

ОБ ОДНОМ АЛГОРИТМЕ ОПТИМИЗАЦИИ ОПЕРАТИВНОГО КАЛЕНДАРНОГО ПЛАНА ПРОИЗВОДСТВА

Ю. Н. ЕФИМОВ, В. М. РЕЙДЕР

(Представлена научно-техническим семинаром НИИ АЭМ при ТПИ)

Если известен алгоритм построения оперативного календарного плана производства на основе сетевой модели $G = (J, \Gamma)$, директивного плана выпуска товарных изделий $f_i(t)$ и данных по незавершенному производству $(\Delta_i, \sigma_i)^*$, то при использовании рекуррентных соотношений находятся условные планы запуска $P_i(t)$, которые служат основой для формирования планов запуска $P_i^{sl}(t)$ и выпуска $P_i^{bl}(t)$ для конкретного цеха y_i^l по всему множеству изготавливаемых этим цехом продуктов.

Поскольку $P_i(t)$, а следовательно, и $P_i^{sl}(t)$, $P_i^{bl}(t)$ являются функцией нескольких переменных $(\Delta_i, m_i, \sigma_i, f_i(t), T_i^k)$, то при расчете возможны ситуации, когда при $t < T_0$, где T_0 — начало планового периода $P_i(t) > 0$ для некоторых $i \in J$, соответственно и для некоторых цехов

$$P_i^{sl}(t) > 0, \quad P_i^{bl}(t) > 0.$$

В результате некоторые подразделения предприятия получают информацию о том, что для выполнения директивного плана нужно было в момент времени $t < T_0$ (т. е. в прошлом) запустить в производство или выпустить некоторые виды продуктов i . Бесспорно, что это ценная информация, указывающая руководителям подразделений наиболее напряженные участки работы. На ее основе в подразделении принимают все меры для скорейшего выполнения «ранних» заказов. Однако появление «ранних» заказов и выполнение их в настоящее, а не в прошлое время, приводит к тому, что план в подразделении выполняется не в строгом соответствии со сроками, рассчитанными на ЭВМ. Таким образом, из-за «ранних» заказов получаемый из ЭВМ план запуска — выпуска не может быть строго рабочим документом, а требует корректировки. При корректировке необходимо уменьшить некоторые величины T_i^k с тем, чтобы при $t < T_0$ всегда выполнялись соотношения:

$$P_i(t) = 0, \quad P_i^{sl}(t) = 0, \quad P_i^{bl}(t) = 0.$$

Причем эта корректировка должна быть оптимальной в том смысле, что суммарное время, на которое произведено сокращение длительностей производственных циклов во всех подразделениях предприятия, было минимальным. Такая корректировка плана гарантирует минимальное увеличение напряженности трудового процесса в целом на предприятии при условии, если она проведена при формировании планов для каждого вида товарной продукции.

Нетрудно показать, что задачу оптимальной корректировки плана можно свести к задаче линейного программирования с целевой функцией

$$F = \sum_{i \in I} \sum_{k=1}^{n_i} \Pi_i^k \cdot \delta T_i^k,$$

где

δT_i^k — величина времени, на которую сокращается длительность производственного цикла изготовления продукта i в подразделении y_i^k .

Π_i^k — коэффициент предпочтительности (приоритет) сокращения T_i^k ;

n_i — количество подразделений в технологическом маршруте изготовления продукта i .

Однако большое количество ограничений и значительная величина $|J|$ делают невозможным реализацию решения задачи оптимальной корректировки в терминах линейного программирования. Поэтому нам представляется целесообразной разработка эвристического алгоритма, упрощающего вычислительную процедуру корректировки и приводящего к практически удовлетворительному решению, близкому к оптимальному. Ниже дается более точная формулировка задачи корректировки и описывается эвристический алгоритм ее решения.

Введем в сетевую модель [1] новый параметр T_i^{k*} , имеющий смысл минимально возможной длительности производственного цикла изготовления продукта i в подразделении y_i^k . Иногда, с целью уменьшения объема исходных данных целесообразно пользоваться параметром

$$\delta T_i^{k*} = T_i^k - T_i^{k*},$$

имеющим смысл максимально возможной величины сокращения T_i^k .

Нетрудно показать, что для отдельной дуги (i, j) , согласно алгоритму формирования условных планов запуска [1], время опережения запуска первой партии продукта i в $P_i(t)$ относительно первой партии продукта j в $P_j(t)$ составит

$$T_i^c = \sum_{i=1}^{n_i} T_i^k - E\left(\frac{\Delta_i}{m_i}\right) + \tau_i,$$

где $E\left(\frac{\Delta_i}{m_i}\right)$ — целая часть отношения;

τ — время, на которое увеличивается T_i^c за счет того, что $m_i < m_j$ (при условии, что в единицу времени может запускаться в производство не более одной партии продукта).

Если учесть все дуги, выходящие из i , то τ_i характеризует увеличение T_i^c из-за выполнения для некоторых моментов времени t_0 следующего неравенства:

$$m_i < \sum_{j \in \Gamma_i} P_j(t_0) \cdot R_{ij}.$$

Точные значения τ_i можно сформировать только одновременно с расчетом условных планов запуска.

Отметим, что T_i^c может принимать отрицательные значения, что следует интерпретировать как запаздывание запуска первой партии в плане $P_i(t)$ относительно запуска первой партии в $P_j(t)$ из-за значительной величины Δ_i .

Введем следующие обозначения:

T_0 — начало планируемого периода (момент проведения расчетов);

T_1 — конец планируемого периода;

T_2 — минимальное время, при котором функция директивного плана $f_j(T_2) > 0$.

Тогда длина планового периода определится:

$$T^n = T_1 - T_0.$$

Назовем директивным сроком величину

$$t_g = T_2 - T_0$$

Вычислим для каждого $i \in J$ значение опережения запуска первой партии в $P_i(t)$ относительно T_2 . Для этого воспользуемся следующим рекуррентным соотношением.

$$T_i^0 = \max_{i \in \Gamma_i} \{T_j^0 + T_i^c\},$$

позволяющим найти интересующие нас величины за один просмотр упорядоченной по слоям топологии сетевой модели. Очевидно, что «ранние» заказы появятся только у тех $i \in J$, для которых

$$T_i^0 > t_g \quad [*]$$

Если в процессе вычисления T_i^0 запоминать номера $j \in \Gamma_i$, имеющие $\max T_j^0$, то нетрудно построить путь из последовательностей $i \in L_{кр}$, формирующих значение T_i^0 , для которого выполняется неравенство $[*]$. Назовем этот путь критическим.

Работа предлагаемого алгоритма сводится к следующему:

1. Выполнить

$$T_i := \sum_{k=1}^{n_i} T_i^k.$$

2. Вычислить T_i^c , для каждого $i \in J$.

3. Для каждой вершины вычислить T_i^0 .

4. Определить

$$T_{max}^0 = \max \{T_i^0\}_{i=\overline{1,|I|}}$$

и запомнить $\gamma \in J$, для которой $T_\gamma = T_{max}^0$.

5. Проверить $T_{max}^0 > t_g$. Да. Перейти к 6. Нет. Перейти к 9.

6. Построить критический путь $L_{кр}(\gamma, \dots, i, \dots, \beta)$, где $\beta \in J$ и $\Gamma_\beta = \emptyset$.

7. Для $i \in L_{кр}$ вычислить

$$\delta T_i = \frac{(T_{max}^0 - t_g) \cdot \sum_{k=1}^{n_i} T_i^{k*}}{\sum_{i \in L_{кр}} \sum_{k=1}^{n_i} T_i^{k*}}.$$

8. Для $i \in L_{кр}$ выполнить

$$T_i^c := T_i^c - \delta T_i$$

$$T_i := T_i - \delta T_i$$

перейти к 3.

9. Вычислить

$$\delta t_i = \sum_{k=1}^{n_i} T_i^k - T_i.$$

10. Распределить $\delta t_i \neq 0$ по технологическому маршруту y_i^k

$$\delta T_i^k = \frac{\delta t_i \cdot T_i^{k*}}{\sum_{i=1}^{n_i} T_i^{k*}}.$$

11. Выполнить

$$T_i^k := T_i^k - \delta T_i^k.$$

12. Алгоритм корректировки окончен. Перейти к расчету оперативно-календарного плана.

Описанный алгоритм апробирован на ЭВМ «Урал-11Б» и дал практически удовлетворительные результаты. Время оптимизации оперативного календарного плана для сетевой модели, содержащей 1000 вершин, составляет 2—3 минуты.