УДК 69.06:658.012

А. В. РАДКЕВИЧ, И. Д. ПАВЛОВ, Ф. И. ПАВЛОВ (ДИИТ)

ОБОБЩЕНИЕ ТЕОРЕТИЧЕСКИХ ПОЛОЖЕНИЙ И МЕТОДОВ ОЦЕНКИ МОДЕЛЕЙ ПЛАНИРОВАНИЯ РАЗВИТИЯ И ПОДГОТОВКИ РЕАЛИЗАЦИИ ПРОЕКТОВ СЛОЖНЫХ ВОССТАНОВЛЕНИЙ В ЗАДАННЫЙ СРОК

Відновлення об'єктів різного призначення підкоряється єдиній меті – виконанню робіт у встановлений термін з найменшими витратами. Практика робіт з відновлення свідчить про те, що терміни відновлення порушуються, і це призводить до величезних утрат ресурсів. Дана робота присвячена удосконалюванню реалізації проектів складних відновлень у заданий термін.

Восстановление объектов различного назначения подчиняется единой цели – выполнению работ в установленные сроки с наименьшими затратами. Практика работ по восстановлению свидетельствует о том, что сроки восстановления нарушаются, и это приводит к громадным потерям ресурсов. Данная робота посвящена совершенствованию реализации проектов сложных восстановлений в заданные сроки.

Reconstruction of the objects, destined for different purposes, has always the same aim, i.e. execution of the woks within the set periods with the smallest possible costs. The practice of the reconstruction works, however, testifies that the timeframes are often violated, which entails enormous losses of resources. The present work is devoted to improvement of the practices of realizing the project of complex reconstructions within the set periods.

Введение

В решении вопросов обоснования сроков реализации проектов важным является наличие научно обоснованных решений. Официально действующие нормы [8] носят эмпирический характер, в то время как обоснование должно иметь серьезную научную базу. Нормы продолжительности реализации применялись как в отраслях, районах, так и в народном хозяйстве в целом. Однако решения, связанные с продолжительностью производства, должны базироваться на достижениях НТП и иметь экономическое обоснование.

Однако, несмотря на значительную сложность при заключении контрактов, организациями проводятся расчеты по выбору оптимальной продолжительности реализации проектов, основанной на соизмерении затрат и результатов с учетом фактора времени и риска.

Наиболее существенными, заслуживающими внимание являются исследования [1; 10], связанные с разработкой оптимальных норм освоения проектов. В этих работах не делается акцент на нормы, а обоснован подход к определению сроков.

Таким образом, вопросы выработки оптимальных решений реализации сложных проектов являются проблемными и требуют проведения исследований, направленных на выявление соотношений затраты – результаты – продолжительность и риск. Проблема является многоплановой, экстремальной и многовариантной и в новых условиях ее возможно реализовать на основе использования ЭММ и методов, современных требований системотехники и автоматизации решения задач подготовки производства на основе мировых стандартов [3; 7].

Общие недостатки существующих подходов к определению продолжительности реализации сложных проектов связаны с отсутствием исследования прямых и двойственных задач оптимального программирования в сетевой структуре, нечеткостью экономического анализа решения. Вопросы исследования двойственности в задачах на сетевой структуре разработаны недостаточно полно. Отечественные и зарубежные исследователи этот вопрос не изучили, поэтому возникают трудности в приведении задачи к каноническому виду.

Определение продолжительности реализации восстановления сложных проектов связано с особой природой таких задач; особенностью в обоснованиях на сетевой структуре, что требует проведения дополнительных исследований, и является актуальной задачей теории управления проектами.

Результаты исследований

В практической работе, а также в научных исследованиях часто приходится сталкиваться с проблемой обоснования сроков выполнения проектов или программ в заданное (установленное) время. В принципе, грамотно разрешить вопрос можно только на основе научного подхода и использования современного арсенала теории исследования операций и средств вычислительной техники. Технологии и организации производства всегда присущи многовариантность и многокритериальность. Поскольку любой проект включает упорядоченное конечное множество операций, то режим выполнения их всегда характеризуется как продолжительностью $\left(\tau_{ij}\right)$, так и интенсивностью производства, что связано с привлечением трудовых ресурсов $\left(n_{ij}\right)$ в единицу времени.

Выбору решений в виде конкретного варианта действий следует сопоставлять количественную оценку степени достижения цели. Признак, по которому сравниваются и оцениваются варианты, называется критерием оптимальности. Если процесс выбора решений описать функцией, искомые переменные которой являются допустимыми и описывающими движение к цели, то такую функцию принято называть целевой, а решение – оптимальным. Таким образом, установить оптимальное решение означает определить экстремум функции и все разговоры о менее или более оптимальном решении несостоятельны, поскольку имеется экстремальное решение, т. е. оптимальное, или его нет.

Для достижения цели проекта составляющие $(ij)\in A$ следует выполнять с определенной скоростью, согласованной с конечной целью, заданной сроком ввода. Возможных вариантов достижения цели при больших объемах работ (в сложных проектах) имеется множество, не поддающееся обозрению. Привлечение ресурсов связано с дополнительными расходами и увеличением сменности производства. Проблема трудовых ресурсов производства актуальна, поэтому можно поставить цель минимизировать привлечение ресурсов для соблюдения сроков реализации проекта. Это то же самое, что минимизировать производство работ в две и три смены.

Рассмотрим граф $G(U,A)$ [6]. Каждая операция характеризуется продолжительностью реализации – τ_{ij} и интенсивностью – $n_{ij}\,(i,j)\in A$, U – множество узлов (событий) графа, A – множество дуг (операций). Имеет место зависимость

$$x_{ij}n_{ij}=Q_{ij},$$

где Q_{ij} – трудоемкость работы (i,j), зависит от объема, $i=1,2,\ldots,n-1$, $j=2,3,\ldots,n$; n – число узлов (событий) в модели.

По каждой операции $(i,j)\in A$ известна интенсивность n_{ij}^{D}, которой соответствует нормальная продолжительность D_{ij}; d_{ij} – продолжительность, соответствующая максимальной концентрации ресурсов n_{ij}^{d}.

Сформулируем математическую модель задачи. Дана сетевая модель $\left(D_{ij},T^{D}\right)$, по $(i,j)\in A$ известно d_{ij}, C_{ij} – «цена» сокращения работы на единицу, T_3 – установленный инвестором срок.

Сокращение продолжительности выполнения (i,j) работы на величину

$$\Delta x_{ij}=D_{ij}-X_{ij}$$

может быть обеспечено привлечением дополнительных ресурсов, т. е. за счет увеличения интенсивности производства

$$\Delta n_{ij}=C_{ij}\Delta X_{ij}.$$

Требуется определить, какие операции $(i,j)\in A$ ускорить, а для каких сохранить нормальную продолжительность D_{ij}. Другими словами, требуется найти такое решение $\left(X_{ij},T_n\right)$, которое минимизирует функцию

$$L(x)=\Sigma\Delta n_{ij}=\Sigma C_{ij}\left(D_{ij}-X_{ij}\right)\to\min. \quad (1)$$

Множество узлов (событий) можно определить как $U=(1,2,\ldots,n)$, где узел 1 обозначает начало работ (проекта), а узел n – окончание. Ограничения на решение задачи следующие:

$$T_j-T_j+X_{ij}\le 0 \quad (i,j)\in A, \quad (2)$$

$$T_1+T_n\le T_3, \quad (3)$$

$$X_{ij}\le D_{ij} \quad (i,j)\in A, \quad (4)$$

$$X_{ij}\ge d_{ij} \quad (i,j)\in A. \quad (5)$$

Условие (2) отражает неразрывность сети, и

$$T_j=\max\left(T_i+t_{ij}\right).$$

Условие (3) показывает, что в оптимальном решении величина критического пути $T_n\in T_{\text{кр}}$ не должна превышать заданного срока реализации проекта. Условия (4, 5) определяются технологией выполнения работ $(i,j)\in A$.

Если посмотреть на целевую функцию (1) и ограничения, а их четыре в нашем случае, то не трудно заметить, что наша цель – определить неизвестные $X_{ij,}$ ради которых и ставим задачу, а $\left(x_{ij}\right)$ и ограничения имеют линейную зависимость ($X_{ij,}$ в первой степени). Поэтому сформулированная задача является задачей линейного программирования. Для ее решения требуется проверить разрешимость при установленном T_3. Используем для этого следующий прием. Полагаем, что $X_{ij} = d_{ij}$ и определенный при этом критический путь обозначим как $T_{\text{кр}}^d$. Если $T_3 \geq T^d$, то задача имеет решение, в противном случае нет.

Если положить $X_{ij} = D_{ij}$, то получим $T_{\text{кр}}^D$. Как видно, необходимо соблюдение условия

$$T^d \leq T_3 \leq T^D.$$

Определение для каждого значения T_n из сегмента $\left[T^d \ldots T^D\right]$ минимума функции

$$L\left(x\right) = \Sigma C_{ij}\left(D_{ij} - X_{ij}\right) = \left(\Sigma C_{ij} D_{ij} - \right.$$
$$\left. - \Sigma C_{ij} X_{ij}\right) \to \min \quad (6)$$

при условиях 2–5 представляет собой параметрическую задачу линейного программирования. Данная модель эквивалентна рассматриваемой ниже задаче линейного программирования с максимизацией функции цели [4; 9].

Учитывая, что в (6) $\sum C_{ij} D_{ij} - \text{const}$, заменим целевую функцию исходной задачи на другую функцию

$$L(x) = \Sigma C_{ij} X_{ij} \to \min, \quad (7)$$

которая принимала бы максимальное значение и удовлетворяла условиям:

$$\left.\begin{array}{ll} T_i - T_j + X_{ij} \leq 0 & \left(i, j\right) \in A, \\ T_1 + T_n \leq T_3, & \\ X_{ij} \leq D_{ij} & \left(i, j\right) \in A, \\ -X_{ij} \leq -d_{ij} & \left(i, j\right) \in A. \end{array}\right\} \quad (8)$$

Данная задача может быть решена универсальным симплекс-методом, используемым для решения экстремальных задач оптимального программирования, в которых на неизвестные наложены ограничения. Такие методы более громоздки (по сравнению с алгоритмом, например, транспортной задачи) и их применение целесообразно только тогда, когда специальные методы оказываются недостаточными (ниже этот метод рассмотрен для сравнения).

В нашем случае следует использовать другой метод решения поставленной задачи. Он основан на теории двойственности линейного программирования и условиях дополняющей нежесткости [10].

В постановке (7, 8) задача имеет вид, аналогичный задаче минимизации стоимости проекта, т. е. задача нахождения оптимального потока, обладающего значительным преимуществом в вычислительном отношении.

Для этого исследуется задача, для которой в соответствие ограничениям (8) ставятся неотрицательные переменные f_{ij}, V, γ_{ij}, δ_{ij}, называемые двойственными. Они перечисляются в таком же порядке, в котором вводились ограничения в данную модель.

Двойственную задачу можно сформулировать следующим образом.

Минимизировать целевую функцию

$$Z\left(f\right) = \left(TV + \sum_A D_{ij}\gamma_{ij} - \sum_A d_{ij}\delta_{ij}\right) \to \min \quad (9)$$

при условии, что

$$f_{ij} + \gamma_{ij} - \delta_{ij} = C_{ij} \quad \left(i, j\right) \in A; \quad (10)$$

$$Zf_{ij} - V = 0, \quad i = 1; \quad (11)$$

$$Z\left(f_{ij} - f_{ji}\right) = 0 \quad i = 2, \ldots, n-1; \quad (12)$$

$$-Zf_{in} + V = 0 \quad i = n; \quad (13)$$

$$f_{ij}, \gamma_{ij}, \delta_{ij} \geq 0 \quad \left(i, j\right) \in A.$$

Двойственные ограничения являются равенствами, поскольку переменные в основной задаче в явном виде не ограничены по знаку.

На основе математической структуры двойственной задачи двойственные переменные f_{ij} можно рассматривать как потоки в сети с ограниченной пропускной способностью. Условия (11), (12) соответствуют ограничениям потока для источника, промежуточных и конечного событий соответственно.

Ограничение (12) соответствует известным ограничениям на сохранение потока в промежуточных узлах (типа Г. Р. Кирхгофа).

Используя условия дополняющей нежесткости для задачи линейного программирования, можно определить следующие результаты, которые должны выполняться для оптимального решения

$$\left.\begin{array}{ll} T_i - T_j + X_{ij} < 0 & f_{ij} = 0, \\ T_i - T_j + X_{ij} = 0 & f_{ij} = 0, \\ \text{если} \;\; X_{ij} = D_{ij}, & \text{то } \gamma_{ij} > 0, \\ \text{если} \;\; X_{ij} = d_{ij}, & \text{то } \delta_{ij} > 0, \\ \text{если} \;\; X_{ij} < D_{ij}, & \text{то } \gamma_{ij} = 0, \\ \text{если} \;\; X_{ij} > d_{ij}, & \text{то } \delta_{ij} = 0. \end{array}\right\} \quad (14)$$

Двойственные переменные γ_{ij}, δ_{ij} не могут быть одновременно положительными, так как $D_{ij} \neq d_{ij}$.

В ограничении $f_{ij} + \gamma_{ij} - \delta_{ij} = C_{ij}$ неотрицательные значения γ_{ij} и δ_{ij} определяются по формулам:

$$\left.\begin{array}{l} \gamma_{ij} = C_{ij} - f_{ij} \;\; \text{при} \;\; \delta_{ij} = 0, \\ \delta_{ij} = f_i - C_{ij} \;\; \text{при} \;\; \gamma_{ij} = 0. \end{array}\right\} \quad (15)$$

Поэтому

$$\gamma_{ij} = \max\left[0, C_{ij} - f_{ij}\right] \quad \delta_{ij} = 0;$$

$$\delta_{ij} = \max\left[0, f_{ij} - C_{ij}\right] \quad \gamma_{ij} = 0.$$

При исследовании всех возможных значений f_{ij}, γ_{ij}, δ_{ij} можно выделить три случая:

1. $\gamma_{ij} > 0,\ \delta_{ij} = 0, 0 \le f_{ij} \le C_{ij},\ X_{ij} = D_{ij}$;
2. $\gamma_{ij} = 0,\ \delta_{ij} = 0, f_{ij} = C_{ij}, d_{ij} \le X_{ij} \le D_{ij}$;
3. $\gamma_{ij} = 0,\ \delta_{ij} > 0,\ f_{ij} > C_{ij},\ X_{ij} = d_{ij}$.

Для каждого случая с учетом условий дополняющей нежесткости находим условия оптимальности:

1. $0 < f_{ij} < C_{ij}$ и $T_i - T_j + D_{ij} = 0$
   или $f_{ij} = 0$ и $T_i - T_j + D_{ij} < 0$;
2. $f_{ij} = C_{ij}$ и $T_i - T_j + X_{ij} = 0$,
   $d_{ij} \le X_{ij} \le D_{ij}$;
3. $C_{ij} < f_{ij} < \infty$ и $T_i - T_j + d_{ij} = 0$.

Введем следующие дополнительные обозначения:

- $a'_{ij} = T_i - T_j + D_{ij}$ – резерв критичности;
- $a''_{ij} = T_i - T_j + d_{ij}$ – резерв сокращения;

$$\overline{X_{ij}} = T_i - T_j + X_{ij}.$$

Условия оптимальности для каждого случая можно записать в ином виде:

Случай 1: $0 < f_{ij} < C_{ij}$ $a'_{ij} = 0$.

Случай 2: $f_{ij} = C_{ij}$ и $\overline{X}_{ij} = 0$.

Случай 3: $C_{ij} < f_{ij} < \infty$ и $a''_{ij} = 0$.

С помощью алгоритма последовательно определяются f_{ij} и $T_i\left(T_j\right)$, удовлетворяющие условиям (19) для убывающих значений T_n, после чего искомые неизвестные определяются по формуле

$$X_{ij} = \min\left(D_{ij}, T_j - T_i\right). \quad (20)$$

В качестве примера предположим, что свершение $T_{106} = 35$ мес. в исходном решении, а требуется реализовать проект $T_{106} = 24$ мес.

Принятые в задаче обозначения показаны на рис. 1.

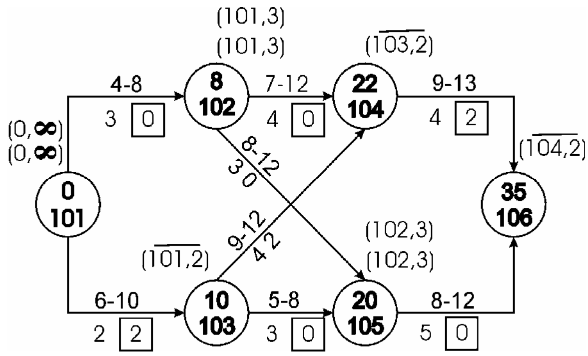

Рис. 1. Исходная сетевая модель

$$T^D = 35, \quad T^d = 24, \quad T_3 = 24.$$

$$a'_{101-103} = 0, \quad a''_{101-103} = -4,$$

$$a'_{102-104} = -2, \quad a''_{102-104} = -7,$$

$$a'_{103-106} = -3, \quad a''_{103-106} = -7,$$

$$a'_{103-105} = 2, \quad a''_{103-105} = -5.$$

$$\Delta_1 = 5, \quad \Delta_2 = 4, \quad \Delta_3 = 0, \quad \Delta T_1 = 2.$$

Для описания исходной сетевой модели на рис. 1 используем: i, j – номера событий, $T_{i(j)}$ – ранний срок свершения $i,(j)$; D_{ij}, d_{ij} – соответственно продолжительность выполнения операций (i, j) при нормальной и ускоренной реализации; C_{ij} – «цена» сокращения операции (i, j); f_{ij} – поток по дуге (i, j); X_{ij} – неизвестные режимы производства (следует определить).

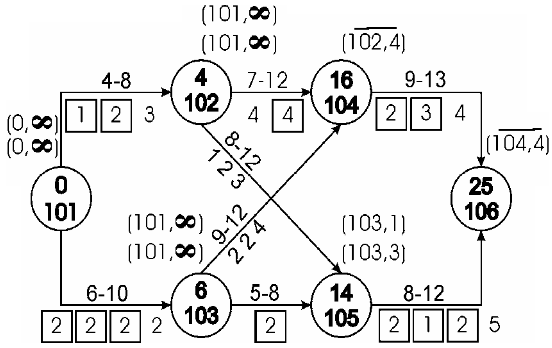

Рис. 2. Итерация 7

$$a'_{102-104}=0\,,\quad a''_{102-104}=-5\,,$$

$$a'_{103-104}=0\,,\quad a''_{103-104}=-1\,,$$

$$a'_{105-106}=1\,,\quad a''_{105-106}=-1\,.$$

$$\Delta_1=0,\quad \Delta_2=1,\quad \Delta T_7=1\,.$$

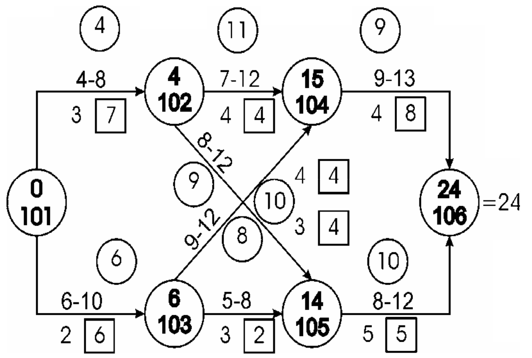

Рис. 3. Итерация 8 (оптимальное решение)

Прямая и двойственная задачи для данного примера формулируются следующим образом.

Целевая функция (7)

$$L(x)=\sum C_{ij}\,x_{ij}=3x_{101-102}+2x_{101-103}+$$
$$+4x_{102-104}+3x_{102-105}+4x_{103-104}+$$
$$+4x_{103-105}+5x_{105-106}\to\max\,.$$

Ограничения прямой задачи (8) имеют следующий вид:

$$T_{101}-T_{102}+X_{101-102}\le 0\,;$$

$$T_{101}-T_{103}+X_{101-103}\le 0\,;$$

$$T_{102}-T_{104}+X_{102-104}\le 0\,;$$

$$T_{102}-T_{105}+X_{102-105}\le 0\,;$$

$$T_{103}-T_{104}+X_{103-104}\le 0\,;$$

$$T_{103}-T_{105}+X_{103-105}\le 0\,;$$

$$T_{104}-T_{106}+X_{104-106}\le 0\,;$$

$$T_{105}-T_{106}+X_{105-106}\le 0\,.$$

Ограничение вида (8) $-T_{101}+T_{106}\le 24,$

$$+x_{101-102}<+8\quad +x_{101-103}<+10\,;$$

$$+x_{102-104}\le +12\quad +x_{102-105}\le +12\,;$$

$$+x_{103-104}<+12\quad +x_{103-105}<+8\,;$$

$$+x_{104-106}\le +13\quad +x_{105-106}\le +12\,;$$

$$-x_{101-102}\le -4\quad -x_{101-103}\le -6\,;$$

$$-x_{102-104}<-7\quad -x_{102-105}\le -8\,;$$

$$-x_{103-104}\le -9\quad -x_{103-105}\le -5\,;$$

$$-x_{105-106}\le -8\quad -x_{104-106}<-9\,.$$

Целевая функция двойственной задачи (9)

$$Z(f)=TV+8\gamma_{101-102}+10\gamma_{101-103}+$$
$$+12\gamma_{102-104}+12\gamma_{102-105}+12\gamma_{103-104}+$$
$$+8\gamma_{103-105}+13\gamma_{104-106}+12\gamma_{105-106}-$$
$$-4\delta_{101-102}-6\delta_{101-103}-7\delta_{102-104}-$$
$$-8\delta_{102-104}-8\delta_{102-105}-9\delta_{103-104}-$$
$$-5\delta_{103-105}-9\delta_{104-106}-8\delta_{105-106}\to\min\,.$$

При ограничениях вида (10)

$$f_{101-102}+\gamma_{101-102}-\delta_{101-102}=3\,;$$

$$f_{101-103}+\gamma_{101-103}-\delta_{101-103}=2\,;$$

$$f_{102-104}+\gamma_{102-104}-\delta_{102-104}=4\,;$$

$$f_{102-105}+\gamma_{102-105}-\delta_{102-105}=3\,;$$

$$f_{103-104}+\gamma_{103-104}-\delta_{103-104}=4\,;$$

$$f_{103-105}+\gamma_{103-105}-\delta_{103-105}=3\,;$$

$$f_{104-106}+\gamma_{104-106}-\delta_{104-106}=4\,;$$

$$f_{105-106}+\gamma_{105-106}-\delta_{105-106}=5\,.$$

Ограничение вида (11)

$$f_{101-102}+f_{101-103}-V=0,\quad i=101.$$

Ограничение вида (12) – условие равновесия узлов:

$$-f_{101-102}+f_{102-104}+f_{102-105}=0\,;$$

$$-f_{101-103}+f_{103-104}+f_{103-105}=0\,;$$

$$-f_{102-104}-f_{103-104}+f_{104-106}=0\,;$$

$$-f_{103-105}+f_{103-105}-f_{105-106}=0\,;$$

для промежуточных узлов $\left(i=102,\ldots,n-1\right)$

$$-f_{104-106}-f_{105-106}+V=0,\ i=106.$$

Мы имеем систему нестрогих линейных неравенств, так как неизвестные только в первой степени; кроме того, одни неизвестные не умножаются на другие.

Каждая работа (дуга, операция) в сетевой модели характеризуется четырьмя числами $d_{ij}, D_{ij}, C_{ij}, f_{ij}$. Для удобств отображения происходящих изменений в сети значение C_{ij} записываем под работой, а режимы производства – над ней. Дуговой поток f_{ij} принимаем равным нулю для всех работ и, в отличие от цены, его значение записываем в скобки. Для работы $q_{101-102} - d_{101-102} = 4$, $D_{101-102} = 8$, $C_{101-102} = 3$, $f_{101-102} = 0$ и т. д. Определяем сроки наступления (свершения) событий. Для начального события ранний срок его свершения $T_{101} = 0$. Заметим, что здесь оперируем только ранними сроками свершения событий. Значения поздних сроков не используются, поэтому особых пометок типа $T_i^{(P)}$, $T_i^{(П)}$ не вводим; обозначение T_n означает ранний срок свершения n-го события.

Для события 102 ранний срок его свершения:

$$T_{102} = T_{101} + D_{101-102} = 0 + 8 = 8;$$

$$T_{103} = T_{101} + D_{101-103} = 0 + 10 = 10;$$

$$T_{104} = \max\left(10 + 12, 8 + 12\right) = 22;$$

$$T_{105} = \max\left(10 + 8, 8 + 12\right) = 20;$$

$$T_{106} = \max\left(22 + 12, 20 + 12\right) = 35 \text{ ед. времени.}$$

Таким образом, все события U имеют сроки свершения. При этом

$$T_{106} = T_n = T_{\text{кр}} = 35 \quad i = 1, 2, \ldots, 6;$$

$$T^D = T_n = 35.$$

Если положить $t_{ij} = d_{ij}$, то

$$T = \max\left(0 + 4 + 7 + 9, 0 + 6 + 5 + 8, \; 0 + 4 + 8 + 8, 0 + 6 + 9 + 9\right) = 24.$$

Заданный срок на выполнение всех работ проекта

$$T_3 = 24, \quad 24 \le T_3 \le 35.$$

Задача разрешима для заданных условий $(d - D)$ и T_3. Может быть случай, когда $T_3 < T^d$. В этой ситуации следует пересмотреть технологию производства работ и режимов d_{ij} или изменить топологию модели другим порядком и последовательностью реализации проекта.

Итерация 1. Начальному событию U_{101} присваиваем пометку $(0, \infty)$. Просматриваем работы, имеющие связи (инцидентные) с 101-м событием. Это работы $q_{101-102}$, $q_{101-103}$. Для работы $q_{101-102}$ определяем

$$a^1_{101-102} = T_{101} + D_{101} - T_{102} = 0 + 8 - 8 = 0$$

$$f_{101-102} = 0 < C_{101-102} = 3.$$

Требования алгоритма соблюдаются и событие 102 получает код (101,3), так как его вторая часть

$$Q_j = \min\left(\infty, 3 - 0\right) = 3.$$

Событие 103 получит код (101,2), так как

$$a_{101-103} = T_{101} + D_{101-103} - T_{103} = 0 + 10 - 10 = 0,$$

$$Q_j = \min\left(\infty, 2 - 0\right) = 2,$$

$$f_{101-103} = 0 < C_{101-103} = 2.$$

Событие 102 инцидентно (связано) с событиями 104, 105 работами $q_{102-104}$, $q_{102-105}$. Определяем

$$a'_{102-104} = T_2 + D_{102-104} - T_{104} = 8 + 12 - 22 = -2$$

$$a''_{102-104} \ne 0.$$

Пометить событие 104 со стороны 102 нельзя. Рассмотрим работу 102–105 и определим

$$a_{102-105} = T_{102} + d_{102-105} - T_{105} = 8 = 12 - 20 = 0,$$

$$f_{102-105} = 0 < C_{102-105} = 3.$$

Условия соблюдаются. Событие 105 получает пометку (102,3), в которой вторая часть

$$Q_j = \min\left(3, 3 - 0\right) = 3.$$

Рассмотрим все работы, связанные с событием 103.

Определим

$$a_{103-104} = T_{103} + D_{103-104} - T_{104} = 10 + 12 - 22 = 0,$$

$$f_{103-104} < C_{103-104}.$$

Требования выполняются, и событие получает пометку (103,2),

$$Q_j = \min\left(2, 4 - 0\right) = 2.$$

Нетрудно заметить, что событие 104 не получило пометку со стороны события 102, но со стороны 103-го события алгоритм «сработал». В результате применения процедуры пометок остается без кода событие 106. Его можно пометить со стороны как 104-го, так и 106-го события. Определяем

$$a_{104-106} = T_{104} + d_{104-106} - T_{106} = 22 + 13 - 35 = 0$$

$$f_{104-106} = 0 < C_{104-106.}$$

Событие 106 получит пометку (104,2),

$$Q_j = \min\left(2, 4 - 0\right) = 2.$$

Справедливо отметить, что

$$a'_{105-106} = 20 + 12 - 35 = -3,$$

т. е. со стороны 105-го события конечное событие U_{106} не может получить пометки.

Все события получили пометку. Это означает, что в сетевой модели необходимо изменить поток на величину (порцию) второй части кода, которая равна $Q_j = 2$ в направлении первой части кода 104. Фактически получился прорыв потока в сети по пути (101–103), (103–104), (104–106). Это критический путь, его еще называются аугментальным путем [11]. По названным работам изменяем поток, увеличивая его на две единицы, т. е.

$$f_{104-106} = 0 + 2 = 2;$$

$$f_{103-104} = 0 + 2 = 2;$$

$$f_{101-103} = 0 + 2 = 2.$$

На итерации 1 вдоль этого пути отмечен изменившийся поток в квадратной рамке. На этом же рисунке начинаем второй просмотр сетевой модели и новую пометку событий. Так, событие 101 снова имеет безусловный код $\left(0, \infty\right)$.

Определяем

$$a'_{101-102} = 0 + 8 - 8 = 0,$$

$$f_{101-102} < C_{101-102}.$$

Событие 102 получает пометку (101,3)

$$a''_{101-103} = 0 + 10 - 10 = 0,$$

однако $f_{101-103} = C_{101-103}$ – второе условие алгоритма не выполняется. Событие 103 кода не получает. Дальнейший просмотр позволяет определить

$$a'_{102-105} = 8 + 12 - 20 = 0,$$

$$f_{102-105} < C_{102-105},$$

событие 105 получает код (102,3). Просмотр прямых и обратных связей не приводит к дальнейшему кодированию. Таким образом, события 102, 104, 106 не получили пометок, а 101, 102, 105 – получили. Прорыва нет.

Два множества событий (имеющих пометку и не имеющих) порождают четыре возможные комбинации работ, а именно: $\left(i^*, j^*\right)$, $\left(i^*, j^-\right)$, $\left(i^-, j^*\right)$, $\left(i^-, j^-\right)$. Нас интересуют те работы, которые имеют только одно незакодированное событие. Это работы $\left(i^*, j^-\right)$ – (101–103), (102–104), (105–106), а $\left(i^*, j^-\right)$ – (103–105). Для них определяем a'_{ij} и a''_{ij}:

$$a'_{101-103} = 0 + 10 - 10 = 0;$$

$$a''_{102-104} = 8 + 12 - 22 = -2;$$

$$a'_{105-106} = 22 + 13 - 35 = 0;$$

$$a''_{101-103} = 0 + 6 - 10 = -4;$$

$$a''_{102-104} = 8 + 7 - 22 = -7;$$

$$a_{105-106} = 22 + 9 - 35 = -4;$$

$$\Delta 1 = \min\left(-a', -a''\right) = \min\left(2, 4\right) = 2;$$

$$a'_{103-105} = 10 + 8 - 20 = -2;$$

$$a''_{103-105} = 10 + 5 - 20 = -5;$$

$$\Delta_2 = \min\left(+a', +a''\right), \quad \Delta_2 = 0;$$

$$T_1 = \min\left(\Delta_1, \Delta_2\right) = \min\left(2\right) = 2, \quad \Delta T_1 = 2.$$

Это минимальная величина сокращения критического пути, которая приводит в диалектическое единство узловые числа T_i и дуговые потоки f_{ij}, т. е. в результате определения T приводятся переменные прямой и двойственной задач в соответствие, и при этом появляется возможность дальнейшего сокращения T_n до величины T_3, т. е. $T_{106} < T_3$. Для событий, не получивших пометок, изменяются сроки их свершения на величину $\Delta T_1 = 2$. Это события:

$$T_{103} = 10 - 2 = 8;$$

$$T_{104} = 22 - 2 = 20;$$

$$T_{106} = 35 - 2 = 33 > T_3.$$

Внесенные изменения на величины f_{ij} и T_i отражаются в следующих итерациях (8, 9); результат приведен на рис. 2, 3.

Выводы

На основе анализа исследований и моделирования восстановления сложных объектов транспортного средства установлено, что отсутствие вариантного обоснования и соответствия ОТР, недооценка вероятностей потенциальных результатов, игнорирование необходимости учета новых сложных факторов в условиях отсутствия достаточной релевантной информации приводят к необъективному обоснованию определения продолжительности восстановления. Объективности можно добиться математическими методами или путем статистического анализа накопленного опыта, который отсутствует в сложных проектах.

БИБЛИОГРАФИЧЕСКИЙ СПИСОК

1. Авдеев Ю. А. Выработка и анализ плановых решений в сложных проектах (опыт разработки АСУ в строительстве). – М.: Экономика, 1971. – 96 с.
2. Голенко Д. И.Статистические модели в управлении производством / Под. ред. Н. П. Бусленко. – М.: Статистика, 1973. – 400 с.
3. Гусаков А. А. Системотехника в строительстве / Предисловие Г. С. Поспелова. – М.: Стройиздат, 1993. – 440 с.
4. Исследование операций: В 2; Перев. с англ. / Под ред. Дж. Маудера, С. Э. Амаграби. – М.: Мир, 1981. – Т. 1. Методологические основы и математические методы. – 712 с.; Т. 2. – Модели и применение. – 677 с.
5. Йенсен П. Потоковое программирование: Пер. с англ. / П. Йенсен, Д. Барнес– М.: Радио и связь, 1984. – 392 с.
6. Оре О. Теория графов. – 2-е изд. – М.: Наука, 1980. – 336 с.
7. Павлов И. Д. Модели управления проектами: Учеб. пособие. – Запорожье.: ЗГИА, 1999. – 316 с.
8. СНиП. Нормы продолжительности строительства и задела в строительстве предприятий, зданий и сооружений. СНиП 1.04.03 – 85. – М.: Стройиздат, 1987. – 552 с.
9. Таха Х. Введение в исследования операций: В 2 кн. – М.: Мир, 1985. Кн. 1. – 471 с.; Кн. 2. – 496 с.
10. Филлипс Д. Методы анализа сетей: Пер. с англ. / Д. Филлипс, А. Гарсиа-Диас – М.: Мир, 1984. – 496 с.
11. Форд Л. Р. Потоки в сетях: Пер. с англ. И. А. Вайнштейна / Л. Р. Форд, Д. Фалкерсон – М.: Мир, 1966. – 276 с.

Поступила в редколлегию 01.06.04.