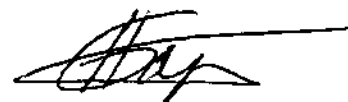


61:04-5/3153

**ИНСТИТУТ ПРОБЛЕМ УПРАВЛЕНИЯ
им. В.А. ТРАПЕЗНИКОВА РОССИЙСКОЙ АКАДЕМИИ НАУК**

На правах рукописи

БАРКАЛОВ ПАВЕЛ СЕРГЕЕВИЧ



**Модели и методы распределения ресурсов при управлении
проектами с учетом времени их перемещения**

**Специальность: 05.13.10 – Управление в социальных и экономических
системах**

ДИССЕРТАЦИЯ

на соискание ученой степени кандидата технических наук

**Научный руководитель –
доктор технических наук,
профессор
БУРКОВ В. Н.**

Москва 2004

СОДЕРЖАНИЕ

Введение	4
ГЛАВА I. Анализ методов распределения ресурсов.....	17
§1.1. Основные понятия управления проектами.....	17
§1.2. Задачи календарного планирования в управлении проектами.....	25
§1.3. Задачи распределения ресурсов проекта.....	34
§1.4. Сетевые модели и методы решения задач распределения ресурсов.....	46
§1.5. Выводы и постановка задач исследования.....	54
ГЛАВА II. Задачи определения оптимальной очередности выполнения работ.....	56
§2.1. Постановка задачи.....	56
§2.2. Симметричная транспортная схема.....	57
§2.3. Несимметричная транспортная схема.....	67
§2.4. Линейная транспортная схема.....	70
§2.5. Оптимизация календарного графика для радиальной транспортной схемы.....	75
§2.6. Определение оптимальной очередности выполнения работ для произвольного сетевого графика.....	77
ГЛАВА III. Построение оптимального расписания для нескольких бригад.....	82
§3.1. Постановка задачи.....	82
§3.2. Задача минимизации числа бригад при заданных сроках начала работ.....	82
§3.3. Геометрический подход к задаче минимизации числа бригад для радиальной транспортной схемы.....	91
§3.4. Метод дихотомического программирования.....	93
ГЛАВА IV. Определение рациональной очередности выполнения работ в проекте «Марьинский парк».....	102

§4.1. Характеристика проекта «Марьинский парк» и анализ его состояния.....	102
§4.2. Определение оптимальной очередности при линейном расположении объектов строительства.....	106
● §4.3. Оптимизация календарного плана работы предприятия при кольцевой системе расположения объектов строительства.....	110
§4.4. Оптимизация движения бригад при радиальном расположении объектов.....	118
Заключение.....	121
Литература.....	122
Приложения.....	134

- грант РФФИ «Гуманитарные науки» «Разработка оптимизационных моделей управления распределением инвестиций на предприятии по видам деятельности» № Г00-3.3-306.

Цель и задачи исследования. Целью диссертации является разработка моделей распределения ресурсов с учетом времени их перемещения.

Достижение цели работы потребовало решения следующих основных задач:

- проанализировать существующие модели распределения ресурсов;
- найти очередность выполнения работ одной бригадой (единицей ресурсов) при учете времени перемещения бригады от работы к работе при симметричной транспортной схеме;
- определить очередность выполнения работ одной бригадой (единицей ресурсов) при учете времени перемещения бригады от работы к работе при несимметричной транспортной схеме;
- найти очередность выполнения работ одной бригадой (единицей ресурсов) при учете времени перемещения бригады для случая линейного, кругового и радиального расположения объектов;
- определить оптимальной очередности выполнения работ для произвольного сетевого графика;
- найти минимальное число бригад, обеспечивающих выполнение проекта при заданных сроках начала работ;
- геометрический подход к оценке оптимального решения минимизации отклонения от плановых сроков для случая, когда число бригад больше 1, а транспортная схема является радиальной;
- точное решение задачи минимизации отклонения от плановых сроков для радиальной транспортной схемы и нескольких бригад.

Методы исследования. В работы использованы методы теории активных систем, моделирования организационных систем управления, системного анализа, теории графов, математического программирования, теории игр.

Научная новизна. В диссертации получены следующие результаты, характеризующиеся научной новизной:

1. модель определения очередности выполнения работ одной бригадой (единицей ресурсов) при учете времени перемещения бригады от работы к работе при симметричной и несимметричной транспортных схемах, позволяющая сократить общее время выполнения работ по проекту;
2. модель нахождения очередности выполнения работ одной бригадой (единицей ресурсов) при учете времени перемещения бригады для случая линейного, кругового, радиального и произвольного расположения объектов, позволяющая сократить время выполнения работ по проекту;
3. модель, позволяющая определить минимальное число бригад, обеспечивающих выполнение проекта при заданных сроках начала работ;
4. геометрический подход к оценке оптимального решения минимизации отклонения от плановых сроков для случая, когда число бригад больше 1, а транспортная схема является радиальной;
5. точное решение задачи минимизации отклонения от плановых сроков для радиальной транспортной схемы и нескольких бригад.

Достоверность научных результатов. Научные положения, теоретические выводы и практические рекомендации, включенные в диссертацию, обоснованы математическими доказательствами. Они подтверждены производственными экспериментами и проверкой при внедрении в практику управления.

Практическая значимость результатов исследований. На основании выполненных автором исследований, под его руководством и личном участии разработаны модели, механизмы и алгоритмы позволяют получать распределение

Использование разработанных в диссертации моделей и механизмов позволяет многократно применять разработки, тиражировать их и осуществлять их массовое внедрение с существенным сокращением трудозатрат и средств.

Разработанные модели и механизмы реализованы, внедрены и используются в практике взаимодействия со своими структурными подразделениями в ОАО «Воронежагропромстрой».

Основы теории (модели, алгоритмы и механизмы) включены в состав учебных курсов и дисциплин: «Управление проектами», «Организационно-технологическое проектирование», «Информационные технологии в строительстве».

На защиту выносятся:

1. Метод ветвей и границ с получением нижних оценок путем построения кратчайшего связывающего дерева (для симметричной матрицы расстояний) или путем приведенной матрицы расстояний (для несимметричной матрицы).

2. Метод получения нижних оценок максимальной задержки выполнения работ для линейной, кольцевой и радиальной транспортных схем.

3. Доказательство теоремы двойственности: минимальная величина потока равна максимальной из величин минимальных потоков на множестве преобразованных транспортных сетей.

4. Точный алгоритм решения задачи минимизации максимального отклонения от плановых сроков для радиальной транспортной схемы на основе метода дихотомического программирования.

Апробация работы и публикации: Материалы диссертации, ее основные положения и результаты доложены и обсуждены на международных и республиканских конференциях, симпозиумах и научных совещаниях в 2002-2004гг.: Международной научно-практической конференция «Теория активных систем» (Москва, 2003 г.), Международные конференции «Современные сложные системы управления», (г. Старый Оскол – 2002 г., Воронеж, 2003г.), 1-ой международной конференции по проблемам строительства и энергетики. (г.

Тула, 2003г.), международной конференции «Системные проблемы качества, математического моделирования, информационных и электронных технологий» (Москва-Сочи, 2003 г.).

По теме диссертации опубликовано в 11 печатных работ.

Объем и структура работы: Диссертация состоит из введения, четырех глав, заключения, списка литературы и приложений. Она содержит 137 страниц основного текста, 59 рисунков, 43 таблицы и 4 приложений. Библиография включает 143 наименований.

В первой главе рассматриваются основные положения теории управления проектами. При этом отмечается, что существует два типа организаций, различающихся с точки зрения технологии проектного управления:

- организации, получающие доход в основном от осуществления проектов для других, - архитектурные и инженерные фирмы, консультанты, строительные организации, правительственные заказчики и др;
- организации, применяющие управление по проектам.

Организационная структура организаций ориентированных на проектное управление призвана обеспечить удобство ведения большого количества протекающих одновременно проектов. Организации, основой которых не являются проекты, - производственные корпорации, финансовые службы - редко имеют в наличии системы управления для своевременного и эффективного удовлетворения нужд проекта. Отсутствие систем, ориентированных на проекты, делает управление проектами более сложными. В некоторых случаях в данных организациях существуют отделы и иные подразделения, работающие в качестве структурных подразделений, ориентированных на проекты, с соответствующими системами:

Следует отметить, что существует зависимость между организационной системой и результатами проекта. Большинство организаций создали свою уникальную культуру. Она отражена в ценностях, нормах, верованиях, ожиданиях, в их политике и процедурах, во взглядах на отношение к уполномочен-

ным лицам и во многих других факторах. Организационная культура зачастую оказывает прямое воздействие на проект.

Вместе с тем, следует отметить, что основной задачей управления проектами является составление расписания работ, то есть разработка календарного плана. Как известно, календарный план представляет собой распределение ресурсов; предназначенных для реализации проекта, во времени и пространстве.

Традиционно известны три формы представления расписаний работ: линейная; циклограммная; сетевая. Каждая из этих форм имеет свои достоинства и недостатки. Естественно, самой простой и наглядной является линейная форма, но такое представление не позволяет использовать формальные математические модели, позволяющие осуществить оптимизацию расписания или улучшить распределение ресурсов.

Более сложной формой представления, допускающей некоторую степень формализации и, как следствие, позволяющей применить уже некоторые алгоритмы, является циклограммная форма.

Но полноценное математическое описание задачи календарного планирования возможно выполнить с помощью сетевых моделей, представляющих из себя разновидность ориентированных графов. Такое представление позволяет задействовать достаточно сильный и хорошо разработанный аппарат теории графов. При этом сетевым графиком будем называть полное графическое отображение структуры сетевой модели на плоскости.

Существует два способа изображения работ на сетевой модели:

- вершины графа являются событиями, определяющими начало и окончание отдельных работ, а дуги в этом случае будут соответствовать отдельным работам (такая модель называется *сетевой моделью с работами на дугах*).
- вершины графа представляют собой работы, а дуги отображают зависимости между работами, то есть определяют технологическую последовательность выполнения работ (в этом случае сетевая модель получила название *сетевой моделью с работами в узлах*).

Сетевая модель с работами на дугах представляет собой множество вершин, характеризующих комплекс событий, возникающих в процессе выполнения комплекса работ, описываемого заданной моделью, соединенных дугами, описывающих множество работ, подлежащих выполнению. Причем каждой дуге можно поставить в однозначное соответствие пару вершин, первая из которых будет определять момент начала данной работы, а вторая – момент окончания этой работы.

При отображении сетевой модели с работами на дугах в форме направленного графа, однозначное представление должны получить все работы и все события модели. Однако структура сетевого графика такой модели может быть более *избыточна*, чем структура самой отображаемой сетевой модели. Дело в том, что по правилам построения сетевого графика для удобства его анализа необходимо, чтобы два события были соединены только единственной работой, что в принципе не соответствует реальным обстоятельствам в окружающей нас действительности. Поэтому принято вводить в структуру сетевого графика элемент, которого нет ни в действительности, ни в сетевой модели. Этот элемент называется *фиктивной работой*. Таким образом, структура сетевого графика с работами на дугах образуется из трех типов элементов:

- *событий* – моментов времени, когда происходит начало или окончание выполнения какой-либо работы (работ);
- *работ* – неделимых частей комплекса действий, необходимых для решения некоторой задачи;
- *фиктивных работ* – условных элементов структуры сетевого графика, используемых исключительно для указания логической связи отдельных событий и имеющих нулевую продолжительность.

Графически события изображаются кружками; работы изображаются сплошными линиями со стрелками на конце, ориентированными слева направо; фиктивные работы изображаются пунктирными линиями со стрелками на конце, ориентированными слева направо.

Временные характеристики сетевой модели являются главными элементами аналитической системы проектного управления. Именно для их определения и последующего улучшения выполняется вся подготовительная работа по составлению сетевой модели проекта и ее последующей оптимизации.

Одной из наиболее распространённых задач в управлении проектами, является задача распределения ресурса. В качестве ресурса могут выступать финансы, сырьё, энергия, оборудование, трудовые ресурсы, вычислительные мощности и т.д. Основной проблемой здесь является то, что руководителю проекта, как правило, не известны истинные потребности исполнителей в ресурсе того или иного вида (то есть, неизвестна точная зависимость их эффективности от полученного ресурса). Следовательно, так как суммарное количество ресурса в большинстве случаев ограничено, то возникает задача распределения ресурса оптимальным образом. В том случае, когда эффективности исполнителей известны руководителю проекта и распределяется весь ресурс, то оптимальное решение задачи распределения известно, но, как правило, эффективности исполнителей неизвестны руководителю проекта, в лучшем случае известен диапазон возможных изменений. Следовательно, процедура распределения ресурсов принимает двухэтапный характер: на первом этапе происходит сбор информации от исполнителей; на втором - на основе собранной информации осуществляется распределение ресурса каждому исполнителю. Таким образом, исполнители осознают, что сообщаемая ими информация влияет на количество выделяемого им ресурса. В этом случае они будут сообщать такую информацию, которая позволила бы получить максимально выгодное для себя количество ресурса. Естественно, что в этом случае сообщаемая информация может вовсе не соответствовать истинному положению дел. Таким образом, участники распределения ресурсов имеют возможность сознательно исказить информацию с целью получения более выгодного для себя распределения ресурса. Такое явление получило название манипулируемости.

Возникает проблема, как построить механизм распределения ресурса таким образом, чтобы исключить возможность сознательного искажения инфор-

мации исполнителями. Это возможно только тогда, когда механизм распределения делает искажение информации исполнителями невыгодным. Это возможно только тогда, когда применяемый механизм будет давать распределение ресурса, которое совпадает с точкой равновесия по Нэшу. В работах В.Н. Букова [29 – 31] доказывається, что для любого механизма распределения ресурса существует эквивалентный прямой (неманипулируемый) механизм не меньшей эффективности. Значит, оптимальный механизм содержится в классе неманипулируемых механизмов, то есть, строя механизм, в котором все исполнители сообщают правду, не происходит потери эффективности.

Во второй главе рассматриваются задачи определения очередности выполнения работ одной бригадой (единицей ресурсов) при учете времени перемещения бригады от работы к работе. Такие задачи, как правило, возникают в случае проведения или ремонтных или строительных объектов, расположенных на расстояниях от места расположения бригады и друг от друга, сравнимых с временем выполнения работ.

Предполагается, что заданы времена перемещения бригады от работы к работе и времена перемещения бригады из пункта расположения к месту выполнения каждой работы. Если этими временами пренебрегать нельзя, то задача становится сложной (NP-трудной) задачей оптимизации. Достаточно сказать, что ее частным случаем является известная задача коммивояжера [1].

Рассматривается случай, когда матрица времен перемещений является симметричной. Для решения данной задачи используется метод ветвей и границ. Для применения метода ветвей и границ необходимо определить способ ветвления (разбиения множества решений на подмножества) и способ получения нижних оценок целевой функции на подмножествах решений.

Для этой цели строится кратчайшая связывающую сеть (кратчайшее дерево) на вершинах. Длина этого дерева (сумма длин ребер дерева) дает оценку снизу длины маршрута из пункта O , проходящего через все остальные пункты (без учета времени возвращения в начальный пункт). Действительно, среди всех деревьев существует гамильтонова цепь, начинающаяся в вершине O . Эта

цепь определяет некоторый допустимый маршрут бригады. Теперь определим способ ветвления: Разобьем множество всех очередностей (перестановок из p пунктов) на p подмножеств. В подмножество (i) входят все решения, в которых работа в пункте i выполняется последней, что и дает возможность определить нижнюю оценку целевой функции.

Далее рассматривается случай произвольной матрицы расстояний. В этом случае для получения нижних оценок целесообразно применить способ проведения матрицы расстояний [1]. Однако, этот способ необходимо модифицировать, учитывая, что нас интересует незамкнутые маршруты. Кроме того, как и в предыдущем случае, выбираем не дихотомическую схему ветвления. Описан модифицированный алгоритм получения нижних оценок.

Учитывая схему расположения объектов (линейная; кольцевая; радиальная), определена очередность выполнения работ, обеспечивающую их завершение не позже заданных сроков. Если это невозможно, то в предлагаемой модели осуществляется минимизация максимального запаздывания сверх заданных сроков. Для рассматриваемых схем расположения объектов: линейная, кольцевая, радиальная, все задачи решены в предположении, что действует одна бригада. Для случая радиального расположения объектов рассмотрен вариант, когда число бригад больше единицы.

Эффективный алгоритм на основе метода динамического программирования построен для случая выполнения работ двумя бригадами. Алгоритм имеет хорошую геометрическую интерпретацию.

В третьей главе рассматриваются задачи определения оптимальной очередности выполнения работ в случае нескольких бригад. Отмечается, что эти задачи относятся к классу NP – трудных, исключение составляет случай, когда бригад достаточно много, так что каждая бригада выполняет не более двух работ. В этом случае задача сводится к определению паросочетания в графе при ограничении на длины входящих в него ребер [1].

В работе рассматривается ряд постановок задач определения расписаний для нескольких бригад, для которых предлагаются эффективные методы реше-

ния. Рассматривается задача определения минимального числа бригад, обеспечивающих выполнение проекта при заданных сроках начала работ. Задачи сводятся к определению потока минимальной величины, насыщающего все вершины графа при заданных пропускных способностях вершин. Предлагается геометрический подход к оценке оптимального решения минимизации отклонения от плановых сроков для случая, когда число бригад больше 1, а транспортная схема является радиальной. Получено точное решение задачи минимизации отклонения от плановых сроков для радиальной транспортной схемы и нескольких бригад.

В четвертой главе рассматривается комплекс работ по реализации проекта массовой застройки «Марьинский парк». Отмечается, что проект выполняется в особых условиях, связанных с особенностями района строительства, что приводит к необходимости проведения работ по засыпке полей фильтрации. С этой целью, для выполнения работ нулевого цикла привлечена в качестве субподрядной организации специализированное предприятие ОАО «Мосфундаментстрой – 2». Используя данные о работах, подлежащих выполнению в текущий период, была определена рациональная очередность выполнения работ на объектах доставляющая минимальную продолжительность выполнения всего комплекса работ для различных типов транспортных схем расположения объектов строительства.

ГЛАВА I

АНАЛИЗ МЕТОДОВ РАСПРЕДЕЛЕНИЯ РЕСУРСОВ

1.1. Основные понятия управления проектами

Современное состояние большинства современных российских предприятий таково, что процедуру банкротства можно возбудить в любое время против большинства из них. Анализ причин кризисного положения российских предприятий [21], показал, что большинство причин находятся в сфере стандартных мероприятий эффективного менеджмента, позволяющего переломить негативную ситуацию, сложившуюся на фирме: Поэтому, в большинстве случаев, кризисное положение большинства компаний в настоящее время можно объяснить отсутствием у руководства этих предприятий понимания имеющихся внутренних проблем организации и необходимого комплекса знаний, позволяющего разрешить хотя бы часть этих проблем.

Эффективный менеджмент, прежде всего, предполагает использование современных управленческих технологий, основанных на теории управления проектами. Это предполагает приведение организационной структуры предприятия в соответствие тем новым задачам, которые встают перед предприятием.

Если проанализировать деятельность любого предприятия, то, прежде всего, можно выделить два рода деятельности, в чем – то совпадающие, но, в тоже время, и имеющие коренные различия. Первый связан с выполнением постоянных и повторяющихся действий, а второй – с выполнением временных и уникальных действий. Первые получили название операций, вторые – проектов. Очевидно, что и организационная структура предприятия должна соответствовать тем действиям, которые оно выполняет: для операций одна, для проектов – другая.

Естественно сведение всей многообразной деятельности предприятия к двум видам весьма условно и один набор действий осуществляемых на предприятии в различных условиях может быть отнесено как к операциям, так и к

проектам. Например, серийное производство, в общем — то, должно быть отнесено к операциям; так как это вид деятельности выполняется постоянно и периодически; но и может рассматриваться и как проект, направленный на выпуск определенного вида продукции; так как одновременно ему присущи и признаки проекта: временность (любое серийное производство когда-то прекращается) и уникальность (каждое изделие имеет свои конкретные особенности которые могут рассматриваться как уникальность изделия). Очевидно все дело в промежутках времени в течении которых производится анализ и в масштабах этого анализа. Учитывая это можно сделать вывод, что деятельность предприятия представляет собой последовательность реализуемых проектов. При этом проекты — обычно часть организаций, которые больше самого проекта, таких как корпорации, правительственные агентства, учреждения здравоохранения; международные организации, профессиональные ассоциации и тому подобное. Даже если проект — это собственно организация (совместное предприятие или партнерство), то проект все равно останется под влиянием организации или организаций, его воплощающих. Следует отметить, что существует два типа организаций, различающихся с точки зрения технологии проектного управления:

- организации, получающие доход в основном от осуществления проектов для других, — архитектурные и инженерные фирмы, консультанты, строительные организации, правительственные заказчики и др;
- организации, применяющие управление по проектам.

Организационная структура организаций ориентированных на проектное управление призвана обеспечить удобство ведения большого количества протекающих одновременно проектов. Организации, основой которых не являются проекты, — производственные корпорации, финансовые службы — редко имеют в наличии системы управления для своевременного и эффективного удовлетворения нужд проекта. Отсутствие систем, ориентированных на проекты, делает управление проектами более сложными. В некоторых

случаях в данных организациях существуют отделы и иные подразделения, работающие в качестве структурных подразделений, ориентированных на проекты, с соответствующими системами.

Следует отметить, что существует зависимость между организационной системой и результатами проекта. Например, если организация поощряет функциональных менеджеров за сокращение рабочего времени проекта, команда управления проектом может счесть нужным организовать проверки с целью убедиться в эффективности использования занятого в проекте персонала.

Большинство организаций создали свою уникальную культуру. Она отражена в ценностях, нормах, верованиях, ожиданиях, в их политике и процедурах, во взглядах на отношение к уполномоченным лицам и во многих других факторах. Организационная культура зачастую оказывает прямое воздействие на проект. Например:

- необычный или высоко рискованный подход, с большей степенью вероятности получит одобрение в агрессивной или изобретательской организации.
- руководитель проекта со стилем управления, подразумевающим широкое участие других лиц, может столкнуться с проблемами в строго иерархической организации, тогда как руководитель с авторитарным стилем окажется в подобной ситуации в организации, противоположной по структуре.

Структура исполняющей организации часто ограничивает возможности, при которых имеющиеся ресурсы становятся применимыми для проекта. Организационные структуры могут быть охарактеризованы как спектр перехода от функциональной структуры к структуре для управления проектами с разнообразием матричных структур в промежутке. Детальные пояснения ключевые характеристики основных, относящихся к проектам, организационных структур представлены в табл. 1.1.1 [88].

Таблица 1.1.1

Тип организации Характеристики проекта	Функциональность	Матричная			Для управления проектами
		Слабая матрица	Сбалансированная матрица	Слабая матрица	
Влияние менеджера проекта	Незначительно или отсутствует	Ограничено	От высокого до почти тотального	Ограничено	От высокого до почти тотального
Процент штатного персонала исполняющей организации, вовлеченный в деятельность по проектам	Почти нет	0 – 25%	85-100%	0 – 25%	85-100%
Роль менеджера проекта	Занят не полностью	Занят не полностью	Занят полностью	Занят не полностью	Занят полностью
Общепринятые названия ролей менеджеров проекта	Координатор проекта / руководитель проекта	Координатор проекта / руководитель проекта	Менеджер проекта / менеджер программы	Координатор проекта / руководитель проекта	Менеджер проекта / менеджер программы
Административный персонал управления проектом	Занят не полностью	Занят не полностью	Занят полностью	Занят не полностью	Занят полностью

Классическая функциональная организационная структура, приведенная на рис. 1.1.1 [114] представляет собой иерархическую модель, где каждый работник имеет одного прямого начальника. Персонал сгруппирован по специ-

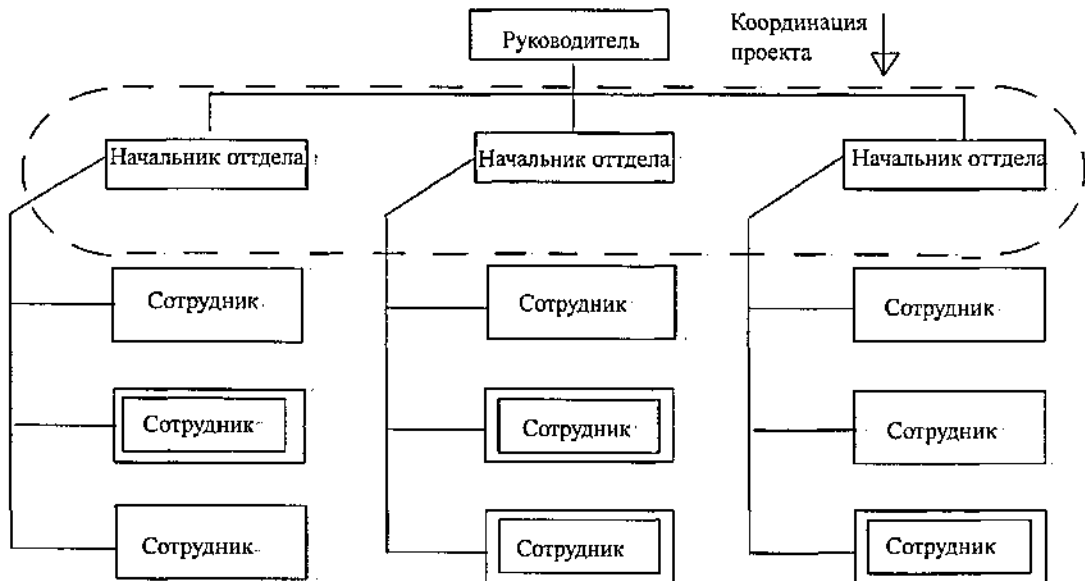


Рис. 1.1.1

ализации, например, производство, маркетинг, инжиниринг, бухгалтер на высшем уровне; инжиниринг далее подразделяется на механический и электри-

ческий. Функциональные организации все еще имеет проекты, но замысел проекта ограничен рамками специальности - инженерный отдел делает свою работу отдельно от отдела маркетинга или производства. В чисто функциональной организации при разработке нового продукта фаза проектирования часто носит название «проекта дизайна» и к ней привлекаются только работники конструкторского отдела. Если возникают вопросы о производстве, то они передаются по структуре вверх начальнику конструкторского отдела, который запрашивает начальника производственного отдела, а ответ спускается вниз к менеджеру конструкторского отдела. Участники проекта выделены двойной линией.

На противоположном конце спектра находится организация для управления проектами, показанная на рис. 1.1.2.

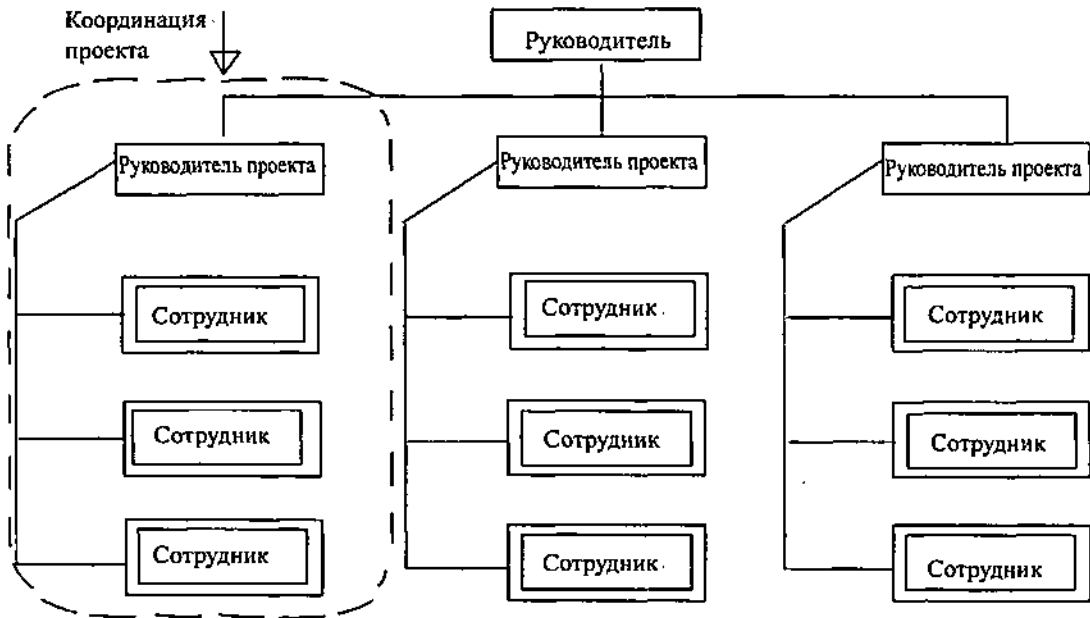


Рис. 1.1.2

Персонал в такой структуре часто и тесно взаимодействует. В работе над проектом используют большинство ресурсов организации, а менеджеры проектов имеют практически неограниченную свободу и авторитет. Такие организации часто имеют организационные узлы, именуемые отделами, но эти образования как отчитываются перед менеджером проекта, так и обеспе-

чивают необходимой поддержкой и услугами разные проекты. имеют практически неограниченную свободу и авторитет. Такие организации часто имеют организационные узлы, именуемые отделами, но эти образования как отчитываются перед менеджером проекта, так и обеспечивают необходимой поддержкой и услугами разные проекты.

Матричные организационные структуры, показаны на рис. 1.1.3–1.1.5

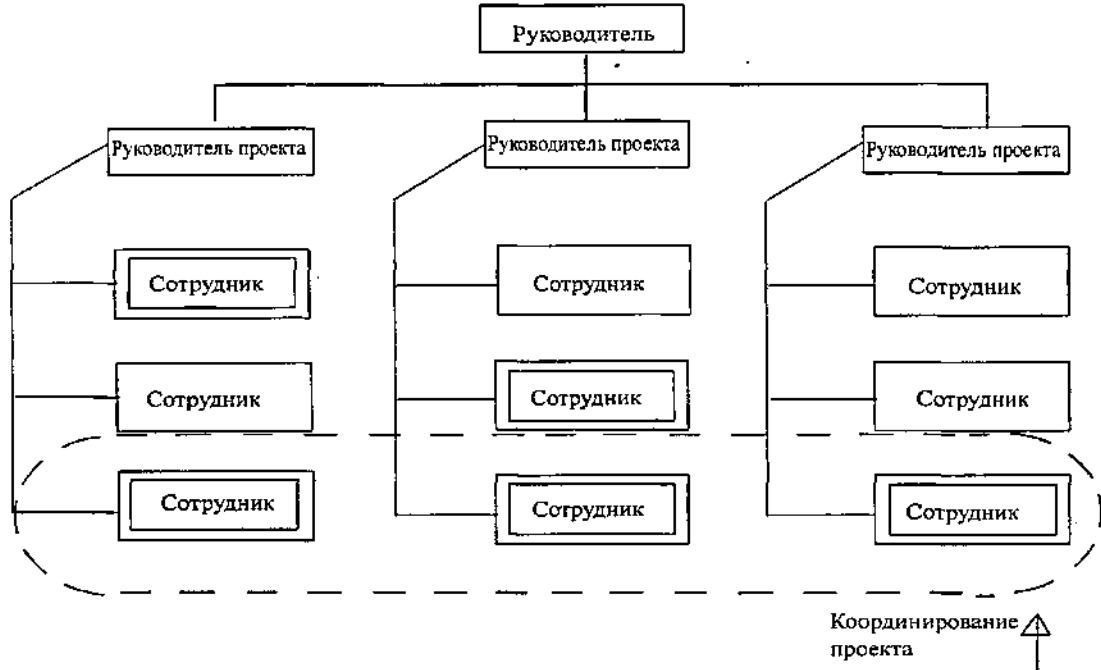


Рис.1.1.3

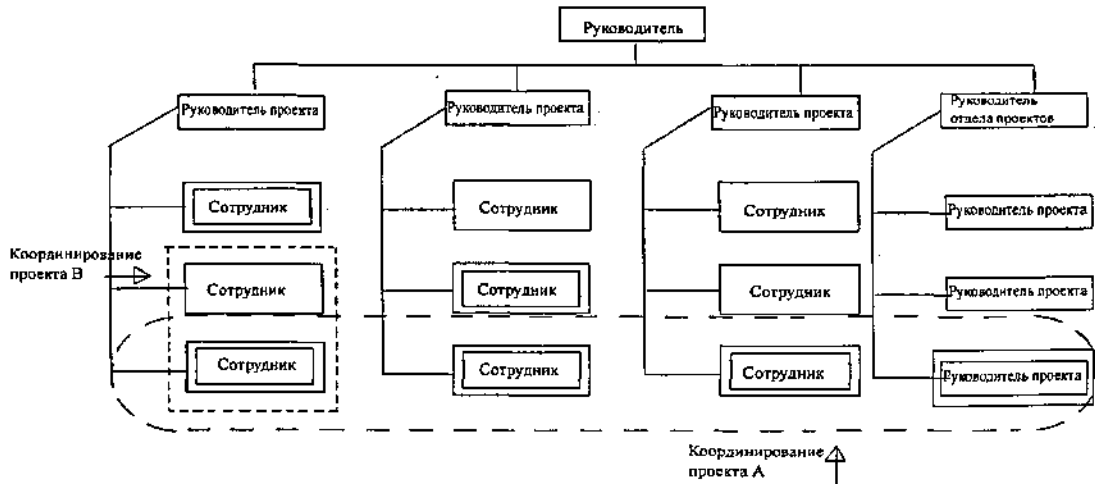


Рис.1.1.4

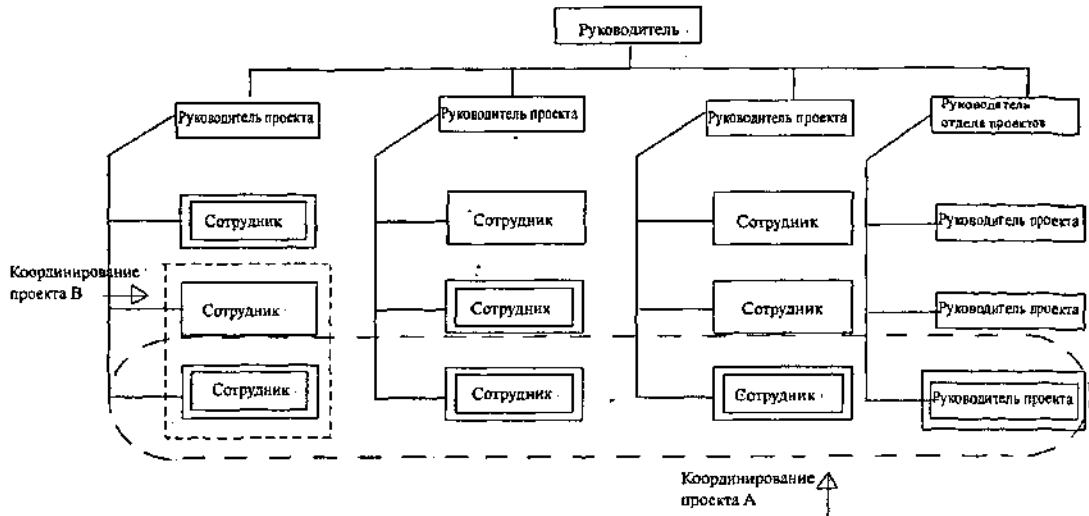


Рис.1.1.5

и представляют характеристики функциональных организаций и организаций для управления проектами. Слабые матричные организационные структуры имеют много черт функциональных, и менеджер проекта играет скорее роль координатора или сопровождающего, чем менеджера. Сильные матричные организационные структуры имеют большинство свойств организации для управления проектами – постоянные менеджеры проектов со значительным авторитетом и постоянный административный персонал проекта. В основном, большинство современных организаций включают все вышеуказанное структуры на различных уровнях, как показано на рис. 1.1.6.

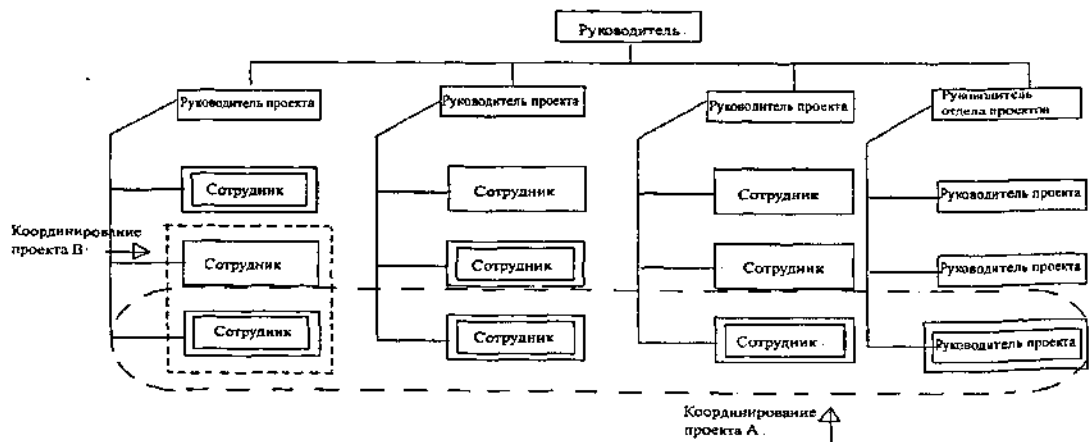


Рис.1.1.6

Следует отметить, что даже внутри строго функциональной организационной структуре может быть создана специальная команда проекта для осуществления очень важного мероприятия. Такая команда может носить множество характеристик организационной структуры для управления проектами. Она может иметь постоянный персонал из различных функциональных отделов, может развивать свой собственный набор операционных процедур может оперировать вне стандартной обязательной структуры отчетности.

Таким образом, современное состояние российских предприятий вынуждает их переходить к проектной форме управления, как наиболее отвечающей стоящим перед ними задачам. В связи с этим следует отметить, что в самом широком понимании проект - это ограниченное по времени целенаправленное изменение отдельной системы с установленными требованиями к качеству результатов, возможными рамками расхода средств и ресурсов и специфической организацией [115].

Рассматривая деятельность предприятия как последовательность реализуемых проектов, приходим к понятию проектно-ориентированного управления, то есть управленческого подхода, при котором многие заказы и задачи производственной деятельности организации, рассматриваются как отдельные проекты, к которым применяются принципы и методы управления проектами [37].

Управление проектом - это искусство руководства и координации людских и материальных ресурсов на протяжении жизненного цикла проекта путем применения современных методов и техники управления для достижения определенных в проекте результатов по составу и объему работ, стоимости, времени, качеству и удовлетворению участников проекта.

Успешное завершение проекта определяется как достижение целей проекта при соблюдении установленных ограничений на: продолжительность и сроки завершения проекта; стоимость и бюджет проекта; качество выполненных работ и спецификации требований к результатам. При этом конечные результаты должны быть одобрены и приняты заказчиком. Таким образом,

ключевыми параметрами, влияющими на результаты проекта, являются продолжительность, стоимость и качество выполняемых работ. По крайней мере, два из них: продолжительность и стоимость, очень тесно зависят от количества используемых ресурсов при выполнении проекта: используя большее количество ресурсов можно сократить продолжительность, но увеличить стоимость проекта и наоборот. Следовательно, одной из основных задач управления проектами является задача составления расписания работ с тесной увязкой необходимых для их выполнения ресурсов. Для этой цели приходится решать задачи календарного планирования и связанные с ними задачи распределения ограниченных ресурсов.

1.2. Задачи календарного планирования в управлении проектами

Традиционно известны три формы представления расписаний работ: линейная, циклограммная, сетевая [17]. Каждая из этих форм имеет свои достоинства и недостатки. Естественно, самой простой и наглядной является линейная форма, но такое представление не позволяет использовать формальные математические модели, позволяющие осуществить оптимизацию расписания или улучшить распределение ресурсов.

Более сложной формой представления, допускающей некоторую степень формализации и, как следствие, позволяющей применить уже некоторые алгоритмы, является циклограммная форма.

Но полноценное математическое описание задачи календарного планирования возможно выполнить с помощью сетевых моделей, представляющих из себя разновидность ориентированных графов. Такое представление позволяет задействовать достаточно сильный и хорошо разработанный аппарат теории графов. При этом сетевым графиком будем называть полное графическое отображение структуры сетевой модели на плоскости.

Существует два способа изображения работ на сетевой модели [35]:

- вершины графа являются событиями, определяющими начало и окончание отдельных работ, а дуги в этом случае будут соответствовать отдельным работам (такая модель называется *сетевой моделью с работами на дугах*);
- вершины графа представляют собой работы, а дуги отображают зависимости между работами, то есть определяют технологическую последовательность выполнения работ (в этом случае сетевая модель получила название *сетевой моделью с работами в узлах*);

Сетевая модель с работами на дугах представляет собой множество вершин, характеризующих комплекс событий, возникающих в процессе выполнения комплекса работ описываемого заданной моделью, соединенных дугами, описывающих множество работ, подлежащих выполнению. Причем каждой дуге можно поставить в однозначное соответствие пару вершин, первая из которых будет определять момент начала данной работы, а вторая – момент окончания этой работы.

При отображении сетевой модели с работами на дугах в форме направленного графа, однозначное представление должны получить все работы и все события модели. Однако структура сетевого графика такой модели может быть более *избыточна*, чем структура самой отображаемой сетевой модели. Дело в том, что по правилам построения сетевого графика для удобства его анализа необходимо, чтобы два события были соединены только единственной работой, что в принципе не соответствует реальным обстоятельствам в окружающей нас действительности. Поэтому принято вводить в структуру сетевого графика элемент, которого нет ни в действительности, ни в сетевой модели. Этот элемент называется фиктивной работой. Таким образом, структура сетевого графика с работами на дугах образуется из трех типов элементов:

- *событий* – моментов времени, когда происходит начало или окончание выполнения какой-либо работы (работ);

- *работ* – неделимых частей комплекса действий, необходимых для решения некоторой задачи;
- *фиктивных работ* – условных элементов структуры сетевого графика, используемых исключительно для указания логической связи отдельных событий и имеющих нулевую продолжительность.

Графически события изображаются кружками; работы изображаются сплошными линиями со стрелками на конце, ориентированными слева направо; фиктивные работы изображаются пунктирными линиями со стрелками на конце, ориентированными слева направо. Пример сетевого графика модели с работами на дугах представлен ниже на рис. 1.2.1.

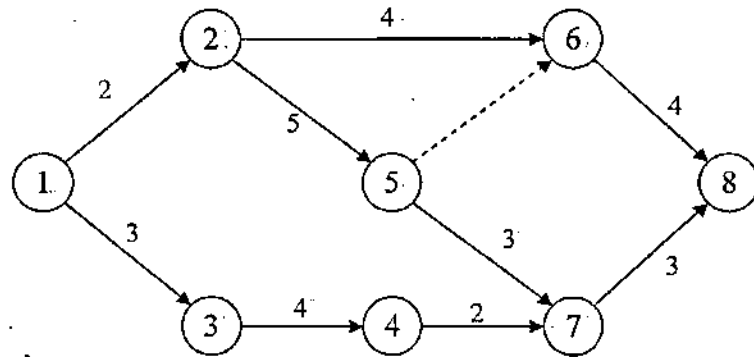


Рис. 1.2.1

Сетевая модель с работами в узлах будет представлять комплекс отношений предшествования-следования работ в процессе их выполнения. В этом случае сетевая модель будет задаваться ориентированным графом, в котором каждая работа играет роль вершины, а дуги, соединяющие вершины характеризуют зависимости между работами; причем каждой дуге можно поставить в однозначное соответствие пару вершин, первая из которых будет непосредственно предшествующей работой в данной паре, а вторая – непосредственно следующей. При таком представлении сетевой модели избыточности структуры удастся избежать. Здесь нет необходимости вводить в качестве дополнительного структурного элемента фиктивные работы, поскольку отсутствуют те структурные элементы, которые они призваны обслуживать, а именно

– события. В сетевой модели с работами в узлах есть только вершины, которые обозначают работы и дуги (сплошные линии со стрелками, ориентированными слева направо), которые обозначают отношения предшествования-следования работ. Никаких событий и никаких фиктивных работ. На рис. 1.2.2 представлена сетевая модель с работами в узлах (каждая вершина характеризует работу; в верхней части стоит номер работы, в нижней – продолжительность) для того же комплекса работ, что и на рис. 1.2.1.

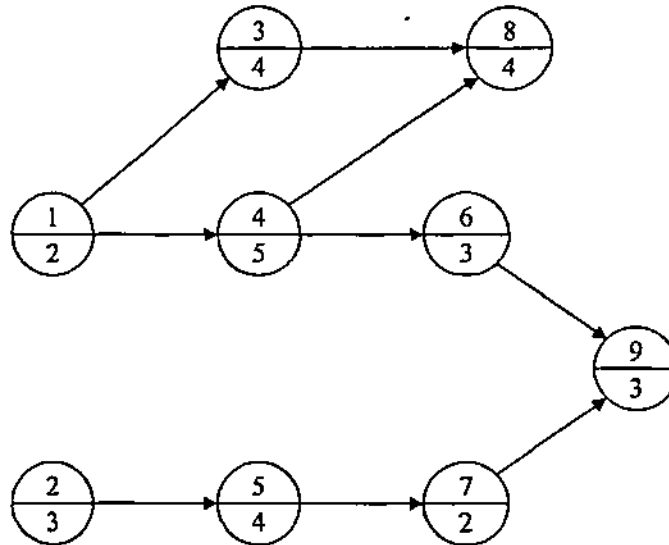


Рис. 1.2.2

Сетевая модель может быть представлена [40]:

- 1) сетевым графиком,
- 2) в табличной форме,
- 3) в матричной форме,
- 4) в форме диаграммы на шкале времени.

Переход от одной формы представления к другой не составляет большого труда.

Сетевые графики и временные диаграммы имеют преимущество перед табличной и матричной формами в том, что являются более наглядными. Однако с увеличением размеров модели это преимущество теряется и для реальных задач сетевого моделирования, в которых речь идет о тысячах работ и

событий, вычерчивание сетевых графиков и диаграмм уже теряет смысл в виду большой трудоемкости и необозримости получающихся моделей.

Сетевые модели в табличной и матричной формах позволяют осуществлять анализ параметров сетевых моделей; в этих формах применимы алгоритмические процедуры анализа, выполнение которых не требует наглядного отображения модели на плоскости.

Табличная форма сетевой модели задается номерами работ и перечнем работ, непосредственно предшествующих данной работе. Для рассматриваемого выше примера табличная форма сетевой модели будет такой, которая представлена в табл. 1.2.1.

Таблица 1.2.1

Работа	Предшествующие работы
1(1-2)	-
2(1-3)	-
3(2-4)	1
4(2-5)	1
5(3-4)	2
6(5-7)	4
7(4-7)	5
8(6-8)	3,4
9(7-8)	6,7

Описание сетевой модели в матричной форме задается в виде отношения между событиями, которое равно 1, если между этими событиями есть работа (либо реальная, либо фиктивная) и 0 – в противном случае. Матричная форма для описания сетевой модели из рассматриваемого выше примера приведена ниже в табл. 1.2.2:

Временная диаграмма (или график Ганта) предполагает размещение работ в координатной системе, где по оси абсцисс (X) откладывается время (t), а по оси ординат (Y) – работы. Точкой начала отсчета любой из работ будет момент окончания всех ее предшествующих работ. Если работе не предшествует ничто, то она откладывается от начала временной шкалы, т.е. с самого левого края диаграммы. На рис. 1.2.3 представлен график Ганта для се-

тевой модели, рассмотренной выше с добавлением информации о продолжительности выполнения работ.

Таблица 1.2.2'

События	1	2	3	4	5	6	7	8
1		1	1					
2	1				1	1		
3	1			1				
4			1				1	
5		1				1	1	
6		1			1			1
7				1	1			1
8						1	1	

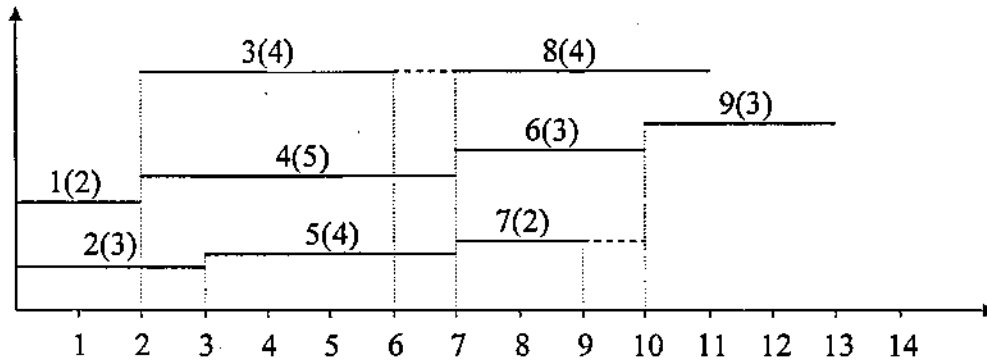


Рис. 1.2.3

В сетевых графиках, вершины которых соответствуют событиям, элементы структуры обладают свойством “сшивания” предыдущих работ с последующими. Иными словами, любое событие наступает только тогда, когда закончены все предшествующие ему работы. С другой стороны, оно является предпосылкой для начала следующих за ним работ. Событие не имеет продолжительности и наступает мгновенно. В связи с этим предъявляются особые требования к его определению. Каждое событие, включаемое в сетевой график, должно быть полно, четко и всесторонне определено, его формулировка должна включать результат всех непосредственно предшествующих

ему работ. И пока не выполнены все работы, непосредственно предшествующие данному событию, не может наступить и само событие, а, следовательно, не может быть начата ни одна из работ, непосредственно следующих за ним. Более того, если то или иное событие наступило, то это означает, что могут быть немедленно и реально начаты работы, следующие за ним. Если же по какой-либо причине хотя бы одна из таких работ не может быть начата, следовательно, нельзя считать данное событие наступившим.

Различаются следующие разновидности событий сетевого графика модели с работами на дугах:

- исходное событие – результат, в отношении которого условно предполагается, что он не имеет предшествующих работ;
- завершающее событие – результат, в отношении которого предполагается, что за ним не следует ни одна работа; это и является конечной целью выполнения всего комплекса работ или решением задачи;
- промежуточное событие или просто событие. Это любой достигаемый результат в выполнении одной или нескольких работ, дающий возможность начать последующие работы;
- начальное событие – событие, непосредственно предшествующее данной конкретной работе;
- конечное событие – событие, непосредственно следующее за данной работой.

Временные характеристики сетевой модели являются главными элементами аналитической системы проектного управления. Именно для их определения и последующего улучшения выполняется вся подготовительная работа по составлению сетевой модели проекта и ее последующей оптимизации. Различают следующие временные параметры:

- продолжительность работ – календарное время, которое занимает выполнение работы;

- раннее время начала работы – наиболее ранний из возможных сроков начала выполнения работы;
- раннее время окончания работы – равно раннему времени начала работы плюс ее продолжительность;
- позднее время начала работы – равно позднему времени окончания работы минус ее продолжительность;
- позднее время окончания работы – наиболее поздний из допустимых сроков окончания работы;
- раннее время наступления события) – характеризует наиболее ранний из возможных сроков свершения того или иного события. Поскольку каждое событие является результатом свершения одной или нескольких работ, а те в свою очередь следуют за какими-либо предшествующими событиями, то срок его наступления определяется величиной наиболее длительного отрезка пути от исходного события до рассматриваемого;
- позднее время наступления события – характеризует наиболее поздний из допустимых сроков совершения того или иного события. Если установлен срок наступления завершающего события, являющегося результатом всего комплекса проводимых работ, то каждое промежуточное событие должно наступить не позже определенного срока. Этот срок и является предельно допускаемым сроком наступления события;
- продолжительность критического пути;
- резерв времени наступления события – это разница между поздним и ранним сроками наступления этого события;
- полный резерв времени выполнения работы – это максимально возможный запас времени для выполнения данной работы сверх продолжительности самой работы при условии, что в результате такой задержки конечное для данной работы событие наступит не позднее, чем в свой поздний срок;

- свободный резерв времени выполнения работы – это запас времени, которым можно располагать при выполнении данной работы в предположении, что предшествующее и последующее события этой работы наступают в свои самые ранние сроки;
- независимый резерв времени выполнения работы – это запас времени, на который можно отложить начало выполнения работы без риска повлиять на какие бы то ни было сроки наступления каких-либо событий в модели вообще.

Любая последовательность непосредственно следующих друг за другом работ в сетевой модели называется путем. Путей в сетевой модели может быть очень много, но при этом пути, связывающие исходное и завершающее события сетевой модели, называются полными, а все остальные – неполными. Сумма продолжительностей выполнения работ, составляющих тот или иной путь, называется продолжительностью этого пути. Самый продолжительный из всех полных путей называется критическим путем сетевой модели. Таким образом, продолжительность критического пути равна сумме продолжительностей всех работ, составляющих этот путь. Работы, лежащие на критическом пути, называются критическими работами, а события – критическими событиями.

Контролируя календарные сроки выполнения критических работ, можно в итоге избежать потерь, так как у этих работ отсутствуют резервы времени. У работ, не находящихся на критическом пути, как правило, имеются резервы времени, что позволяет откладывать их выполнение, если это необходимо на некоторый срок.

В том случае, когда размеры сетевого графика невелики, то его временные параметры и критический путь могут быть найдены путем непосредственного рассмотрения графика вершина за вершиной, работа за работой. Но, естественно, по мере увеличения масштабов модели вероятность появления ошибки в расчетах будет возрастать в геометрической прогрессии. Поэтому, даже при небольших размерах модели целесообразно воспользоваться

одним из наиболее подходящих алгоритмических методов расчета, позволяющих подойти к этой задаче формально.

Самыми распространенными методами расчета временных параметров сетевой модели являются табличный и матричный. Поэтому, даже если исходная информация по сетевой модели представлена в виде сетевого графика или временной диаграммы, приступая к анализу, ее следует привести к табличной либо матричной форме.

Алгоритмы расчета временных параметров сетевой модели основываются на следующих соотношениях, вытекающих из определений временных параметров. Для удобства понимания индекс работы, как правило, состоит из двух букв, например, $[ij]$, первая из которых соответствует индексу начального события работы, а вторая – индексу конечного события работы.

1.3. Задачи распределения ресурсов проекта

Одной из наиболее распространённых задач в управлении проектами является задача распределения ресурса. В качестве ресурса могут выступать финансы, сырьё, энергия, оборудование, трудовые ресурсы, вычислительные мощности и т.д. Основной проблемой здесь является то, что руководителю проекта, как правило, не известны истинные потребности исполнителей в ресурсе того или иного вида (то есть, неизвестна точная зависимость их эффективности от полученного ресурса). Следовательно, так как суммарное количество ресурса в большинстве случаев ограничено, то возникает задача распределения ресурса оптимальным образом.

Рассмотрим задачу распределения ограниченных ресурсов между n исполнителями [23]. В том случае если i -ый исполнитель получает ресурс в объеме x_i , то исполнитель получает доход, определяемый функцией $\varphi_i(x_i)$ ($\varphi(\cdot)$ в этом случае называется функцией предпочтения). Целевая функция задачи, характеризует суммарную эффективность исполнителей, и определяется выражением вида:

$$\sum_{i=1}^n \varphi_i(x_i) \rightarrow \max_x, \quad (1.3.1)$$

при условии ограниченности распределяемого ресурса

$$\sum_{i=1}^n x_i \leq R. \quad (1.3.2)$$

В том случае, когда эффективности исполнителей известны руководителю проекта и распределяется весь ресурс, то оптимальное решение задачи (1.3.1) – (1.3.2) будет определяться:

$$\frac{d\varphi_i(x_i^*)}{dx_i} = \lambda, \quad i = \overline{1, n}, \quad (1.3.3)$$

где λ определяется из условия $\sum_{i=1}^n x_i^*(\lambda) = R$.

Но, как правило, эффективности исполнителей неизвестны руководителю проекта, в лучшем случае известен диапазон возможных изменений. Следовательно, процедура распределения ресурсов принимает двухэтапный характер: на первом этапе происходит сбор информации от исполнителей; на втором - на основе собранной информации осуществляется распределение ресурса каждому исполнителю. Таким образом, исполнители осознают, что сообщаемая ими информация влияет на количество выделяемого им ресурса. В этом случае они будут сообщать такую информацию, которая позволила бы получить максимально выгодное для себя количество ресурса. Естественно, что в этом случае сообщаемая информация может вовсе не соответствовать истинному положению дел. Таким образом, участники распределения ресурсов имеют возможность сознательно исказить информацию с целью получения более выгодного для себя распределения ресурса. Такое явление получило название манипулируемости.

Возникает проблема, как построить механизм распределения ресурса таким образом, чтобы исключить возможность сознательного искажения информации исполнителями. Это возможно только тогда, когда механизм распределения сделает искажение информации исполнителями невыгодным. Это

возможно только тогда, когда применяемый механизм будет давать распределение ресурса, которое совпадает с точкой равновесия по Нэшу. В работах В.Н. Буркова [38 – 40] доказывается, что для любого механизма распределения ресурса существует эквивалентный прямой (неманипулируемый) механизм не меньшей эффективности. Значит, оптимальный механизм содержится в классе неманипулируемых механизмов, то есть, строя механизм, в котором все исполнители сообщают правду, не происходит потери эффективности.

Рассмотрим основные механизмы распределения ресурсов. При этом следует отметить, что любой механизм должен исходить из предположения, что каждый участник должен получить не больше заявленного им количества ресурса. Наиболее простым и широко используемым является класс приоритетных механизмов. Распределение ресурсов при этом происходит пропорционально приоритету каждого участника распределительной схемы. Назначая приоритет каждому участнику можно получить различные распределения. Таким образом, все зависит от алгоритма назначения приоритета для каждого из участников. В целом процедуру распределения по приоритетному механизму можно описать следующим выражением :

$$x = \begin{cases} s_i, & \text{если } \sum_{j=1}^n s_j \leq R, \\ \min[s_i; \gamma \eta_j(s_j)], & \text{если } \sum_{j=1}^n s_j > R, \end{cases} \quad (1.3.4)$$

где $\eta_i(s_i)$ — монотонная функция приоритета i -го потребителя в зависимости от его заявки.

Выбор параметра γ осуществляется из условия полного использования ресурса в случае его дефицита. Это требование может быть записано в виде:

$$\sum_{j=1}^n \min[s_j; \gamma \eta_j(s_j)] = R, \quad (1.3.5)$$

Если функций $\eta_i(s_i)$ представляют собой возрастающие функции заявок, то такой механизм получил название механизма прямых приоритетов; если же $\eta_i(s_i)$ — убывающие функции заявок, то обратных приоритетов.

Рассмотрим механизм прямых приоритетов.

В этом случае в качестве функции приоритета, как правило, принимается величина заявки на ресурс, подаваемая исполнителем, то есть $\eta_i(s_i) = s_i$,

параметр γ находится из условия $\gamma = R / \sum_{i=1}^n s_i$, а процедура распределения

осуществляется согласно следующего выражения:

$$x_i = R s_i / \sum_{i=1}^n s_i. \quad (1.3.6)$$

Из анализа (1.3.6) можно сделать вывод, что равновесной точкой по Нэшу для данной задачи будет являться сообщение всеми участниками максимальных заявок на ресурс. В данном механизме используется принцип «больше просишь — больше получишь».

Достоинства и недостатки рассмотренного механизма прямых приоритетов очевидны: данный механизм способствует завышению заявок в условиях дефицита, так как сознательно завышая свои заявки наиболее дальновидные потребители могут попытаться получить для себя выгоды в одностороннем порядке, то есть за счет сознательного искажения информации возможно увеличение количества распределяемого ресурса. К достоинствам механизма прямых приоритетов следует отнести простоту и наглядность.

Если же в качестве функции приоритета i -го участника задать выражение вида:

$$\eta_i(s_i) = \frac{A_i}{S_i}, \quad i = \overline{1, n}, \quad (1.3.7)$$

где $\{A_i\}$ — некоторые константы, то можно придти к механизму обратных приоритетов. При этом величина A_i характеризует потери проекта, если i -й исполнитель вообще не получит ресурса. Тогда отношение A_i/S_i определяет удельный эффект от использования ресурса. Поэтому механизмы обратных

приоритетов иногда называют механизмами распределения ресурса пропорционально эффективности (ПЭ-механизмами).

В этом случае процедура распределения ресурса будет происходить согласно выражения:

$$x_i = S_i = R \frac{\sqrt{A_i}}{\sum_{j=1}^n \sqrt{A_j}}, \quad (1.3.8)$$

а параметр γ находится из балансового ограничения и имеет вид:

$$\gamma = \left(R / \sum_{i=1}^n \sqrt{A_i} \right)^2.$$

Выражение (1.3.8) будет соответствовать равновесию по Нэшу.

В [38] показано, что стратегии типа (1.3.8) являются для исполнителей гарантирующими, то есть максимизируют их эффективности при наихудших стратегиях остальных. Более того, в [38] доказывається, что при достаточно большом числе исполнителей механизм обратных приоритетов со штрафами за несовпадение ожидаемого и планируемого эффекта оптимален в смысле суммарной эффективности. Приведем доказательство этого утверждения.

Теорема Стратегия $s_i^* = (\gamma^* A_i)^{1/2}$ является гарантирующей для i -го потребителя.

Доказательство. Пусть s некоторая ситуация. Так как $x_i = \min(s_i; \gamma A_i/s_i)$, то для оценки гарантированного количества ресурса x_i^r при заявке s_i необходимо определить минимально возможное значение γ . Так как γ определяется из уравнения

$$\min \left[s_i; \gamma \frac{A_i}{s_i} \right] + \sum_{j \neq i} \min \left(s_j; \gamma \frac{A_j}{s_j} \right) = R$$

то минимум γ достигается при условии $s_j^H = (\gamma A_j)^{1/2}$. Для определения этого "наихудшего" γ^H необходимо решить уравнение

$$\min \left(s_i; \gamma^n \frac{A_i}{s_i} \right) + \sum_{j \approx i} \left(\gamma^n A_j \right)^{1/2} = R$$

Нетрудно показать, что максимум гарантированного результата достигается в случае $s_i^* = (\gamma^n A_i)^{1/2} = RA_i^{1/2} / \sum A_j^{1/2}$.

Пусть теперь функция эффекта потребителя имеет максимум в точке m_i . К каким изменениям это приведет? Очевидно, что если $s_i^* > m_i$, то i -й потребитель закажет ровно m_i , и столько же получит, так как при уменьшении заявки его приоритет только возрастет. Таким образом, определится множество "приоритетных" потребителей (возможно, пустое), которое будут получать оптимальное для себя количество ресурса m_i .

Для определения этого множества пронумеруем всех потребителей по убыванию $A_i^{1/2} / m_i$, т.е.

$$A_1^{1/2} / m_1 \geq A_2^{1/2} / m_2 \geq \dots \geq A_n^{1/2} / m_n$$

Определим минимальный номер k , такой, что

$$\frac{A_k^{1/2}}{\sum_{j=k}^n A_j^{1/2}} \left(R - \sum_{j=1}^{k-1} m_j \right) \leq m_k$$

Множество Q образует $k-1$ потребителей (если $k=1$, то $Q = \emptyset$).

Свойства механизма обратных приоритетов, доказанные в [29], дают основание утверждать, что данный механизм не способствует тенденции завышения заявок, так как это становится невыгодным.

Но несмотря на ряд достоинств данный механизм не свободен и от недостатков, к которым прежде всего можно отнести тот факт, что в результате его применения теряется информация о реальной потребности в распределяемых ресурсах, а значит, и о размерах реального дефицита. Кроме того, не ясно, насколько полученное распределение ресурса близко к оптимальному, по другим критериям. И самое главное, возникает проблема корректного и обоснованного определения констант функции приоритета в выражении

(1.3.7) A_i , так как от этого будет зависеть успешность применения рассматриваемого механизма распределения. К сожалению далеко не всегда удается определить ущерб от неучастия конкретного исполнителя в реализации данного проекта, то есть параметр A_i . Причем зачастую этой информацией не располагают ни сами участники, ни руководитель проекта. Получение такой информации базируется на методиках экспертного опроса и, естественно, несет на себе сильный отпечаток субъективности экспертной группы.

Очевидно, что экспертам при оценке такой ситуации легче всего оперировать не количественными характеристиками, а качественными, выраженными в лингвистических переменных типа «большой ущерб», «малый ущерб» и т.п. Следовательно, возникает задача распределения ресурсов на основе качественных характеристик параметра функций предпочтения.

Другой подход к решению данной задачи будет заключаться в выборе другой функции предпочтения для механизма распределения ресурсов. В некоторых случаях представляется целесообразным сбор информации не только о величине требуемого ресурса, но также о предполагаемой величине эффекта w_i , от его использования. При этом если фактический эффект не совпадает с заявленным, то потребитель штрафуется (если фактический эффект ниже ожидаемого) или поощряется (в противном случае).

Следовательно, в качестве функции приоритета в приоритетных механизмах может быть использована функция следующего вида:

$$\eta_i(s_i; w_i) = w_i^2 / s_i \quad (1.3.9)$$

Равновесную по Нэшу ситуацию можно получить, руководствуясь результатами, изложенными выше, положив для рассматриваемого случая $A_i = w_i^2$. В этом случае выражение (1.3.8) примет вид

$$x_i^* = s_i^* = (w_i / W)R, \quad (1.3.10)$$

где $W = \sum_{i=1}^n w_i$.

Если обозначить эффективность i -го участника через $\varphi_i(x_i)$ и ввести штраф за отклонение от величины заявленной эффективности, то целевая функция участника с учетом (1.3.10) примет вид:

$$\varphi_i(x_i^*) - \alpha(w_i - \varphi_i(x_i^*)) = (1 + \alpha)\varphi_i(w_i \sqrt{\gamma^*}) - \alpha w_i, \quad (1.3.11)$$

где $\gamma^* = (R/W)^2$.

Следует отметить, что если число участников процедуры распределения достаточно велико, то влияние отдельного потребителя на значение γ в выражении (1.3.11) мало. Это дает основание применить *гипотезу слабого влияния*, позволяющую при выборе оценки ожидаемого эффекта не учитывать влияния w_i на γ и считать γ просто параметром. В этом случае, как показано в [38] полученный механизм распределения ресурса (1.3.11) является оптимальным. Действительно, оценка w_i обеспечивает максимум (1.3.11). Следовательно, сумма этих оценок обеспечивает максимум суммы

$$(1 + \alpha) \sum_i \varphi_i(x_i^*) - \frac{\alpha \sum_i x_i^*}{\sqrt{\gamma^*}} = (1 + \alpha) \sum_i \varphi_i(x_i^*) - \frac{\alpha}{\sqrt{\gamma^*}} R,$$

что эквивалентно максимуму суммарного эффекта.

Таким образом, справедливым оказывается следующее утверждение, которое в [38] сформулировано в виде теоремы:

Механизм обратных приоритетов с функциями приоритета $\eta_i = w_i^2/s_i$ - при гипотезе слабого влияния обеспечивает оптимальное распределение ресурсов.

В выражении (1.3.11) в качестве функции штрафа использовалась линейная функция. Усложним задачу, рассматривая случай кусочно-линейных функций штрафа—премии вида

$$\chi_i(w_i - \varphi_i) = \begin{cases} \alpha(w_i - \varphi_i), & \text{если } w_i \geq \varphi_i, \\ \beta(\varphi_i - w_i), & \text{если } w_i \leq \varphi_i, \end{cases}$$

где $0 \leq \beta < 1$, $\alpha > 0$.

Понятно, что эффективность применения механизма распределения будет зависеть от величины штрафного коэффициента α . Возможны два слу-

чая: α мало, то есть случай слабых штрафов; и α - велико, то есть имеет место случай сильных штрафов. Естественно, возникает закономерный вопрос о величине малости параметра α , то есть какие значения считать малыми, а какие, соответственно, большими. В данном случае имеет место следующий критерий: если максимум функции

$$\varphi_i(w_i\sqrt{\gamma^*}) - \alpha[w_i - \varphi_i(w_i\sqrt{\gamma^*})] \quad (1.3.12)$$

по w_i , достигается в точках w_i^* удовлетворяющих условиям $w_i^* \geq \varphi_i(w_i^*\sqrt{\gamma^*})$ для всех потребителей, то имеет место случай слабых штрафов. В этом случае сохраняет силу результат теоремы, приведенной выше.

Если же максимум (1.3.12) по w_i достигается в точках w_i^* удовлетворяющих условиям $w_i^* < \varphi_i(w_i^*\sqrt{\gamma^*})$, то считается, что имеет место случай сильных штрафов и оценка ожидаемого эффекта определяется из условий

$$\varphi_i(w_i^*\sqrt{\gamma^*}) = w_i^*, \quad i = 1, \dots, n \quad (1.3.13)$$

В этом случае результаты приведенной выше теоремы уже не имеют места и в [38] доказана следующая теорема:

Пусть вогнутые функции эффекта $\varphi_i(x_i)$ всех потребителей удовлетворяют дифференциальному уравнению

$$\frac{d\varphi_i}{dx_i} = \theta\left(\frac{\varphi_i}{x_i}\right), \quad i = 1, \dots, n, \quad (1.3.14)$$

где $\theta(\cdot)$ — возрастающая функция. Тогда x^* — оптимальный план распределения ресурсов.

Из соотношения (1.3.13) с учетом выражения $x_i^* = w_i^*\sqrt{\gamma^*}$ следует

$$\frac{\varphi_i(x_i^*)}{x_i^*} = \frac{1}{\sqrt{\gamma^*}}$$

Поэтому с учетом (1.3.14)

$$\frac{d\varphi_i(x_i^*)}{dx_i} = \theta\left(\frac{\varphi_i(x_i^*)}{x_i^*}\right) = \theta\left(\frac{1}{\sqrt{\gamma^*}}\right),$$

что является достаточным условием оптимальности плана x^* .

Если решить уравнение (1.3.14) в явном виде, то его решение можно записать в виде:

$$\varphi_i(x_i) = r_i \varphi(x_i / r_i),$$

где $\varphi(\cdot)$ — вогнутая функция. Тогда оптимальное распределение ресурсов характеризуется выражением:

$$x_i^* = r_i R / \sum_j r_j,$$

которое является независимым от вида функции $\varphi(\cdot)$:

Таким образом, ресурс распределяется пропорционально коэффициентам эффективности r_i . Определим суммарный эффект от данного распределения ресурсов. В данном случае зависимость максимального эффекта $\Phi_{\max}(R) = \sum_i \varphi_i(x_i^*)$ от количества ресурсов R будет иметь такой же вид:

$$\Phi_{\max}(R) = H \varphi(R/H), \text{ где } H = \sum_i r_i.$$

Рассмотрим применение механизма обратных приоритетов к конкретному виду функции приоритета. Пусть $\varphi_i(x_i) = 2(r_i x_i)^{1/2}$, $i = 1, \dots, n$. Тогда целевая функция произвольного участника будет иметь вид:

$$2(r_i x_i)^{1/2} - \alpha [x_i / \gamma^{1/2} - 2(r_i x_i)^{1/2}] \rightarrow \max$$

Находим экстремум целевой функции:

$$x_i = \gamma \left[\frac{(1 + \alpha)}{\alpha} \right]^2 r_i.$$

Имеем:

$$x_i = 4\gamma r_i.$$

Таким образом, если $\alpha > 1$, имеет место случай сильных штрафов, а если $\alpha < 1$ — случай слабых штрафов.

Если $\alpha > 1$. Тогда дифференциальному уравнению (1.3.14) удовлетворяют все функции $2(r_i x_i)^{1/2}$, если принять $\theta(z) = \frac{1}{2}z$.

Действительно,

$$\frac{d\varphi_i}{dx_i} = \left(\frac{r_i}{x_i} \right)^{1/2} = \frac{1}{2} \left[\frac{2(r_i x_i)^{1/2}}{x_i} \right] = \frac{1}{2} \frac{\varphi_i(x_i)}{x_i}$$

Поэтому распределение ресурсов

$$x_i^* = 4\gamma^* r_i = r_i R / \sum_j r_j$$

является оптимальным.

Полученные результаты, относятся к случаю, когда распределялся один вид ресурса. Попробуем обобщить их на случай нескольких видов ресурсов. При этом возникает проблема комплектности поставки и взаимозаменяемости ресурсов различных видов. На практике довольно часто ресурсы различных видов нужны потребителям в определенной пропорции (комплекте). Обозначим: a_{ij} — количество ресурсов j -го вида, входящих в единичный комплект для i -го потребителя; x_i — количество комплектов, планируемых i -му потребителю; $\varphi_i(x_i)$ — эффект у потребителя i в зависимости от количества комплектов; R_j — количество ресурсов j -го вида, $j = 1, \dots, m$. Тогда множество допустимых планов распределения ресурсов будет описываться системой линейных неравенств

$$\sum_{i=1}^n a_{ij} x_i \leq R_j, \quad j = 1, \dots, m$$

Таким образом, получили задачу распределения ресурсов одного вида (комплектов) с более сложной областью допустимых планов, что позволяет экстраполировать результаты, полученные для ресурсов одного вида, на рассматриваемый случай. В связи с этим обстоятельством для механизма обратных приоритетов

$$x_i = \min(s_i; \gamma A_i / s_i),$$

где γ определяется как максимальное решение системы неравенств

$$\sum a_{ij} \min[s_i; \gamma A_i / s_i] \leq R_j, \quad j = 1, \dots, m,$$

остаётся справедливым равновесная ситуация по Нэшу $x_i^* = s_i^* = (\gamma^* A_i)^{1/2}$, которая может быть записана в явном виде

$$x_i^* = s_i^* = \min_j \frac{R_j A_j^{1/2}}{\sum_k a_{kj} A_k^{1/2}}$$

В условиях производственной действительности очень часто встает вопрос о том, что ресурс с конкретными параметрами отсутствует в настоящий момент, но имеется аналогичный ресурс, но с другими характеристиками, который может быть использован. Например, отсутствует цемент марки 300, но имеется в наличии цемент марки 500. возникает проблема взаимозаменяемости ресурсов в процессе распределения. Это обстоятельство может быть учтено путем введения для каждого потребителя некоторого "основного" или «базового» ресурса, который обозначим как a_{ij} . Под этой величиной будем понимать количество основного ресурса, эквивалентное единице j -го ресурса. Если обозначить через y_{ij} количество j -го ресурса, получаемое i -м потребителем, то пересчет в единицы основного ресурса может осуществляться по формуле $x_i = \sum_{j=1}^m a_{ij} y_{ij}$. Это позволяет выразить функцию эффективности $\varphi_i(x_i)$ каждого исполнителя через эквивалентное количество основного ресурса и в итоге задача опять свелась к распределению ресурса одного вида (основного).

Рассматривая механизм обратных приоритетов, равновесная ситуация будет определяться в результате решения задачи линейного программирования: определить $u \geq 0$ и $y_{ij} \geq 0$ такое, что

$$u \rightarrow \max.$$

При следующих ограничениях:

$$u A_i^{1/2} - \sum_{j=1}^m a_{ij} y_{ij} = 0, \quad i = 1, \dots, n,$$

$$\sum_{i=1}^n y_{ij} \leq R_j, \quad j = 1, \dots, m$$

Обозначив оптимальное решение этой задачи через u^* , получим, что равновесные заявки определяются выражением $x_i^* = s_i^* = u^* A_i^{1/2}$.

В общем случае, как правило, нет полной взаимозаменяемости и жесткой комплектности не требуется. В этом случае применяют две схемы распределения ресурсов многих видов. В первой предполагают, что заявка по-

требителя определяет комплект, т.е. соотношение ресурсов различных видов. Во второй схеме ресурс каждого вида распределяют независимо.

1.4. Сетевые модели и методы решения задач распределения ресурсов

Рассмотренные выше методы распределения ресурсов не учитывали тот факт, что каждый проект имеет некоторую протяженность во времени и состоит из некоторого количества работ. Естественно возникает задача распределения ресурсов по работам проекта наиболее эффективным способом. Работы в проекте могут быть связаны или независимы. Зависимость между работами (или ее отсутствие) может быть передано в виде сетевой модели. Следовательно, возникает задача распределения ресурсов на сетях.

Известно, что сетевые модели могут быть представлены в виде последовательности событий либо же последовательностью выполняемых работ. В первом случае вершины сетевой модели представляют события (начало работы, завершение работы), а дуги, представляют работы, подлежащие выполнению. Во втором случае, работы представлены вершинами, а зависимость, определяющая технологическую последовательность выполнения работ – дугами. Причем, как показано в [29] оба представления эквивалентны. В качестве примера рассмотрим сети, изображенные на рис. 1.4.1 и 1.4.2. В том случае, когда для выполнения нескольких работ необходимы одни и те же ресурсы, то такие ресурсные зависимости изображаются пунктиром.

Одним из временным параметрам сетевой модели является полный резерв работы ($i; j$), определяемый величиной $\Delta_{ij} = t_j^+ - t_i^- - t_{ij}$.

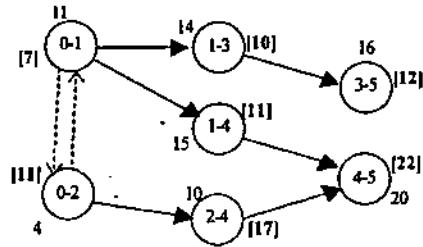


Рис. 1.4.1

Решение задачи оптимального распределения ресурсов на сети приводит к тому, что необходимо найти длину критического пути для каждого варианта распределения ресурсов и, затем, выбрать оптимальный. Если рассмотреть вариант сетевой модели, представленный на рис. 1.4.1, то можно установить, что существует общий для операций «0-1» и «0-2» ресурс. В этом случае существует два способа распределения этого ресурса между работами: сначала выполняется операция «0-1», затем «0-2» и наоборот. Потенциалы вершин, соответствующие различным способам использования этого ресурса, приведены на рис. 1.4.1 соответственно в квадратных скобках и без скобок.

До настоящего времени, следует отметить, что универсальных эффективных точных методов решения задач распределения ресурсов на сетях не существует. В качестве частного случая, для которого существует простой алгоритм, приведем следующий пример. Для сети, изображенной на рис. 1.4.2, для трех операций известны длины критических путей τ_i (от них через некоторую сеть до конечной вершины). Необходимо определить очередность выполнения этих трех операций при условии, что все операции выполняются одной единицей ресурса и поэтому не могут выполняться одновременно.

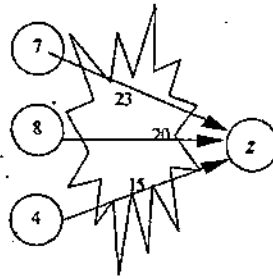


Рис. 1.4.2

Учитывая условия задачи: работы выполняются одной единицей ресурса и поэтому не могут выполняться одновременно, возникает задача наилучшего использования имеющегося в наличии ресурса. В этом случае, момент t_i окончания работы i определяется как минимальное время, удовлетворяющее уравнению:

$$\int_0^{t_i} f_i(v_i(t)) dt = w_i. \quad (1.4.1)$$

где w_i - объем i -ой операции, $f_i(v_i)$ - скорость ее выполнения в зависимости от количества ресурса v_i ; $f_i(\cdot)$ - непрерывная справа неубывающая функция, причем $f_i(0) = 0$; $v_i(t)$ - количество ресурса на i -ой операции в момент времени t .

В том случае, если количество ресурса, используемое при выполнении некоторой работы, не изменяется во времени, то эта работа выполняется с постоянной интенсивностью. В этом случае продолжительность работы определяется выражением

$$t_i(v_i) = w_i / f_i(v_i). \quad (1.4.2)$$

Но, как уже говорилось, общих алгоритмов поиска распределения ограниченных ресурсов между работами, минимизирующего время завершения проекта, не существует. В связи с этим рассмотрим несколько частных случаев.

Допустим все работы независимы и выполняются ресурсом одного вида, количество которого равно R , а $f_i(v_i)$ - непрерывные строго монотонные вогнутые функции.

Из [29; 36] известна следующая теорема: существует оптимальное решение, в котором каждая операция выполняется с постоянной интенсивностью и все операции заканчиваются одновременно в момент времени T , определяемый как минимальное время, удовлетворяющее следующему неравенству:

$$\sum_{i=1}^n f_i^{-1}\left(\frac{w_i}{T}\right) \leq R, \quad (1.4.3)$$

где $f_i^{-1}(\cdot)$ - функция, обратная функции $f_i(\cdot)$, $i = \overline{1, n}$.

В практике реального управления проектами, возникает необходимость таким образом распределить ограниченные ресурсы, чтобы получить максимально возможный эффект от их использования при существующих ограничениях. Рассмотрим метод «затраты-эффект» на следующем примере.

Имеется некоторое количество проектов, которые могут быть реализованы. По каждому проекту известно необходимое количество ресурсов для его реализации и возможный эффект, получаемый от его реализации. Данные о проектах приведены в табл. 1.4.1

Таблица 1.4.1

Проект №	Затраты S	Эффект Q	Эффективность $\Xi = Q/S$
1	20	60	3
2	80	160	2
3	150	150	1
4	50	200	4

Расположим мероприятия в порядке убывания эффективности. Новая последовательность проектов представлена в табл. 1.4.2. Здесь помимо затрат и эффекта по каждому мероприятию добавляются столбцы, в которых определяются затраты и эффект нарастающим итогом.

На основе табл. 1.4.2 затрат и эффекта нарастающим итогом, строим зависимость «затраты-эффект». График этой зависимости приведен на рис. 1.4.3. Эта зависимость определяет максимальный эффект по данному критерию, который можно получить от заданного множества мероприятий при заданной величине финансирования. Фактический эффект может быть меньше

Таблица 1.4.2

Мероприятие №	Затраты S	Эффект Q	Затраты нарастающим итогом	Эффект нарастающим итогом
1	50	200	50	200
2	20	60	70	260
3	80	160	150	420
4	150	150	300	570

за счет дискретности мероприятий. Действительно, если имеется 100 единиц финансовых ресурсов, то нельзя реализовать первые три мероприятия, требующие 150 единиц ресурса. Оптимальный вариант – реализовать первое и второе мероприятия, что дает суммарный эффект 260 единиц. Конечно, если бы каждое мероприятие можно было реализовать частично, с пропорциональным уменьшением и затрат, и эффекта, то зависимость рис. 1.4.3 соответствовала бы реальному эффекту при любом уровне затрат.

Построение реальной зависимости «затраты-эффект» приводит к необходимости решения задачи о «ранце», при различных уровнях финансирования R . Для этого необходимо найти экстремум функции вида:

$$200x_1 + 60x_2 + 160x_3 + 150x_4 \rightarrow \max$$

при ограничениях

$$50x_1 + 60x_2 + 80x_3 + 150x_4 \leq R.$$

Решение этой задачи при различных значениях R эффективно может осуществляться методом динамического программирования. Для этой цели строим на плоскости систему координат, одна ось которой соответствует мероприятиям, а вторая – объему финансирования (см. рис. 1.4.4). По оси мероприятий отмечаем номера мероприятий – 1, 2, 3, 4. Из начала координат проводим две дуги – одна горизонтальная, в точку (1,0), а другая – в точку (1,50), где 60 – объем финансирования первого мероприятия. Первая дуга соответствует случаю, когда первое мероприятие не финансируется, а вторая, – когда оно финансируется. Из каждой полученной точки ((1,0) и (1,50)) проводим также по две дуги, для второго мероприятия. Получаем уже четыре точки – (2,0), (2,50), (2,20) и (2,0), соответствующие четырем возможным вари-

антам для двух первых мероприятий (если бы оба мероприятия требовали одинакового финансирования, то мы получили бы три точки). Продолжая таким же образом, получаем сеть, приведенную на рис. 1.4.4. Очевидно, что любой путь в сети из начальной вершины $(0,0)$ в конечные вершины соответствует некоторому набору мероприятий. И наоборот, любому набору

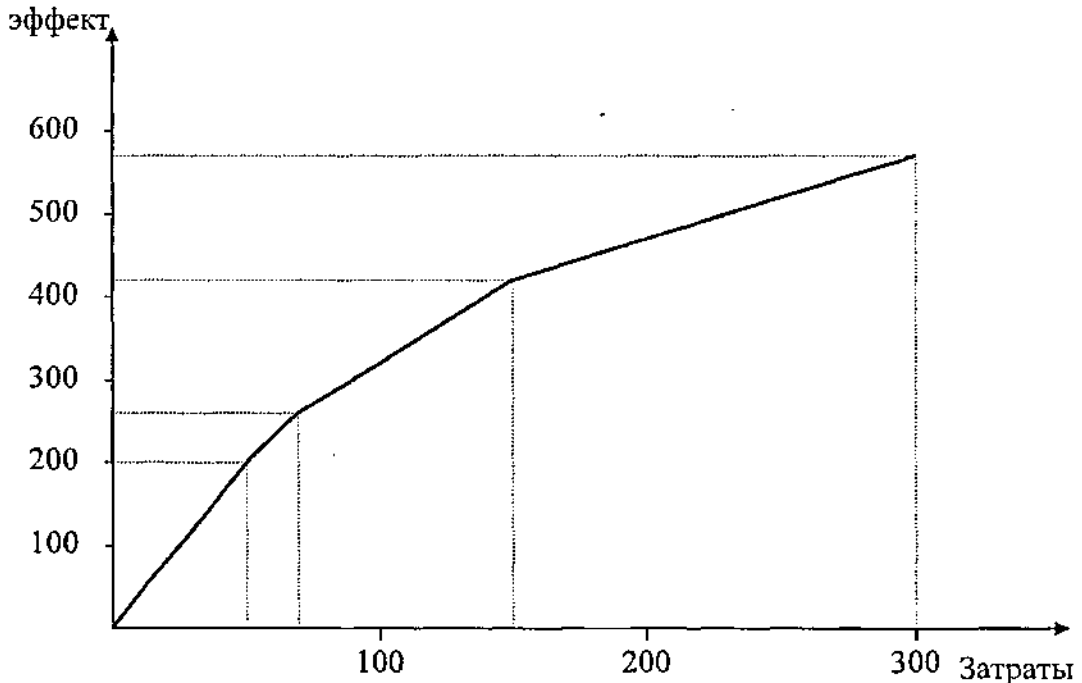


Рис.1.4.3

мероприятий соответствует вполне определенный путь в сети, соединяющий начальную вершину с конечной.

Координаты по оси абсцисс равны объему финансирования соответствующего набора мероприятий (или пакета проектов). Примем длины горизонтальных дуг равными 0, а длины наклонных — эффектам от соответствующих мероприятий. В этом случае длина пути, соединяющего начальную вершину с одной из конечных, будет равна суммарному эффекту от соответствующего этому пути множества мероприятий. Следовательно, путь максимальной длины, соединяющий начало координат и точку $(4, S)$ будет соответствовать множеству мероприятий, дающему максимальный эффект среди всех множеств мероприятий, требующих совокупного финансирования ровно

S единиц. Таким образом, мы получаем оптимальные наборы мероприятий при любых объемах финансирования.

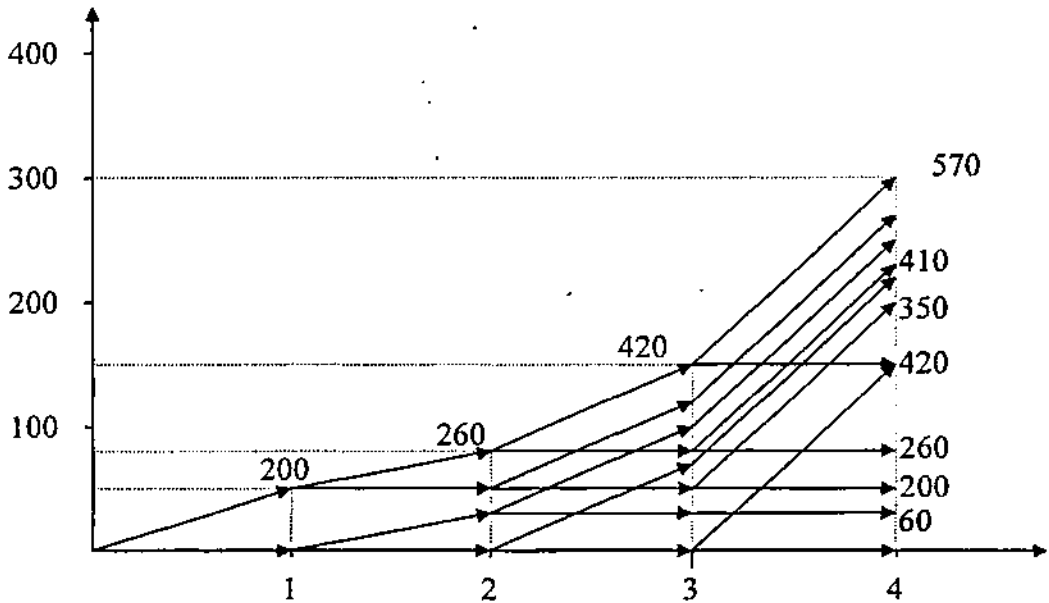


Рис. 1.4.4

Решения (рис. 1.4.4), дают представление о любопытном парадоксе: при финансировании, например, в объеме 70 единиц, мы получаем эффект в 260 единиц, а при увеличении объема финансирования до 100 эффект составляет всего 220 единиц. Парадокс в том, что с позиции здравого смысла, чем больше объем финансирования, тем больше эффект, естественно, при оптимальном наборе мероприятий, но полученная зависимость не соответствует общепринятым представлениям здравого смысла. Этот парадокс возникает из-за дискретности задачи. Понятно, что варианты, нарушающие монотонность (парадоксальные варианты) мы не должны рассматривать. Полученные значения максимального эффекта при различных объемах финансирования приведены в табл. 1.4.3.

Таблица 1.4.3

Объем финансирования	20	50	70	80	100	130	150	300
Эффект	60	200	260	160	220	360	420	570

Графическое представление этой зависимости приведен на рис. 1.4.5. На этом же рисунке тонкой линией показан прежний график «затраты-эффект».

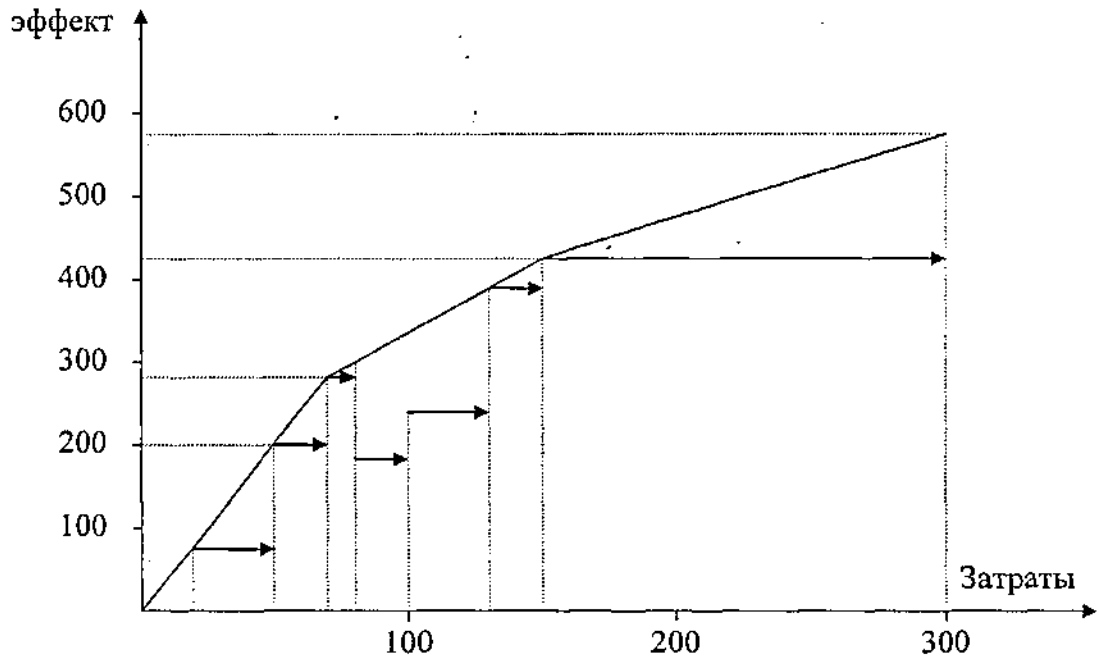


Рис. 1.4.5.

Полученная зависимость «затраты-эффект», может служить основой для решения задачи привлечения дополнительных финансовых ресурсов, в частности, взятия кредита. Пусть, например, имеется 60 единиц ресурса, а кредит можно взять под 30%. Какой величины кредит взять, чтобы получить максимальный финансовый результат?

Данные графической зависимости на рис. 1.4.5 свидетельствуют о том, что следует рассмотреть 4 варианта — взять кредит 10, 70, 90 или 240 единиц. При взятии кредита в размере 10 единиц дополнительный эффект составит $260 - 200 = 60$ единиц, то есть эффективность равна 600%, что выше, чем ставка кредита. Плата за кредит 3 единицы. Доход составит 57 единиц. Это значит, что брать кредит целесообразно. Если взять кредит в размере 70 единиц, то дополнительный эффект составит $360 - 200 = 160$ единиц, что дает эффективность 228%, что также больше ставки кредита. Плата за кредит 21 и доход 139 единиц. При кредите в 90 единиц дополнительный эффект соста-

вит $420 - 200 = 220$ единиц, что дает эффективность 244%, плата за кредит 27 единиц и доход составит 193. Наконец, при кредите в 240 единиц дополнительный эффект составит $570 - 200 = 370$ единиц, что дает эффективность 154%, плата за кредит 72 и доход 298. Таким образом, оптимальная величина кредита равна 240 единиц, что дает эффект 570 единиц и, за вычетом процентов за кредит $570 - 72 = 498$ единиц.

Полученная зависимость «затраты-эффект» характеризует потенциал рассматриваемого проекта (предприятия и т.д.) по соответствующему критерию. Зная эту зависимость, можно определить минимальный уровень финансирования, достаточный для достижения поставленных целей. И наоборот, при ограниченных финансах определяется максимальный уровень, который можно достичь по данному критерию. Так, например, если поставлена цель обеспечить по данному критерию эффект в 400 единиц, то при заданном множестве мероприятий для этого потребуется не менее 150 единиц финансовых ресурсов (из графика видно, что эффект составит 420 единиц, но при уменьшении финансирования он сразу падает до 360, то есть поставленная цель не достигается). Если же имеется всего 100 единиц финансовых ресурсов, то максимальный уровень эффекта, который можно достичь, составит 260 единиц (причем достаточно для достижения цели всего 70 единиц ресурса).

1.5. Выводы и постановка задач исследования

Таким образом, рассмотренные выше методы распределения ресурсов не учитывали тот факт, что каждый проект имеет некоторую протяженность во времени, состоит из некоторого количества работ и объекты на которых должны выполняться эти работы удалены друг от друга на некоторое расстояние. Естественно возникает задача распределения ресурсов по работам проекта наиболее эффективным способом с учетом их времени перемещения. Работы в проекте могут быть связаны или независимы. Зависимость между работами (или ее отсутствие) может быть передано в виде сетевой модели.

Следовательно, возникает задача распределения ресурсов на сетях, что и является объектом исследования в работе. Это потребовало решения следующих основных задач:

- проанализировать существующие модели распределения ресурсов;
- найти очередность выполнения работ одной бригадой (единицей ресурсов) при учете времени перемещения бригады от работы к работе при симметричной транспортной схеме;
- определить очередность выполнения работ одной бригадой (единицей ресурсов) при учете времени перемещения бригады от работы к работе при несимметричной транспортной схеме;
- найти очередность выполнения работ одной бригадой (единицей ресурсов) при учете времени перемещения бригады для случая линейного, кругового и радиального расположения объектов;
- определить оптимальной очередности выполнения работ для произвольного сетевого графика;
- найти минимальное число бригад, обеспечивающих выполнение проекта при заданных сроках начала работ;
- геометрический подход к оценке оптимального решения минимизации отклонения от плановых сроков для случая, когда число бригад больше 1, а транспортная схема является радиальной;
- точное решение задачи минимизации отклонения от плановых сроков для радиальной транспортной схемы и нескольких бригад.

ГЛАВА II

ЗАДАЧИ ОПРЕДЕЛЕНИЯ ОПТИМАЛЬНОЙ ОЧЕРЕДНОСТИ ВЫПОЛНЕНИЯ РАБОТ

2.1. Постановка задач

В главе рассматриваются задачи определения очередности выполнения работ одной бригадой (единицей ресурсов) при учете времени перемещения бригады от работы к работе. Такие задачи, как правило, возникают в случае проведения или ремонтных или строительных объектов, расположенных на расстояниях от места расположения бригады и друг от друга, сравнимых с временем выполнения работ.

Предполагается, что заданы времена перемещения бригады от работы к работе и времена перемещения бригады из пункта расположения к месту выполнения каждой работы, т.е. задана матрица (ℓ_{ij}) времен, где ℓ_{ij} - время перемещения бригады с места выполнения работы i в место расположения работы j , ℓ_{oi} время перемещения бригады из места ее расположения в место выполнения работы i , ℓ_{jo} время перемещения бригады из пункта j в пункт o .

Обозначим через t_i - момент завершения работы i , D_i - планируемый срок завершения работы i . В этом случае разность $\Delta_i = t_i - D_i$ определяет величину запаздывания завершения работы i (срыв плановых сроков) или величину резерва, если $t_i < D_i$. В качестве критерия оптимальности расписания примем величину максимального запаздывания

$$\Delta = \max_i \Delta_i \quad (2.1.1)$$

Задача заключается в определении очередности выполнения работ, минимизирующей (2.1.1).

Если времена перемещения бригады с работы на работу малы по сравнению с временами t_i выполнения работ и ими можно пренебречь, то задача

решается элементарно [17]. Оптимальной очередности соответствует выполнение работ в порядке возрастания D_i .

Если временами (ℓ_{ij}) пренебрегать нельзя, то задача становится сложной (NP-трудной) задачей оптимизации. Достаточно сказать, что ее частным случаем является известная задача коммивояжера [17].

В следующих параграфах рассматриваются методы решения задачи для различных транспортных схем.

2.2. Симметричная транспортная схема

Пусть матрица (ℓ_{ij}) является симметричной ($\ell_{ij} = \ell_{ji}$ для всех i, j). Рассмотрим применение для решения задачи метода ветвей и границ. Для применения метода ветвей и границ необходимо определить способ ветвления (разбиения множества решений на подмножества) и способ получения нижних оценок целевой функции на подмножествах решений. Рассмотрим сначала способ получения нижних оценок целевой функции. Построим кратчайшую связывающую сеть (кратчайшее дерево) на вершинах $\overline{1, n}$. Очевидно, что длина этого дерева (сумма длин ребер дерева) дает оценку снизу длины маршрута из пункта O , проходящего через все остальные пункты (без учета времени возвращения в начальный пункт). Действительно, среди всех деревьев существует гамильтонова цепь, начинающаяся в вершине O . Эта цепь определяет некоторый допустимый маршрут бригады. Теперь определим способ ветвления. Разобьем множество всех очередностей (перестановок из n пунктов) на n подмножеств.

В подмножество (i) входят все решения, в которых работа в пункте i выполняется последней.

Утверждение 2.1.2. Оценка снизу целевой функции на подмножестве решений (i) определяется выражением

$$L(i) = V + \min_{j \neq i} \ell_{oj} \quad (2.2.1)$$

где M – длина кратчайшего дерева, построенного на вершинах $(\overline{1, n})$.

Доказательство. Если i – пункт, работа в котором выполняется последней, то очевидно, что мы не можем эту работу выполнять первой. В лучшем случае первой будет выполняться работа, расстояние до которой равно $\min_{j \neq i} \ell_{oj}$. Это доказывает утверждение.

Зная оценку (2.2.1) можно определить оценку снизу критерия (2.1.1).

Она равна

$$\Phi(i) = L(i) + \theta - D_i \quad (2.2.2)$$

где $\theta = \sum_i \tau_i$ – суммарная продолжительность всех работ.

Согласно методу ветвей и границ для дальнейшего ветвления выбирается подмножество i с минимальной оценкой.

Рассмотрим способ получения оценок для произвольного подмножества. Обозначим через $Q_k = (i_1, i_2, \dots, i_k)$ подмножество решений, в которых последними выполняются работы в пунктах i_1, i_2, \dots, i_k в обратной очередности (работа i_1 выполняется последней, работа i_2 – предпоследней и т.д.).

Обозначим через $M(\overline{i_1, i_k})$ длину кратчайшего дерева, построенного на вершинах графа за исключением вершин $(\overline{i_1, i_k})$, $\theta(\overline{i_1, i_k})$ – суммарная продолжительность работ за исключением работ $(\overline{i_1, i_k})$.

Развиваем подмножество Q_k на $(n - k)$ подмножеств

$$Q_{k+1}(j) = (i_1, i_2, \dots, i_k, j), \text{ где } j \neq i_s, s = \overline{1, k}$$

Подмножество $Q_{k+1}(j)$ содержит все решения подмножества Q_k , в которых работа j выполняется непосредственно перед работой i_k .

Для получения оценки снизу целевой функции на подмножестве $Q_{k+1}(j)$ вычисляем оценку снизу момента завершения работы j

$$T(\overline{i_1, i_k}, j) = M(\overline{i_1, i_k}) + \theta(\overline{i_1, i_k}) + \min_{i \in Q_{k+1}(j)} (\ell_{oi} + \ell_{qi})$$

где $\theta(\overline{i_1, i_k})$ суммарная продолжительность работ $i \notin Q_k$.

Далее, определяем оценки снизу моментов завершения работ i_1, i_2, \dots, i_k .

$$T_i(\overline{i_1, i_k}, j) = T(\overline{i_1, i_k}, j) + \sum_{j=s}^k (\ell_{i_j, i_j} + \tau_{ij}), \text{ где } i_{kn} = j$$

Наконец определяем оценку снизу целевой функции на подмножестве $Q_{k+1}(\overline{i_1, i_k}, j)$

$$\Phi(\overline{i_1, i_k}, j) = \max\{D_i - T(\overline{i_1, i_k}, j), \max_{i \in S_k} (D_i - T_i(\overline{i_1, i_k}, j))\}$$

Далее процедура продолжается, пока не будет получено решение, значение целевой функции которого меньше или равно нижних оценок целевых функций всех остальных подмножеств.

Пример 2.2.1. Матрица расстояний приведена ниже (в диагональных клетках указаны продолжительности работ).

	0	1	2	3	4	5
0		1	4	5	3	7
1	1		2	6	1	3
2	4	2		4	5	6
3	5	6	4		7	9
4	3	1	5	7		4
5	7	3	6	9	4	

Кратчайшее связующее дерево, построенное на вершинах $\overline{1,5}$, приве-

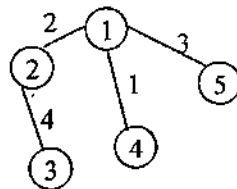


Рис.2.2.1.

дено на рис.2.2.1.

Имеем $\theta=10$, $M=10$.

Примем следующие значения D_i

i	1	2	3	4	5
D_i	19	16	12	10	7

1 шаг. Разобьем множество всех решений на пять подмножеств.

Оценка подмножества $Q_1(1)$.

Кратчайшее связывающее дерево, построенное на вершинах $(\overline{2,5})$ приведено на рис.2.2.2. (сплошные ребра).

Вычисляем $M(1) = 13$, $\theta(1) = 10$

$$T(1) = M(1) + \theta(1) + \min_{i \in q} (\ell_{oi} + \ell_{qi}) = 28$$

$$\Phi(1) = 28 - 19 = 9$$

Оценка подмножества $Q_1(2)$

Вычисляем $M(2) = 8$, $\theta(2) = 10$

$$\Phi(2) = 8 + 10 + 5 - 16 = 7$$

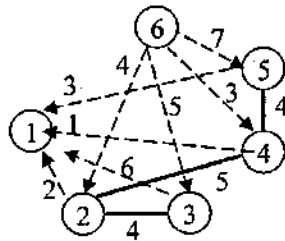


Рис.2.2.2.

Оценка подмножества $Q(3)$

Вычисляем $M(3) = 6$, $\theta(3) = 10$

$$\Phi(3) = 6 + 10 + 5 - 12 = 9$$

Оценка подмножества $Q_1(4)$

Вычисляем $M(4) = 9$, $\theta(4) = 10$

$$\Phi(4) = 9 + 10 + 5 - 10 = 14$$

Оценка подмножества $Q_1(5)$

Вычисляем $M(5) = 7$, $\theta(5) = 10$

$$\Phi(5) = 7 + 10 + 5 - 7 = 15$$

Выбираем подмножество $Q_1(2)$ с минимальной оценкой 7.

2 шаг. Оценка подмножества $Q_2(2,1)$

Вычисляем: $M(2,1) = 11$, $\theta(2,1) = 9$

$$T_1(2,1) = 11 + 9 + 5 = 25$$

$$T_2(2,1) = 25 + 3 = 28$$

$$\Phi(2,1) = \max(25 - 19; 28 - 16) = 12$$

Оценка подмножества $\Phi(2,3)$

$$T_3(2,3) = 4 + 9 + 8 = 21$$

$$T_2(2,1) = 21 + 5 = 26$$

$$\Phi(2,3) = \max(21 - 12; 26 - 16) = 10$$

Оценка подмножества $Q(2,4)$

$$T_4(2,4) = 9 + 9 + 5 = 23$$

$$T_2(2,4) = 23 + 6 = 29$$

$$\Phi(2,4) = \max(23 - 10; 29 - 16) = 13$$

Оценка подмножества $Q(2,5)$

$$T_3(2,5) = 7 + 9 + 5 = 21$$

$$T_2(2,5) = 21 + 7 = 28$$

$$\Phi(2,5) = \max(21 - 7; 28 - 16) = 14$$

3 шаг. Выбираем подмножество $Q_1(1)$ с минимальной оценкой 9

Имеем $\theta(1)=7$

Вычисляем

$$Q_2(1,2): \quad T_2(1,2) = 11 + 7 + 6 = 24$$

$$T_1(1,2) = 24 + 5 = 29$$

$$\Phi(1,2) = \max(24 - 16; 29 - 19) = 10$$

$$Q_2(1,3): \quad T_3(1,3) = 9 + 7 + 7 = 23$$

$$T_1(1,3) = 23 + 9 = 32$$

$$\Phi(1,3) = \max(23 - 12; 32 - 19) = 13$$

$$Q_2(1,4): \quad T_4(1,4) = 9 + 7 + 8 = 24$$

$$T_1(1,4) = 24 + 4 = 28$$

$$\Phi(1,4) = \max(24 - 10; 28 - 19) = 14$$

$$Q_2(1,5): \quad T_4(1,5) = 9 + 7 + 8 = 24$$

$$T_1(1,5) = 24 + 6 = 30$$

$$\Phi(1,5) = \max(24 - 7; 30 - 19) = 17$$

4 шаг. Выбираем подмножество $Q_1(3)$ с минимальной оценкой 9

$$Q_2(3,1): T_1(3,1) = 9 + 7 + 5 = 21$$

$$T_3(3,1) = 21 + 9 = 30$$

$$\Phi(3,1) = \max(21 - 19; 30 - 12) = 18$$

$$Q_2(3,2): T_3(3,2) = 4 + 7 + 5 = 16$$

$$T_1(3,2) = 16 + 7 = 23$$

$$\Phi_3(3,2) = \max(16 - 16; 23 - 12) = 11$$

$$Q_2(3,4): T_4(3,4) = 5 + 7 + 5 = 17$$

$$T_3(3,4) = 17 + 10 = 27$$

$$\Phi(3,4) = \max(17 - 10; 27 - 12) = 15$$

$$Q_2(3,5): T_4(3,5) = 3 + 7 + 5 = 15$$

$$T_3(3,5) = 15 + 12 = 27$$

$$\Phi(3,5) = \max(15 - 7; 27 - 12) = 15$$

5 шаг. Выбираем подмножество $Q_2(1,2)$ с минимальной оценкой 10

Вычисляем

$$Q_3(1,2,3): T_3(1,2,3) = 4 + 6 + 12 = 22$$

$$T_2(1,2,3) = 22 + 5 = 27$$

$$T_1(1,2,3) = 27 + 5 = 32$$

$$\Phi(1,2,3) = \max(22 - 12; 27 - 16; 32 - 19) = 13$$

$$Q_3(1,2,4): T_4(1,2,4) = 9 + 6 + 9 = 24$$

$$T_2(1,2,4) = 24 + 6 = 30$$

$$T_1(1,2,4) = 30 + 5 = 35$$

$$\Phi(1,2,4) = \max(24 - 10; 30 - 16; 35 - 19) = 16$$

$$Q_3(1,2,5): T_5(1,2,5) = 7 + 6 + 9 = 22$$

$$T_2(1,2,5) = 22 + 7 = 29$$

$$T_1(1,2,5) = 29 + 5 = 34$$

$$\Phi(1,2,5) = \max(22 - 7; 29 - 16; 34 - 19) = 15$$

6 шаг. Выбираем подмножество $Q_2(2,3)$ с минимальной оценкой 10

Вычисляем

$$Q_3(2,3,1): T_1(2,3,1) = 4 + 6 + 7 = 17$$

$$T_3(2,3,1) = 17 + 9 = 27$$

$$T_2(2,3,1) = 26 + 5 = 31$$

$$\Phi(2,3,1) = \max(17 - 16; 26 - 12; 31 - 19) = 14$$

$$Q_3(2,3,4): T_4(2,3,4) = 3 + 6 + 5 = 14$$

$$T_3(2,3,4) = 14 + 10 = 24$$

$$T_2(2,3,4) = 24 + 5 = 29$$

$$\Phi(2,3,4) = \max(14 - 10; 24 - 12; 29 - 16) = 13$$

$$Q_3(2,3,5): T_5(2,3,5) = 1 + 6 + 5 = 12$$

$$T_3(2,3,5) = 12 + 12 = 24$$

$$T_2(2,3,5) = 24 + 5 = 29$$

$$\Phi(2,3,5) = \max(12 - 7; 24 - 12; 29 - 16) = 13$$

7 шаг. Выбираем подмножество $Q_2(3,2)$ с минимальной оценкой 11

Вычисляем

$$Q_3(3,2,1): T_1(3,2,1) = 4 + 6 + 6 = 16$$

$$T_3(3,2,1) = 16 + 3 = 19$$

$$T_3(3,2,1) = 19 + 7 = 26$$

$$\Phi(3,2,1) = \max(16 - 19; 19 - 16; 26 - 12) = 14$$

$$Q_3(3,2,4): T_4(3,2,4) = 3 + 6 + 5 = 14$$

$$T_2(3,2,4) = 14 + 6 = 20$$

$$T_3(3,2,4) = 20 + 7 = 27$$

$$\Phi(3,2,4) = \max(14 - 10; 20 - 16; 27 - 12) = 15$$

$$Q_3(3,2,5): T_5(3,2,5) = 1 + 6 + 5 = 12$$

$$T_2(3,2,5) = 12 + 7 = 19$$

$$T_3(3,2,5) = 19 + 7 = 26$$

$$\Phi(3,2,5) = \max(12 - 7; 19 - 16; 26 - 12) = 14$$

8 шаг. Выбираем подмножество $Q_2(2,1)$ с минимальной оценкой 12

Вычисляем

$$Q_3(2,1,3): T_3(2,1,3) = 4 + 6 + 12 = 22$$

$$T_1(2,1,3) = 22 + 9 = 31$$

$$T_2(2,1,3) = 31 + 3 = 34$$

$$\Phi(2,1,3) = \max(22 - 12; 31 - 19; 34 - 16) = 18$$

$$Q_3(2,1,4): T_4(2,1,4) = 9 + 6 + 9 = 24$$

$$T_1(2,1,4) = 24 + 4 = 28$$

$$T_2(2,1,4) = 28 + 3 = 31$$

$$\Phi(2,1,4) = \max(24 - 10; 28 - 19; 31 - 16) = 15$$

$$Q_3(2,1,5): T_5(2,1,5) = 7 + 6 + 9 = 22$$

$$T_1(2,1,5) = 22 + 6 = 28$$

$$T_2(2,1,5) = 28 + 3 = 31$$

$$\Phi(2,1,5) = \max(22 - 7; 28 - 19; 31 - 16) = 15$$

Окончательно получаем при оптимальных решениях

$$\Pi_1 = (0, 4, 5, 3, 2, 1)$$

$$\Pi_2 = (0, 1, 5, 4, 3, 2)$$

$$\Pi_3 = (0, 1, 4, 5, 3, 2)$$

с величиной корреляции $\Delta = 13$. Дерево ветвлений приведено на рис.2.2.2.

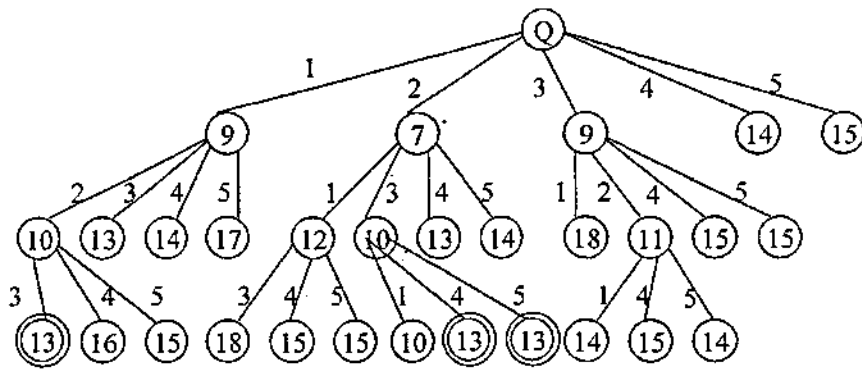


Рис.2.2.2.

Заметим, что на первых уровнях дерева ветвлений желательно получать более точные оценки даже за счет увеличения объема вычислений, для того, чтобы более эффективно отсекал ветви дерева, не содержащие оптимальных решений.

Рассмотрим на предыдущем примере метод получения более точных оценок. Пусть мы оцениваем подмножество $Q_1(3)$. На рис. 2.2.3 приведено

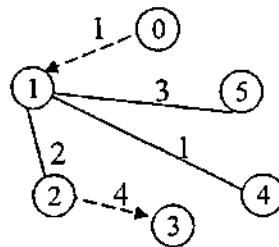


Рис.2.2.3.

кратчайшее связывающее дерево на вершинах 1, 2, 4 и 5.

Оценки $\Phi(3) = 9$ соответствует частный граф (Рис.2.2.3). Очевидно, что этот граф не является допустимым решением, поскольку степень вершины 1 равна 4 (для допустимого решения она должна быть не больше 2).

Поэтому разбиваем множество всех деревьев, покрывающих вершины 1, 2, 4 и 5 на три подмножества. В первом – отсутствует ребро (1, 2), во втором – (1, 4), а в третьем – (1, 5). Очевидно, что оценка будет равна минимальной из оценок подмножеств. Легко определить, что оценка увеличится до величины 10. Соответствующее дерево приведено на рис. 2.2.4.

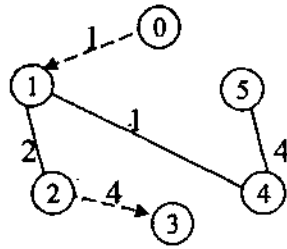


Рис.2.2.4.

Для дальнейшего улучшения оценки следует рассмотреть новые три подмножества, характеризуемые отсутствием одного из ребер $(0, 1)$, $(1, 4)$ или $(1, 2)$. Легко показать, что оценка возрастет еще на две единицы и будет равна 12. Этой оценки соответствует дерево Рис.2.2.5.

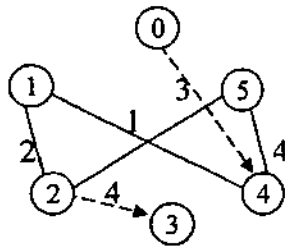


Рис.2.2.5.

Заметим, что описанный способ можно применить для определения гамильтоновой цепи минимальной длины в графе.

Пример 2.2.2. Определим гамильтонову цепь минимальной длины в графе с линиями дуг.

	1	2	3	4	5
1	∞	8	3	9	2
2	8	∞	1	5	9
3	3	1	∞	4	9
4	7	5	4	∞	7
5	2	9	8	7	∞

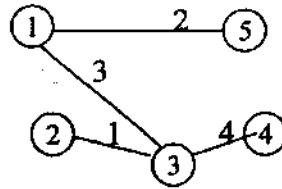


Рис.2.2.6.

Кратчайшее связывающее дерево длины 10 приведено на рис.2.2.6.

Вершина 3 имеет степень больше 2.

Разбиваем множество всех решений на подмножества, характеризующие отсутствием ребер $(2, 3)$ $(1, 3)$ или $(3, 4)$. Соответствующие оценки приведены на Рис.2.2.7.

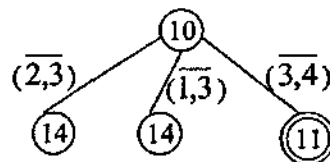


Рис.2.2.7.

Заметим, что оценке 11 соответствует допустимое решение – гамильтонова цепь $(4, 2, 3, 1, 5)$.

2.3. Несимметричная транспортная схема

Рассмотрим случай произвольной матрицы расстояний. В этом случае для получения нижних оценок целесообразно применить способ проведения матрицы расстояний [40]. Однако, этот способ необходимо модифицировать, учитывая, что нас интересует незамкнутые маршруты. Кроме того, как и в предыдущем случае, выбираем не дихотомическую схему ветвления. Опишем модифицированный алгоритм получения нижних оценок на примере следующей матрицы.

	0	1	2	3	4
0	∞	5	4	1	3
1	3	∞	5	6	2
2	2	3	∞	7	1
3	6	4	8	∞	5
4	7	2	4	3	∞

Предположим, что оценивается подмножество решений, в котором работа в пункте 1 выполняется последней. Рассмотрим матрицу, получаемую из исходной вычеркиванием нулевого столбца первой строки и клетки (0, 1).

Первая строка вычеркивается потому что из пункта 1 бригада возвращается в исходный пункт, а клетка (0, 1) вычеркивается потому что бригада не может идти в пункт 1 из начального пункта. В результате получаем следующую матрицу

	1	2	3	4
1	∞	4	1	3
2	3	∞	7	1
3	4	8	∞	5
4	2	4	3	∞

После приведения матрицы, то есть вычитания минимальных чисел из столбцов, и затем из строк, получаем следующую приведенную матрицу.

	1	2	3	4
1	∞	1	2	2
2	2	∞	6	0
3	0	2	∞	0
4	0	0	0	∞

Сумма вычтенных чисел равна 10. Эта величина вместе с $\min(\ell_{oi} + \ell_{ji})$, $i, j=2,3,4$ и дает нижнюю оценку длины маршрутов, в которых работа в пункте 1 выполняется последней. В остальном алгоритм ветвей и границ работает также как и в случае симметричной схемы.

Решим пример при следующих данных

Таблица 2.3.1.

i	1	2	3	4
τ_i	1	2	3	4
D_i	8	16	19	23

1 шаг. Оценка подмножества $Q_1(1)$:

$$T(1) = 10 + 0 + 10 = 20$$

$$\Phi(1) = 20 - 8 = 12$$

$$Q_1(2): T(2) = 11 + 0 + 10 = 21$$

$$\Phi(2) = 21 - 16 = 5$$

$$Q_1(3): T(3) = 10 + 0 + 10 = 20$$

$$\Phi(3) = 20 - 19 = 1$$

$$Q_1(4): T(4) = 11 + 0 + 10 = 21$$

$$\Phi(4) = 21 - 23 = -2$$

2 шаг. Выбираем подмножество $Q_1(4)$ с минимальной оценкой (-4).

Вычисляем:

$$Q_2(4,1): T_1(4,1) = 11 + 0 + 6 = 17$$

$$T_4(4,1) = 17 + 6 = 23$$

$$\Phi(4,1) = \max(17 - 8; 23 - 23) = 9$$

$$Q_2(4,2): T_2(4,2) = 10 + 0 + 6 = 16$$

$$T_4(4,2) = 16 + 5 = 21$$

$$\Phi(4,2) = \max(16 - 16; 21 - 23) = 0$$

$$Q_2(4,3): T_3(4,3) = 13 + 0 + 6 = 19$$

$$T_4(4,3) = 19 + 7 = 26$$

$$\Phi(4,3) = \max(19 - 19; 26 - 23) = 3$$

3 шаг. Выбираем подмножество $Q_2(4,2)$ с минимальной оценкой 0. Вычисляем, непосредственно сравнивая два варианта (0, 1, 3, 2, 4) и (0, 3, 1, 2, 4), оптимальное решение в этом подмножестве $\Pi = (0, 3, 1, 2, 4)$ с величиной $\Delta = 1$. Это решение является оптимальным (Рис. 2.3.1).

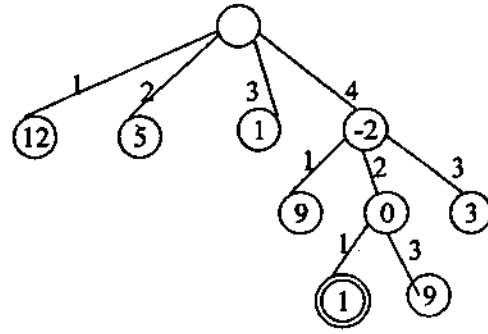


Рис.2.3.1.

2.4. Линейная транспортная схема

Постановки задач этого параграфа выполнены совместно с Глагольевым [17].

Рассмотрим частный случай задачи, когда все пункты расположены в линию (например, вдоль железнодорожного пути или автострады) (рис:2.4.1). В этом случае

$$\ell_{ij} = |q_j - q_i|$$

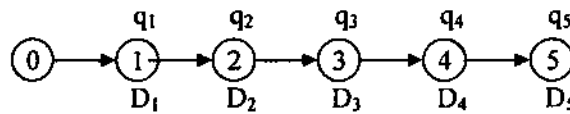


Рис.2.4.1.

где q_j - время переезда бригады из начального пункта 0 в пункт j .

Обозначим через i_k номер пункта, работа в котором выполняется в k -ю очередь. Пусть задана последовательность $\pi_k = (i_k, i_{k+1}, \dots, i_n), (k \leq n)$ из $(n-k+1)$ пунктов. Получим оценку снизу момента окончания работы в пункте i_k . Для этого обозначим через p максимальный номер пункта, не вошедшего в последовательность π_k (то есть $p \neq i_j, j = \overline{k, n}$). Определим длину кратчайшего пути из пункта 0 в пункт i_k проходящего через все пункты за исключением пунктов последовательности π_k . Эта длина равна

$$\lambda(\pi_k, i_k) = 2p - q_{i_k} \quad (2.4.1)$$

Зная $\lambda(\pi_k, i_k)$ можно получить оценку снизу момента окончания работы в пункте i_k

$$t_{i_k} = \lambda(\pi_k, i_k) + \tau_{i_k} + \sum_{i \in \pi_k} \tau_i \quad (2.4.2)$$

Зная (2.4.2), можно получить оценку снизу моментов завершения работ во всех пунктах последовательности π_k

$$t_{i_j} = t_{i_k} + \sum_k^{j-1} |q_{i_k} - q_{i_{k+1}}| + \sum_{q=k+1}^j \tau_{i_k}, \quad j = \overline{k+1, n} \quad (2.4.3)$$

Отметим, что Глагольевым были предложены более простые и но менее точные оценки, чем 2.4.3. [17]. Наконец, зная оценки снизу моментов окончания работ в каждом пункте, определяем оценки снизу критерия Δ на подмножестве решений, в которых работы в пунктах π_k выполняются в последнюю очередь (в заданной очередности)

$$C(\pi_k) = \max_{k \leq j \leq n} [t_{i_j} - D_{i_j}] \quad (2.4.4)$$

Опишем метод ветвей и границ для решения задачи на основе полученной оценки.

Метод ветвей и границ

1 шаг. Разобьем множество всех решений на подмножества $\pi(i) \quad i = \overline{1, n}$, такие что в подмножестве $\pi(i)$ работа в пункте i выполняется последней. Вычисляем оценку (2.4.4) для каждого подмножества.

Общий шаг. Рассматриваем все полученные подмножества (висячие вершины дерева ветвлений) и выбираем подмножество с минимальной оценкой. Пусть это подмножество определяется последовательностью $\pi_k = (i_k, i_{k+1}, \dots, i_n)$ Разбиваем это подмножество на $(k-1)$ подмножеств, определяемых последовательностями $\pi_{k-1}(i) = (i, i_k, i_{k+1}, \dots, i_n)$; где $i \neq i_j, j = \overline{k, n}$. Для каждого подмножества вычисляем оценку снизу по формуле (2.4.4).

Алгоритм заканчивается при получении подмножества (решения) $\pi_1 = (i_1, i_2, \dots, i_n)$, такого что оценки снизу всех остальных подмножеств дерева ветвлений больше или равны $C(\pi_1)$. Полученное решение оптимально, по-

скольку $C(\pi_1) = \Phi(\pi_1)$, а оценки снизу критерия Δ для всех остальных подмножеств больше или равны $C(\pi_1)$.

Пример 2.4.1. Пусть имеются пять работ. Величины q_i , τ_i , D_i приведены в таблице 1.

Таблица 2.4.1.

i	1	2	3	4	5
q_i	1	2	3	4	5
τ_i	3	2	1	2	4
D_i	6	7	22	13	16

1 шаг. Вычислим оценку (2.4.4) для пяти подмножеств. Для этого по формулам (2.4.1-2.4.3) определяем оценку снизу критерия Δ (при условии, что работа в пункте i выполняется последней). Заметим, что $P=5$

$$\begin{aligned} t(1) &= 9 + 12 = 21, & D_1 &= 6, & C(1) &= 15 \\ t(2) &= 8 + 12 = 20, & D_2 &= 7, & C(2) &= 13 \\ t(3) &= 7 + 12 = 19, & D_3 &= 22, & C(3) &= -3 \\ t(4) &= 6 + 12 = 18, & D_4 &= 13, & C(4) &= 5 \\ t(5) &= 5 + 12 = 17, & D_5 &= 16, & C(5) &= 1 \end{aligned}$$

2 шаг. Выбираем подмножество, определяемое последовательностью $\pi_2(3)$, имеющее минимальную оценку. Разбиваем его на 4 подмножества $\pi_4(i) = (i, 3)$, где $i=1, 2, 4, 5$.

Имеем

$$\begin{aligned} C(1, 3) &= \max(20 - 6; 23 - 22) = 14 \\ C(2, 3) &= \max(19 - 7; 21 - 22) = 12 \\ C(4, 3) &= \max(17 - 13; 19 - 22) = 4 \\ C(5, 3) &= \max(16 - 16; 19 - 22) = 0 \end{aligned}$$

3 шаг. Выбираем подмножество, определяемое последовательностью $(5, 3)$. Разбиваем его на три подмножества $\pi_3(i) = (i, 5, 3)$, где $i=1, 2, 4$,

Вычисляем оценки

$$\begin{aligned} C(1, 5, 3) &= \max(14 - 6; 22 - 16; 25 - 22) = 8 \\ C(2, 5, 3) &= \max(13 - 7; 20 - 16; 23 - 22) = 6 \\ C(4, 5, 3) &= \max(11 - 13; 16 - 16; 19 - 22) = 0 \end{aligned}$$

4 шаг. Выбираем подмножество $\pi_3(4)=(4,5,3)$ с минимальной оценкой 0 и разбиваем его на два подмножества $\pi_2(i)=(i,4,5,3)$, где $i=1,2$.

Вычисляем оценки

$$C(2,1,4,5,3)=\max(4-7;8-6;13-13;18-16;21-22)=2$$

$$C(1,2,4,5,3)=\max(4-6;7-7;11-13;16-16;19-22)=0$$

5 шаг. Выбираем подмножество, определяемое последовательностью $\pi_1=(1,2,4,5,3)$ с минимальной оценкой. Поскольку π_1 является решением, то полученное решение является оптимальным (оценки всех остальных подмножеств больше чем $C(1,2,4,5,3)$). Дерево ветвлений приведено на рис.2.4.2, оценки подмножеств указаны в квадратных скобках у соответствующих вершин

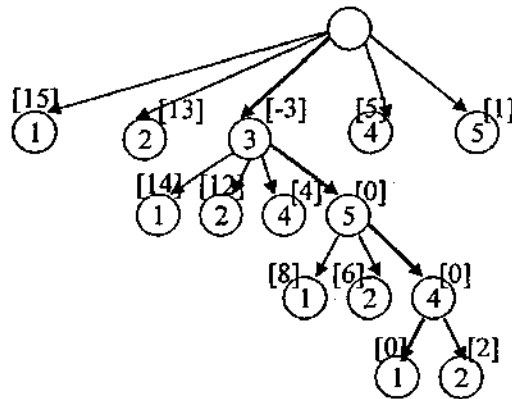


Рис.2.4.2.

Описанный подход можно применить к ряду других схем расположения пунктов. Пусть все пункты расположены вдоль кольцевой дороги (Рис.2.4.3)

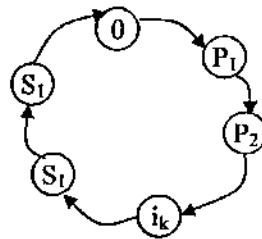


Рис.2.4.3

Обозначим через Q - множество пунктов, не входящих в последовательность, π_k , S_1 - максимальный номер среди пунктов $i \in Q$. В случае одностороннего движения оценки $\lambda(\pi_k, i_k)$ определяются следующим выражением

$$\begin{aligned}\lambda(\pi_k, i_k) &= L + q_{i_k}, \quad \text{если } i_k \neq S_1 \\ \lambda(\pi_k, i_k) &= q_{i_k}, \quad \text{если } i_k = S_1\end{aligned}\quad (2.4.5)$$

где L - длина кольцевой дороги.

В случае двустороннего движения оценка $\lambda(\pi_k, i_k)$ получается более сложным образом, поскольку возможны различные варианты выполнения работ (см. рис. 2.4.3).

Для их перечисления обозначим через P_1 - номер первого после пункта 0 из всех пунктов множества Q (при движении по часовой стрелке), $P_2 \in Q$ - номер пункта, такой что $P_2 < i_k$ а между P_2 и i_k нет пунктов $i \in Q$, и наконец $S_2 \in Q$ - номер пункта, такой что $S_2 > i_k$ и между S_2 и i_k нет пункта $i \in Q$ (номера пунктов 0, P_1 , P_2 , S_1 , S_2 могут совпадать).

I вариант. Выполняем работы во всех пунктах $i \in Q$, двигаясь по часовой стрелке, и затем идем в пункт i_k также по часовой стрелке.

$$\lambda(\pi_k, i_k) = L + q_{i_k}$$

II вариант. Выполняем работы во всех пунктах $i \in Q$, двигаясь по часовой стрелке, и затем идем в пункт i_k против часовой стрелки.

$$\lambda_2(\pi_k, i_k) = 2q_{S_1} - q_{i_k}$$

III вариант. Выполняем работы во всех пунктах $i \in Q$ от P_1 до P_2 (по часовой стрелке), затем от пункта P_2 идем против часовой стрелки, выполняя работы во всех пунктах $i \in Q$ от S_1 до S_2 , и наконец, выполняем работу в пункте i_k .

$$\lambda_3(\pi_k, i_k) = L - q_{i_k} - 2q_{P_2}$$

IV вариант. Выполняем работы во всех пунктах $i \in Q$, двигаясь против часовой стрелки, и затем идем в пункт i_k также против часовой стрелки.

$$\lambda_4(\pi_k, i_k) = 2L - q_{i_k}$$

V вариант. Выполняем работы во всех пунктах $i \in Q$, двигаясь против часовой стрелки, а затем идем в пункт i_k по часовой стрелке.

$$\lambda_5(\pi_k, i_k) = L - q_{i_k} - 2q_{P_1}$$

VI вариант. Выполняем работы во всех пунктах $i \in Q$ от S_1 до S_2 , двигаясь против часовой стрелки, затем идем из S_2 по часовой стрелке, выполняя работы в пунктах $i \in Q$ от P_1 до P_2 , и наконец выполняем работу в пункте i_k .

$$\lambda_6(\pi_k, i_k) = 2(L - q_{S_2}) - q_{i_k}$$

Сравнивая все шесть вариантов, берем вариант с минимальной величиной

$$\lambda_6(\pi_k, i_k) = \min_{1 \leq i \leq 6} \lambda_i(\pi_k, i_k)$$

Более простые, но менее точные оценки предложены Глагольевым. [17].

Оценка снизу критерия Δ получается по формулам (2.4.3) и (2.4.4).

Рассмотрим вариант линейной схемы, когда начальный пункт расположен между пунктами, в которых должны выполняться работы рис.2.4.4. Для определенности

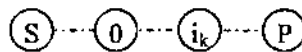


Рис.2.4.4

примем, что пункт i_k расположен справа от начального пункта.

Обозначим через S самый удаленный от начального пункта слева из всех $i \in Q$, а через P - самый удаленный от начального пункта справа из всех $i \in Q$. В этом случае

$$\lambda(\pi_k, i_k) = 2q_S + 2q_P - q_{i_k}$$

Оценка критерия Δ также получается по формулам (2.4.3), (2.4.4).

2.5. Оптимизация календарного графика для радиальной транспортной схемы

Результаты этого параграфа получены совместно с Глагольевым [17]. Выше мы рассмотрели алгоритм построения оптимальных планов перемещения бригады для линейной и кольцевой транспортных схем. Рассмотрим еще один частный случай, когда транспортная схема является радиальной (рис.2.5.1)

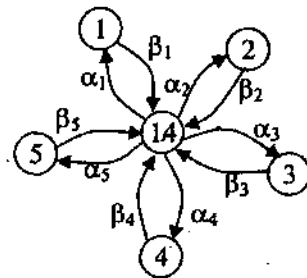


Рис.2.5.1.

Заметим, что время α_i перемещения из начального пункта в пункт 1, где выполняется работа i , в общем случае не равно времени β_i возвращения в начальный пункт. Дело в том, что β_i может включать время на подготовительные работы, подбор инструмента и т.д., а β_j может включать время на подготовку техники и инструмента к отъезду. Таким образом, время перехода бригады от пункта i в пункт j равно

$$\lambda_{ij} = \beta_i + \alpha_j$$

Продолжительность выполнения всех операций одной бригадой равна

$$T = \sum_i (\alpha_i + \beta_i - \tau_i)$$

с учетом времени возвращения бригады в начальный пункт. Рассмотрим задачу определения очередности выполнения работ, минимизирующей критерий Δ :

Пусть $\pi = (i_1, i_2, \dots, i_n)$ очередность выполнения работ. Тогда

$$t_k + \sum_{j=1}^{k-1} (\alpha_{i_j} + \beta_{i_j} + \tau_{i_j}) + \alpha_{i_k} + \tau_{i_k} = \sum_{j=1}^k (\alpha_{i_j} + \beta_{i_j} + \tau_{i_k}) - \beta_{i_k} \quad (2.5.1)$$

Заметим, что

$$\Phi(\pi) = \max_k (t_k - D_{i_k}) \geq t_k - D_{i_k}, \quad k = \overline{1, n} \quad (2.5.2)$$

Покажем, что оптимальным является выполнение операций в очередность возрастания величины $(\beta_i + D_i)$

Пусть в решении π имеет место

$$\beta_{i_k} + D_{i_k} \geq \beta_{i_{k+1}} + D_{i_{k+1}}$$

Поменяем очередность выполнения операций i_q, i_{q+1} то есть сначала выполняем операцию i_{q+1} , а затем i_q

Покажем, что в новом решении неравенства (2.5.2) будут выполняться при той же величине $\Phi(\pi)$.

Имеем

$$\Phi(\pi) \Phi \sum_{j=1}^{q+1} (\alpha_{i_j} + \beta_{i_j} + \tau_{i_j}) - (\beta_{i_{q+1}} + D_{i_{q+1}}) \Phi \sum_{j=1}^{q+1} (L_{i_j} + \beta_{i_j} + \tau_{i_j}) - (\beta_{i_q} + D_{i_q}) \quad (2.5.1)$$

Таким образом, всегда существует оптимальное решение, в котором операции выполняются в очередности возрастания (неубывания) $p_i = \beta_i + D_i$.

2.6. Определение оптимальной очередности выполнения работ для произвольного сетевого графика

Рассмотрим произвольный сетевой график, задающий необходимую очередность выполнения работ (Рис.2.6.1)

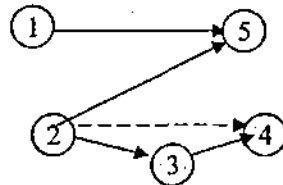


Рис.2.6.1.

Построим транзитивное замыкание сети Рис.2.6.1, то есть проводим дуги (i, j) , если существует путь из вершины i в вершину j (эти дуги показаны на рис.2.6.1 пунктиром). Очевидно, что переход с работы j на работу i не может быть, если дуга (i, j) присутствует в сети. Поэтому, положим $l_{ij} = \infty$, если $(i, j) \in U$ (где U – множество дуг транзитивного замыкания). Далее отметим, что последними могут выполняться только конечные работы (в примере Рис.2.6.1 это работы 4 и 5). Наконец, первыми могут выполняться только начальные работы, то есть работы 1 и 2 для примера рис.2.6.1. Далее, метод ветвей и границ применяется также как описано выше для симметричной и несимметричной транспортных схем. Рассмотрим решение примера 2.2.1 с

Учетом зависимостей рис.2.6.1. Матрица расстояний имеет вид (запрещенные клетки помечены крестиком)

	0	1	2	3	4	5
0	×	1	4	×	×	×
1	×	×	2	6	1	3
2	×	2	×	4	5	6
3	×	6	×	×	7	9
4	3	1	×	×	×	4
5	7	×	×	9	4	×

1 шаг. Разбиваем множество всех решений на два подмножества $Q_1(4)$ и $Q_1(5)$.

Оценка подмножества $Q_1(4)$.

Кратчайшее связывающее дерево, построенное на вершинах 1, 2, 3, 5

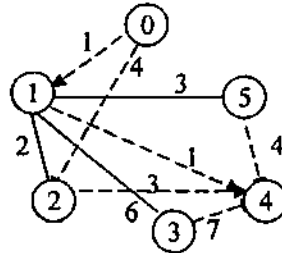


Рис.2.6.2.

приведено на рис.2.6.2.

Вычисляем $M(4)=11$, $\theta(4)=10$

$T(4)=11+10+4=25$

$\Phi(4)=25-10=15$

Оценка подмножества $Q(5)$

Вычисляем $M(5)=7$, $\theta(5)=10$

$T(4)=7+10+5=22$

$\Phi(5)=22-7=15$

2 шаг. Разбиваем любое подмножество, например $Q_1(4)$. Разбиваем его на два подмножества $Q_2(4,3)$ и $Q_2(4,5)$.

Оценка подмножества $Q_2(4,3)$.

Вычисляем $M(4,3)=5$, $\theta(4,3)=8$

$T_3(4,3)=5+8+5=18$

$$T_4(4,3)=18+9=27$$

$$\Phi(4,3)=\max(18-12;27-10)=17$$

Оценка подмножества $Q_2(4,5)$.

$$\text{Вычисляем } M(4,5)=6, \theta(4,5)=8$$

$$T_5(4,5)=6+8+7=21$$

$$T_4(4,5)=21+6=27$$

$$\Phi(4,5)=\max(21-7;27-10)=17$$

3 шаг. Выбираем подмножество $Q_1(5)$ с минимальной оценкой 15. Разбиваем его на два подмножества $Q_2(5,1)$ и $Q_2(5,4)$.

Оценка подмножества $Q_2(5,1)$.

$$\text{Вычисляем } M(5,1)=11, \theta(5,1)=9$$

$$T_1(5,1)=11+9+6=26$$

$$T_5(5,1)=26+4=30$$

$$\Phi(5,1)=\max(26-19;30-7)=23$$

Оценка подмножества $Q_2(5,4)$.

$$\text{Вычисляем } M(5,4)=6, \theta(5,4)=9$$

$$T_4(5,4)=6+9+6=21$$

$$T_5(5,4)=21+5=26$$

$$\Phi(5,4)=\max(21-10;26-7)=19$$

4 шаг. Выбираем подмножество $Q_2(4,3)$. Имеется единственный вариант выполнить перед работой 3 работу 5. Поэтому рассматриваем подмножество $Q_3(4,3,5)$. Оценим его.

Оценка подмножества $Q_2(5,1)$.

$$\text{Вычисляем } M(4,3,5)=2, \theta(4,3,5)=5$$

$$T_5(4,3,5)=2+5+7=14$$

$$T_3(4,3,5)=14+12=26$$

$$T_4(4,3,5)=26+9=35$$

$$\Phi(4,3,5)=\max(14-7;26-12;35-10)=25$$

5 шаг. Выбираем подмножество $Q_2(4,5)$. Разбиваем его на два подмножества $Q_3(4,5,1)$ и $Q_3(4,5,3)$.

Оценка подмножества $Q_3(4,5,1)$.

Вычисляем $M(4,5,1)=4$, $\theta(4,5,1)=7$

$T_1(4,5,1)=4+7+10=21$

$T_3(4,5,1)=10+4=14$

$T_4(4,5,1)=25+6=31$

$\Phi(4,5,1)=\max(21-19; 25-7; 31-10)=21$

Оценка подмножества $Q_3(4,5,3)$.

Вычисляем $M(4,5,3)=2$, $\theta(4,5,3)=7$

$T_3(4,5,3)=2+7+5=14$

$T_5(4,5,3)=14+10=24$

$T_4(4,5,3)=24+6=30$

$\Phi(4,5,3)=\max(14-12; 24-7; 30-10)=20$

6 шаг. Выбираем подмножество $Q_2(5,4)$. Разбиваем его на два подмножества $Q_3(5,4,1)$ и $Q_3(5,4,3)$.

Оценка подмножества $Q_3(5,4,1)$.

Вычисляем $M(5,4,1)=4$, $\theta(5,4,1)=7$

$T_1(5,4,1)=4+7+10=21$

$T_3(5,4,1)=21+3=24$

$T_5(5,4,1)=24+5=29$

$\Phi(5,4,1)=\max(21-19; 24-10; 29-7)=22$

Оценка подмножества $Q_3(5,4,3)$.

Вычисляем $M(5,4,3)=2$, $\theta(5,4,3)=7$

$T_3(5,4,3)=2+7+5=14$

$T_4(5,4,3)=14+9=23$

$T_5(5,4,3)=23+5=28$

$\Phi(5,4,3)=\max(14-12; 23-10; 28-7)=21$.

7 шаг. Выбираем подмножество $Q_3(4,5,3)$ с минимальной оценкой 20. В этом подмножестве существует решение $\pi=(0,1,2,3,5,4)$ с величиной критерия $\Delta=20$, которое является оптимальным. Дерево ветвей приведено на рис. 2.6.3.

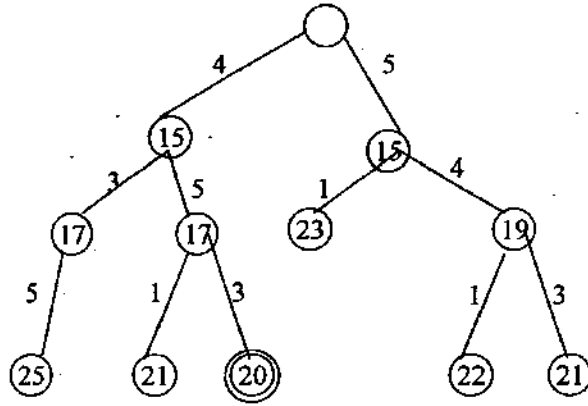


Рис.2.6.3.

Естественно, что величина критерия Δ стала больше, хотя объем вычислений уменьшился. Это и понятно, так как любые дополнительные ограничения ухудшают решение и в то же время в методе ветвей и границ облегчают его получение за счет сокращения числа вариантов.

ГЛАВА III

ПОСТРОЕНИЕ ОПТИМАЛЬНЫХ РАСПИСАНИЙ ДЛЯ НЕСКОЛЬКИХ БРИГАД

3.1. Постановка задач

Как было отмечено выше, задачи определения оптимальной очередности выполнения работ являются NP – трудными даже в случае одной бригады. Они тем более сложны в случае нескольких бригад. Исключение составляет случай, когда бригад достаточно много, так что каждая бригада выполняет не более двух работ. В этом случае задача сводится к определению паросочетания в графе при ограничении на длины входящих в него ребер [17].

В главе рассматривается ряд постановок задач определения расписаний для нескольких бригад, для которых предлагаются эффективные методы решения. В параграфе 3.2 рассматривается задача определения минимального числа бригад, обеспечивающих выполнение проекта при заданных сроках начала работ. Задачи сводятся к определению потока минимальной величины, насыщающего все вершины графа при заданных пропускных способностях вершин. В параграфе 3.3 предлагается геометрический подход к оценке оптимального решения минимизации отклонения от плановых сроков для случая, когда число бригад больше 1, а транспортная схема является радиальной. Наконец, в параграфе 3.3 рассматривается точное решение задачи минимизации отклонения от плановых сроков для радиальной транспортной схемы и нескольких бригад.

3.2. Задача минимизации числа бригад при заданных сроках начала работ

Обозначим через t_i – плановый момент начала i -ой работы. Примем, что моменты t_i заданы (а значит заданы и моменты $D_i = t_i + \tau_i$) и требуем

обеспечить выполнение всех работ минимальным числом бригад. Построим сеть следующим образом. Вершины сети i соответствуют работам проекта.

Вводим две новые вершины – вход 0 и выход Z .

Вход соответствует пункту начального расположения бригад, а выход – пункту их сбора после выполнения проекта. Соединим вход 0 с вершиной i , если $\ell_{oi} \leq t_i$, вершины i и j соединим дугой (ij) , если $t_j - D_i \leq \ell_{ij}$. Наконец, вершины i соединяем с выходом Z . Примем пропускные способности вершин равными 1. Определим допустимый поток $\{Y_{ij}\}$ по сети как поток, удовлетворяющий условиям

$$\sum_i Y_{ij} \geq 1, \quad j \neq 0, z \quad (3.2.1)$$

Поставим задачу определения допустимого потока минимальной величины. Как легко видеть, эта задача минимизации числа бригад, поскольку допустимый поток определяет маршруты движения бригад, число которых равно величине потока. Как известно, [35], задача определения минимального потока сводится к задаче определения максимального потока и может быть решена алгоритмом Форда – Фалкерсона.

Ниже описывается другой подход, в основе которого может метод дихотомического программирования [28].

Предварительно приведем определение агрегируемой сети:

Определение 3.2.1. Последовательным множеством вершин называется путь в сети, такой что степени захода каждой вершины за исключением начальной равны 1 и степени исхода каждой вершины, за исключением конечной, равны 1 (рис. 3.2.1)

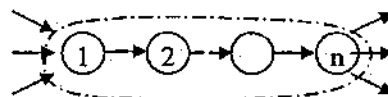


Рис.3.2.1

Определение 3.2.2. Параллельным множеством вершин называется множество независимых вершин сети, такое что для всех этих вершин множества непосредственно предшествующих вершин совпадают и множества непосредственно следующих вершин совпадают рис.3.2.2.

Последовательное множество вершин можно заменить одной верши-

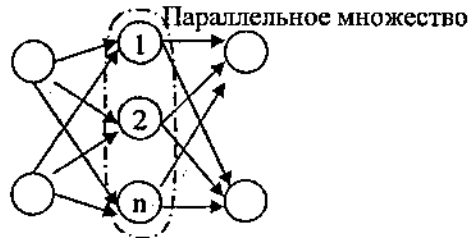


Рис.3.2.2

ной. Параллельное множество вершин также можно заменить одной вершиной. Такие операции будем называть агрегированием.

Определение 3.2.3. Сеть называется агрегируемой, если путем агрегирования ее можно свести к одной вершине.

Определение 3.2.4. Разрезом сети R называется любое множество вершин, такое что $0 \in R, z \notin R$.

Определение 3.2.5. Вершина $i \in R$ называется граничной вершиной разреза, если не существует дуга (i, j) таких что $j \in R$.

Определение 3.2.6. Пропускной способностью разреза $C(R)$ называется сумма пропускных способностей граничных вершин разреза

$$C(R) = \sum_{i \in R_p} r_i$$

где r_i – пропускная способность вершины i .

Понятие агрегируемой сети введено Бурковой И.В. [28] Ею же доказана теорема о представимости продолжительности агрегируемой сети $T(\tau)$ как функции продолжительностей работ дихотомической структурой типа дерева. Докажем аналогичную теорему для максимальной пропускной способности разреза как функции пропускных способностей дуг.

Теорема 3.2.1. Для того, чтобы функция $\Phi(c) = \max_R C(R)$ допускала структуру дихотомического представления типа дерева необходимо и достаточно, чтобы сеть была агрегируемой.

Необходимость. Пусть $C(R)$ представима в дихотомическом виде со структурой дерева. Возьмем две висячих вершины i, j дихотомического представления которые имеют общую непосредственно предшествующую вершину.

Свертка соответствующих величин r_i и r_j может иметь одну из двух форм $(r_i + r_j)$ или $\max(r_i, r_j)$.

Первый случай соответствует параллельному множеству вершин, а второй – последовательному. Фактически дерево дихотомического представления однозначно определяет дерево агрегирования.

Достаточность следует из обратного утверждения, что дерево агрегирования позволяет построить дерево дихотомического представления. Теорема доказана.

Опишем алгоритм определения разряда с максимальной пропускной способностью для агрегируемой сетки. Он состоит в построении дерева агрегирования и последовательном агрегировании сети. При этом для параллельного множества вершин Q имеет линию

$$C(Q) = \sum_{i \in Q} r_i, \quad (3.2.1)$$

а для последовательного

$$C(Q) = \max_{i \in Q} r_i. \quad (3.2.2)$$

В результате агрегирования сети в одну работу, получаем величину максимальной пропускной способности. Разрез имеющий максимальную пропускную способность, определяется методом обратного хода по дереву агрегирования.

Пример 3.2.1. Рассмотрим приведенную на рис.3.2.3. В нижних половинах кружков указаны пропускные способности дуг.

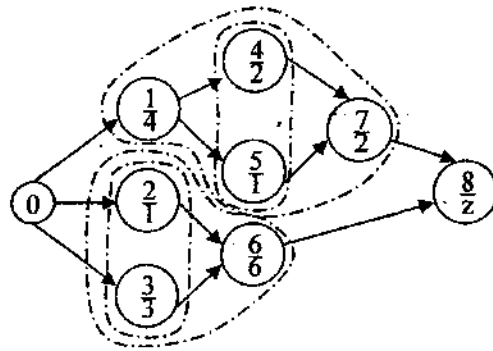


Рис.3.2.3

1 шаг. Множество вершин (2,3) является параллельным. Имеем

$$C(Q_1) = \tau_2 + \tau_3 = 4$$

заменяем две вершины 2 и 3 одной агрегированной вершиной Q_1 .

2 шаг. Множество вершин (4,5) также является параллельным. Имеем

$$C(Q_2) = \tau_4 + \tau_5 = 3$$

где Q_2 - агрегированная вершина.

3 шаг. Множество вершин ($Q_1, 6$) является последовательным. Имеем

$$C(Q_3) = \max(C(Q_1); C_6) = C_6 = 6$$

где Q_3 - агрегированная вершина.

4 шаг. Множество вершин $Q_4 = (4, Q_2, 7)$ является последовательным.

Имеем

$$C(Q_4) = \max(C_4; C(Q_2); C_7) = C_4 = 4$$

где Q_4 - агрегированная вершина.

5 шаг. Множество вершин (Q_3, Q_4) является параллельным. Имеем

$$C(Q_{\max}) = C(Q_5) = C(Q_3) + C(Q_4) = 10$$

где Q_5 - агрегированная вершина. Двигаясь с конца, определяем максимальный разрез

$$R = \{Q_3, Q_4\} = \{C_4; C_6\}$$

Минимальный поток величины 10 легко определяется также обратным ходом.

Рассмотрим сеть произвольного вида. Преобразуем ее в агрегируемую путем разбиения ряда вершин на несколько вершин. Это можно делать раз-

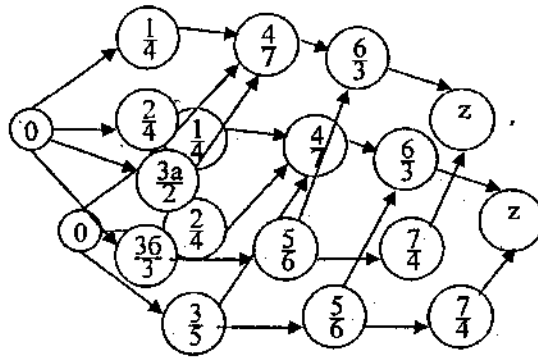


Рис.3.2.4

личными способами. Опишем один из возможных алгоритмов преобразования на примере сети рис.3.2.4.

Рассматриваем вершины сети в очередности их номеров (предполагаем, что сеть имеет правильную нумерацию). Определяем первую вершину, степень исхода которой больше 1 (на рис.3.2.4 это вершина 3 со степенью исхода $d_3 = 2$). Разделяем ее на две вершины (3а) и (3б) с дугами (3а, 4) и (3б, 5).

Делим также пропускную способность r_3 на две части произвольным образом (например, $r_{3a} = 2$, $r_{3b} = 3$). Следующая вершина со степенью исхода больше 1 – это вершина 5, $d_5 = 2$. Здесь можно поступить двумя способами: первый состоит в делении вершины 5 на две с одновременным делением вершины 3б на две рис. 3.2.5. Фактически мы преобразовали сеть в дерево с корнем 7 (если исключить вход 0), которое безусловно является агрегируемым.

Второй способ состоит в делении вершины 6 на две рис.3.2.6.

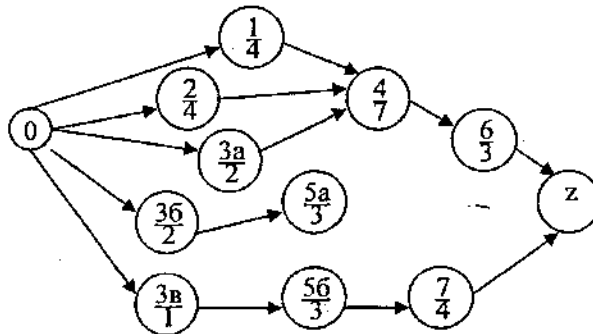


Рис.3.2.5

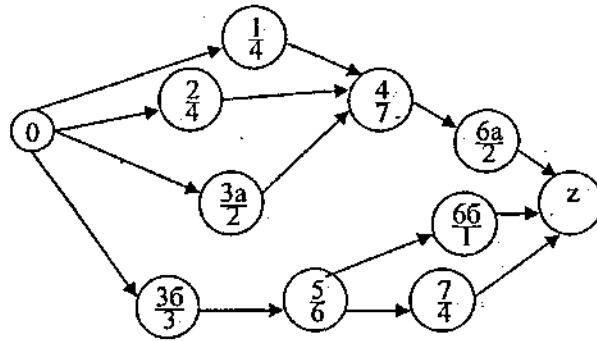


Рис.3.2.6

Сеть рис. 3.2.6 (без вершины 0, или вершины Z) не является деревом, однако она содержит на одну вершину меньше, чем сеть рис. 3.2.5.

Замечание. Задача преобразования произвольной сети в агрегируемую сеть с минимальным числом вершин требует дополнительных исследований.

Возьмем за основу сеть рис. 3.2.6 и определим разрез, имеющий максимальную пропускную способность. Имеет место теорема 3.2.2. Величина максимальной пропускной способности. Имеет место теорема 3.2.2. Величина максимальной пропускной способности преобразованной сети является оценкой сверху максимальной пропускной способности исходной сети.

Эта теорема является следствием более общей теоремы для оценочных задач в методе дихотомического программирования, доказанной Бурковой И.В. [28]. В примере сети рис.3.2.6 величина максимального разреза равна 16, а множество граничных вершин оптимального разряда $R = (1, 2, 3a, 5)$. Постановка оценочной (двойственной) задачи. Определить разбиение пропускных способностей разделенных вершин так чтобы величина максимального разряда преобразованной сети была минимальной.

Опишем алгоритм решения оценочной задачи. Заметим, во-первых, что если для каждой разделенной вершины имеет место следующий факт, либо она входит полностью в множество граничных вершин (то есть входят все ее разделенные вершины), либо не входит ни одна из вершин, на которые эти вершины разделены, то полученное решение является оптимальным для исходной задачи. Это следует из очевидного факта, что в этом случае полученное решение является допустимым для исходной задачи.

В нашем примере это не так. Действительно, множество граничных вершин содержит вершину 3а, но не содержит вершину 3б. Однако в этом случае всегда можно уменьшить величину максимальной пропускной способности, уменьшив пропускную способность вершины 3а и увеличив, соответственно, пропускную способность вершины 3б.

Возьмем, $r_{3a} = 0$; $r_{3b} = 5$. Новая величина максимальной пропускной способности равна 14, а множество граничных вершин оптимального разреза $R_0 = (1, 2, 6)$ (вершину 3а не включаем, поскольку она имеет нулевую пропускную способность). Полученное решение является оптимальным для исходной сети. Из описанного алгоритма следует теорема.

Теорема 3.2.3 (двойственности). Минимальная величина пропускной способности максимального разреза двойственной задачи равна величине пропускной способности максимального разреза исходной (прямой) задачи. Эта теорема является аналогом теоремы Форда – Фалкерсона о равенстве потока максимальной величины и разреза минимальной пропускной способности. Тем не менее, это другая теорема, поскольку речь идет о разных структурах исходной и преобразованной сетей.

Рассмотрим пример применения изложенной теории для задачи минимизации числа бригад.

Пример 3.2.2. Рассмотрим проект из пяти работ, плановые моменты начала и продолжительности которых указаны в табл. 3.2.1.

Таблица 3.2.1

i	1	2	3	4	5
t_i	0	2	6	9	13
τ_i	3	2	6	5	2

Матрица времен перемещений бригад между работами приведена ниже.

Построим сеть допустимых перемещений бригад рис.3.2.7. Заметим, что дуга (2, 4) отсутствует, так как $t_4 - D_2 = 5 < l_{24} = 7$ и бригада не успевает прибыть к началу работы 4.

	1	2	3	4	5
1	3	-	2	4	-
2	-	2	2	7	7
$(\ell_{ij}) =$ 3	-	-	6	-	1
4	-	-	-	5	-
5	-	-	-	-	2

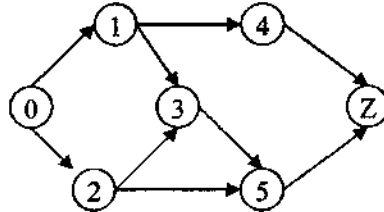


Рис.3.2.7

Построим преобразованную сеть (рис.3.2.8).

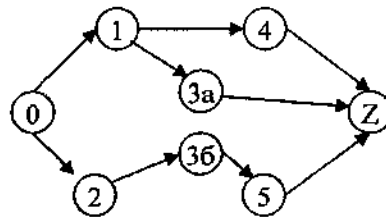


Рис.3.2.8

Пропускные способности вершин $3a$ и $3б$ примем равными $\frac{1}{2}$. Максимальная величина пропускной способности равна 25, а оптимальное множество граничных вершин $R_0 = (4, 3a, 2)$. Уменьшаем C_{3a} до 0, $C_{3б}$ увеличиваем до 1. Новая величина максимальной пропускной способности равна 2, а новое множество граничных вершин $R_0 = (2, 4)$. Полученное решение является оптимальным для исходной задачи. Маршрут первой бригады $(0, 1, 4, Z)$, а второй $(0, 2, 3, 5, Z)$.

3.3. Геометрический подход к задаче минимизации числа бригад для радиальной транспортной схемы

Рассмотрим задачу минимизации числа бригад для радиальной транспортной схемы. Сначала проведем некоторые преобразования, упрощающие задачу. Во-первых, увеличим плановые сроки D_i на величину β_i (время возвращения бригады с работы I в пункт размещения), прибавив величину β_i к продолжительности работы $\tau'_i = \tau_i + \beta_i$.

Во-вторых, прибавим к продолжительности работы времени α_i Перемещения бригады в пункт i . Смысл этого преобразования в том, что продолжительность работы считается равной времени с момента отправления бригады в пункт i из пункта размещения до момента ее возвращения в пункт размещения после выполнения работы i . После сделанных преобразований можно не учитывать времен перемещения бригад, а учитывать только продолжительность работы $\tau'_i = \alpha_i + \tau_i + \beta_i$ и плановый срок завершения $D'_i = D_i + \beta_i$. С учетом сказанного, плановый срок завершения работы и ее продолжительность будем обозначать как и ранее; D_i и τ_i . Предположим, что каждая работа может выполняться одновременно несколькими бригадами с соответствующим уменьшением продолжительности (если две бригады, то в два раза, три – то в три и т.д.). Построим на плоскости систему координат, ось абсцисс которой соответствует моментам времени, а ось ординат – временам выполнения работ. Каждому значению D_i оси абсцисс поставим в соответствие точку (A_i, D_i) , где A_i – суммарная продолжительность работ от 1 до i , то есть

$$D_i = \sum_{j=1}^i \tau_j$$

(считаем, что D_0 упорядочены по возрастанию, то есть $D_1 \leq D_2 \leq \dots \leq D_n$). Соединяя точки (i, D_i) и $(i+1, D_i)$ горизонтальными линиями, а точки $(i+1, D_i)$, (i, D_{i+1}) вертикальными линиями, мы получим область допустимого со-

стояния комплекса работ. На рис. 3.3.1. приведем пример такой области для следующих значений τ_i и D_i

Таблица 3.3.1.

i	1	2	3	4	5	6
τ_i	3	4	5	6	8	4
D_i	4	6	8	9	12	16

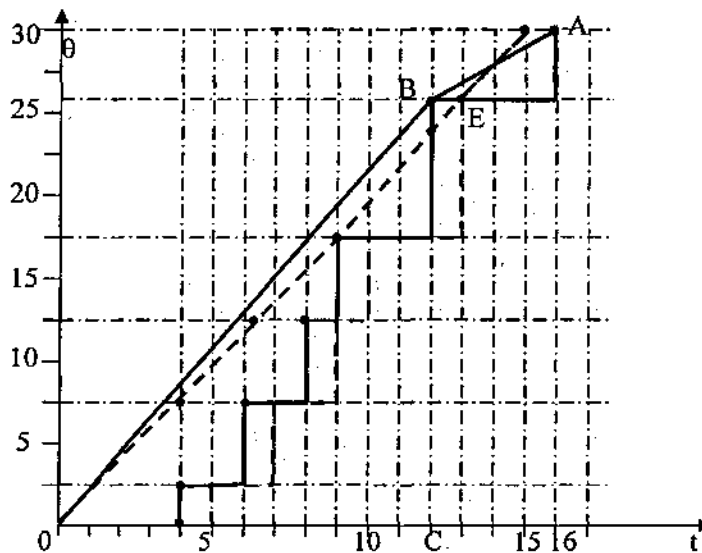


Рис.3.3.1.

Построим кратчайшую траекторию, соединяющую начало координат с точкой $A=(D_n, T)$, ($T = \sum_{i=1}^n \tau_i$) соответствующей выполнению всех работ за время D_n . (траектории OBA).

Ее максимальный наклон $\frac{BC}{OC} = \frac{26}{12} = 2\frac{1}{6}$ определяет минимальное количество ресурсов, требуемое для завершения всех работ не позже плановых сроков. Так как число бригад является целым числом, то минимальное число бригад равно 3. Определим минимальную задержку работ по сравнению с плановыми сроками, если число бригад $m = 2$. Для этого проводим прямую OE, $\theta = 2t$. Эта прямая пересекает ступенчатый график в т.Е(13,26). Следовательно, минимальное запаздывание составляет $\Delta = 13 - 12 = 1$ и имеет место для работы 5.

Добавляя это запаздывание ко всем работам, мы получаем сдвинутый ступенчатый график, показанный пунктиром на рис.3.3.1. Отметим, что при допустимой задержке $\Delta = 1$ в данном случае не существует расписания, при котором каждая работа выполняется только одной бригадой.

В следующем параграфе рассматривается точный алгоритм решения этой задачи на основе метода дихотомического программирования.

3.4. Метод дихотомического программирования

Пусть число бригад равно m . Обозначим через $x_{ij}=1$, если i -я работа выполняется j -ой бригадой, $x_{ij}=0$ в противном случае имеем ограничения

$$\sum_{j=1}^m x_{ij} = 1, \quad i = \overline{1, n} \quad (3.4.1)$$

Для записи целевой функции примем, что D_i упорядочены по возрастанию, то есть $D_1 \leq D_2 \leq \dots \leq D_n$. Запишем неравенства:

$$\sum_{i=1}^k x_{ij} \tau_i \leq D_k + \Delta, \quad k = \overline{1, n}, j = \overline{1, m} \quad (3.4.2)$$

Покажем, что это ограничение на допустимую задержку момента завершения k -ой работы. Пусть k -ая работа выполняется j -ой бригадой. Заметим, что все работы, выполняемые j -ой бригадой, выполняются в очередности возрастания D_i , то есть в очередности их номеров. Так как $x_{ij}=1$, то $\sum_{i=1}^k x_{ij} \tau_i$ определяет момент завершения работы k .

Если же $x_{ij}=0$, то (3.4.2) следует из выполнения этого неравенства для $q < k$.

Таким образом, задача заключается в минимизации

$$\Delta = \max_j \max_k \left[\sum_{i=1}^k x_{ij} \tau_i - D_k \right] \quad (3.4.3)$$

При ограничениях (3.4.1).

Для применения метода дихотомического программирования зафиксируем Δ и рассмотрим следующую задачу: определить $\{x_{ij}, i = \overline{1, n}, j = \overline{1, m}\}$, максимизирующие

$$\theta = \sum_j \sum_i x_{ij} \tau_i \quad (3.4.4)$$

При ограничениях (3.4.2) и

$$\sum_j x_{ij} \leq 1, \quad i = \overline{1, n} \quad (3.4.5)$$

Укрупненная структура дихотомического представления ограничений (3.4.2) и (3.4.5) приведена на Рис.3.4.1 для случая $n = 3, m = 2$.

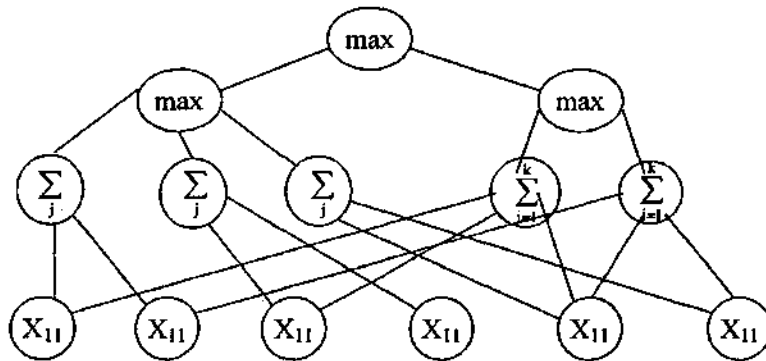


Рис.3.4.1.

Разделим систему ограничений на две группы. В первую группу входят в ограничения (3.4.5), а во вторую – ограничения (3.4.2). Соответственно, разделим продолжительности работ τ_i на две части y_{ij} и $\tau_i - y_{ij}$, $i = \overline{1, n}, j = \overline{1, m}$.

Получим две группы оценочных задач. Первая группа: определить $x_{ij}, j = \overline{1, m}$, максимизирующие $F_i(y_{ij}) = \sum_j y_{ij} x_{ij}$

При ограничении

$$\sum_j x_{ij} \leq 1$$

Ее решение очевидно

$$F_i = \max_j y_{ij}$$

Заметим, что исходя из требования минимизации оптимальных значений целевых функций оценочных задач следует взять $y_{ij} = y_i$ для всех j . В этом случае сумма оптимальных значений и оценочных задач первой группы составит

$$Y = \sum_{i=1}^n y_i \quad (3.4.6)$$

Вторая группа: определить x_{ij} , максимизирующие

$$\sum_i x_{ij} (\tau_i - y_i) \quad (3.4.7)$$

При ограничениях

$$\sum_{i=1}^k x_{ij} \tau_i \leq D_k + \Delta \quad (3.4.8)$$

Заметим, что все m оценочных задач второй группы совпадают. Поэтому мы и имеем дело всего с одной задачей (3.4.7), (3.4.8), где x_{ij} можно обозначить через x_i .

Обозначим через Z оптимальную величину (3.4.7) в задаче второй группы при заданных $\{y_i\}$. Тогда значение целевой функции оценочной задачи равно

$$\Phi(z, y) = mZ + Y \quad (3.4.9)$$

Обозначим через $\{x_k\}$ совокупность N допустимых решений системы (3.4.8), упорядоченных по убыванию величин

$$M_k = \sum_i \tau_i x_i^k, \quad k = \overline{1, N} \quad (3.4.10)$$

Оценочная задача заключается в определении Z и $\{y_i\}$ минимизирующих (3.4.9) при ограничениях

$$\sum y_i x_i^k + Z \geq M_k, \quad k = \overline{1, N} \quad (3.4.11)$$

Опишем алгоритм решения оценочной задачи:

1 шаг. Полагаем $y_i = 0$, $i = \overline{1, n}$, $Z = M_1$

определяем $\Phi_1 = mM_1$

2 шаг. Полагаем $Z = M_2$. Если $M_2 = M_1$, то полагаем $Z = M_3$ и т.д. до тех пор пока при $Z = M_q$, $M_q < M_1$. Решаем следующую задачу линейного программирования

$$\min \sum_i y_i$$

при ограничениях

$$\sum_i y_i x_i^j \geq M_j - M_q, j = \overline{1, q-1} \quad (3.4.12)$$

определяем

$$\Phi_q = \bar{m}M_q + Y_q$$

где Y_q - оптимальное решение.

Если $\Phi_q = \Phi_1$, то получена оптимальная верхняя оценка критерия (3.4.4).

Если $\Phi_q < \Phi_1$, то повторяем шаг 2, полагая $Z = M_{q+1}$ и т.д.

Если полученная верхняя оценка $\bar{m}M + Y < T$, то при данном значении Δ решения не существует. В этом случае увеличивается Δ до появления хотя бы одного нового допустимого решения системы (3.4.8). Если $\bar{m}M + Y \geq T$, то можно попытаться получить допустимое решение исходной задачи при выбранном значении Δ . Для этого выбираются допустимые решения, для которых неравенства (3.4.12) выполняются как строгие неравенства. Докажем одно простое утверждение, позволяющее в ряде случаев сразу дать ответ, что данное Δ не является решением исходной задачи.

Утверждение 3.4.1. Если при увеличении Δ появилось новое допустимое решение системы (3.4.8) или несколько решений и Δ - оптимальная величина, то хотя бы одно из этих решений должно войти в решение исходной задачи.

Доказательство почти очевидно. Если ни одно из новых решений не вошло в решение исходной задачи, то верхняя оценка не изменяется, а значит это значение Δ не является решением исходной задачи.

Рассмотрим решение описанным методом пример из предыдущего параграфа. Для получения всех решений системы (3.4.8) применим метод ди-

намического программирования, поскольку в данном случае дихотомическое представление имеет структуру ветки дерева. Для оценки величины Δ возьмем произвольное решение, например, первая бригада выполняет работы $Q_1 = (1, 3, 5)$, а вторая – $Q_2 = (2, 4, 6)$. Имеем $\Delta = \max(12-16; 18-12) = 4$.

Возьмем $\Delta = 3$. Если это Δ не дает допустимого решения, то оптимальное решение $\Delta = 4$, а если дает, то уменьшим Δ до 2 и т.д.

Система неравенств (3.4.8) для данных таблицы 3.3.1 и $\Delta=3$ представлена на Рис. 3.4.2.

1 шаг. Берем $M_1=19$, $x_6^1 = 1$, $x_5^1 = 1$, $x_2^1 = 1$, $x_1^1 = 1$ (остальные $x_i^k = 0$). Имеем $y_i=0$, $i = \overline{1,6}$, $Y=0$, $\Phi_1=mM_1=38$

Если $\Delta = 3$ является оптимальным, то в силу утверждения 3.4.1 x^1 входит в решение задачи полагая $Q_1 = (1, 2, 5, 6)$, $Q_2 = (3, 4)$ получаем $\Delta = 3$, то есть при данном Δ допустимое распределение работ по бригадам существует. Осталось проверить является ли это Δ минимальным.

2 шаг. Возьмем $\Delta = 2$. Из схемы Рис. 3.4.2 определяем $M_1=18$, $x_6^1 = 1$, $x_5^1 = 1$, $x_4^1 = 6$ (остальные $x_i^k = 0$). Если $\Delta = 2$ оптимальное решение, то $Q_1 = (4, 5, 6)$, $Q_2 = (1, 2, 3)$. Однако для этого решения $\Delta = \max(18-16; 12 - 8) = 4 > 2$.

Следовательно, решение $Q_1 = (1, 2, 5, 6)$, $Q_2 = (3, 4)$ $\Delta = 3$ является оптимальным.

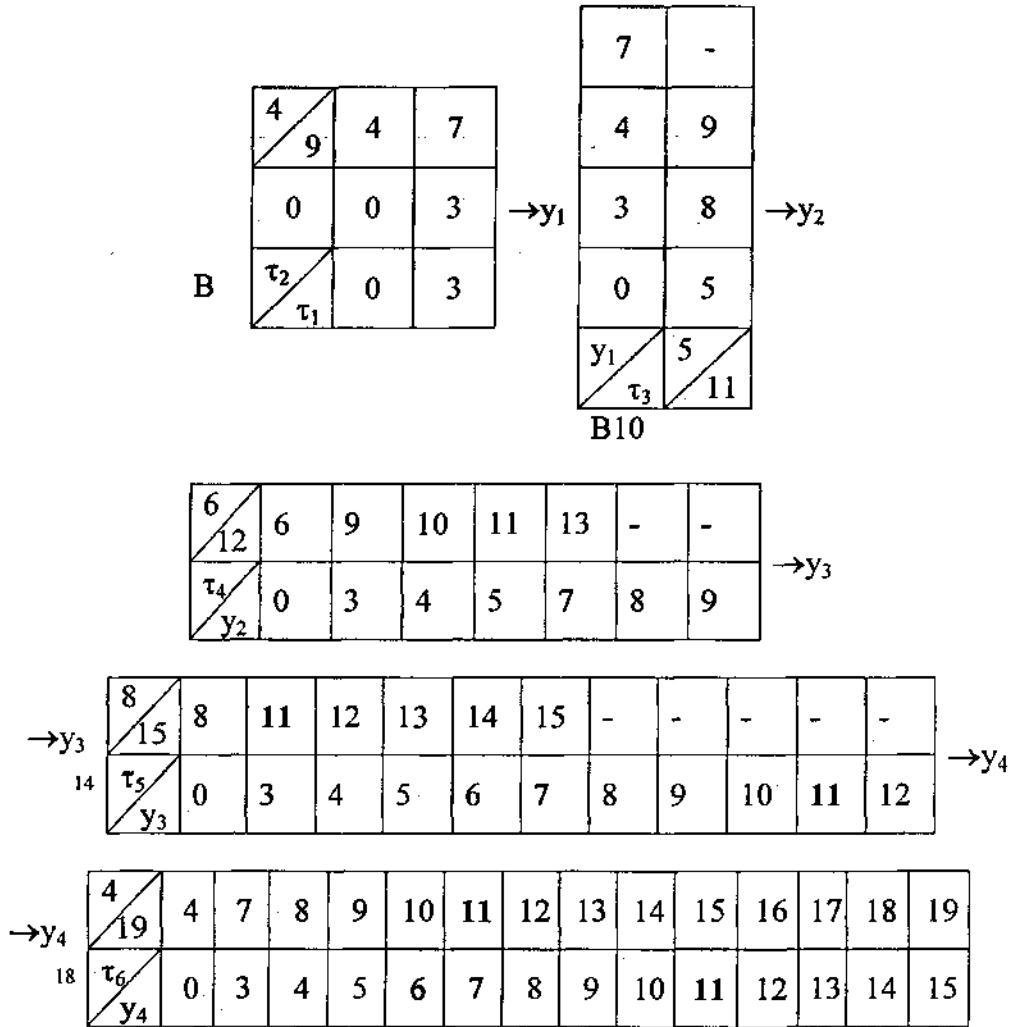


Рис.3.4.2.

Рассмотрим еще один пример большей размерности.

Пример 3.4.1. Пусть $n = 8$, $m = 3$. Данные о работах приведены в таблице.

Таблица 3.4.1.

i	1	2	3	4	5	6	7	8
τ_j	7	3	6	7	5	8	9	4
D_i	8	9	10	12	13	14	15	16

Возьмем начальное решение $Q_1=(1,2)$, $Q_2=(3,4,5)$, $Q_3=(6,7,8)$

$$\Delta = \max(10-9; 18-13; 21-16) = 5.$$

Возьмем $\Delta_0=4$. Решения системы (3.4.8.) при $\Delta_0=4$ представлены на рис.3.4.3.

3	3	10
0	0	7
τ_2 / τ_1	0	7

 $\rightarrow y_1$

6	6	9	-	-
τ_3 / y_1	0	3	7	10

 $\rightarrow y_2$

7	7	10	13	14	16	-
τ_4 / y_2	0	3	6	7	9	10

 $\rightarrow y_3$

5	5	8	11	12	14	15	-	-	-
τ_5 / y_3	0	3	6	7	9	10	13	14	16

 $\rightarrow y_4$

8	8	11	13	14	15	16	17	18	-	-	-	-	-	-
τ_6 / y_4	0	3	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16

 $\rightarrow y_5$

9	9	12	14	15	16	17	18	19	-	-	-	-	-	-	-	
τ_7 / y_5	0	3	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18

4	4	7	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	-	-	-
τ_8 / y_6	0	3	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19

Рис.3.4.3.

I шаг. Берем $M_1=20$. Имеем 4 решения с $M_1=20$.

- 1) $x'_8 = 1$ $x'_7 = 1$ $x'_4 = 1$
- 2) $x'_8 = 1$ $x'_7 = 1$ $x'_1 = 1$
- 3) $x'_8 = 1$ $x'_6 = 1$ $x'_5 = 1$ $x'_2 = 1$

$$4) x'_8 = 1 \quad x'_4 = 1 \quad x'_3 = 1 \quad x'_1 = 1$$

Проверим первое решение. Исключая работы 4, 7, и 8, то есть берем $Q_1 = (4, 7, 8)$, рассмотрим оставшиеся работы

i	1	2	3	5	6
τ_i	7	3	6	5	8
D_i+3	12	13	14	17	18

Легко определить допустимое решение $Q_2 = (1, 2, 5)$, $Q_3 = (3, 6)$. Таким образом $\Delta_0 = 4$ определяет допустимое решение. Поэтому берем $\Delta_1 = 3$

1 шаг. Берем $M_1 = 19$. Имеем 4 решения.

$$1) x'_8 = 1 \quad x'_7 = 1 \quad x'_3 = 1$$

$$2) x'_8 = 1 \quad x'_6 = 1 \quad x'_1 = 1$$

$$3) x'_8 = 1 \quad x'_6 = 1 \quad x'_1 = 1$$

$$4) x'_8 = 1 \quad x'_3 = 1 \quad x'_2 = 1 \quad x'_1 = 1$$

Проверяем первое решение $Q_1 = (5, 7, 8)$. Имеем таблицу оставшихся работ

i	1	2	3	4	6
τ_i	7	3	6	7	8
D_i+2	10	11	12	14	16

Легко убедиться, что допустимого решения не существует. Действительно, хотя бы одна бригада должна выполнять не менее трех работ. Если даже взять две работы с максимальными продолжительностями ($\tau_2 = 3$ и $\tau_3 = 6$), то ни одна из оставшихся работ не может быть к ним добавлена. Проверяем второе решение ($Q_1 = (3, 6, 8)$). Имеем таблицу оставшихся работ

i	1	2	4	5	7
τ_i	7	3	7	5	9
D_i+2	10	11	14	15	17

В данном случае существует допустимое решение $Q_2 = (1, 2, 5)$, $Q_3 = (4, 7)$.

Поэтому берем $\Delta = 1$.

1 шаг. Берем $M_1 = 17$. Имеем 2 решения.

$$1) x'_8 = 1 \quad x'_6 = 1 \quad x'_3 = 1$$

$$2) x'_4 = 1 \quad x'_2 = 1 \quad x'_3 = 1$$

Проверяем первое решение $Q_1 = (5,6,8)$. Имеем таблицу оставшихся работ

i	1	2	3	4	7
τ_i	7	3	6	7	9
D_{i+1}	9	10	12	13	16

Легко убедиться, что допустимого решения не существует. Проверяем второе решение $Q_2=(3,4,8)$. Имеем таблицу оставшихся работ

i	1	2	5	6	7
τ_i	7	3	5	8	9
D_{i+1}	9	10	14	15	16

В данном случае также не существует оптимального решения.

Таким образом, оптимальное решение $Q=(3,6,8)$, $Q_2=(1,2,5)$, $Q_3=(4,7)$ с величиной задержки $\Delta = 2$.

Интересно отметить, что использование утверждения 3.4.1 позволило нам ни разу не решать задачу линейного программирования.

ГЛАВА IV

**ОПРЕДЕЛЕНИЕ РАЦИОНАЛЬНОЙ ОЧЕРЕДНОСТИ
ВЫПОЛНЕНИЯ РАБОТ В ПРОЕКТЕ «Марьинский парк»****4.1. Характеристика проекта «Марьинский парк»
и анализ его состояния**

Рассматриваемый проект «Марьинский парк» - проект строительства жилого района массовой застройки со всей инфраструктурой.

Территория, выделенная под проект, имеет границы:

- с запада – жилой район Марьино;
- с юга - р. Москва;
- с востока – технический коридор ЛЭП 220, 500 кВ;
- с севера – ул. Верхние поля;
- с юго-востока – промзона Чагино-Капотня.

Общая площадь территории 1000 га.

Часть рассматриваемой территории занята картами люблинских полей фильтрации разных лет заливки. Карты, примыкающие к ул. Верхние поля, заливались около 10-12 лет назад, а часть карт исключены из эксплуатации в настоящее время.

Предусматривается поэтапное осуществление трех очередей проекта. Общая площадь застройки первой очереди строительства - 105,5 га. Жилищный фонд первой очереди составляет 720 тыс. кв. м. и рассчитана на 40 тысяч человек.

Строительство I очереди осуществляется в период 1994-95 гг. и включает в себя четыре микрорайона со следующим распределением жилищного фонда:

мкр.1 – 845,5 т.кв.м

мкр.2 – 215,5 т.кв.м

мкр.3 - 267 т.кв.м

мкр.4 – 259,5 т.кв.м

Третий микрорайон предусматривает размещение обслуживающих объектов и частично входит в парковую зону.

В состав каждого микрорайона в среднем входят: жилые дома, 2 школы, 2-3 плюс 4-7 встроенных детских дошкольных учреждений, 2 – 5 продовольственных магазина, т.ч. по 2-3 встроенных, 1-2 булочных в т.ч. 1-2 встроенных, 1-2 промтоварных магазина (в основном встроенных), 1-5 предприятий общественного питания, в т.ч. 4 встроенных, 1-5 поликлиник, в т.ч. до 5 встроенных, 1-5 помещений КБО, в т.ч. до 5 встроенных; одно отделение связи:

Кроме того, в микрорайоны могут входить: торговые предприятия – универсамы, торговые центры, магазины «Овощи и фрукты», «Молоко», «Ветеран», «Русское пиво», кафе, торговые залы, рестораны, пивбары, пекарня с торговым залом, кулинарии, клубы, помещения для игр, видеозалы, библиотеки, службы центра социальной защиты, центр социального обслуживания пенсионеров и инвалидов; помещения для работы с населением, стоматологические поликлиники; спортивно-оздоровительный центр с бассейном, помещение муниципалитета, отделение милиции, АТС, отделение связи, сбербанк, гаражи с надземными и подземными сооружениями; крытые автостоянки, супермаркет, общественные туалеты, пруд-регулятор и другие сооружения.

Объектами застройки так же является городские коммуникации: теплотель, водопровод, водосток, автодороги, связывающие микрорайоны между собой:

I этап II очереди строительства предусматривает строительство 5,6 микрорайонов. В первом этапе создается буферная зона от действующих карт.

II этап II очереди предусматривает строительство 6,7 микрорайонов с созданием охранной буферной зоны от действующих карт.

III очередь строительства предполагается осуществить в 2 этапа:

II этап II очереди строительства предусматривает строительство 6,7 микрорайонов с созданием охранной буферной зоны от действующих карт.

В I этапе предусматривается возможность создания на излучине р. Москвы охранной зоны гнездовья птицы и создания зоны от гнездовий как промежуточного этапа для сохранения обитания популяций.

Во II этапе III очереди продолжается жилищное строительство с освоением территории бывшей коммунально-промышленной зоны, завершается создание парковой территории, соединяющей Кузьминский парк с прибрежной парковой зоной.

На период освоения III очереди строительства промышленно-коммунальная зона используется для временного складирования, высушивания и технологической обработки илового осадка.

На части территории будущего парка (50-80 га) осуществить захоронение высушенного осадка.

Экологическая обстановка района застройки очень сложная, что в значительной мере обусловлено работой крупнейшего в районе московского нефтеперерабатывающего завода, ТЭЦ-22, Чагинской нефтебазы и других предприятий.

Застройка жилого массива на бывших Люблинских полях фильтрации, экологическая ситуация определяют дополнительные финансовые и трудовые затраты: на экологические экспертизы и разработку экологических мероприятий, включая осушение местности с помощью выжимки песком и вывозом содержимого полей.

В разрешении экологической проблемы с целью создания условий для осуществления проекта «Марьинский парк» принимает участие: правительство Москвы; «Москомприрода»; АО «Москапстрой»; «Мособлприрода»; Московский городской и областной центры госсанэпиднадзора; руководство и коллективы предприятий, расположенных в промышленных зонах Чагино-Капотня, Курьяново, Люблино-Перерва, министерства предприятий федеральной собственности, департаменты инженерного обеспечения, энергетики и энергосбережения; АО «Мосэнерго», префектура Юго-Восточного административного округа.

Проект застройки «Марьинский парк» находится в стадии реализации (строительства), когда выполнены предпроектные исследования, сделано ТЭО, осуществлен выбор и отбор площадки.

Одновременно с застройкой «Марьинский парк» ведется строительство метро, которое свяжет район новостройки с другими районами Москвы. При реализации проекта «Марьинский парк» - предполагается ввести в действие около 4,0 млн.кв.м. жилья с обеспечивающей его инфраструктурой.

Общее число объектов составляет около 500 различных зданий и сооружений.

В северо-восточной части территории на границе ЛПФ и Кузьминского парк предполагается строительство промышленно-коммунальной зоны с крупными коммунальными объектами.

Участниками осуществления проекта «Марьинский парк» являются:

- инвестор – Правительство Москвы в лице его Департамента строительства;
- заказчик – «Москапстрой» в лице «ТУКС-7»;
- генконтрактор – «Главмосстрой»;
- проектные организации: «Главмосархитектура» в лице «Моспроект-1», «Мосгосстрой-1»;
- генподрядные организации: ОАО «Строитель», «Мосстрой № 3, № 6, №7, №34», «Мосжилстрой», «Домостроительный комбинат №4», «Мосфундаментстрой №2»;
- субподрядные организации, поставщики и предприятия материально – технического снабжения.

Особенностью строительства является:

- отсутствие полностью разработанной проектно – сметной документации на объект, строительство ведется по мере готовности документации;
- большое количество объектов и участников проекта, а также наличие нестандартной ситуации, приводящей к необходимости исполь-

зования большого количества автотранспорта и строительных механизмов для засыпки полей фильтрации песком, что зачастую приводит к пересечению деятельности участников строительства на застраиваемой территории.

4.2. Определение оптимальной очередности при линейном расположении объектов строительства

Работы по реализации проекта массовой застройки «Марьинский парк» выполняются в особых условиях, связанных с особенностями района строительства, что приводит к необходимости проведения работ по засыпке полей фильтрации. С этой целью, для выполнения работ нулевого цикла привлечена в качестве субподрядной организации специализированное предприятие ОАО «Мосфундаментстрой – 2». На текущий период было запланировано проведение работ на следующих объектах, данные о которых приведены в табл. 4.1.1. Необходимо определить рациональную очередность выполнения работ на объектах с целью достижения минимальной продолжительности выполнения работ.

Таблица 4.2.1

Наименование видов работ	Трудоемкость, чел. – см.	Продолжительность	Время на перемещение	Срок сдачи
Жилой дом поз. 9	5000	25	2	32
Жилой дом поз. 26	857	9	5	55
Жилой дом поз. 14	3570	35	6	91
Школа поз. 33	17857	170	7	253
Жилой дом поз. 5	4714	45	10	301
Жилой дом поз. 1	3429	31	11	322
Школа поз. 12	1000	10	12	43
Торговый центр поз. 21	2142	20	14	275
Детское дошкольное учреждение поз. 36	859	9	15	387

Для решения задачи об определении оптимальной очередности выполнения работ, представленных в табл. 4.2.1, воспользуемся результатами главы II.

Согласно, этого алгоритма, определим множество работ Q , для которых выполняется условие $(C_m - D_i) \leq 0$. Для этой цели находим оценки L_i и C_m по формулам (2.2.1) и (2.2.2). Для первого шага получим следующие результаты, сведенные в табл. 4.2.2.

Таблица 4.2.2

	t	q	D	L_i	C_m	$C_m - D_i$
1	25	2	32	28	382	350
2	9	5	55	25	379	324
3	35	6	91	24	378	287
4	170	7	253	23	377	124
5	45	10	301	20	374	73
6	31	11	322	19	373	51
7	10	12	43	18	372	329
8	20	14	275	16	370	95
9	9	15	387	15	369	-18
Σ	354	82	1759			

Согласно правилу отбора решений, принятому во второй главе: $\min(C_m - D_i)$, из дальнейшего решения исключаем вершину 9 и вновь находим те же оценки L_i и C_m .

Данные второго шага приведены в табл. 4.2.3

Таблица 4.2.3

	t	q	D	L_i	C_m	$C_m - D_i$
1	25	2	32	26	371	339
2	9	5	55	23	368	313
3	35	6	91	22	367	276
4	170	7	253	21	366	113
5	45	10	301	18	363	62
6	31	11	322	17	362	40
7	10	12	43	16	361	318
8	20	14	275	14	359	84
Σ	345	67	1372			

По условиям отбора в множество Q попадает работа 6, поэтому она подлежит исключению из общего множества работ для дальнейшего рассмотрения. После чего переходим к 3 шагу, данные которого приведены в табл. 4.2.4.

Таблица 4.2.4

	t_i	q_i	D_i	L_i	C_{in}	$C_{in}-D_i$
1	25	2	32	26	340	308
2	9	5	55	23	337	282
3	35	6	91	22	336	245
4	170	7	253	21	335	82
5	45	10	301	18	332	31
7	10	12	43	16	330	287
8	20	14	275	14	328	53
Σ	314	56	1050			

Исключаем из расчета работу под номером 5 и переходим к 4 шагу, результаты которого представлены в табл. 4.2.5.

Таблица 4.2.5

	t	q	D	L_i	C_{in}	$C_{in}-D_i$
1	25	2	32	26	295	263
2	9	5	55	23	337	282
3	35	6	91	22	336	245
4	170	7	253	21	335	82
7	10	12	43	16	330	287
8	20	14	275	14	328	53
Σ	269	46	749			

Последующие шаги приведены в табл. 4.2.6 – 4.2.10, когда из решения исключается строка с наименьшим значением оценки : $(C_{in} - D_i)$.

Таблица 4.2.6

	t	q	D	L_i	C_{in}	$C_{in}-D_i$
1	25	2	32	22	271	239
2	9	5	55	19	268	213
3	35	6	91	18	267	176
4	170	7	253	17	266	13
7	10	12	43	12	261	218
Σ	249	32	474			

Таблица 4.2.7

	t	q	D	Li	Cin	Cin-Di
1	25	2	32	22	101	69
2	9	5	55	19	98	43
3	35	6	91	18	97	6
7	10	12	43	12	91	48
Σ	79	25	221			

Таблица 4.2.8

	t	q	D	Li	Cin	Cin-Di
1	25	2	32	22	66	34
2	9	5	55	19	63	8
7	10	12	43	12	56	13
Σ	44	19	130			

Таблица 4.2.9

	t	q	D	Li	Cin	Cin-Di
1	25	2	32	22	57	25
7	10	12	43	12	47	4
Σ	35	14	75			

Таблица 4.2.10

	t	q	D	Li	Cin	Cin-Di
1	25	2	32	2	27	-5
Σ	25	2	32			

Таким образом, в целях оптимизации календарного плана по срокам сдачи объектов, рекомендуется выполнять работу на объектах в следующей последовательности: 1, 7, 2, 3, 4, 8; 5, 6, 9. Полученное решение является оптимальным, так как оценки снизу для всех остальных подмножеств больше чем для рассматриваемого варианта.

Определим значение целевой функции при решении оптимизационной задачи:

$$F = \max(369-387; 362-322; 332-301; 328-275; 266-253; 87-91; 63-55; 47-43; 27-32) = \\ = \max(-18; 40; 31; 53; 13; 6; 8; 4; -5) = 53.$$

Легко убедиться, что остальным вариантам выполнения работ будут соответствовать худшие, то есть большие значения целевой функции.

4.3. Оптимизация календарного плана работы предприятия при кольцевой системе расположения объектов строительства

Решение задачи, полученное в предыдущем параграфе, соответствует случаю, когда все объекты строительства расположены вдоль одной линии. Но, к сожалению, такой случай бывает нечасто. Более соответствующим действительности случаем, является вариант, когда объекты расположены произвольно и могут быть соединены некоторой замкнутой линией. Такую схему будем называть кольцевой.

Рассмотрим процедуру оптимизации календарного плана в данном случае. В качестве примера возьмем планируемый на 2005 год объем строительно-монтажных работ по проекту «Марьинский парк», соответствующие данные о которых приведены в табл. 4.3.1.

Таблица 4.3.1

Наименование видов работ	Трудоемкость, чел. – см.	Продолжительность	Время на перемещение	Срок сдачи
Универсам поз. 17	17857	91	2	180
Жилой дом поз. 29	4285	35	4	470
Детское дошкольное учреждение поз. 31	2857	72	5	400
Школа поз. 11	12142	55	7	190
Жилой дом поз. 37	2714	17	8	98
Школа поз. 46	15142	81	9	101
Жилой дом поз. 51	7000	21	11	280
Больница с поликлиникой поз. 47	10714	59	12	228
Жилой дом поз. 34	5428	33	14	88
Жилой дом поз. 19	6571	39	16	61

Конечный пункт выполнения работ соединен с начальным путем длиной 5 и таким образом, весь кольцевой путь имеет длину $L=93$.

Предположим, что линейная бригада может двигаться только в одном направлении. Тогда по формулам (2.2.1) и (2.2.2) осуществим вычисление нижних оценок C_{in} и значений целевой функции $F = \max(C_{in} - D_i)$. Таким образом, последней должна будет выполняться операция 2.

	t	q	D	Li	Cin	Cin-Di	F
1	91	2	180	94	597	417	
2	35	4	470	96	599	129	
3	72	5	400	97	600	200	
4	55	7	190	99	602	412	
5	17	8	98	100	603	505	
6	81	9	280	101	604	324	
7	21	11	380	103	606	226	
8	59	12	228	104	607	379	
9	33	14	88	106	609	521	
10	39	16	61	108	611	550	129
Σ	503	88					

Произведем вычисления для второго шага, учитывая, что операцию 2 выгодно выполнять последней, то есть будем рассматривать множество оценок снизу для случаев, когда вторая операция будет выполняться последней. Таким образом, рассмотрим варианты, когда предпоследней работой будет выполняться первая, третья и т. д. работы. При этом будем учитывать, что выполнение операций, которая будет располагаться к начальному пункту ближе, чем рассматриваемая, будет увеличено на величину L . Например, если рассмотреть оценку C_{39} , то есть варианта, когда последней выполняется 2 работа, а предпоследней – 3. Тогда, учитывая, что движение бригады осуществляется только в одну сторону, получим, что бригада должна выполнить работы на 1 объекте и перейти на четвертый, затем на пятый и т. д. до десятого пункта. После чего бригада должна вернуться в исходный пункт и через него пройти к третьему пункту, выполнить там работы и, двигаясь по кольцевому маршруту (ведь по условию движение возможно только в одну сторону), вернуться во второй пункт. Таким образом, осуществляется дополнительный круг движения бригады по одностороннему кольцевому маршруту. Данные для второго шага приведены в табл. 4.3.3. Аналогично осуществляем расчеты и для последующих шагов, данные по которым приведены в табл. 4.3.4 – 4.3.11.

Таблица 4.3.3

	t	q	D	Li	Cin	Cin-Di	F
1	91	2	180	94	562	382	
3	72	5	400	97	565	165	
4	55	7	190	99	567	377	
5	17	8	98	100	568	470	
6	81	9	280	101	569	289	
7	21	11	380	103	571	191	
8	59	12	228	104	572	344	
9	33	14	88	106	574	486	
10	39	16	61	108	576	515	165
Σ	468	84					

Таблица 4.3.4

	t	q	D	Li	Cin	Cin-Di	F
1	91	2	180	94	490	310	
4	55	7	190	99	495	305	
5	17	8	98	100	496	398	
6	81	9	280	101	497	217	
7	21	11	380	103	499	119	
8	59	12	228	104	500	272	
9	33	14	88	106	502	414	
10	39	16	61	108	504	443	119
Σ	396	79					

Таблица 4.3.5

	t	q	D	Li	Cin	Cin-Di	F
1	91	2	180	94	469	289	
4	55	7	190	99	474	284	
5	17	8	98	100	475	377	
6	81	9	280	101	476	196	
8	59	12	228	104	479	251	
9	33	14	88	106	481	393	
10	39	16	61	108	483	422	196
Σ	375	68					

Таблица 4.3.6

	t	q	D	Li	Cin	Cin-Di	F
1	91	2	180	94	388	208	
4	55	7	190	99	393	203	
5	17	8	98	100	394	296	
8	59	12	228	104	398	170	
9	33	14	88	106	400	312	
10	39	16	61	108	402	341	170
Σ	294	59					

Таблица 4.3.7

	t	q	D	Li	Cin	Cin-Di	F
1	91	2	180	94	329	149	
4	55	7	190	99	334	144	
5	17	8	98	100	335	237	
9	33	14	88	106	341	253	
10	39	16	61	108	343	282	144
Σ	235	47					

Таблица 4.3.8

	t	q	D	Li	Cin	Cin-Di	F
1	91	2	180	94	274	94	
5	17	8	98	100	280	182	
9	33	14	88	106	286	198	
10	39	16	61	108	288	227	94
Σ	180	40					

Таблица 4.3.9

	t	q	D	Li	Cin	Cin-Di	F
5	17	8	98	100	189	91	
9	33	14	88	106	195	107	
10	39	16	61	108	197	136	91
Σ	89	38					

Таблица 4.3.10

	t	q	D	Li	Cin	Cin-Di	F
9	33	14	88	106	178	90	
10	39	16	61	108	180	119	90
Σ	72	30					

Таблица 4.3.11

	t	q	D	Li	Cin	Cin-Di	F
10	39	16	61	108	147	86	86
Σ	39	16					

Таким образом, оптимальным будет решение, когда работы будут выполняться в следующей очередности: 10; 9; 5; 1; 4; 8; 6; 7; 3; 2. Тогда целевая функция будет принимать следующее значение:

$$F = \max(86; 90; 91; 94; 144; 170; 196; 119; 165; 129) = 196.$$

Это значение и является минимально возможным запаздыванием при выполнении всего комплекса запланированных работ одной линейной бригадой.

Рассмотрим случай, когда возможно двухстороннее движение по маршруту работы линейной бригады. Данный случай соответствует действительности в большей степени.

Для расчета будем использовать выражения для оценки снизу; полученные во второй главе:

$$L_i(n) = \min(2q_n - q_i; 2q_{i-1} + L - q_i).$$

Данные решения по шагам приведены в табл. 4.3.12 – 4.3.22.

1 шаг

Таблица 4.3.12

	t	q	D	Li	Cin	Cin-Di	F
1	91	2	180	30	533	353	
2	35	4	470	28	531	61	
3	72	5	400	27	530	130	
4	55	7	190	25	528	338	
5	17	8	98	24	527	429	
6	81	9	280	23	526	246	
7	21	11	380	21	524	144	
8	59	12	228	20	523	295	
9	33	14	88	18	521	433	
10	39	16	61	16	519	458	61
Σ	503	88					

2 шаг

Таблица 4.3.13

	t	q	D	Li	Cin	Cin-Di	F
1	91	2	180	30	498	318	
3	72	5	400	27	495	95	
4	55	7	190	25	493	303	
5	17	8	98	24	492	394	
6	81	9	280	23	491	211	
7	21	11	380	21	489	109	
8	59	12	228	20	488	260	
9	33	14	88	18	486	398	
10	39	16	61	16	484	423	95
Σ	468	84					

3 шаг

Таблица 4.3.14

	t	q	D	Li	Cin	Cin-Di	F
1	91	2	180	30	426	246	
4	55	7	190	25	421	231	
5	17	8	98	24	420	322	
6	81	9	280	23	419	139	
7	21	11	380	21	417	37	
8	59	12	228	20	416	188	
9	33	14	88	18	414	326	
10	39	16	61	16	412	351	37
Σ	396	79					

4 шаг

Таблица 4.3.15

	t	q	D	Li	Cin	Cin-Di	F
1	91	2	180	30	405	225	
4	55	7	190	25	400	210	
5	17	8	98	24	399	301	
6	81	9	280	23	398	118	
8	59	12	228	20	395	167	
9	33	14	88	18	393	305	
10	39	16	61	16	391	330	118
Σ	375	68					

5 шаг

Таблица 4.3.16

	t	q	D	Li	Cin	Cin-Di	F
1	91	2	180	30	324	144	
4	55	7	190	25	319	129	
5	17	8	98	24	318	220	
8	59	12	228	20	314	86	
9	33	14	88	18	312	224	
10	39	16	61	16	310	249	86
Σ	294	59					

6 шаг

Таблица 4.3.17

	t	q	D	Li	Cin	Cin-Di	F
1	91	2	180	30	265	85	
4	55	7	190	25	260	70	
5	17	8	98	24	259	161	
9	33	14	88	18	253	165	
10	39	16	61	16	251	190	70
Σ	235	47					

7 шаг

Таблица 4.3.18

	t	q	D	Li	Cin	Cin-Di	F
1	91	2	180	30	210	30	
5	17	8	98	24	204	106	
9	33	14	88	18	198	110	
10	39	16	61	16	196	135	30
Σ	180	40					

8 шаг

Таблица 4.3.19

	t	q	D	Li	Cin	Cin-Di	F
5	17	8	98	24	113	15	
9	33	14	88	18	107	19	
10	39	16	61	16	105	44	15
Σ	89	38					

9 шаг

Таблица 4.3.20

	t	q	D	Li	Cin	Cin-Di	F
9	33	14	88	18	90	2	
10	39	16	61	16	88	27	2
Σ	72	30					

10 шаг

Таблица 4.3.21

	T	q	D	Li	Cin	Cin-Di	F
10	39	16	61	16	55	-6	-6
Σ	39	16					

Таким образом, порядок движения линейной бригады будет следующий: 10; 9; 5; 1; 4; 8; 6; 7; 3; 2. В этом случае значение целевой функции $F=118$. Сравнивая с предыдущим решением, видим, что последовательность выполнения операций не изменилась, но значение целевой функции уменьшилось, что свидетельствует об уменьшении меры отклонения от директивных сроков сдачи объектов.

4.4. Оптимизация движения бригад при радиальном расположении объектов

Рассмотрим практически важный случай, когда объекты располагаются по радиальной схеме (рис. 2.3.1). Практически это означает, что бригада, выполнив работы на объекте, возвращается на основную базу, проходит дополнительное переоснащение и выезжает на другой объект. Причем, в общем случае время перебазировки бригады на объект и обратно на базу, не совпадают. Рассмотрим план работы бригад для выполнения запланированных работ. Соответствующие данные приведены в табл.4.4.1.

Первоначально, предполагаем, что работы будут вестись одной бригадой. Тогда, согласно алгоритма, разработанного во второй главе, движение одной бригады будет определяться специальным параметром $p_i = \beta_i + D_i$ и оптимальная последовательность будет соответствовать возрастающей последовательности p_i . Соответствующее решение задачи дано в табл. 4.4.2.

Таблица 4.4.1

Наименование видов работ	Трудо- емкость, чел. – см.	Про- должи- тель- ность	Время на пере- мещение туда	Время на пе- реме- щение обратно	Срок сдачи
Универсам поз. 17	17857	91	2	9	180
Жилой дом поз. 29	4285	35	8	2	470
Детское дошкольное учре- ждение поз. 31	2857	72	3	6	400
Школа поз. 11	12142	55	1	11	190
Жилой дом поз. 37	2714	17	7	4	98
Школа поз. 46	15142	81	10	12	101
Жилой дом поз. 51	7000	21	9	7	280
Больница с поликлиникой поз. 47	10714	59	4	3	228
Жилой дом поз. 34	5428	33	5	9	88
Жилой дом поз. 19	6571	39	12	7	61

Таблица 4.4.2

	τ_i	α_i	β_i	D_i	p_i
1	91	2	9	180	189
2	35	8	2	470	472
3	72	3	6	400	406
4	55	1	11	190	201
5	17	7	4	98	102
6	81	10	12	101	113
7	21	9	7	280	287
8	59	4	3	228	231
9	33	5	9	88	97
10	39	12	7	61	68

В результате, оказывается, что оптимальной последовательностью действий одной линейной бригады будет выполнение работ на объектах : 10; 9; 5; 6; 1; 4; 8; 7; 3; 2.

Мера суммарного отклонения от заданных сроков, принимаемая в данной задаче за целевую функция F , подлежащую минимизации, будет определяться соотношением:

$$F = \max(51-61; 89-88; 113-98; 204-101; 297-180; 252-190; 416-228; 446-280; 521-400; 564-470) = (-10; 1; 15; 103; 117; 163; 188; 166; 121; 94) = 188.$$

Рассмотрим случай, когда линейных бригад, выполняющих запланированный объем работы две. Для решения этой задачи находим оценку $C_i = \alpha_i + \tau_i + \beta_i$. Данные о величине этого параметра приведены в табл. 4.4.3

Таблица 4.4.3

i	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
C_i	102	45	81	67	28	103	37	66	47	58

Просуммировав значение параметра C_i , получаем его значение равным 634. Следовательно, объемы работ между бригадами необходимо разделить таким образом, чтобы этот параметр принимал значение как можно ближе к величине $\sum C_i / 2 = 317$. Это можно выполнить с помощью процедуры, описанной во второй главе. Результаты графического решения представлены на рис. 4.4.1. Согласно этому решению первая бригада должна выполнять работы: 1; 3; 5; 6; а вторая бригада – 2; 4; 7; 8; 9; 10. При этом величина целевой функции будет принимать значение 317.

Данный алгоритм дает не единственное решение и имеет хорошую геометрическую интерпретацию только для случая двух бригад.

Если теперь предположить, что бригад, способных выполнять данные виды работ, насчитывается 6.

Для решения расположим объекты в порядке возрастания параметра C_i (результаты такой сортировки представлены в табл. 4.3.4). Тогда согласно алгоритму, описанному во второй главе, работы, имеющие порядковый номер 1 и 6 выполняются по одной, а далее одна из бригад выполняет работы 5 и 3, вторая – 7 и 4; третья бригада – 2 и 8; четвертая – 9 и 10.

Таблица 4.4.4

1	5	7	2	9	10	8	4	3	1	6
C_i	28	37	45	47	58	66	67	81	102	103

Время выполнения всего объема работ шестью бригадами будет определяться по формуле:

$$T = \max(102; 103; 28+81; 37+67; 45+66; 47+58) = (102; 103; 109; 111; 105) = 111.$$

Таким образом, рассмотренные алгоритмы позволяют моделировать продолжительность выполнения всего комплекса работ в различных производственных условиях и при различном числе бригад, участвующих в строительстве.

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Основные результаты работы можно охарактеризовать следующим образом:

1. разработана модель определения очередности выполнения работ одной бригадой (единицей ресурсов) при учете времени перемещения бригады от работы к работе при симметричной и несимметричной транспортных схемах, позволяющая сократить общее время выполнения работ по проекту;
2. получена модель нахождения очередности выполнения работ одной бригадой (единицей ресурсов) при учете времени перемещения бригады для случая линейного, кругового, радиального и произвольного расположения объектов, позволяющая сократить время выполнения работ по проекту;
3. построена модель, позволяющая определить минимальное число бригад, обеспечивающих выполнение проекта при заданных сроках начала работ;
4. разработан геометрический подход к оценке оптимального решения минимизации отклонения от плановых сроков для случая, когда число бригад больше 1, а транспортная схема является радиальной;
5. получено точное решение задачи минимизации отклонения от плановых сроков для радиальной транспортной схемы и нескольких бригад.

ЛИТЕРАТУРА

1. Авдеев Ю.А. Оперативное планирование в целевых программах. Одесса: Маяк, 1990. - 132 с.
2. Алтаев В.Я., Бурков В.Н., Тейман А.И. Теория сетевого планирования и управления // Автоматика и Телемеханика. 1966. № 5.
3. Арнольд В.И. О функциях трех переменных. – ДАН СССР, 1957, № 2.
4. Ансоф И. Стратегическое управление. М.: Экономика, 1989. - 519 с.
5. Ануфриев И.К., Бурков В.Н., Вилкова Н.И., Рапацкая С.Т. Модели и механизмы внутрифирменного управления. М.: ИПУ РАН, 1994. - 72 с.
6. Багриновский К.А. Основы согласования плановых решений. М.: Наука, 1977. - 303 с.
7. Баркалов П.С. Двойная сетевая модель распределения ресурсов // Материалы международной научной конференции «Современные сложные системы управления», Старый Оскол, 2002. С.299-302.
8. Баркалов П.С., Бурков В.Н., Колпачев В.Н. Модели распределения ресурсов при переменном их уровне на проекте // В кн. Современные сложные системы управления. Сборник научных трудов Международной конференции, Воронеж, 2003г. Том1 с.204-207.
9. Баркалов П.С., Буркова И.В., Колпачев В.Н. Эвристические алгоритмы календарного планирования при управлении проектом // В кн. Современные сложные системы управления. Сборник научных трудов Международной конференции, Воронеж, 2003 г. Том 1 с.215-220.
10. Баркалов П.С., Колпачев В.Н. Двойная сетевая модель распределения ресурсов // В кн. Социально-экономическое развитие регионов: реальность и перспективы. Сборник научных трудов Международной конференции. Воронеж, ВГТУ, 2003г. с.447-452.
11. Баркалов П.С., Бурков В.Н., Колпачев В.Н. Метод пропорционального растяжения. при распределении ресурсов одного вида // В кн. Социально-

экономическое развитие регионов: реальность и перспективы. Сборник научных трудов Международной научной конференции. Воронеж, ВГТУ, 2003 г. с.456-460.

12. Баркалов П.С., Бурков В.Н., Колпачев В.Н., Лихотин Ю.П. Модель распределения ресурсов при управлении проектами в случае независимых операций. // В кн. Математическое моделирование информационных технологических систем: Сб. научных трудов Вып.6 ВГТУ, Воронеж, 2003 г. с.54-58.

13. Баркалов П.С., Бурков В.Н., Колпачев В.Н., Коновальчук Е.В. Модель распределения ресурсов одного типа при управлении проектами // Труды Всероссийской научно-практической конференции «Системы автоматизации в образовании, науке и производстве» Новокузнецк, СибГИУ. 2003 г. с.45-48.

14. Баркалов П.С., Глагольев А.В., Колпачев В.Н. Оптимизация календарного графика для радикальной транспортной схемы // Научный вестник ВГАСУ. Серия: Дорожно-транспортное строительство. Выпуск №1, 2003 г. с.131-138.

15. Баркалов П.С., Глагольев А.В., Колпачев В.Н. Оптимизация календарного графика с учетом времени перемещения бригад // Научный вестник ВГАСУ. Серия: Дорожно-транспортное строительство. Выпуск №1, 2003 г. с.138-141.

16. Баркалов П.С. Задача определения оптимальной очередности выполнения работ. Труды IV Международной конференции «Современные сложные системы управления», Тверь, 2004 г., 5 стр.

17. Баркалов П.С., Буркова И.В., Глаголев А.В., Колпачев В.Н. Задачи распределения ресурсов в управлении проектами. – М.: 2002 (Научное издание / Институт проблем управления им. В.А. Трапезникова РАН).

18. Баркалов С.А., Бурков В.Н., Гилязов Н.М., Семенов П.И. Минимизация упущенной выгоды в задачах управления проектами. – М.: 2001 (Научное издание / Институт проблем управления им. В.А. Трапезникова РАН).

19. Баркалов С.А., Бурков В.Н., Гилязов Н.М. Методы агрегирования в управлении проектами. М.: ИПУ РАН, 1999. – 55 с.

20. Баркалов С.А., Бурков В.Н., Курочка П.Н., Образцов Н.Н. Задачи управления материально-техническим снабжением в рыночной экономике. М.: ИПУ РАН, 2000. – 58 с.
21. Баркалов С.А., Бурков В.Н., Курочка П.Н. и др. Диагностика, оценка и реструктуризация строительного предприятия. Бизнес-планирование. Воронеж, ВГАСА, 2000. 405 с.
22. Баркалов С.А., Семенов П.И., Потапенко А.М. Проблемы управления организационными проектами. Там же. с. 275 – 279.
23. Баркалов С.А., Буркова И.В., В.Н. Колпачев, Потапенко А.М. Модели и методы распределения ресурсов в управлении проектами. Институт проблем управления им. В.А. Трапезникова РАН. М.: 2004г.. 87 с.
24. Бир С. Мозг фирмы. М.: Радио и связь, 1993. - 416 с.
25. Бобрышев Д.Н., Русинов Ф.М. Управление научно-техническими разработками в машиностроении. М.: Машиностроение, 1976. – 236 с.
26. Болтянский В.Г. Математические методы оптимального управления. М.: Наука, 1968. – 408 с.
27. Бурков В.Н. Распределение ресурсов как задача оптимального быстрогодействия // Автоматика и Телемеханика. 1966. № 7.
28. Бурков В.Н., Буркова И.В. Задачи дихотомической оптимизации. Материалы международной конференции «Системные проблемы качества, математического моделирования, информационных и электронных технологий» – Радио и связь, 2003.
29. Бурков В.Н., Горгидзе И.А., Ловецкий С.Е. Прикладные задачи теории графов. Тбилиси: Мецниереба, 1974. - 234 с.
30. Бурков В.Н., Данев Б., Еналеев А.К. и др. Большие системы: моделирование организационных механизмов. М.: Наука, 1989. - 245 с.
31. Бурков В.Н., Еналеев А.К., Новиков Д.А. Механизмы стимулирования в вероятностных моделях социально-экономических систем // Автоматика и Телемеханика. 1993. № 11. С. 3 - 30.

32. Бурков В.Н., Еналеев А.К., Новиков Д.А. Механизмы функционирования социально-экономических систем с сообщением информации // Автоматика и Телемеханика. 1996. № 3. С. 3 - 25.
33. Бурков В.Н., Квон О.Ф., Цитович Л.А. Модели и методы мультипроектного управления. М.: ИПУ РАН, 1998. – 62 с.
34. Бурков В.Н., Кондратьев В.В. Механизмы функционирования организационных систем. М.: Наука, 1981. - 384 с.
35. Бурков В.Н., Ланда Б.Д., Ловецкий С.Е., Тейман А.И., Чернышев В.Н. Сетевые модели и задачи управления. М.: Советское радио, 1967. – 144 с.
36. Бурков В.Н., Ловецкий С.Е. Методы решения экстремальных задач комбинаторного типа. – Автоматика и телемеханика, 1968, № 11.
37. Бурков В.Н., Новиков Д.А. Как управлять проектами. М.: Синтег, 1997. – 188 с.
38. Бурков В.Н., Новиков Д.А. Теория активных систем: состояние и перспективы. М.: СИНТЕГ, 1999. – 128 с.
39. Бурков В.Н. Новиков Д.А. Как управлять организациями. – М.: СИНТЕГ, 2004.
40. Бурков В.Н. и др. Сетевые модели и задачи управления. Библиотека технической кибернетики. М.: Советское радио, 1967.
41. Бушуев С.Д., Колосова Е.В., Хулап Г.С., Цветков А.В. Методы и средства разрешения конфликтов при управлении сложными проектами / Материалы Международного симпозиума по управлению проектами. С.-Пб., 1995. С. 212 – 216.
42. Вагнер Г. Основы исследования операций. М.: Мир, 1972. Т. 1 – 3.
43. Васильев В.М., Зеленцов Л.Б. Автоматизация организационно-технологического планирования в строительном производстве. М.: Стройиздат, 1991. – 152 с.
44. Васильев Д.К., Колосова Е.В., Хулап Г.С., Цветков А.В. Системы и механизмы реализации проектов: опыт внедрения / Материалы Международного

симпозиума по управлению проектами в переходной экономике. Москва, 1997. Том 1. С. 683 – 687.

45. Васильев Д.К., Колосова Е.В., Цветков А.В. Процедуры управления проектами // Инвестиционный эксперт. 1998. № 3. С. 9 – 10.

46. Виханский О.С., Наумов А.И. Менеджмент: человек, стратегия, организация, процесс. М.: Изд-во МГУ, 1996. - 416 с.

47. Воронов А.А. Исследование операций и управление. М.: Наука, 1970. – 128 с.

48. Воропаев В.И., Любкин С.М., Голенко-Гинзбург Д. Модели принятия решений для обобщенных альтернативных стохастических сетей // Автоматика и Телемеханика. 1999. № 10. С. 144 – 152.

49. Воропаев В.И. Методические указания по декомпозиции объектов строительства на проектно-технологические модули. М.: ВНИИГМ, 1988. – 91 с.

50. Воропаев В.И. Модели и методы календарного планирования в автоматизированных системах управления строительством. М.: Стройиздат, 1974. – 232 с.

51. Воропаев В.И. Управление проектами в России. М.: Аланс, 1995.-225с.

52. Воропаев В.И., Шейнберг М.В. и др. Обобщенные сетевые модели. М.: ЦНИПИАС, 1971. – 118 с.

53. Гермейер Ю.Б. Игры с противоположными интересами. М.: Наука, 1976. - 327 с.

54. Голенко Д.И. Статистические методы сетевого планирования и управления. М.: Наука, 1968. – 400 с.

55. Горелик В.А., Кононенко А.Ф. Теоретико-игровые модели принятия решений в эколого-экономических системах. М.: Радио и связь, 1982. -144 с.

56. Губко М.В. Задача теории контрактов для модели простого АЭ / «Управление в социально-экономических системах». Сборник трудов молодых ученых ИПУ РАН. М.: Фонд «Проблемы управления», 2000.

57. Губко М.В., Спрысков Д.С. Учет кооперативного взаимодействия активных элементов в механизмах распределения ресурса и активной экспертизы / «Управление в социально-экономических системах». Сборник трудов молодых ученых ИПУ РАН. М.: Фонд «Проблемы управления», 2000.
58. Зуховицкий С.И., Радчик И.А. Математические методы сетевого планирования. М.: Наука, 1965. – 296 с.
59. Иванилов Ю.П., Лотов А.В. Математические модели в экономике. М.: Наука, 1979. - 304 с.
60. Интриллигатор М. Математические методы оптимизации и экономическая теория. М.: Прогресс, 1975. - 606 с.
61. Кини Р.Л., Райфа Х. Принятие решений при многих критериях: предпочтения и замещения. М.: Радио и связь, 1981. – 560 с.
62. Клейнер Г.Б. Производственные функции: теория, методы, применение. М.: Финансы и статистика, 1986. - 238 с.
63. Клименко С.В., Крохин И.В., Куц В.М., Лагутин Ю.Л. Электронные документы в корпоративных сетях. М.: Анкей, 1998. – 272 с.
64. Кокс Д., Хинкин Д. Теоретическая статистика. М.: Мир, 1978.- 558 с.
65. Колмогоров А.Н. О представлении непрерывных функций нескольких переменных суперпозициями непрерывных функций меньшего числа переменных. – ДАН СССР, 1956, № 2.
66. Колпачев В.Н., Потапенко А.М. Модель управления стратегией диверсификации. В кн.: Социально-экономические и экологические проблемы горной промышленности, строительства и энергетики. Труды 1-ой международной конференции по проблемам строительства и энергетики. Тула, 2002г. Том 1. с. 218-225.
67. Колпачев В.Н., Половинкина А.И., Баркалов С.А., Потапенко А.М. Модель согласования интересов в задаче управления проектами. Труды международной конференции «Системные проблемы качества, математического модели-

рования, информационных и электронных технологий» Москва-Сочи, 2003г. с. 83 – 88.

68. Колпачев В.Н., Баркалов С.А., Уандыков Б.К., Потапенко А.М. Оптимизация коммерческого цикла. Журнал «Системы управления и информационные технологии». №1-2. 2003г. С. 40 – 44.

69. Колосова Е.В. Методика освоенного объема: проблемы идентификации моделей проектов / Материалы международной конференции. SICPRO'2000. М.: ИПУ РАН, 2000.

70. Колосова Е.В. Показатели освоенного объема в оперативном управлении проектами / «Управление в социально-экономических системах». Сборник трудов молодых ученых ИПУ РАН. М.: Фонд «Проблемы управления», 2000.

71. Колосова Е.В., Цветков А.В. Информатизация корпоративного управления проектами / Материалы Международного симпозиума по управлению проектами в переходной экономике. Москва, 1999.

72. Комков Н.И., Левин Б.И., Журдан Б.Е. Организация систем планирования и управления прикладными исследованиями и разработками. М.: Наука, 1986. – 233 с.

73. Кононенко А.Ф., Халезов А.Д., Чумаков В.В. Принятие решений в условиях неопределенности. М.: ВЦ АН СССР, 1991. – 211 с.

74. Котенко А.М., Баркалов С.А., Сапико М.И., Семенов П.И., Потапенко А.М. Механизмы самокупаемости при управлении проектами. Сборник трудов научно-практической отраслевой конференции «Системы автоматизированного управления производствами, предприятиями и организациями горно-металлургического комплекса». Старый Оскол, СТИ, 2003г. С. 172 – 177.

75. Курочка П.Н., Баркалов С.А., Потапенко А.М. Механизмы распределения затрат при управлении проектами. Сборник трудов научно-практической отраслевой конференции «Системы автоматизированного управления производствами, предприятиями и организациями горнометаллургического комплекса». Старый Оскол, СТИ, 2003г. С. 144 – 149.

76. Куликов Ю.А. Оценка качества решений в управлении строительством. М.: Стройиздат, 1990. – 144 с.
77. Либерзон В.И. Основы управления проектами. М.: Нефтяник, 1997. - 150 с.
78. Ли Э.Б., Маркус Л. Основы теории оптимального управления. М.: Наука, 1972 – 576 с.
79. Литвак Б.Г. Экспертная информация: методы получения и анализа. М.: Радио и связь, 1982. – 184 с.
80. Литвак Б.Г. Экспертные оценки и принятие решений. М.: Патент, 1996. - 271 с.
81. Лотоцкий В.А. Идентификация структур и параметров систем управления // Измерения. Контроль. Автоматизация. 1991. № 3-4. С.30–38.
82. Маленво Э. Лекции по микроэкономическому анализу. М.: Наука, 1985. - 392 с.
83. Маркотенко Е.В. Поведение активного элемента в условиях простого конкурсного механизма распределения ресурса / «Управление в социально-экономических системах». Сборник трудов молодых ученых ИПУ РАН. М.: Фонд «Проблемы управления», 2000.
84. Менар К. Экономика организаций. М.: ИНФРА-М, 1996. - 160 с.
85. Месарович М., Мако Д., Такахара И. Теория иерархических многоуровневых систем. М.: Мир, 1973. - 344 с.
86. Мескон М., Альберт М., Хедоури Ф. Основы менеджмента. М.: Дело, 1998. - 800 с.
87. Мильнер Б.З., Евенко Л.И., Раппопорт В.С. Системный подход к организации управления. М.: Экономика, 1983. - 224 с.
88. Мир управления проектами / Под. ред. Х. Решке, и Х. Шелле. М.: Аланс, 1993. – 304 с.
89. Михалевич В.С., Волкович В.Л. Вычислительные методы исследования и проектирования сложных систем. М.: Наука, 1982. - 286 с.

90. Моисеев Н.Н. Элементы теории оптимальных систем. М.: Наука, 1974. - 526 с.
91. Моррис У. Наука об управлении: Байесовский подход. М.: Мир, 1971.
92. Мулен Э. Кооперативное принятие решений: аксиомы и модели. М.: Мир, 1991. - 464 с.
93. Новиков Д.А. Закономерности итеративного научения. М.: ИПУ РАН, 1998. - 96 с.
94. Новиков Д.А. Механизмы стимулирования в моделях активных систем с нечеткой неопределенностью. М.: ИПУ РАН, 1997. - 101 с.
95. Новиков Д.А. Механизмы функционирования многоуровневых организационных систем. М.: Фонд "Проблемы управления", 1999. - 150 с.
96. Новиков Д.А. Обобщенные решения задач стимулирования в активных системах. М.: ИПУ РАН, 1998. - 68 с.
97. Новиков Д.А., Петраков С.Н. Курс теории активных систем. М.: СИНТЕГ, 1999. - 108 с.
98. Новиков Д.А. Стимулирование в социально-экономических системах (базовые математические модели). М.: ИПУ РАН, 1998. - 216 с.
99. Ногин В.Д., Протодяконов И.О., Евлампиев И.И. Основы теории оптимизации. М.: Высшая школа, 1986. - 384 с.
100. Орлов А.И. Устойчивость в социально-экономических моделях. М.: Наука, 1979. - 218 с.
101. Орловский С.А. Проблемы принятия решений при нечеткой исходной информации. М.: Наука, 1981. - 206 с.
102. Оуэн Г. Теория игр. М.: Мир, 1971. - 230 с.
103. Перегудов Ф.И., Тарасенко Ф.П. Введение в системный анализ. М.: Высшая школа, 1989. - 367 с.
104. Петраков С.Н. Условия существования эквивалентных прямых механизмов для непрямых механизмов планирования общего вида / «Управление в

социально-экономических системах». Сборник трудов молодых ученых ИПУ РАН. М.: Фонд «Проблемы управления», 2000.

105. Петросян Л.А., Зенкевич Н.А., Семина Е.А. Теория игр. М.: Высшая школа, 1998. - 304 с.

106. Поспелов Г.С., Ириков В.А., Курилов А.Е. Процедуры и алгоритмы формирования комплексных программ. М.: Наука, 1985. – 424 с.

107. Поспелов Г.С., Ириков В.А. Программно-целевое планирование и управление. М.: Советское радио, 1976. - 344 с.

108. Потапенко А.М. Модели и механизмы перераспределения ресурсов при управлении проектом. В кн. Оптимизация и моделирование в автоматизированных системах. Межвузовский сборник научных трудов. Воронеж, ВГТУ, 2003г. с. 209 – 215.

109. Санталайнен Т. Управление по результатам. М.: Прогресс, 1988.-320с.

110. Толковый словарь по управлению проектами / Под ред. В.К. Иванец, А.И. Кочеткова, В.Д. Шапиро, Г.И. Шмаль. М.: ИНСАН, 1992.

111. Симионова Н.Е. Управление реформированием строительных организаций. М.: Синтег, 1998. – 224 с.

112. Технология и опыт вывода предприятия из критического и банкротного состояния в конкурентоспособное / Под. ред. В.А. Ирикова. Москва, 1996. – 232 с.

113. Уздемир А.П. Динамические целочисленные задачи оптимизации в экономике. – М.: Физматлит, 1995.

114. Управление проектами. Зарубежный опыт / Под. ред. В.Д. Шапиро. С.-Пб.: «ДваТри», 1993. – 443 с.

115. Управление проектами / Общая редакция – В.Д. Шапиро. С.-Пб.: «ДваТри», 1996. – 610 с.

116. Фольмут Х.Й. Инструменты контроллинга. М.: Финансы и статистика, 1998. – 288 с.

117. Форд Л., Фалкерсон Д. Потоки в сетях. М.: Мир, 1966. – 276 с.

118. Цыганов В.В. Адаптивные механизмы в отраслевом управлении М.: Наука, 1991. - 166 с.

119. Цыпкин Я.З. Основы информационной теории идентификации. М.: Наука, 1984. - 336 с.

120. Эйкхофф П. Основы идентификации систем управления. М.: Мир, 1975. - 688 с.

121. Эткинд Ю.Л. Организация и управление строительством. Свердловск: УГУ, 1991. - 312 с.

122. Янг С. Системное управление организацией. М.: Советское радио, 1982. - 456 с.

123. Abba W.F. Beyond communicating with earned value: managing integrated cost, schedule and technical performance / PMI Symposium. New Orleans, 1995. P. 2 - 6.

124. Badiru A.B. Activity-resource assignment using critical resource diagramming // International Journal of Project Management. 1993. Vol. 24. N 3. P. 15 - 21.

125. Barr Z. Earned value analysis: a case study // PM Network. 1996. N 12. P. 31 - 37.

126. Bubshait K.A., Selen W.J. Project characteristics that influence the implementation of Project Management techniques: a survey // International Journal of Project Management. 1992. Vol. 23. N 2. P. 43 - 47.

127. Buttle T. A Hitchhiker's guide to Project Management / PMI Symposium. Chicago, 1997. P. 89 - 97.

128. Christensen D.S. A review of cost/schedule control systems criteria literature // International Journal of Project Management. 1994. Vol. 25. N 3. P. 32 - 39.

129. Christensen D.S. An analysis of costs overruns on defense acquisition contracts // International Journal of Project Management. 1993. Vol. 24. N 3. P. 43 - 48.

130. Coleman J.H. Using cumulative event curves on automotive programs / PMI Symposium. Pittsburgh, 1992. P. 101 - 107.

131. Connely A. Ad-hoc hierarchies for flat-flexible organizations / PMI Symposium. Pittsburgh, 1992. P. 329 – 335.
132. Cooper K.G. The rework cycle: benchmarks for the Project manager // International Journal of Project Management. 1993. Vol. 24. N 1. P. 17 – 22.
133. Devaux S.A. When the DIPP dips // International Journal of Project Management. 1992. Vol. 22. N 3. P. 45. – 49.
134. Fieldman R.E. Some thoughts on C/SCSC and current state of Project Management tools // PM Network. 1993. N 10. P. 6 – 8.
135. Fleming Q.W., Hoppelman J.M. Earned value Project Management. PMI, 1996. – 141 p.
136. Hatfield M.A. The case for earned value // PM Network. 1996. N 12. P. 25 – 27.
137. Ingram T. Client/Server: Imaging and earned value: a success story / PM Network. 1995. N 12. P. 21 – 25.
138. Marchak J., Radner R. Economic theory of teams. New Haven - London: Yale Univ. Press, 1976. - 345 p.
139. Myerson R.B. Game theory: analysis of conflict. London: Harvard Univ. Press, 1991. - 568 p.
140. Peters T.J., Watermann R.H. In search of excellence. NY: H&R, 1982. - 360 p.
141. Simon H. Administrative behavior. N.Y.: Free Press, 1976. - 364 p.
142. Taylor F.W. The principles of scientific Management / Vroom V.H. Industrial social psychology / The Handbook of Social Psychology. Vol. 5. N.Y.: Addison-Wesley, 1969. P. 200 - 208.
143. Thambhain H.J. Best practices for controlling technology-based projects according to plan / PMI Symposium. New Orleans, 1995. P. 550 – 559.

УТВЕРЖДАЮ
Начальник Управления
Автомобильных дорог
Воронежской области

Е.И. Сисев

25 февраля 2004 г.



АКТ

“ 25 февраля 2004 г.”

г. Воронеж

О результатах внедрения законченной научно-исследовательской работы

Баркалова П.С. связанной с разработкой моделей и механизмов
распределения ресурсов при линейно – протяженном строительстве

В период с 8 декабря 2003 г. по 19 февраля 2004 г. в управлении автомобильных дорог Воронежской области проводилась научно-исследовательская работа по совершенствованию процедуры распределения ресурсов с учетом времени их перемещения при календарном планировании. В результате был разработан ряд методических материалов по созданию и практическому использованию моделей и механизмов распределения ресурсов.

В их числе:

- модель нахождения очередности выполнения работ одной бригадой (единицей ресурсов) при учете времени перемещения бригады для случая линейного, кольцевого и радиального расположения объектов, позволяющая сократить максимальное отклонение от плановых сроков;
- модель минимизации максимального отклонения от плановых сроков для радиальной транспортной схемы и нескольких бригад методом дихотомического программирования.

Результаты работ получили поддержку и одобрение на заседаниях технического совета

/ Зам. начальника управления

Ф.В. Сапронов

УТВЕРЖДАЮ

Генеральный директор

«Воронежстрой-Холдинг»

Конювальчук В.У.

14 марта 2004 г.

АКТ

“ 14 марта 2004 г.”

г. Воронеж

О результатах внедрения законченной научно-исследовательской работы Баркалова П.С. связанной с разработкой методических рекомендаций по совершенствованию процесса распределения ресурсов

В период с 9 февраля 2004 г. по 30 марта 2003 г. в ОАО «Воронежстрой» проводилась научно-исследовательская работа по совершенствованию процедуры распределения ресурсов с учетом времени их перемещения при календарном планировании. В результате был разработан ряд методических материалов по созданию и практическому использованию моделей и механизмов распределения ресурсов.

В их числе:

- потоковый алгоритм определения минимального числа бригад, обеспечивающих выполнение проекта при заданных сроках начала работ;
- геометрический подход к оценке оптимального решения задачи минимизации отклонения от плановых сроков для случая, когда число бригад больше 1, а транспортная схема является радиальной.

Результаты работ получили поддержку и одобрение на заседаниях технического совета

Заместитель главного инженера

Левин В.Я.

УТВЕРЖДАЮ

Первый проректор ВГАСУ
 профессор Устинов Ю.Ф.



20 марта 2004 г.

А К Т

Настоящим подтверждаем, что результаты кандидатской диссертации Баркалова П.С.:

- метод определения очередности выполнения работ одной бригадой (единицей ресурсов) при учете времени перемещения бригады от работы к работе при симметричной и несимметричной транспортных схемах, позволяющая сократить максимальное отклонение от плановых сроков;
- модель нахождения очередности выполнения работ одной бригадой (единицей ресурсов) при учете времени перемещения бригады для случая линейного, кольцевого и радиального расположения объектов, позволяющая сократить максимальное отклонение от плановых сроков;
- потоковый алгоритм определения минимального числа бригад, обеспечивающих выполнение проекта при заданных сроках начала работ;
- геометрический подход к оценке оптимального решения задачи минимизации отклонения от плановых сроков для случая, когда число бригад больше 1, а транспортная схема является радиальной;
- точный метод решения задачи минимизации максимального отклонения от плановых сроков для радиальной транспортной схемы и нескольких бригад методом дихотомического программирования.

внедрены в учебный процесс на строительном – технологическом факультете и включены в состав учебных курсов и дисциплин: «Организационно-технологическое проектирование», «Организация производства на предприятии», «Управление проектами», «Организация строительного производства».

Декан:

строительно-технологического

факультета, профессор

П.И. Калугин