \simeq 10{,}1$, $K_в(\delta_1) = 3201/314 \simeq 10{,}1$; для ЛИ: $K_в(\delta_2) = 3201/175 \simeq 18{,}3$, $K_в(\delta_1) = 3201/173 \simeq 18{,}3$.

Выводы

Способ сжатия аналогового сообщения путем последовательного анализа его приращений обеспечивает значительные коэффициенты сжатия $K_в$ стационарного сообщения с известной статистикой, что объясняется «следящим» характером способа за текущей шириной спектра процесса $m(t)$.

Для нестационарного сообщения величина $K_в$ возрастает пропорционально отношению $F_{\max}/F_{\min}$.

Выбор в качестве восстанавливающего фильтра ЛИ обеспечивает большую эффективность, чем при использовании СИ.

ЛИТЕРАТУРА

1. В. А. Свириденко. Устройство для сжатия и кодирования аналоговых сообщений в системах КИМ. Авт. свидетельство № 409277. Приоритет 30 июня 71 г.— ОИПОТЗ, 1973, № 48.
2. В. В. Быков. Цифровое моделирование в статистической радиотехнике. М., «Советское радио», 1971.
3. В. И. Тихонов. Выбросы случайных процессов. М., «Наука», 1970.

Поступило в редакцию 22 февраля 1973 г.

УДК 681.323 : 621.317.757.32

Г. Ш. АВЕТИСОВ, А. И. ГРЕЧИШНИКОВ, В. Н. ЛУТАЙ

(Таганрог)

О ПРОЕКТИРОВАНИИ ОПЕРАЦИОННЫХ УСТРОЙСТВ ПРОЦЕССОРОВ БЫСТРОГО ПРЕОБРАЗОВАНИЯ ФУРЬЕ

Одна из причин широкого использования процессоров быстрого преобразования Фурье (БПФ) — возможность значительного сокращения времени выполнения арифметических операций, достигаемого в процессорах за счет структурной реализации алгоритма БПФ, по сравнению с программной реализацией.

Алгоритмы арифметических операций выглядят следующим образом:

$$A_{i+1}(j) = A_i(j) + A_i(k) W^{\beta};\quad A_{i+1}(k) = A_i(j) - A_i(k) W^{\beta}, \tag{1}$$

где $A_i(j)$ и $A_i(k)$— комплексные операнды, находящиеся при выполнении i-й итерации в j-й и k-й ячейках оперативного запоминающего устройства (ЗУ); $W = \exp[-2\pi j/N]$.

Основной частью операционного устройства (ОУ), реализующего (1), является блок перемножения двух комплексных величин, осуществляющий следующие действительные вычисления:

$$\begin{aligned} \mathrm{Re}\left[A_i(k) W^{\beta}\right] &= \mathrm{Re}\, A_i(k)\, \mathrm{Re}\, W^{\beta} - \mathrm{Im}\, A_i(k)\, \mathrm{Im}\, W^{\beta}, \\ \mathrm{Im}\left[A_i(k) W^{\beta}\right] &= \mathrm{Im}\, A_i(k)\, \mathrm{Re}\, W^{\beta} + \mathrm{Re}\, A_i(k)\, \mathrm{Im}\, W^{\beta}. \end{aligned} \tag{2}$$

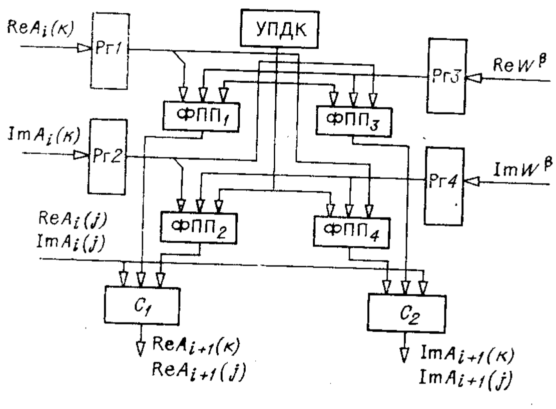

Рис. 1.

Очевидно, что выбор той или иной структуры ОУ во многом определяет как затраты оборудования, так и быстродействие процессоров.

Описанное в * ОУ имеет отдельные накопители для одновременного образования действительных и мнимых частей результата перемножения. Каждое из действительных произведений, необходимых для формирования результата, получается в собственном сумматоре. На рис. 1 приведена структурная схема ОУ, в которой уменьшен расход оборудования за счет выполнения операции перемножения таким образом, что поразрядные произведения, образовавшиеся при умножении $\mathrm{Re}A_i(k)$ на $\mathrm{Re}W^{\beta}$ и $\mathrm{Im}A_i(k)$ на $\mathrm{Im}W^{\beta}$, $\mathrm{Im}A_i(k)$ на

---

* Кван, Шайвли, Гомец, Гилмартин. Специализированный процессор для быстрого решения задач гармонического анализа.— Электроника, 1968, т. 41, № 13.