УДК 519.95

Гончаров В. Н., доцент; Марченко И. В., ст. преподаватель

ОПТИМИЗАЦИЯ ГРАФИКА ПЕРЕНАЛАДКИ ОБОРУДОВАНИЯ ПРИ ДИСПЕТЧЕРИЗАЦИИ ВЫПОЛНЕНИЯ РАБОТ

The article dwell upon optimisation of time for printing machines adjustment in case of transition from one type of editing to others. The optimisation is carried out by the model of solving the travelling-salesman problem task by means of Little method.

При работе печатной машины обычно имеют место существенные потери времени на переналадку при переходе от одного вида изделий к другому. Например, длительность переналадки для четырехсекционной печатной машины “Планета-Вариант” при изготовлении книг, этикеток и рекламы может колебаться в следующих пределах (мин):

В работе ставится задача выбрать некоторую оптимальную последовательность запуска изделий, при которой минимальны общие потери времени на переналадку. Эта задача в математическом аспекте аналогична известной задаче о коммивояжере. В ней коммивояжер должен посетить каждый из n населенных пунктов один и только один раз и вернуться в исходный населенный пункт, причем его маршрут должен быть таким, чтобы минимизировать суммарное время пребывания в пути.

Сложность решения задачи состоит в огромном количестве вариантов полного перебора. Из известных методов наиболее эффективным считается метод Литтла [1, 2], разработанный для “ручного” метода решения задачи.

В данной работе применен метод Литтла, но с некоторыми отличиями, связанными с особенностями задачи оптимизации переналадки оборудования и с проблемами алгоритмизации. Метод Литтла основан на понятии об операции приведения исходной таблицы. Операция состоит в том, что из каждой строки и из каждого столбца таблицы вычитаются их минимальные элементы. В результате получается матрица:

$$c = \begin{pmatrix} - & 150 & 11 & 11 & 0 & 36 \\ 23 & - & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 14 & 21 & - & 6 & 0 & 31 \\ 18 & 115 & 5 & - & 0 & 61 \\ 58 & 130 & 0 & 26 & - & 36 \\ 0 & 0 & 10 & 33 & 0 & - \end{pmatrix}. \qquad (1)$$

Приведенная матрица c имеет такой же оптимальный маршрут, как и без приведения. Сумма вычтенных минимальных элементов $r = 489$ — это нижняя граница общего времени перехода, так как в любом варианте перехода оно не может быть меньше, чем r.

Таблица

Длительность переналадки в мин

№ изделия, от которого переход	№ изделия, к которому переход					
	1	2	3	4	5	6
1	–	205	66	140	55	150
2	106	–	76	150	76	135
3	76	76	–	135	55	145
4	80	170	60	–	55	175
5	135	200	70	170	–	165
6	65	58	68	165	58	–

Эти положения справедливы для "классической" задачи коммивояжера, в которой начальный и конечный пункты совпадают. Однако в задаче оптимизации переналадки оборудования начальный и конечный пункты обычно не совпадают. Если из величины r исключить последний отрезок пути, замыкающий маршрут, который отсутствует при переналадке, то в задаче оптимизации переналадки можно применить метод Литтла.

В задаче Литтла по шагам определяются очередные отрезки перехода между двумя пунктами из анализа нулевых элементов матрицы c в начальном состоянии, а затем в текущих ее состояниях.

На каждом шаге решения задачи, помимо матрицы c, строится матрица p, элементами которой являются штрафы за неиспользование нулевых элементов матрицы c. Штраф за неиспользование элемента $c_{h,k}$ — это сумма:

$$p_{h,k} = \min_{j \neq h}(c_{h,j}) + \min_{i \neq k}(c_{i,k}), \tag{2}$$

где $i = 1, 2, ..., n$; $j = 1, 2, ..., n$ — индексы элементов i-й строки и j-го столбца матрицы c размерности n. В решаемой задаче для матрицы c, записанной в выражении (1), получается следующая матрица штрафов p за неиспользование нулевых элементов (штрафы для ненулевых элементов не вычисляются):

$$p = \begin{pmatrix} - & - & - & - & 11 & - \\ - & - & 0 & 6 & 0 & 31 \\ - & - & - & - & 6 & - \\ - & - & - & - & 5 & - \\ - & - & 26 & - & - & - \\ 14 & 21 & - & - & 0 & - \end{pmatrix}. \tag{3}$$

В матрице p выбирается нулевой элемент с максимальным штрафом и относительно него решается задача: включать или не включать этот элемент в маршрут. В выражении (3) максимальный штраф за неиспользование имеет элемент (2, 6), и величина этого штрафа равна 31.

Для этого же элемента $c_{h,k}$ вычисляется штраф за его включение в маршрут. Этот штраф находится с помощью следующих действий:

вычеркиваются все элементы h-й строки и k-го столбца;

вычеркивается недопустимый симметричный элемент $c_{k,h}$;

выполняется операция приведения для полученной матрицы c;

величина приведения принимается в качестве штрафа за использование элемента $c_{h,k}$.

Затем производится выбор из двух альтернатив: включить или не включить данный нулевой элемент в маршрут. Выбирается альтернатива с меньшим штрафом. В решаемой задаче на первом шаге после вычеркивания второй строки и шестого столбца и после приведения четвертого столбца на величину 6 матрица c получает следующий вид:

$$c = \begin{pmatrix} - & 150 & 11 & 5 & 0 & - \\ - & - & - & - & - & - \\ 14 & 21 & - & 0 & 0 & - \\ 18 & 115 & 5 & - & 0 & - \\ 58 & 130 & 0 & 20 & - & - \\ 0 & - & 10 & 27 & 0 & - \end{pmatrix}. \tag{4}$$

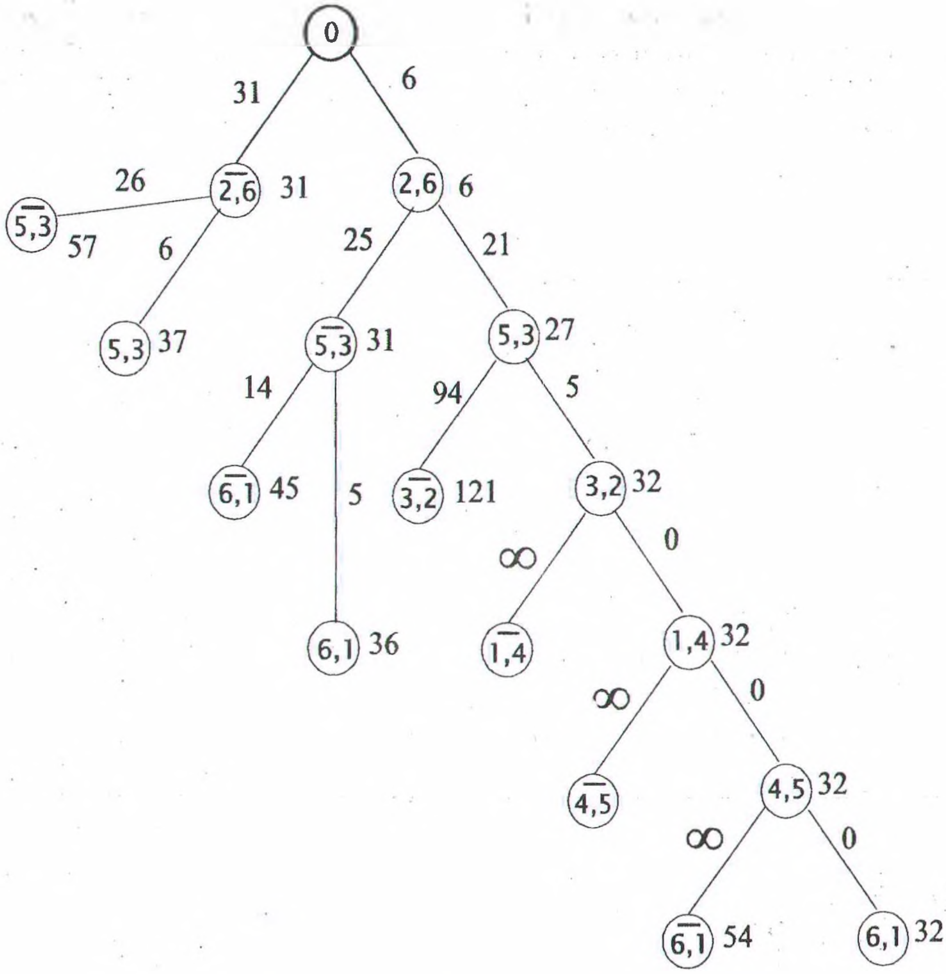

Рис. Дерево решения задачи оптимизации переналадки

В данном случае штраф за включение элемента (2, 6), равный 6, меньше, чем штраф за его неиспользование, равный 31, и элемент (2, 6) включается в маршрут.

Начинается построение дерева решений, приведенного на рисунке.

Дерево решений состоит из узлов (элементов выполняемого или запрещаемого перехода в матрице *c*) и ребер, соединяющих узлы и определяющих последовательность построения ветвей дерева решений. Ветви состоят из цепочек узлов, соединенных ребрами. Каждому ребру приписан штраф за выбор соответствующего варианта решения (использование или неиспользование узла, к которому направлено ребро). Против каждого узла показана сумма штрафа, накопившаяся от начала пути до данного узла.

Для выполнения очередного шага поиска оптимального маршрута необходимо выбрать ветвь с минимальным накопившимся штрафом и в конце ветви произвести следующий шаг ветвления.

В решаемой задаче после выбора первого узла (2, 6) из начального узла проводятся две ветви с указанием штрафов. На рисунке отражено, что ветвь, заканчивающаяся решением о принятии элемента (2, 6), имеет штраф, равный 6, а ветвь, заканчивающаяся решением с отказом от включения этого элемента, имеет штраф 31. Здесь и далее принято: если элемент не включается в маршрут, то он обозначается так же, но с чертой вверху.

Второй шаг решения задачи начинается с выбора в дереве решений ветви, в конце которой имеется наименьший штраф, и в матрице *c* определяется новый нулевой элемент с максимальным штрафом. В задаче это элемент (5, 3). В нем производится ветвление.

Аналогичным образом производится процесс ветвления и выбора других элементов до получения полного маршрута. Окончательное дерево решений приводится на рисунке.

Полученная совокупность элементов, включенных в оптимальный маршрут, объединяется в непрерывную цепь переналадок: 2–6–1–4–5–3.

Для приведенной матрицы *c* общее время перехода равно 32 мин.

Суммарная длительность оптимальных переналадок определяется как общее время переходов *r* минус отброшенный переход 3–2, замыкающий цепь, и плюс величина 32 мин, полученная при оптимизации.

Общее время переналадок получается равным 465 мин. Это же число получается, если подсчитать общее время переналадок для оптимального маршрута непосредственно из выражения (1). Это значит, что выполненный расчет не противоречит методу Литтла и имеет реальный смысл.

Для оценки эффективности описанного метода оптимизации вычислен всегда реализуемый вариант перехода в последовательности номеров изделий: 1 – 2 – 3 – 4 – 5. В этом варианте общее время переналадок равно 646 мин, что почти на 40% больше, чем вычисленное оптимальное.

ЛИТЕРАТУРА

1. Хэмди А. Таха. Введение в исследование операций. — М.: Вильямс, 2001. — 911 с.
2. Акофф Р., Сасиени М. Основы исследования операций. — М.: Мир, 1971. — 534 с.