УДК 519.95

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

ОПТИМИЗАЦИЯ ПЕРЕНАЛАДКИ ФАЛЬЦЕВАЛЬНОГО ОБОРУДОВАНИЯ

The article dwells upon the problem of optimization of equipment adjustment in a post-printing process by the method of branches and boundaries. The given method is distribution of polygraphic tasks.

В ряде операций технологического процесса полиграфического производства необходима переналадка оборудования в ходе его работы при переходе к выпуску нового вида изделий. Такая переналадка ведет к существенным потерям рабочего времени оборудования. В связи с этим существует проблема выбора оптимальной последовательности запуска различных видов изделий, при которой общие потери рабочего времени на переналадку минимальны. Это комбинаторная задача, которая в общем случае состоит в анализе значительного количества вариантов. В общем случае такая задача не имеет оптимального решения, кроме метода полного перебора, который при большом количестве видов изделий требует значительных затрат компьютерного времени.

В вычислительной математике такая задача часто сводится к задаче коммивояжера [1–3]. В этой задаче коммивояжер должен посетить каждый из заданных n населенных пунктов один и только один раз и вернуться в исходный пункт, причем маршрут его должен быть таким, чтобы минимизировать длину пути (суммарное время движения, суммарную стоимость и др.). В рассматриваемой в статье задаче каждая работа по переналадке соответствует городу, а длительность переналадки — расстоянию между городами.

Эффективное решение задачи коммивояжера можно получить методом ветвей и границ с помощью алгоритма Литтла [2] для случая, когда оптимальный маршрут ищется среди циклических маршрутов (начальная и конечная точки совпадают), как это имеет место в «классической» задаче коммивояжера [2].

В задаче переналадки оборудования имеет место нециклический маршрут и алгоритм Литтла не дает оптимального решения.

В статье [4] предложена модификация алгоритма Литтла для случая нециклического (разомкнутого) маршрута. Предлагаемый способ уменьшения общих затрат рабочего времени оборудования показан на примере переналадки печатной машины при диспетчеризации производственного процесса, в котором маршрут не является циклическим.

В данной работе рассматривается решение такой задачи для операции фальцовки печатных листов бумаги. Предлагается способ дальнейшего уменьшения суммарного времени переналадки оборудования путем нахождения некоторого субоптимального решения. Это решение оказывается достаточно близким к оптимальному решению, получаемому методом полного перебора.

Ниже рассматривается применение метода для кассетной машины типа «МУЛЬТИ ЭФФЕКТ». Для определенного набора типов выпускаемых изделий существуют следующие данные о длительности переналадки оборудования фальцовки (мин):

Номера изделия, от которых переход	Номера изделия, к которым переход					
	1	2	3	4	5	6
1	–	40	43	43	35	45
2	22	–	25	22	15	28
3	20	20	–	12	25	15
4	18	30	15	–	28	17
5	18	15	30	28	–	35
6	22	35	15	17	30	–

В элементах главной диагонали находятся отсутствующие варианты переходов от элементов к самим себе.

В предлагаемом методе сначала решается задача для циклического маршрута, как и в методе Литтла. В основе рассматриваемого алгоритма лежит понятие о приведении матрицы. Эта операция состоит в том, что из каждой строки, а затем из каждого столбца исходной таблицы переходов вычитаются минимальные элементы этих строк и столбцов. Для операции фальцовки на первом шагу решения задачи из исходной таблицы получается следующая приведенная матрица:

$$c=\begin{pmatrix} - & 5 & 8 & 8 & 0 & 8 \\ 4 & - & 10 & 7 & 0 & 11 \\ 5 & 8 & - & 0 & 13 & 1 \\ 0 & 15 & 0 & - & 13 & 0 \\ 0 & 0 & 15 & 13 & - & 18 \\ 4 & 20 & 0 & 2 & 15 & - \end{pmatrix}. \tag{1}$$

Сумма вычтенных минимальных элементов всех строк и столбцов $r=112$. Известно [2], что приведенная матрица c имеет такой же оптимальный маршрут, как и без приведения. Для алгоритма Литтла это нижняя граница времени перехода, т. е. суммарное время всех переходов в циклическом маршруте не может быть меньше этой величины. Сначала подобно алгоритму Литтла задача выполняется для циклического маршрута.

Применительно к матрице c по шагам методом ветвей и границ строится дерево решений из отрезков перехода между всеми пунктами. Совокупность всех таких переходов должна определять оптимальный циклический маршрут. Эти отрезки перехода ищутся среди нулевых элементов матрицы c. В целях удобства программирования для произвольного нулевого элемента $c_{h,k}$ этот штраф выражается суммой [2, с. 370]:

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

где $i = 1, 2, \ldots, n$, $j = 1, 2, \ldots, n$, — индексы элементов i-й строки и j-го столбца матрицы c, которая имеет размерность n.

Для рассматриваемой задачи используется алгоритм Литтла в трактовке, которая несколько отличается от подхода, принятого в [2]. Отличие состоит в том, что на каждом шагу строится матрица $p = |p_{h,k}|$ и далее при построении дерева решений используются совместно матрицы c и p. Содержимое этих матриц изменяется по мере изменения находящихся в них элементов перехода.

На каждом шагу выполняются следующие действия.

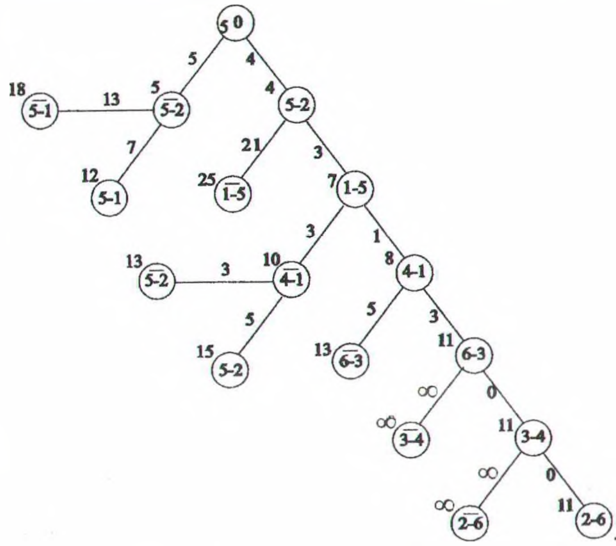
В матрице p, определяемой по указанной формуле, выбирается нулевой элемент с максимальным штрафом и относительно него сравниваются две альтернативы: включать или не включать этот элемент в маршрут. Дальнейшее описание алгоритма получения оптимального замкнутого маршрута дано в [3].

Для матрицы переходов (1) указанным методом получен следующий оптимальный замкнутый маршрут: 6–3–4–1–5–2–6.

При определении полученного оптимального циклического маршрута строится дерево решений. Деревом решений называется неориентированный граф, отражающий последовательность шагов по выбору оптимального маршрута. Дерево решений состоит из узлов (кружков), изображающих варианты решений, и ребер (линий), с помощью которых показывается последовательность переходов между узлами.

Дерево решений, построенное для циклического маршрута, соответствующего приведенным исходным данным, имеет вид, показанный на рисунке. В каждом узле записан один из допустимых или недопустимых (помечен черточкой вверху узла) переходов между двумя элементами. Ветви дерева показывают цепочки связей между допускаемыми или отклоняемыми переходами.

При построении дерева решений на каждом шагу продолжается построение той ветви, в которой в данный момент имеется минимальный штраф:



В процессе построения ветвей анализируется накопившийся штраф, который зависит от принятых элементарных решений при построении данной ветви. На схеме рядом с дугами записаны числа, отражающие штраф за включение следующего элементарного решения (включение или невключение указанного перехода в ветвь). Числами против узлов указаны значения штрафа, накопившегося в ветви при переходе из начала графа в данный узел.

Оптимальный циклический маршрут соответствует ветви, которая включает все элементы (изделия) один и только один раз и имеет наименьший накопившийся штраф, если таких ветвей несколько.

Для построенного дерева решений оптимальное решение соответствует крайней справа ветви. После объединения в этой ветви цепочек переходов в последовательности их взаимосвязей получается следующий оптимальный маршрут: 3–4–1–5–2–6–3. Полученный маршрут является замкнутым, и поэтому выбор начальной точки (она же конечная точка) не имеет значения и может быть произвольной. На дереве решений показано, что для приведенной матрицы переходов оптимальный маршрут имеет длину, равную 11. Если учесть начальную сумму приведения $r = 112$, то общая длина оптимального замкнутого маршрута равна 123 мин.

Отметим, что точно такое же решение получается методом полного перебора. Следовательно, для циклического маршрута полученное решение является оптимальным.

Следующая операция состоит в переходе от замкнутого к разомкнутому маршруту.

Так как выбор начальной и конечной точек замкнутого маршрута является несущественным, то минимизацию можно осуществить с помощью операции размыкания замкнутого маршрута в таком звене перехода, в котором время перехода максимальное по сравнению со всеми другими переходами. В этом состоит сущность предлагаемого метода минимизации длины разомкнутого маршрута. Для данного конкретного примера размыкание следует произвести в звене 1–5. В этом случае получается разомкнутый маршрут: 5–2–6–3–4–1 с суммарной длительностью переходов, равной 88 мин.

Вместе с тем следует отметить, что решение, полученное путем размыкания оптимального замкнутого маршрута, нельзя считать оптимальным.

Дело в том, что метод полного перебора дает следующий оптимальный разомкнутый маршрут: 4–6–3–2–5–2 с суммарной длительностью переходов, равной 85 мин, что меньше полученного решения на 3 мин (на 3,53% больше оптимального решения).

Для выяснения того, много это или немного, для сравнения рассмотрим другой всегда реализуемый разомкнутый маршрут, в котором изделия обрабатываются в последовательности их порядковых номеров 1–2–3–4–5–6. В этом случае общее время переналадок равно числу 140 (на 64,71% больше оптимального решения).

Обобщая сказанное, можно сделать вывод, что предлагаемый метод дает субоптимальное решение. Оно отличается относительно на небольшую величину от оптимального, получаемого методом полного перебора. Учитывая, что метод полного перебора практически неприменим при значительном числе видов обрабатываемых изделий (10 и более видов), предлагаемый метод целесообразно применять при диспетчеризации полиграфических работ на операции фальцовки отпечатанных листов бумаги.

Решение задачи оптимизации запрограммировано на языке Турбо Паскаль.

Литература

1. Таха, Хемди, А. Введение в исследование операций. 6-е издание / Пер. с англ. — М.: Издательский дом “Вильямс”, 2001. — 912 с.

2. Акофф Р., Сасиени М. Основы исследования операций / Пер. с англ. — М: Мир, 1971. — 534 с.

3. Оре О. Теория графов / Пер. с англ. — М.: Наука, 1980. — 336 с.

4. Гончаров В. Н, Марченко И. В. Оптимизация графика переналадки оборудования при диспетчеризации выполнения работ // Труды БГТУ. Сер. IX. Издат. дело и полиграфия. — 2003. Вып. XI. — С. 94–97.