

го и прошедшего через кристалл излучения соответственно; $k=0,85$ — поправочный коэффициент, учитывающий френелевское отражение от торцевых граней кристалла.

Концентрация ионов хрома в рубине рассчитывается по формуле: $c = \alpha \frac{D}{l} \cdot 100\%$, где l — длина лазерного стержня (м) с рабочей концентрацией примесных ионов; α — коэффициент, равный $0,09 \cdot 10^{-4}$ м для $\lambda=488$ нм и $0,44 \cdot 10^{-4}$ м для $\lambda=632$ нм. Константы α вычислены нами на основании результатов измерений оптической плотности на крыльях полосы поглощения рубина. Образцы исследованных кристаллов имели концентрацию, паспортизованную химическим анализом при выращивании. Концентрация хрома в образцах проверена по методу, предложенному в [1], с точностью 5 %.

При простоте предложенной методики точность измерений концентрации ионов хрома в рубине на крыльях полосы поглощения сравнима с точностью метода [1], а графики зависимости оптической плотности на длинах волн 488 и 632 нм от концентрации ионов хрома сохраняют линейность вплоть до концентраций 0,5 вес. %.

Список литературы

1. Грум-Гржимайло С. В., Уткина Е. И. // Труды Ин-та кристаллографии АН СССР.— 1953.— Вып. 8.— С. 99.

2. Рубин и сапфир / Под ред. М. Н. Классен-Неклюдовой, Х. С. Багдасарова.— М., 1974.— С. 100.

Поступила в редакцию 28.12.84.

УДК 681.142.01

М. К. БУЗА

ОПРЕДЕЛЕНИЕ ЗНАКА ЧИСЛА В КОДЕ ВЫЧЕТОВ

Использование системы в коде вычетов (СКВ) в универсальных ЭВМ сдерживается в основном из-за сложности выполнения многосвязных операций [1, 2].

Ниже предлагается простой алгоритм выполнения одной из таких операций — определение знака числа.

Основные обозначения: $P_1, P_2, \dots, P_n$ — модули СКВ; $m_1, m_2, \dots, m_n$ — веса ортогональных базисов; $*$ равно по определению.

Известные алгоритмы [1, 2] определения знака числа достаточно сложны. Они требуют вычисления и применения интегральных характеристик числа в коде вычетов. Попытаемся уменьшить вычислительную сложность алгоритма определения знака.

Утверждение 1. Если $A \equiv (\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n, r_A)$, то для A верен код

$$(\alpha_1 + l_1 P_1, \alpha_2 + l_2 P_2, \dots, \alpha_n + l_n P_n, r_A + \sum_{i=1}^n l_i m_i). \quad (1)$$

Доказательство. Используя формулу перевода чисел из СКВ в позиционную систему [1], форму (1) можно записать в виде

$$\begin{aligned} \sum_{i=1}^n (\alpha_i + l_i P_i) B_i - (r_A + \sum_{i=1}^n l_i m_i) M &= \sum_{i=1}^n \alpha_i B_i - r_A M + \\ + \sum_{i=1}^n l_i P_i B_i - M \sum_{i=1}^n l_i m_i &= A + \sum_{i=1}^n l_i m_i M - M \sum_{i=1}^n l_i m_i = A. \end{aligned}$$

Исследования [1, 2], а также приведенные рассуждения позволяют построить следующий простой алгоритм определения знака числа.

В силу единственности кодирования данных [1] необходимо, чтобы

$$(P_i, P_j) = 1, i \neq j; i, j = 1, 2, \dots, n. \quad (2)$$

Для удобного разбиения интервала $[0, M - 1]$ на два равномоощных множества положительных (W_+) и отрицательных (W_-) чисел, которым поставим в соответствие интервалы $[0, M/2 - 1]$ и $[M/2, M - 1]$, потребуем, чтобы один из модулей был четным. Тогда в силу (2) все остальные модули будут нечетными. Предположим, что $P_n = 2k + 1, k$ — целое.

Разделим целые числа из интервала $[0, M - 1]$ на $M' = \prod_{i=1}^{n-1} P_i$ групп,

каждая из которых содержит P_n чисел, следующих подряд друг за другом. Тогда в каждой группе коды чисел по модулю P_n будут принимать все значения $0, 1, 2, \dots, P_n - 1$. Первое (наименьшее) число в любой из M' групп будет иметь код $(a_1, a_2, \dots, a_{n-1}, 0)$. Знак этого числа будет тот же, что и знак всех чисел в группе. Так как первые $n - 1$ символы кода числа однозначно определяют знак первого числа из каждой группы, мы можем построить соответствующую таблицу знаков (ТЗ) чисел (ТЗ составляется один раз для выбранной системы модулей). Тогда алгоритм определения знака сведется к следующему.

Шаг 1. Определить группу, которой принадлежит заданное число A . Для этого следует из числа A с кодом $(a_1, a_2, \dots, a_n)$ вычесть число с кодом $(a_n, a_n, \dots, a_n)$.

Шаг 2. Определить знак полученной группы. Это достигается простой выборкой из ТЗ.

Таким образом, для определения знака числа требуется одно вычитание и одна выборка из памяти. Следовательно, операция определения знака становится однократной. Лучшие имеющиеся универсальные алгоритмы требуют для СКВ n тактов, для БСКВ $1 + \min\{\lceil \log_2(3n - 2) \rceil, 2 + \lceil \log_2 n \rceil\}$ тактов, где n — число модулей в системе.

Примечание. В шаге один операцию вычитания можно заменить операцией сложения, тогда вместо минимального мы будем получать максимальное число в группе.

Из приведенных рассуждений, а также утверждения 1 следует, что предложенный алгоритм не зависит от типа системы (СКВ, БСКВ и т. д.), количества модулей и интегральных характеристик модулярного кода. Используемую в общем случае $n - 1$ -мерную ТЗ всегда можно свести к двумерной. Рассмотренный алгоритм однако требует дополнительной памяти для хранения ТЗ.

Используя изложенный алгоритм определения знака числа, сравнение двух чисел A и B в СКВ сведем к следующим двум шагам.

Шаг 1. Вычитание $A - B = C$.

Шаг 2. Определение знака C .

Следовательно, операция сравнения сводится к двухтактной операции. Алгоритмы сравнения в классической СКВ [1] требуют $2(n + 1)$ тактов, где n — число модулей в системе.

Список литературы

1. Торгашев В. А. Система остаточных классов и надежность ЦВМ.— М., 1973
2. Буза М. К. // Вестн. Белорусского ун-та. Сер. 1, физ., мат. и мех.— 1975.— № 2.— С. 80.

Поступила в редакцию 31.03.84.