ИЗВЕСТИЯ
ТОМСКОГО ОРДЕНА ТРУДОВОГО КРАСНОГО ЗНАМЕНИ
ПОЛИТЕХНИЧЕСКОГО ИНСТИТУТА имени С. М. КИРОВА

Том 211 1970

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 (Δ_i, σ_i) *, то при использовании рекуррентных соотношений находятся условные планы запуска $P_i\ (t)$, которые служат основой для формирования планов запуска $P_i^{\text{з}l}\ (t)$ и выпуска $P_i^{\text{в}l}\ (t)$ для конкретного цеха y_i^l по всему множеству изготавливаемых этим цехом продуктов.

Поскольку $P_i\ (t)$, а следовательно, и $P_i^{\text{з}l}\ (t)$, $P_i^{\text{в}l}\ (t)$ 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

$$P_i^{\text{з}l}\ (t)>0, \qquad P_i^{\text{в}l}\ (t)>0.$$

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:

$$P_i\ (t)=0, \qquad P_i^{\text{з}l}\ (t)=0, \qquad P_i^{\text{в}l}\ (t)=0.$$

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.

$П_i^k$ — 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.

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

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

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

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 $L_{кр}(\gamma, \ldots, i, \ldots, \beta)$. где $\beta \in J$ и $\Gamma_\beta = \varnothing$.

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.