РЕАЛИЗАЦИЯ РЕГИОНАЛЬНЫХ ПРОЕКТОВ: ЭФФЕКТИВНОЕ УПРАВЛЕНИЕ РЕСУРСАМИ

Кононов Д.А.
Российский государственный гуманитарный университет
Институт проблем управления им. В.А. Трапезникова РАН
dmitrykon52@gmail.com
Фуругян М.Г.
Вычислительный центр им. А.А. Дородницына Федерального исследовательского центра «Информатика и управление» РАН
rtsccas@yandex.ru

Аннотация. Предложены новые методы эффективного управления региональными проектами. Исследуется задача существования допустимого расписания для комплекса работ с нефиксированными параметрами их выполнения в зависимости от имеющихся ресурсов и директивных сроков. Решение основано на сведении исходной задачи к задаче о потоке минимальной стоимости в сети. Рассмотрены перспективы использования полученных результатов при реализации региональных и муниципальных проектов, что позволяет оптимизировать выполнение комплекса работ по заданным критериям эффективности.

Ключевые слова: региональные проекты, эффективное управление, многопроцессорное расписание, директивный срок, ресурсообеспечение.

Введение

Известное деление задач управления на три основные группы (стратегические, тактические и оперативные) приводит к необходимости изучать различные механизмы управления региональными и муниципальными системами. При этом каждый из выбранных механизмов позволяет эффективно осуществлять процесс управления в рамках задач указанных классов. Как правило, различие между стратегическими, тактическими и оперативными задачами связывают с целеполаганием и временной длительностью применяемого управляющего воздействия. В то время как механизмы стратегического управления связаны с изменением структуры внутренних и внешних региональных связей, тактические и оперативные задачи решают для определения режимов рационального поведения региональных систем, выполнения существенно значимых крупномасштабных проектов.

При разработке и функционировании таких сложных систем, как производственные комплексы, транспортные сети, различные системы мониторинга и анализа больших массивов экономической и экологической информации, сложных технических объектов (самолеты, ядерные реакторы, конвейерные системы, другие объекты деятельности человека), при строительстве крупных объектов возникает необходимость в решении задач планирования выполнения комплекса работ. Результатом такого планирования является расписание, показывающее временные интервалы выполнения, номенклатуру и объем выделяемых ресурсов и т.п. Особую актуальность указанные задачи планирования имеют на муниципальном и региональном уровнях, поскольку требуют четкого распределения используемых временных, организационных, экономических и финансовых ресурсов при их существенной ограниченности по сравнению с объемами ресурсов, выделяемых для реализации федеральных программ. Важнейшими контрольными параметрами процесса управления региональными и муниципальными проектами являются директивные сроки исполнения их этапов и комплекса работ в целом. При этом сроки выполнения существенно зависят от выделенных ресурсов.

Вопросам эффективного управления региональными проектами посвящён ряд работ авторов [1-7]. Для региональных и муниципальных проектов принципиально важно учитывать следующие их особенности как объектов управления: наличие социальных объектов управления (СОУ); относительная обособленность функционирования региональных организационных структур; достаточная самостоятельность принятия и исполнения решений; особенности внутреннего развития, особенности хозяйственных связей с другими региональными системами.

Задачам планирования работ и составления расписаний посвящено большое число публикаций. Следует указать работу [8], где систематизируются задачи по теории расписаний и приводятся алгоритмы решения большого числа задач. Там описаны методы построения расписания выполнения работ, как допускающих прерывания и переключения с одного механизма управления на другой, так и непрерываемых работ; рассматриваются постановки, в которых имеющееся множество работ выполняется как сосредоточенным исполнителем (механизмом, процессором), так и распределенным многомашинным (многопроцессорным) комплексом. В [9] рассмотрена задача составления расписания для случая, когда помимо исполнителей-механизмов имеется дополнительный ресурс, выделяемый для проведения работ.

В настоящей работе рассматривается задача существования допустимого многопроцессорного расписания с прерываниями при наличии дополнительного ресурса. Определяются минимально допустимые величины дополнительного ресурса и директивных сроков, при которых существует допустимое расписание. При этом в качестве управляющих воздействий эффективного выполнения комплекса работ могут служить определение директивных сроков работ, а также объем дополнительно выделенных ресурсов.

Решение этих задач основано на сведении их к задаче о потоке минимальной стоимости в сети и задаче линейного программирования.

1 Постановка задачи

Рассмотрим сложный региональный проект, выполняемый многопроцессным комплексом, состоящим из m идентичных исполнительных механизмов (ИМ), с помощью которых выполняется совокупность работ (заданий) $W=\{w_1, w_2, ..., w_n\}$. Помимо ИМ имеется дополнительный ресурс не возобновляемого типа в количестве R. Каждая работа $w_i \in W$ характеризуется моментом готовности b_i, директивным сроком f_i (выполнение работы w_i может быть начато не ранее момента ее готовности b_i и должно быть завершено не позднее директивного срока f_i), а также длительностью τ_i, которая линейно зависит от количества r_i выделенного ей дополнительного ресурса: $\tau_i=\tau_i^0-a_i r_i$, где τ_i^0 – длительность работы w_i в случае, если дополнительный ресурс ей не выделен, $0 \le r_i \le r_i^0$, $r_i^0>0,\ \ a_i>0,\ \ \tau_i^0-a_i r_i^0>0,\ \ i=\overline{1,n},\ \ \sum_{i=1}^{n} r_i \le R$ ($\tau_i^0,\ r_i^0,\ a_i$ – заданные числа). Одновременное выполнение одной работы несколькими ИМ, а также одновременное выполнение одним ИМ нескольких работ не допускается. При выполнении работ допускаются прерывания и переключения их с одного ИМ на другой. Предполагается, что временем на выполнение прерываний и переключений можно пренебречь. В [7, 8] описан алгоритм построения допустимого расписания (расписания, при котором каждая работа полностью выполняется в своем директивном интервале). Алгоритм основан на построении сети специального вида и сведении задачи построения расписания к задаче о потоке минимальной стоимости в этой сети. В настоящей работе исследуются следующие задачи.

1) Определяется минимальная величина $R_{\min}$ дополнительного ресурса, при которой существует допустимое расписание (при фиксированных моментах готовности b_i и директивных сроках f_i).
2) Если допустимого расписания не существует, определяется минимальная величина $h>0$, на которую следует увеличить директивные сроки f_i, $i=\overline{1,n}$, чтобы добиться существования допустимого расписания (при фиксированных моментах готовности b_i и величине дополнительного ресурса R).
3) Если допустимое расписание существует, определяется максимальная величина $h>0$, на которую можно уменьшить директивные сроки f_i, $i=\overline{1,n}$, и при этом допустимое расписание, по-прежнему, будет существовать (при фиксированных моментах готовности b_i и величине дополнительного ресурса R).

Задача коррекции времен готовности b_i решается аналогично. При решении задачи коррекции директивных сроков рассматриваются три частных случая: а) вложенные директивные интервалы ($b_i<b_{i+1},\ f_i>f_{i+1},\ \ i=\overline{1,n-1}$); б) монотонные времена готовности и директивные сроки ($b_i<b_{i+1},\ \ f_i<f_{i+1},\ i=\overline{1,n-1},\ b_n<f_1$); в) интервалы с общим директивным сроком ($f_i=F,\ i=\overline{1,n}$).

2 Сведение задачи построения расписания к потоковой задаче

Перед тем, как рассматривать задачи коррекции величины дополнительного ресурса и директивных сроков, обратимся к результатам, полученным в [9, 10]. Пусть $z_1<z_2<...<z_{p+1},\ \ p\le 2n-1$, – все различные величины b_i, f_i, $i=\overline{1,n}$. Определим, далее, интервалы $I_j=(z_j, z_{j+1}]$ и пусть

$d_j = z_{j+1} - z_j$ – длина интервала I_j, $j=\overline{1,p}$. Построим ориентированную сеть $H = (V, E)$ (V – множество узлов, E – множество дуг), где $V=\{s, I_1, I_2, ..., I_p, w_1, w_2, ..., w_n, t\}$, s – источник, t – сток, E содержит следующие дуги: (s, I_j), $j=\overline{1,p}$, (w_i, t), $i=\overline{1,n}$, (t, s) и (I_j, w_i), если $I_j \subseteq [b_i, f_i]$, $j=\overline{1,p}$, $i=\overline{1,n}$, т.е. если работа w_i может выполняться в интервале I_j (отметим, что I_j либо целиком содержится в $[b_i, f_i]$, либо эти интервалы не пересекаются). Каждая дуга (x, y) сети H имеет три параметра: $l(x, y)$ – нижняя граница потока по дуге (x, y), $u(x, y)$ – верхняя граница потока по дуге (x, y), $S(x, y)$ – стоимость единицы потока по дуге (x, y) (т.е. если $e(x, y)$ – поток по дуге (x, y), то $l(x, y) \le e(x, y) \le u(x, y)$, $S(x, y)\, e(x, y)$ – стоимость потока по дуге (x, y), $\sum_{(x,y)\in E} S(x, y)\, e(x, y)$ – стоимость потока в сети H). Величины l, u, S для сети H приведены в таблице.

Таблица. Параметры дуг сети H

Дуга	l	u	S
(s, I_j)	0	md_j	0
(I_j, w_i)	0	Δ_j	0
(w_i, t)	$\tau_i^0 - a_i r_i^0$	τ_i^0	$-1/a_i$
(t, s)	0	$\sum_{i=1}^{n} \tau_i^0$	0

Пусть e – циркуляция в сети H (т.е. e – это поток, для которого условие сохранения выполнено в каждом узле сети H, включая источник и сток), а $S(e)$ – ее стоимость. В [9] доказано следующее утверждение.

Лемма. Допустимое расписание существует в том и только том случае, когда для циркуляции e минимальной стоимости в сети G выполнено неравенство

$$(1) \qquad S(e) \le R - \sum_{i=1}^{n} \tau_i^0 / a_i.$$

В [9] также описан алгоритм распределения дополнительного ресурса и построения допустимого расписания.

3 Коррекция величины дополнительного ресурса и директивных сроков

Как следует из леммы, если в сети H не существует никакой циркуляции, то допустимого расписания не существует ни при каком объеме R дополнительного ресурса. Если же в сети H существует некоторая циркуляция, а e – циркуляция минимальной стоимости, то $R_{\min} = S(e) + \sum_{i=1}^{n} \tau_i^0 / a_i$.

3.1 Вложенные директивные интервалы

В этом разделе предполагается, что $b_i < b_{i+1}$, $f_i > f_{i+1}$, т.е. $[b_i, f_i] \subset [b_{i+1}, f_{i+1}]$, $i=\overline{1,n-1}$. В этом случае $z_j = b_j$ при $j=\overline{1,n}$ и $z_j = f_{2n+1-j}$ при $j=\overline{n+1, 2n}$ (т.е. $z_1 = b_1, z_2 = b_2, ..., z_n = b_n, z_{n+1} = f_n$, $z_{n+2} = f_{n-1}, ..., z_{2n} = f_1$), а число интервалов I_j равно $p = 2n-1$. Как следует из разд. 2, структура связей между узлами I_j и w_i такова, что узел w_1 соединен со всеми узлами $I_1, I_2, ..., I_{2n-1}$, узел w_2 – с узлами $I_2, I_3, ..., I_{2n-2}$ и т.д., узел w_{n-1} – с узлами I_{n-1}, I_n, I_{n+1}, узел w_n – с узлом I_n (рис. 1).

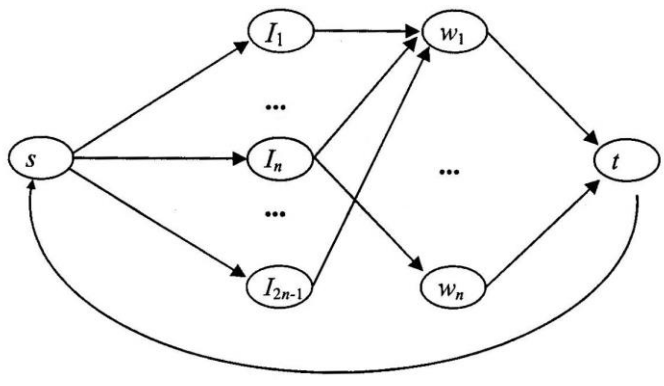

Рис.1. Сеть H в случае вложенных директивных интервалов

3.1.1 Увеличение директивных сроков

Перейдем к задаче коррекции директивных сроков $f_i,\ i=\overline{1,n}.$ Предположим сначала, что при заданном объеме дополнительного ресурса *R* допустимого расписания не существует и, следовательно, неравенство (1) не выполнено, где *e* – циркуляция минимальной стоимости в сети *H*. Увеличим все директивные сроки $f_i,\ i=\overline{1,n},$ на некоторую величину *h* > 0 и найдем минимальное *h*, при котором допустимое расписание существует. Структура директивных интервалов такова, что при этом увеличится на *h* только длина интервала I_n, а длины всех остальных интервалов $I_j,\ j=\overline{1,n-1}$ и $j=\overline{n+1,2n-1},$ останутся без изменения. Узел I_n связан со всеми узлами $w_i,\ i=\overline{1,n}.$ Следовательно, пропускные способности дуг (s, I_n) и $(I_n, w_i),\ i=\overline{1,n},$ увеличатся соответственно на *mh* и *h*, а пропускные способности остальных дуг останутся без изменения. Увеличение пропускных способностей указанных дуг, в свою очередь, позволит увеличить потоки по ним, а также потоки по дугам $(w_i,t),\ i=\overline{1,n},$ и (*t*, *s*), что приведет к уменьшению стоимости циркуляции в сети *H* и, возможно, к выполнению неравенства (1). А это, в свою очередь, будет означать существование допустимого расписания.

Формализуем описанные выше действия. Пусть *e* – циркуляция минимальной стоимости в сети *H*. Для ее поиска можно воспользоваться алгоритмом дефекта или алгоритмом Орлина. Сложность алгоритма дефекта составляет $O(K^2U)$, где *K* – число дуг в сети *G*, $U=\max_{(x,y)\in E} u(x,y)$. Пусть, далее, поток по дуге (I_n, w_i) увеличиваем на величину $x_i \ge 0,\ i=\overline{1,n}.$ Тогда в силу сохранения потока во всех узлах сети *H* потоки по дугам (s, I_n), (I_n, w_i), $(w_i, t),\ i=\overline{1,n},$ и (*t*, *s*) будут следующими: $e(s, I_n)+\sum_{i=1}^{n} x_i,$ $e(I_n,w_i)+x_i,\ i=\overline{1,n},$ $e(w_i,t)+x_i,\ i=\overline{1,n},$ $e(t,s)+\sum_{i=1}^{n} x_i$ соответственно. Потоки по остальным дугам останутся без изменения. Поскольку для циркуляции *e* ограничения снизу по каждой дуге были выполнены, а $x_i \ge 0,\ i=\overline{1,n},$ то и для новой циркуляции ограничения снизу по всем дугам будут выполнены. Выпишем ограничения сверху для новой циркуляции по указанным дугам:

$$(2)\qquad e(s, I_n)+\sum_{i=1}^{n} x_i \le m(d_n+h),$$

$$(3)\qquad e(I_n, w_i)+x_i \le d_n+h,\ i=\overline{1,n},$$

$$(4)\qquad e(w_i, t)+x_i \le \tau_i^0,\ i=\overline{1,n},$$

$$(5)\qquad e(t, s)+\sum_{i=1}^{n} x_i \le \sum_{i=1}^{n} \tau_i^0.$$

Кроме того, потребуем для новой циркуляции выполнение неравенства (1):

$$(6)\qquad \sum_{i=1}^{n}(e(w_i, t)+x_i)\cdot(-1/a_i) \le R-\sum_{i=1}^{n}\tau_i^0/a_i.$$

Таким образом, получаем следующую задачу линейного программирования:

$$\min_{x_1, \ldots, x_n, h} h \ ,$$

$$\sum_{i=1}^{n} x_i - mh \le md_n - e(s, I_n),$$

$$x_i - h \le d_n - e(I_n, w_i), \ i = \overline{1, n},$$

$$x_i \le \tau_i^0 - e(w_i, t), \ i = \overline{1, n},$$

$$\sum_{i=1}^{n} x_i \le \sum_{i=1}^{n} \tau_i^0 - e(t, s),$$

$$\sum_{i=1}^{n} x_i / a_i \ge \sum_{i=1}^{n} (\tau_i^0 - e(w_i, t)) / a_i - R,$$

$$x_i \ge 0, \ i = \overline{1, n}. \ h \ge 0.$$

В этой задаче (n + 1) переменных и ($2n$ + 3) линейных ограничений. Если $x_1, x_2, \ldots, x_n, h$ – решение этой задачи, то h – это минимальная величина, на которую следует увеличить все директивные сроки $f_i, \ i = \overline{1, n},$ для того, чтобы допустимое расписание существовало.

3.1.2 Уменьшение директивных сроков

Теперь будем предполагать, что при заданном объеме дополнительного ресурса R допустимое расписание существует и, следовательно, неравенство (1) выполнено, где e – по-прежнему, циркуляция минимальной стоимости в сети H. Уменьшим все директивные сроки $f_i, \ i = \overline{1, n},$ на некоторую величину h, $0 < h < f_n - b_n$, и найдем максимальное h, при котором допустимое расписание, по-прежнему, будет существовать. В отличие от разд. 3.1.1, теперь пропускные способности дуг (s, I_n) и $(I_n, w_i), \ i = \overline{1, n},$ уменьшатся соответственно на mh и h, а пропускные способности остальных дуг, по-прежнему, останутся без изменения.

Сведем поставленную задачу к задаче линейного программирования по аналогии с тем, как это было сделано в разд. 3.1.1. Отметим, что уменьшение пропускных способностей указанных дуг может привести к уменьшению потоков по ним, а также потоков по дугам $(w_i, t), \ i = \overline{1, n},$ и (t, s), что, в свою очередь, приведет к увеличению стоимости циркуляции в сети H, но не должно привести к невыполнению неравенства (1), т.к. при этом допустимого расписания не будет существовать. Отметим, что поскольку теперь потоки по некоторым дугам уменьшаются, то для этих дуг следует выписывать ограничения снизу на потоки. Ограничения (4), (5) на потоки сверху не будут нарушены, поскольку они были выполнены для циркуляции e.

Итак, пусть поток по дуге (I_n, w_i) уменьшаем на величину $x_i \ge 0, \ i = \overline{1, n}.$ Тогда соотношения (2), (3) преобразуются соответственно в следующие неравенства:

$$e(s, I_n) - \sum_{i=1}^{n} x_i \le m(d_n - h),$$

$$e(I_n, w_i) - x_i \le d_n - h, \ i = \overline{1, n}.$$

Кроме того, добавляются ограничения снизу на потоки для некоторых дуг:

$$e(s, I_n) - \sum_{i=1}^{n} x_i \ge 0,$$

$$e(I_n, w_i) - x_i \ge 0, \ i = \overline{1, n},$$

$$e(w_i, t) - x_i \ge \tau_i^0 - a_i r_i^0, \ i = \overline{1, n},$$

$$e(t,s)-\sum_{i=1}^{n}x_i \ge \sum_{i=1}^{n}(\tau_i^0 - a_i r_i^0).$$

Неравенство (6) теперь записывается в виде:

$$\sum_{i=1}^{n}(e(w_i,t)-x_i)\cdot(-1/a_i) \le R - \sum_{i=1}^{n}\tau_i^0/a_i.$$

Таким образом, получаем следующую задачу линейного программирования:

$$\max_{x_1,\ldots,x_n,h} h\,,$$

$$\sum_{i=1}^{n}x_i - mh \ge e(s,I_n) - md_n,$$

$$x_i - h \ge e(I_n,w_i) - d_n,\ i=\overline{1,n},$$

$$\sum_{i=1}^{n}x_i \le e(s,I_n),$$

$$x_i \le e(I_n,w_i),\ i=\overline{1,n},$$

$$x_i \le e(w_i,t) + a_i r_i^0 - \tau_i^0,\ i=\overline{1,n},$$

$$\sum_{i=1}^{n}x_i \le e(t,s) - \sum_{i=1}^{n}(\tau_i^0 - a_i r_i^0),$$

$$\sum_{i=1}^{n}x_i/a_i \le R - \sum_{i=1}^{n}(t_i^0/a_i + e(w_i,t)),$$

$$x_i \ge 0,\ i=\overline{1,n}.\ h\ge 0.$$

В этой задаче (n + 1) переменных и (3n + 4) линейных ограничений. Если $x_1, x_2, \ldots, x_n, h$ – решение этой задачи, то h – это максимальная величина, на которую можно уменьшить все директивные сроки $f_i,\ i=\overline{1,n},$ и допустимое расписание, по-прежнему, будет существовать.

3.2 Монотонные времена готовности и директивные сроки

В этом разделе предполагается, что $b_i < b_{i+1},\ \ f_i < f_{i+1},\ i=\overline{1,n-1},\ b_n < f_1.$ В этом случае $z_j = b_j$ при $j=\overline{1,n}$ и $z_j = f_{j-n}$ при $j=\overline{n+1,2n}$ (т.е. $z_1=b_1, z_2=b_2,\ldots,\ z_n=b_n, z_{n+1}=f_1,\ z_{n+2}=f_2,\ldots,\ z_{2n}=f_n$), а число интервалов I_j равно $p=2n-1$. Как следует из разд. 2, структура связей между узлами I_j и w_i такова, что узел w_1 соединен с узлами $I_1, I_2, \ldots, I_n$, узел w_2 – с узлами $I_2, I_3, \ldots, I_{n+1}$ и т.д., узел w_{n-1} – с узлами $I_{n-1}, I_n, \ldots, I_{2n-2}$, узел w_n – с узлами $I_n, I_{n+1}, \ldots, I_{2n-1}$ (рис. 2).

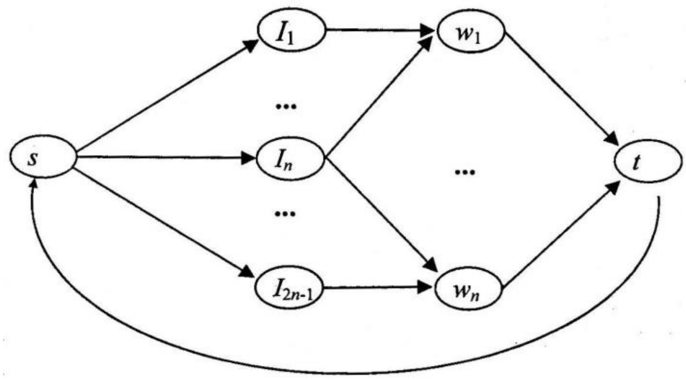

Рис.2. Сеть H в случае монотонных времен готовности и директивных сроков

Структура директивных интервалов такова, что при увеличении (уменьшении) всех директивных сроков на некоторую величину $h > 0$ так же, как и в разд. 3.1, увеличится (уменьшится) только длина интервала I_n, а длины всех остальных интервалов I_j, $j = \overline{1, n-1}$ и $j = \overline{n+1, 2n-1}$, останутся без изменения. Отметим, что так же, как и в разд. 3.1, узел I_n связан со всеми узлами w_i, $i = \overline{1, n}$. Поэтому в данном случае алгоритм коррекции директивных сроков такой же, как и в разд. 3.1.

3.3 Интервалы с общим директивным сроком

В этом разделе предполагается, что $b_i < b_{i+1}$, $i = \overline{1, n-1}$, $f_i = F$ (т.е. директивные интервалы имеют общий директивный срок. Отметим, что случай общего времени готовности ($b_i = B$, $i = \overline{1, n}$) рассмотрен в [10]). В этом случае $z_j = b_j$ при $j = \overline{1, n}$ и $z_{n+1} = F$ (т.е. $z_1 = b_1, z_2 = b_2, \ldots$, $z_n = b_n, z_{n+1} = F$), а число интервалов I_j равно $p = n$. Как следует из разд. 2, структура связей между узлами I_j и w_i такова, что узел w_1 соединен со всеми узлами $I_1, I_2, \ldots, I_n$, узел w_2 – с узлами $I_2, I_3, \ldots, I_n$ и т.д., узел w_{n-1} – с узлами I_{n-1}, I_n, узел w_n – с узлом I_n (рис. 3).

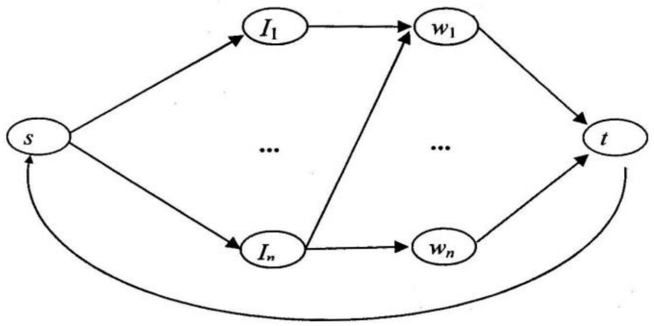

Рис.3. Сеть H в случае общего директивного срока

Структура директивных интервалов в данном случае такова, что при увеличении (уменьшении) F на некоторую величину $h > 0$ так же, как и в разд. 3.1, увеличится (уменьшится) только длина интервала I_n, а длины всех остальных интервалов I_j, $j = \overline{1, n-1}$, останутся без изменения. Отметим, что так же, как и в разд. 3.1, узел I_n связан со всеми узлами w_i, $i = \overline{1, n}$. Поэтому в данном случае алгоритм коррекции директивных сроков такой же, как и в разд. 3.1.

Заключение

Процесс реализации региональных проектов, как правило, представляет собой достаточно сложную задачу, поскольку требует согласованного распределения разнообразных ресурсов на всех этапах их выполнения. Так, Правительством Москвы в 2017 году. была запущен социально значимый проект – Программа реновации; при реализации которой 350 тысяч московских семей, то есть более миллиона человек, переедут в новые квартиры с отделкой комфорткласса. Какие дома войдут в программу, решали сами жители. По итогам голосования в программу было включено 5173 дома. Участники получат новое жилье в своем районе. Переселение началось в феврале 2018 года в Восточном округе, а сегодня оно идет уже в семи округах. Указанный проект имеет большое социальное значение, поэтому необходимо соблюдать строгую последовательность, директивные сроки его выполнения, обеспечивать качество проводимых работ.

Исследованная задача существования допустимого многопроцессорного расписания с прерываниями при наличии дополнительного ресурса позволяет оптимизировать выполнение заданных работ. Определена минимальная величина дополнительного ресурса, при которой существует допустимое расписание (при фиксированных директивных интервалах). В случае, когда допустимого расписания не существует, определена минимальная величина, на которую следует увеличить директивные сроки, чтобы добиться существования допустимого расписания (при фиксированных моментах готовности и величине дополнительного ресурса). В случае, когда допустимое расписание существует, определена максимальная величина, на которую можно уменьшить директивные сроки, и при этом допустимое расписание, по-прежнему, будет существовать (при фиксированных моментах готовности и величине дополнительного ресурса). Решение указанных задач основано на сведении их к задаче о потоке минимальной стоимости в сети специального вида и задаче линейного программирования.

Предлагаемые формальные модели составления рационального расписания позволяют осуществлить эффективные механизмы управления при реализации региональных проектов.

Литература

1. *Ismailov Zh., Kononov D.* Integrated Management System for Rail Transport: Planning of Cargo Turnover in Conditions of Uncertainty / Proceedings of the 11th International Conference "Management of Large-Scale System Development" (MLSD). Denvers: IEEE Catalog Number CFP18GAE-ART, 2018. С. https://ieeexplore.ieee.org/document/8551807
2. *Kul'ba V.V., Kononov D.A., Ponomarev R.O.* A scenario research of the vulnerability of socio-economic systems / Proceedings of the 10th International Conference "Management of Large-Scale System Development" (MLSD). Moscow: IEEE, 2017. С. http://ieeexplore.ieee.org/document/8109648/.
3. *Архипова Н.И., Кононов Д.А., Кульба В.В.* Методы анализа и синтеза сценариев группового управления региональными объектами /Проблемы регионального и муниципального управления. Сб. докладов междунар. научн. конф., Москва, 21 апреля 2010 г. – М.: 2010. с.3-6.
4. *Архипова Н.И., Кононов Д.А., Кульба В.В.* Механизмы управления региональными системами: оптимизация проектов структурных преобразований //Проблемы регионального и муниципального управления. Материалы Международной конференции. 28 мая 2003 г. – М.: РГГУ. 2003. С. 44-51.
5. *Архипова Н.И., Кононов Д.А., Кульба В.В.* Управление в региональных социальных системах как объект моделирования //Проблемы регионального и муниципального управления. Материалы Международной конференции. 18 мая 2000 г. – М.: РГГУ. 2000. С. 38-39.
6. *Кононов Д.А.* Интегральная компромиссная оценка социально-экономического развития региона //Проблемы регионального и муниципального управления. Тезисы докладов и сообщений международной конференции. Москва, 27-28 мая 1999 г. – М.: РГГУ. 1999. С. 195-196.
7. *Кононов Д.А., Косяченко С.А., Кульба В.В.* Формирование региональных сценариев поведения в АСУ ЧС //А и Т. № 8. 2000. С. 155-167.
8. *Танаев В.С., Гордон В.С., Шафранский Я.М.* Теория расписаний. Одностадийные системы. – М.: Наука, 1984. – 384 с.
9. *Косоруков Е.О.*, *Фуругян М.Г.* Некоторые алгоритмы распределения ресурсов в многопроцессорных системах // Вестн. МГУ. Сер. 15, Вычисл. математика и кибернетика. 2009. № 4. С. 34 – 37.
10. *Фуругян М.Г.* Оптимальная коррекция директивных интервалов в задаче построения многопроцессорного расписания с дополнительным ресурсом // Изв. РАН. ТиСУ. 2015. № 2. С. 107 – 116.