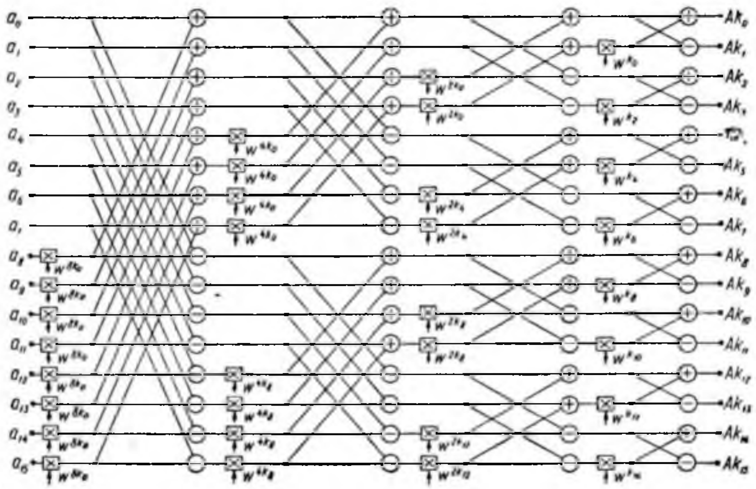
УДК 621.327.757

Г. И. Васюк, О. П. Лысенко, кандидаты техн. наук

ОБ АЛГОРИТМЕ БПФ ПРИ НЕРАВНОМ КОЛИЧЕСТВЕ ВХОДНЫХ И ВЫХОДНЫХ ОТСЧЕТОВ

В стандартных алгоритмах БПФ количество временных отсчетов $N_{\text{в}}$ равно количеству расчетных точек на оси частот N_f. При необходимости увеличения разрешающей способности БПФ по частоте обычно увеличивают количество временных отсчетов до требуемого



значения N_f, вводя дополнительные нулевые отсчеты. При расчетах в этих случаях, как правило, пользуются одним из общепринятых вариантов алгоритма БПФ без разграничения отсчетов на основные и дополнительные. Если же учесть, что дополнительные отсчеты всегда нулевые, то, как будет показано ниже, можно прийти к полезной в некоторых случаях более простой модификации БПФ.

Поскольку над нулевыми отсчетами нет необходимости выполнять базовые математические операции, направленный граф БПФ при выполнении условия $N_f/N_{\text{в}} = n$, где n должно быть целым числом, можно представить в виде n параллельных деревьев. Польза такого представления сводится к следующему. Очевидно, что БПФ, состоящий из параллельных деревьев обладает всеми свойствами, присущими отдельным деревьям [2] (например, свойством последовательного замещения, минимального количества операций умножения (при выполнении условия $N_в = 2^m$, где m — целое число) и т. д.). Это означает, в частности, что для получения алгоритма с минимальным количеством операций умножения количество расчетных точек не обязательно выбирать из условия $N_f = 2^m$, а можно определять из соотношения $N_f = n \cdot 2^m$, что расширяет возможности выбора значения N_f.

Граф БПФ в виде отдельных деревьев дает также возможность выполнять вычисления параллельно по n аналогичным алгоритмам, что упрощает организацию поблочного вычисления в специализированных процессорах БПФ.

Проиллюстрируем сказанное на примере БПФ с прореживанием по времени. При $n > 1$ одно из параллельных деревьев графа БПФ (обозначим это дерево номером 0) представляет собой алгоритм вычисления тех же частотных выборок, что и при $n = 1$, а остальные $n - 1$ — дерево суть алгоритмы вычисления выборок на промежуточных частотах. Таким образом, номера гармоник в i-м дереве отличаются от соответствующих номеров в 0-м дереве на величину i.

В стандартном графе с замещением и прямой нумерацией на входе имеет место, как известно, двоично-инверсная перестановка гармоник на выходе. Если $n > 1$, то в 0-м номер каждой гармоники увеличивается в n раз, так как показатель степени элементарного поворачивающего множителя

$$W^1 = \exp(-j2\pi/N_f) = \exp(-j2\pi/nN_в)$$

уменьшается в n раз. Таким образом, перестановка номеров гармоник на выходе i-го дерева определяется следующим путем: находится двоичная инверсия $\bar{l}$ порядкового номера l выходной ветви сверху столбца и номер гармоники k_l, стоящей на l-м месте, определяется из выражения

$$k_l = n\bar{l} + i.$$

В качестве примера на рисунке представлено i-е дерево графа БПФ с двоичной перестановкой на выходе для $N_в = 16$. В этом примере заложена полная информация для построения предлагаемого варианта графа БПФ с любым значением $N_в = 2^m$ и любым целым значением n.

В заключение отметим, что подобные модификации аналогично могут быть получены и для других вариантов БПФ.

1. *Белый А., Бовбель Е., Микулович В.* Алгоритмы БПФ и их свойства. — Зарубежная электроника, 1979, № 2, с. 3—29. 2. *Рабинер Л., Гоулд Б.* Теория и применение цифровой обработки сигналов. М., Мир, 1978. 848 с.

Поступила в редколлегию 06.09.79

G. I. Vasjuk, O. P. Lisenko

ABOUT THE FFT ALGORITHM, WHEN VALUES OF DATE IN AND DATE OUT ARE INEQVAL

The form of the FFT algorithm, when values date out are inequal, is considered. The example, when values of date in are equal 16 is given.