Д. Х. Девятов, **С. И. Файнштейн**, **В. Д. Тутарова**, **А. Н. Калитаев** (Магнитогорск, МГТУ). **Об одном эффективном приближенном алгоритме решения задачи «Набор заданного веса».**

Введение. Задача «Набор заданного веса» обобщает классическую NP-полную задачу «Сумма размеров», решаемую при помощи динамического программирования за псевдополиномиальное время [1]. В случае большой размерности исходных данных метод масштабированного динамического программирования дает для обеих задач слишком большую погрешность. Для приближенного решения задачи «Набор заданного веса» предложен полиномиальный FFP-алгоритм («First Full Pile») с асимптотической погрешностью, равной 1 [2]. Кроме того, в случае применения алгоритма для решения реальной задачи об отгрузке готовой продукции со склада FFP-алгоритм из всех вариантов набора веса выбирает тот, который дает максимальное освобождение рабочего пространства склада [2].

Задача «Набор заданного веса». Задача о наборе веса отличается от «Суммы размеров» тем, что элементы, участвующие в наборе веса, образуют упорядоченные последовательности, которые неформально будем называть *стопками*. Таким образом, набор веса будет осуществляться только верхними подстопками или целыми стопками.

Условие. Дано конечное множество A, разбиение A на упорядоченные непересекающиеся последовательности $A_i = \{a_1^i, \ldots, a_{m_i}^i\}$, $m_i \leqslant C$, $i = 1, \ldots, p$, $C \in Z^+$. Каждый элемент $a \in A$ имеет целый положительный вес $w(a)$, задано целое положительное B и такая функция $f\colon A \to Z^+$, что $f(a_j^i) = \sum_{r=1}^{j} w(a_r^i)$.

Вопрос. Существует ли такое подмножество $A' \subseteq A$, содержащее не более одного элемента из каждого A_i, что $\sum_{a \in A'} f(a) = B$?

Верхняя и нижняя оценки погрешности FFP-алгоритма.

Теорема. *Для всех индивидуальных задач I о наборе веса имеют место неравенства $OPT(I) - [MaxW/2] \leqslant FFP(I) \leqslant OPT(I) + [MaxW/2]$, где $MaxW$ — вес самого тяжелого элемента. Для любой глубины корректировки веса существует бесконечное число I, для которых $OPT(I)$ сколь угодно велико и $FFP(I) = OPT(I) \pm [MaxW/2]$.*

Вычислительная сложность FFP-алгоритма. Вычислительная сложность FFP-алгоритма равна $O\left(p^2 N\right)$, где N — количество элементов множества A, p — количество стопок.

Результаты вычислительного эксперимента. Для идентификации алгоритма была рассмотрена работа программы на опытных данных по отгрузке пачек со склада готовой продукции листопрокатного цеха ЛПЦ–4 ОАО «Магнитогорский металлургический комбинат» в январе 2007 г. Для отгрузки был выбран типоразмер, имеющие большой вес пачек — от 7450 кг до 8200 кг, т. к. вычислительный эксперимент с меньшими весами пачек не давал какого-либо существенного отклонения набранного веса от заданного. Допустимое отклонение от заданного веса было установлено равным 2000 кг при существующей норме 5000 кг, глубина корректировки веса равной 2 пачкам.

Результаты эксперимента показали, что превышение допустимого отклонения происходило только в случае, если задача не имела решения. Это позволило отказаться от применения точного алгоритма набора веса даже в случае небольшой размерности, т. к. точный алгоритм не удовлетворяет дополнительному критерию оптимизации — максимальному освобождению рабочего пространства склада.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. *Гэри М.*, *Джонсон Д.* Вычислительные машины и труднорешаемые задачи. М.: Мир, 1982, 416 с.
2. *Девятов Д. Х.*, *Файнштейн С. И.*, *Тутарова В. Д.*, *Калитаев А. Н.* Оперативное планирование отгрузки готовой продукции со складов металлургических предприятий. — Мехатроника, автоматизация, управление, 2008, № 4, с. 36–40.