

**Федеральное бюджетное государственное образовательное учреждение
высшего профессионального образования
«Донской государственный технический университет»**

На правах рукописи

МАИЛЯН Александр Леонович

**НАУЧНЫЕ ОСНОВЫ И МЕТОДОЛОГИЧЕСКИЕ ПРИНЦИПЫ
ОРГАНИЗАЦИОННО-ТЕХНОЛОГИЧЕСКОГО АНАЛИЗА И ВЫБОРА
ОПТИМАЛЬНЫХ ВАРИАНТОВ ПРОИЗВОДСТВА
СТРОИТЕЛЬНО-МОНТАЖНЫХ РАБОТ**

Специальность 05.02.22 – Организация производства (строительство)

Д и с с е р т а ц и я
на соискание ученой степени
доктора технических наук

**Научный консультант -
академик РААСН,
доктор технических наук, профессор
С.В.ФЕДОСОВ**

Ростов-на-Дону - 2020

СОДЕРЖАНИЕ

Введение	6
1. АНАЛИЗ ПОДХОДОВ ОРГАНИЗАЦИОННО – ТЕХНОЛОГИЧЕСКОГО ПРОЕКТИРОВАНИЯ СТРОИТЕЛЬНОГО ПРОИЗВОДСТВА	18
1.1. Многовариантность организационно – технологических решений строительного производства.....	18
1.2. Имитационная модель планирования строительного производства.....	52
1.3. Принципы выбора организационно – технологических решений на основе нечетких отношений.....	58
1.4. Модели организационно – технологического проектирования строительного производства.....	65
1.5. Методы решения задач организационно – технологического проектирования строительного производства.....	77
1.6. Многовариантность способов контроля качества в строительстве.....	88
1.7. Выводы по главе 1, постановка цели, проблемы и задач исследования	100
2. ВЫБОР ВАРИАНТОВ ПРОИЗВОДСТВА СТРОИТЕЛЬНО- МОНТАЖНЫХ РАБОТ ПО СТОИМОСТИ И ЗАДАНЫМ ЗАВИСИМОСТЯМ	104
2.1.1. Постановка задачи выбора вариантов производства работ для агрегируемых и произвольных сетевых графиков.....	104
2.1.2. Выбор вариантов выполнения работ для произвольного сетевого графика.....	116

2.2. Решения задачи определения оптимального варианта производства работ при выпуклой функции затрат.....	121
2.3. Модели выбора вариантов выполнения работ при зависимостях рекомендательного типа.....	125
2.3.1. Модель построения календарного плана с минимальной продолжительностью выполнения комплекса работ.....	125
2.3.2. Модель построения календарного плана с минимальными дополнительными затратами.....	138
2.3.3. Вариант построения календарного плана с минимальными дополнительными затратами для случая последовательного выполнения работ с учетом ограничений на ресурсы	145
2.4. Выводы по главе 2.....	149
3. МОДЕЛИ ВЫБОРА ВАРИАНТОВ КОНТРОЛЯ КАЧЕСТВА СТРОИТЕЛЬНО-МОНТАЖНЫХ РАБОТ.....	150
3.1. Постановка задачи выбора вариантов контроля качества при выполнении строительно-монтажных работ.....	150
3.2. Прогнозирование и оптимизация параметров технологических процессов для систем организации строительства.....	161
3.2.1. Разработка механизма прогнозирования параметров технологических процессов при различных вариантах систем организации строительства.....	161
3.2.2. Имитационная модель оптимизации параметров технологических процессов по заданным показателям качества...	167
3.2. Алгоритм выбора способов контроля качества строительно-монтажных работ по критерию минимальных сроков реализации проекта.....	173
3.3 Выводы по главе 3.....	185
4. ПЛАНИРОВАНИЕ И ОРГАНИЗАЦИЯ ИНВЕСТИЦИОННОЙ	

ДЕЯТЕЛЬНОСТИ В СТРОИТЕЛЬНОЕ ПРОИЗВОДСТВО, ИСПОЛЬЗУЮЩЕЕ ВЫСОКО-ТЕХНОЛОГИЧНЫЕ СРЕДСТВА МЕХАНИЗАЦИИ И КОНТРОЛЯ КАЧЕСТВА	186
4.1. Модель управления рисками исходов технологических процессов строительной компании с применением средств автоматизации и механизации.....	186
4.2. Способы оценки уровня риска производственной деятельности строительного предприятия при оптимальном машинном парке ...	201
4.3. Организация инвестиционной деятельности для региональных строительных комплексов при возведении и эксплуатации объектов строительства с применением перспективных технологий и способов контроля качества.....	215
4.4. Разработка перспективного строительного робота со сменными вариантами механизмов для выполнения разнотипных работ на ограниченной строительной площадке.....	227
4.5. Выводы по главе 4.....	242
5. ОРГАНИЗАЦИЯ СТРОИТЕЛЬНОГО ПРОИЗВОДСТВА В УСЛОВИЯХ ПРИМЕНЕНИЯ ПЕРСПЕКТИВНЫХ ТЕХНОЛОГИЙ И СПОСОБОВ КОНТРОЛЯ КАЧЕСТВА	244
5.1. Разработка способов возведения строительных конструкций с определением рациональных вариантов организации производства	244
5.2. Способы выбора рациональных вариантов различных технологий производства строительного-монтажных работ.....	253
5.3. Выводы по главе 5.....	269
6. ИНФОРМАЦИОННАЯ МОДЕЛЬ ОБЕСПЕЧЕНИЯ СТРОИТЕЛЬНО-МОНТАЖНЫХ РАБОТ В УСЛОВИЯХ ФОРМИРОВАНИЯ СЛОЖНЫХ ПРОИЗВОДСТВЕННЫХ СТРУКТУР	271
6.1. Разработка информационной модели планирования строительного производства по параметрам качества	

технологических процессов.....	271
6.2.Разработка информационной модели управления строительным производством по параметрам рациональности организации строительства.....	273
6.3.Разработка информационной модели контроля качества строительного производства по параметрам минимальных сроков реализации строительного проекта.....	286
6.4.Определение функционального качества и безопасности ССПС	290
ЗАКЛЮЧЕНИЕ	295
Список литературы	298
Приложение. Акты внедрения.....	

ВВЕДЕНИЕ

Актуальность темы. Повышение эффективности организации строительного производства в настоящее время является исключительно важной народнохозяйственной проблемой. До настоящего времени в этой сфере имеется много нерешенных вопросов. Например, для определения уровня качества готовых объектов и работ не проводится квалиметрическая оценка, а применяемая методика основывается лишь на соответствии измеряемых показателей реализованного проекта работам проектно-сметной документации, поэтому применяемый контроль качества основывается на механизме альтернативного признака (коэффициента соответствия). Высокого соответствия готового объекта работам проектно-сметной документации практически сложно обеспечить, т.к. на процесс строительства оказывают значительное влияние факторы внешней и внутренней неопределенности, а также недостаточное внимание к метрологическому обеспечению работ, при этом оценка по коэффициенту соответствия занижает реальное качество на 10–30%. Не редко приемка законченных объектов производится с дефектами. Таким образом, в процедурах оценки качества и приемки перед застройщиком встают две задачи: оценки значимости допущенных дефектов и обоснования приемочных норм дефектности. В настоящее время для классификации дефектов работ используются документы Ростехнадзора, в которых количественные критерии качества сформулированы недостаточно точно, что часто приводит к неверным решениям при дефектации объектов, и в итоге - к незапланированным затратам на их исправление. Вдобавок, приемочные нормы дефектности в III части СНиП вообще не указаны.

Следовательно, актуальной задачей является разработка методик оперативной оценки значимости дефектов и научного обоснования норм дефектности. Соблюдение их невозможно без статистического регулирования технологических процессов, оценки их точности и стабильности. Методы расчета и критерии оценки показателей точности

процессов должны учитывать вероятностные распределения параметров и достигаемые на современной базе возможности процессов. Однако технические и технологические мероприятия не гарантируют безаварийности, так как велико влияние человеческих факторов.

Решение указанных задач невозможно без использования новых перспективных видов машин, оборудования, установок, инструментов, транспортных средств, систем автоматизации в строительстве и его производственной базе, которые должны существенно снизить влияние человеческого фактора при возникновении отклонений от заданных вариантов строительно-монтажных работ (СМР).

Одним из перспективных направлений является использование 3D строительных роботов. Сегодня технологии 3D-печати используются в разных областях народного хозяйства, но в строительстве степень их внедрения пока не слишком велика, прежде всего, из-за неготовности существующей структуры организации производства. Современный строительный робот - механизм на основе технологии 3D-печати быстротвердеющей строительной смеси, которая выдавливается из экструдера на определенную величину его хода поверхность, что позволяет формировать объемные конструкции любых форм и назначений, при этом опалубка не нужна. Тем самым, строительный робот - уникальное средство, позволяющее существенно повысить качество СМР и максимально приблизить сроки реализации проектов к заданным. Но применение 3D строительных роботов должно быть подкреплено новыми способами организации строительного производства, т.к. требуется исследовать предельно эффективный уровень автоматизации и механизации строительной площадки, поскольку зачастую затраты на поддержание работоспособности механизмов могут превысить их достоинства, а в случае выхода из строя - вообще сорвать календарные графики строительства.

Степень научной разработанности проблемы. Разработкой методов и способов выбора организационно-технологических решений при

выполнении строительно-монтажных работ по параметрам качества готовых объектов занимались В.А.Афанасьев, В.С.Балицкий, С.А.Баркалов, В.Н.Бурков, И.В.Буркова, В.И.Воропаев, И.Г.Д.И. Голенко-Гинзбург, Л.Б. Зеленцов, Н.И.Ильин, Ю.А.Куликов, Ю.Б.Монфред, П.П.Олейник, В.И.Теличенко, В.И. Торкатюк, В.Н.Тренин, С.А.Ушацкий, В.Д.Шапиро, А.К.Шрейбер, Т.Н.Цай, А.Д.Цвиркун, Р.И. Фоков и др. Полученные ими методы и модели предназначены для обеспечения соответствия ресурсов, привлекаемых строительными предприятиями, работам, формируемым при реализации тех или иных операций с выбором рационального варианта перемещения бригад по объектам и одновременном сокращении простоев бригад с заданной организационно-технологической надежностью. При этом зависимость стоимости работ от времени их выполнения рассматривалась только в классической постановке Л. Форда и Д. Фалкерсона.

Поэтому необходимо провести сопоставление зависимости расписания СМР и необходимых для этого ресурсов, как правило, имеющих ограничения на технологии реализуемого проекта, которые могут носить разнонаправленный характер. Требуется также учесть характер зависимости работ, выполняемых на одном или нескольких объектах, которые могут иметь характер жесткий (нарушение зависимости невозможно или сопряжено с очень большими затратами) или рекомендательный (нарушение зависимости возможно, но приводит к дополнительным затратам). Оценку адекватности таких затрат для предприятия проводят на этапе организационно-технологического проектирования. Однако на этапах реализации организационно-технологических решений часто возникают ситуации, когда в результате контроля качества СМР приходится переделывать уже выполненные участки или вносить серьезные изменения, что приводит к увеличению сроков работ и привлечению дополнительных ресурсов. Обеспечение качества является одной из частных задач организационно-технологической надежности строительного производства, базирующейся на теориях поточного строительства, сетевого планирования,

систем управления. Надежность функционирования технологической системы СМР рассматривают по срокам, затратам, параметрам качества продукции. При этом наибольшее развитие получила методология организационной надежности (по срокам). Среди показателей технологической надежности по параметрам качества продукции рассматривают показатели точности процессов, технологической дисциплины, выполнения заданий по качеству.

Следовательно, разработка принципиально новых методологий формирования решений, направленных на выбор оптимальных вариантов реализации строительных проектов при заданной организационно-технологической надежности с минимально возможными ресурсами при жесткой привязке к характеру зависимостей между технологическими операциями при применении новых способов и методов контроля качества и перспективных строительных механизмов является **актуальной и важной проблемой**.

Как в практике, так и в теории есть противоречия, что и определяет актуальность темы исследования. Предлагаемые подходы позволяют описать процессы, протекающие в системах организационного управления смешанного типа при наличии разновекторных критериев эффективности в задачах повышения качества их целевого функционирования.

Целью работы является разработка системного подхода к организационно-техническому проектированию вариантов производства строительно-монтажных работ в условиях применения новых технологий, средств механизации и наличия разновекторных критериев эффективности их реализации.

Для достижения цели решались следующие **основные задачи**:

1. Проанализировать существующие модели организационно – технологического проектирования строительного производства.
2. Синтезировать модель для выбора вариантов производства строительно-монтажных работ по стоимости и заданным зависимостям.

3. Разработать модель для определения оптимального варианта производства работ при выпуклой функции затрат.

4. Предложить модель построения календарного плана с минимальными дополнительными затратами для случая последовательного выполнения работ с учетом ограничений на ресурсы.

5. Разработать механизм для оценки сходимости итерационной процедуры при проведении комплекса работ строительным предприятием минимальной продолжительности.

6. Синтезировать способы получения оптимального варианта расписания работ с рекомендательными зависимостями по критерию минимизации ресурсов типа мощности.

7. Разработать модель прогнозирования и оптимизации параметров технологических процессов для систем организации строительства и его производственной базы с применением перспективных технологий.

8. Получить алгоритм выбора рациональных производственных структур с использованием перспективных технологий в строительстве при наличии различных критериев оценки эффективности.

9. Получить доверительные области при анализе эталонных показателей организации технологических процессов в строительстве для выполнения каждой работы календарного графика.

10. Разработать модель представления знаний для выбора способов возведения элементов строительных конструкций с определением рациональных вариантов организации производства.

10. Построить алгоритм выбора способов контроля качества строительно-монтажных работ с использованием квалиметрических методов оценок.

11. Уточнить модель организации инвестиционной деятельности в форме капитальных вложений при применении перспективных технологий в строительстве.

12. Синтезировать алгоритм выбора рациональных вариантов различных технологий выполнения работ заданного качества строительными организациями с использованием робототехнических комплексов.

13. Разработать модель информационного обеспечения строительно-монтажных работ в условиях формирования сложных производственных структур.

Объект исследования - современные строительные технологии, средства механизации и методы организация строительного производства.

Предмет исследования - эффективность системы организационно-технического проектирования вариантов производства строительно-монтажных работ.

Научная новизна работы заключается в создании принципиально новых подходов, позволяющих описать процессы, протекающие в системах организационного управления смешанного типа при наличии разновекторных критериев эффективности в задачах повышения качества их целевого функционирования с учетом использования на стройплощадке перспективных технологий, средств автоматизации и механизации строительства.

Решение проблемы эффективной системы организации строительного производства требует установления связи в решениях частных задач, связанных с совершенствованием механизма оценки качества строительно-монтажных работ, с учетом прогнозирования развития перспективных строительных технологий с применением новых строительных материалов, средств механизации и автоматизации строительного производства, определяющие получение новых знаний и новых научных результатов.

Новые научные результаты:

1. Модель выбора вариантов производства строительно-монтажных работ по стоимости и заданным зависимостям, позволяющая получать необходимый вариант производственной программы строительного предприятия отличающаяся от традиционных возможностью установления

рекомендательных зависимостей между работами, что позволяет реализовать проект с существенным упрощением процедуры получения решения и учета выпуклости функции затрат.

2. Новый подход для оценки сходимости итерационной процедуры при проведении комплекса работ строительным предприятием минимальной продолжительности, отличающийся от традиционного рациональным способом выбора точности на каждой итерации, обеспечивающей более быструю сходимость приближенного алгоритма.

3. Модель для получения оптимального варианта расписания работ, отличающаяся учетом ограничений на количество используемых ресурсов типа мощности (бригад) при рекомендательных зависимостях между работами, позволяющая получить зависимость продолжительности проекта от дополнительных затрат.

4. Механизм прогнозирования и оптимизации параметров технологических процессов для систем организации строительства и его производственной базы с применением перспективных технологий, отличающаяся наличием различных несводимых друг к другу критериев оптимальности, позволяющая определить рациональные варианты организации работ в динамике за счет использования имитационного моделирования по параметрам организационно-технологической надежности.

5. Алгоритм выбора рациональных производственных структур с использованием перспективных технологий в строительстве, отличающийся наличием различных критериев оценки эффективности и нечетких информативных признаках, позволяющий формировать многоуровневые сетевые графики строительства с возможностью оперативной корректировки фронтов работ.

6. Теоретические доказательства утверждений: а) о минимальной оценке качества организации строительно-монтажных работ, позволяющее получить доверительные области при анализе эталонных показателей

организации технологических процессов в строительстве, методики их определения, а также обоснования связи их характеристик с эталонными параметрами для выполнения каждой работы календарного графика; б) о минимальных сроках завершения работ, позволяющая получать критерий сходимости итерационной процедуры решения задачи минимизации продолжительности выполнения комплекса строительно-монтажных работ.

7. Предложен алгоритм выбора способов контроля качества строительно-монтажных работ, отличающийся использованием квалиметрических методов оценок верхних и нижних границ в многомерных критериальных матрицах показателей качества объектов, позволяющий минимизировать возможные отклонения сроков работ от запланированных.

8. Уточненный механизм организации инвестиционной деятельности в условиях применения перспективных технологий в строительстве, обеспечивающая оптимальный машинный парк строительной компании при реализации проекта, отличающейся применением нейросетевых алгоритмов обработки знаний в условиях неопределенности.

9. Разработана семантическая модель представления знаний для выбора способов возведения элементов строительных конструкций с определением рациональных вариантов организации производства, позволяющая обеспечить согласованность в разнотипных шкалах пространства неоднородных признаков, отличающаяся использованием процедуры ускоренного распознавания при множестве вариантов, что позволяет избежать основного недостатка – падения эффективности, а также привязать ее к определению рациональных вариантов сетевых графиков организации строительства.

10. Предложен алгоритм выбора рациональных вариантов различных технологий реализации строительства с использованием робототехнических комплексов по параметрам качества с совмещением поиска эталонных показателей новых технологических процессов при наличии различных несводимых друг к другу критериев оптимальности, позволяющий выявить

общие закономерности функционирования путем моделирования и оптимизации организационно-технологических решений в строительстве различной сложности.

11. Модель информационного обеспечения строительного производства работ в условиях формирования сложных производственных структур, позволяющая обеспечить выполнение сетевых графиков производства на всех этапах жизненного цикла строительства отличающаяся применением совмещенных программных модулей: планирования (*GPSS World*), диспетчерского управления (*SCADA - TraceMOD*) и контроля качества строительного производства по критерию организационно-технологической надежности.

Достоверность научных результатов. Разработанные подходы, теоретические выводы и практические рекомендации обоснованы за счет комплексного использования методологии системного анализа, таксономии, аппарата теории принятия решений, экспертных оценок, расплывчатых категорий, имитационного моделирования, линейного и нелинейного программирования, нейросетевого и динамического программирования. Они подтверждены расчетами на ЭВМ, производственными и имитационными экспериментами, многократной проверкой при создании программных продуктов по повышению организационно-технологической надежности строительного производства.

Практическая значимость работы состоит в том, что предложенные совокупности теоретических положений, методологических решений, методических рекомендаций и информационных систем позволили разработать новые способы организации строительства в контексте интенсификации сроков строительного производства, исследования новых квалиметрических способов контроля качества производства, организации принципов построения средств обеспечения и информационной подсистемы в целом, обоснования их достижимых показателей, а также разработку вариантов подобной системы. Она подтверждается также применением

разработанных рекомендаций конкретными строительными организациями Северо-Западного, Южного, Северо-Кавказского и Дальневосточного федеральных округов.

Внедрение результатов исследований выполнено в СРО Северо-Западного, Южного, Северо-Кавказского и Дальневосточного федеральных округов (Ассоциации «Балтийский строительный комплекс», «Объединение строителей Южного и Северо-Кавказского округов», «Союз строителей Республики Дагестан», «Содействия стройкомплексу Дальнего Востока»), практической деятельности более 25 строительных и проектных предприятий (СевКавНИПИагро-промстрой, КабБалкагропромстрой, РостСтрой, ХолодБизнес-Групп, СтройИнжиниринг, Строй-Стандарт, Энергосервис, ИнфоСтрой, УМС «Минераловодское» и др.) с общим экономическим эффектом свыше 51 млн.руб.

Результаты исследований также внедрены в учебный процесс в Донском и Воронежском государственных технических университетах, Кабардино-Балкарских государственных университете и сельхозакадемии в курсах «Управление строительным производством» и «Технология и организация строительства».

На защиту выносятся:

- модель выбора вариантов производства строительного-монтажных работ по стоимости и заданным зависимостям;
- механизм оценки сходимости итерационной процедуры при проведении комплекса работ предприятием минимальной продолжительности;
- модель для получения оптимального варианта расписания работ с рекомендательными зависимостями по критерию минимизации ресурсов типа мощности;
- модель прогнозирования и оптимизации параметров технологических процессов для систем организации строительства и его производственной

базы с применением перспективных технологий при наличии различных несводимых друг к другу критериев оптимальности;

- алгоритм выбора рациональных производственных структур с использованием перспективных технологий в строительстве при наличии различных критериев оценки эффективности;

- алгоритм выбора способов контроля качества строительно-монтажных работ;

- модель организации инвестиционной деятельности в форме капитальных вложений при применении перспективных технологий в строительстве;

- модель представления знаний для выбора способов возведения элементов строительных конструкций с определением рациональных вариантов организации производства;

- алгоритм выбора рациональных вариантов различных технологий производства строительно-монтажных работ на основе применения высокопроизводительных средств механизации и автоматизации;

- модель информационного обеспечения строительно-монтажных работ в условиях формирования сложных производственных структур.

Апробация результатов работы. Основные результаты исследований докладывались и обсуждались на Экспертном совете Государственной Думы РФ в 2013г., Конгрессе муниципальных образований РФ в 2014-15 гг. в Москве, международных, всероссийских, межрегиональных, региональных и городских научно-практических конференциях и семинарах (Москва-МГСУ, Ростов н/Д-РГСУ, ДГТУ, Воронеж-ВГАСУ, ВГТУ, Ставрополь-СКГТУ) в 2011-2019гг., были отмечены серебряной медалью VIII (2006г.), и дипломом X (2010г.) Московского международного салона инноваций и инвестиций.

По исследованиям под руководством и при консультациях автора успешно защищено 5 кандидатских диссертаций (Зотов А.М., Айвазян Э.С., Стельмах С.А., Нехай Р.Г., Янин А.Г.).

По результатам диссертационной работы автору в составе авторских коллективов:

- присуждена Премия Правительства Российской Федерации 2019 года в области науки и техники для молодых ученых; - получена серебряная медаль РААСН за 2020 год.

Работа выполнялась в 2011...2020 гг. и соответствует пп.1-5,7-9,11 паспорта специальности.

Научное направление зарегистрировано в ФГАНУ ЦИТиС Министерства высшего образования и науки РФ (рег. № А20-120011690125-б).

Публикации. По теме диссертации опубликована 51 работа, в том числе в 23 изданиях *ВАК*, 5 изданиях *Web of Science* и *Scopus*, 7 монографиях, 8 справочниках, 10 других изданиях.

Структура работы. Диссертация состоит из введения, 6 глав, выводов, библиографии из 145 наименований, приложения, содержит 284 страницы текста, включая 136 рисунков и таблиц.

1. АНАЛИЗ ПОДХОДОВ ОРГАНИЗАЦИОННО – ТЕХНОЛОГИЧЕСКОГО ПРОЕКТИРОВАНИЯ СТРОИТЕЛЬНОГО ПРОИЗВОДСТВА

1.1. Многовариантность организационно – технологических решений строительного производства

Существующие подходы организационно-технологического проектирования строительного производства, в основном, носят линейный характер, что зачастую не соответствует действительности. По этой причине за базовый вариант календарного плана, как правило, принимается такой, при котором полагается, что на сетевом графике строительства заданы времена выполнения каждой работы и директивные сроки завершения каждой i -той заключительной работы T_i .

Рассмотрим задачу построения оптимального расписания выполнения механизмами в заданной, специфической для него последовательности. Процессы выполняемые каждым из механизмов считаются неделимыми, т. е., начав процесс выполнения i -й работы k -м механизмом, необходимо довести его до конца, не прерывая. Пусть заданы времена выполнения каждой работы каждым механизмом и директивные сроки T_i завершения процесса выполнения i -й работы последним механизмом. Необходимо построить расписание, обеспечивающее окончание выполнения всех работ в кратчайшие сроки.

Предлагаемая постановка задачи носит общий характер и является одной из центральных проблем в организации производства. К моделям теории расписаний могут быть также сведены задачи организации вычислительного процесса и многие другие.

Широко распространено сетевое представление множества допустимых расписаний и построение приближенных методов решения задачи с использованием генераторов допустимых расписаний и определенных правил предпочтения. Указанные подходы позволяют в ряде случаев методами статического моделирования находить хорошие приближения к

решению задач. Однако наличие ограничений на директивные сроки завершения процессов выполнения i -й работы затрудняет алгоритмы формирования допустимых расписаний и при использовании известных методов увеличивает время решения задачи.

Другие подходы основаны на построении линейных целочисленных моделей задачи и применения методов целочисленного линейного программирования. Предлагаемые модели сводились к задачам линейного программирования с булевыми переменными очень большой размерности, что не позволяло этими методами решить задачи теории расписаний, представляющие практический интерес. Также не увенчались успехом попытки построения алгоритмов получения точных решений задачи на основе методов ветвей и границ.

Ниже на основе исследования свойств оптимальных и допустимых решений приводятся модели задач теории расписаний в виде задач целочисленного линейного программирования с булевыми переменными существенно меньшей размерности, предлагаются точные методы решения алгоритмами последовательных приближений к оптимальному расписанию снизу, использующие свойства наиболее ранних и максимально допустимых времен начала выполнения каждой из операций расписания фиксированной длины.

Линейные модели задач теории расписаний

Введем следующие обозначения:

$I = \{1, 2, \dots, i, \dots, n\}$ - множество всех работ;

$K = \{1, \dots, k, \dots, M\}$ - множество обслуживающих механизмов;

$R_i = \{1, 2, \dots, r, \dots, m_i\}$ - множество стадий (последовательность)

выполнения i -й работы. Элементы в множестве R_i упорядочены в порядке возрастания величин;

(i, k, r) – операция выполнения i -й работы k -м механизмом на r -й стадии; J – множество всех операций;

$x(i, k, r)$ – соответственно время начала и длительность операции (i, k, r) ;

T_i - заданные директивные сроки завершения выполнения i -го работы всеми механизмами;

$\hat{\Theta}(i, k, r), \bar{\Theta}(i, k, r), i \in I, k \in K, r \in R_i$ - соответственно минимально возможные и максимально допустимые времена начала операции (i, k, r) , т. е.

$$\hat{\Theta}(i, k, r) \leq x(i, k, r) \leq \bar{\Theta}(i, k, r). \quad (1.1)$$

Если заданы последовательности выполнения работ, времена $t(i, k, r)$ и T_i , то значения $\hat{\Theta}(i, k, r)$ и $\bar{\Theta}(i, k, r)$ могут быть определены из следующих соотношений:

$$\begin{aligned} \hat{\Theta}(i, k, 1) &= 0; \hat{\Theta}(i, k, 2) = t(i, k, 1); \\ \hat{\Theta}(i, k, 3) &= t(i, k, 1) + t(i, k, 2), \\ \hat{\Theta}(i, k, r) &= \sum_{\rho=1}^{r-1} t(i, k, \rho), r = 2, \dots, m_i, k = 1, \dots, M, i = 1, \dots, n, \end{aligned} \quad (1.2)$$

$$\begin{aligned} \bar{\Theta}(i, k, m_i) &= \tilde{T}_i - t(i, k, m_i); \\ \bar{\Theta}(i, k, m_i - 1) &= \tilde{T}_i - t(i, k, m_i) - t(i, k, m_i - 1); \\ \bar{\Theta}(i, k, r) &= \sum_{\rho=0}^r t(i, k, m_i - \rho), r = m_i, \end{aligned} \quad (1.3)$$

где: $m_i - 1, \dots, 1, k = 1, \dots, M, i = 1, \dots, n, \tilde{T}_i = \min(T_i, \tilde{T}), \tilde{T}$ - фиксированное время окончания процесса выполнения всех работ.

Ограничения, связанные с заданными последовательностями выполнения работ механизмами, имеют вид

$$\begin{aligned} x(i, k_1, r) + t(i, k_1, r) &\leq x(i, k_2, r + 1), r = 1, \dots, m_i - 1, \\ k_1, k_2 &= 1, \dots, M, i = 1, \dots, n. \end{aligned} \quad (1.4)$$

Ограничения, связанные с невозможностью выполнения одним и тем же механизмом одновременно более одного работы,

$$\begin{aligned}
& -By(i,r;j,\rho;k) + t(i,r,k) \leq x(i,r,k) - x(i,r,k) \leq \\
& \leq -t(j,\rho,k) + B[1 - y(i,r;j,\rho;k)], r=1,\dots,m_i, \\
& \rho=1,\dots,m_i, i,j=1,\dots,n, k=1,\dots,M,
\end{aligned} \tag{1.5}$$

где $y(i,r;j,\rho;k)$ - переменная, принимающая значение 1, если операция (i,r,k) выполняется раньше операции (j,ρ,k) , и значение 0 в противном случае, B – достаточно большое число.

Время окончания процесса выполнения всех работ M механизмами (выполнение планового задания) определяется выражением

$$T = \max_{1 \leq i \leq n} [x(i,k,m_i) + t(i,k,m_i)].$$

Следовательно, критерий завершения заданного расписания выполнения работ в кратчайшие сроки может быть записан в виде

$$T = \min \eta \tag{1.6}$$

при условии (1.1), (1.4) – (1.5), а также

$$x(i,k,m_i) + t(i,k,m_i) - \eta \leq 0, i=1,\dots,n. \tag{1.7}$$

Ограничения, связанные с завершением процесса выполнения i -й работы в заданные сроки, имеют вид

$$x(i,k,m_i) + t(i,k,m_i) \leq T_i, i=1,\dots,n. \tag{1.8}$$

Если из эвристических соображений можно определить значение \tilde{T}_i , заведомо большее времени завершения процесса выполнения, то могут быть вычислены значения $\hat{\Theta}(i,k,r)$ и $\bar{\Theta}(i,k,r)$ для всех операций (i,k,r) согласно выражениям (1.2), (1.3), и задача теории расписаний сводится к модели частично целочисленного линейного программирования, в которой на непрерывные переменные $x(i,k,r)$ накладываются двусторонние ограничения, а переменные $y(i,r;j,\rho;k)$ могут принимать лишь значения, равные 0 или 1. Количество ограничений задачи в виде неравенства равно:

$$\sum_{i=1}^n (m_i - 1) + \sum_{R=1}^M \sum_{i=1}^n \sum_{j=i+1}^n \lambda_i(k) \lambda_j(k) + n,$$

количество непрерывных переменных $x(i,k,r) - \sum_{i=1}^n m_i$, а дискретных переменных $\sum_{R=1}^M \sum_{i=1}^n \sum_{j=i+1}^n \lambda_i(k) \lambda_j(k)$.

Здесь $\lambda_i(k)$ - количество операций выполнения i -й работы, выполняемые k -м механизмом.

Обозначим множество значений переменных $x(i,k,r), i \in I, k \in K, r \in R_i$, удовлетворяющим ограничениям (1.1) – (1.5), (1.8), через G_r .

Свойства допустимых и оптимальных планов

Установим некоторые свойства задач теории расписаний.

1. Если для некоторой операции (i,k,r) выполняются условия $\hat{\Theta}(i,k,r) > \bar{\Theta}(i,k,r)$, то не существует расписаний, удовлетворяющих системе ограничений (1), (4), (5) – (8). Если $\hat{\Theta}(i,k,r) = \bar{\Theta}(i,k,r) = \Theta(i,k,r)$, то в допустимых расписаниях $x(i,k,r) = \Theta(i,k,r)$.

2. Если для некоторых двух операций (i,k,r) и (j,k,l) , выполняющихся одним и тем же механизмом k , справедлива пара условий

$$\begin{aligned} \hat{\Theta}(i,k,r) + t(i,k,r) &> \bar{\Theta}(j,k,l), \\ \hat{\Theta}(j,k,l) + t(j,k,l) &> \bar{\Theta}(i,k,r), \end{aligned} \quad (1.9)$$

то не существует допустимых расписаний, удовлетворяющих всей системе ограничений задачи.

3. Если для некоторых двух операций (i,k,r) и (j,k,l) , выполняющихся одним и тем же механизмом k , справедливо хотя бы одно из условий

$$\begin{aligned} \bar{\Theta}(i,k,r) &< \hat{\Theta}(j,k,l), \\ \hat{\Theta}(j,k,l) + t(j,k,l) &> \bar{\Theta}(i,k,r), \end{aligned} \quad (1.10)$$

то в допустимых расписаниях, удовлетворяющих системе ограничений (1.1), (1.4), (1.5) – (1.8), операция (i,k,r) должна выполняться раньше операции

(j,k,l) , т. е. $x(i,k,r) + t(i,k,r) \leq x(j,k,l)$, и в ограничениях (1.5) переменные $y(i,r; j, \rho; k)$ отсутствуют.

Определим

$$\bar{\Theta}(i,k,r) = \left\{ \max x(i,k,r) \in [\hat{\Theta}(i,k,r), \bar{\Theta}(i,k,r)]: x(i,k,r) + t(i,k,r) \leq \Theta(j,k,l) \right\}$$

4. Если $x(i,k,r) < x(j,k,l)$, то не существует допустимых расписаний, в которых $x(i,k,r) > \bar{\Theta}(i,k,r)$.

Следствие 4. Если выполняются условия (1.10), то в допустимых расписаниях $\bar{\Theta}(i,k,r)$ полагается равным $\bar{\Theta}(i,k,r)$, т. е. если

$$x(i,k,r) < x(j,k,l),$$

то

$$\bar{\Theta}(i,k,r) = \min \{ \bar{\Theta}(i,k,r), \bar{\Theta}(j,k,l) - t(i,k,r) \}. \quad (1.11)$$

5. Если для двух операций (i,k,r) и (j,k,l) , выполняющихся одним и тем же механизмом k , установлено, что $x(i,k,r) < x(j,k,l)$, то

$$\hat{\Theta}(j,k,l) \geq \hat{\Theta}(i,k,r) + t(i,k,r), \text{ т. е. если}$$

$$x(i,k,r) < x(j,k,l),$$

то

$$\hat{\Theta}(j,k,l) = \max \{ \hat{\Theta}(j,k,l), \hat{\Theta}(i,k,r) + t(i,k,r) \}. \quad (1.12)$$

6. Если для нескольких операций, выполняющихся одним и тем же механизмом k , установлено, что если

$$x(i_\xi, k, r_\xi) < x(j,k,l), \xi = 1, \dots, \omega, \quad (1.13)$$

то

$$\hat{\Theta}(j,k,l) \geq \max \left[\min_{1 \leq \xi \leq \omega} (\hat{\Theta}(i_\xi, k, r_\xi) + \sum_{\xi=1}^{\omega} t(i_\xi, k, r_\xi)), \max_{1 \leq \xi \leq \omega} (\hat{\Theta}(i_\xi, k, r_\xi) + t(i_\xi, k, r_\xi)) \right]. \quad (1.14)$$

Доказательство утверждения следует из п. 5, а также из того, что время начала операции (j,k,l) не может быть ранее суммарного времени выполнения всех операций $(i_\xi, k, r_\xi), \xi = 1, \dots, \omega$, предшествующих ей, плюс самый ранний срок начала выполнения этих операций.

7. Минимально возможные и максимально допустимые времена начала выполнения операций должны удовлетворять соотношениям

$$\hat{\Theta}(i, k, r) \geq \max_{1 \leq \mu \leq r-1} \left[\hat{\Theta}(i, k, r - \mu) + \sum_{\lambda=1}^{\mu} t(i, k, r - \lambda) \right]. \quad (1.15)$$

$$\hat{\Theta}(i, k, r) \leq \min_{1 \leq \mu \leq m_{i-r}} \left[\bar{\Theta}(i, k, r + \mu) - \sum_{\lambda=1}^{\mu} t(i, k, r + \lambda) \right]. \quad (1.16)$$

С учетом того, что время выполнения планового задания не может быть меньше суммы времен всех операций по выполнению каждой работы, а также суммарного времени работы любого из механизмов по обслуживанию всех требований, плюс наиболее раннее время начала работы этого механизма, справедливо следующее утверждение.

8. Время окончания выполнения всех работ не может быть меньше величины \bar{T} :

$$T = \max \left\{ \max_{1 \leq i \leq n, r=1}^{m_i} \sum_{r=1}^{m_i} t(i, k, r); \max_{1 \leq R \leq M} \left[\min_{1 \leq i \leq M} \min_{1 \leq r \leq m_i} \hat{\Theta}(i, k, r) + \sum_{i=1}^n \sum_{r=1}^{m_i} t(i, k, r) \right] \right\}. \quad (1.17)$$

Следовательно, при построении $\hat{\Theta}(i, k, r)$ и $\bar{\Theta}(i, k, r)$ значение \tilde{T} должно выбираться из условий $\tilde{T} \geq \bar{T}$.

9. Если для какой-либо операции (i, k, r) в результате выполнения вычислений (1.2), (1.3) окажется, что $\hat{\Theta}(i, k, r) > \bar{\Theta}(i, k, r)$, то система уравнений (1.4) — (1.8) несовместна и не существует допустимого расписания, обеспечивающего завершение процесса выполнения i -го работы в заданные сроки.

Если $\hat{\Theta}(i, k, r) > \bar{\Theta}(i, k, r)$ то, согласно выражениям (1.2), (1.3), $\tilde{T}_i < \sum_{r=1}^{m_i} t(i, k, r)$. Так как, согласно (17), $\tilde{T}_i \geq \sum_{r=1}^{m_i} t(i, k, r)$, то, следовательно, $\tilde{T}_i < \sum_{r=1}^{m_i} t(i, k, r)$ и ограничение (1.6) для данного i не выполнится при увеличении \tilde{T} от \bar{T} до ∞ .

Обозначим через Q область значений переменных x $(i, k, r), r = 1, \dots, m_i, k = 1, \dots, M, i = 1, \dots, n$, удовлетворяющих ограничениям (1.1) — (1.3). Рассмотрим итеративные процессы выделения в Q подобласти значений \tilde{Q} , не содержащей допустимых планов в многограннике условий (1.4) — (1.8), и построения области $G_T \subset \bar{G} = Q \setminus \tilde{Q}$, удовлетворяющей ограничениям (1.1) — (1.5), (1.8). Если $\bar{G} = \phi$, то не существует допустимых расписаний, обеспечивающих выполнение всего объема работ за время, меньшее или равное \tilde{T} , и значение \tilde{T} должно быть увеличено.

Пусть элементы в множестве k упорядочены по убыванию величин:

$$\min_{1 \leq i \leq n} \min_{1 \leq r \leq m_i} \hat{\Theta}(i, k, r) + \sum_{i=1}^n \sum_{r=1}^{m_i} t(i, k, r), \text{ т. е.}$$

$$K = \{k_1, k_2, \dots, k_m\}.$$

Положив $k = k_1$, на s -м шаге итеративного процесса выполняем следующий объем вычислений (алгоритм U_1).

1. Для каждой пары операций, выполняемых k -м механизмом, проверяем выполнение условий (1.9), (1.10). Если для каких-либо двух операций справедливы условия (1.9), то $\tilde{Q} = Q$, $\bar{G} = \phi$ и алгоритм заканчивает работу. Если для двух операций (i, k, r) и (i, k, l) справедливо хотя бы одно из условий (1.10), то в счетчик $Сч$ 1 прибавляем единицу, уточняем значения $\bar{\Theta}(i, k, r)$ и $\hat{\Theta}(j, k, l)$ согласно выражениям (1.11), (1.12), корректируем значения $\hat{\Theta}(j, k, l+1), \dots, \hat{\Theta}(j, k, m_j)$ — согласно выражению (1.15) и $\bar{\Theta}(i, k, r-1), \bar{\Theta}(i, k, r-2), \dots, \bar{\Theta}(i, k, 1)$ — согласно выражению (1.16). Переходим к п.2.

2. Если для какой-либо операции (j, k, l) и группы операций $(i_\xi, k, r_\xi), \xi = 1, \dots, \omega$, выполняемых k -м механизмом, справедливы условия (1.13), то в $Сч$ 1 прибавляем единицу, корректируем значение $\hat{\Theta}(j, k, l)$

согласно выражению (1.14), а $\hat{\Theta}(j,k,l+1), \hat{\Theta}(j,k,l+2), \dots, \hat{\Theta}(j,k,l+m_i)$ — согласно выражению (1.15). Переходим к п. 3.

3. Если для какой-либо операции $(i,k,r), i \in I, k \in K, r \in R_i$, справедливы условия утверждения 1 ($\hat{\Theta}(i,k,r) > \bar{\Theta}(i,k,r)$), то $Q = \tilde{Q}, \bar{G} = \phi$ и алгоритм заканчивает свою работу. В противном случае переходим к п.4.

4. Выбираем индекс k , стоящий следующим в множестве \tilde{K} . Если $k \leq k_m$, то переходим к п. 1. Если $k = k_m$ и содержимое счетчика $CчI$ равно 0, то алгоритм заканчивает работу. Если $k = k_m$, содержимое $CчI$ не равно 0, то очищаем $CчI$, полагаем $k = k_1$ и переходим к п. 1.

В результате выполнения описанного выше итеративного процесса получаем $\bar{G} = \{x(i,k,r), i \in I, k \in K, r \in R_i \mid \hat{\Theta}_0(i,k,r) \leq x(i,k,r) \leq \bar{\Theta}_0(i,k,r)\}$, где $\hat{\Theta}_0(i,k,r) \geq \hat{\Theta}(i,k,r), \bar{\Theta}_0(i,k,r) \leq \bar{\Theta}(i,k,r)$.

Конечность алгоритма U_1 , следует из соображений того, что можно ограничиться рассмотрением лишь конечного множества значений переменных $x(i,k,r)$, кратных наибольшему общему делителю величин T_i и $t(i,k,r)$. Так как на каждом шаге процесса множество возможных значений хотя бы одной переменной $x(i,k,r)$ уменьшается (увеличивается значение $\hat{\Theta}(i,k,r)$ или уменьшается $\bar{\Theta}(i,k,r)$), то через конечное число шагов мы либо убедимся в несовместимости системы ограничений задачи, либо придем к ситуации, когда множество возможных значений всех переменных не содержит ни одного элемента, либо не сможем изменить ни одного из значений $\bar{\Theta}(i,k,r)$ и $\hat{\Theta}(i,k,r)$, $i \in I, r \in R_i, k \in K$. В каждой из этих ситуаций алгоритм заканчивает работу.

Если найдется какая-либо пара операций (i,k,r) и (j,k,l) выполняемых k -м механизмом, для которой:

$$\hat{\Theta}_0(j,k,l) + t(j,k,l) \leq \bar{\Theta}_0(i,k,r) \text{ и } \hat{\Theta}_0(i,k,r) + t(i,k,r) \leq \bar{\Theta}_0(j,k,l),$$

то множество $\overline{G} \cap G_T$ можно разбить на два подмножества Q_1 и Q_2 , соответствующих множествам расписаний, в которых операция (j,k,l) выполняется раньше или позднее операции (i,k,r) , т. е.

$$\begin{aligned} Q_1 &= \{ \overline{G} \mid \hat{\Theta}(i,k,r) \geq \hat{\Theta}_0(j,k,l) + t(j,k,l); \overline{\Theta}(j,k,l) \leq \overline{\Theta}_0(i,k,r) - t(j,k,l) \}, \\ Q_2 &= \{ \overline{G} \mid \hat{\Theta}(j,k,l) \geq \hat{\Theta}_0(i,k,r) + t(i,k,r); \overline{\Theta}(i,k,r) \leq \overline{\Theta}_0(j,k,l) - t(i,k,r) \}. \end{aligned} \quad (1.18)$$

В случае, когда в множестве G не установлена строгая очередность выполнения всех операций каждым механизмом, применение алгоритма U_1 , позволит существенно сократить количество целочисленных переменных в задаче (1.4) - (1.8).

Задача (1.1) - (1.8) может быть сформулирована в виде модели целочисленного линейного программирования с булевыми переменными. Пусть Δ - наибольший общий делитель чисел $T_i t(i,k,r), i \in I, r \in R, k \in K$. Тогда можно ограничиться рассмотрением лишь дискретного множества значений переменных

$$x(i,k,r), x(i,k,r) \in \{ \hat{\Theta}_0(i,k,r), \hat{\Theta}_0(i,k,r) + \Delta, \hat{\Theta}_0(i,k,r) + 2\Delta, \dots, \hat{\Theta}_0(i,k,r) - \Delta, \overline{\Theta}_0(i,k,r) \}$$

Все множество допустимых значений каждой переменной $x(i,k,r)$ может быть представлено в виде линейной функции $\gamma(i,k,r)$ булевых переменных, где

$$2^{\gamma(i,R,r)-1} \leq \beta(i,k,r) = \frac{1}{\Delta} (\overline{\Theta}_0(i,k,r) - \hat{\Theta}_0(i,k,r)) \leq 2^{\gamma(i,R,r)},$$

следующим образом:

$$x(i,k,r) = \hat{\Theta}_0(i,k,r) + \Delta \sum_{\xi=1}^{\gamma(i,R,r)} 2^{\xi-1} z_{\xi}(i,k,r) \quad (1.19)$$

при условиях

$$z_{\xi}(i,k,r) \in [0,1]; \sum_{\xi=1}^{\gamma(i,R,r)} 2^{\xi-1} z_{\xi}(i,k,r) \leq \beta(i,k,r) - 1. \quad (1.20)$$

Подставляя выражение (1.19) в ограничения и критерий оптимальности задачи (аналогичное представление может быть получено и для переменной η , множество допустимых значений которой определяется из условий

$$\hat{\Theta}(\eta) = \min_{1 \leq i \leq n} (\hat{\Theta}_0(i, k, 1) + \sum_{r=1}^{m_i} t(i, k, r)), \bar{\Theta}(\eta) = \tilde{T}$$

и принимая во внимание дополнительные ограничения (1.20), получаем модель задачи теории расписаний в виде модели целочисленного линейного программирования с булевыми переменными, количество переменных в которой значительно меньше, чем в рассматриваемых в литературе моделях [11 — 13]. Для представления всего множества возможных значений переменной $x(i, k, r)$ используется не N булевых переменных, как предлагалось в литературе, а $p \cong \log_2 N_1$, где $N_1 < N$.

Если для каждой пары операций, выполняемых k -м механизмом, $k=1, \dots, M$, справедливы условия

$$\text{либо } \begin{aligned} \hat{\Theta}_0(j, k, l) + t(j, k, l) &> \bar{\Theta}_0(i, k, r) \\ \hat{\Theta}_0(i, k, r) + t(i, k, r) &> \bar{\Theta}_0(j, k, l), \end{aligned}$$

т. е. в множестве \bar{G} установлена очередность выполнения операций каждым механизмом, то задача построения оптимального расписания сводится к задаче линейного программирования (1.4) — (1.8), в которой $x(i, k, r) \in \bar{G}, i \in I, r \in R_i, k \in K$.

Ясно, что $Q_1 \cup Q_2 \supset G \cap G_T$. В результате выделения в Q_1 и Q_2 подобластей, не содержащих допустимых планов, получаем множества \bar{G}_1 и \bar{G}_2 , которые в свою очередь также могут быть разбиты на подмножества согласно (18).

10. Если на некотором шаге разбиения множества $\bar{G} \cap G_T$ получено L подмножеств $Q_1, Q_2, \dots, Q_l, \dots, Q_L$, таких, что $\bigcup_{l=1}^L Q_l \supset \bar{G} \cap G_T$, и в результате работы алгоритма U_1 , установлено, что ни одно из этих подмножеств не содержит допустимых планов, т. е. $\bar{G}_l = \phi, l=1, \dots, L$, то $\bar{G} \cap G_T = \phi$ т. е. не существует допустимых расписаний, обеспечивающих выполнение всего объема работ за время, меньшее или равное \tilde{T} .

Доказательство утверждения 10 легко может быть получено по индукции.

11. Если в процессе построения множества \bar{G} алгоритмом U_1 , для какой-либо операции (i, k, r) получено что $\hat{\Theta}(i, k, r) - \bar{\Theta}(i, k, r) = \Delta t$, то не существует допустимых расписаний, обеспечивающих выполнение всего объема работ за время, меньшее $T = \tilde{T} + \Delta t$.

12. Если в процессе построения множества \bar{G} алгоритмом U_1 для каких-либо двух операций (i, k, r) и (j, k, l) , выполняемых k -м механизмом, справедливы выражения

$$\bar{\Theta}(i, k, r) < \hat{\Theta}(j, k, l) + t(j, k, l) \text{ и } \bar{\Theta}(j, k, l) < \hat{\Theta}(i, k, r) + t(i, k, r),$$

то не существует допустимых расписаний, обеспечивающих выполнение всего объема за время, меньшее

$$T = \tilde{T} + \min[\hat{\Theta}(j, k, l) + t(j, k, l) - \bar{\Theta}(i, k, r); \hat{\Theta}(i, k, r) + t(i, k, r) - \bar{\Theta}(j, k, l)]$$

13. Если на некотором шаге разбиения множества $\bar{G} \cap G_T$ на подмножестве $Q_1, \dots, Q_L \bigcup_{l=1}^L Q_l = \bar{G} \cap G_T$ в результате построения областей $\bar{G}_1, \dots, \bar{G}_L$ алгоритмом U_1 установлено (на основе утверждений 1.11, 1.12), что не существует допустимых расписаний с очередностью выполнения операций, предусмотренной множеством Q_l продолжительностью, меньшей чем $T_l, l=1, \dots, L$, то оптимальное время выполнения всего объема работ с произвольной очередностью выполнения операций (значение функционала задачи (1.4) — (1.8)) не может быть меньше величины $T = \min_{1 \leq l \leq L} T_l$.

Алгоритм решения задачи

Алгоритм решения задачи заключается в проверке условий возможности построения расписания, удовлетворяющего построенной системе ограничений (1.4) — (1.8), а также ограничениям на наиболее ранние и поздние сроки начала операций и обеспечивающего выполнение планового задания за фиксированное время $\tilde{T}_\nu, \nu = 0, 1, \dots, w$ (в качестве \tilde{T}_0 , принимается

T — нижняя граница времени завершения всего комплекса работ). Если, в процессе анализа устанавливается несовместимость исходной системы ограничений (1.1) — (1.8), то расписание за время \tilde{T}_v , не может быть выполнено, и значение \tilde{T}_v увеличиваем до \tilde{T}_{v+1} таким образом, что не существует допустимых расписаний, обеспечивающих процесс выполнения за время $T < \tilde{T}_{v+1}$. Следовательно, значения \tilde{T}_v , являются некоторым приближением к оптимальному значению функции цели задачи снизу. Первое из значений \tilde{T}_v , обеспечивающее выполнение всех ограничений, соответствует решению. В результате решения может быть выделено целое множество расписаний, обеспечивающих окончание выполнения за указанное время.

Рассмотрим вычислительную схему алгоритма.

1. Определяем значения $\hat{\Theta}(i, k, r), i \in I, r \in R_i, k \in K$ согласно выражениям (1.2) и нижнюю границу времени выполнения планового задания по формуле (1.17). Полагаем $\tilde{T} = T$ и переходим к п. 2.

2. Положив $\tilde{T}_i = \min(T_i, \tilde{T})$, рассчитываем значения $\bar{\Theta}(i, k, r)$ согласно выражениям (1.3). Если для какой-либо операции $(i, k, r) \hat{\Theta}(i, k, r) > \bar{\Theta}(i, k, r)$, то не существует допустимых расписаний, обеспечивающих выполнение ограничений (1.4), (1.5), (1.7), (1.8) и алгоритм заканчивает свою работу. В противном случае, построив область значений переменных

$$Q_0 = \{x(i, k, r) \mid \hat{\Theta}(i, k, r) \leq x(i, k, r) \leq \bar{\Theta}(i, k, r), i \in I, k \in K, r \in R_i\},$$

переходим к п. 3, положив $l = 0$.

3. В области значений переменных Q_l выделяем подобласти, не содержащие допустимых планов Q_l , и строим множество $\bar{G}_l = Q_l \setminus \tilde{Q}_l$ согласно алгоритму U_1 . Если $\bar{G}_l = \phi$ то, определив T_l , переходим к п. 5. Если $G_l = \phi$, то, определив значения $\hat{\Theta}_l(i, k, r), \bar{\Theta}_l(i, k, r), i \in I, k \in K, r \in R_i$, полагаем $x(i, k, r) = \bar{\Theta}_l(i, k, r)$ для операций, у которых

$$\hat{\Theta}_l(i, k, r) = \bar{\Theta}_l(i, k, r), \tilde{J}_l = \{(i, k, r) \in J \mid \hat{\Theta}_l(i, k, r) = \bar{\Theta}_l(i, k, r)\}.$$

Если $\tilde{J}_l = J$, то получено оптимальное расписание, если $J \setminus \tilde{J}_l \neq \emptyset$, то переходим к п. 4.

4. Если в множестве \bar{G}_l установлена очередность выполнения всех операций каждым механизмом, то формулируем и решаем задачу линейного программирования (1.4) — (1.8), в которой в ограничениях (1.5) определены значения всех дискретных переменных $y(i, r; j, l; k)$ и переменных $x(i, k, r)$, если $(i, k, r) \in \tilde{J}_l$ и $x(i, k, r) \in \bar{G}_l$, если $(i, k, r) \in J \setminus \tilde{J}_l$.

Если сформулированная задача имеет решение, то полученный оптимальный план является решением задачи теории расписаний. В противном случае включаем множество вариантов \bar{G}_l из рассмотрения и переходим к п.5. Если в множестве \bar{G}_l не установлена очередность всех операций, переходим к п. 6.

5. Полагаем $l = l + 1$, если $l = L + 1$, т. е. множества G_l построены для всех областей значений переменных Q_l и установлено, что $Q_l \cap G_l = \emptyset, l = 1, \dots, L$, то переходим к п. 7. Если $l < L + 1$, — к п. 3.

6. Производим разбиение множества \bar{G}_l на подмножества согласно выражениям (1.18), скорректировав значения $\hat{\Theta}(i, k, r)$ и $\bar{\Theta}(i, k, r)$ для всех операций и исключив из рассмотрения те из вновь образованных подмножеств Q_l , для которых $\hat{\Theta}(i, k, r) > \bar{\Theta}(i, k, r)$ хотя бы для одной из операций $(i, k, r) \in J$. Запоминаем для этого подмножества значение $T_l = \max_{(i, k, r) \in J} (\hat{\Theta}(i, k, r) - \bar{\Theta}(i, k, r))$. Производим переиндексацию всех подмножеств Θ_l и \bar{G}_l , для которых $\bar{G}_l \neq \emptyset$. Положив l равным индексу, стоящему первым в ряду номеров Q_l , переходим к п. 3.

7. Если для всех множеств Q_l построены области \bar{G}_l , и установлено, что $G_l \cap G_r = \emptyset$, то полагаем $T = \min_{1 \leq l \leq L} T_l$ и переходим к п. 2.

Ясно, что через конечное число итераций будет получено решение задачи. Следует заметить, что в ряде случаев необходимость решения задачи линейного программирования в п. 4 отпадает, а оптимальное расписание легко получим, положив значения $x(i, k, r)$ равными соответствующим нижним границам либо полученными методами сетевого планирования.

Работу алгоритма проиллюстрируем на следующем числовом примере.

Последовательность выполнения четырех работ механизмами задана в табл. 1.1, а времена выполнения — в табл. 1.2.

Необходимо найти оптимальное расписание, в котором времена выполнения работ не превышают величин $T_1 = 35, T_2 = 45, T_3 = T_4 = 55$.

Значение нижней границы решения, вычисленной согласно выражению (1.17), равно 43. Процесс решения задачи сведен в табл. 1.3.

Следовательно, предлагаемым алгоритмом получено множество оптимальных расписаний, обеспечивающих выполнение всех ограничений задачи и завершение процесса выполнения всех требований за время $T=53$. Это расписания, удовлетворяющие ограничениям $\hat{\Theta}_0(i, k, r) \leq x(i, k, r) \leq \bar{\Theta}_0(i, k, r)$, в которых значения $\hat{\Theta}_0(i, k, r)$ и $\bar{\Theta}_0(i, k, r)$ соответствуют величинам, приведенным в табл. 1.3 для $T=53$. Одно из таких расписаний, соответствующее $x(i, k, r) = \hat{\Theta}_0(i, k, r)$ приведено в последнем столбце табл. 1.3.

Таблица 1.1

1	A	B	C	D
2	B	A	D	C
3	A	C	B	D
4	C	B	A	D

Таблица 1.2

1	10	5	8	7
2	6	15	4	3
3	2	12	10	8
4	9	16	10	3

Таблица 1.3

№ оп ер ац ии	Код опе рац ии	$\hat{\Theta}(i, R, r)$	$\bar{\Theta}(i, R, r)$				$\hat{\Theta}_0(i, R, r)$				$\bar{\Theta}_0(i, R, r)$				$x(i, R, r)$
			$\tilde{T}_{=4}$ 3	$\tilde{T}_{=4}$ 5	$\tilde{T}_{=5}$ 2	$\tilde{T}_{=5}$ 3	$\tilde{T}_{=4}$ 3	$\tilde{T}_{=4}$ 5	$\tilde{T}_{=5}$ 2	$\tilde{T}_{=5}$ 3	$\tilde{T}_{=4}$ 3	$\tilde{T}_{=4}$ 5	$\tilde{T}_{=5}$ 2	$\tilde{T}_{=5}$ 3	
1	(1A 1)	0	5	5	5	5	0	0	0	0	5	4	3	0	0
2	(1B 2)	15	15	15	15	15	10	10	10	10	15	14	13	10	10
3	(1C 3)	15	20	20	20	20	15	15	21	15	20	19	20	15	15
4	(1D 4)	23	28	28	28	28	23	23	$\bar{23}$	23	28	27	$\bar{28}$	28	23
5	(2B 1)	0	15	17	17	17	0	0	0	0	15	11	7	4	0
6	(2A 2)	6	21	23	23	23	6	12	6	12	21	17	23	17	12
7	(2D 3)	21	36	38	38	38	30	27	21	30	28	38	38	38	30
8	(2C 4)	25	40	40	40	40	$\bar{25}$	31	25	35	$\bar{40}$	42	42	35	35
9	(3A 1)	0	11	13	20	21	0	0	0	10	11	10	20	15	10

10	(3C 2)	2	13	15	22	23	2	2	2	23	13	12	22	23	23
11	(3B 3)	14	25	27	34	35	14	31	31	35	25	24	34	35	35
12	(3D 4)	24	35	37	44	45	34	30	41	45	32	34	44	45	45
13	(4C 1)	0	5	7	14	15	0	0	0	0	5	7	9	6	0
14	(4B 2)	9	14	16	23	24	9	15	15	15	14	16	18	18	15
15	(4A 3)	25	30	32	39	40	25	27	31	27	30	32	39	32	27
16	(4D 4)	35	40	42	49	50	35	38	41	37	40	42	49	42	37

Исследуются свойства наиболее ранних и максимально возможных (поздних) времен начала выполнения операций расписаний фиксированной длины. На их основе строятся организационно-математические модели в виде задач целочисленного линейного программирования с булевыми переменными существенно меньшей размерности, чем это было известно ранее. Предлагаются алгоритмы решения методами последовательных приближений.

Рассмотрим модель, имитирующую динамику развития строительного производства, выпускающего некоторый агрегированный продукт (здание, сооружение...) в виде определенных работ (модулей) в течение T периодов, каждый из которых имеет длину $ДП$. Производственные мощности M^t и валовый выпуск X^t в период t ($t = 1, \dots, T$) заданы как исходные данные для модели (в натуральных единицах

измерения). $M^t \leq M_{np}$, где M_{np} — проектная мощность строительного предприятия.

Стоимость средних за период t основных производственных фондов можно определить по формуле:

$$K^t = \frac{M^t}{\Phi_{\max}}, \quad (1.21)$$

где: Φ_{\max} — заданный максимальный коэффициент фондоотдачи (в шт/руб.). Таким образом, K^t получается в стоимостном выражении.

Если обозначить через $\overline{K^t}$ величину основных производственных фондов, соответствующих концу периода t , то, очевидно,

$$\overline{K^t} = 2K^t - \overline{K^{t-1}}. \quad (1.22)$$

Исходя из этого, можно подсчитать величину I^t — ввод в действие основных производственных фондов за период t^l :

$$I^t = \overline{K^t} - \overline{K^{t-1}}(1 - \mu), \quad (1.23)$$

где μ - заданный коэффициент выбытия основных производственных фондов.

Рассмотрим следующую гипотезу: предприятие получало безвозмездно средства на ввод в действие новых основных производственных фондов до тех пор, пока $M^t \leq \aleph M_{np}$ (\aleph — заданный коэффициент). Необходимость в кредите в этом случае не возникала.

Когда же предприятие доводило свои производственные мощности до величины $\aleph M_{np}$, прекращались безвозмездные ассигнования. С этого момента ввод в действие основных фондов производился за счет предприятия. Если фонд развития предприятия ΦI^{t-1} , оставшийся до конца предыдущего периода, позволяет за его счет осуществить целиком ввод в действие новых основных фондов, то величина ΦI^{t-1} уменьшается:

$$\Phi I^{t-1} := \Phi I^{t-1} - I^t. \quad (1.24)$$

Если же $\Phi I^{t-1} < I^t$, то ввод в действие осуществляется частично за счет ΦI^{t-1} и частично за счет кредита, который приводит к появлению некоторого долга D^t . Очевидно, что

$$D^t := I^t - \Phi I^{t-1};$$

$$\Phi I^{t-1} := 0.$$

Предполагается, что изготовленная строительная продукция немедленно реализуется. Условия реализации определяются спросом D и ценой P на данную продукцию. Начальный спрос D задается для модели в виде интегрального графика в зависимости от сметной стоимости (рис. 1.1):

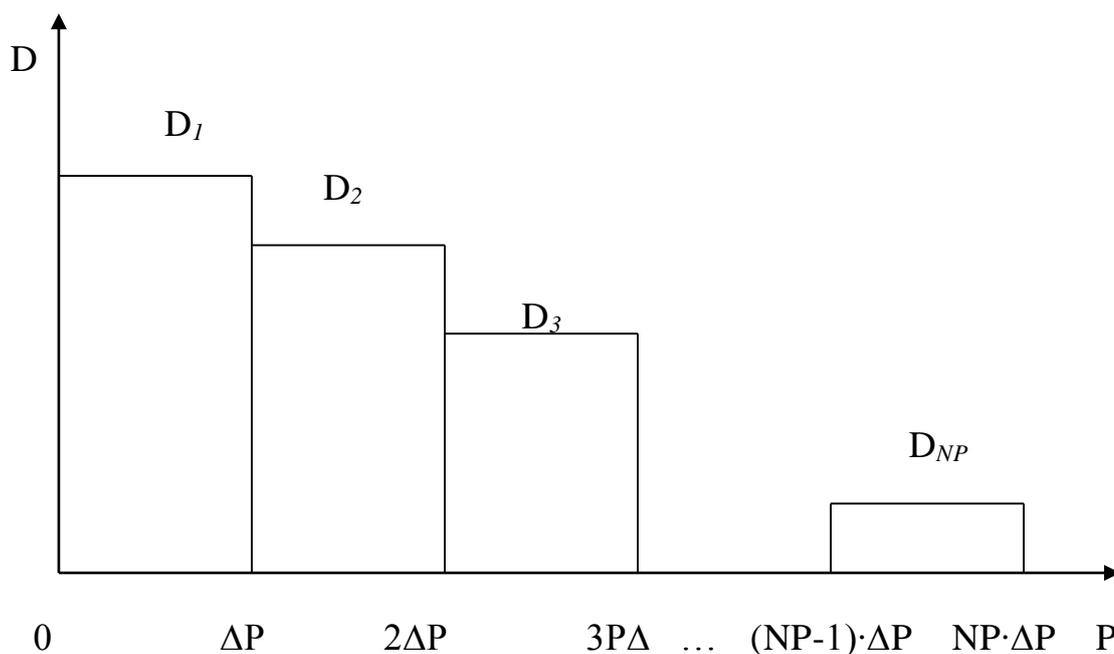


Рисунок 1.1 - Функция начального спроса в зависимости от сметной стоимости

NP — количество интервалов в графике спроса;

ΔP — величина одного интервала;

D_t — спрос на данную продукцию (в натуральных единицах измерения), если сметная стоимость (цена) одной единицы измерения строительной продукции P находится в пределах:

$$(i-1)\Delta P \leq P < NP \cdot \Delta P$$

Исходная цена $P^1 = NP \cdot \Delta P$.

В процессе развития производства цена на единицу измерения строительной продукции P^t может меняться в зависимости от двух факторов, о которых будет написано ниже. К моменту начала каждого очередного периода эта цена бывает уже определена.

Поэтому в каждом периоде t определяется j – номер интервала диаграммы спроса из условия

$$(i-1)\Delta P < P^t \leq j\Delta P$$

и соответствующий этой цене P^t спрос D_j .

Если величина выпуска $X^t \leq D_j$, то вся продукция продается по цене P^t за один объект. В этом случае стоимость реализованной продукции:

$$A^t = X^t P^t.$$

Так как при этом некоторая часть потребителей оказывается удовлетворенной, то спрос на строительную продукцию, очевидно, уменьшается. Если принять гипотезу, что каждый из потребителей, имеющих возможность купить строительную продукцию по цене P^t , купит его с равной вероятностью по сравнению с такими же другими потребителями, то каждая ступенька диаграммы спроса для всех номеров $i > j$ будет уменьшаться пропорционально величине D_i/D_j , а все ступеньки диаграммы с номерами $i \leq j$ уменьшатся на величину X^t .

Таким образом, диаграмма спроса изменится по правилу:

$$D_i := \begin{cases} D_i - \frac{D_i}{D_j} X^t, & \text{если } i > j, \\ D_i - X^t, & \text{если } i \leq j. \end{cases} \quad (1.25)$$

Если же величина выпуска $X^t > D_j$, то D_j строительной продукции изделий продаются по цене P^t , после чего все потребители, предъявляющие спрос на строительную продукцию по сметной стоимости (цене) P^t , оказываются удовлетворенными. Поэтому в диаграмме спроса количество

интервалов уменьшается до величины $NP := j - 1$, а величина спроса для всех оставшихся ступенек понижается:

$$D_i := D_i - D_j \quad (i = 1, \dots, NP).$$

После этого спрос на строительную продукцию по цене P^t становится равным нулю. Это событие является одним из двух возможных факторов изменения цены.

В рассматриваемом случае новая цена устанавливается равной максимальному значению, при котором возможно продать оставшуюся продукцию, т. е. значению $NP \cdot \Delta P$. Таким образом, на оставшуюся нереализованную продукцию в размере $(D_j - X^t)$ определится спрос, равный D_{NP} . Величина $(D_j - X^t)$ сравнивается с D_{NP} по правилам, аналогичным вышеописанным. Эта процедура будет продолжаться до тех пор, пока:

- 1) либо мы не остановимся на некотором интервале \bar{j} в диаграмме спроса, когда вся изготовленная продукция будет продана;
- 2) либо окажется, что объем выпускаемой продукции X в период t выше спроса на данную строительную продукцию. В этом случае расчеты будут прекращены и пользователь программы получит об этом соответствующее уведомление.

Кроме описанного механизма изменения цены в зависимости от спроса, в модели была также использована одна из возможных концепций планового ценообразования, лежащая в основе существующей практики построения цен на средства производства, концепция, рассматривающая в качестве основы цены сумму среднеотраслевой себестоимости и прибыли, исчисленной пропорционально среднеотраслевой себестоимости. Такую основу цены иногда называют «усредненной стоимостью» [3], [4].

Согласно этой концепции, цену можно определить по формуле:

$$P = \gamma C,$$

где γ – некоторый коэффициент корректировки.

Механизм изменения цены в зависимости от себестоимости функционирует в модели каждый раз по прошествии NT периодов по следующему правилу:

$$P^t := \min \{P^{t-1}, \gamma C^t\} \quad (1.26)$$

Эта формула соответствует тому факту, что при уменьшении себестоимости строительной продукции цена со временем тоже упадет; однако в случае увеличения себестоимости цена на строительную продукцию будет оставаться на прежнем уровне.

В данной модели предусмотрена возможность управления запасами.

На предприятии должен иметься запас (ЗАП) сырья, основных материалов, покупных комплектующих, топлива и т.д. для организации бесперебойного производства.

Предусмотрены две стратегии определения момента восполнения запаса и две стратегии определения объема заказа на восполнение запаса.

Номер стратегии определения момента восполнения запаса указывается параметром i_1

$i_1=1$ задает периодическую стратегию, заключающуюся в том, что восполнение запасов планируется через каждые $T1$ единиц времени;

$i_1=2$ задает стратегию с критическими уровнями, заключающуюся в том, что запас должен пополняться в те моменты, когда он становится ниже критического уровня \hat{y} .

Номер стратегии определения объема заказа на восполнение запаса указывается параметром i_2 .

$i_2 =1$ соответствует тому, что объем заказа остается неизменным, равным величине q ;

$i_2 =2$ соответствует такой стратегии, при которой объем запаса доводится до максимального уровня \hat{Y} . Таким образом, одна из четырех возможных комбинаций параметров i_1 и i_2 задает стратегию определения момента и объема на восполнение запаса.

Однако фактический момент поставки может не совпадать с планируемым из-за ряда факторов.

В модели реализована возможность случайных задержек поставок относительно планируемых моментов по экспоненциальному закону распределения со средним $1/\sigma$. Величина σ задается.

Объем планируемой поставки может удовлетворяться не полностью, а с некоторой недостачей $НД$. Булевская переменная B указывает на возможность учета в модели этого факта. $B=true$ указывает на $НД=0$. При $B=false$ величина недостачи определяется с помощью заданной гистограммы $ГНД$, состоящей из 10 чисел: i -е число в гистограмме указывает вероятность недостачи в пределах от $(i - 1) \cdot 10\%$ до $i \cdot 10\%$ планируемого объема поставки. Всевозможные значения недостачи в интервале $(i - 1) \cdot 10\% \div i \cdot 10\%$ считаются равновероятными. Таким образом, при использовании любой стратегии управления запасами может сложиться такая ситуация, что окажется исчерпанным весь запас и некоторая i -я задержка в поставке запаса приведет к простоям ($ПП_j$) в работе строительного предприятия. Тогда суммарная величина простоя в периоде t :

$$ПП^t = \sum_j ПП_j$$

Наличие простоев приводит к невыполнению плана по выпуску продукции. Величина невыполнения плана $НПЛ^t$ (в штуках) вычисляется следующим образом:

$$НПЛ^t = ПП^t \cdot \frac{X^t}{ДП}$$

Фактический выпуск продукции из-за простоев в этом случае уменьшается на величину $НПЛ^t$, т. е.

$$X^t = X^t - НПЛ^t.$$

С другой стороны, политика перестраховки в определении моментов и объемов поставок может привести к увеличению запасов на складах, что

связано с увеличением затрат на хранение этих запасов, а следовательно, и с повышением себестоимости продукции.

Через $MIII_i$ обозначены планируемые моменты поставок, а через $MPhi_i$ — фактические моменты поставок. Величина задержки $ЗД_i = MPhi_i - MIII_i$. В результате задержки $ЗД_3$ образовался простой величиной $ПР$.

Затраты на хранение запасов L , очевидно, зависят от величины запаса и времени его хранения, т. е. пропорциональные фигуры. Если через s обозначить стоимость хранения одной единицы запаса (в денежном выражении) в течение одной единицы времени, то

$$L = s \int_0^t y dt$$

При использовании других стратегий графики изменения запаса будут несколько отличаться от приведенного, но во всех случаях аналогичным способом можно вести учет простоев и затрат на хранение.

Таким образом, в течение каждого периода t ($1 \leq t \leq T$) можно подсчитать функцию затрат L и величину простоев $ПР$. Норма оборотных средств (в днях запаса) определяется величиной интервала между соседними поставками. Зная динамику изменения нормы оборотных средств в течение одного периода, можно определить среднее за период значение этой нормы $ВД$.

Среднесуточный расход запасов $C1$ в период t вычисляется по формуле:

$$C1 = \frac{X^t (H1 + H2)}{ДП},$$

где $(H1 + H2)$ — расход сырья, основных и вспомогательных материалов, покупных полуфабрикатов, топлива и т. д. на одну единицу строительной продукции.

Тогда среднее значение норматива оборотных средств (в стоимостном выражении) $ВС$ рассчитывается как произведение средней нормы запаса и среднесуточного расхода запасов, т.е.

$$BC = BD \cdot CI.$$

Себестоимость C^t единицы продукции в период t рассчитывается по следующей формуле:

$$C^t = H1 + H2 + \frac{h_1 F_1^{t-1} + F_2^{t-1} + hK^t + C_0 + L}{X^t},$$

где F_1 — общая зарплата; F_2 — зарплата производственного персонала; h — норма амортизации основных производственных фондов; h_1 — доля отчислений на социальное страхование; C_0 — общие расходы строительного предприятия, не связанные с объемом производства, а остальные величины имеют тот же смысл, что и выше.

Следовательно, заданные производственные мощности, планируемый объем выпускаемой продукции, спрос на продукцию, стратегия управления запасами, механизм ценообразования и другие факторы влияют на такие выходные показатели работы предприятия, как стоимость реализованной продукции A , прибыль Π , индекс прироста реализованной продукции $ИП$, норма оборотных средств $ВД$, норматив оборотных средств BC , рентабельность R , фактический объем выпускаемой продукции, на величину долга D , платежей в бюджет G , фондов зарплаты F_1 и F_2 , фонда развития предприятия $\Phi 1$, фонда материального поощрения $\Phi 2$, фонда социально-культурных мероприятий $\Phi 3$ и свободного остатка прибыли $СОП$. Для их вычисления используются следующие формулы:

1. Стоимость реализованной строительной продукции

$$A^t = \sum_{k=1}^v P_k^t \overline{X}_k^t,$$

где v — количество разных цен P_k^t , по которым продавались готовые объекты в период t ; \overline{X}_k^t — количество готовых объектов, проданных по цене P_k^t .

2. Индекс прироста реализованной продукции

$$ИПТ^t = \frac{A^t - A^{t-1}}{A^{t-1}}.$$

3. Прибыль

$$\Pi^t = A^t - \bar{C},$$

где C — себестоимость всей реализованной продукции.

4. Рентабельность

$$R = \frac{\Pi^t}{K^t + B^t} - \omega,$$

где ω — норматив платы за основные и оборотные фонды.

5. Общий фонд зарплаты

$$F_1^t = \nu h_2 (A^t - A^{t-1}) + F_1^{t-1},$$

где ν — коэффициент корректировки общего фонда зарплаты; h_2 — доля зарплаты в стоимости продукции.

6. Фонд зарплаты промышленно – производственного персонала

$$F_2 = F_1^t - z,$$

где z — константа.

7. Фонд развития предприятия ΦI

$$\Phi I^t = \Phi I^{t-1} + \Theta \Pi^t,$$

где Θ — доля отчислений от прибыли в ΦI .

8. Фонды материального поощрения $\Phi 2$ и социально-культурных мероприятий $\Phi 3$:

$$\Phi 2^t = F_1^t (\beta_1 ИПТ^t + \beta_2 R^t);$$

$$\Phi 3^t = F_2^t (\gamma_1 ИПТ^t + \gamma_2 R^t),$$

где β_1 — норматив отчислений в ФМП на стимулирование реализации; β_2 — норматив отчислений в ФМП на стимулирование рентабельности; γ_1 — норматив отчислений в ФСК на стимулирование реализации; γ_2 — норматив отчислений в ФСК на стимулирование рентабельности.

Распределение прибыли производится в следующем приоритетном порядке:

1) Плата за основные и производственные фонды $ПФ^t$, поступающая в госбюджет,

$$ПФ^t = \omega(K^t + B^t).$$

2) Фиксированные и рентные платежи $\Phi\Pi^t$ производятся в том случае, если рентабельность предприятия R^t выше отраслевой рентабельности \bar{R} (\bar{R} задается в качестве исходных данных). В этом случае величина платежей $\Phi\Pi^t$ равна

$$\Phi\Pi^t = \Pi^t - (\bar{R} + \omega)(K^t + B^t)^3.$$

3) Выплата процента за кредит $ПРК^t$

$$ПРК^t = \delta \cdot Д^t,$$

где $100 \cdot \delta$ — процент за кредит.

4) Поступления в фонд развития предприятия в размере $\Phi 1$.

5) Поступления в фонд материального поощрения в размере $\Phi 2$.

6) Поступления в фонд социально-культурных мероприятий в размере $\Phi 3$.

7) Финансирование прироста собственных оборотных средств в размере

$$\Delta B^t = B^t - B^{t-1}.$$

8) Свободный остаток прибыли $СОП^t$.

В соответствии с этим платежи в бюджет G подсчитываются следующим образом:

$$G^t = \Phi\Pi^t + ЛФ^t + ПРК^t + СОП^t.$$

Вышеуказанным способом осуществляется распределение прибыли в том случае, если ее величина достаточно велика для того, чтобы можно было сделать отчисления по приведенным формулам.

Если же на каком-то шаге оказывается, что остаток прибыли Δ после предыдущих отчислений меньше, чем величина очередного необходимого отчисления Ω , то $\Omega = \Delta$, а все последующие отчисления считаются равными нулю.

Модификация модели. Возможно использование некоторого усложненного варианта описанной модели. В этом случае агрегированный продукт, изготавливаемый в процессе строительного производства, рассматривается как комплекс переменной структуры, составленный из различных первичных продуктов. В связи с этим в динамике производства (в частности, в процессе реализации новых проектов) происходит изменение нормативов расхода сырья, материалов, полуфабрикатов и т. д., отсюда изменение спроса на продукцию, а также и цен.

Поскольку выпуск такого агрегированного объекта связан с изменяющимся расходом материальных запасов, то подобный вариант модели является достаточно интересным для выяснения влияния выбранной стратегии управления запасами на выходные экономические показатели строительного производства.

Исходные данные для модели. U — целая переменная, используемая в процедурах случайной выборки; T — количество периодов; $ДП$ — длина одного периода; $\Delta П$ — количество циклов, по прошествии которых корректируется цена; $i_1 i_2$ — двухзначный номер стратегии управления запасами; Tl — параметр управления моментами поставок для стратегий с $i_1 = 1$;

$$\Phi = \begin{cases} 1, & \text{если } НД = 0; \\ \text{любое} & \text{— в противном случае.} \end{cases}$$

Далее идут значения коэффициентов и нормативов, используемых в вышеприведенных формулах, в следующем порядке:

$$v, h_2, \Theta, \varphi, \delta, \beta_1, \beta_2, \gamma_1, \gamma_2, \mu, \gamma, a, \omega, C_0, q, h, h_1, \Phi_{\max}, \\ \aleph, B^0, \bar{R}, M_{np}, \Phi 1^0, \bar{K}^0, D^0, F_1^0, F_2^0, A^0, \hat{y}, s, \sigma, X^0.$$

$ДДС$ — количество интервалов в диаграмме спроса;

$M [1 : t]$ — массив производственных мощностей;

$\Delta P, NP$ — параметры диаграммы спроса;

$D [1 : NP]$ — диаграмма спроса;

$X[1 : T]$ — выпуск.

Результаты моделирования. По прошествии каждого периода t выдается информация об экономических показателях функционирования производства в данном периоде в следующем порядке:

$$K^t, A^t, I^t, П^t, ИП^t, ВД^t, ВС^t, R^t, ЗАП^t, Д^t, F_1^t, F_2^t, \\ \Phi 1^t, \Phi 2^t, \Phi 3^t, \Phi П^t, П\Phi^t, ПРК^t, СОП^t, G^t, L^t, ПР^t, \\ НД^t, НПЛ^t, X^t, C^t, P^t, X_\phi^t \\ (X_\phi^t - \text{фактический выпуск}).$$

Затем следует информация о виде строительной продукции: себестоимость одного объекта, цена одного объекта в момент окончания периода t , стоимость реализованной продукции данного вида, фактический объем выпуска продукции данного вида.

Результаты, выдаваемые ЭВМ, оформлены в виде таблиц с соответствующими заголовками, поэтому достаточно доступны для использования.

Эксперимент. На ЭВМ проводились расчеты для всех 4 стратегий. Расчеты велись для двух возможных вариантов степени удовлетворения объема планируемой поставки:

- 1) объем поставки равен планируемой ($НД = 0$);
- 2) объем поставки происходит с некоторой случайной недостачей $НД$, значения которой равновероятны в пределах $0 \div 10\%$ планируемого объема поставки. Моделирование проводилось для 7 периодов, каждый из которых соответствовал одному календарному году.

Результаты моделирования не только подтвердили теоретически известные факты о целесообразности использования той или иной стратегии в зависимости от условий задачи, но и проиллюстрировали качественно и количественно зависимости всех выходных экономических показателей от выбранной стратегии. Наименее гибкой стратегией является стратегия 1. Так как она не содержит элементов обратной связи, её возможно применять только при стабильном расходе запасов.

$$M[1:7] = (1300, 1400, 1600, 1800, 1800, 1800).$$

$$X^t = 1250 \quad (t = 1, \dots, 7).$$

$$v = 0,9, \quad \beta_1 = 0,2, \quad \gamma = 1,3.$$

$$h_2 = 0,05, \quad \beta_2 = 0,2, \quad \omega = 0,05.$$

$$\Theta = 0,15, \quad \gamma_1 = 0,1, \quad C_0 = 10 \text{ млн. руб.}$$

$$\varphi = 0, \quad \gamma_2 = 0,1, \quad h = 0,05.$$

$$\delta = 0,002, \quad \mu = 0,05, \quad h_1 = 0,07.$$

$$\Phi_{\max} = 0,00004 \text{ шт./руб.}, \quad F_1^0 = 2,75 \text{ млн. руб.}$$

$$\aleph = 1, \quad F_2^0 = 2,7 \text{ млн. руб.}$$

$$B^0 = 10 \text{ млн. руб.}, \quad A^0 = 55 \text{ млн. руб.}$$

$$\bar{R} = 0,22, \quad s = 0,006 \text{ руб.}$$

$$\sigma = 1.$$

$$M_{np} = 1800 \text{ шт.}, \quad X^0 = 1200 \text{ шт.}$$

$$\Phi 1^0 = 0,6 \text{ млн. руб.}$$

$$\bar{K}^0 = 30 \text{ млн. руб.}$$

$$D^0 = 0.$$

$$H1 + H2 = 24 \text{ тыс. руб.}$$

$$\text{Для стратегий с } i_1 = 1 \quad T1 = 120 \text{ дней.}$$

$$\text{Для стратегий с } i_1 = 2 \quad \hat{y} = 0,16 \text{ млн. руб.}$$

$$\text{Для стратегий с } i_2 = 1 \quad q = 10 \text{ млн. руб.}$$

$$\text{Для стратегий с } i_2 = 2 \quad \hat{Y} = 10 \text{ млн. руб.}$$

Однако даже незначительные случайные явления, вызывающие или задержки в сроках поставок, или уменьшение объема поставок, приводят к необходимости использования других стратегий, несмотря на то, что стратегия 1 наиболее проста в практическом использовании. Стратегия 2 является более выгодной по сравнению с 1. Если с помощью прогона различных вариантов на ЭВМ подобрать наиболее разумным образом \hat{Y} или

у, то эти стратегии дают возможность уменьшить затраты на хранение запаса (в случае 1) и добиться улучшения некоторых других показателей.

Наиболее выгодной стратегией является стратегия 2 в силу ее большой гибкости в отношении изменения норм расходов запаса и в отношении возможных срывов в сроках и объемах поставок, хотя в практическом применении эта стратегия значительно сложнее, чем другие.

В табл. 1.4 и 1.5 приведена часть выходных экономических показателей для приведенных выше вариантов исходных данных при $НД = 0$.

Табл. 1.4 соответствует стратегии 1, а табл. 1.5 — стратегии 2.

Таблица 1.4

Период	1	2	3	4	5	6	7
К	32,5	35	40	45	45	45	45
А	62,5	62,5	62,5	62,5	62,38	62,5	62,25
Г	6,5	1,75	11,75	2,25	2,25	2,25	2,25
П	6,98	6,5	6,2	5,96	5,87	5,84	5,87
ИП	0,136	0	0	0	-0,002	-0,002	-0,004
Р	0,114	0,095	0,074	0,058	0,057	0,056	0,057
Ф1	1,65	2,62	3,55	4,45	5,33	6,20	7,08
Ф2	0,15	0,05	0,04	0,03	0,03	0,03	0,03
Ф3	0,08	0,03	0,02	0,02	0,02	0,02	0,02
ПФ	2,13	2,25	2,50	2,75	2,75	2,75	2,75
млн.руб.	3,81	3,28	2,77	2,31	2,24	2,22	2,24
СОП	5,93	5,93	5,27	5,06	4,99	4,97	4,99
G	11	11,01	11,07	11,07	11,09	11,18	11,02
L	0	0	0	0	0,66	0	1,46
ПР, дни	0	0	0	0	2,31	0	5,097
НПЛ, шт.	44,42	44,79	45,04	45,24	45,30	45,32	45,29
С, млн. руб.							

Таблица 1.5

Период	1	2	3	4	5	6	7	
К	32,5	35	40	45	45	45	45	
А	млн. руб.	62,5	62,5	62,5	62,38	62,13	62,03	62,49
І		6,5	1,75	11,75	2,25	2,25	2,25	2,25
П		7,08	6,646	6,341	6,09	6,02	6,03	6,14
ИП	0,140	0	0	-0,002	-0,004	-0,002	-0,007	
Р	0,12	0,1	0,08	0,06	0,06	0,06	0,06	
Ф1	}	1,67	2,66	3,61	4,62	5,43	6,33	7,25
Ф2		0,16	0,05	0,04	0,03	0,03	0,03	0,04
Ф3		0,08	0,03	0,02	0,02	0,02	0,02	0,02
ПФ		2,12	2,25	2,49	2,75	2,75	2,75	2,75
млн.руб.	3,90	3,38	2,90	2,39	2,33	2,29	2,47	
СОП	6,02	5,63	5,39	5,14	5,08	5,04	5,22	
G	10,9	10,87	10,93	10,87	10,81	10,77	10,9	
L	0	0	0	0,63	2,13	2,7	0,07	
ПР, дни	0	0	0	2,3	7,39	9,41	0,24	
НПЛ, шт.	44,34	44,68	44,93	45,12	45,15	45,14	45,09	
С, млн. руб.								

Кроме того, проводились расчеты по модернизированному варианту модели. Считалось, что в процессе строительного производства объектов менялись его характеристики: расход материалов, сырья и полуфабрикатов, а также диаграмма спроса, хотя количество объектов, планируемых на каждый период, оставалось неизменным, равным 1,25 шт. (как выше).

В табл. 1.6, 1.7, 1.8 приводятся соответственно результаты для стратегий 11, 21, 22. Результаты для стратегии 12 не приведены, так как они оказались достаточно близкими к результатам стратегии 11)

Таблица 1.6

Период	1	2	3	4	5	6	7
A } млн. руб.	62,5	65,07	67,86	69,64	71,66	73,88	77,42
П	6,98	9,51	12,87	14,66	16,83	19,22	23,07
ИП	-	0,041	0,043	0,026	0,029	0,031	0,048
R	0,114	0,159	0,201	0,209	0,245	0,285	0,348
Ф1 } млн.руб.	1,647	3,073	5,003	7,203	9,727	12,61	16,07
Ф2 }	0,154	0,115	0,144	0,133	0,156	0,180	0,231
ФП }	0	0	0	0	1,45	3,74	7,42
ПФ }	2,12	2,27	2,56	2,83	2,85	2,87	2,90
млн.руб.	5,93	7,61	10,2	12	14,01	15,99	19,01
G	11	10,43	9,64	9,26	9,02	8,77	8,36
L	0	1,4	3,9	5,1	5,9	6,8	8,1
ПР, дни	0	4,9	13,4	17,9	20,5	23,5	28,2
НПЛ, шт.	44,4	46,29	49,3	51,3	52,5	53,9	56,1
С, млн. руб.							

Таблица 1.7

Период	1	2	3	4	5	6	7
A } млн. руб.	62,5	67,75	76,75	81,04	85,74	89,55	99,86
П	6,98	10,36	15,37	19,09	22,50	25,95	83,45
ИП	-	0,084	0,120	0,067	0,058	0,044	0,116
R	0,114	0,183	0,267	0,297	0,359	0,421	0,558
Ф1 } млн.руб.	1,647	3,202	5,587	8,451	11,821	15,710	20,735
Ф2 }	0,154	0,158	0,243	0,216	0,247	0,259	0,334
ФП }	0	0	2,37	4,24	7,65	11,76	18,62
ПФ }	2,125	2,25	2,5	2,75	2,75	2,76	2,75

млн.руб.	5,93	8,81	13,49	16,21	19,12	21,91	28,44
G	11	11,01	11,06	10,95	11,04	10,68	11,01
L	0	0	0	0,9	0	5,9	0,5
ПР, дни	0	0	0	3,2	0	20,57	1,7
НПЛ, шт.	44,4	45,93	48,1	49,7	50,6	52,7	53,2
С, млн. руб.							

Как видно из таблиц, процесс модернизации объектов, даже несмотря на увеличение его себестоимости, очень выгодно сказался на экономических показателях строительного предприятия: возросли прибыль, рентабельность, стоимость реализованной продукции, индекс прироста, фонды экономического стимулирования, платежи в бюджет (по сравнению с производством неизменяющегося изделия).

Таблица 1.8

Период	1	2	3	4	5	6	7
A } млн. руб.	62,5	67,75	76,75	86,04	85,17	90,02	99,8
П	7,08	10,5	16	19,17	22,6	26,26	34,48
ИП	-	0,08	0,12	0,07	0,06	0,06	0,11
R	0,117	0,184	0,271	0,299	0,359	0,427	0,56
Ф1 } млн.руб.	1,660	3,237	5,640	8,513	11,870	15,810	20,831
Ф2 }	0,156	0,164	0,245	0,218	0,247	0,287	0,426
ФП }	0	0	2,54	4,3	7,65	11,4	18,66
ПФ }	2,12	2,25	2,49	2,71	2,75	2,76	2,75
млн.руб.	6,02	8,9	13,6	16,25	19,12	22,23	28,46
G	11	11,03	11,06	10,95	11,04	10,68	11,01
L	0	0	0	0,9	2,4	3,9	0,9
ПР, дни	0	0	0	3,2	8,5	13,4	3,3
НПЛ, шт.	44,3	45,92	48	49,6	50,5	52,6	53,1
С, млн. руб.							

Изменение расхода запасов в процессе модернизации объектов строительства дает возможность наглядно проиллюстрировать, как сильно экономические показатели производства зависят от выбора стратегии управления запасами.

1.2. Имитационная модель планирования строительного производства

Создание автоматизированной системы планирования строительного производства предполагает предварительную разработку его математической модели. На базе модели можно "проиграть" ход производства и соответственно решить все или по крайней мере основные вопросы планирования (например, составить производственную программу и календарный план работ, рассчитать потребность в материалах и др.). Основу имитационной модели строительного производства составляют сетевые модели — графики работ, осуществляемых на объектах. Эти модели выполняются в виде сетей укрупненных работ. Они хорошо обозримы и легко читаемы. В состав работ модели кроме строительно-монтажных включают операции по монтажу строительных механизмов. В дополнение к сетям укрупненных работ составляют операционные схемы выполнения сметных (составных) работ, предусматривающие очередность выполнения операций. С помощью сетевых моделей и операционных схем определяется конкретная технология производства работ. Затраты времени на подготовку значительного объема информации при решении задач АСУ компенсируются за счет сокращения продолжительности выполнения расчетов, обеспечения возможности одновременно находить решения совокупности вопросов планирования производства, а также быстро проводить повторные корректировки плана. Автоматизация плановых расчетов дает возможность управленцам сосредоточить усилия на подготовке входной и анализе выходной информации АСУ. Разумеется, системное внедрение такой АСУ предполагает существенное изменение технологии управления. Моделирование хода производства (его динамики) осуществляется путем

итеративного, дискретного изменения параметра времени. Отсчет времени ведется с шагом в 1 сут. Следовательно, и временная точность выполнения строительных работ в расчете имеет то же значение - 1 сут. В соответствии с изменением времени рассчитывается изменение объемов работ. Таким образом, становится известен объем выполнения СМР в каждый момент, т.е. прослеживается ход производства во времени. Планирование производства работ осуществляется по периодам. Для этого задаются "концы" плановых периодов в рабочих сутках, которые могут соответствовать году, кварталу, месяцу и вообще любому заданному периоду. Исходное состояние работ — фронт СМР фиксируется путем определения их перечня и начальных объемов выполнения. Рассчитывается производительность труда при выполнении каждого вида работ и всего их фронта. Если она равна нулю, то работа в данное время не выполняется.

Наличие ресурсов имитируется перечнями бригад-звеньев, видов и типов механизмов, а также конкретных имеющихся в управлении средств механизации. Бригады разбиты на звенья, являющиеся неделимыми производственными подразделениями, назначаемыми на выполняемую работу. Каждому типу механизмов соответствует конкретная совокупность работ. Для укрупненной работы задается специализация, по которой можно выбирать бригады-звенья, а также основные и вспомогательные типы механизмов, с помощью которых можно произвести эту работу. Считается, что основному типу механизмов соответствует номинальная производительность, вычисляемая по заданным трудозатратам и количеству назначенных исполнителей. Для других типов механизмов, имеющих большую, чем у основного типа, производительность, предусматривается снижающий коэффициент, учитывающий условия их работы. Если ресурсы ограничены, то работы выполняются не по всему фронту. Выбор назначаемых к исполнению работ осуществляется по оценочным иерархическим функциям. Оценочная функция состоит из частей, на порядок отстроенных между собой. Каждая часть соответствует определенному

параметру. Выбор работы осуществляется путем сравнения значений оценочной функции. Работы сравнивают по следующим параметрам: соответствию заданной технологии производства работ; директивности объекта, к которому относится работа; производительности труда на объекте; степени открытия фронта предстоящих работ. При имитации производственного процесса работы, находящиеся за пределами узла, включаются во фронт только после выполнения всех работ, входящих в узел. По каждому объекту определяются его директивность и категория, первоочередные объекты имеют более высокую оценочную функцию. Если необходимая дневная выработка на объекте, к которому относится работа, превышает фактическую выработку при производстве работ, выполняемых в данный момент, то работы этого объекта, составляющие фронт, имеют более высокое значение оценочной функции.

Для оценки влияния выполняемой работы на открытие фронта последующих работ используется величина, характеризующая совокупный объем работ, находящихся за узлом. Работа, позволяющая открыть большой фронт за пределами узла, имеет и большее значение оценочной функции. По наибольшему значению последней устанавливается приоритетность работы. Затем определяется наличие механизмов и бригад-звеньев, способных ее выполнять, осуществляется их назначение на работу, рассчитываются производительность труда при выполнении данной работы и произведенный на данное время ее объем (рис. 1.2).

Информация, используемая в задаче, разбита на файлы: укрупненных работ, бригад-звеньев, типов механизмов, имеющихся в наличии механизмов, видов работ, объектов, исходного состояния фронта работ, физических объемов укрупнённых работ, справочника укрупненных работ, справочника групп укрупненных работ, справочника сметных (составных) работ, справочника материалов, справочника единиц измерения.

Указанные файлы содержат следующие данные:

файл укрупненных работ: шифр-номер, наименование укрупненной

работы, необходимую специализацию работников, узлы начала и конца работы по сетевой модели, объем работы в денежном выражении, трудоемкость, предполагаемое максимальное количество людей, выполняющих работу, сведения о необходимых видах — типах механизмов;

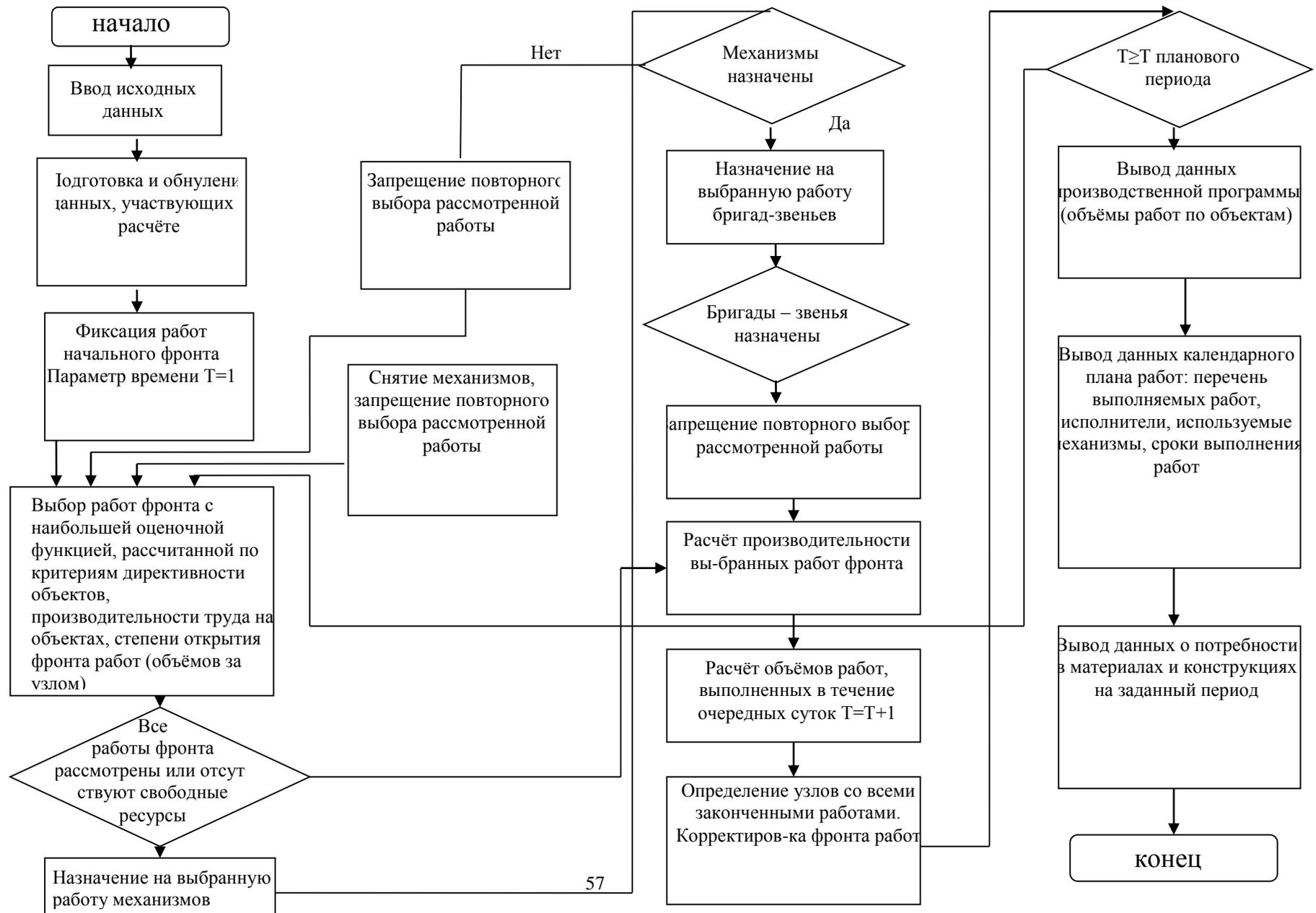


Рисунок 1.2 - Блок-схема алгоритма имитационной модели

файл бригад-звеньев: шифр-номер, признак подряда, наименование бригады-звена, специализацию звена, количество работников, среднемесячную зарплату;

файл типов механизмов: шифр-номер, наименование, перечень конкретных механизмов;

файл имеющихся в наличии механизмов: шифр-номер, наименование, коэффициент использования, производительность;

файл видов работ: шифр-номер, наименование;

файл объектов: шифр-номер, наименование, директивность, категорию, проектный срок выполнения;

файл исходного состояния фронта работ: шифр-номер, номер исходной работы, начальный выполненный объем, шифры установленных механизмов;

файл физических объемов укрупненных работ: шифр-номер укрупненной работы, наименование, номер по справочнику укрупненной работы, объем укрупненной работы, номера сметных (составных) работ, составляющих укрупненную работу, объем сметных или составных работ;

файл справочника укрупненных работ: шифры-номера укрупненных работ, наименование укрупненной работы, номер группы укрупненной работы;

файл справочника групп укрупненных работ: шифр-номер группы, наименование;

файл справочника сметных (составных) работ: шифр-номер, наименование, измеритель, объем измерителя, сметный объем, номера материалов, нормы материалов;

файл справочника материалов: шифры-номера материалов, наименования, цены материалов;

файл справочника единиц измерения: шифр-номер, наименование.

Блок-схема алгоритма описанной имитационной модели приведена на рисунке.

Алгоритм реализует выбор первоочередных работ. Для производства

выбранных работ назначаются механизмы и бригады-звенья. Рассчитываются объемы работ, выполненные в течение суток, после чего корректируется фронт работ. По истечении планового периода на печать выводятся данные производственной программы, календарного плана, потребности в материалах и конструкциях.

Предлагаемая имитационная модель отражает ход производства, позволяет решить комплекс вопросов планирования и инженерной подготовки строительного производства в режиме ограниченных ресурсов и является основой для создания АСУ. Возможна разработка модели, учитывающей остродефицитные позиции материалов и конструкций. Такую модель можно будет использовать для месячного планирования и более точного расчета годового производственного плана.

1.3. Принципы выбора организационно – технологических решений на основе нечетких отношений

Организация оперативного планирования в значительной мере зависит от организационной структуры управления. В тех случаях, когда строительное производство организовано на принципах специализации и кооперирования, каждое из совместно участвующих в технологии подразделений является элементом какой-либо большой системы. Соответственно для каждого такого элемента предписаны его вышестоящим органом оценочные критерии (показатели), которые определяют все направления его деятельности. Так, если от предприятия строительной индустрии требуется достижение высокой рентабельности, то этот показатель формирует направленность его производства.

Вместе с тем высокая собственная эффективность предприятия строительной индустрии возникает в тех случаях, когда номенклатура выпускаемых им наименований минимальна, размеры серий максимальны, реализация продукции производится по мере выпуска, хранение осуществляется в минимальных размерах. Однако строительство —

потребитель продукции предприятий нуждается в комплексных поставках в сроки, установленные графиком производства строительно-монтажных работ. Если не соблюдены работы предприятия, то весьма затруднительно обеспечить эффективность его работы. Если не соблюдены работы строительного производства, то его эффективную работу организовать невозможно.

В условиях кооперирования потоки информации осуществляются по следующей схеме: предприятие-поставщик — сигнал о невыполнении плана поставок; строительная организация (потребитель) - требование о реализации поставок в плановом режиме; повторный сигнал о невыполнении предприятиями-поставщиками этого работы (рис. 1.3).

Так как строительная организация не связана непосредственно с вышестоящей инстанцией в системе предприятия-поставщика, то она направляет сигнал в свой вышестоящий орган управления. Затем идет обмен информацией между этим главком и вышестоящим органом строительной организации, в результате которого достигается некоторое согласование.

О результатах сообщается по инстанциям двух систем управления: потребителя и поставщика, чем и завершается цикл регулирования. Информационный поток имеет девять ветвей, вопрос рассматривается в четырех инстанциях. Длительность прохождения в каждой ветви потока различна, но общая продолжительность цикла регулирования заведомо велика и находится за пределами оперативных решений. Эта же ситуация в условиях комбинирования вызывает информационный поток в следующем составе; предприятие — сигнал о невыполнении плана поставок; строительная организация — сигнал о нарушении плана поставок в орган, ведающий деятельностью предприятия; указание предприятию о мерах, которые должны быть им приняты для ликвидации имеющих место недопоставок. Поток имеет три ветви. Участие в нем принимают три инстанции. Длительность потока весьма невелика и находится в пределах оперативных действий.

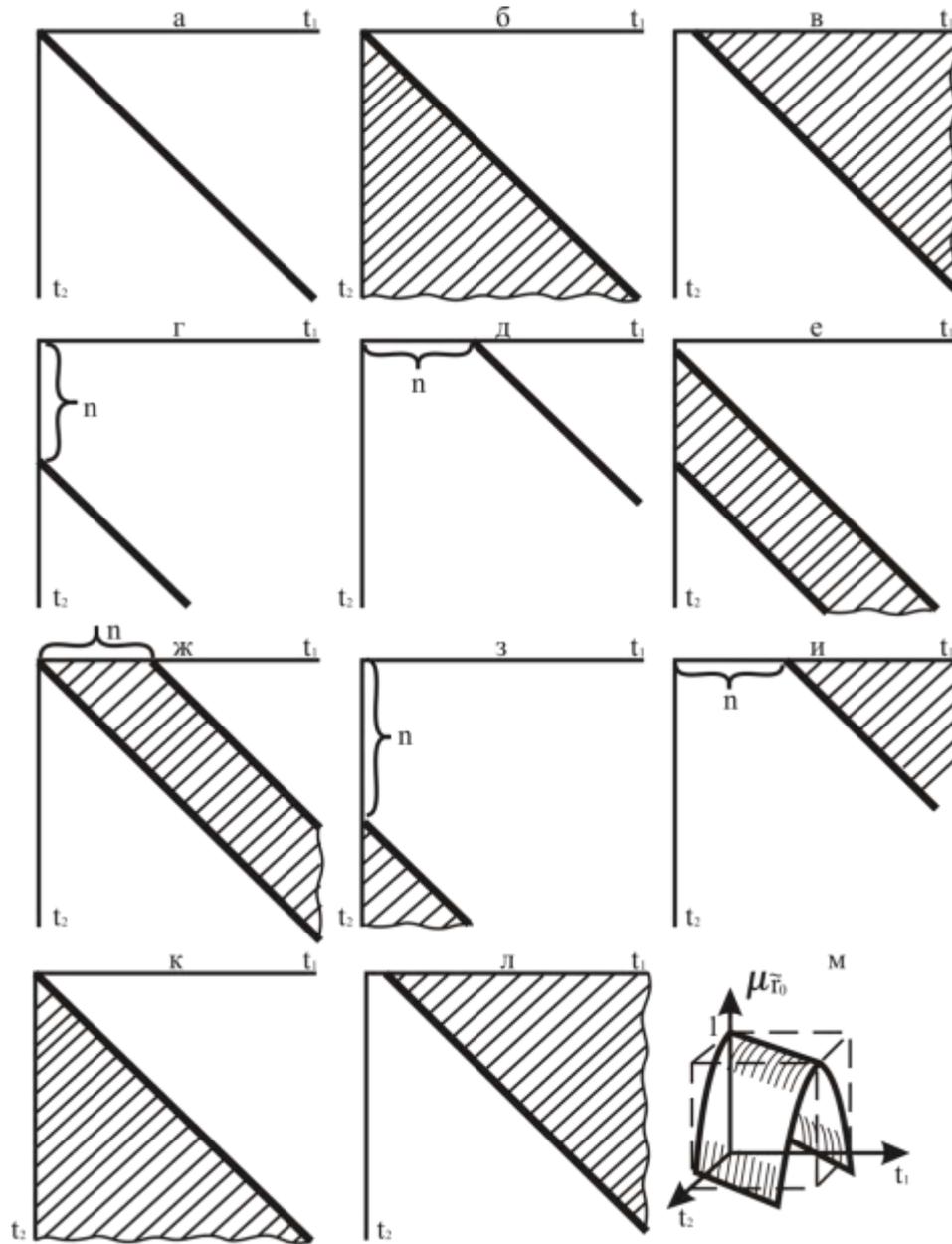


Рисунок 1.3 - Характеристические функции временных отношений:

а – r0, б – r1, в – r2, г – rn3, д – rn4, е – rn5, ж – rn6,

з – rn7, и – rn8, к – r9, л – r10, м – r0

Организация по принципу комбинирования основана на критериальном единстве всех элементов системы. В отличие от кооперирования, где интересы всех подразделений направлены в первую очередь на улучшение собственных показателей, деятельность подразделений при комбинировании направлена на достижение конечных результатов системы в целом.

Система образуется путем объединения различных элементов в некоторое организационное единство. При этом соединяются подразделения по принципу единства целей. В систему могут входить только те организации и предприятия, цели которых либо прямо совпадают между собой, либо взаимозависимы. Однако единство целей, являясь обязательным условием соединения в систему, еще не создает единого направления в производственной деятельности.

Так, строительная организация и завод железобетонных конструкций имеют цели, взаимосвязанные между собой, так как цель последнего, определяющая смысл его существования, состоит в обеспечении строительства железобетонными конструкциями, необходимыми для производства строительных работ. Однако система, в которую входит завод железобетонных конструкций в качестве элемента, устанавливает ему критерий и соответственно оценочные показатели, имеющие локальное значение и содержание. Эти критерии направлены на достижение заводом наилучших собственных результатов деятельности: прибыль, объем работ, объем продукции с единицы производственных фондов и др. Эти показатели далеко не всегда обеспечивают высокие конечные результаты системы и при кооперировании работа завода даже при достаточной его мощности может не обеспечить эффективность системы в целом.

Работа элементов по собственным критериям отклоняет траекторию движения системы от заданной, вызывает технико-экономические потери, затрудняет целенаправленное управление.

При комбинировании критериальные показатели каждого элемента формируются из общих интересов системы и направлены на ее конечный результат. При этом действует математический закон, что сумма максимумов не гарантирует появление максимума суммы.

В условиях сложной, динамической и вероятностной системы строительного производства закономерно, что некоторые потери в одном или

нескольких элементах могут создавать преимущества для всей системы в целом.

Так, например, избыточная против потребности строительства мощность растворобетонного узла (РБУ) создает потери в производстве раствора и бетона, повышает их себестоимость, ухудшает все собственные показатели, но улучшает обеспечение строящихся объектов раствором и бетоном, создает условия для без простойной работы в строительном производстве.

Величина эффекта от без простойной работы значительно превышает потери РБУ и делает целесообразными эти потери. Естественно, что в случаях, когда целесообразные потери в одном элементе создают преимущества в системе в целом, последняя должна компенсировать эти потери, регулируя размеры цен и возмещая их за счет преимуществ, которые они создают в системе.

Возможность возмещения этих потерь имеет реальную основу при организации по принципу комбинирования и весьма затруднительна при кооперировании, так как взаимодействие подразделений, имеющих разную ведомственную принадлежность, связано с изменением их правовых отношений.

Принцип комбинирования не является единственным, обеспечивающим соблюдение заданного режима работ потребителя. Поставщик в капиталистическом хозяйстве несет ответственность за соблюдение сроков поставки, выполняемой, как правило, в соответствии с дневным и почасовым графиками. Для этой цели он должен иметь резервную мощность в пределах 40% потребности, которая возмещает все возможные случаи нарушения графиков поставок, возникающих как результат внешних и внутренних возмущений системы (рис. 1.4).

Наличие резервных мощностей создает значительные потери, но величина их меньше потерь, которые возникли бы при нарушении графиков поставок, и компенсация их у поставщиков осуществляется при

формирования отпускных цен. При этом для потребителя выгодно приобретать продукцию по повышенным ценам, но с гарантированными сроками поставок.



Рисунок 1.4 – Расчет резервных мощностей строительного предприятия

Все организации и предприятия, совместно участвующие в возведении объекта, поступают в административное подчинение к начальнику комплекса. Пути движения информации сокращаются, оперативность принятия решения повышается, а схема информационных потоков приближается к схеме при комбинировании. В сфере оперативного управления активная роль принадлежит диспетчерской службе, осуществляющей сбор информации, оперативный контроль и принятие решений по вопросам, не терпящим отлагательства. Оперативное диспетчерское управление (ОДУ) prepares materials for operational planning, with plan intervals in the size of day, week, month, and

реализует приведенный выше алгоритм для решения задач, требующих принятия незамедлительных мер (рис. 1.5).

Виды работ	Затраты рабочего времени прорабов, %	
	До диспетчеризации	После диспетчеризации
Техническое наблюдение и руководство	23	73
Организация труда рабочих и рабочего места	26	12
Организация материальной базы	36	5
Предупреждение и ликвидация простоев	5	2
Разное	10	8

Рисунок 1.5 – Эффективность внедрения ОДУ

Организация ОДУ должна осуществляться с помощью ЭВМ при наличии современных средств передачи информации, ее накопления, переработки и выдачи на различного рода носители.

Служба диспетчеризации должна иметь разветвленную сеть своих подразделений, позволяющую непосредственно на местах производства строительных работ, на предприятиях стройиндустрии, в специализированных организациях, подразделениях механизации и транспорта фиксировать события, характеризующие состояние объектов и выполнение плановых заданий.

В функции ОДУ входит:

- а) участие в подготовке недельно-суточных графиков производства работ;
- б) первичная обработка информации, поступающей от производственных подразделений;
- в) подготовка материалов для формирования графиков поставок предприятиями стройиндустрии;
- г) подготовка данных для графика использования средств механизации и транспорта. Все эти функции относятся к оперативному планированию.

Кроме того, на ОДУ лежит обязанность незамедлительной реакции на сообщения об аварийном состоянии, принятия решений по замене вышедших из строя машин, ликвидации простоев, образовавшихся по непредвиденным обстоятельствам, и др.

Таким образом, оперативное диспетчерское управление содержит в себе два самостоятельных направления: участие в оперативном планировании и непосредственное регулирование строительного производства, состоящие в реализации ряда текущих мероприятий по поддержанию заданного режима производства и поддержанию траектории движения системы с минимально возможными отклонениями от ее очертания, принятого при текущем планировании.

1.4. Модели организационно – технологического проектирования строительного производства

Современный этап применения математических методов решения прикладных многокритериальных задач характеризуется разработкой комплексных математических средств решения практических задач в диалоговом режиме, возникающих в процедурах планирования, проектирования и управления, ориентированных на массового пользователя, не имеющего специальной математической подготовки.

1. Постановка задач. Перечислим кратко некоторые из основных классов многокритериальных задач, возникающих в практических процедурах, и сделаем грубую (по порядку величины) оценку распределения по ним более тысячи имеющихся в этой области публикаций на русском языке.

Для решения перечисленных задач, по мере роста их номера, требуется привлечение всё большего числа экспертов, ЛФР, ЛПР, составляющих основную часть массового пользователя человеко-машинных систем.

Следует отметить, что в последние годы в области математической теории выбора получен ряд существенных результатов, на что указывает

большое число интересных статей [3, 4, 71 и монографий [7, 9, 15, 42, 55 и др.]. Это позволяет надеяться, что в ближайшее время положительные сдвиги в теории скажутся и в приложениях.

2. Методы построения Парето – оптимальных решений. Проблема построения Парето – оптимальных (эффективных) решений является одной из наиболее распространённых в векторной оптимизации. Для её решения можно избрать два пути: вести поиск непосредственно на множестве допустимых решений или сначала ввести параметризующее множество и вести поиск на нём. Первый подход используется в [4, 10, 14, 64, 65], второй – в [32, 33, 36, 49, 54, 56, 57].

Обозначим через $X = \{x\}$ - множество всех возможных решений $x = (x_1, \dots, x_n)$ - вектор решения. X^0 - множество допустимых решений, X^* - множество Парето ($X^* \subseteq X^0 \subseteq X$), $\varphi(x) = \{\varphi_j(x)\}$, $j = \overline{1, m}$ - вектор частных критериев, Φ^0 - множество допустимых решений в пространстве критериев ($\Phi^0 = \{\varphi \mid \varphi = \varphi(x), x \in X^0\}$), Φ^* - множество Парето в пространстве критериев. Параметризация множества Парето $X^*(\Phi^*)$ для выпуклых множеств $X^0(\Phi^0)$ основана на результатах о гомеоморфизме этого множества и множества значений A коэффициентов $a = \{a_j\}$ линейной свёртки $F(x, a)(F(\varphi, a))$, уже ставших классическим [20, 32].

Для линейного случая широко используются алгоритмы [14, 78], основанные на построении базисных эффективных планов. Среди них следует отметить эффективный алгоритм [12], в котором отсутствует процедура перебора и проверки на эффективность граней множества X^0 . Это даёт значительный эффект, особенно при решении задач больших размерностей.

Для исследования моделей сложных объектов, относящихся к классу многокритериальных задач линейного и выпуклого программирования, предложен метод обобщённых множеств достижимости [10]. Пакет программ, реализующий метод, позволяет ЛПР в диалоговом режиме на

основе сечений и проекций множества допустимых решений представить себе его структуру.

Для выпуклых многокритериальных задач применяются алгоритмы, использующие понятие карты Паретовой границы [56, 57]. Идея метода состоит в параметризации множества Парето элементами более простого множества A . Для этого ищется подходящее отображение $\sigma: A \rightarrow E^m$ такое, что для любого φ , принадлежащего множеству Парето, найдётся значение параметра $a \in A$ такое, что $\sigma(a) = \varphi$. Пара $M = (A, \sigma)$ называется картой паретовой границы [57]. В качестве отображения, как правило, используется решение задачи максимизации некоторого обобщённого критерия, зависящего от параметра a . Например, если в качестве обобщённого критерия выбрать $\xi(\varphi, a) = \min_{j=1, \dots, m} \{\varphi_j / a_j\}$, а $A = \left\{ a \mid \sum_{j=1}^m a_j \geq 0, j = 1, \dots, m \right\}$, то точки множества Парето выделяются решением задачи:

$$t^* \max \{ t \mid a_j t \leq \varphi_j(x), j = 1, \dots, m, x \in X^0 \}. \quad (1.27)$$

Параметризация σ имеет при этом вид: $\sigma(a) = a_j t^*(a)$. Для приведённого примера параметризации известны необходимые и достаточные условия Парето – оптимальности решений [20]. Известны и другие способы параметризации (ассортиментная, параметризация ограничениями и др. [56]). С помощью карт Паретовой границы разработаны алгоритмы кусочно-линейной аппроксимации множества Парето [57]. Однако указанный метод неустойчив относительно погрешностей вычисления частных критериев $\varphi_j(x)$, аппроксимация множества X^0 и параметризующего множества A . Возникает проблема регуляризации этой задачи. Различные условия регулярности, рассмотренные в [36, 50, 58], позволяют строить сеть на параметризующем множестве A для аппроксимации множества Парето с заданной точностью.

На практике построение такой сети осложняется значительными вычислительными затратами. Например, в задачах проектирования расчёт

$\varphi_j(x)$ обычно весьма трудоёмок, а для получения только одного узла сети следует решить задачу максимизации обобщённого критерия $\xi(\varphi, a)$, т. е. требуется неоднократное вычисление $\varphi(x)$. Для снижения вычислительных затрат в [21, 49] предлагается использовать приём, названный совместной оптимизацией. Выигрыш получается за счёт специальной схемы, обеспечивающей совмещение вычисления значений обобщённого критерия для ряда значений параметра a при оптимизации его при одном из значений параметра.

Дискретные оптимизационные задачи построения множества Парето (в том числе, по некоторой сетке) в общем случае являются переборными. Для сокращения перебора нужно учитывать специфику задачи. В [35] подробно излагаются семь алгоритмов сокращённого перебора, реализующие метод эффективного решения дискретной задачи максимизации функций специального вида, содержащих операцию \min и с монотонными ограничениями. В [55] имеется краткий обзор по методам построения множества Парето для различных многокритериальных задач перечисленных типов.

В некоторых задачах проектирования, когда множество Φ^0 невыпуклое и несвязанное, иногда бывает целесообразно расширить множество решений, «подозрительных» если не по оптимальности, то по рациональности. С этой целью вводится понятие Λ -оптимальности решений; оптимальность по Парето является его частным случаем [78]. Решение $x_\Lambda \in X^0$ назовём Λ -оптимальным, если не существует другого решения x такого, что $\varphi(x_\Lambda) \in \varphi(x) + \Lambda$. Здесь Λ - выпуклый m -мерный конус, $\Lambda \in E^m$, множество $\varphi(x) + \Lambda$ - выпуклый конус с вершиной в точке $\varphi(x)$; Λ называется конусом предпочтений. В [33] доказаны конструктивные необходимые и достаточные условия Λ -оптимальности, показано, что построение Λ -оптимальных решений параметризуется некоторым сечением конуса Λ ; предлагается человеко-машинная процедура построения Λ -оптимальных решений.

В случае, когда $\varphi_j(x)$ принадлежит классу функций, удовлетворяющих условию Липшица, можно поставить задачу построения приближённых решений, т. е. так называемую задачу ε - аппроксимации множества Парето [59, 65]. В [65] исследуются теоретические вопросы построения ε - аппроксимации множества Парето за минимальное число шагов (шаг – вычисление значений $\varphi_j(x)$, $j = 1, \dots, m$ в точке x) и предлагается схема оптимального алгоритма (подобный алгоритм предлагается также в [59]).

Другой способ построения ε - аппроксимации множества Парето – случайный поиск [64]. Основная идея состоит в том, что если вычислить значения векторного критерия $\varphi(x)$ в N точках, полученных с помощью датчика равномерно распределённой случайной величины, выделить из них Парето - оптимальные, то для любой заданной точности приближения $\varepsilon > 0$ можно указать такое N , что полученное множество будет ε - аппроксимацией множества Парето с заданной вероятностью. Однако для сложных прикладных задач проектирования [64] увеличение числа точек, в которых необходимо вычислить значение вектора критериев, приводит к существенному росту вычислительных затрат. Поэтому на практике используются методы случайного поиска при сравнительно небольших числах N (~ 50), что не вполне корректно теоретически, но позволяет достаточно эффективно решать инженерные задачи с приемлемой для инженерных расчётов точностью.

В [36] даётся общая постановка задачи по поиску эффективных решений в многоуровневых системах и исследования их связей с рассмотренными выше. Для частного случая двух критериев в [2] приводятся конкретные алгоритмы агрегирования множеств Парето, полученных на нижних уровнях иерархической системы с помощью ЛФР, которые задаются кусочно-линейной аппроксимацией, в множестве Парето верхнего уровня, а также алгоритм дезагрегирования.

Практически во всех реализациях рассмотренных алгоритмов и диалоговых человеко-машинных системах, помимо построения всего множества Парето, предусматривается возможность выделения некоторых «полезных» подмножеств. Для их получения на основе некоторой дополнительной информации от ЛПР строятся скалярные функции или критериальные ограничения, позволяющие сужать область поиска и управлять процессом нахождения эффективных точек [40, 49, 64, 66, 75]. В [2] предлагается сходящаяся итерационная процедура, в которой для тех же целей используются точки, сформированные ЛФР. В их окрестностях ЭВМ генерирует подмножество допустимых точек и выделяет эффективные, часть из которых помечает ЛФР, и процедура повторяется.

Разработанные программы выделения эффективных решений используются в десятках организаций для решения широкого спектра прикладных задач: при проектировании технических систем [36, 49, 64], отраслевом планировании [2, 10, 14, 75], исследовании макроэкономических моделей [14, 57] и др.

3. Методы многокритериального выбора на заданном множестве альтернатив. Классификация методов решения задач выбора, существующая в настоящее время, далеко неоднозначна. Наличие обстоятельных обзоров [3, 15, 39, 40, 47, 61, 76] и прикладные цели настоящего обзора позволяют ограничиться приводимой ниже грубой классификацией, не претендующей на всеобщность.

К первой группе методов, пожалуй, наиболее популярных при решении практических задач, можно отнести метод ограничений и различные его модификации. Начиная с первых работ, посвященных методу ограничений [69], он постоянно усложнялся и совершенствовался, так что его варианты, так или иначе, используются во многих процедурах выбора [18, 28, 34, 54, 57, 75 и др.]. идея метода состоит в следующем: для всех критериев φ_j , $j \in J \setminus j_0$, кроме j_0 -го, устанавливаются желательные пороги a_j , и к ограничениям

$x \in X^0$ добавляются ограничения $\varphi_j(x) \geq a_j$, $j \in J \setminus j_0$. На полученном множестве максимизируется свободный критерий $\varphi_{j_0}(x)$. Итерации человеко-машинной процедуры состоят в варьировании величин a_j номера максимизируемого критерия (ЛПР) и решения соответствующей задачи максимизации (ЭВМ). Близким по идеологии к методу ограничений является метод уступок [54]. Метод уступок чаще всего используется, когда критерии возможно упорядочить по важности. Вначале максимизируется самый важный (без потери общности первый) критерий, после чего ЛПР указывает возможную уступку по этому критерию Δ_1 и к ограничениям $x \in X^0$ добавляется ограничение $\varphi_1(x) \geq \varphi_1^0 - \Delta_1$, где φ_1^0 - максимальное значение первого критерия. На полученном множестве максимизируется второй критерий и т. д. Без дополнительных ограничений метод уступок может сойтись к любому наперёд заданному (эффективному) решению [54]. В [34] приводится модификация метода уступок для случая, для случая когда упорядочивание критериев по важности не обязательно. Причём выбор величины уступки на каждом шаге диалоговой процедуры приводится с помощью ЛПР и некоторого набора правил, обеспечивающих сходимость алгоритма.

Характеризуя методы ограничений в целом, следует сказать, что в них, как правило, не проводится чёткой грани между критерием и ограничением [29, 61]. Обычно методы ограничений не претендуют на получение «оптимального» решения или на возможность организовать сходящуюся процедуру, однако они и не налагают никаких существенных требований на поведение ЛПР, предоставляя ему возможность работать в привычных категориях.

Предлагается, что между функцией ценности и предпочтениями ЛПР (описываемыми бинарным отношением R , априори неизвестным) существует (по крайней мере локально) следующее соответствие:

$$\forall x, y \in X^0, F(\varphi(x), \lambda) \geq F(\varphi(y), \lambda) \Leftrightarrow xRy. \quad (1.28)$$

Тогда при сравнении ЛПР некоторых пар $\{x^s, y^s\}$, $s \in S$, из $X^0 \times X^0$ получаем систему неравенств относительно λ :

$$F(\varphi(x^s), \lambda) \begin{matrix} \geq \\ \leq \end{matrix} F(\varphi(y^s), \lambda). \quad (1.29)$$

Если (1.28) имеет единственное решение, то переходим к решению задачи (1.29), в противном случае λ^0 выбирается по некоторым правилам (например, [28] как Чебышевская точка системы с дополнительными ограничениями $\|\lambda\|=1$). Как правило, в процессе диалога размерность системы увеличивается, причём набор пар $\{x^s, y^s\}$ может меняться. Достоинством второй группы методов является возможность использования для получения решения хорошо разработанных алгоритмов и стандартных программ решения задачи (1.29) (а также подборе подходящего класса функций $F(\varphi, \lambda)$), в возможности получения противоречивой системы (1.29) и в отсутствии явной обратной связи между полученным решением и промежуточными задачами, решаемыми ЛПР.

Третьей группой методов, примыкающей ко второй, являются методы, использующие понятие точки идеала [1, 28, 29, 61, 74, 77] (целевое программирование, тракторный подход, сатисфакционный подход). Методы этой группы также приводят к решению оптимизационной задачи (1.28), однако функционал имеет в этом случае более ясный содержательный смысл. Предполагается, что в пространстве критериев задана точка «идеала» (вектор цели) φ^{ug} и в этом же пространстве введена метрика $\rho(\varphi, \varphi^{ug})$. «Оптимальное» решение получается в результате решения задачи (1.10), где в качестве функционала выступает $\rho(\varphi, \varphi^{ug})$. Метрика выбирается из различных соображений [28], чаще всего евклидова или обобщённая евклидова [79]. Популярной метрикой является $\max \lambda_j |\varphi_j - \varphi_j^{ug}|$, где λ_j - веса [43, 57, 74]. Информация о точке идеала получается, как правило, либо как задание вышестоящего уровня, либо в диалоге с ЛПР.

Несмотря на оптимизм возникший после выхода [19] по поводу практической реализуемости градиентных методов. Оказалось, что они не лишены недостатков, которые подробно обсуждались в [39, 40, 57]. К ним, в основном, относятся: трудность для ЛПР в определении (особенно в точном) предельных норм замещения; нетривиальность для ЛПР решения задачи одномерной оптимизации.

Тем не менее, градиентные методы остаются популярными, и те или иные аспекты этих методов присутствуют в разрабатываемых алгоритмах [39, 57, 72].

Пятую группу методов назовём теоретико-множественными. При их использовании предполагается, что функция выбора ЛПР является бинарной [27] (нормальной [42], графодоминантной [3, 4]), т. е. описывается бинарным отношением R на множестве альтернатив. На основании наблюдений за работой ЛПР или путём опроса строится набор «решающих правил», устанавливающих некоторые свойства или соотношения для отношения R . В наиболее простых случаях в качестве этих свойств могут выступать транзитивность R , строгая упорядоченность R и т. д. В более сложных случаях решающие правила сами по себе могут быть достаточно сложными [17, 28, 52, 53, 61]. После выявления принадлежности очередного решающего правила R_i к R с помощью ЭВМ выделяется ядро отношения R_i на множестве $X_i^0 - G_{R_i}(X_i^0)$ (здесь X_i^0 - множество альтернатив, оставшихся к i -у шагу). Далее полагается $X_{i+1}^0 = G_{R_i}(X_i^0)$. Процедура прекращается, когда мощность ядра очередного решающего правила будет достаточно мала. В [7, 42] строится последовательность отношений (достаточно простых классов), аппроксимирующих R «изнутри». В связи с тем, что процедура прекращается при достаточно малой мощности ядра, большое количество работ посвящено оценки мощности ядра отношений различных классов [7, 28, 42]. Эта группа методов широко используется при дискретном характере множества X^0 , однако алгоритмы решения соответствующих

математических задач имеют, как правило, переборный характер и поэтому очень трудоёмки. Предварительное предположение о бинарности функций выбора подкрепляется теоремой ([42], стр. 111) о том, что любая функция выбора представима в виде комбинации бинарных функций выбора.

Шестую группу методов можно назвать комбинированными методами [3]. Их основной чертой является то, что методы четырёх первых групп применяются не на множестве X^0 , а на ядре некоторого отношения R , т. е. являются комбинацией методов группы 5 с методами групп 1 – 4. в [57] приводится обстоятельный обзор таких методов в случае, когда R является отношением векторного доминирования. Здесь, для иллюстрации, приведём описание для более широкого класса отношений R [37, 38].

Пусть наряду с бинарным отношением R (описывающим предпочтения ЛПР) имеется скалярный критерий $F(x)$, достаточно хорошо (но не исчерпывающе) описывающий желательный выбор. Как правило, отношение R удаётся выявить лишь частично, т. е. установить на множестве Φ^0 частичный порядок $\tilde{R} \subset R$. При этом мощность ядра $G_R(\Phi^0)$ достаточно велика, и имеет смысл для выделения единственного решения использовать критерий $F(x)$, решая задачу

$$\max \{F(x) \mid \varphi(x) \in G_R(\Phi^0)\}. \quad (1.30)$$

Для выявления \tilde{R} предполагается, что \tilde{R} можно описать с помощью (линейной) функции $F(\varphi, \lambda)$ в смысле (1.29). в диалоге с ЛПР при сравнении пар планов получается система (1.30) неравенств на возможные значения λ . Тогда ядро $G_{\tilde{R}}(\Phi^0)$ можно определить как

$$G_{\tilde{R}}(\Phi^0) = \{\varphi \mid \varphi = \arg \max \{F(\varphi, \lambda) \mid \varphi \in \Phi^0\}, \lambda \in K\}, \quad (1.31)$$

где K определяется (1.31). В [38] приводится алгоритм решения задачи (1.30), (1.31) в линейном случае, сводящийся к модификации симплекс-метода, и описан диалоговый режим использования приведённой схемы. В [37] отмечаются недостатки, найденные при практическом применении, заключающиеся в неустойчивости очередного приближения.

В качестве возможного пути решения слабоструктуризованных задач может быть рассмотрено использование дескриптивного подхода. Сущность его заключается в том, что процедуру принятия решения задачи предлагается строить на базе дескриптивной модели поведения опытных, высококвалифицированных ЛПР. В [26, 40, 73] приводятся дескриптивные процедуры, успешно использовавшиеся, в частности, для решения задач распределения ресурсов.

Наконец, необходимо отметить, что поведение человека (ЛПР) не всегда (по крайней мере внешне) детерминировано, в общение с ним ведётся зачастую в расплывчатых терминах. Это даёт основания применять описанные методы в условиях неопределённости [62, 67], а также с использованием теории нечётких множеств [9, 24, 51]. Подробности можно найти в указанных монографиях.

Коснёмся вкратце примеров практического использования прикладных программ для решения многокритериальных задач выбора.

В [5] описана диалоговая система для решения многокритериальной задачи отраслевого планирования строительной программы. Решение задачи проводится в три этапа: на первом и третьем используются методы второй и третьей группы, на втором – метод, аналогичный системной оптимизации, описанной ниже. Система использовалась для решения плановых задач развития отрасли (модель отрасли содержит порядка 100 ограничений, среди целочисленные и нелинейные). В [34] описан алгоритм многокритериальной оптимизации для задач большой размерности, основанный на методах первой группы. Алгоритм применялся для выбора параметров системы управления производственной деятельностью строительного предприятия.

Рассматривалось шесть критериев. Модель системы содержала 20 уравнений, в том числе дифференциальные. Решение задачи получено за 10 итераций. В [18] приводятся примеры удачного использования методов многокритериальной оптимизации для решения задач проектирования в электротехнике (в основном используются методы первой и третьей групп).

Примеры использования соответствующих процедур в организационных системах управления можно найти в [40]; для выбора перспективной схемы компоновки многофункционального микроавтобуса – в [16] (в основном используются методы пятой группы); для распределения ресурсов между производственными подразделениями (с использованием методов третьей группы – в [43,11]); для решения задачи распределения ресурсов между проектными организациями (с использованием траекторного подхода) – в [37].

Имеется серия работ ([23] и др.), в которых линейная задача системной оптимизации сводится к задаче линейного программирования с ограничениями:

$$(A^0 + \Delta A)x^* \leq b^0 + \Delta b, \quad \Delta A \in \tilde{A}, \quad \Delta b \in \tilde{b}, \quad (1.32)$$

где ΔA - вариации коэффициентов матрицы A , Δb - вариации правых частей ограничений, x^* - целевая установка (x^* не удовлетворяет (1.14) при $\Delta A = 0$, $\Delta b = 0$). данная модель рассматривается как в скалярной оптимизационной постановке (подобной приведённой выше), так и как многокритериальная задача. При этом рассматриваются случаи, когда цель формируется в пространстве базовых переменных, в критериальном пространстве, случаи интервального задания цели. Разработаны пакеты прикладных программ, решающих задачу системной оптимизации в данной постановке, и описаны их применения к отраслевому планированию. В [30] системная оптимизация используется при решении задач отраслевого перспективного планирования в энергетике, особенностью которой является наличие траектории оптимальных решений и специального вида области возможных значений коэффициентов матрицы и правых частей ограничений. Эти особенности позволяют использовать для решения задачи системной оптимизации методы, подобные описанному выше траекторному подходу. При этом задача системной оптимизации сводится к решению последовательности задач вида (1.33), в которой на каждом шаге изменяется значение x^{ug}

$$\max \{x = tx^{ug}, Ax \leq N, x \geq 0, A \in G, N \in P\}. \quad (1.33)$$

Алгоритм решения задачи (1.33) основан на возможности получить её решение при фиксированных A и N в явном виде. При этом оказывается, что решение задачи (1.33) можно опять-таки свести к решению ряда более простых задач (попеременно с фиксированными A и N).

1.5. Методы решения задач организационно – технологического проектирования строительного производства

Известно, что этапы функционирования систем сетевого планирования и управления подразделяются на две самостоятельные стадии: стадию разработки исходного плана и стадию оперативного управления, причем первая стадия предшествует последней.

Одним из важнейших этапов стадии разработки исходного плана является расчет ожидаемого календарного срока завершения работ как по всему объекту, так и по важнейшим входящим в сетевой проект событиям.

На стадии разработки исходного плана необходимо прежде всего задаться желаемой доверительной вероятностью выполнения работ по созданию сложного комплекса в расчетный календарный срок, то есть задать коэффициент доверия p_3 . Задание p_3 для расчета сроков завершения работ по созданию нового комплекса имеет много общего с установлением планового процента непредвиденных работ, который широко применяется в существующей практике планирования научно-исследовательских и опытно-конструкторских разработок. Величина задаваемого коэффициента доверия p_3 , разумеется, зависит от сложности и новизны создаваемого комплекса.

Расчетный срок завершения работ по созданию нового комплекса для случая стохастической сетевой модели или детерминированной сетевой модели со случайными оценками работ определяется прибавлением к дате начального события не продолжительности критического пути, а величины соответствующего p -квантиля. Одновременно, оцениваются вероятности

выполнения всех работ по объекту в директивный срок и фиксируется соответствующий коэффициент доверия p_d . Если значение коэффициента p_d меньше заданного p_3 (или в случае, если величина p_d вследствие ее малого значения не может гарантировать выполнения хода разработки в намеченный директивный срок), руководство проекта проводит детальный анализ сетевой модели и, в необходимых случаях, ее оптимизацию.

Рассмотрим некоторые способы анализа временных оценок сетевых моделей со случайными оценками работ. Доверительные p -квантильные оценки времени выполнения сетевого проекта в целом должны анализироваться в сопоставлении с продолжительностью критического пути от исходного до завершающего событий, если продолжительности работ приравнять их средним значениям. Такой анализ целесообразно производить на стадии составления исходного плана после первого проверочного расчета сети.

Рассмотрим следующие четыре различных случая, которые могут иметь место при сопоставлении продолжительности критического пути с p -квантильными оценками (1.3):

I. Продолжительность критического пути несущественно отличается от следующего по длине пути между исходным и завершающим событиями (подкритический путь), а p -квантильные оценки (например, при $p=0,7$ и $p=0,8$) существенно отличаются друг от друга.

Причина этого явления состоит в следующем. Предположим, что мы многократно реализовали все работы, входящие в сетевую модель, то есть многократно ее промоделировали. Существуют работы (i, j) , которые при многократной реализации сетевой модели имеют тенденцию чаще попадать на критический путь и существенно реже - на путь, следующей по продолжительности. Эти работы, таким образом, имеют тенденцию лежать на наиболее напряженном пути сетевой модели. Они характеризуются весьма большой дисперсией для распределения вероятностей случайного времени их

выполнения. Последнее обстоятельство может иметь место по двум причинам:

а) либо обстоятельства, характеризующие выполнение этих работ, не дают возможности заранее объективно оценить оптимистическую и пессимистическую оценки времени их выполнения, вследствие чего разброс значений около среднего делается значительным;

б) либо ответственные исполнители по каким-либо из этих работ проявили необъективность и сознательно расширили области определения времени выполнения этих работ.

В любом случае необходимо установить наименование этих работ и исследовать возможность сужения интервала (a, b) , где a и b – соответственно оптимистическая и пессимистическая оценки. Заметим, что число такого рода работ может быть велико.

II. p -квантильные оценки отличаются друг от друга несущественно, и аналогичное обстоятельство имеет место в отношении оценок для критического и подкритического путей, определенных по средним значениям.

В этом случае мы вправе считать, что, если бы мы выполнили сетевой проект, реализовав все работы, его составляющие, и повторили бы эту процедуру многократно, мы наблюдали бы устойчивую тенденцию: наиболее ранние сроки выполнения всего проекта отличаются друг от друга незначительно. Мы не имеем достаточных оснований ставить под сомнение качество составления сетевой модели.

III. p -квантильные оценки при различных коэффициентах доверия существенно отличаются друг от друга; расхождение между продолжительностью критического и подкритического путей также следует признать существенным.

В этом случае мы вправе считать, что напряженные пути в исследуемой сети отличаются друг от друга. Работы, лежащие на самом напряженном пути, имеют большие математические ожидания времени их

выполнения, чем лежащие на следующем по напряжению пути, и т. д. Подобно второму случаю, у нас нет оснований считать составление сетевого проекта недоброкачественным или ставить под сомнение оценки сроков выполнения работ, установленные ответственными исполнителями.

IV. p -квантильные оценки отличаются несущественно, а длины критического и подкритического путей – существенно.

Этот случай, наблюдаемый сравнительно редко, может быть следствием следующих двух различных причин:

1. На самом напряженном пути (в смысле вероятности для него быть критическим) лежат работы с большими математическими ожиданиями продолжительности их выполнения, чем работы, лежащие на менее напряженных путях, но последние имеют большие дисперсии – разброс возможных значений времен их выполнения. А поскольку p -квантильные оценки зависят от математических ожиданий и дисперсий, в отличие от оценок длин критического пути, которые зависят только от средних значений, для значений p -квантильных оценок при различных p может иметь место известная нивелировка: уменьшение математических ожиданий (средних) компенсируется возрастанием дисперсий. Разумеется, этот случай нуждается в детальном анализе составляющих сетевую модель работ с целью выяснения объективности оценок, задаваемых исполнителями работ.

2. Иногда может иметь место случай, когда постулируемый нами закон распределения времени выполнения ряда работ на самом деле не имеет места. Тогда применение метода статистического моделирования поможет это выявить. В этом случае необходимо более детально (на основе нормативных данных) установить законы распределения времени выполнения работ, после чего вновь рассчитать квантильные оценки.

Именно p -квантильные оценки, то есть ожидаемые сроки свершения событий, являются теми параметрами сетевой модели, которые необходимо сопоставлять с директивными сроками по всему сетевому проекту в целом (или по отдельным входящим в него событиям). Разумеется, необходимо в

зависимости от важности, сложности или срочности проекта разумно выбрать соответствующий коэффициент доверия p .

Если менеджер проекта предпринял оптимизацию материальных или стоимостных ресурсов сетевой модели, то после завершения оптимизации и задания новых оценок продолжительностей работ необходимо вновь просчитать p -квантильную оценку (с тем же коэффициентом доверия p_3), а полученный результат вновь представить менеджеру для принятия решения.

Если новый скорректированный вариант сетевой модели также не обеспечивает приемлемого для руководства проекта значения p_d , процедура оптимизации повторяется вновь и вновь до получения удовлетворительного результата.

После анализа результатов коррекции сетевого графика руководство проекта (в случае невозможности доведения p_d до желаемого уровня) принимает решение: либо увеличить директивный срок (и тем самым увеличить значение p_d), либо сохранить прежний директивный срок, но пойти на риск невыполнения разработки в этот назначенный срок.

Так или иначе, окончательное решение принимается, утверждается соответствующий директивный срок, и тем самым фиксируется мера гарантии – значение коэффициента доверия p_d .

Передача информации об ожидаемых (p -квантильных) самых ранних сроках свершения основных событий на стадии составления исходного плана может быть осуществлена различными способами.

Стадия разработки исходного плана должна оканчиваться построением календарного план-графика и доведением его до ответственных исполнителей.

Если продолжительности входящих в сеть операций носят случайный характер, задача построения календарного плана делается весьма сложной, ибо необходимо сочетать детерминизм процесса календаризации и случайный характер моментов свершения входящих в сеть событий.

Последующая стадия управления ходом работ по проекту также не может обойтись без построения календарного плана. Это стадия оперативного управления, которая призвана вырабатывать управляющие воздействия в случае рассогласования фактического состояния проекта с запланированным. Для случая сетевой модели со случайными продолжительностями работ задача составления обоснованного календарного плана начала и окончания работ до сих пор полностью не решена.

Заметим, что термин «календарный план» означает задание плановых сроков начала и окончания всех входящих в сетевую модель работ. В случае отсутствия такого плана ведущая разработку компания практически лишается возможности рационально использовать имеющиеся в ее распоряжении ресурсы.

В настоящее время можно выделить три основных направления решения этой проблемы.

I. Аналитический метод усреднения задания календарного планграфика в системах *СПУ* предусматривает расчет календарных сроков начала и окончания работ, а также резервов времени и других временных параметров без использования статистического моделирования, на основе применения аналитического теоретико-вероятностного аппарата. К этому направлению относится рассмотренный ранее метод усреднения, применяемый в системах *СПУ* типа *РЕРТ*. Согласно этому методу, продолжительности всех работ сети, имеющие случайный характер, приравниваются соответствующим математическим ожиданиям, в результате чего получается детерминированная сетевая модель с детерминированными оценками.

Такая модель позволяет произвести однозначный расчет всех временных параметров модели, к которым могут быть отнесены ранние и поздние сроки свершения событий, начала и окончания работ, резервы времени работ и событий. Указанные расчетные величины, например ранние

сроки начала и окончания работ, могут быть утверждены в качестве директивных плановых сроков.

В этом случае роль управления в системе *СПУ* сводится к выдаче управляющих воздействий в систему, компенсирующих на последующих этапах отставание за счет обстоятельств, которые не были учтены при выдаче оценок и расчете параметров сетевой модели на этапе составления исходного плана.

Наличие однозначно рассчитанных сроков начала и окончания работ и других временных параметров модели позволяет выбрать процедуру управления. Хотя процедура управления разработкой не может не зависеть от наличных ресурсов и необходимости их оптимального перераспределения, мы не будем касаться здесь этой проблемы. Остановимся лишь на задаче управления продолжительностью работ, которое необходимо осуществить для достижения поставленной цели (свершения заданного события в заданный срок), полагая, что воздействие системы управления на продолжительность работ не связано с какими-либо ограничениями по ресурсам.

Если план-график, вытекающий из расчета рассматриваемой модели, утвержден, то его выполнение однозначно гарантирует выполнение разработки в заданный срок. Отсюда вытекает процедура управления, обеспечивающая соблюдение рассчитанного графика. По-видимому, порядок контроля и управления, целесообразный для рассматриваемого случая, должен быть следующим. Команды управления, предусматривающие сокращение продолжительностей работ на последующих этапах с целью компенсации допущенного превышения предусмотренных продолжительностей работ на предыдущих этапах, должны на критических путях относиться к работам, непосредственно следующим за событиями критического пути, срок свершения которых сместился по сравнению с графиком.

На путях, имеющих резервы времени, эти команды также должны относиться в первую очередь к работам, началом которых являются события, срок свершения которых сместился по отношению к расчетному. Однако эти команды следует реализовывать на этих путях лишь в том случае, если срок свершения этих событий превысил значение позднего допустимого срока.

Рассмотрим характер управляющих воздействий при оперативно-календарном управлении системой *СПУ*. Основные виды управляющих воздействий следующие:

- а) перераспределение материальных, людских или стоимостных ресурсов внутри работ сетевой модели;
- б) дополнительное привлечение ресурсов извне (для наиболее напряженных работ сети);
- в) изменение топологии сетевой модели, приводящее к сохранению целевых функций проекта, но связанное с сокращением сроков его выполнения;
- г) изменение целевых функций сетевого проекта (в частности, тактико-технических свойств вновь создаваемого сложного комплекса), приводящее к сокращению временных оценок;
- д) большая интенсификация выполнения отдельных входящих в сетевую модель работ. В ряде зарубежных систем *СПУ* различные степени интенсивности предусмотрены заранее, причем для каждой из них ответственными исполнителями задаются различные временные оценки.

Разумеется, большая интенсификация выполнения сетевого проекта приводит к сокращению временных оценок. Главным достоинством управления системой *СПУ* с помощью метода усреднения является простота и детерминированность (однозначность) расчета всех параметров сетевой модели, а основным недостатком - наличие систематической ошибки и известная необоснованность расчета отдельных значений календарных сроков свершения работ и событий.

II. Применение методов статистического моделирования для оценки плановых сроков свершения всех входящих в сеть событий и, в соответствии с этим, установление плановых сроков начала и окончания работ. Рассмотрим процедуру расчета календарного план-графика [13-15].

После утверждения директивного срока вычислительный центр определяет соответствующие, OP_d -квантильные оценки самого раннего срока свершения входящих в сетевой график событий. Полученные оценки должны задаваться в качестве планового времени свершения всех событий и работ, входящих в сетевую модель. Иными словами, p -квантильная оценка самого раннего срока свершения события i должна служить плановым сроком окончания всех работ (k, i) , оканчивающихся событием i . Отдельные входящие в сетевой проект работы будут при этом, разумеется, обладать резервами времени (теперь уже вероятностными), рассмотренными в п.1.5.

Таким образом, каждая работа (i, j) сетевого графика получает плановые календарные сроки начала и окончания – соответственно, β_d -квантильные оценки величин $t_{ран}(i)$ и $t_{ран}(j)$ в календарной шкале времени. Рассматриваемая методика не претерпевает никаких принципиальных изменений, если β_d -квантильные оценки самых ранних сроков заменить соответствующими p -квантильными оценками самых поздних сроков. Доверительная β_d -квантильная оценка самого позднего срока свершения события i равна $W_{1-p_d}[t_{поз}(i)]_t$, где $W_p(x)$ обозначает p -квантиль случайной величины x .

Если p -квантильные оценки сроков свершения событий (ранних или поздних), принятые за директивные сроки, позволяют построить сетевую модель, имеющую топологию, совпадающую с исходной, то оценки продолжительностей работ в такой сети, обеспечивающие выполнение установленных сроков свершения событий, могут быть определены по формулам

$$t(i, j) = W_p[t_{ран}(j)] - W_p[t_{ран}(i)] \quad (1.34)$$

либо

$$t(i, j) = W_{1-p} [t_{\text{ран}}(j)] - W_{1-p} [t_{\text{ран}}(i)]. \quad (1.35)$$

В том случае, если целью управления является соблюдение срока выполнения проекта, установленного по p -квантильной оценке, и любая работа в сети в процессе выполнения проекта начинается в момент свершения события, непосредственно ей предшествующего, вычисленные по формулам (1.34) или (1.35) продолжительности работ в модели в случае смещения сроков событий, предшествующих работам, подлежащим выполнению, дают представление о том, на какую величину эти работы должны быть уменьшены для компенсации допущенного ранее отклонения. Команды управления, направленные на компенсацию допущенного отклонения, как и в случае детерминированной модели, на критических путях должны реализоваться немедленно в том случае, если фактический срок свершения события превысил p -квантиль самого раннего (или самого позднего) допустимого срока. В случае невозможности такой немедленной реализации управление передается на работы, непосредственно за ними следующие. К недостатку рассмотренного направления относится невозможность в полной мере использовать топологию сетевой модели: ведь все p -квантильные оценки свершения событий оцениваются по самым ранним (или по самым поздним, что принципиально одно и то же) срокам. Кроме того, сроки выполнения более ранних работ могут быть при этом методе необоснованно завышены, а более поздних, - наоборот, занижены.

III. Третье, комбинированное направление основано на следующем принципе. Управление системой *СПУ* ведется на основе аналитических оценок, а контроль управления - на основе доверительных оценок, полученных методом статистического моделирования. На наш взгляд, сегодня эта методика представляется наиболее обоснованной.

Согласно такого рода методологии, календарный план-график хода работ составляется на основе усредненной схемы, как и в случае *PERT*, но с использованием двухоценочной методики, описанной выше, и позволяющей

использовать аппарат статистического моделирования. При этом оперативная информация о ходе работ по проекту периодически поступает менеджеру последнего. Носителем такой информации является отчетный документ «Ожидаемые сроки свершения основных событий», весьма близкий по смысловому содержанию к табл. 1.1.

Такого рода аналитический выходной документ дает возможность в динамике, по мере выполнения проекта, анализировать и исследовать изменения доверительных оценок и доверительных вероятностей. Если вычисленное значение коэффициента доверия p_d для отчетного периода оказалось меньше принятого предельного значения $p_{пред}$, необходимо произвести оптимизацию сетевой модели или осуществить управляющее воздействие на продолжительность всех работ, p_d -квантильные оценки окончания которых меньше $p_{пред}$) и которые подлежат выполнению в периоде, следующем за отчетным. Если значение $p_d \geq p_{пред}$, в управление ходом работ по проекту не следует вносить управляющих воздействий. Для случая стохастической сетевой модели или сетевой модели со случайными оценками управление проектом, таким образом, должно осуществляться путем периодического контроля и анализа ожидаемых сроков выполнения важнейших событий (для заданного p_3) и сопоставления изменения значений коэффициента доверия p_d соответствующего директивным плановым срокам, также для важнейших составляющих сетевую модель событий.

Подводя итоги, следует отметить, что все этапы стадии оперативного управления для случая сетевых моделей со случайными оценками работ остаются такими же, как и для случая детерминированных оценок. Меняется лишь подход к оценке сроков, он приобретает новый, вероятностный характер.

Сказанное выше позволяет также сделать вывод о том, что в настоящее время аппарат статистического моделирования является не только одним из основных методов расчета параметров сетей для сетевых моделей со

случайными оценками. Статистическое моделирование и связанный с ним теоретико-вероятностный аппарат стали одной из важных составных частей системы сетевого планирования и управления, как на стадии разработки исходного плана, так и на стадии оперативного управления.

1.6. Многовариантность способов контроля качества в строительстве

Для сети, продолжительности работ которой случайны, очевидно, невозможно точно указать время выполнения всей разработки, т. е. вычислить длину критического пути. Для ее оценки можно использовать такие характеристики, как математическое ожидание длины критического пути $\bar{t}_{кр}$ и его дисперсия $D_{кр}$.

Наибольшее распространение в практических расчетах этих оценок получил приближенный метод усреднения, суть которого в следующем. Всем случайным величинам t_{ij} приписываются значения их математических ожиданий \bar{t}_{ij} . Далее эти оценки рассматриваются как детерминированные, и полученная сеть рассчитывается любым известным методом, предназначенным для детерминированных сетей. В результате определяется критический путь и его длина принимается за математическое ожидание $\bar{t}_{кр}$ случайной величины $t_{кр}$. Для определения дисперсии $D_{кр}$ длины критического пути суммируются дисперсии временных оценок работ, лежащих на критическом пути:

$$D_{кр} = \sum_{(i,j) \in L_{кр}} D_{ij}$$

Однако расчет сети по одним лишь средним значениям продолжительностей работ не позволяет отразить вероятностный характер временных параметров разработки и, в частности, срока завершения разработки в целом или ее этапов.

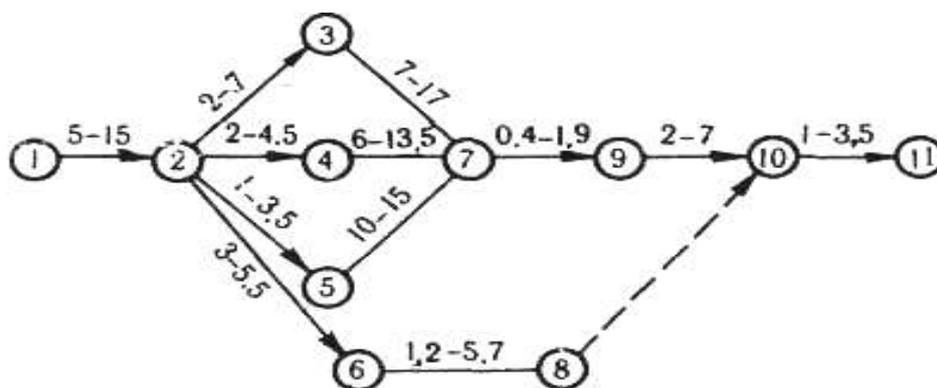


Рисунок 1.6– Сетевой график строительного производства

Рассмотрим рис. 1.6, на котором показан сетевой график на котором продолжительности работ заданы двумя оценками: оптимистической и пессимистической. Средние значения продолжительности всех работ совпадают по величине с детерминированными оценками продолжительностей работ, показанных на рис. 1.6. Следовательно, если рассчитать критический путь по средним, то он, как и прежде, останется равным 31 неделе, в то время как длина критического пути, найденная по оптимистическим оценкам, составит $t_{кр \min} = 17,4$ недели, а по пессимистическим — $t_{кр \max} = 51,4$ недели.

Это означает, что на практике разработка может завершиться с определенной вероятностью в любой срок между этими пределами. При этом большой интерес представляет оценка вероятности завершения проекта к тому или другому сроку, которая зависит от дисперсии $D_{кр}$ длины критического пути. Вычислив дисперсии продолжительности критических работ (1,2), (2,3), (3,7), (7,9), (9,10), (10,11) в рассматриваемой сети и просуммировав их, найдем дисперсию $D_{кр} = 10,34$ и среднеквадратическое отклонение $\sigma_{кр} = 3,2$.

Если критический путь включает достаточно большое количество работ, то на основании центральной предельной теоремы можно считать, что его длина подчиняется нормальному закону распределения, который целиком характеризуется значениями параметров $\bar{t}_{кр}$ и $\sigma_{кр}$. Приняв это

предположение, мы можем решить задачи, связанные с определением надежности установленного срока завершения проекта.

Прямая задача. Заданы математическое ожидание $\bar{t}_{кр}$ и дисперсия $D_{кр}$ длины критического пути и некоторый плановый срок $t_{пл}$ завершения проекта. Определить, какова вероятность того, что фактическая продолжительность разработки $t_{ф}$ не превысит плановую $t_{пл}$.

Обратная задача. Заданы $\bar{t}_{кр}$, $D_{кр}$ и вероятность p завершения разработки в срок. Определить, при какой директивной продолжительности разработки $t_{пл}$ вероятность выполнения проекта в срок будет не ниже заданной величины p .

Для решения прямой задачи при данных параметрах $\bar{t}_{кр}$ и $D_{кр}$ сопоставим с директивным временем $t_{пл}$ величину

$$x = \frac{t_{пл} - \bar{t}_{кр}}{\sigma_{кр}}$$

Интересующая нас вероятность

$$P(t_{ф} < t_{пл}) = \Phi(x) + 0,5.$$

Здесь $\Phi(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_0^x e^{-u^2/2} du$ интеграл вероятности (функция

Лапласа), значения которого берутся из таблиц.

Пример 1.1. Продолжим рассмотрение сетевого графика рис. 1.5. Пусть при $t_{кр} = 31$ неделе, $\sigma_{кр} = 3,2$ недели задано директивное время $t_{пл} = 28$ недель. Найти вероятность выполнения проекта в этот срок.

Вычислим

$$x = \frac{28 - 31}{3,2} = -0,94$$

Отсюда

$$P(t_{ф} < t_{пл}) = \Phi(-0,94) + 0,5 = -0,326 + 0,5 = 0,174$$

Если положить, например, $t_{пл} = 35$, получим

$$P(t_{\phi} < t_{пл}) = \Phi\left(\frac{35-31}{3,2}\right) + 0,5 = \Phi(1,25) + 0,5 = 0,394 + 0,5 = 0,894.$$

Значения $\Phi(x)$ табулированы.

Из опыта установлено, что, если вероятность выполнения проекта в срок лежит в пределах 0,35—0,65, этот срок приемлем и риск не уложиться в заданное время невелик.

При $P(t_{\phi} < t_{пл}) > 0,65$ можно предполагать, что на работах критического пути имеются избыточные ресурсы и, следовательно, общая продолжительность работ может быть сокращена. При $P(t_{\phi} < t_{пл}) < 0,35$ риск сорвать срок выполнения работ считается довольно большим, и необходимо произвести перепланирование с привлечением дополнительных ресурсов.

Для решения обратной задачи определяем

$$\Phi(x) = p - 0,5$$

и по таблице интеграла вероятности Лапласа находим x , соответствующее данному $\Phi(x)$. Затем отыскиваем $t_{пл}$ из выражения

$$t_{пл} = \bar{t}_{кр} + \sigma_{кр}x$$

Пример 1.2. Для условий примера 1.1 определим время, за которое проект будет выполнен с вероятностью, не меньшей $p = 60\%$. Находим, что интегралу $\Phi(x) = 0,60 - 0,50 = 0,10$ соответствует параметр $x = 0,256$. Отсюда $t_{пл} = 31 + 3,2 * 0,256 = 31,82 \approx 32$ недели.

Если же задать, например, $p = 0,30$, то получим для $\Phi(x) = -0,20$ величину $x = -0,53$. Отсюда $t_{пл} = 31 - 3,2 * 0,53 = 29,3$ недели.

Описанная методика проста, ибо сводит анализ вероятностной сети к анализу детерминированной. Однако следует отметить, что она дает слишком оптимистические оценки критического пути. Для небольших сетей время выполнения разработки получается заниженным на 10—15%, но с ростом объема сети ошибка уменьшается.

Оптимизация сети по времени. Наиболее распространены системы сетевого планирования, в которых объектом планирования и контроля являются сроки выполнения работ. Оптимизация графика в таких системах

сводится к сокращению длины критического пути и к выравниванию продолжительности всех полных путей в сети за счет перепланировки проекта (пересоставления сети).

Сокращение критического пути осуществляется за счет резервов времени, выявляемых при анализе сети, и обычно производится до тех пор, пока его продолжительность не совпадет с заданным директивным сроком.

При перепланировке сети используются два основных приема.

1. Пересмотр состава, взаимосвязи или последовательности работ (изменение топологии сети). Так, например, бывает целесообразно перейти от параллельного выполнения работ, не лежащих на критическом пути и имеющих большие резервы времени, к последовательному. Если такой переход допускается технологией, то освободившиеся ресурсы можно использовать для ускорения выполнения критических работ. Кроме того, при более детальном членении критических работ иногда оказывается возможным приблизить срок их завершения за счет более раннего начала некоторых этапов.

2. Пересмотр временных оценок работ. Оценки продолжительности работ могут изменяться в следующих случаях: при значительном изменении условий выполнения работ (допустим, при увеличении численности работников, закрепленных за ответственным исполнителем); при изменении требований, предъявляемых к работе; при изменении трудоемкости работ (например, за счет механизации работ или изменения их состава); при улучшении организации работ; при изменении технологии работ; при перемещении ресурсов с некритических работ на критические; при переброске исполнителей с некритических путей на критические; при сокращении объема работ. Следует отметить, что произвольное изменение оценок, не обоснованное организационно-техническими мероприятиями, не может привести к реальному изменению сроков выполнения проекта.

В таких системах, где в расчет принимается только фактор времени, предполагается, что наличные ресурсы обеспечивают выполнение каждой

При каждой работе наряду с оценкой времени проставлена (в кружке) интенсивность ее выполнения (например, ежедневная потребность в рабочих). Пусть для выполнения данного проекта ежедневно имеется $R = 15$ рабочих. Определим минимальное время выполнения всех работ.

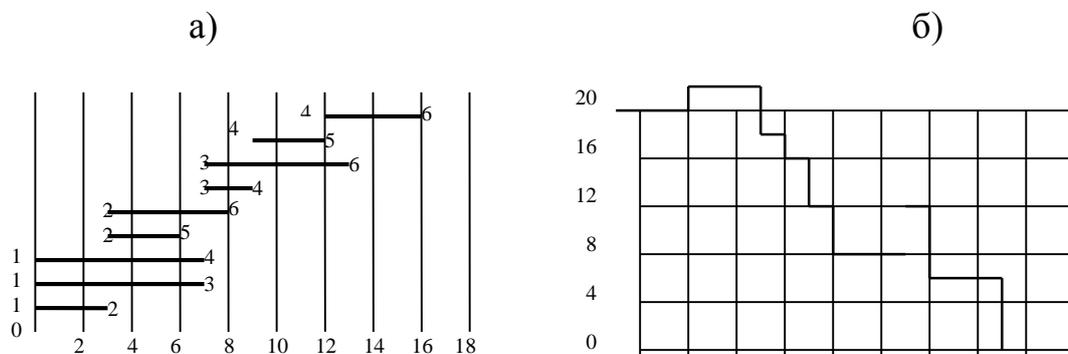


Рисунок 1.8

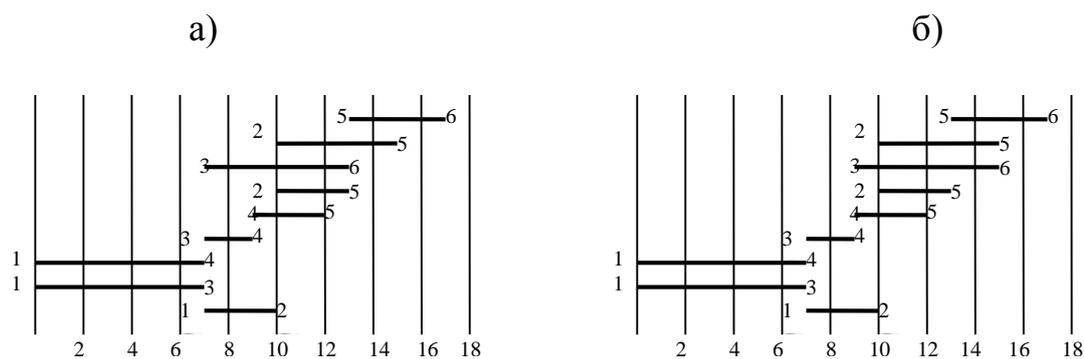


Рисунок 1.9

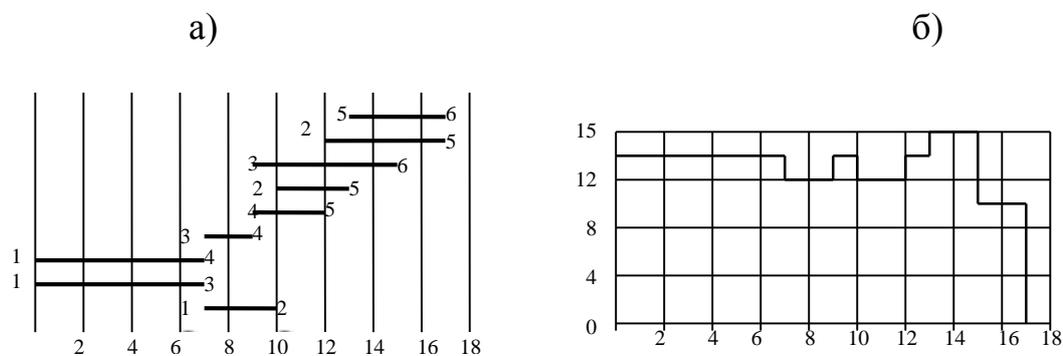


Рисунок 1.10

Первый шаг. 1. Составляем линейную диаграмму проекта (рис. 1.9, а). Для наглядности поместим под ней график ежедневного потребления ресурса без учета его ограниченности (рис. 1.9, б). Как видно из графика, в первые семь дней рабочих требуется больше, чем имеется в наличии. Анализ сети (или линейной диаграммы) показывает, что критический путь проходит через события 1, 3, 4, 5, 6, $t_{кр} = 16$.

Спроектируем на ось времени начала и концы всех работ проекта. Заметим, что нам нужны лишь первые две проекции: $\tau_0 = 0$ и $\tau_1 = 3$.

2. Определяем приоритет каждой работы на включение в календарный план в соответствии с полными резервами работ. Критической работе (1,3) присваиваем номер 1, работе (1,4), у которой полный резерв равен 2,—номер 2 и работе (1,2), у которой $R^n = 6$,—номер 3.

3. Для выполнения на отрезке (0,3) включаем работы (1,3) и (1,4), начало работы (1,2) сдвигаем к моменту $\tau_1 = 3$.

4. Из анализа диаграммы (рис. 1.9, а) видно, что до окончания работ (1, 3) и (1, 4) не может быть начата ни одна другая работа. Поэтому начало работы (1, 2) переносим не на момент $\tau = 3$, а на момент $\tau = 7$. Считая момент $\tau = 7$ началом оставшейся части проекта, положим $\tau_0 = 7$ и установим для всех работ новое минимальное время их начала. Сдвиг работы (1,2) влечет за собой сдвиг работ (2,5), (2,6) и (5,6), что и показано на рис. 1.5, б. Время выполнения проекта увеличилось на единицу, $t_{кр} = 17$. Новый критический путь проходит через события 1, 2, 5, 6.

Второй шаг. 1. Проектируем начала и концы всех работ на промежуток (7, 17). Первые две проекции приходятся на моменты $\tau_0 = 7$ и $\tau_1 = 9$.

2. Определяем работы, подлежащее включению в календарный план для выполнения на этом отрезке. Критическая работа (1,2) приобретает номер 1, работа (3,4), у которой $R^n = 1$, номер 2 и работа (3,6) с $R^n = 4$ — номер 3.

3. Работы (1,2) и (3,4) начинаем в момент $t = 7$, а начало работы (3, 6) сдвигаем на момент $\tau = 9$.

4. Получаем новую линейную диаграмму (рис. 1.9,б), а выполнив еще один, третий шаг, строим окончательную диаграмму (рис. 1.10, а), под которой для наглядности помещен график ежедневной потребности ресурса (рис. 1.10,б).

Время выполнения проекта $t_{кр} = 17$ дней, и на всем его протяжении используемый ресурс не превосходит имеющегося в наличии.

Оптимизация сети по стоимости. Для оптимизации сети по стоимости (затратам) необходимо иметь для каждой работы зависимость прямых затрат на ее выполнение от продолжительности работы. Обычный подход к этой задаче состоит в том, что для каждой работы фиксируют два режима выполнения: нормальный и срочный. Нормальному режиму выполнения работы соответствуют наименьшие затраты \tilde{n}_i и наибольшее время t_H , срочному — наименьшее время t_c и наибольшая стоимость c_c . Считается, что увеличение продолжительности работы на единицу времени приводит к повышению стоимости на величину

$$k_{Д.з.} = \frac{c_c - c_H}{t_H - t_c}$$

называемую *коэффициентом дополнительных затрат*.

При этих предположениях процесс оптимизации по стоимости производим следующим образом.

Начальный шаг. Строим сеть для варианта, который характеризуется нормальным режимом выполнения работ c_H, t_H .

Общий шаг. 1. Определяем для данного варианта критический путь, его длину, полные резервы времени всех работ и затраты на реализацию проекта.

2. На критическом пути (или путях, если их несколько) ищем работу, которая характеризуется наименьшим коэффициентом дополнительных затрат.

3. Сокращаем продолжительность этой работы, пока один из новых путей не станет критическим (одна из работ сети исчерпает свой резерв) или ускоряемая работа не достигнет своей минимальной продолжительности.

4. Переходим к п. 1.

Оптимизация производится в несколько шагов, каждый из которых требует выполнения пп. 1—3. Процесс завершится, когда все работы, лежащие на критическом пути, будут выполняться в срочном варианте. Тогда дальнейшее сокращение их продолжительности невозможно, а сокращение продолжительности некритических работ будет лишь увеличивать стоимость проекта, не влияя на срок его завершения.

Пример 1.4. Исходные данные сети приведены в табл. 1.9. Рассмотрим процесс оптимизации этой сети по стоимости.

Таблица 1.9

(i, j)	Продолжительность		Прямые затраты		Коэффициент дополнительных затрат k д.з.
	t_n	t_c	c_n	c_c	
(1,2)	6	3	300	345	15
(1,3)	4	2	160	180	10
(1,4)	2	1	70	90	20
(2,4)	2	2	110	110	∞
(3,5)	5	4	260	290	30
(4,5)	4	3	150	160	10
(2,6)	6	4	270	320	25
(5,6)	3	2	130	150	20

Начальный шаг. Строим сетевой график, где указаны нормальные продолжительности работ. Присваиваем начальному шагу условный номер

0 и в соответствующие колонки табл. 1.6 заносим данные о резервах работ R_{ij}^n и их продолжительностях t_{ij}

Первый шаг. 1. Находим, что в начальном варианте (шаг 0) при нормальных продолжительностях работ критический путь проходит через работы (1,2), (2,4), (4,5), (5,6), $t_{кр}=15$.

2. Анализируем кд.з. для критических работ. Наименьшее значение кд.з.=10 связано с работой (4, 5) продолжительность которой может быть уменьшена с 4 до 3.

3. Сокращаем время выполнения работы (4, 5) на единицу.

4. Записываем новые резервы R_{ij}^n и новые t_{ij} в табл. 1.6, а на сетевом графике справа от первоначальной продолжительности записываем новую.

Второй шаг. 1. Длина критического пути уменьшилась на единицу, $t_{кр}^1=14$. Работы, продолжительность которых достигла t_c и дальше не может быть уменьшена, отмечаем звездочкой.

2. Рассматриваем k д.з. для критических работ, не отмеченных звездочкой после первого шага, и выбираем для сокращения работу (1, 2) с наименьшим k д.з.= 15.

3. Работа (1,2) может быть сокращена, на три единицы. В то же время для некоторых не критических работ полный резерв равен всего двум единицам и, если он будет исчерпан, возможно возникновение нового критического пути. Поэтому сокращаем работу (1, 2) на две единицы.

4. Записываем новые резервы времени и новые t_{ij} в соответствующие колонки шага 2 (табл. 1.1).

Третий шаг. 1. Появились две новые критические работы (1,3) и (3,5), и в сети наряду с критическим путем (1,2), (2,4), (4,5), (5,6) возник второй критический путь (1,3), (3,5), (5,6). Длина критических путей после второго шага $t_{кр}^2=12$.

2. При наличии двух и более критических путей время выполнения проекта может быть сокращено лишь при их одновременном сокращении.

Поскольку работы (2, 4) и (4, 5) выполняются при своих наименьших продолжительностях, уменьшить время разработки можно тремя способами: а) сокращая продолжительность работы (5,6), принадлежащей обоим путям; б) ускоряя работы (1,2) первого пути одновременно с ускорением работы (1,3) второго пути; в) ускоряя работы (1,2) и (3,5). Дополнительные затраты на единицу сокращения времени будут равны соответственно 20 ; $15+10 = 25$; $15 + 30 = 45$.

3. Время выполнения работы (5,6) сокращаем $t_n = 3$ до $t_c = 2$.

4. Новые значения величин R_{ij}^n и t_{ij} записываем в колонках шага 3. Длина критических путей уменьшается до 11.

Четвертый шаг. 1. Теперь срок разработки может быть уменьшен лишь при одновременном сокращении продолжительности работ (1,2) и (1,3) или (1,2) и (3,5), поскольку все остальные работы критических путей выполняются при своих наименьших продолжительностях.

2. Ускорению подлежат, естественно, работы (1,2) и (1,3), характеризующиеся меньшими суммарными дополнительными затратами (25 против 45). Хотя работа (1,3) может быть ускорена на две единицы, работа (1,2) допускает сокращение продолжительности лишь на единицу времени.

3. Производя сокращение продолжительности работ (1,2) и (1,3) на единицу времени, уменьшаем длину критических путей до $t_{кр}^4 = 10$.

4. Соответствующие значения R_{ij}^n и t_{ij} заносим в табл. 1.6, шаг 4.

Теперь все работы критического пути (1,2), (2,4), (4,5), (5,6) отмечены звездочками; значит, они выполняются при своих наименьших продолжительностях. Следовательно, данный путь достиг своей минимальной продолжительности и, хотя некоторые работы сети еще могут

быть ускорены, дальнейшее уменьшение длительности проекта невозможно. Увеличивать же затраты, сокращая продолжительность работ, не влияющих на срок завершения проекта, неразумно.

В двух последних колонках табл. 1.6 показаны итоговая величина сокращения продолжительности каждой работы Δt и связанный с этим размер дополнительных затрат Δc . Как видим, общие дополнительные затраты составляют 85 руб. Если же с самого начала идти неоптимальным путем, т. е. сократить время выполнения всех работ до минимально возможного, то, как видно из табл. 1.6, прирост затрат составил бы величину $1645 - 1450 = 195$ (руб.) при том же времени выполнения проекта — 10 дней.

1.7. Выводы по главе 1,

постановка цели, проблемы и задач исследования

Целью работы является разработка и исследование системного подхода к организационно-техническому проектированию вариантов производства строительно-монтажных работ в условиях применения новых технологий, средств механизации и наличия разновекторных критериев эффективности их реализации.

Для реализации поставленной цели и изучения проблемы, в диссертации решались следующие основные задачи, имеющие комплексный характер:

1. Проанализировать существующие подходы организационно – технологического проектирования строительного производства.
2. Синтезировать механизм для выбора вариантов производства строительно-монтажных работ по стоимости и заданным зависимостям.
3. Разработать модель для определения оптимального варианта производства работ при выпуклой функции затрат.

4. Предложить вариант построения календарного плана с минимальными дополнительными затратами для случая последовательного выполнения работ с учетом ограничений на ресурсы.

5. Разработать механизм для оценки сходимости итерационной процедуры при проведении комплекса работ строительным предприятием минимальной продолжительности.

6. Синтезировать способы получения оптимального варианта расписания работ с рекомендательными зависимостями по критерию минимизации ресурсов типа мощности.

7. Разработать модель прогнозирования и оптимизации параметров технологических процессов для систем организации строительства и его производственной базы с применением перспективных технологий.

8. Получить алгоритм выбора рациональных производственных структур с использованием перспективных технологий в строительстве при наличии различных критериев оценки эффективности.

9. Получить доверительные области при анализе эталонных показателей организации технологических процессов в строительстве для выполнения каждой работы календарного графика.

10. Разработать модель представления знаний для выбора способов возведения элементов строительных конструкций с определением рациональных вариантов организации производства.

11. Построить алгоритм выбора способов контроля качества строительно-монтажных работ с использованием квалиметрических методов оценок.

12. Уточнить модель организации инвестиционной деятельности в форме капитальных вложений при применении перспективных технологий в строительстве.

13. Синтезировать алгоритм выбора рациональных вариантов различных технологий выполнения работ заданного качества

строительными организациями с использованием робототехнических комплексов.

14. Разработать модель информационного обеспечения строительно-монтажных работ в условиях формирования сложных производственных структур.

2. ВЫБОР ВАРИАНТОВ ПРОИЗВОДСТВА СТРОИТЕЛЬНО-МОНТАЖНЫХ РАБОТ ПО СТОИМОСТИ И ЗАДАНЫМ ЗАВИСИМОСТЯМ

2.1.1. Постановка задачи выбора вариантов производства строительного-монтажных работ для агрегируемых и произвольных сетевых графиков

Рассматриваемая задача является организационно-математической моделью практически важного класса сетевых задач. Примером последней может служить следующая задача определения уровней автоматизации.

Задан комплекс операций, порядок выполнения которых определяется технологией, и задано время, за которое этот комплекс должен быть выполнен. Каждая операция в соответствии с уровнем ее автоматизации (полуавтомат, автомат, поточная линия и т. д.) может выполняться в разное время. Поскольку уровень автоматизации операции однозначно связан с ее стоимостью, продолжительность операции определяет ее стоимость и наоборот. Требуется распределить время между операциями так, чтобы, выполнив весь комплекс в заданное время, минимизировать общую стоимость.

Следует отметить, что в работе рассматриваются непрерывные зависимости между стоимостью операции и ее продолжительностью, хотя во многих случаях, как и в приведенном выше примере, эти зависимости задаются таблично. Чтобы и в таких случаях воспользоваться алгоритмом данной работы, предварительно следует перейти от таблично заданных зависимостей между стоимостью и продолжительностью операций к непрерывным зависимостям.

С этой целью пусть заданы:

- а) сеть своей матрицей инцидентий узлы — дуги A размером $n \times N$ (начальный и конечный узлы имеют соответственно номера 1 и n);
- б) постоянная $T > 0$;

- в) вектор b с компонентами b_q ($0 \leq b_q < T$), $q = 1, 2, \dots, N$;
- г) положительные функции $S_q(\tau_q)$; строго выпуклые вниз, монотонные и имеющие вторые производные при $\tau_q \in (b_q, T)$ и $\lim_{\tau_q \rightarrow b_q + 0} S_q(\tau_q) = +\infty$ ($q=1, \dots, N$).

Требуется найти вектор t (t_j — «время», соответствующее j -му узлу, $j = 1, \dots, n$), представляющий решение задачи

$$\min_t \left\{ \sum_{q=1}^N S_q[(A^T t)_q] \mid A^T t > b, t_1 = 0, t_n = T \right\}. \quad (*)$$

Далее понадобятся следующие обозначения: $P_j^+(P_j^-)$ — множество номеров узлов, в которых заканчиваются (наминаются) дуги, начинающиеся (заканчивающиеся) в j -м узле; P_{ij} — множество номеров дуг, начинающихся в i -м и заканчивающихся в j -м узлах; P — множество всех тех пар узлов (i, j) , для которых $P_{ij} \neq \emptyset$; $L_{ij}(d)$ и $L_{jn}(d)$ — максимальные «длины» путей, соединяющих соответственно начальный узел с j -м и j -й узел с конечным при «длине» q -й дуги, равной d_q ($q = 1, 2, \dots, N$); r_j — ранг j -го узла (под рангом некоторого узла подразумевается максимальное число дуг в путях, соединяющих данный узел с начальным узлом сети); R_m — множество номеров узлов, имеющих ранг, равный m ;

$$S_{ij}^f(\xi) = \sum_{q \in P_{ij}} \frac{d^f S_q}{d\tau_q^f}(\xi), \quad f = 0, 1, 2, \quad (i, j) \in P;$$

$$S(t) = \sum_{q=1}^N S_q[(A^T t)_q] = \sum_{(i,j) \in P} S_{ij}(t_j - t_i).$$

Кроме того, в дальнейшем считается выполнимым очевидное условие допустимости для задачи (*)

$$L_{in}(b) < T. \quad (2.1)$$

В настоящее время нашли практическое применение задачи оптимального распределения ограниченных ресурсов на основе многоцелевых сетевых моделей. Алгоритмы позволяют минимизировать сроки строительства и определять при заданных сроках потребные трудовые

ресурсы, оптимально распределить их по работам сетевой модели. Как известно [11], в сетевом планировании между трудовыми ресурсами и сроками строительства отсутствует функциональная зависимость, которую можно было бы представить аналитически. Поэтому природа ее окончательно не выяснена, так как многовариантность и комбинаторный характер задач составления графиков производства работ порождают такие внутренние особенности, которые трудно выявить даже при использовании вычислительной техники.

Это является одной из причин того, что известные методы не имеют должного применения при решении задач по ресурсно - временной оптимизации. Поэтому актуален поиск простых и практически удобных методов определения потребного числа исполнителей для производства работ в заданный срок с учетом технологических и организационных ограничений. В его основу положены принципы, предложенные в [12, 23]; каждая работа может выполняться в технологических пределах (минимальном и максимальном), трудовые ресурсы в пределах плановой единицы времени имеют постоянное значение. В отличие от этих методик предлагается исходную информацию задавать в виде ресурсно-временной матрицы $\| \tau_{ij} / n_j \|$, что, по сути, не противоречит имеющимся разработкам, а лишь дополняет их.

В матрице вектор-строка представляет собой сочетание возможных вариантов ведения производственных процессов, устанавливаемых ответственным исполнителем с учетом конкретных условий деятельности организации, структуры работ, конструктивных особенностей объектов, наличия трудовых ресурсов соответствующей специальности и фронта работ по объектам концентрации строительства, сменности ведения производственных процессов, нормативных сроков строительства.

Имея постоянную трудоемкость, каждый процесс сетевой модели в зависимости от концентрации людских ресурсов n_{ij} и наличного фронта

работ, ограничивающих формирование вариантов, может выполняться с различным временем τ_{ij} .

Каждый вектор-столбец характеризует возможный вариант производства работ за время T_n . В строках матрицы существует такая зависимость:

$$\frac{\tau_{\min} = d_{ij} = \tau_{ij(1)} < \tau_{ij(2)} < \dots < \tau_{ij(r)} = D_{ij} = \tau_{\max}}{n_{\max} = n_{ij}^d = n_{ij(1)} > n_{ij(2)} > \dots > n_{ij(r)} = n_{ij}^D = n_{\min}}. \quad (2.2)$$

где d_{ij} — минимально допустимая продолжительность выполнения работы;

D_{ij} — соответственно максимально возможная продолжительность;

r — число возможных вариантов концентраций ресурсов, $r = (1, 2, \dots, r)$.

Если из $(i, j) \in N$, (N — множество работ в сетевой модели) образовать вектор-столбец по D_{ij} (правая колонка $\|\tau_{ij}/n_{ij}\|$), то получим максимально возможную продолжительность T^D , а если образовать вектор-столбец по d_{ij} , $(i, j) \in N$, получим T^d — минимальный критический путь. Эти крайние пределы как раз и характеризуются технологическими и организационными ограничениями, получившими отражение при формировании матрицы с учетом приведенных выше факторов.

Отсюда следует, что любое допустимое решение по срокам находится в пределах

$$T_{\min} = T^d \leq T_n \leq T^D = T_{\max}. \quad (2.3)$$

где T_{\min} — продолжительность, где работы выполняются при наибольшей технологически возможной концентрации трудовых ресурсов; T_{\max} — соответственно $(i, j) \in N$ выполняются при минимальной технологически возможной концентрации ресурсов.

В каждой вектор-строке матрицы концентрация ресурсов изменяется с постоянным или переменным шагом Δn_{ij} . Учтено, что если по технологическим и организационным требованиям концентрация

невозможна, то для, (i, j) в $\|\tau_{ij}/n_{ij}\|$ устанавливается однозначное (безвариантное) значение. Концентрация трудовых ресурсов производится в пределах имеющегося количества. Например, если имеется t бригад монтажников-каменщиков, то все они могут быть занесены в строку (i, j) работы матрицы, но в оптимальный вариант распределения трудовых ресурсов попадет только одна из них. Порядок их размещения в матрице не произвольный, а в соответствии с условием (2.2).

Таким образом, представление вариантности в модели производства работ при помощи матрицы позволяет учесть технологические и организационные ограничения не только по каждой работе, но и по модели в целом. Учитывая, что объемы работ, как правило, устанавливаются точно, то, видимо, допустимое решение находится в пределах изменения двух величин — затрат трудовых ресурсов и сроков производства работ. Эти границы (рисунок), исходя из вышеприведенного, будут: нижняя - (T^D, U^D) , верхняя — (T^d, U^d) , где U^D — $\max(\min U)$ — наибольшее из наименьших значение трудовых ресурсов, соответствующее модели при ее реализации за T^D ; U^d — $\min(\max U)$ — наименьшее из наибольших значение трудовых ресурсов, необходимое для реализации модели за время T^D .

Численное значение U^D, U^d устанавливается путем реализации задачи методом сечения потока работ при расчете модели по D_{ij} и d_{ij} [18].

Если для конкретного графика производства работ задать различные трудовые ресурсы в пределах

$$U_{\min} = U^D \leq U_n \leq U^d = U_{\max} \quad (2.4)$$

и оптимально их распределить вычислительным методом сечения потока работ, то каждому значению U соответствует единственное T , которое будет минимальным и, следовательно, компромиссным. Если отложить, по оси абсцисс все значения T , соответствующие ресурсам, взятым с соблюдением условия (2.4), а по оси ординат все U , то кривая, соединяющая точки, определится исходя из сравнения различных форм связи для простых

зависимостей. Закономерность найдена путем накопления значений (T_n, U_n) , для чего использовалась программа вычислительного алгоритма метода сечения потока работ.

Получены следующие уравнения парной регрессии.

Линейная форма связи $\bar{U} = 324 + 0,535T, r = 0,952, \mu = 40, \varepsilon = 0,028$.

Гиперболическая $\bar{U} = 2,36 + 49437/T, \eta = 0,963, \mu = 63, \varepsilon = 0,024$.

Квадратическая $\bar{U} = 243 + 0,00086T^2, \eta = 0,94, \mu = 32, \varepsilon = 0,032$.

Логарифмическая $\bar{U} = 1095 - 163,41 \ln T, \eta = 0,96, \mu = 50, \varepsilon = 0,026$.

Парабола второго порядка

$\bar{U} = 752 - 3,37T + 0,00465T^2, \eta = 0,978, \mu = 91, \varepsilon = 0,011$.

Показательная:

$$\bar{U} = 4,49 \exp(0,33T), \eta = 0,998, \mu = 1510, \varepsilon = 0,005. \quad (2.5)$$

Здесь r — коэффициент парной корреляции;

μ — надежность коэффициента корреляции (корреляционного отношения);

ε — средняя ошибка аппроксимации в %;

η — корреляционное отношение.

Из приведенных расчетов видно, что наиболее подходящей является экспоненциальная зависимость $\bar{U} = f(T)$. Эта формула справедлива для диапазонов изменения T и U . Однако в практике при разработке ПОС необходимо, зная сроки реализации графика, определить необходимые трудовые ресурсы с последующим их оптимальным распределением. Подставляя значение T в формулу (2.5), устанавливаем значение ресурсного ограничения. Для этой цели, если известны технологические параметры $(T^D, U^D), (T^d, U^d)$ модели, предлагается использовать следующий подход.

Пусть $U = c \exp(\lambda T)$, тогда $U_{\max} = c \exp(\lambda T_{\min}), U_{\min} = c \exp(\lambda T_{\max})$.

При этом

$$c = \frac{U_{\max}}{\exp(\lambda T_{\min})}. \quad (2.6)$$

Определим

$$U_{\min} = U_{\max} \frac{\exp(\lambda T_{\max})}{\exp(\lambda T_{\min})} = U_{\max} \exp[\lambda(T_{\max} - T_{\min})]$$

Преобразуем это выражение: $\lambda(T_{\max} - T_{\min}) = \ln \frac{U_{\min}}{U_{\max}}$, откуда

$$\lambda = \frac{\ln \frac{U_{\min}}{U_{\max}}}{T_{\max} - T_{\min}}.$$

Подставим полученное выражение в (2.6):

$$c = U_{\max} \exp\left(-\frac{\ln \frac{U_{\min}}{U_{\max}}}{T_{\max} - T_{\min}} T_{\min}\right).$$

Тогда

$$U = U_{\max} \exp\left(-\frac{\ln \frac{U_{\min}}{U_{\max}}}{T_{\max} - T_{\min}} T_{\min}\right) \exp\left(-\frac{\ln \frac{U_{\min}}{U_{\max}}}{T_{\max} - T_{\min}} T\right)$$

Преобразуя это выражение, получим

$$U = U_{\max} \exp\left(-\frac{\ln \frac{U_{\min}}{U_{\max}} (T - T_{\min})}{T_{\max} - T_{\min}}\right). \quad (2.7)$$

Результаты по (2.5) и (2.7) очень близки или совпадают.

Таким образом, зная технологические ограничения модели при заданном сроке строительства, устанавливаем необходимые для этого периода потребные ресурсы. Каждая точка зависимости (2.7) между ее крайними пределами (T_{\max}^D, U_{\min}^D) и (T_{\min}^d, U_{\max}^d) не доминирует по отношению к любой другой точке. Если ресурсное ограничение в какой-то точке процесса превосходит значение ресурса, то работы всегда будут выполняться с меньшими затратами времени.

Экспериментальные расчеты показали, что зависимость между сроками реализации программы и обеспечивающими их ресурсами не является линейной (табл. 2.1).

Таблица 2.1

Паспорт номограммы уравнения (G)

Переменные	№ шкалы переменной	Модуль шкалы, мм	Положение шкалы	Предельные значения переменной	Знак показателя степени	Направление повышений значений переменной
T	1	100	Вертикально	100-400	+	Снизу вверх
T^d	2	100	е	100-300	+	Справа
U^d	3	100	Горизонталь	100-300	+	налево
T^D	4	100	ное	150-400	+	Слева
U^D	5	100	„	100-200	+	направо
U	6	100	„	100-300	+	Справа
			„			налево
			Вертикально			Слева
			е			направо
						Сверху вниз

Следует отметить, что метод определения необходимых трудовых ресурсов по (2.7) наиболее эффективен в случае использования логарифмической номограммы с сорокапятиградусным ходом [42]. Паспорт номограммы уравнения (2.7) приведен в таблице. Номограмма справедлива для строительно-монтажных организаций, выполняющих объем работ до 2 млн. р. собственными силами с трудозатратами до 45 тыс, чел.-дней. Номограмма удобна в расчетах, позволяет экономить время ИТР и машинное. Полученные результаты вполне удовлетворяют запросам практики.

Формулой (2.7) следует пользоваться следующим образом.

Рассчитывается модель по D_{ij}, d_{ij} (крайнее правое значение τ_{ij} в $\parallel \tau_{ij} / n_{ij} \parallel$ и соответственно — левое).

Для нашего примера, $T_{\max}^D = 363$ дня, ей соответствует $U_{\min}^D = 138$ чел.,
 $T_{\min}^d = 247$ дн., $U_{\max}^d = 195$ чел.

Таким образом, справедливо утверждать, что всякий сетевой график, описывающий строительство объекта, является агрегированным.

Структуру агрегируемого сетевого графика удобно представлять в виде дерева агрегирования. На рис. 2.1 приведен пример агрегируемого сетевого графика, а на рис.2.2 соответствующее дерево агрегирования

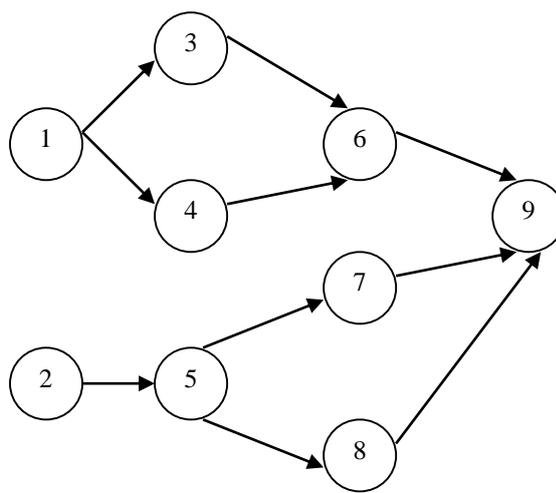


Рисунок 2.1 - Пример агрегируемого сетевого графика

Знак (max) в вершинах дерева соответствует параллельному множеству работ, а знак (+) – последовательному.

Алгоритм решения задачи. Двигаясь с низу в верх по дереву агрегирования, решаем задачи минимизации затрат либо для последовательных объектов (знак (+)), либо для независимых (знак (max)).

В результате для корневой вершины дерева агрегирования получаем агрегированную зависимость минимальных затрат от продолжительности проекта. Двигаясь в обратном направлении от корневой вершины к висячим определяем вариант выполнения для каждой работы.

Пример 2.1. Рассмотрим сетевой график рис.2.2 с данными из табл. 2.2.

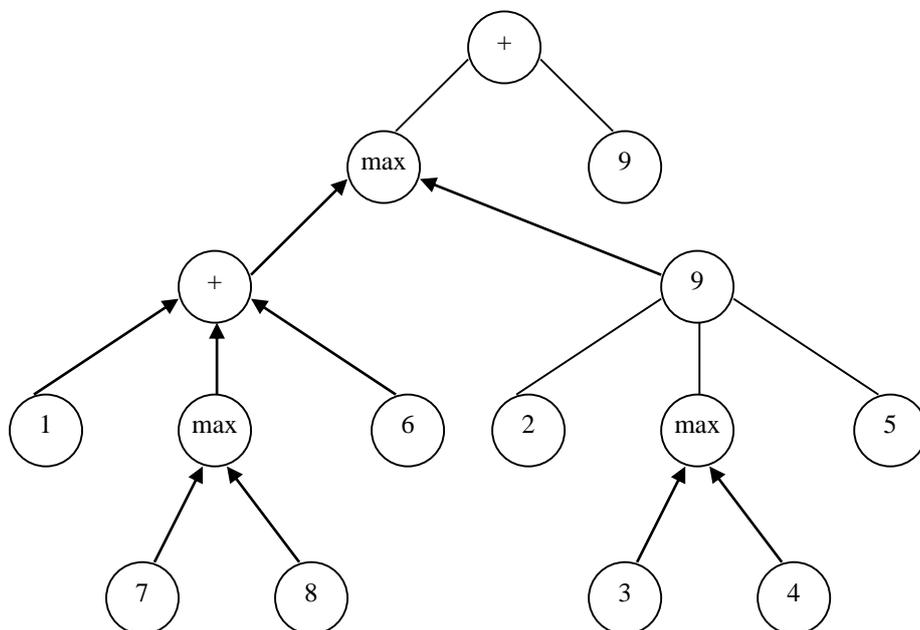


Рисунок 2.2 - Дерево агрегирования

Таблица 2.2

j \ i	1	2	3	4	5	6	7	8	9
1	4 / 1	5 / 3	6 / 2	7 / 4	5 / 2	6 / 3	8 / 1	6 / 1	4 / 2
2	2 / 3	4 / 4	3 / 5	5 / 5	3 / 3	4 / 7	5 / 4	2 / 5	1 / 7

1 шаг. Работы 7 и 8 образуют параллельное множество (рис. 2.3). Поэтому применяем алгоритм минимизации затрат для случая независимых работ. В результате получаем табл. 2.2 (агрегированную работу обозначим номером 10).

Таблица 2.3

R_{10}	8	6	5
S_{10}	2	5	9

2 шаг. Работы 3 и 4 образуют параллельное множество работ. Применяем алгоритм для случая независимых работ. Получаем таблицу 2.4 для агрегированной работы 11.

Таблица 2.4

R_{11}	7	6	5
S_{11}	6	7	10

3 шаг. Работы 1, 6 и 10 образуют последовательное множество работ. Применяем алгоритм для случая последовательных работ. Получаем таблицу 2.5 для агрегированной работы 12.

Таблица 2.5

R_{12}	18	16	14	12	16
S_{12}	6	8	11	15	19

Из таблицы исключены два варианта. Вариант $R_{12}=15$, $S_{12}=13$ доминируется вариантом $R_{12}=14$, $S_{12}=11$, а вариант $R_{12}=13$, $S_{12}=15$ доминируется вариантом $R_{12}=12$, $S_{12}=15$.

4 шаг. Работы 2,5 и 11 образуют последовательное множество работ. Поэтому применяем алгоритм для случая последовательного множества работ, получаем таблицу 2.6 для работы 13.

Таблица 2.6

R_{13}	17	15	14	13	12
S_{13}	11	12	13	14	17

Вариант $R_{13}=16$, $S_{13}=12$ исключаем, поскольку он доминируется вариантом $R_{13}=15$, $S_{13}=12$.

5 шаг. Работы 12 и 13 образуют параллельное множество работ. Применяя алгоритм для случая параллельного множества работ, получаем таблицу 2.7 для работы 14.

Таблица 2.7

R_{14}	18	17	16	15	14	13	12
S_{14}	17	19	20	23	24	29	32

6 шаг. Работы 9 и 14 образуют последовательное множество работ. Поэтому, применяем алгоритм для случая последовательного множества работ, получаем окончательную таблицу зависимости минимальных затрат от продолжительности комплекса работ, представленную в табл. 2.8.

Таблица 2.8

R_T	22	21	20	19	18	17	16	15	14	13
S_{min}	19	21	22	24	26	27	30	31	36	39

На основе полученных таблиц можно определить оптимальный календарный план для любого R_T .

Например, $R_T=19$, $S=24$. Этому значению R_T соответствует выполнение работы 9 с минимальной продолжительностью $\tau_{92}=1$ и затратами 7 и выполнение агрегированной работы 14 за время $R_{14}=18$ и затратами $S_{14}=17$.

Соответственно агрегированные работы 12 и 13 выполняются за время $R_{12}=18$ и $R_{13}=17$, и с затратами $S_{12}=6$ и $S_{13}=11$, соответственно. Агрегированная работа 12 состоит из последовательного множества работ 1, 6 и 10. Эти работы выполняются за время $\tau_{11}=14$, $\tau_{61}=6$ и $R_{10}=8$ и затратами $S_{11}=1$, $S_{61}=3$ и $S_{10}=2$, соответственно. Агрегированная работа 13 также состоит из последовательного множества работ 2, 5 и 11, которые выполняются за время $\tau_{21}=5$, $\tau_{51}=5$ и $R_{11}=7$ соответственно, и с затратами $S_{21}=3$, $S_{51}=2$ и $S_{11}=6$, соответственно.

Агрегированная работа 10 состоит из параллельного множества работ 7 и 8, которые выполняются за время $\tau_{71} = 8$, $\tau_{81} = 6$ и с затратами $S_{71}=1$, $S_{81}=1$, соответственно.

Наконец, агрегированная работа 11 состоит из параллельного множества работ 3 и 4, которые выполняются за время $\tau_{31} = 6$, $\tau_{41} = 7$ с затратами $S_{31}=2$, $S_{41}=4$, соответственно.

Окончательно получаем, что в оптимальной программе все работы выполняются с нормативной продолжительностью за исключением работы 9, которое выполняется с минимальной продолжительностью.

Таким образом, получена модель выбора вариантов производства строительно-монтажных работ по стоимости и заданным зависимостям позволяющая получать необходимый вариант производственной программы строительного предприятия отличающаяся от традиционных возможностью установления рекомендательных зависимостей между работами, что позволяет реализовать проект с существенным упрощением процедуры получения решения и учета выпуклости функции затрат.

2.1.2. Выбор вариантов выполнения работ для произвольного сетевого графика

Для задачи (*) Берман [46] предложил итеративный алгоритм решения, в каждой итерации которого «просматриваются», за исключением начального и конечного, все узлы сети. «Просмотр» j -го узла ($j = 2, \dots, n - 1$) заключается в следующем: фиксируются все компоненты вектора t , которым мы располагаем перед данным «просмотром», кроме j -й, которая становится равной корню уравнения

$$\sum_{l \in P_j^-} S_{lj}^1(x - t_l) = \sum_{q \in P_j^+} S_{jq}^1(t_q - x). \quad (2.8)$$

(Уравнение (2.8) в силу вида функций $S_i(x)$ при допустимом t всегда имеет решение.) Начинать описанный алгоритм можно с любого допустимого вектора t_0 (начальный вектор).

Ниже исследуется скорость сходимости для одной модификации алгоритма Бермана, в которой узлы сети «просматриваются» в порядке монотонного изменения их ранга.

Пусть $\varepsilon_{jk} = t_{jk} - t_{jk-1}$, где второй индекс у значений переменных обозначает номер итерации, в которой это значение получено, и пусть для определенности узлы «просматриваются» в порядке монотонного увеличения их ранга. Тогда для k -й и $(k-1)$ -й итераций из (2.8) соответственно имеем

$$\sum_{l \in P_j^-} S_{lj}^1 [t_{jk} - (t_{lk-1} + \varepsilon_{lk})] = \sum_{q \in P_j^+} S_{jq}^1 [t_{qk-1} - t_{jk}], \quad (2.9)$$

$$\sum_{l \in P_j^-} S_{lj}^1 [t_{jk-1} - t_{lk-1}] = \sum_{q \in P_j^+} S_{jq}^1 [(t_{qk-1} - \varepsilon_{qk-1}) - t_{jk-1}]. \quad (2.10)$$

В (2.9) и (2.10) использовано то, что при «просмотре» узлов в порядке возрастания их ранга j -й узел «просматривается» позже всех узлов с номером $l \in P_j^-$ и раньше всех узлов с номерами $q \in P_j^+$.

Вычитая (2.10) из (2.9) по формуле конечных приращений, получаем

$$\varepsilon_{jk} = \frac{\sum_{l \in P_j^-} S_{lj}^2 [\xi_{lj}^k] \varepsilon_{lk} + \sum_{q \in P_j^+} S_{jq}^2 [\xi_{jq}^k] \varepsilon_{qk-1}}{\sum_{l \in P_j^-} S_{lj}^2 [\xi_{lj}^k] + \sum_{q \in P_j^+} S_{jq}^2 [\xi_{jq}^k]}. \quad (2.11)$$

В (2.11) ξ_{lj}^k находится в интервале между $(t_{jk-1} - t_{lk-1})$ и $[(t_{jk-1} - t_{lk-1}) - \varepsilon_{lk}]$, ξ_{jq}^k находится в интервале между $[(t_{qk-1} - t_{jk-1}) - \varepsilon_{qk-1}]$ и $[(t_{qk-1} - t_{jk})$. В разделе 3 будет оценен интервал $[d_{ij}, D_{ij}]$ ($d_{ij} > 0$) для каждой пары узлов $(i, j) \in P$, обладающий тем свойством, что при всех k

$$(t_{jk} - t_{ik}) \in [d_{ij} D_{ij}], \quad (t_{jk-1} - t_{ik}) \in [d_{ij} D_{ij}]. \quad (2.12)$$

Из (2.12) сразу следует, что $\xi_{ij}^k \in (d_{ij} D_{ij})$ при всех k .

С учетом этого получен следующий основной результат:

$$\varepsilon_k \leq \beta_0 \varepsilon_{k-1} \quad (k = 2, 3, \dots). \quad (2.13)$$

В (2.13) приняты такие обозначения:

$$\varepsilon_k = \max_j |\varepsilon_{jk}|, \quad \beta_0 = 1 - \left[\prod_{m=1}^{r_n-2} (1 + B_m) \right]^{-1} < 1.$$

$$B_m = \max_{j \in R_m} \left[(\sum_{i \in P_j^+} A_{ji}) (\sum_{i \in P_j^-} a_{ij})^{-1} \right] > 0, \quad (2.14)$$

$$A_{ji} = \max_{\xi \in [d_{ij}, D_{ij}]} \{S_{ij}^2(\xi)\}, \quad a_{ij} = \min_{\xi \in [d_{ij}, D_{ij}]} \{S_{ij}^2(\xi)\}.$$

Докажем неравенство (2.13). Предварительно покажем, что

$$|\varepsilon_{jk}| \leq \varepsilon_{k-1} \left\{ 1 - \prod_{f=1}^m (1 + B_j)^{-1} \right\}, \quad i \in \bigcup_{f=1}^m R_j, \quad m \leq r_n - 2.$$

Это легко сделать с помощью индукции по m . Пусть $m=1$. Тогда при $\varepsilon_{1k} = 0$ получаем ($j \in R_1$):

$$|\varepsilon_{jk}| \leq \frac{\sum_{q \in P_{j^+}} S_{jq^2} [\xi_{jq^k}] \xi_{q^{k-1}}}{S_{1j^2} [\xi_{1j^k}] + \sum_{q \in P_{j^+}} S_{jq^2} |\xi_{jq^k}|} < \varepsilon_{k-1} \left(1 - \frac{1}{1 + B_1} \right)$$

Пусть теперь неравенство справедливо для $m=s-1$. тогда для $m=s > 1$ получаем ($j \in R_s$):

$$\begin{aligned} |\varepsilon_{jk}| &\leq \frac{\sum_{i \in P_{j^-}} S_{lj^2} [\xi_{lj^k}] \varepsilon_{lk} + \sum_{i \in P_{j^+}} S_{ji^2} [\xi_{ji^k}] \varepsilon_{ik-1}}{\sum_{l \in P_{j^-}} S_{lj^2} [\xi_{lj^k}] + \sum_{i \in P_{j^+}} S_{ji^2} [\xi_{ji^k}]} \leq \\ &\leq \varepsilon_{k-1} \left\{ 1 - \prod_{j=1}^{s-1} (1 + B_j)^{-1} \frac{\sum_{i \in P_{j^-}} S_{lj^2} [\xi_{lj^k}]}{\sum_{l \in P_{j^-}} S_{lj^2} [\xi_{lj^k}] + \sum_{i \in P_{j^+}} S_{ji^2} [\xi_{ji^k}]} \right\} \leq \varepsilon_{k-1} \left\{ 1 - \prod_{f=1}^s (1 + B_j)^{-1} \right\} \end{aligned}$$

При $P_{j^-} \in \bigcup_{f=1}^{s-1} R_f$ использовано предположение индукции.

Очевидно $\prod_{f=1}^s (1 + B_j)^{-1} < \prod_{f=1}^{s_1} (1 + B_j)^{-1}$, где $s > s_1$, так что эти неравенства

доказаны.

Пусть, наконец, $m=r_n-1$. Тогда, учитывая, что $\varepsilon_{nk} = 0$, получаем

$$|\varepsilon_{jk}| = \frac{\sum_{i \in P_{j^-}} S_{lj^2} [\xi_{lj^k}] \xi_{lk}}{\sum_{i \in P_{j^-}} S_{lj^2} [\xi_{lj^k}] + S_{jn^2} [\xi_{jn^k}]}$$

Поскольку $P_{j^-} \in \bigcup_{f=1}^{r_n-2} R_f$, то сразу следует справедливость для $m=r_n-1$.

Таким образом, (2.13) доказано.

Подобно тому, как это сделано в рассматриваемом случае, для случая «просмотра узлов» в порядке убывания их ранга можно получить результат, аналогичный (2.13):

$$\varepsilon_k \leq \beta_0 \varepsilon_{k-1}, \quad \beta_0 = 1 - \left[\prod_{m=2}^{r_n-1} (1 + B_m) \right]^{-1}, \quad B_m = \max_{j \in R_m} \frac{\sum_{i \in P_{j^-}} A_{ij}}{\sum_{i \in P_{j^+}} A_{ji}}$$

Отметим в заключение, что мы считали $r_n > 2$ потому, что задача (*) имеет смысл при $r_n \geq 2$, но при $r_n = 2$ на первой итерации получается точное решение (или приближенное с любой заданной точностью), так что оценка типа (2.13) в этом случае вообще не нужна.

С помощью (2.13) легко определить итерацию, на которой достигается заданная относительная точность α в определении оптимального значения целевой функции. Воспользуемся оценкой, полученной в Приложении 2 для разности ΔS_k между значением целевой функции на k -й итерации и ее оптимальным значением:

$$\Delta S_k \leq A \frac{\beta_0^2}{1 - \beta_0^2} \varepsilon_k^2, \quad A \sum_{j=2}^{n-1} (2 \sum_{l \in P_{j^-}} A_{lj} + \sum_{l \in P_{j^+}} A_{jl}). \quad (2.15)$$

Получим оценку для ΔS^k . Вначале оценим приращение целевой функции ΔS^k на k -й итерации, для чего представим ΔS^k в следующем виде:

$$\begin{aligned} \Delta S^k &= S(t_k) - S(t_{k-1}) = \sum_{(i,j) \in P} [S_{ij^0}(t_{jk} - t_{ik}) - S_{ij^0}(t_{jk-1} - t_{ik-1})] = \\ &= \sum_{(i,j) \in P_{j^-}} S_{ij^1}[\xi_{ij}^k] (\varepsilon_{jk} - \varepsilon_{ik}) = \sum_{j=2}^{n-1} \varepsilon_{jk} \left\{ \sum_{l \in P_{j^-}} S_{lj^1}[\xi_{lj}^k] - \sum_{q \in P_{j^+}} S_{iq^1}[\xi_{jq}^k] \right\} \end{aligned}$$

(ξ_{ij}^k лежит между $(t_{jk} - t_{ik})$ и $(t_{jk-1} - t_{ik-1})$).

Конструкция алгоритма решения задачи такова, что

$$\sum_{l \in P_{j^-}} S_{lj^1}(t_{jk} - t_{lk}) = \sum_{q \in P_{j^+}} S_{iq^1}(t_{qk-1} - t_{jk}) \quad (i = 2, \dots, n-1).$$

Поэтому для сумм, входящих в данное выражение, полезны следующие представления:

$$\sum_{i \in P_{j^-}} S_{lj^1} [\xi_{lj}^k] = (\varepsilon_{jk} - \varepsilon_{ik}) = \sum_{l \in P_{j^-}} \{S_{lj^1} [t_{jk} - t_{ik}] + S_{lj^2} [\eta_{lj^2}] [\xi_{lj}^k - (t_{jk} - t_{ik})]\}$$

(η_{lj^2} лежит в интервале между $(t_{jk} - t_{ik})$ и ξ_{lj}^k);

$$\sum_{q \in P_{j^+}} S_{jq^1} [\xi_{jq}^k] = \sum_{q \in P_{j^+}} \{S_{jq^1} [t_{qk-1} - t_{jk}] - S_{jq^2} [\eta_{jq^2}] [\xi_{jq}^k - (t_{qk-1} - t_{jk})]\}$$

(η_{jq^2} лежит в интервале между ξ_{jq}^k и $(t_{qk-1} - t_{jk})$).

Легко видеть, что $\eta_{ij^k} \in [d_{ij}, D_{ij}] [(i, j) \in P]$, а так же

$$|\xi_{lj}^k - (t_{jk} - t_{ik})| \leq 2\varepsilon_k, \quad |\xi_{jq}^k - (t_{qk-1} - t_{jk})| \leq \varepsilon_k$$

Окончательно получаем

$$|\Delta S^k| \leq \sum_{j=2}^{n-1} \left\{ 2 \sum_{l \in P_{j^-}} A_{lj} + \sum_{q \in P_{j^+}} A_{jq} \right\} \varepsilon_k^2 = \varepsilon_k^2 A.$$

Неравенства позволяют получить оценку для ΔS_k :

$$\Delta S^k \leq A \sum_{q=k+1}^{\infty} \varepsilon_{q^2} \leq A \varepsilon_{k^2} \frac{\beta_0^2}{1 - \beta_0^2}$$

Итак, (2.15) доказано.

Подобным же образом можно показать, что для случая «просмотра» узлов в порядке убывания их ранга оценка также справедлива; в ней нужно только заменить β_0 на β_0' и A на A' , где

$$A' = \sum_{j=2}^{n-1} \left\{ \sum_{l \in P_{j^-}} A_{lj} + \sum_{q \in P_{j^+}} 2A_{jq} \right\}$$

Из (2.15) в силу монотонности $S_q(\tau_q)$ точность α гарантируется на итерации с номером k_0 , для которой

$$\varepsilon_{k_0} \leq \varepsilon_0 = \sqrt{\alpha \frac{1 - \beta_0^2}{\beta_0^2} \frac{1}{A} \left[\sum_{(i,j) \in P} S_{ij}^0(D_{ij}) \right]}. \quad (2.16)$$

(В (2.16) учтено, что оптимальное значение целевой функции

$$S_0 \geq \sum S_{ij}^0(D_{ij}).$$

При «просмотре» узлов в порядке убывания их ранга основные результаты (2.13) и (2.16) сохраняются; при этом лишь несколько видоизменяются выражения для констант, входящих в эти оценки.

2.2. Решения задачи определения оптимального варианта производства работ при выпуклой функции затрат

Определим для каждой пары узлов $(i, j) \in P$ интервал $[d_{ij}, D_{ij}]$. Для этого, считая известным допустимый вектор t_o , определим вначале вектор I :

$$l_q = S_q^{-1} \{ S(t_o) + S_q(T) - \sum_{f=1}^N S_f(T) \} \quad (q = 1, 2, \dots, N). \quad (2.17)$$

После этого находим

$$d_{ij} = \max_{q \in P_{ij}} \{ l_q \}, \quad D_{ij} = T - \{ L_{i_i}(I) + L_{j_n}(I) \}. \quad (2.18)$$

Докажем основное свойство интервала $[d_{ij}, D_{ij}]$, определенного в (2.18). Пусть t_o' — произвольный допустимый вектор и пусть хотя бы для одной пары $(i, j) \in P$

$$(t'_{j_o} - t'_{i_o}) \notin [d_{ij}, D_{ij}], \quad (2.19)$$

тогда

$$S(t_o') > S(t_o). \quad (2.20)$$

Действительно, в силу (2.19) при выполнении (2.20):

$$(t'_{j_o} - t'_{i_o}) < l_{q_1} (q_1 \in P_{i_j})$$

хотя бы для одной пары $(i, j) \in P$, откуда в силу (2.20) и монотонности функций $S_q(\tau_q)$ следует

$$S(t_o') > S_{q_1}(l_{q_1}) + \sum_{q=1}^N S_q(T) - S_{q_1}(T) = S(t_o).$$

Что совпадает с (2.20).

Таким образом, достаточно показать, что целевая функция $S(t)$ монотонно убывает в рассматриваемом алгоритме. К этому мы и переходим.

Пусть ΔS_{jk} – приращение целевой функции при просмотре j -го узла в k -й итерации, t_k^j – вектор, полученный из t_0 перед просмотром j -го узла в k -й итерации, с j -й компонентой, равной t_j . Тогда

$$\Delta S_{jk} = \int_{t_{j,k-1}^j}^{t_{j,k}^j} \left\{ \frac{\partial}{\partial t_j} S(t_k^j) \right\} dt_j = \int_{t_{j,k-1}^j}^{t_{j,k}^j} \sum_{q \in P_j^-} \Delta S_{qj}^1(t_j - t_{qk}) - \sum_{q \in P_j^+} \Delta S_{qj}^1(t_{qk-1} - t_j) - dt_j. \quad (2.21)$$

Вводя для подынтегрального выражения в (2.15) обозначение $\Delta S_{jk}^l(t_j)$ и учитывая строгую выпуклость функций $S_q(\tau_q)$, а также $\Delta S_{jk}^l(t_{jk})=0$, из (2.21) получаем

$$\Delta S_{jk} = \left| \Delta S_{jk} \right| \operatorname{sgn}(t_{jk} - t_{jk-1}) \operatorname{sgn}[\Delta S_{jk}^1(t_{jk-1})]. \quad (2.22)$$

Из (2.20) сразу следует (рис. 2.3, на котором так же, как и на рис. 2.4, введены обозначения:

$$S_k^-(t_j) = \sum_{l \in P_j^-} S_{lj}^1(t_j - t_{lk}), \quad S_k^+(t_j) = \sum_{q \in P_j^+} S_{jq}^1(t_{qk-1} - t_j),$$

что всегда, $\Delta S_{jk} \leq 0$, т. е. монотонное убывание целевой функции в алгоритме Бермана.

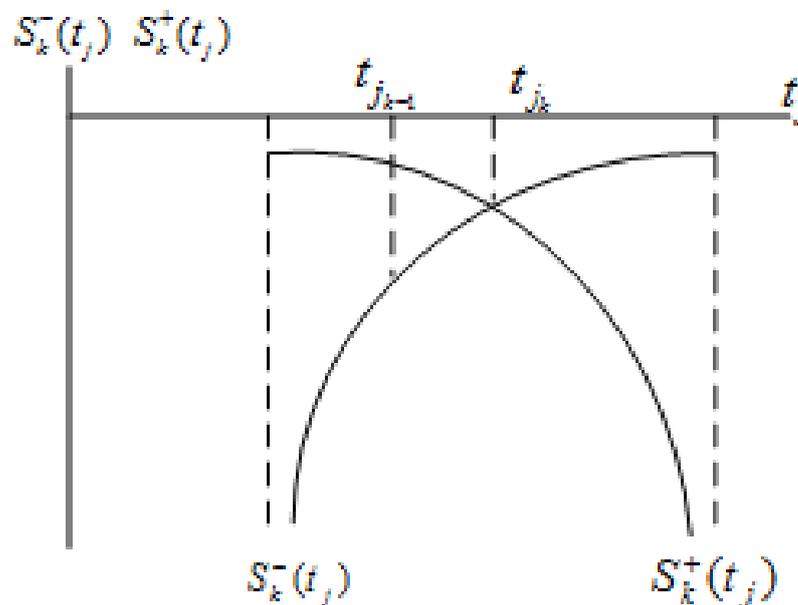


Рисунок 2.3

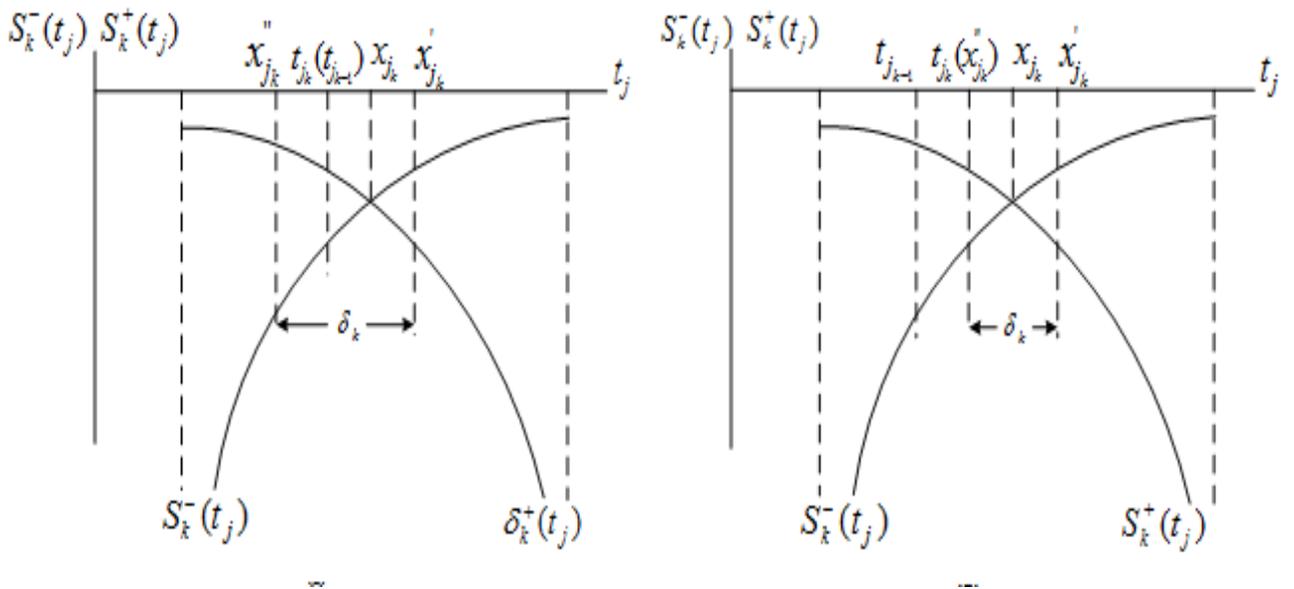


Рисунок 2.4

Из (2.22) следует монотонность целевой функции и в том случае, если при «просмотре» j -го узла в k -й итерации присваивать t_j любое значение, заключенное между t_{jk-1} и корнем уравнения $\Delta S_{jk}^{-1}(t_j) = 0$.

Пусть x_{jk} и x'_{jk} — соответственно точное и приближенное, при абсолютной точности δ_k ($|x_{jk} - x'_{jk}| < \delta_k$), решения уравнения (2.2), составленного при «просмотре» j -го узла в k -й итерации, и пусть x'_{jk} определяется следующим образом:

$$x''_{jk} = x'_{jk} + \frac{\delta_k}{2} \{1 - \text{sgn}[\Delta S_{jk}^1(t_{jk-1})] \text{sgn}[\Delta S_{jk}^1(x'_{jk})]\} \text{sgn}(t_{jk-1} - x'_{jk}). \quad (2.23)$$

В алгоритме приближенного «просмотра» узлов будем осуществлять «просмотр» j -го узла в k -й итерации по правилу:

$$t_{jk} = \begin{cases} x''_{jk}, & |\Delta S_{jk}^1(x''_{jk})| < |\Delta S_{jk}^1(t_{jk-1})| \\ t_{jk-1}, & |\Delta S_{jk}^1(x''_{jk})| \geq |\Delta S_{jk}^1(t_{jk-1})| \end{cases} \quad (2.24)$$

(«просмотр» осуществлялся по правилу $t_{jk} = x_{jk}$ для всех j и k).

Из (2.23) и (2.24) следует, что t_{jk} лежит в интервале между t_{jk-1} и x_{jk} (рис. 2.4, где показаны две возможные ситуации), обеспечивает монотонное убывание целевой функции.

Вопрос, связанный с оптимальным (в смысле затрат времени на вычисления) выбором β_1 по-видимому, может быть решен лишь экспериментально. Предлагается брать

$$\beta_1 = \beta_0 + (1 - \beta_0) / 2 \quad (2.25)$$

Основные выводы:

1) предложена модификация алгоритма Бермана для решения сетевой задачи оптимизации календарного плана по стоимости;

2) исследована скорость сходимости этой модификации, при этом показано, что алгоритм сходится не медленнее геометрической прогрессии со знаменателем β_0 ;

3) в практически важном случае приближенного выполнения основной процедуры алгоритма предложен рациональный способ выбора точности на каждой итерации, обеспечивающий сходимость приближенного алгоритма более быструю, чем у геометрической прогрессии со знаменателем β_1 ($\beta_0 < \beta_1 < 1$);

4) получены оценки точности приближенного решения сетевой задачи.

Пример 2.2. Число работ равно 4. Данные приведены в табл. 2.9.

Таблица 2.9

τ_i	1	2	3	4	5	6	7	8
K_1	2	1	1	4				
K_2		3	3	2	1			
K_3			4	4	3	6		
K_4				5	5	2	3	

Пусть $T = 15$, то есть требуется сократить продолжительность комплекса работ на $22 - 15 = 7$ единиц. Для этого, двигаясь справа налево в табл. 2.9 отбираем 7 чисел K_i наименьших по величине. Заметим, что число $K_i = 1$ равно 2, число $K_i \leq 2$ равно 5, а число $K_i \leq 3$ равно 8. Поэтому отбираем 7 чисел $K_i \leq 3$. Возможны два варианта. В первом варианте

$$\tau_1=1, \tau_2=3, \tau_3=5, \tau_4=6, T = 15$$

с затратами

$$S_1+S_2+S_3+S_4 = 8+6+9+5=28$$

Во втором варианте

$$\tau_1=1, \tau_2=2, \tau_3=6, \tau_4=6, T = 15$$

с такими же затратами

$$S_1+S_2+S_3+S_4 = 8+6+9+5=28$$

Для получения оптимального решения необходимо отобрать (D-T) наименьших коэффициентов K_i , отобранные коэффициенты определяют продолжительности работ и соответственно затраты. Как видно из описания оба алгоритма позволяют эффективно решать задачу минимизации затрат для последовательного и параллельного множеств работ. Поскольку эти две задачи являются основными в алгоритме решения общей задачи минимизации затрат, что эффективность алгоритма также увеличивается.

Таким образом, *получен механизм для оценки сходимости итерационной процедуры при проведении комплекса работ строительным предприятием минимальной продолжительности.*

2.3. Модели выбора вариантов выполнения работ

при зависимостях рекомендательного типа

2.3.1. Модель построения календарного плана

с минимальной продолжительностью выполнения комплекса работ

В [38] показано, что для трех исполнителей может быть построен граф, для которого отношение длины расписания t , построенного по «наилучшему» уровневому алгоритму, к длине оптимального расписания t_{\min} составит $5/4$ при условии одинаковой длительности исполнения каждой работы:

$$\frac{t}{t_{\min}} = \frac{3m-1}{2m+1},$$

где m — число исполнителей.

Конструкция такого графа представлена на рис. 2.5. Согласно уровневому алгоритму в таком графе первые $m-1$ тактов расписания будут

заняты выполнением работ множества А. Затем в течение m тактов будут выполняться не более, чем по две работы: по одной из множеств В и С, и, наконец, в течение m тактов будут выполняться работы множества D и последняя работа множества В. Длина оптимального расписания, в котором первые m тактов выполняется по $(m-1)$ -й работе множества А по одной работе множества А, составляет:

$$t_{\min} = \frac{|A| + |B| + |C| + |D|}{m} = 2m - 1.$$

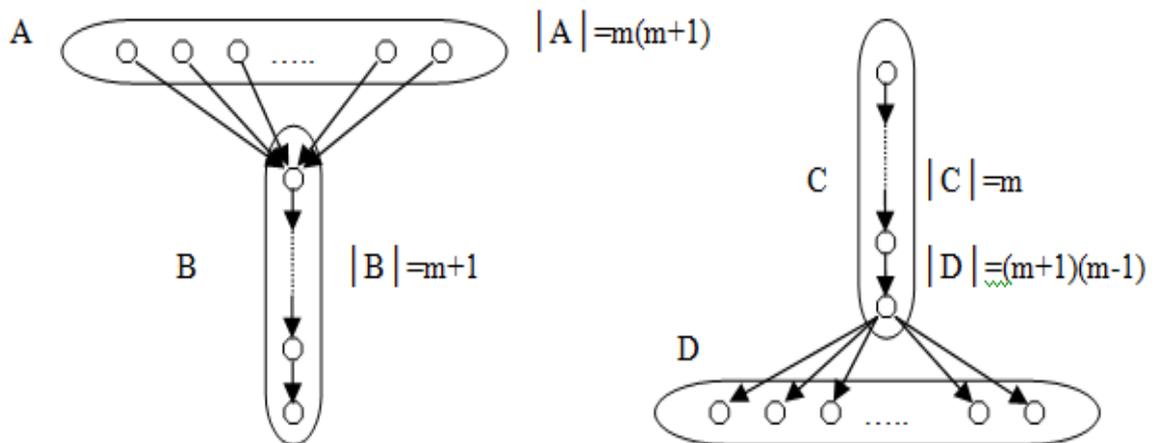


Рисунок 2.5 - Граф предшествования для любого числа исполнителей

Оптимальным является алгоритм, в котором очередность назначения работ на исполнение зависит от числа подчиненных работ. При этом важно, что назначение работ производится не по уровневому принципу.

Задача 2.1. Имеется множество работ $S = \{J_1, \dots, J_n\}$, на котором задано отношение предшествования \rightarrow , такое, что если $J_i \rightarrow J_j$, то невозможно $J_j \rightarrow J_i$, т. е. предшествование задано ациклическим графом. На множестве S задана весовая функция $f(J_i) = w_i$, определяющая длительность исполнения работы J_i одним исполнителем. Имеется m одинаковых исполнителей. Требуется построить расписание минимальной длительности выполнения множества работ S, такое, чтобы были выполнены следующие ограничения.

1. Если работа J_i предшествует работе J_j ($J_i \rightarrow J_j$), то выполнение работы J_j не может начаться раньше, чем завершится выполнение работы J_i .
2. Выполнение начатой работы не прерывается.

3. Одновременно на исполнении может находиться не более, чем m работ.

В качестве важного частного случая *задачи 2.1* можно рассмотреть *задачу 2.2*, в которой предполагается, что все работы требуют одинакового времени исполнения, равного единице. Еще одной интересной подзадачей является *задача 2.3*, в которой в качестве дополнительного ограничения относительно *задачи 2.2* предполагается, что граф предшествования является деревом.

Алгоритм решения задачи 3 будем называть алгоритмом 1.

Для *алгоритма 1* требуется, чтобы все вершины ациклического графа были помечены следующим образом.

1. Всем работам, которые не предшествуют ни одной другой работе, присваивается пометка $h(J_i)$.

2. Для работы J_j , которая непосредственно предшествует работам J_{j1}, \dots, J_{jE} , при условии, что пометка этих вершин уже произведена,

$$h(J_j) = w_j + \max\{h(J_{jk})\}.$$

Здесь $h(J_{j1}), \dots, h(J_{jE})$ соответствуют работам J_{j1}, \dots, J_{jE} . Если не помечена хотя бы одна из работ J_{j1}, \dots, J_{jE} , пометка работы пока не производится, переходим к другой работе.

3. П.2 повторяется до тех пор, пока не будут помечены все работы.

Величина $h(J_j)$ определяется максимальной длиной (длительностью исполнения) цепочки от работы J_j до работы, которая не предшествует ни одной другой работе. Если w_j не одинаковы для всех работ, уровеньный метод трансформируется в метод «критического пути». Предлагаемый *алгоритм 2* работает с пометками $n(J)$, которые для каждой работы J определяются числом последующих работ. Пример пометки представлен на рис. 2.6.

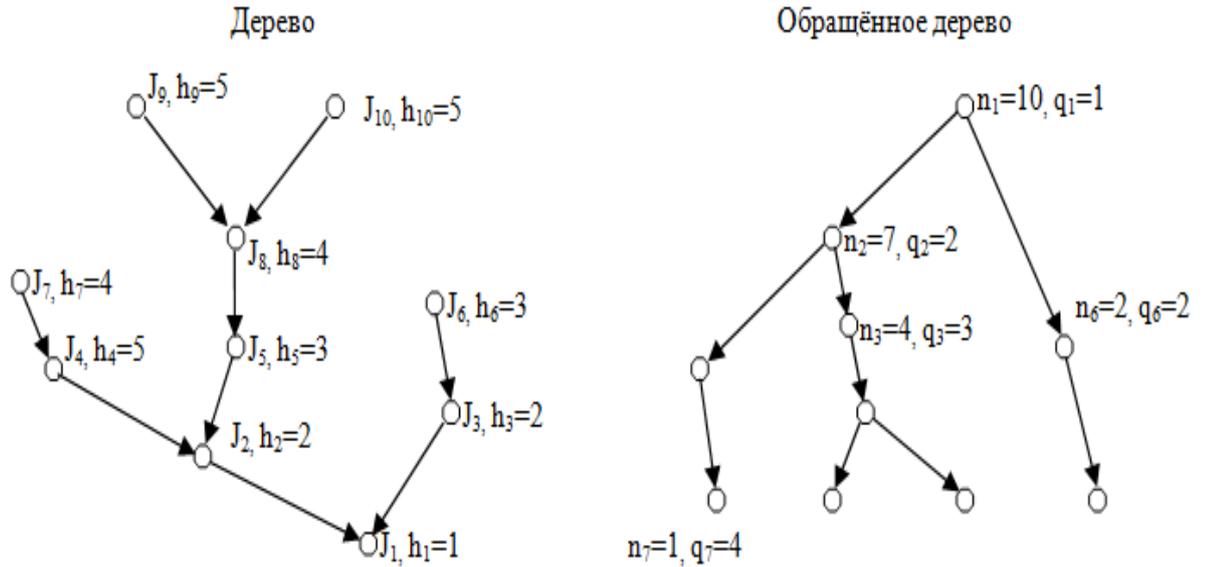


Рисунок 2.6 - Пример пометки работ

Формально пометка производится по следующей процедуре.

1. Для работы J_j которая предшествует работам J_{j_1}, \dots, J_{j_k} ,

$$n(J_j) = w_j + \sum w_{j_i},$$

где w_{j_1}, \dots, w_{j_k} соответствуют работам J_{j_1}, \dots, J_{j_k} .

2. П.1 выполняется для каждой работы.

Алгоритм 2 строит расписание аналогично алгоритму 1, но вместо $h(J)$ используется пометка $n(J)$.

В случае дерева $n(J)$ и $h(J)$ совпадают, поэтому оптимальность предлагаемого алгоритма 2 в условиях задачи 3 не требует специального доказательства. Оказывается, что и для обращенного дерева алгоритм 2 является оптимальным.

Таким образом, Алгоритм 2 строит расписание минимальной длины для выполнения множества работ с предшествованием, заданным обращенным деревом, если каждая работа выполняется за единицу времени.

Вершины графа снабдим дополнительной пометкой $g(J)$ согласно следующей процедуре.

1. Для вершин J_i , не имеющих предшественников, $g(J_i)$ полагается равным w_i .

2. Если вершине J_j , непосредственно предшествуют вершины J_{j_1}, \dots, J_{j_E} и пометка этих вершин уже произведена,

$$g(J_j) = w_i + \max\{g(J_{jk})\}, \quad k = 1, \dots, E.$$

Если хотя бы одна из вершин, предшествующих вершине J_j , не помечена, то пометка J_j не производится, переходим к другой вершине.

3. П.2 повторяется до тех пор, пока не будут помечены все вершины графа. Пометка $g(J)$ эквивалентна пометке $h(J)$ в графе с обращенными отношениями предшествования.

Переформулируем алгоритм 2 в приведенных обозначениях.

Алгоритм 2. $k := 1$.

1. Множество B_k формируется так что в него включается m максимальных по $n(J)$ работ из $F(k)$, если $|F(k)| > m$, B_k полагается равным $F(k)$, если $|F(k)| \leq m$.

2. Если не все работы заданного множества S назначены на исполнение на k тактах, полагаем $k := k+1$ и переходим к выполнению п. 1.

Если $\bigcup_{i=1}^k B_i$ содержит все работы, алгоритм заканчивает работу.

Обосновать данные положения можно следующим образом. Пусть B_1, \dots, B_T - расписание, составленное согласно алгоритму 2. Покажем, что для произвольного расписания B_1^*, \dots, B_T^* справедливо соотношение:

$$\left| \bigcup_{i=1}^k B_{j_i}^* \right| \leq \left| \bigcup_{i=1}^k B_{j_i} \right| \quad (2.26)$$

Для любого $k=1, \dots, T$.

Доказательство проведём индукцией по k . Для $k=1$ (2.1) справедливо. Действительно, если $|F(1)| \leq m$, то $|B_1^*| \leq |B_1| = |F(1)|$. Если же $|F(1)| > m$, то $|B_1| = m \geq |B_1^*|$

Пусть (2.1) справедливо для k , покажем, что тогда (2.1) справедливо и для $k+1$.

Если $|B_{k+1}| = m$ или $|B_{k+1}| \geq |B_{k+1}^*|$, то индуктивный переход тривиален, поэтому рассмотрим случай:

$$|B_{k+1}| < |B_{k+1}^*| \quad (2.27)$$

Если (2.27) выполняется для последнего множества B , т. е. $B_{k+1}=B_T$, то $\bigcup_I^{k+1} B_i$ содержит все работы множества S и (1) остается справедливым.

Предположим теперь, что (2.27) справедливо для $(k+1)$ -го шага, не являющегося завершающим. Так как за один такт расписания нельзя выполнить более, чем один уровень графа, то в $\bigcup_I^{k+1} B_i^*$ не могут находиться вершины, для которых $g(J) > k+1$.

Покажем, что при этом все вершины, для которых $g(J) < k+1$, принадлежат $\bigcup_I^{k+1} B_i$.

Легко видеть, что в этом случае (1) справедливо и для $(k+1)$ -го шага.

Допустим противное: в $\bigcup_I^{k+1} B_i$ не содержится работа J^* , такая, что $g(J^*) < k+1$.

Тогда в $F(k+2)$ должна существовать хотя бы одна работа \bar{J} с $g(\bar{J}) \leq k+1$ (возможно, \bar{J} есть J^*), которую нельзя назначить в B_{k+1} . Это означает, что в B_{k+1} содержится предшествующая ей работа J (напомним, что $|B_{k+1}| < m$).

Обозначим через \tilde{B}_{k+1} множество работ из B_{k+1} , имеющих последующие работы (сюда входит J).

Обоснуем утверждение: в каждом B_f , $f=1, \dots, k$ имеются работы, предшествующие каждой из работ \tilde{B}_{f+1} .

Множество работ из B_f , предшествующих работам множества B_{k+1} , будем обозначать через \tilde{B}_f .

Таким образом, работа \bar{J} имеет предшествующую работу в каждом из множеств B_j , $j=1, \dots, k+1$. Но работа \bar{J} не может иметь предшественника в каждом из множеств B_j , $j=1, \dots, k+1$, так как это противоречит

предположению, что $g(\bar{J}) \leq k + 1$.

Полученное противоречие доказывает справедливость (2.1) для любого $k, k = 1, \dots, T$.

Таким образом, оказывается, что алгоритм 2 дает оптимальное решение для произвольного числа исполнителей тех же задач, что и алгоритм 1. При этом он может эффективно использоваться при построении эвристических алгоритмов составления расписаний в условиях более сложных задач.

При решении ряда оптимизационных задач, календарного планирования производства строительного-монтажных работ необходимо задание по каждой работе модели строительства объекта. Максимально допустимой интенсивности потребления трудовых ресурсов.

Выбор величины (значения) этой интенсивности может осуществляться по разному, исходя из следующих факторов:

- имеющегося фронта работ $n_{\max\phi}$;
- используемых (выбранных) машин и механизмов для производства работ $n_{\max m}$;
- имеющегося опыта выполнения подобных работ $n_{\max o}$;
- минимума затрат на выполнение работы $n_{\max z}$ и т.д.,

где $n_{\max i}$ — максимально допустимая интенсивность потребления трудовых ресурсов при различных условиях выбора

$$i = \phi, m, o, z$$

Учитывая постоянно растущий в последние годы дефицит трудовых ресурсов в строительстве, предлагается при назначении максимально допустимого числа исполнителей на работу, кроме указанных выше факторов учитывать еще и эффективность использования трудовых ресурсов при выполнении конкретной работы.

Обозначим максимально допустимую интенсивность потребления трудовых ресурсов, при которой обеспечивается заданная степень эффективности их использования, через $n_{\max \varepsilon}$.

Тогда задача определения максимально допустимой интенсивности потребления трудовых ресурсов n_{\max} сводится к определению значений $n_{\max\phi}$, $n_{\max\mu}$, $n_{\max\theta}$, $n_{\max\zeta}$ и $n_{\max\epsilon}$ и выбору из них наименьшего.

Эта величина округляется до числа, кратного численности (величине) технологического звена, необходимого для производства конкретной работы:

$$n'_{\max} = \min \{n_{\max\phi}, n_{\max\mu}, n_{\max\zeta}, n_{\max\theta}\} \quad (2.28)$$

$$n_{\max} = K\Delta n, \quad (2.29)$$

где Δn число исполнителей в одном технологическом звене;

K - целая часть числа $(\frac{n'_{\max}}{\Delta n})$.

Пусть для какой-то работы при $\Delta n = 3$ чел. различным образом определили значения величин $n_{\max i}$

Они оказались равными: $n_{\max\phi} = 50$ чел., $n_{\max\mu} = 25$ чел., $n_{\max\theta} = 30$ чел., $n_{\max\zeta} = 40$ чел., $n_{\max\epsilon} = 32$ чел. Тогда максимально допустимая интенсивность потребления трудовых ресурсов будет равна

$$n'_{\max} = \min \{50, 25, 30, 40, 32\} = 25 (\text{чел.})$$

K равно целой части числа $(\frac{n'_{\max}}{\Delta n} = \frac{25}{3})$ т. е. $K = 8$, а n_{\max} данной работы с учетом всех возможных ограничений оказалось равным:

$$n_{\max} = K \Delta n = 3 \cdot 8 = 24 (\text{чел.})$$

Таким образом, для данной работы при решении указанных выше оптимизационных задач максимально допустимая интенсивность потребления трудовых ресурсов должна быть задана равной 24 чел.

Как показывает практика календарного планирования производства строительно-монтажных работ, в указанных выше задачах (2-5) чаще всего в качестве модели строительства объектов используется либо избыточные сетевые модели, либо модели объектов-аналогов, либо укрупненные модели с заданной степенью совмещения отдельных работ.

На этапе годового и квартального планирования определение $n_{\max\phi}$, $n_{\max\mu}$, $n_{\max\sigma}$ носит довольно субъективный характер, а определение $n_{\max\zeta}$, кроме того, еще и довольно трудоемко.

Поэтому в зависимости от обстоятельств при определении максимально допустимой интенсивности потребления трудовых ресурсов по описанному выше правилу можно использовать либо все значения n_{\max} , либо часть из них, либо одно из этих значений. В последнем случае в качестве такого единственного значения $n_{\max i}$ рекомендуется использовать максимально допустимую интенсивность потребления трудовых ресурсов, обеспечивающую заданную степень эффективности их использования $n_{\max\epsilon}$.

Не останавливаясь на уже известных методах определения значений $n_{\max\phi}$, $n_{\max\mu}$, $n_{\max\sigma}$ и $n_{\max\zeta}$, рассмотрим подробнее методику расчета $n_{\max\epsilon}$.

Будем считать использование трудовых ресурсов при выполнении работы эффективным, если при добавлении к уже назначенному на работу числу исполнителей еще одного технологического звена продолжительность выполнения работы сократится не менее чем на один день в пересчете на одного добавленного человека.

Обозначим: Q – объем работы; q – дневная выработка на одного рабочего.

Величины Q и q определяются либо в физических объемах, либо в стоимостном выражении, но всегда в одном и том же измерении;

n – уже назначенное на работу число исполнителей с выработкой q ;

t – продолжительность выполнения работы.

Приведенные выше параметры связаны между собой соотношением:

$$t = \frac{Q}{n \cdot q}. \quad (2.30)$$

Добавление на работу дополнительного числа исполнителей Δn приведет к сокращению продолжительности выполнения работы на Δt , равную

$$\Delta t = \frac{Q}{n} - \frac{Q}{(n + \Delta n)q} = \frac{Q \Delta n}{n(n + \Delta n)q}, \quad (2.31)$$

а в пересчете на одного добавленного человека сокращение продолжительности выполнения работы $\frac{\Delta t}{\Delta n}$ составит

$$\frac{\Delta t}{\Delta n} = \frac{Q}{n(n + \Delta n)q}. \quad (2.32)$$

Использование трудовых ресурсов при выполнении работы будет эффективным, если выполняется условие

$$\frac{\Delta t}{\Delta n} \geq 1 \quad (2.33)$$

Из соотношений (2.32) и (2.33) следует, что

$$\frac{Q}{n(n + \Delta n)q} \geq 1, \quad (2.34),$$

откуда после соответствующих преобразований получим

$$n^2 + n \Delta n - \frac{Q}{q} \leq 0. \quad (2.35)$$

Считая в неравенстве (2.35) величины Δn , Q и q известными, решим это неравенство относительно n . В результате решения получим n_{\max} , удовлетворяющее условие:

$$n_{\max 1,2} \leq \frac{\Delta n \pm \sqrt{(\Delta n)^2 + 4 \frac{Q}{q}}}{2}. \quad (2.36)$$

Учитывая, что величина n_{\max} не может быть отрицательной, получим, что максимально допустимая интенсивность потребления трудовых ресурсов с заданной степенью эффективности их использования удовлетворяет

условию:
$$n_{\max} \leq \frac{1}{2} \left(\sqrt{(\Delta n)^2 + 4 \frac{Q}{q}} - \Delta n \right). \quad (2.37)$$

Как видно из выражения (2.37), максимально допустимая интенсивность потребления трудовых ресурсов с заданной степенью эффективности их использования зависит от следующих величин:

— объема выполняемой работы: чем больше объем работы, тем больше значение величины n_{\max} , хотя здесь и ниже эта зависимость не прямая;

— достигнутой выработки исполнителя: чем больше выработка, тем меньше значение величины n_{\max} ;

— величины технического звена: чем больше численность звена, тем меньше значение величины n_{\max} .

Пример 2.5. Пусть необходимо выполнить ремонт дорог объемом $Q = 1000$ куб.м при величине технологического звена $\Delta n = 2$ чел. И достигнутой выработке на кладке $q = 1$ куб.м/чел.-дн.

$$n_{\max} \leq \frac{1}{2}(\sqrt{2^2 + 4 \cdot 1000} - 2) \approx 30,5.$$

Учитывая, что величина n_{\max} не может быть дробной и должна быть краткой величине Δn , получим:

$$n_{\max} \leq 30.$$

Если на такой объем кирпичной кладки поставить больше 30 чел., то их использование на этой работе будет не эффективным. Представим себе, что за счет совершенствования организации труда, применения средств механизации и автоматизации и других организационно-технических мероприятий удалось повысить производительность труда каменщиков на 50%. Тогда величина n_{\max} будет равна:

$$n_{\max} \leq \frac{1}{2}(\sqrt{4 + 4 \cdot \frac{1000}{1,5}} - 2) = 25$$

и с учетом сделанных выше замечаний получим, что

$$n_{\max} \leq 24 \text{ чел.}$$

Таким образом, повышение производительности труда на 50% при выполнении кирпичной кладки привело к необходимости сокращения числа работников на 6 человек или на 20%, при этом продолжительность

выполнения работы сократилась с $t_1 = \frac{1000}{30} \approx 33(\text{дн.})$ до $t_2 = \frac{1000}{24 \cdot 15} \approx 28(\text{дн.})$, т.е. на 5 дней или на 15 %.

Экстраполируя полученные зависимости для величины n_{max} , можно утверждать, что по мере развития научно-технического прогресса, совершенствования форм организации и оплаты труда производительность труда будет возрастать, а это приведет к необходимости сокращения числа исполнителей при выполнении одних и тех же объемов работ, а при бригадной организации труда - к сокращению численности специализированных бригад, что плохо само по себе в силу целого ряда других причин, или к перерастанию специализированных бригад в комплексные.

При переводе бригад на работу по подряду возникает необходимость так распределить их по объектам, чтобы трудовые ресурсы бригады использовать эффективно. Для решения этой проблемы воспользуемся соотношением (2.26), полученным для n_{max}

$$n_{\text{max}} \leq \frac{1}{2} \left(\sqrt{(\Delta n)^2 + 4 \frac{Q}{q} \Delta n} \right).$$

Подразумевая под n_{max} число рабочих в бригаде, определим, какой объем работ Q должна выполнять бригада, чтобы эффективно использовались ее трудовые ресурсы. Для этого, сделав в выражении (2.37) некоторые преобразования и решив неравенство относительно Q , получим:

$$Q \geq q(n_{\text{max}}^2 + \Delta n \cdot n_{\text{max}}). \quad (2.38)$$

Если на каком-то объекте для какой-то бригады объем получаемой ей работы окажется меньше Q , то целесообразно либо передать этот объект на подряд другой бригаде, либо сократить численность этой бригады (почин свердловчан— тоже задание меньшей численностью), либо передать ей на подряд еще один объект, на котором бы часть людей этой бригады могла одновременно эффективно работать.

Пример 2.6. Пусть имеется бригада каменщиков численностью 20 чел. и достигнутой выработкой 1,5 куб.м /чел. -дн. кладки.

Требуется определить объем кирпичной кладки, который необходимо поручить выполнить этой бригаде при $\Delta n = 2$ чел.

Из соотношения (2.26) следует, что

$$Q \geq 1,5(20^2 + 2 \cdot 20) = 660(\text{м}^3),$$

т. е. для данной бригады объем кирпичной кладки должен быть не менее 660 куб.м.

Пусть, объем кладки на объекте оказался равным 450 куб.м. Тогда на этом объекте необходимо оставить всего n_{\max}

$$n_{\max} \leq \frac{1}{2} \left(\sqrt{2^2 + 4 \cdot \frac{450}{1,5}} + 2 \right) = 16(\text{чел.}),$$

т.е. на данном объекте необходимо оставить не более 16 человек (можно и меньше), а остальных рабочих перевести на другой объект, где бы их можно было эффективно использовать. Предлагаемый подход к определению максимально допустимой интенсивности потребления трудовых ресурсов позволит при решении указанных выше оптимизационных задач календарного планирования сократить трудоемкость подготовки исходных данных для решения этих задач на ЭВМ, так как в этом случае в исходных данных можно не проставлять значения n_{\min} и n_{\max} для каждой работы модели. Достаточно по видам работ в справочнике указать значения n_{\min} и плановую выработку по организации на рассматриваемый год и сразу же при заведении исходных данных в ЭВМ по специальной программе по соотношениям (2.31) и (2.32) определять значение n_{\max} и приформировывать его вместе с n_{\min} к основному массиву информации по данной работе.

При формировании же графиков движения бригад вместо плановой выработки по организации необходимо учитывать фактическую: выработку конкретных бригад с учетом запланированных по организации темпов роста производительности труда.

2.3.2. Модель построения календарного плана с минимальными дополнительными затратами

Пусть имеется одна бригада и n работ, которые выполняются ей. Длительность выполнения j -ой работы определяется выражением:

$$t_{ij} = \tau_{ij} + \tau_j,$$

где τ_{ij} — время перемещения бригады при переходе от обслуживания i -ой работы к j -ой, τ_j — время выполнения j -ой работы.

Требуется определить последовательность выполнения работ, при которой максимальное время выполнения каждой отдельной работы минимально.

Рассмотренная задача сводится к известной задаче о коммивояжере в минимаксной ее постановке.

Математически задача может быть представлена в следующем виде. Требуется определить:

$$t = \min_{i,j=0;\overline{n},i \neq j} \max t_{ij} x_{ij} \quad (2.39)$$

при ограничениях:

$$\sum_{i=0}^n x_{ij} = 1, \sum_{j=0}^n x_{ij} = 1, i, j = \overline{0;n}, i \neq j, \quad (2.40)$$

$$U_i - U_j + (n+1)x_{ij} \leq n, i, j = \overline{0;n}, i \neq j, \quad (2.41)$$

$$x_{ij} \in \{0,1\}; i, j = \overline{0;n}, i \neq j, \quad (2.42)$$

где: $U_i \geq 0; U_j \geq 0$ — дополнительные переменные,

t_{oj} — время выполнения j -ой работы, если она выполняется первой ($j = \overline{1;n}$),

t_{io} — время перемещения бригады в исходное состояние, если i -ая работа выполняется последней ($i = \overline{1;n}$).

Ограничения (2.39) — (2.42) являются типовыми для задачи о коммивояжере. Условие (2.42) определяет минимаксный характер рассматриваемой задачи.

Практические задачи, которые сводятся к (2.39) — (2.42), могут иметь самый различный физический смысл. Например, к (2.39) — (2.42) сводится задача минимизации расхода ресурса систем при контроле параметров [48].

Для решения задачи (2.39) — (2.42) может быть использован метод ветвей и границ [18]. При этом необходимо определить способ оценки нижней границы и условия построения дерева возможных вариантов.

Обозначим: U — множество переменных x_{ij} , $S_l = \{x_{ij}; x_{ij} = 1\}$ — множество фиксированных переменных, входящих в отдельные ветви дерева возможных вариантов;

$l = \overline{0, n}$ — количество переменных x_{ij} , фиксированных на единице и включенных в множество S_l (при $l=0, S_0 \neq \phi$), $E_{s_l} = \{x_{ij}, x_{ij} = 0\}$ — множество переменных x_{ij} , фиксированных на нуле, введение которых в множество S_l приводит к нарушению ограничений (2.34) — (2.36) или неоптимальному результату, $G_{s_l} = U \setminus (S_l \cup E_{s_l})$ — множество свободных переменных, из которых производится выбор на очередном шаге решения для включения в множество S_l ;

T_{s_l} — нижняя граница для целевой функции ветви дерева возможных вариантов, составленной из переменных $x_{ij} \in S_l$, $T_{s_l}(\bar{x}_{ij})$ — нижняя граница для целевой функции, если $\bar{x}_{ij} = 0$.

Предположим, что $l=0$ и $S_0 \neq \phi$. Найдем в каждой строке и каждом столбце исходной матрицы $\|t_{ij}\|_{s_0}$ минимальные элементы $t_{ih} (i = \overline{0, n})$ и $t_{rj} (j = \overline{0, n})$. Тогда нижняя граница решения может быть определена с помощью выражения:

$$T_{s_0} = \max_{ij} (t_{ih}; t_{rj})_{h; k = \overline{0, n}}. \quad (2.43)$$

Для увеличения вероятности отсечения бесперспективных ветвей во множество S_0 , целесообразно вводить переменную x_{ih} или x_{Rj} ($i; j = \overline{0; n}; i \neq j$), которая приводит к максимальному увеличению нижней границы при условии, что переменная $x_{ih} = 0$ или $\bar{x}_{Rj} = 0$. Подставляя в матрицу $\|t_{ij}\|_{S_0}$ $t_{ih} = \infty$, определяем величину $T_{S_0}(\bar{x}_{ih}) = t_{iq} = \min_{j=0, n} t_{ij}$, которая характеризует нижнюю границу для целевой функции, если переменная $x_{ih} (\bar{x}_{ih} = 0)$ в множество S_0 , не вводится. С помощью условия:

$$T_{S_0}(\bar{x}'_{ij}) = \max_{i; j} [T_{S_0}(\bar{x}_{ih}); T_{S_0}(\bar{x}_{Rj})] \quad (2.44)$$

определяем переменную \bar{x}'_{ij} , которая вводится в множество S_0 . Для исключения из G_{S_0} , переменных $x_{ij} \in E_{S_1}$ в матрице $\|t_{ij}\|_{S_0}$ вычеркиваем строку i' и столбец j' , соответствующие переменной \bar{x}'_{ij} , и подставляем $t_{j'i'} = \infty$.

На всех последующих шагах вычислительного процесса нижняя граница для целевой функции $T_{S_l} (l = \overline{1, n})$ и выбор переменной для включения в множество S_l производится с помощью выражений, аналогичных (2.16), (2.44). Учитывая, что должны выполняться условия $T_{S_l} \geq T_{S_{l-1}}, T_{S_l}(\bar{x}'_{ij}) \geq T_{S_l}$, для определения нижней границы и выбора переменной \bar{x}'_{ij} можно использовать следующие выражения:

$$T_{S_l}(\bar{x}'_{ij}) = \max_{i, j = \overline{0, n}} [T_{S_l}(x_{ih}); T_{S_l}(\bar{x}_{Rj}); T_{S_l}], \quad (2.45)$$

$$i \neq p, j \neq q, x_{pq} \in S_l, l = \overline{1, n},$$

$$T_{S_l} = \max_{i, j = \overline{0, n}} (t_{ih}; t_{Rj}; T_{S_{l-1}}), i \neq p, j \neq q, x_{pq} \in S_l, l = \overline{1, n}. \quad (2.4046)$$

Последовательно используя условия (2.12), (2.13), строим ветвь дерева возможных вариантов, в которую входят переменные $x_{ij} \in S_l$. При $L = n$

получаем первое рекордное решение $t^0 = T_{S_n}$, которое используется для отсечения бесперспективных ветвей путем проверки неравенства:

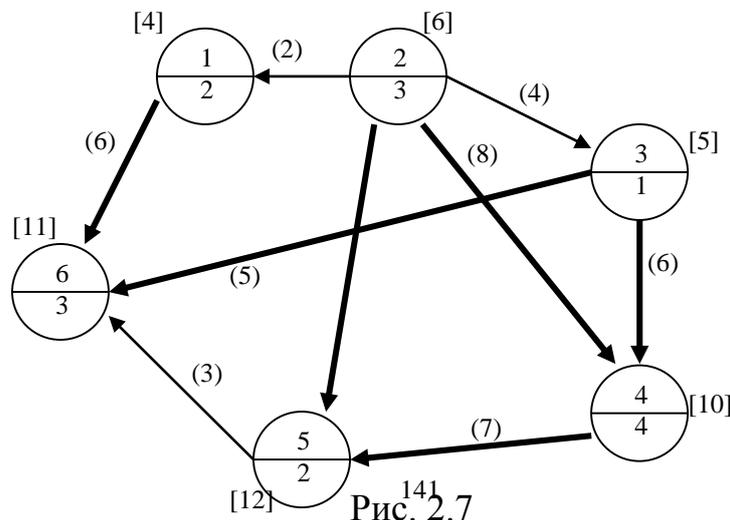
$$T_{S_l}(x_{ij}') < t^0, l = n-1, n-2, \dots, L, \dots, 0. \quad (2.41)$$

Допустим, что неравенство (2.41) не выполняется при $l = n-1, n-2, \dots, L+1$ и выполняется при $l=L$. Так как все ветви дерева вариантов, для которых неравенство (2.41) не выполняется, являются бесперспективными, то для их отсечения в матрице $\|t_{ij}\|_{S_l}$ вместо элемента, соответствующего переменной x_{ij}' , введенной в множество S_l , подставим ∞ . С помощью условий (2.38), (2.39) определяем нижнюю границу для целевой функции и выбираем новую переменную x_{ij}' для включения в множество S_l . При построении новой ветви дерева возможных вариантов проверяем выполнение неравенства:

$$T_{S_l} < t^0, l = L, L+1, \dots, n. \quad (2.42)$$

Если неравенство (2.42) выполняется при $l=n$, то получаем новое рекордное решение T_{S_n} , которое используется в дальнейшем для проверки неравенства (2.41), (2.42). Вычислительный процесс заканчивается, если условие (2.41) не выполняется при $l=n-1, n-2, \dots, 0$. В этом случае последнее рекордное решение t^0 и соответствующее ему множество переменных S_n является оптимальным.

Пример. 2.7. Рассмотрим сетевой график. (рис. 2.7)



1 шаг. $t_1=2, t_2=3, t_3=1, t_4=4, t_5=2, t_6=3$.

2 шаг. Рассматриваем вершину 1. В нее заходит одна дуга (2,1). Если соответствующую зависимость не учитывать, то продолжительность работы увеличится на 2 единицы и будет равна $t_1=4$. Если же зависимость (2,1) учитывать (считать жесткой), то момент окончания работы будет равен $t_1=2+3=5$. Поэтому выгоднее зависимость (2,1) не учитывать. Имеем $\lambda_1 = \min(4;5) = 4$.

Рассматриваем вершину 2. В нее заходит также только одна дуга (6,2). Если соответствующую зависимость не учитывать, то момент окончания работы 2 будет равен $t_2=3+3=6$. Если не учитывать, то $t_1=\tau_6+\tau_2=6$. Обе величины равны, поэтому $\lambda_2 = 6$

Рассматриваем работу 3. В нее также заходит только одна дуга (2,3). Если соответствующую зависимость не учитывать, то $\lambda_3 = \tau_3 + a_{23} = 5$, а если учитывать, то $\lambda_3 = \lambda_2 + \tau_3 = 6+1 = 7$.

Выбираем минимальное время $\lambda_3 = \min(5;7) = 5$

Рассматриваем работы 4. В данном случае в величину 4 заходят две дуги (2,4) и (3,4). Поэтому имеются 4 варианта.

Обе зависимости (2,4) и (3,4) не учитываем. Продолжительность работы увеличивается на $a_{24} + a_{34} = 8 + 6 = 14$ и момент ее окончания $\lambda = 4 + 14 = 18$.

Учитываем только одну зависимость (2,4). Продолжительность работы 4 увеличивается на $a_{34} = 6$, а момент ее окончания равен $\lambda = t_2 + \tau_4 + a_{34} = 4 + 6 + 6 = 16$.

Учитываем только зависимость (3,4). Продолжительность работы увеличивается на $a_{24} = 8$, а момент ее завершения равен $\lambda = t_3 + \tau_4 + a_{24} = 5 + 8 + 4 = 17$.

Учитываем обе зависимости (2,4) (3,4). Продолжительность работы не увеличивается, а момент ее завершения равен $\lambda = \max(\lambda_2; \lambda_3) + \tau_4 = 6 + 4 = 10$.

Выбираем вариант с минимальной величиной λ , то есть $\lambda_4 = \min(18, 16, 17, 10) = 10$

Рассматриваем работу 5. В нее также заходят две дуги (2,5) и (4,5). Потому рассматриваем четыре варианта. Обе зависимости не учитываем. Имеем $\lambda = \tau_5 + a_{25} + a_{45} = 2 + 4 + 7 = 13$. Учитываем зависимость (2,5). Имеем

$$\lambda = \tau_5 + a_{45} + \lambda_2 = 2 + 7 + 6 = 15.$$

Учитываем зависимость (4,5). Имеем $\lambda = \tau_5 + a_{25} + \lambda_4 = 2 + 4 + 10 = 16$.

Учитываем обе зависимости (2,5) (4,5). Имеем $\lambda = \max(\lambda_2; \lambda_4) + \tau_5 = 2 + 10 = 12$.

Выбираем четвертый вариант $\lambda_5 = 12$

Рассматриваем работу 6. В вершину 6 заходят три дуги (1,6) (3,6) и (5,6) в данном случае имеем $2^3=8$ вариантов. Все три зависимости не учитываем.

$$\text{Имеем } \lambda = \tau_6 + a_{16} + a_{36} + a_{56} = 3 + 6 + 5 + 3 = 17$$

Учитываем зависимость (1,6). Имеем $\lambda = \tau_6 + a_{36} + a_{56} + \lambda_1 = 3 + 5 + 3 + 4 = 15$.

Учитываем зависимость (3,6). Имеем $\lambda = \tau_6 + a_{16} + a_{56} + \lambda_3 = 3 + 6 + 3 + 5 = 17$.

Учитываем зависимость (5,6). Имеем $\lambda = \tau_6 + a_{16} + a_{36} + \lambda_5 = 26$.

Учитываем зависимости (1,6) и (3,6). Имеем $\lambda = \tau_6 + a_{56} + \max(\lambda_1; \lambda_3) = 3 + 3 + 5 = 11$.

Учитываем зависимости (1,6) и (5,6). Имеем $\lambda = \tau_6 + a_{36} + \max(\lambda_1; \lambda_5) = 3 + 5 + 12 = 20$.

Учитываем зависимости (3,6) и (5,6). Имеем $\lambda = \tau_6 + a_{16} + \max(\lambda_3; \lambda_5) = 21$.

Учитываем все три зависимости (1,6), (3,6) и (5,6). Имеем $\lambda = \max(\lambda_1; \lambda_3; \lambda_5) + \tau_6 = 15$.

Выбираем пятый вариант $\lambda_6 = 11$

Число вариантов можно сохранить, если дуги множества Q_i рассматривать в очередности убывания λ_i . В этом случае, если мы учитываем дугу $(j;i)$, то можно сразу учесть все дуги с меньшими или равными $\lambda_k \leq \lambda_j$. В нашем случае достаточно рассмотреть 4 варианта. В общем случае, если в вершину i заходит m_i дуг, достаточно рассмотреть (m_i+1) вариант.

Проверим корректировку индексов вершин в том же порядке.

Рассматриваем вершину 1. Имеем одну заходящую дугу и значит два варианта $\lambda_2 = \min(\tau_1+a_{21}; \tau_1 + \lambda_2) = 4$. Величина индекса не изменилась.

Рассматриваем вершину 2. Имеем такие два варианта

$$\lambda_2 = \min(\tau_2+a_{62}; \tau_2 + \lambda_6) = 6$$

Величина индекса не изменилась.

Рассматриваем вершину 3. Имеем два варианта $\lambda_3 = \tau_3 + \min(a_{23}; \lambda_2) = 5$. Величина индекса не изменилась.

Рассматриваем вершину 4. Имеем три варианта, так как в вершину 4 заходят 2 дуги. Имеем $\lambda_4 = \tau_4 + \min(6;13;18) = 10$.

Величина индекса не изменилась.

Рассматриваем вершину 5. Имеем три варианта $\lambda_5 = \tau_5 + \min(10;13;11) = 12$. Величина индекса не изменилась.

Рассматриваем вершину 6. Имеем четыре варианта, так как в вершину 6 заходят 3 дуги. Имеем $\lambda_6 = \tau_6 + \min(12;8;12) = 11$.

Величина индекса не изменилась.

Поскольку индексы установлены, то алгоритм закончен.

Таким образом, *разработана модель для получения оптимального варианта расписания работ с рекомендательными зависимостями по критерию минимизации ресурсов типа мощности, позволяющая задать функции организационно-технологической надежности от дополнительных затрат.*

2.3.3. Модель построения календарного плана с минимальными дополнительными затратами для случая последовательного выполнения работ с учетом ограничений на ресурсы

Недостатки оптимальных по локальному критерию планов производства и поставок сборного железобетона пытались уменьшить путем отказа от дробления объектного комплекта до отдельных изделий. Объектный комплект полностью планировался к изготовлению на одном заводе. Такой подход позволял избежать трудности комплектации, но фактически не использовались преимущества специализации производственных мощностей.

Потребность в сборном железобетоне задается в виде последовательности монтажа изделий на объекте и дробится по периодам планирования в соответствии с выработкой монтажников. При этом предварительно величина комплекта задается в виде интервала, определяемого колебаниями выработки, а окончательно комплект определяется в результате составления плана производства.

Следующим шагом в данном направлении должно явиться построение плана производства и поставок сборного железобетона, использующего задание оптимальной потребности в виде последовательности монтажа изделия с делением ее на комплекты по периодам планирования в соответствии с выработкой монтажных звеньев и ориентированного на достижение минимума затрат на производство конечного строительного продукта.

При определении потребности в сборном железобетоне предлагается перейти от определения ее на основе средней выработки монтажников при данной номенклатуре к оптимальной потребности, минимизирующей ущерб от несовпадения выработки конкретной бригады B с принятой в качестве искомой B^* , определяющей объем комплекта. В случае $B < B^*$ разница $\Delta B = (B^* - B)$ не может быть смонтирована в период планирования и будет

храниться в течение этого периода, вызывая затраты на хранение и потери от омертвления средств. При $B > B^*$ бригада будет простаивать в периоде t в течение $\Delta t = \frac{B - B^*}{B} t$, вызывая затраты на оплату простоя и потери от омертвления ранее освоенных капиталовложений.

Искомая выработка B^* должна определяться из условия минимума суммы затрат (потерь) как в случае превышения реальной выработки над искомой, так и в обратном случае, умноженных на соответствующую вероятность каждого случая:

$$\min F_1 = [P(B < B^*)](B^* - B)(\beta - \gamma\rho)t + [1 - P(B < B^*)]\frac{B - B^*}{B}t(P_M^\alpha + \gamma k_\alpha)$$

где β - удельные затраты на хранение;

γ - ставка платы за фонды;

ρ - средняя цена за 1 м³ железобетона;

t - период планирования;

P_M^α - оплата простоя монтажников и техники на объекте α ;

k_α - величина освоенных на объекте α капиталовложений.

Поскольку речь идет о системе обеспечения объектов строительства сборным железобетоном, правомерно в качестве критерия оптимальности плана производства и поставок принять минимум суммарных потерь от непоставки и некомплектной поставки сборного железобетона и затрат на его производство, транспортировку и хранение:

$$F(x) \rightarrow \min$$

$$F(x) = F_{стр}(x) + F_{пр}(x) + F_{скл}(x), \quad (2.43)$$

где $F(x)$ - функция соответствующих потерь (затрат) от плана X .

Конкретизация вида функций потерь (затрат) определяется принятой, процедурой планирования.

Оптимальное планирование производства и поставок осуществляется в два этапа. Вначале строится оптимальный по тому или иному критерию план

производства, не учитывающий организационно-технические требования строительства. Затем план корректируется с целью учета возможности монтажа запланированного к производству железобетона. Корректировка производится оптимизационным алгоритмом, минимально ухудшающим план в соответствии с первоначальным критерием. В итоге корректировки получаем план, менее выгодный, для производства, но обеспечивающий более высокий уровень комплектности.

Сохранение принципа постадийного расчета плана дает возможность определить функцию $F_{np}(x)$. Она представляет собой сумму затрат на производство и транспортировку сборного железобетона:

$$F_{np}(x) = \sum_{\tau,l} c_{\tau,l} x_{\tau,l} + \sum_{\tau,l,\alpha} c_{\tau,l,\alpha} x_{\tau,l,\alpha}, \quad (2.44)$$

где $c_{\tau,l}$ - условно-переменные затраты на производство изделий τ на линии l ;

$x_{\tau,l}$ - количество произведенных изделий τ на линии l ;

$c_{\tau,l,\alpha}$ - затраты на транспортировку изделий τ линии l на объект α ;

$x_{\tau,l,\alpha}$ - количество изделий τ , перевозимых с линии l на объект α .

Функция затрат (потерь) на хранение имеет следующий вид:

$$F_{скл}(x) = \sum_{\alpha} V_{некомпл}^{\alpha} f(\beta + \gamma\rho) \quad (2.45)$$

где $V_{некомпл}^{\alpha}$ - объем поставленного некомплектного сборного железобетона на объект α .

Сложнее задать функцию потерь в строительстве от непоставки сборных железобетонных изделий.

При задании величины потерь в строительстве исходим из предпосылки, что на всех заявленных в комплектации объектах к началу периода планирования в наличии рабочая сила и техника и всякая перебазировка их на небольшой период нецелесообразна.

При этом срыв поставок на какую-то величину вызывает соответствующий перерыв в работе, выражающийся как в потерях от омертвления ранее осуществленных капиталовложений, так и в затратах на оплату простоев монтажных звеньев и техники.

Тогда

$$F_{сгр}(x) = \sum_{\alpha} (1 - k_{\alpha})(P_M^{\alpha} + \gamma k_{\alpha})t, \quad (2.46)$$

где k_{α} - коэффициент комплектации объекта α .

Целевая функция будет иметь вид:

$$\begin{aligned} \min F(x) = \\ = \sum_{\alpha} (1 - k_{\alpha})t(P_{\alpha} + \gamma k_{\alpha}) + \sum_{\tau, l} c_{\tau, l} x_{\tau, l} + \sum_{\tau, l, \alpha} c_{\tau, l, \alpha} x_{\tau, l, \alpha} + \sum_{\alpha} V_{некомпл}^{\alpha} t(\beta + \gamma \rho) \end{aligned} \quad (2.47)$$

Повышение уровня комплектности сопровождается изменением величины и соотношения слагаемых целевой функции. Из формулы (2.47) прямо следует уменьшение величины функции $F_{сгр}(x)$ с увеличением коэффициента комплектации k_{α} объекта α . Метод планирования ориентирован на повышение коэффициента комплектации путем снижения объема некомплектно поставляемого железобетона. Следовательно, рост коэффициента комплектации сопровождается уменьшением величины функции $F_{скл}(x)$. И, наконец, корректировка плана с целью учета возможности монтажа определяет увеличение величины функции $F_{пр}(x)$ при повышении коэффициента комплектации. Таким образом, повышение уровня комплектности сопровождается ростом затрат на производство и поставку железобетона при одновременном сокращении затрат в строительстве от некомплектности поставляемого железобетона. Очевидно, что повышение комплектности целесообразно, пока снижение затрат в строительстве перекрывает рост затрат на производство и поставку.

Таким образом, получена модель составления расписания работ, отличающаяся учетом ограничений на количество используемых ресурсов типа мощности (бригад) при рекомендательных зависимостях между

работами, что позволяет получить зависимость продолжительности проекта от дополнительных затрат.

2.4. Выводы по главе 2

В ходе разработки комплекса моделей выбора вариантов производства строительно-монтажных работ по стоимости и заданным зависимостям получены следующие результаты:

1. Модель выбора вариантов производства строительно-монтажных работ по стоимости и заданным зависимостям позволяющая получать необходимый вариант производственной программы строительного предприятия отличающаяся от традиционных возможностью установления рекомендательных зависимостей между работами, что позволяет реализовать проект с существенным упрощением процедуры получения решения и учета выпуклости функции затрат.

2. Механизм для оценки сходимости итерационной процедуры при проведении комплекса работ строительным предприятием минимальной продолжительности.

3. Модель для получения оптимального варианта расписания работ с рекомендательными зависимостями по критерию минимизации ресурсов типа мощности, позволяющая задать функции организационно-технологической надежности от дополнительных затрат.

3. МОДЕЛИ ВЫБОРА ВАРИАНТОВ КОНТРОЛЯ КАЧЕСТВА СТРОИТЕЛЬНО-МОНТАЖНЫХ РАБОТ

3.1. Постановка задачи выбора вариантов контроля качества при выполнении строительного-монтажных работ

После распределения бюджета между работами проекта (для каждого из проектов отдельно и независимо друг от друга) осуществляется реализация проекта с использованием модели оперативного контроля качества строительного-монтажных работ. Модель призвана определить точки контроля (инспекции) проекта, число которых, с одной стороны, подлежит минимизации, а, с другой стороны, должно быть достаточным для предотвращения существенного отклонения состояния проекта от его плановой траектории. Последнее обеспечивается введением контроля по вероятности - требования превышения в каждой точке контроля фактической вероятности выполнения проекта в срок заданной минимально допустимой доверительной вероятности. Если фактическая вероятность становится ниже допустимой, управление передаётся на верхний уровень иерархии с перераспределением всех оставшихся бюджетных средств между оставшимися проектами. Разработанная математическая модель предусматривает минимизацию количества точек контроля с одновременным обеспечением превышения план-графика хода работ по проекту соответствующей плановой траектории проекта.

После получения от компании в момент $t=0$ соответствующего бюджета C_k , $1 \leq k \leq n$, каждый из проектов осуществляет сначала оптимальное распределение этого бюджета между работами проекта $(i, j)_k$. Напомним, что необходимо максимизировать целевую функцию

$$P_k^f = J_k = \underset{C_{ijk}}{\text{Max}} [\text{Pr} \{ T(C_k / c_{ijk}) \leq D_k \}]$$

с ограничениями

$$C_{ijk \text{ min}} \leq C_{ijk} \leq C_{ijk \text{ max}} \cdot$$

и

$$\sum_{(i,j)_k} c_{ijk} = C_k,$$

где символ $T(C_k/c_{ijk})$ означает случайную продолжительность k -го проекта при условии, что проекту выделен бюджет C_k , каждой работе $(i,j)_k$ выделяется бюджет c_{ijk} , а каждая работа $(i,j)_k$ имеет случайную продолжительность t_{ijk} , подчинённую закону бета-распределения в пределах

$$\left[\frac{A_{ijk}}{C_{ijk}}, \frac{B_{ijk}}{C_{ijk}} \right].$$

Если полученное в результате решения задачи значение J_k не меньше p_k^* , проект $G_k(N,A)$ приступает к своей реализации с использованием модели оперативного контроля. Аналогичная процедура независимо друг от друга происходит и с другими проектами.

Опустим индекс k и изложим методологию и процедуру оперативного контроля для проекта типа PERT-COST *общего* вида $G(N,A)$ с выделенным ему бюджетом C в момент $t = 0$ и с директивным сроком D . В качестве минимально допустимой вероятности выполнения проекта в срок зададим p^* , а минимально допустимое расстояние между двумя соседними точками контроля t_{g+1} и t_g полагаем равным Δ , $1 \leq g \leq N$. Обозначим плановую траекторию хода выполнения проекта символом $V^{pl}(t)$, причём плановая траектория в процессе реализации проекта может корректироваться.

Подобно любому оперативному контролю, нам необходимо в точках контроля t_g осуществлять периодическое сравнение состояния проекта с соответствующими значениями плановой траектории $V^{pl}(t_g)$. Под термином «состояние проекта в точке контроля t_g » будем понимать оставшийся неизрасходованным бюджет $C(t_g)$ для проекта $G(N,A)$. Заметим, что чем меньше оставшийся неизрасходованным бюджет, тем быстрее осуществляется реализация проекта.

Организационно-математическая модель оперативного контроля имеет следующий вид: в любой точке контроля t_g минимизировать количество точек контроля

$$\text{Min}_{\{t_{g+1} > t_g\}} N(t_g)$$

с ограничениями

$$t_N = D,$$

$$t_{g+1} - t_g \geq \Delta,$$

$$\Pr\{C(t) = V^{pl}(t)\} \geq p, \quad \forall t: t \leq t_{g+1}.$$

Отметим, что выполнение условия обеспечивает выполнение требования контроля по вероятности в директивный срок $\Pr\{V(D) = V^{pl}(D)\} \geq p^*$. Эта модель работает на уровне проекта.

Модель построения плановых траекторий $V^{pl}(t)$ основана на следующем подходе. В каждой точке контроля t_g осуществляется обследование хода выполнения проекта с целью оценки оставшегося неиспользованным бюджета $C(t_g)$. Значение $C(t_g)$ определяет фактическое состояние проекта $V^f(t_g)$, которое должно быть сопоставлено с плановым состоянием $V^{pl}(t_g)$. В момент $t = 0$ $C(0) = C$ и, поскольку в соответствии с планом проект должен быть завершён не позднее, чем в момент $t = D$, в этот момент бюджет $C(D)$ должен быть израсходован полностью, то есть равен нулю. Поэтому мы вправе определить первую итерацию плановой траектории $V^{pl}(t)^1$ в виде прямой, соединяющей две точки с координатами $(0, C)$ и $(D, 0)$. Иными словами,

$$V^{pl}(t)^1 = C - t \frac{C}{D},$$

причем эта траектория используется в интервале $(0, t_1)$, то есть до первой точки контроля.

Если в очередной точке контроля $t_g > 0$ результаты обследования показали, что $C(t_g) \leq V^{pl}(t_g)^q$ (q -ая итерация, $q \leq g$), нет необходимости

введения управляющих воздействий в процесс реализации проекта, поскольку состояние проекта при использовании траектории $V^{pl}(t_g)^q$ обеспечивает более эффективный контроль по вероятности.

В этом случае плановая траектория $V^{pl}(t_g)^q$ не меняется, и процесс реализации проекта продолжается до последующей точки контроля (обследования) проекта t_{g+1} . В случае $C(t_g) \leq V^{pl}(t_g)^q$ необходимо проанализировать состояние проекта более детально. Решается оптимальная задача при $C = C(t_g)$, $G(N, A = G(t_g))$, после чего максимальное значение вероятности выполнения проекта в срок p^f сравнивается с минимальным пределом p^* . Если $p^f \geq p^*$, необходимо, во-первых, распределить между оставшимися работами наличный объём бюджета $C(t_g)$ и получить новые величины бюджета c_{ij} , а, во-вторых, построить новую плановую траекторию $V^{pl}(t)^{q+1}$ ($q + 1$ -ую итерацию), соединяющую прямой линией две точки с координатами $(t_g, C(t_g))$ и $(D, 0)$. Траектория имеет следующий вид

$$V^{pl}(t)^{q+1} = \frac{D \cdot C(t_g)}{D - t_g} - t \cdot \frac{C(t_g)}{D - t_g}.$$

В случае $p^f < p^*$ проект не в состоянии своими силами завершить выполнение к моменту D с вероятностью p^* , и управление передаётся на верхний иерархический уровень компании для очередного перераспределения всех оставшихся бюджетных ресурсов между проектами. После получения от компании нового бюджета C_t вновь решается оптимизационная задача строится (в случае $p^f \geq p^*$) новая ($q + 1$)-ая итерация плановой траектории после чего процесс реализации проекта продолжается вновь, до очередной точки поиска t_{g+1} . Необходимо лишь осуществить замену *наличного бюджета* $C(t_g)$ на *выделенный* компанией бюджет C_{t_g} . Модель плановых траекторий обозначим символом ПТВ.

Поскольку минимизация количества точек контроля N приводит, в свою очередь, к минимизации расстояния между двумя смежными точками

t_g и t_{g+1} , задача (4.6.4 - 4.6.7) сводится к другой, практически эквивалентной, задаче: максимизировать величину

$$\delta_g = t_{g+1} - t_g$$

с ограничениями.

Обозначив $V^{pl}(t) - V^f(t) = H(t)$, мы окончательно получаем:

$$\text{Max}_{\{C_{kg}\}^g} \delta_g$$

с ограничениями и

$$\Pr\{H(t) \geq 0\} \geq p^*.$$

Проанализируем случайную величину $H(t), t > t_g$, более детально. Поскольку каждая продолжительность $t_{ij} \in G(t)$ есть случайная величина, плотность распределения которой зависит от величины бюджета c_{ij} , случайная величина $H(t)$ есть результат большого количества случайных воздействий. Поэтому есть основания считать, в соответствии с основными положениями теории вероятностей, что $H(t)$ имеет нормальное распределение с математическим ожиданием $E\{H(t)\}$ и дисперсией $V\{H(t)\}$. Оба эти значения могут быть в любой точке t без труда смоделированы с целью получения соответствующих несмещённых и состоятельных статистических оценок

$$\bar{H}(t) = \frac{1}{M} \sum_{r=1}^M H^{(r)}(t)$$

$$S^2\{H(t)\} = \frac{1}{M-1} \sum_{r=1}^M [H^{(r)}(t) - \bar{H}(t)]^2,$$

где M есть количество имитационных прогонов, а $H^{(r)}(t)$ есть значение $H(t)$, полученное на r -ом прогоне.

Отметим, что ограничение по вероятности может быть записано другим образом:

$$\Phi(q) \geq p,$$

где

$$q_t = -\frac{\bar{H}(t)}{S\{H(t)\}}, \Phi(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_x^\infty e^{-\frac{u^2}{2}} du.$$

Максимальное значение p^* , удовлетворяющее

$$t^* = \underset{t_g \leq t \leq D}{\text{Max}} \{t : [\Phi(q_t) \geq p^*]\}, \quad t - t_g \geq \Delta,$$

может быть принято в качестве следующей точки контроля t_{g+1} .

На практике t^* может быть определено путём имитационного моделирования с постоянным шагом длины Δ . Необходимо лишь для каждого $t^{(w)}$, $w=1,2,\dots$, где $t^{(1)} = t_g + \Delta$, $t^{(2)} = t_g + 2\Delta, \dots$, $t^{(w)} = t_g + w\Delta, \dots$, смоделировать (и повторить достаточно большое количество раз M с целью получения представительной статистики) процесс реализации проекта $G(t_g)$ в точках $G(t^{(w)})$, определить для каждой реализации неиспользованный бюджет $C(t^{(w)})$ и, соответственно, оценку $H(t^{(w)}) = V^{pl}(t^{(w)}) - C(t^{(w)})$, после чего определить статистические оценки $\bar{H}(t^{(w)})$ и $S^2\{H(t^{(w)})\}$ и, как следствие, функцию $\Phi(q)$ в каждой из точек $t^{(w)}$. Если $t^{(w)} = t_g + w \cdot \Delta$ является *первой из точек*, для которых $\Phi(q_t) < p^*$, в качестве значения t_{g+1} принимается значение $t_g + (w - 1) \cdot \Delta$.

Необходимые замечания:

I. В процессе имитации реализации проекта в точке $t^{(w)}$ мы можем использовать всю ранее полученную информацию о результатах моделирования в точке $t^{(w-1)}$. Необходимо лишь добавить результаты имитации хода работ по проекту за период $[t^{(w-1)}, t^{(w)}]$.

II. Точки $t^{(w)}$ используются *лишь* в целях прогнозирования последующей точки контроля t_{g+1} и *не являются точками* инспекции проекта, хотя значения $C(t^{(w)})$ и имитируются многократно. После определения точки контроля t_{g+1} необходимо *однократно обследовать* состояние проекта в этой точке (либо на реальном проекте, либо путём однократной имитации обследования на ЭВМ) с целью принятия конкретных управляющих воздействий.

Полученный в работе набор моделей $II(A, B) \rightarrow II(A, B) \rightarrow III(A, B, C)$ позволяет сначала, при $t = 0$, оптимизировать работу системы «сверху вниз». В случае наличия аварийного сигнала, то есть в случае $p_{kt} < p_k^*$ хотя бы для одного из проектов, последовательность аварийных сигналов работает в обратном направлении, то есть «снизу вверх», и весь комплекс моделей реализуется заново.

Пример 3.1

Рассмотрим численный пример, исходная информация для которого представлена в табл. 3.1. Параметры проекта $D = 150$, $p^* = 0,60$, $\Delta = 10$. Исходный проект получил в момент $t = 0$ бюджет от компании в размере 285,000 у.е.

Таблица 3.1

Исходная информация о проекте

№	i	j	C_{ijmin}	C_{ijmax}	A_{ij}	B_{ij}
1	1	2	3	6	162	231
2	1	4	1	6	111	203
3	1	5	7	15	207	257
4	1	6	3	5	117	186
5	1	15	2	10	160	200
6	2	14	4	20	102	149
7	2	15	3	6	158	205
8	3	9	10	15	110	220
9	3	14	4	8	90	120
10	4	13	5	10	200	250
11	4	9	7	12	150	200
12	5	8	6	10	205	240
13	6	11	4	8	173	231
14	7	12	2	10	202	265
15	8	10	3	8	160	192

16	8	12	6	10	180	207
17	9	10	2	4	90	161
18	9	11	4	8	142	237
19	10	21	4	10	205	240
20	11	19	4	15	120	170
21	11	20	4	10	63	110
22	11	21	8	14	150	200
23	12	19	4	10	190	230
24	13	17	4	10	160	220
25	13	18	5	10	148	180
26	14	16	2	6	58	102
27	15	16	4	8	85	120
28	15	17	3	7	60	104
29	16	22	3	10	70	93
30	17	22	5	10	182	253
31	17	23	6	9	274	340
32	18	20	3	5	80	120
33	19	23	3	6	90	137
34	20	22	1	10	32	72
35	21	23	2	10	143	195
36	22	23	6	10	87	128

Поскольку в результате решения задачи было получено значение $p^f = 0,69 > p^* = 0,60$, было преступлено к реализации проекта в момент $t = 0$ с плановой траекторией:

$$V^{pe}(t)^I = 2,85 - 1,9t.$$

Была получена первая точка контроля $t_1 = 10$. Обследование проекта при $t_1 = 10$ приводит к $C(10) = 270 > V^{pe}(10)^I = 266$. В результате решения задачи было получено значение $p^f = 0,77 > p^* = 0,60$. Вторая итерация

плановой траектории $V^{pe}(t)^2$ имеет следующий вид: $V^{pe}(t)^2 = 289 - 1,93t$. После перераспределения величина бюджета $C(10)$ между оставшимися работами проекта реализация последнего была продолжена до новой точки контроля $t_2 = 20$, полученной на основе модели. Обследование проекта в точке $t_2 = 20$ привело к $C(20) = 257 > V^{pe}(20)^2 = 250,4$. Решение задачи позволило получить $p^f = 0,79 > 0,60$. Следующая, третья итерация, для плановой траектории имеет вид: $V^{pe}(t)^3 = 269,4 - 1,98t$. После перераспределения оставшегося бюджета $C(20)$ реализация проекта была продолжена до последующей точки контроля $t = 30$, полученной с помощью модели. В результате обследования проекта было получено значение $C(30) = 245 > V^{pe}(t)^3 = 237$.

Решение задачи приводит к $p^f = 0,77 > p^* = 0,60$. Вновь была построена плановая траектория (четвёртая итерация) вида $V^{pl}(t)^4 \approx 306,5 - 2,04t$, и, после соответствующего перераспределения оставшегося бюджета $C(30)$ между оставшимися работами проекта, реализация последнего была продолжена. Последующая точка контроля $t_4 = 140$ была определена на основе модели (6.4.5-6.4.11-6.4.12, 6.4.17). Обследование проекта в этой точке приводит к $C(140) = 1,3 < V^{pl}(140)^4 = 20,9$. Процесс реализации проекта был продолжен без перераспределения бюджета между работами и в соответствии с траекторией $V^{pl}(t)^4$.

Работа по выполнению проекта имитировалась до момента последующего контроля t_5 , совпадающего с директивным сроком $t_5 = D = 150$. Обследование проекта в точке $t = 150$ показало, что проект завершён. Таким образом, имитация работы проекта с применением оперативного контроля потребовала пять точек контроля и три перераспределения оставшегося бюджета между работами. Были использованы 4 итерации для модели плановой траектории. Проект был выполнен в срок.

Обобщённая иерархическая модель контроля

группой сетевых проектов

Описываемая модель обобщает и позволяет алгоритмизировать описанные выше локальные модели IA, IB, ПА, ПВ, ША-С. Цели и задачи модели: в любой точке контроля группы проектов $t \geq 0$ необходимо определить:

- оптимальные объёмы бюджетных средств C_{kt} , выделенные для каждого из проектов C_{kt} , $1 \leq k \leq n$;
- оптимальные значения c_{ijk} , выделенные для каждой из работ $(i, j)_k \in G_{kt}$;
- оптимальные точки контроля (опроса) $t_{kg} > t$ для обследования каждого из проектов G_{kt} в целях минимизации общего количества будущих точек опроса $N_k(t)$ для всех проектов G_{kt}

$$\text{Min}_{\{C_{kt}\}, \{t_{kg} \geq t\}, \{C_{ijk}\}} \sum_{k=1}^n N_k(t)$$

и максимизации надёжности слабейшего из проектов

$$\text{Max}_{\{C_{kt}\}, \{t_{kg} \geq t\}, \{C_{ijk}\}} \left[\text{MinPr} \{t + T_k[C_{kt}] \leq D_k\} \right]$$

с ограничениями

$$P_k^{**} \geq P_k[C_{kt}] = P_r \{t + T_k[C_{kt}] \leq D_k\} \geq P_k^*$$

$$\sum_{k=1}^n C_{kt} = \sum_{k=1}^n C_{kt}(t),$$

$$\sum_{(i,j)_k \in G_{kt}} c_{ijk} = C_{kt},$$

$$c_{ijk \min} \leq c_{ijk} \leq c_{ijk \max},$$

$$t_{k,g+1} - t_{kg} \geq \Delta_k, \quad 1 \leq k \leq n,$$

$$t_{k0} = 0,$$

$$t_{kN_k} = D_k.$$

Модель является задачей стохастической оптимизации с двумя конфликтными целевыми функциями и большим количеством ограничений.

В общем случае модель не имеет точного решения и может быть квазиоптимизирована лишь эвристическими методами.

Целевая функция обеспечивает получение помощи более слабым проектам за счёт более сильных в процессе выполнения всего комплекса проектов. Целевая функция очевидна, поскольку опрос о состоянии проекта является дорогостоящей операцией.

Иерархическая сетевая модель осуществляет решение оптимизационных задач на каждом из уровней иерархии. Задача $I(A, B)$ на уровне компании - осуществляет оптимальное распределение бюджета между проектами.

Решение задачи I, то есть бюджет, выделенный для каждого из проектов, служит входной информацией для задачи II (на уровне проекта). Целью последней является оптимальное распределение бюджета проекта между входящими в проект работами, обеспечивающее максимизацию вероятности реализации проекта в директивный срок. Решение задачи II, в свою очередь, служит входной информацией для задачи III, осуществляющей оперативный контроль хода работ по реализации проекта. Это достигается введением плановых траекторий, подлежащих периодической коррекции в процессе выполнения проекта. Вероятность выполнения проекта в срок P_k^* при этом заменяется более строгим ограничением, а именно вероятностью не отклониться от плановой траектории в любой момент времени $t \in [t_{kg}, D_k]$, не меньшей P_k^* .

Если в любой точке контроля $t = t_{kg}$, $1 \leq k \leq n$, $1 \leq g \leq N_k$, выявляется отклонение проекта G_{kt} от его плановой траектории, подаётся аварийный сигнал. Последний осуществляет (путём решения задачи II на уровне проекта G_{kt}) перераспределение оставшегося бюджета $G_k(t)$ между оставшимися работами проекта с целью максимизировать вероятность p_{kt} , то есть надёжность проекта $G_k(N, A)$. Имеет место оценка $p_{kt} = \Pr\{t + T_k[C_k(t)] \leq D_k\}$ - вероятность завершить проект G_{kt} в срок D_k при наличном бюджете $C_k(t)$.

Если $p_{kt} \geq p_k^*$, то есть проект G_{kt} может быть выполнен в срок путём использования своих внутренних резервов, строится скорректированная плановая траектория и решается задача III определения последующей точки контроля $t_{k,g+1}$.

В случае $P_{kt} < P_k^*$ вырабатывается сигнал общеаварийной тревоги, и управление передаётся на высший иерархический уровень - уровень компании - в целях перераспределения оставшегося суммарного бюджета компании между неоконченными проектами. Таким образом, в начале мониторинга группы проектов ($t = 0$), осуществляется оптимизация «сверху-вниз». В случае локальных либо глобальных аварийных сигналов управляющие воздействия реализуются «снизу-вверх», с целью обеспечить выполнение системой проектов соответствующих директивных сроков с максимальной вероятностью. Отметим, что опрос о состоянии проекта может быть осуществлён лишь при наличии календарных планов выполнения каждой из работ проекта. Замена случайных величин их математическими ожиданиями приводит к снижению точности контроля. Однако последнее нивелируется за счёт периодических коррекций плановых траекторий, осуществляемых на основе управления по вероятности, включённого в задачи I-III модели.

3.2. Прогнозирование и оптимизация параметров технологических процессов для систем организации строительства

3.2.1. Разработка механизма прогнозирования параметров технологических процессов при различных вариантах систем организации строительства

Рассмотрим модель прогнозирования и оптимизации параметров технологических процессов для систем организации строительства и его производственной базы с применением перспективных технологий. Технологический маршрут в строительном производстве определяется

последовательностью участков, преобразующих исходный продукт (сырье) в конечный.

Технология производственного процесса есть множество технологических маршрутов, соответствующих исходным продуктам, поступившим на обработку. Свяжем с производственным процессом ориентированный граф без контуров $G = (X, \Gamma)$ - технологические варианты. Здесь X - множество его вершин, $\Gamma: X \rightarrow \rho(x)$ - отображение, связывающее с каждой вершиной x из X множество инцидентных вершин $\rho(x)$. Вершины графа - промежуточные работы, участвующие в производственном процессе и находящиеся на различных стадиях их выполнения, дуги - участки.

Пусть $A = X - \bigcup_{x \in X} \Gamma(x)$ и $B = \{y \in X / \Gamma(y) = \emptyset\}$. Тогда элементы из A образуют множество типов исходных работ, а из B - конечных работ и продуктов. Множество $U = \{(x, y) / x, y \in X, y \in \Gamma(x)\}$ есть множество всех дуг графа технологических вариантов G или, с технологической точки зрения, множество всех участков, которые могут участвовать в производственном процессе. Пусть также L - множество типов неконечных (промежуточных и исходных) работ, m_2, m_1 - число типов неконечных и всех работ соответственно. Назовем $n-1$ - стадийным технологическим маршрутом $\Theta = (\Theta(1), \Theta(2), \dots, \Theta(n))$ всякий путь на G длиной $n-1$, начинающийся в A и оканчивающийся в B , то есть $\Theta(1) \in A, \Theta(n) \in B$ и n - число типов работ на маршруте Θ . Множество всех таких маршрутов на G длиной $n-1$ обозначим Δ_n то есть:

$$\begin{aligned} \Delta_n = \{ & (\Theta(1), \dots, \Theta(n)) / \Theta(1) \in A, \\ & \Theta(n) \in B, (\Theta(i), \\ & \Theta(i+1)) \in u, i = 1, 2, \dots, n-1 \} \end{aligned} \quad (3.1)$$

На рис. 3.1 показан пример графа G для четырехстадийных ($n=5$) технологических маршрутов, где $A = \{x_1, x_2, \dots, x_n\}$ - множество типов исходных работ, $B = \{y_1, y_2, \dots, y_m\}$ множество типов конечных работ.

Аналогично можно изобразить пятистадийные ($n=6$) технологические маршруты $\Theta_1, \Theta_2, \Theta_3, \dots$, имеющие общие участки:

$$\begin{aligned}\Theta_1 &= (x_1, x_2, x_3, x_4, x_5, x_6); \\ \Theta_2 &= (x_7, x_8, x_3, x_4, x_5, x_9); \\ \Theta_3 &= (x_{10}, x_{11}, x_{12}, x_4, x_5, x_{13}),\end{aligned}\tag{3.2}$$

где (x_3, x_4) и (x_4, x_5) - участки, общие для маршрутов Θ_1 и Θ_2 , а участок (x_4, x_5) - общий для всех трех маршрутов.

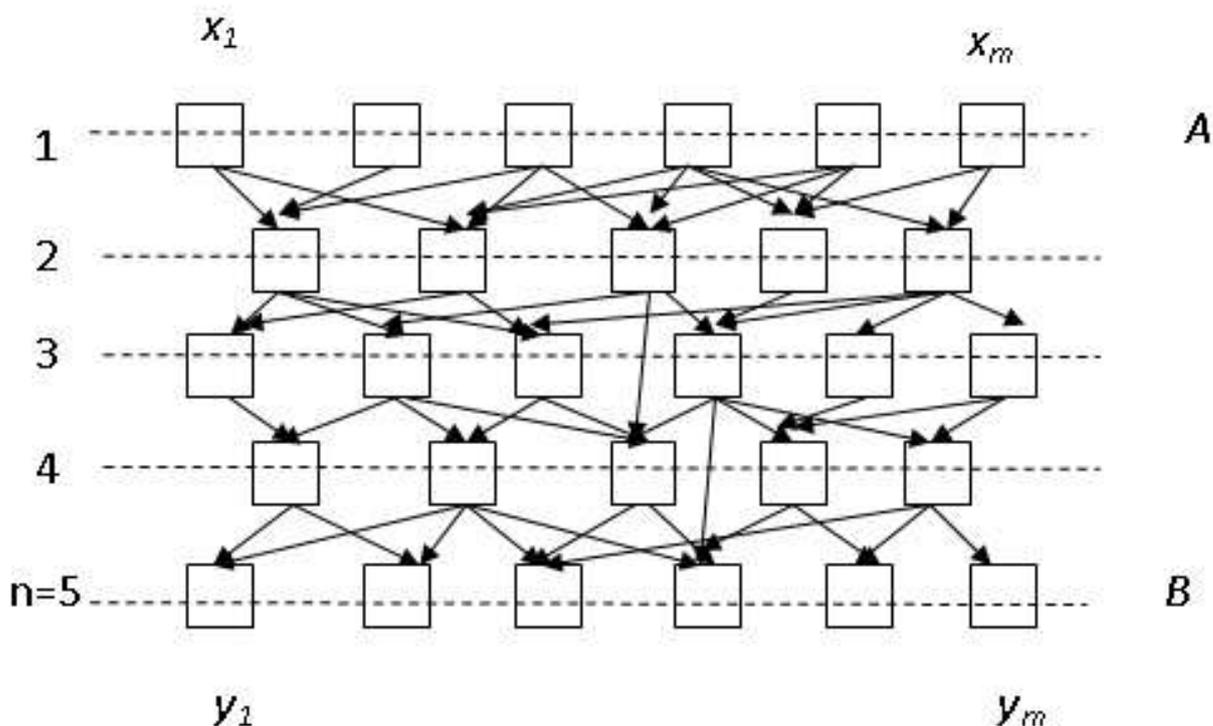


Рис. 3.1. Пример графа для описания четырехстадийных технологических маршрутов

Множество $\Delta = \bigcup_{n=2}^{m_1} \Delta_n$ есть множество всех технологических маршрутов

на G . Рассмотрим некоторый $n-1$ - стадийный маршрут

$$\Theta = (\Theta(1), \dots, \Theta(i), \dots, \Theta(n)).$$

Введем для каждого участка (x, y) этого маршрута следующие функции, действующие в вещественном пространстве \mathbf{R} : $c_1(x, y)$ и $c_2(x, y)$ - время и затраты на обработку единицы входного продукта x соответственно; $c_3(x, y)$ - количество выходного продукта типа y , получающегося из единицы входного

продукта x . Обозначим через s исходный продукт маршрута $\Theta: \Theta(1) = s$. Тогда количество η_1 конечного продукта типа $\Theta(n)$, получающегося при технологическом маршруте Θ из s , определяется выражением:

$$\eta_1(s, \Theta) = \prod_{i=1}^{n-1} c_3(\Theta(i), \Theta(i+1)), \quad (3.3)$$

а производственные затраты на Θ – выражением:

$$\begin{aligned} \eta_2(s, \Theta) = & c_2(s, \Theta(2)) + \\ & + \sum_{i=2}^{n-1} [c_2(\Theta(i), \Theta(i+1)) \prod_{j=1}^{i-1} c_3(\Theta(j), \Theta(j+1))]. \end{aligned} \quad (3.4)$$

Отображение $T: L \rightarrow \Delta$ называется технологией. Если $s \in L$, тогда $T(s)$ представляет технологический маршрут прохождения каждого промежуточного продукта, полученного в результате обработки продукта s . В случае $T(s) \in \Delta_n$ будем писать $n = n(T(s))$. Множество $H = \{T/T: L \rightarrow \Delta\}$ есть множество всех возможных технологий производственного процесса на графе G .

Для каждого $x \in A$, $y \in B$, $T \in H$ введем множества:

$$\begin{aligned} Q_1(x, T) = \{s \in L / T(s) = x\} \quad u_2^y(y, T) = \\ = \{s \in L / T(s)(n) = y\} \end{aligned} \quad (3.5)$$

Пусть: $p_1: A \times H \rightarrow N$ и $q_1: B \times H \rightarrow N$ такие отображения, что:

$$\begin{aligned} p_1(x, T) = \text{карта } Q_1(x, T), \\ q_1(y, T) = \sum_{s \in Q_2^y(H)} n_1(s, T(s)), \quad y \in B, T \in H, \end{aligned} \quad (3.6)$$

то есть p_1 выражает структуру множества всех исходных продуктов каждого типа из A , а q_1 - структуру множества всех конечных продуктов каждого типа из B . Затраты $C_4(T)$ на осуществляемый по технологии T производственный процесс описываются формулой:

$$\begin{aligned} c_4(T) = \sum_{s \in L} \eta_2(s, T(s)) = \sum_{s \in L} [c_2(T(s)(1), T(s)(2)) + \\ + \sum_{i=2}^{n(T(s))-1} c_2(T(s)(i), T(s)(i+1)) \prod_{j=1}^{i-1} c_3(T(s)(j), T(s)(j+1))]. \end{aligned} \quad (3.7)$$

Пусть далее $V_1: U \times H \rightarrow N$ - отображение, ставящее в соответствие каждому станку (x, y) из U количество $v_1(x, y, T)$ продукта x , обрабатываемое на этом участке по технологии T , а отображения U_1 и U_2 задают, соответственно, нижние и верхние уровни загрузки участка: $u_1(x, y)$ и $u_2(x, y)$, $(x, y) \in U$. Тогда множество:

$$H(u_1, u_2) = \{T \in H / u_1(x, y) \leq v_1(x, y, T) \leq v_2(x, y), (x, y) \in U\} \quad (3.8)$$

есть множество тех технологий, которые загружают все участки в производственном процессе в пределах, задаваемых отображениями U_1 и U_2 .

Отображение $p: A \rightarrow N$ назовем наряд-заказом на требуемые объемы исходных продуктов для производственного процесса, а $q: B \rightarrow N$ - обычной наряд-работой на производство определенных количеств конечных продуктов.

Тогда: $H_2(u_1, u_2, q) = \{T \in H / q_1(y, T) = q(y), y \in B$ - множество всех технологий, обеспечивающих выполнение наряда q . В случае, когда множества A и B имеют одно и то же число элементов, пара (q, f) , где q - наряд первого типа, а $f: A \rightarrow B$ - взаимно однозначное соответствие на маршрутной карте, называется наряд-работой или нарядом второго типа. В этом случае

$$H_3(u_1, u_2, q, f) = \{T \in H_2(u_1, u_2, q, f) / f(T(s)(1)) = T(s)(n), T(s) \in \Delta_n, s \in L\} - \quad (3.9)$$

есть множество технологий, обеспечивающих выполнение наряда (q, f) , то есть технологий, по каждой из которых обрабатывается каждый исходный продукт типа x в конечный продукт типа $f(x)$.

Пусть q - наряд первого типа и

$$b_1(u_1, u_2, q) = \min\{c_4(T) / T \in H_2(u_1, u_2, q)\}.$$

Для каждого вещественного числа α определим множество:

$$Z_1(u_1, u_2, q, \alpha) = \{T \in H(u_1, u_2, q) / c_4(T) \leq \alpha\}.$$

Для T из этого множества определим множество:

$$Z_2(u_1, u_2, q, \alpha, T) = \{p : A \rightarrow N/p_1(\cdot, T) = p(\cdot)\},$$

представляющее собой технологии, обеспечивающие выполнение наряда q при затратах не выше α . Технологии, обеспечивающие выполнение наряда q с минимальными затратами, принадлежат множеству:

$$Y_1(u_1, u_2, q) = Z_1(u_1, u_2, q, b_1(u_1, u_2, q)).$$

Для некоторого наряда второго типа (q, f) аналогично b_1 определим b_2 по формуле:

$$b_2(u_1, u_2, q, f) = \min\{c_4(T) / T \in H_3(u_1, u_2, q, f)\},$$

а для произвольного вещественного числа α - множество технологий Z_3 по формуле:

$$Z_3(u_1, u_2, q, f, \alpha) = \{T \in H(u_1, u_2, q, f) / c_4(T) \leq \alpha\},$$

обеспечивающих выполнение специального заказа (q, f) с затратами меньшими или равными α . Технологии, обеспечивающие выполнение специального заказа (q, f) с минимальными затратами, принадлежат множеству:

$$Y_3(u_1, u_2, q, f) = Z_3(u_1, u_2, q, f, b_2(u_1, u_2, q, f)).$$

Рассмотрим задачу составления технологических графиков производственного процесса. Пусть на отдельных его участках некоторые участки могут простаивать. Пусть далее задан участок с таким свойством, который в дальнейшем будем называть "производственный процесс".

Предположим, что $c_3(x, y) = 1$ для каждого (x, y) из U . Тогда для произвольной технологии T из H и этого участка (x, y) введем:

$$Q_3(x, y, T) = \{s \in S / \exists_n (n \in 2, 3, \dots, m_1) : T(s) \in A_n \& \& i \in \{1, 2, \dots, n-1\} : T(s)(i) = x, T(s)(i+1) = y\} - \quad (3.10)$$

множество продуктов, обрабатываемых на участке (x, y) при использовании технологии T . Так как $c_3(x, y) = 1$, то, следовательно, справедлив следующий закон сохранения:

$$\sum_{x \in A} p_1(x, T) = \sum_{y \in B} q_1(y, T) = m_2, T \in H.$$

Пусть T принадлежит H . Рассмотрим следующее множество:

$$V_1(T) = \{(x, y, i) / (x, y) \in U, i \in Q_4(x, y, T)\}.$$

Отображение h_T такое, что: $V_1(T) \rightarrow L, h_T\{(x, y, i) \in Q_3(x, y, T)\}$., если $(x, y, i) \in V_1(T)$, и $h_T(x, y, i) : Q_4(x, y, T) \leftrightarrow Q_3(x, y, T)$ - есть взаимно однозначное отображение на маршрутной карте для любого (x, y) из U . Это отображение h_T назовем технологическими графиками, связанными с технологией T . Элементы множества $\Sigma = \{(T, h_T) / T \in H, h_T : V_1(T) \rightarrow L, h_T\}$ "представляют карту графика и связаны с технологией T " называются технологическими решениями. Пусть далее:

$$E = \{(x, y, s, \sigma) \in U \times L \times \Sigma / (x, y) \in U, \sigma = (T, h_T), s \in Q_3(x, y, T)\} \quad (3.11)$$

Тогда для каждого элемента из E , где $\sigma = (T, h_T)$, определим: $\alpha(x, y, s, \sigma)$ и $\beta(x, y, s, \sigma)$ - моменты поступления в обработку и окончания обработки продукта x на станке (x, y) при использовании технологического решения σ . Пусть теперь s принадлежит множеству $Q_3(x, y, T) / \{h_T(x, y, i)\}$. Тогда уравнение

$$h_T(x, y, i+1) = s$$

имеет единственное решение. Обозначим $r(x, y, s, \sigma) = h_T(x, y, i)$. Тогда здесь s является следующим продуктом, обрабатываемым на станке (x, y) после обработки продукта $r(x, y, s, \sigma)$ при использовании технологического решения σ . В общем случае, момент окончания обработки продукта на некотором участке не совпадает с моментом, когда он покидает его и начинает обрабатываться на следующем. Интервал между этими моментами назовем временем ожидания участка. Иными словами, продукт может занимать участок, если находится в обработке или ждет пока освободиться следующий участок на технологическом маршруте.

3.2.2. Имитационная модель оптимизации параметров технологических процессов по заданным показателям качества

Рассмотрим задачу составления технологических графиков производственного процесса с использованием имитационного моделирования.

Пусть на отдельных его участках некоторые бригады могут простаивать. Пусть далее задан участок с таким свойством, который в дальнейшем будем называть "производственный процесс".

Предположим, что $c_3(x,y)=1$ для каждого (x, y) из U . Тогда для произвольной технологии T из H и этого станка (x,y) введем

$$Q_3(x,y,T) = \{s \in S / \exists_n (n \in 2,3,\dots,m_1) : T(s) \in \Delta_n \text{ \& } \\ \& i \in \{1,2,\dots,n-1\} : T(s)(i) = x, T(s)(i+1) = y\} -$$

множество продуктов, обрабатываемых на станке (x,y) при использовании технологии T . Так как $c_3(x,y)=1$, то, следовательно, справедлив следующий закон сохранения

$$\sum_{x \in A} p_1(x,T) = \sum_{y \in B} q_1(y,T) = m_2, T \in H.$$

Пусть T принадлежит H . Рассмотрим следующее множество:

$$V_1(T) = \{(x, y, i) / (x, y) \in U, i \in Q_4(x, y, T)\}.$$

Отображение h_T такое, что: $V_1(T) \rightarrow L, h_T\{(x, y, i) \in Q_3(x, y, T)\}$., если $(x,y,i) \in V_1(T)$, и $h_T(x, y, i) : Q_4(x, y, T) \leftrightarrow Q_3(x, y, T)$ - есть взаимно однозначное отображение на маршрутной карте для любого (x,y) из U . Это отображение h_T назовем технологическими графиками, связанными с технологией T . Элементы множества

$$\Sigma = \{(T, h_T) / T \in H, h_T : V_1(T) \rightarrow L, h_T\}$$

представляют карту графика, связаны с технологией T

и называются технологическими решениями.

Пусть далее

$$E = \{(x, y, s, \sigma) \in U \times L \times \Sigma / (x, y) \in U, \sigma = (T, h_T), s \in Q_3(x, y, T)\}.$$

Тогда для каждого элемента из E , где $\sigma = (T, h_T)$, определим: $\alpha(x,y,s,\sigma)$ и $\beta(x,y,s,\sigma)$ - моменты поступления в обработку и окончания

обработки продукта x на станке (x,y) при использовании технологического решения σ . Пусть теперь s принадлежит множеству $Q_3(x,y,T)/\{h_T(x,y,i)\}$. Тогда уравнение $h_T(x,y,i+1)=s(i - \text{неизвестное})$ имеет единственное решение.

Обозначим $r(x,y,s,\sigma)=h_T(x,y,i)$. Тогда здесь s является следующим продуктом, обрабатываемым на станке (x,y) после обработки продукта $r(x,y,s,\sigma)$ при использовании технологического решения σ . В общем случае, момент окончания обработки продукта на некотором станке не совпадает с моментом, когда он покидает этот станок и начинает обрабатываться на следующем. Интервал между этими моментами назовем временем ожидания станка. Иными словами, продукт может занимать станок, если находится в обработке или ждет пока освободиться следующий станок на технологическом маршруте.

Из приведенных определений следует, что справедливы следующие отношения:

$$\begin{aligned} \beta(x,y,s,\sigma) &= c_1(x,y) + \alpha(x,y,s,\sigma); \\ \alpha(x,y,h_T(x,y,i+1),\sigma) &\geq \beta(x,y,h_T(x,y,i),\sigma), \end{aligned}$$

где $(x,y,s,\sigma) \in E$, $\sigma = (T, h_T)$.

Будем говорить, что производственный процесс протекает непрерывно, если на технологических маршрутах механизмы не простаивают. Это выражается следующим уравнением:

$$\begin{aligned} \beta(T(s)(j), T(s)(j+1), s, \sigma) &= \alpha(T(s)(j+1), T(s)(j+2), s, \sigma), \\ j &= 1, 2, \dots, n(T(s)) - 2, s \in L. \end{aligned}$$

Будем говорить, что производственный процесс протекает полунепрерывно, если справедливы следующие выражения:

$$\begin{aligned} \alpha(x_2, x_3, s, \sigma) &\geq \max(\beta(x_1, x_2, s, \sigma), \alpha(x_3, x_4, z(x_3, x_4, s, \sigma), \sigma)), \\ (x_i, x_{i+1}) &\in U, i = 1, 2, 3, \sigma = (T, h_T), \\ s &\in \bigcap_{i=1}^3 Q_3(x_i, x_{i+1}, T) / \{h_T(x_2, x_3, 1)\}. \end{aligned}$$

Для σ из \sum введем множества:

$$F_1(\sigma) = \{(\alpha, \beta) / \alpha, \beta : E \rightarrow \mathbb{R}\},$$

где α, β удовлетворяют отношениям (1) - (3);

$$F_2(\sigma) = \{(\alpha, \beta) / \alpha, \beta: E \rightarrow R\},$$

где α, β удовлетворяет отношениям (I), (2), (4);

$$F_3(\sigma) = F_1(\sigma) \cup F_2(\sigma).$$

Для σ из Σ и (α, β) из $\Sigma_3(\sigma)$ определим:

$$t_1(\alpha, \beta, \sigma) \min_{s \in L} [\alpha(T(s)(1), (T(s)(2), s, \sigma)],$$

$$t_2(\alpha, \beta, \sigma) \max_{s \in L} [\beta(T(s)(n(T(s)) - 1), T(s)(n(T(s)), s, \sigma)],$$

$$\alpha_4(\alpha, \beta, \sigma) = t_2(\alpha, \beta, \sigma) - t_1(\alpha, \beta, \sigma).$$

здесь

$t_1(\alpha, \beta, \sigma)$ - момент старта производственного процесса,

$t_2(\alpha, \beta, \sigma)$ - момент окончания производственного процесса,

$\alpha_4(\alpha, \beta, \sigma)$ - длительность производственного процесса.

Введем далее $\alpha_i, i = 1, 2: \Sigma \rightarrow R_+$ такие, что

$$\alpha_i(\sigma) = \min\{\alpha_i(\alpha, \beta, \sigma) / (\alpha, \beta) \in F_i(\sigma)\}, \sigma \in \Sigma,$$

где $\alpha_1(\sigma)$ - минимальная длительность производственного процесса, если он непрерывный и используется технологическое решение σ , а $\alpha_2(\sigma)$ - минимальная длительность, если процесс полунепрерывный.

В производственных процессах требуется, чтобы времена выполнения промежуточных работ на технологическом маршруте не превышали определенного предела. Поэтому актуальной задачей является задача поиска технологических решений, удовлетворяющих такому условию.

Для $\sigma(T, h_T)$ из Σ , (α, β) из $F_3(\sigma)$, из $L, T(s)$ из Δ_n

определим

$$\alpha_3(\alpha, \beta, s, \sigma) = \beta(T(s)(n - 1), (T(s)(n), s, \sigma) - \alpha(T(s)(1), (T(s)(2), s, \sigma).$$

Для $a, b, c \geq 0, i \in \{1, 2\}$, и наряда первого типа q , определим следующие множества технологических решений:

$$\Sigma_i^j(u_1, u_2, q, c) = \{\sigma \in \Sigma / \exists (\alpha, \beta) \in F_i(\sigma) : \alpha_3(\alpha, \beta, s, \sigma) \leq s, s \in L\};$$

$$\begin{aligned} \sum_2^i(u_1, u_2, a, b, c) &= \\ &= \{\sigma \in \sum_1^i(u_1, u_2, q, c) / \sigma = (T, h_T), T \in Z_1(u_1, u_2, q, a), \alpha_1(\sigma) \leq b\}. \end{aligned}$$

Здесь элементы множества $\sum_2^i(u_1, u_2, a, b, c)$ представляют собой технологические решения непрерывного процесса, затраты на который меньше или равны a , длительность его протекания не превышает b , причем, длительность выполнения работ на каждом технологическом маршруте не больше c .

Для технологического решения $\sigma = (T, h_T)$, принадлежащего $\sum_2^i(u_1, u_2, a, b, c)$, можно определить следующее множество

$$\sum_3^i(u_1, u_2, q, a, b, c, \sigma) = \{p : A \rightarrow N/p_1(x, T) = p(x), x \in A\},$$

смысл которого очевиден.

На практике часто возникает задача поиска технологических решений производственного процесса с ограниченной длительностью его протекания, минимизирующих затраты на этот процесс. Для наряда первого типа $b, c > 0$, и

$i \in \{1, 2\}$ определим

$$A_i(u_1, u_2, q, b, c) = \{a > 0 / \sum_2^i(u_1, u_2, q, a, b, c) \neq \emptyset\},$$

$$a_i(u_1, u_2, q, b, c) = \inf A_i(u_1, u_2, q, b, c).$$

Определение принадлежности технологического решения σ множеству

$$\sum_2^i(u_1, u_2, q, \alpha_i(u_1, u_2, q, b, c), b, c), i = \overline{1, 2},$$

наряд-заказа p на объемы исходных продуктов множеству

$$\sum_3^i(u_1, u_2, q, \alpha_i(u_1, u_2, q, b, c), b, c, \sigma), i = \overline{1, 2},$$

а также определение момента (α, β) из $F_i(\sigma)$ являются задачами большого практического значения.

Характеристику производственного процесса можно проиллюстрировать на примере выходных технологических карт $\varphi : \sum \rightarrow R$.

Пусть задача оптимизации производственного процесса заключается в минимизации выходной производственной карты φ . Обозначим

$$\varphi_i(u_1, u_2, q, b, c) = \inf\{\varphi(\sigma) / \sigma \in \Sigma_2^i(u_1, u_2, q, a, b, c)\};$$

$$\Sigma_4^i(u_1, u_2, q, a, b, c) = \{\sigma \in \Sigma_2^i(u_1, u_2, q, a, b, c) / \varphi(\sigma) = \varphi_i(u_1, u_2, q, a, b, c), i = 1, 2\}.$$

Множество $\Sigma_4^i(u_1, u_2, q, a, b, c)$ состоит из оптимальных технологических решений, относящихся к выходной производственной карте φ .

Найдем условия, при которых это множество не пусто. Обозначим через $c_n(x, y) = \{\Theta \in \Delta_n / \Theta(1) = x, \Theta(n) = y\}$ множество всех возможных технологических маршрутов, которые могут быть использованы для преобразования исходного продукта типа $x \in A$ в конечный продукт типа $y \in B$, n – натуральное число ($2 \leq n \leq m_1$), и пусть

$$c_5 : \Delta \rightarrow R_+, c_5(\Theta) = \sum_{i=1}^{n(\Theta)-1} c_2(\Theta(i), \Theta(i+1)) \text{ и } D_1(y) = \bigcup_{x \in A} c(x, y), y \in B. \text{ Пусть}$$

также $g_1 : B \rightarrow R_+$ – карта такая, что $g_1(y) = \min\{c_5(\Theta) / \Theta \in D_1(y)\}$. Тогда $g_1(y)$ – минимальные затраты на получение конечного продукта y из исходного. Если $\Theta \in \Delta_n$ и $\Theta(n) = y$, то минимальная длительность обработки m конечных продуктов типа $\Theta \in \Delta_n$ при использовании технологического маршрута Θ определяется выражением:

$$c_6(y, \Theta, m) = \sum_{i=1}^{n-1} c_1(\Theta(i), \Theta(i+1)) + (m-1) \cdot \max_{1 \leq i \leq n-1} [c_1(\Theta(i), \Theta(i+1))].$$

Очевидно, что $m \geq 1$.

Определим для $y \in B$ и q множество $D_2(y)$ значение $g_2(y, q)$ по выражениям:

$$D_2(y) = \{\Theta \in D_1(y) / g_1(y) = c_5(\Theta)\},$$

$$g_2(y, q) = \min\{c_6(y, \Theta) / q(y) / \Theta \in D_2(y)\}.$$

Тогда в принятых обозначениях условия разрешимости задачи минимизации выходной производственной карты формулируются в следующем виде.

Если q , есть наряд первого типа и

$$u_1(x, y) = 0, u_2(x, y) = \sum_{z \in B} q(z), (x, y) \in u,$$

$$\alpha = \sum_{y \in B} g_1(y)q(y),$$

$$\beta = \sum_{y \in B} g_2(y, q),$$

$$c = \max_{y \in B} g_2(y, q),$$

то множество $\sum_2^i(u_1, u_2, q, a, b, c)$ не пусто ($i \in \{1, 2\}$).

Таким образом, *получена модель прогнозирования и оптимизации параметров технологических процессов для систем организации строительства и его производственной базы с применением перспективных технологий при наличии различных несводимых друг к другу критериев оптимальности, позволяющий определить рациональные варианты организации работ в динамике за счет использования имитационного моделирования по параметрам организационно-технологической надежности.*

3.3. Алгоритм выбора способов контроля качества строительно-монтажных работ по критерию минимальных сроков реализации проекта

Многие задачи оптимальной организации строительного производства имеют многокритериальную основу. Поскольку многокритериальные задачи проектирования сложных систем имеют большую размерность пространства стратегий и значительного времени расчёта характеристик их решение становится довольно затруднительным. Другая особенность заключается в необходимости повторного решения многокритериальных задач с теми же

критериями, но изменёнными множествами стратегий в связи с возможными в ходе проектирования изменениями параметров организационно-технологической надежности по результатам контроля качества. Поэтому необходим *алгоритм выбора способов контроля качества строительно-монтажных работ.*

В данной задаче «качество» (или «полезность», «ценность», «эффективность» и т. п.) объектов оценивается с помощью критериев K_1, K_2, \dots, K_m ($m \geq 2$). Под критерием K_i понимается функция, отображающая множество объектов Q в некоторое, содержащее не менее двух точек, подмножество X_i числовой прямой Re . Это множество называют шкалой i -го критерия, а его элементы – шкальными оценками. Критерии K_i образуют векторный критерий $K = (K_1, \dots, K_m)$, отображающий множество Q во множество $\chi = X_1 \times X_2 \times \dots \times X_m$ векторов, компонентами которых являются шкальные оценки. В общем случае не для всякого вектора x из χ может существовать соответствующий объект a , т. е. такой, что $K(a) = x$. Однако для анализа задачи и получения необходимой информации с целью её решения удобно оперировать векторами из χ , которые не обязательно соответствуют реальным объектам (т. е. из Q), но могут рассматриваться как характеристики некоторых гипотетических объектов. Такие векторы будем называть векторными оценками. Множество всех векторных оценок обозначим через X , поскольку векторные комбинации шкальных оценок могут оказаться недопустимыми, так как содержащие их векторы будут лишены смысла наборами чисел, то включение $X \subseteq \chi$, вообще говоря, строгое.

Для любых двух векторных оценок x и y возможен один и только один из следующих случаев: xPy (x предпочтительнее, чем y); yPx ; xIy (x и y одинаковы по предпочтительности, т. е. безразлично, какую из этих двух векторных оценок выбрать в качестве лучшей); xNy (x и y

несравнимы по предпочтительности). Под xRy будем понимать, что верно либо xPy , либо xIy , т. е. $R = P \cup I$. Отношения P , I и N восстанавливаются по R (или же отношение R порождает P , I и N): xIy , когда одновременно xRy и yRx ; xPy , когда xRy , но yRx неверно; xNy , когда неверно ни xRy , ни yRx .

Задача векторной (или многокритериальной) оптимизации заключается в выборе стратегии x из множества X возможных стратегий при наличии векторного критерия:

$$W = (W_1, \dots, W_m): X \rightarrow R^m.$$

Без потери общности предположим, что по каждому частному критерию W_i желательно иметь возможно большее значение. В качестве решения этой задачи обычно берётся одна из стратегий, принадлежащих множеству эффективных стратегий:

$$P = \{x \in X \mid \nexists y \in X : W(y) \geq W(x)\}$$

В многокритериальных задачах оценки качества работ часто требуется построить конечное множество $P' \subset P$, удовлетворяющее следующему условию: для всякой стратегии $x \in P$ должна найтись стратегия $e \in P'$ такая, что $|W(x) - W(y)| \leq \xi$, где $\xi > 0$ мало. P' строится как объединение решений двухэтапных лексикографических задач:

$$\left(\min_{1 \leq i \leq m} \lambda_i W_i(x), \sum_{i=1}^m W_i(x) \right) \rightarrow \text{lex max}_{x \in X}, \quad (3.12)$$

когда $\lambda = (\lambda_1, \dots, \lambda_m)$ пробегает достаточно плотную конечную δ -сеть

множества $\Lambda = \left\{ \lambda \mid \sum_{i=1}^m \lambda_i = 1, \lambda_i > 0, i = \overline{1, m} \right\}$. Трудоемкость построения

множества P' возрастает с увеличением размерности векторного критерия W . В данной работе исследуется вопрос уменьшения размерности решения задачи оценки качества работ путем исключения несущественных критериев качества. Для непустого собственного подмножества S множества $I = \{1, 2, \dots, m\}$ положим $W_S = (W_i, i \in S)$. Пусть P_S - множество эффективных

стратегий из множества X по векторному (или скалярному, если S одноэлементно) критерию W_s . Критерий W_s назовём базисным, если $P_s \supset P$. Если существует базисный критерий W_s , то в рассмотренном выше лексикографическом критерии в качестве первого критерия можно использовать $\min_{i \in S} \lambda_i W_i(x)$, а δ -сеть по $\lambda_s = (\lambda_i, i \in S)$ брать из множества:

$$\Lambda_s = \left\{ \lambda_s \mid \sum_{i \in S} \lambda_i = 1, \lambda_i > 0, i \in S \right\}. \quad (3.13)$$

Критерий W_s является базисным, если, например, из неравенства $W_s(x') \geq W_s(x'')$, $x', x'' \in X$, всегда следует неравенство $W_{i/s}(x') \geq W_{i/s}(x'')$.

Рассмотрим вопрос проверки базисного критерия, и способы нахождения базисных критериев.

По нашему мнению для того, чтобы критерий W_s был базисным, необходимо и достаточно, чтобы для любых стратегий $x, y \in P$ $W_s(x) \geq W_s(y)$, а в линейной задаче векторной оптимизации для того, чтобы критерий W_s был базисным, необходимо и достаточно, чтобы $Q \cap P = \emptyset$.

Обоснование данного положения возможно путем следующими рассуждениями.

Проверим базисность критерия W_s . Если множество X конечно, то эту проверку можно осуществить перебором. Теперь рассмотрим линейную задачу векторной оптимизации. Предположим, что X – выпуклый многогранник евклидова пространства, а критерии $W_i, i = \overline{1, m}$ линейны на X . Пусть Π – множество пар стратегий их множества $D = \{(x, y) \in X^2 \mid W_s(x) \geq W_s(y)\}$, эффективных по векторному критерию $(W(x), W(y))$ размерности $2m$. Через Π' обозначим множество пар $(x, y) \in \Pi$, являющихся вершинами многогранника D . Положим

$$Q = \{y \in X \mid \exists x : (x, y) \in \Pi', W_s(x) \geq W_s(y)\}.$$

Необходимость. Предположим, что критерий W_s является базисным, $Q \cap P \neq \emptyset$ и $y \in Q \cap P$. Тогда для некоторой стратегии $x \in X(x, y) \in \Pi'$ и $W_s(x) \geq W_s(y)$. Заметим, что $x \in P$. В самом деле, если найдётся стратегия $z \in X : W(z) \geq W(x)$, то $(z, y) \in D$ и $(W(z), W(y) \geq W(x), W(y))$ (противоречие с тем, что $(x, y) \in \Pi$).

Итак, $(x, y) \in P^2$ $W_s(x) \geq W_s(y)$ и критерий W_s не является базисным в силу ранее сделанного утверждения.

Достаточность. Пусть $Q \cap P = \emptyset$. Предположим, что найдётся пара $(x, y) \in P^2$ такая, что $W_s(x) \geq W_s(y)$. Тогда $(x, y) \in \Pi$ и для некоторого конечного набора пар:

$$(x^j, y^j) \in \Pi', \quad j = \overline{1, k} \quad (x, y) = \sum_{j=1}^k \lambda_j (x^j, y^j),$$

где $\lambda_j > 0, \quad j = \overline{1, k} \quad \sum_{j=1}^k \lambda_j = 1$.

Поскольку $W_s(x) \geq W_s(y)$, найдётся номер j_0 такой, что $y^{j_0} \in Q$. Следовательно, $y^{j_0} \notin P$ и $y = \sum_{j=1}^k \lambda_j y^j \notin P$ (противоречие), что требовалось обосновать.

Из данного утверждения вытекает следующий способ проверки базисности критерия W_s в линейной задаче векторной оптимизации. Сначала известными методами строится множество Π' . Затем находится множество Q и для каждой стратегии $y \in Q$ осуществляется проверка её принадлежности множеству P . Пусть X – компакт метрического пространства, а критерии $W_i, i = \overline{1, m}$ непрерывны на X . в этих условиях проверка базисности критерия W_s может вызывать затруднения. Рассмотрим метод, который, хотя и не всегда, обеспечивает эту проверку, в практическом отношении может оказаться пригодным. Пусть число $\xi > 0$ мало, а P' – конечное подмножество множества P , определённое в п.1. если для

некоторой стратегии $y \in P' \{x \in X | W_S(x) \geq W_S(y)\} = \emptyset$, то нельзя гарантировать базисность критерия W_S . Но поскольку $P' \subset P_S$, можно считать критерий W_S « ξ -базисным» и отбросить все критерии $W_i, i \in I \setminus S$.

Алгоритм поиска базисного критерия

Первый этап начинается с проверки базисности критерия $W_{I \setminus \{1\}}$. Предположим, что критерий $W_{I \setminus \{1\}}$ не является базисным и нашлись стратегии $x, y \in P$ такие, что $W_{I \setminus \{1\}}(x) \geq W_{I \setminus \{1\}}(y)$. Если W_S , где $1 \in S$ - базисный критерий, то необходимо $S \subset S' = \{i \in I \setminus \{1\} | W_i(x) = W_i(y)\}$. Поэтому затем проверяется базисность критерия $W_{S'}$. Предположим, что нашлись стратегии $x', y' \in P$, такие, что $W_{S'}(x') \geq W_{S'}(y')$. Тогда проверяется базисность критерия $W_{S''}$, где $S'' = \{i \in S' | W_i(x') = W_i(y')\}$, и т.д. до тех пор, пока не исчерпается множество $I \setminus \{1\}$. Если базисный критерий не обнаружен, то можно заключить, что ни один критерий $W_S, 1 \notin S$, базисным не является.

Второй этап начинается с проверки базисности критерия $W_{I \setminus \{2\}}$ и аналогичен первому этапу. Здесь только нужно учитывать, что критерий W_1 должен входить в базисный критерий. Точно также i -й этап алгоритма начинается с проверки базисного критерия $W_{I \setminus \{i\}}$ и при этом критерии W_1, \dots, W_{i-1} входят в базисный критерий. В процессе выполнения всех m этапов алгоритма либо будет найден базисный (« ξ -базисный») критерий, либо будет установлено отсутствие такого. При этом общее число проверок на базисность не превзойдет $\frac{m(m+1)}{2} - 1$.

Третий этап. Если нужно найти все базисные критерии (например, с целью отыскания базисного критерия наименьшей размерности), то необходимо пройти все m этапов алгоритма. В результате будет найдено некоторое множество $\{W_{S_j}, j = \overline{1, k}\}$ базисных критериев.

Четвертый этап. Проверить на базисность критерии W_S , где $S \subset \bigcup_{j=1}^k 2^{S_j}$,

вновь используя с небольшими изменениями предложенный алгоритм. В результате будет построено новое семейство базисных критериев.

Пятый этап. Процесс завершается построением всех базисных критериев.

Утверждение 1. Пусть W_S - базисный критерий и для любых $x, y \in P_S^2$ из $W_S(x) = W_S(y)$ следует $W(x) = W(y)$. Тогда при всех $T \supset S$ критерий W_T является базисным.

Если W_S - базисный критерий, но второе условие утверждения 1 не выполнено, то утверждение, вообще говоря, не имеет места.

Необходимо так выбрать количество ресурсов, указать такой вариант их распределения по работам и предложить такие способы их действий, чтобы заданный уровень эффективности выполнения работ поставленной задачи достигался при их минимальном расходе.

Итак, необходимо найти такое минимальное значение ресурсов $\{n_i\}$, $i=1, N^*$ и так распределить их по работам $\{m_j\}$, $j=1, M$, чтобы эффект выполнения каждой работы P_j был не менее некоторого заданного значения P_j^3 .

План распределения средств будем характеризовать матрицей $h = \{h_{ij}\}$, где:

$$h_{ij} = \begin{cases} 0, & \text{ресурс } i \text{ не выделяется для выполнения } i\text{-й работы} \\ 1, & \text{ресурс } i \text{ выделяется для выполнения } j\text{-ой работы} \end{cases}$$

Таким образом, необходимо найти такие значения N^* и h^* , которые являются решением задачи:

$$\min(N(h) / P_j \geq P_j^3; \quad N^* \leq N; \quad h \in H) \quad (3.14)$$

$$P_j = 1 - \prod_{i=1}^n (1 - h_{ij} P_{ij}); \quad (3.15)$$

P_{ij} — вероятность выполнения работы i -ым ресурсом по j -й операции;

H — множество возможных планов распределения ресурсов.

Множество H может быть задано ограничениями, записываемыми, например, в виде:

$$\sum_{j=1}^M h_{ij} \leq 1; \quad i = \overline{1, N} \quad (3.16)$$

- каждое средство может быть назначено не более чем на одну операцию:

$$\sum_{i=1}^N h_{ij} \leq V; \quad j = \overline{1, M} \quad (3.17)$$

- за каждой операцией может быть закреплено не более V ресурсов.

Наиболее распространенные методы решения обратных задач — различные модификации метода случайного поиска, метод динамического программирования и др. [47]. Однако применение этих методов в ряде случаев, особенно для задач большой размерности, не является эффективным, что связано со значительным числом итерационных вычислений для определения решения, а, следовательно, увеличением времени решения задачи на ЭВМ [2].

Одним из путей преодоления вычислительных трудностей и снижения временных затрат на решение задачи является использование разностных методов, суть которых заключается в последовательном назначении единиц ресурса таким образом, чтобы в итоге обеспечить решение задачи, близкое к оптимальному.

Рассмотрим матрицу эффективности распределения $P = \{P_{ij}\}$, $i = \overline{1, N}$; $j = \overline{1, M}$:

$$P = \begin{vmatrix} P_{11} & P_{12} & \dots & P_{1M} \\ P_{21} & P_{22} & \dots & P_{2M} \\ P_{N1} & P_{N2} & \dots & P_{NM} \end{vmatrix}$$

Очевидно, что можно составить некоторую матрицу назначений H^* , соответствующую матрице P и определяющую минимальное количество средств, назначенных на каждую единицу вида работ без взаимного учета

задействования средств по другим единицам, т. е. без учета ограничений (3.30).

Матрица H^* может быть представлена, например, следующим образом:

$$H^* = \begin{vmatrix} 0 & 11 & \dots & 0 \\ 0 & 10 & \dots & 0 \\ 1 & 00 & \dots & 1 \\ 1 & 01 & \dots & 1 \end{vmatrix}$$

Такая матрица описывает нереальный план распределения средств $h \in H$, поскольку некоторые средства в нем одновременно выделяются на несколько единиц видов работ. Однако этот план дает нижнюю границу значений критерия качества решения задачи:

$$N_- = \inf N = \sum_{i=1}^N \sum_{j=1}^M h_{ij}^* \quad (3.18)$$

Очевидно, что составлять реальный план целесообразно таким образом, чтобы на каждом шаге при назначении средств как можно меньше отклоняться от этой границы.

Соотношение (3.31) перепишем в следующем виде:

$$N_- = \sum_{k=1}^M n_k^*; \quad n_k^* = \sum_{i=1}^N h_{ik}^*; \quad (3.19)$$

где n_k^* — минимальное число средств, которое необходимо назначить на k -ю единицу работ для выполнения условия (3.18) без учета ограничения (3.19).

Таким образом, значения h_{ik}^* , а следовательно, и n_k^* ($k = \overline{1, M}$) могут быть определены путем решения M следующих задач:

$$n_k^* \xrightarrow{h_k} \min; \quad (3.20)$$

при условии:

$$1 - \prod_{i=1}^N (1 - h_{ik}^* P_k) \geq P_k^3; \quad k = \overline{1, M}$$

где P_k^3 — заданный уровень эффективности обслуживания k -й операции, или:

$$\min(n_k^* (h_{ik}^*) / P_k \geq P_k^3).$$

При назначении одной из работ на каждом шаге распределительного процесса будем использовать принцип наименьшего отклонения величины наряда работ, полученного с учетом назначения работы i^* на единицу продукта j^* , от нижней границы критерия N_- .

Это означает, что для реального назначения следует выбирать элемент (i^*, j^*) , обеспечивающий выполнение условия:

$$(i^*, j^*): \min_{i,j} \Delta_{ij}; \quad i = \overline{1, N}; \quad j = \overline{1, M}, \quad (3.21)$$

$$\Delta_{ij} = \sum_{h=1}^M (n_k^{ij} - n_k^*); \quad \Delta_{ij} \geq 0$$

n_k^{ij} — минимальное число средств, выделяемых на k -ю единицу продукта с учетом назначения средства i на единицу работы j . Наряд средств, соответствующий назначению определенного средства i^* на определенную единицу работы j^* , характеризуется планом распределения $N^{i^*j^*}$ и вектором $\{n_k^{i^*j^*}\}$ ($k = \overline{1, M}$), которые также находятся путем решения M задач:

$$n_k^{i^*j^*} \xrightarrow{h_{ik}} \min; \quad (3.22)$$

при условии:

$$P_k = 1 - \prod_{i=1}^N (1 - h_{ik} P_{ik}) \geq P_k^3; \quad h_{i^*j^*} = 1; \quad h_{i^*j} = 0; \quad j \neq j^*;$$

или:

$$\min(n_k^{i^*j^*}(h_{ik}) / P_k \geq P_k^3; \quad h_{i^*j^*} = 1; \quad h_{i^*j} = 0; \quad j \neq j^*)$$

Таким образом, на каждом шаге процесса оптимизации требуется поддержание такого порядка распределения средств, который обеспечивает наименьшее приращение критерия [37].

Решение задачи в данном случае разбивается на ряд одномерных задач, что повышает эффективность метода при его реализации на ЭВМ.

1. Вычислить элементы $n_k^{*(0)}$, удовлетворяющие условию

$$n_k^{*(0)} \xrightarrow{h_{ik}} \min; \quad i = \overline{1, N}; \quad k = \overline{1, M}; \quad P_k \geq P_k^3$$

2. Вычислить элементы $n_k^{i^*j^*(t)}$ удовлетворяющие условию

$$n_k^{i^* j^*(t)} \xrightarrow{h_{ik}} \min; \quad i, i^* \in N^{(t)}; \quad P_k \geq P_k^{3(t)};$$

$$j, j^* \in M^{(t)}; \quad h_{i^* j^*} = 1; \quad k = \overline{1, M}; \quad h_{i^* j} = 0,$$

где $N^{(t)}$ — множество средств, не использованных к t -му шагу вычислительного процесса;

$M^{(t)}$ — множество единиц работ, не обслуженных к t -му шагу вычислительного процесса;

$P_k^{3(t)}$ — заданная вероятность обслуживания k -й единицы работ к t -му шагу вычислительного процесса.

3. Вычислить элементы матрицы $\Delta = \{\Delta_{ij}\}$ по соотношениям

$$\Delta_{ij} = \sum_{k=1}^{M^{(t)}} (n_k^{ij(t)} - n_k^{*(t)}); \quad i \in N^{(t)}; \quad j \in M^{(t)}$$

4. Закрепить средство i^* за j^* единицей работы согласно условию:

$$\Delta_{i^* j^*} = \min_{i,j} \Delta_{ij}$$

5. Пересчитать P_j^3

$$P_{j^*}^{3(t+1)} = 1 - \frac{1 - P_{j^*}^{3(t)}}{1 - P_{i^* j^*}} = \frac{P_{j^*}^{3(t)} - P_{i^* j^*}}{1 - P_{i^* j^*}};$$

$$P_{j^*}^{3(t+1)} = P_{j^*}^{3(t)}; \quad j \neq j^*$$

6. Пересчитать n_j^* :

$$n_{j^*}^{*(t+1)} = n_{j^*}^{*(t)} - 1;$$

$$n_j^{*(t+1)} = n_j^{*(t)}; \quad j \neq j^*$$

7. Проверить условие $P_{j^*}^{3(t+1)} \geq 0$:

$$\begin{cases} \text{да} - M^{(t+1)} = M^{(t)}; \\ \text{нет} - M^{(t+1)} = M^{(t)} - 1; \quad n_{j^*} = n_{j^*}^{*(0)} - n_{j^*}^{*(t+1)} \end{cases}$$

8. Проверить условие $M^{(t+1)}=0$:

$$\begin{cases} \text{да} - \text{перейти к п. 10;} \\ \text{нет} - \text{перейти к п. 9;} \end{cases}$$

9. Проверить условие $t \leq N$:

$$\begin{cases} \text{да} - \text{перейти к п. 2, } t = t + 1; \\ \text{нет} - \text{перейти к п. 10;} \end{cases}$$

10. Конец.

При выборе элементов (i^*, j^*) в п. 5 возможны случаи существования нескольких пар индексов, которые реализуют условие:

$$\Delta_{i^*j^*} = \min_{i,j} \Delta_{ij} \quad (3.23)$$

Другими словами, появляется неоднозначность в выборе элементов (i^*, j^*) . Возникшую неоднозначность можно разрешить следующим образом. Назовем оптимальным элементом матрицы Δ элемент, соответствующий индексам, определяемым из условия (3.23). Обозначим: N_{i^*j} — число оптимальных элементов, вычеркиваемых из столбца матрицы Δ при выборе оптимального элемента (i^*, j^*) ; N_{ij^*} — число оптимальных элементов, вычеркиваемых из строки матрицы Δ при выборе оптимального элемента (i^*, j^*) .

Тогда $N_{i^*j^*} = N_{i^*j} + N_{ij^*}$ — число оптимальных элементов, вычеркиваемых из матрицы Δ при назначении оптимального элемента (i^*, j^*) . Поставив в соответствие каждому оптимальному элементу величину $N_{i^*j^*}$, будем производить назначение этих элементов в порядке возрастания $N_{i^*j^*}$, начиная с оптимальных элементов, соответствующих наименьшим значениям этого показателя. Оптимальные элементы, оказавшиеся в строке или столбце назначенного оптимального элемента, из дальнейшего рассмотрения на данном шаге распределительного, процесса исключаются.

Таким образом, *получен алгоритм выбора способов контроля качества строительно-монтажных работ с использованием квалиметрических методов оценок верхних и нижних границ в многомерных критериальных матрицах показателей качества объектов, что позволяет минимизировать возможные отклонения сроков работ от запланированных, а также доказано утверждение о минимальной оценке качества организации строительно-монтажных работ, позволяющая получить доверительные области при анализе эталонных показателей организации технологических процессов в строительстве, методики их определения, а также обоснования связи их*

характеристик с параметрами эталонов для выполнения каждой работы календарного графика.

3.4. Выводы по главе 3

1. Разработана модель прогнозирования и оптимизации параметров технологических процессов для систем организации строительства и его производственной базы с применением перспективных технологий при наличии различных несводимых друг к другу критериев оптимальности, позволяющая определить рациональные варианты организации работ в динамике за счет использования имитационного моделирования по параметрам организационно-технологической надежности.

2. Предложен алгоритм выбора рациональных производственных структур с использованием перспективных технологий в строительстве при наличии различных критериев оценки эффективности и, зачастую нечетких информативных признаков, позволяющий формировать многоуровневые сетевые графики строительства с возможностью оперативной корректировки фронтов работ.

3. Доказано утверждение о минимальной оценке качества организации строительно-монтажных работ, позволяющая получить доверительные области при анализе эталонных показателей организации технологических процессов в строительстве, методики их определения, а также обоснования связи их характеристик с параметрами эталонов для выполнения каждой работы календарного графика.

4. Разработан алгоритм выбора способов контроля качества строительно-монтажных работ с использованием квалиметрических методов оценок верхних и нижних границ в многомерных критериальных матрицах показателей качества объектов, что позволяет минимизировать возможные отклонения сроков работ от запланированных.

4. ПЛАНИРОВАНИЕ И ОРГАНИЗАЦИЯ ИНВЕСТИЦИОННОЙ ДЕЯТЕЛЬНОСТИ В СТРОИТЕЛЬНОЕ ПРОИЗВОДСТВО, ИСПОЛЬЗУЮЩЕЕ ВЫСОКО-ТЕХНОЛОГИЧНЫЕ СРЕДСТВА МЕХАНИЗАЦИИ И КОНТРОЛЯ КАЧЕСТВА

4.1. Модель управления рисками исходов технологических процессов строительной компании с применением средств автоматизации и механизации

При организации процессов строительного предприятия важнейшей является задача оценки рисков и их управления, представляющая собой целенаправленную деятельность по снижению вероятности нежелательных исходов при реализации технологических процессов при заданных ограничениях ресурсов и времени. Классические подходы теории управления, основанные на экспертных оценках менеджеров среднего и высшего звена зачастую игнорируют особенности организации процессов строительного производства, что не позволяет оперативно оценивать вероятность исходов нежелательных ситуаций. Динамика процессов строительного производства и их зависимость от многочисленных факторов: погодных условий, логистики сырья и оборудования, наличия фронтов перемещения бригад и т.д. определяют особые работы к процессам прогнозирования конкретных значений показателей риска и факторов их обуславливающих с учетом статистических и динамических характеристик.

Статистическую оценку показателей риска процессов строительного предприятия проводим за два шага:

Шаг 1. Проведя анализ факторов существенно влияющих на величину риска процессов строительного предприятия (погодные условия, логистика сырья и оборудования и т.д.) рассчитаем значения статистических показателей и определим функцию плотности вероятности риска [112,116];

Шаг 2. Средствами имитационного моделирования оценим динамические характеристики и получим окончательную функцию прогноза

риска.

1. Анализ факторов, существенно влияющих на величину риска нежелательных исходов процессов строительного предприятия

Рассмотрим множество факторов X_k^m , обуславливающих риски нежелательных исходов процессов строительного предприятия:
 $\forall_{m \in M} X_m = \{X_k^m : k \in 1, K_m\} \neq 0$, которые существенно влияют на организацию производства и регулирования результатов (рис. 4.1). Для этого требуется наличие набора статистических показателей, влияющих на результативность процессов за требуемый период оценки риска $[t_0; t^*; t_k]$, где t_0 - определяет временной интервал предшествующий текущей оценки риска; t^* - время начала работ; t_k - интервал завершения работ.

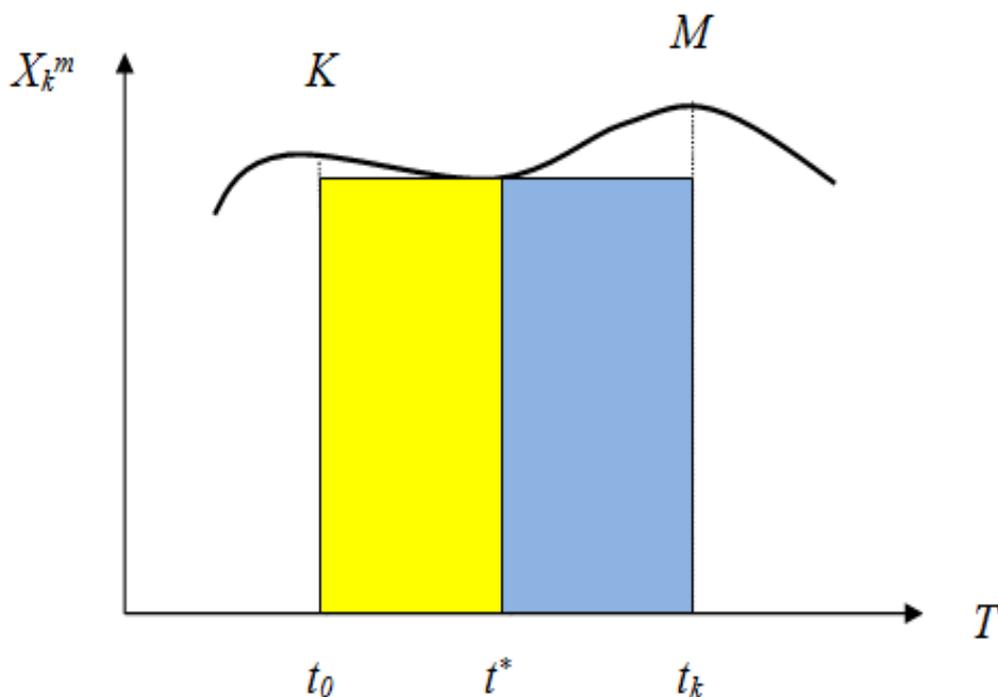


Рисунок 4.1 - Множество факторов X_k^m , обуславливающих риски нежелательных исходов процессов строительного предприятия

Характер функции плотности вероятности факторов обуславливающих риски результативности процессов не всегда имеют четко выраженные закон распределения. Наиболее достоверное значение имеет функция плотности распределения случайной величины на основе случайного, что и

обуславливает ее выбор при оценке статистических показателей факторов риска и ее функции.

Рассмотрим вариант расчета значений функции риска нежелательных исходов процессов строительного предприятия в зависимости от параметров механизации и автоматизации конкретных процессов - X_I^I (табл. 4.1):

Таблица 4.1

Частоты оценок уровня риска от уровня автоматизации и механизации строительных процессов - X_I^I

Номер полученных данных	Показатель риска X_I^I
1	x_{11}
2	x_{12}
J	x_{1i}

Зададим шкалу наименований для квалитметрической оценки полученных показателей риска a_{ji} (неудовлетворительно, удовлетворительно, хорошо) - (рис. 4.2).

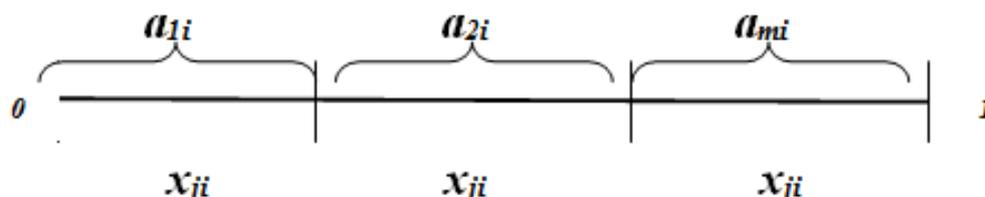


Рисунок 4.2 – Шкала наименований для оценки функции риска

Однако подобная градация не в полной мере позволяет оценить тенденции изменения функции риска, поэтому целесообразно ввести следующие поддиапазоны оценок: a_{1i} – сплошной уровень брака - X_I^I ; a_{2i} – высокий уровень брака - X_I^I ; a_{3i} – риск брака средний - X_I^I ; a_{4i} – хороший уровень результативности процессов - X_I^I ; a_{mi} – брак отсутствует - X_I^I .

Определим точечные оценки уровня риска для заданного диапазона квалитметрических шкал:

$$p_1^* = \frac{a_{1i}}{m}; p_2^* = \frac{a_{2i}}{m}; p_3^* = \frac{a_{3i}}{m}; p_4^* = \frac{a_{4i}}{m}; p_m^* = \frac{a_{mi}}{m}, \quad (4.1)$$

где $p_1^*; p_2^*; \dots; p_m^*$ - частоты получения результатов процессов строительного предприятия: сплошной уровень брака, высокий уровень брака, риск брака средний, хороший уровень результативности процессов, брак отсутствует а для показателей автоматизации и механизации процессов X_I^I в интервале $[t_0; t^*]$.

С учетом большой статистической выборки имеющихся значений будем считать, что исследуемая функция X_I^I распределена по нормальному закону на основании центральной предельной теоремы Чебышева [12,54]. Следовательно, адекватно использование частот $p_1^*; p_2^*; \dots; p_m^*$ в виде точечной оценки при неясном характере исследуемой функции $p_1; p_2; \dots; p_m$. Однако, тогда необходимо задать точность и надежность такой оценки.

Тогда можно определить следующие характеристики:

- математическое ожидание для исследуемой функции X_I^I :

$$m_{x_i} = \frac{1}{m} \sum_{i=1}^m x_{ij} p_i^*, \quad (4.2)$$

где x_{ij} – значение параметра случайной величины X_I^I ;

- среднеквадратичное отклонение для X_I^I :

$$\sigma_{p^*} = \frac{1}{m-1} \sqrt{(x_{ij} - m_x)^2}. \quad (4.3)$$

- доверительная вероятность β (определяет возможность попадания доверительного интервала $|p^* - p| < \xi_\beta$ вычисляемой вероятности. В нашей задаче зададим вероятность риска для предприятия стройиндустрии 0,9).

Определим интервальные значения риска в следующей квалитметрической шкале наименований x_{ij} (0,2; 0,3;0,5; 0,7; 1).

$$P(|p^* - p| < \xi \beta) = \beta,$$

$$\xi \beta = \sigma_p^* \operatorname{arq} \Phi^* \left(\frac{1 + \beta}{2} \right),$$

$$t_\beta = \operatorname{arq} \Phi + \left(\frac{1 + \beta}{2} \right).$$

Построим аналитическую зависимость для интервальной вероятности риска:

$$|p^* - p| \approx t_\beta \sigma_p = t_\beta \left(\frac{1}{m-1} \sqrt{(x_{ij} - m_x)^2} \right). \quad (4.4)$$

Получим выражение для полной вероятности риска, определяемой выражением:

$$p = p^* - t_\beta \left(\frac{1}{m-1} \sqrt{(x_{ij} - m_x)^2} \right). \quad (4.5)$$

Проведя анализ выражения (4.5) можно сделать следующие выводы:

- вероятность риска в изучаемый период ограничена заданным значением доверительной вероятности;
- если статистика наблюдений высока ($m \rightarrow \infty$), то вероятность риска и доверительная вероятность имеют совпадающие значения;
- оптимальным значением доверительной вероятности определено значение 0,9, т.к. любое ее увеличение снижает точность из-за расширения доверительного интервала.

Перейдем к расчету вероятностей риска строительного предприятия в прогнозный период t_k для следующих квалиметрических шкал, описанных выше (брак – [0-0,2], низкое качество – (0,2-0,4], качество среднее – (0,4-0,6], хорошее – (0,6-0,8] и эталонов – (0,8-1]):

- Брак:

$$p_1 = p_1^* - t_\beta \left(\frac{1}{m-1} \sqrt{\left(0,2 - \frac{(0,2a_{1j} + 0,3a_{2j} + 0,5a_{3j} + 0,7a_{7j} + 1a_{mj})}{m} \right)^2} \right), \quad (4.6)$$

- Низкое качество:

$$p_2 = p_2^* - t_\beta \left(\frac{1}{m-1} \sqrt{\left(0,3 - \frac{(0,2a_{1j} + 0,3a_{2j} + 0,5a_{3j} + 0,7a_{7j} + 1a_{mj})}{m} \right)^2} \right), \quad (4.7)$$

- Качество среднее:

$$p_3 = p_3^* - t_\beta \left(\frac{1}{m-1} \sqrt{\left(0,5 - \frac{(0,2a_{1j} + 0,3a_{2j} + 0,5a_{3j} + 0,7a_{7j} + 1a_{mj})}{m} \right)^2} \right), \quad (4.8)$$

- Качество хорошее:

$$p_4 = p_4^* - t_\beta \left(\frac{1}{m-1} \sqrt{\left(0,7 - \frac{(0,2a_{1j} + 0,3a_{2j} + 0,5a_{3j} + 0,7a_{7j} + 1a_{mj})}{m} \right)^2} \right), \quad (4.9)$$

- Эталон:

$$p_5 = p_5^* - t_\beta \left(\frac{1}{m-1} \sqrt{\left(1 - \frac{(0,2a_{1j} + 0,3a_{2j} + 0,5a_{3j} + 0,7a_{7j} + 1a_{mj})}{m} \right)^2} \right). \quad (4.10)$$

Далее, используя указную методику, проводится оценка других показателей, обуславливающих риски строительного предприятия и строится общее дерево свойств, на основании которого выставляется интегральная оценка риска.

2. Расчет степени влияния отдельных факторов и их групп на общую вероятность возникновения риска.

Теперь необходимо установить силу влияния отдельных факторов степени влияния отдельных факторов и их групп на общую вероятность возникновения риска.

Для этого применим аппарат факторного анализа [114,127]. В качестве объекта исследования будет выступать функция риска.

Риск строительного предприятия определяет множество факторов:

$$\forall_{m \in M} X_m = \{X_k^m : k \in 1, K_m\} \neq \emptyset$$

Пусть определено множество всех факторов, реализованных в системе: $X^m = \{X_m : m \in \{1, M\}\}$, где $M \geq 1$ означает количество факторов риска, и для каждого риска определено множество его элементов:

$M^h = \{m : \wedge P^m \in P_h\}; \bigcup_{k=1}^h M^k = M$. Тогда получим семейство множеств: $M^H = \{M^h : h \in \{1, M\}\}$.

Динамической структурой риска низкой ОТН является множество: $(P^H, R_H), R_H \subset P^H \cdot P^H$, где число H определяет степень ее сложности. Если $H = 1$, то динамическая структура ОТН минимальна, если $H=M$, она максимальна. При этом, если элементы множества $M_f, f \in 1, F$, реализуют f -ю функцию системы то они реализуют элементарные факторы этого же вида. При этом F — количество различных факторов, реализованных в ОТН. Тогда структура $S_f = (M^F, R_F), R_F \subset M^F \cdot M^F$ будет являться функциональной для ОТН. Если $F=1$, то функциональная структура минимальна или, другими словами, максимальна концентрация функции в ОТН. Если $F=M$, то максимальна деконцентрация (специализация) функции в ОТН.

Для обеспечения благоприятного прогноза по достижению ОТН поставленных целей необходимо выполнить следующее условие:

$$\bigwedge_{t_0 \in T} \bigvee_{t_k \in T} S_M(t_0) \neq S_M(t_k) \vee S_F(t_0) \neq S_F(t_k). \quad (4.11)$$

В функциональном плане возможности достижения целей повышения ОТН выделим крайние комбинации вариантов [64,66,67], когда изменения во времени вызывают функциональную интеграцию в ОТН (цели достигнуты) или функциональную дезинтеграцию (цели не достигнуты). Процесс достижения целей реален, если для $t_0 \rightarrow t_k, t_0 < t_k, S_{F_0}(t_0) \rightarrow S_1(t_k)$ т т $F_0 \rightarrow 1$ для $1 < F_0 \leq M$; и процесс достижения целей нереален, если для $t_0 \rightarrow t_k, t_0 < t_k, S_{F_0}(t_0) \rightarrow S_M(t_k)$ ò.à $F_0 \rightarrow M$ для $1 < F_0 \leq M$.

Адаптивной структурой ОТН является зависимость вида:

$$S_R \equiv (X^*; (S(t_0)), S(t_k), \Delta(t_0, t_k))$$

(где: X — множество входов (факторов достижения целей; T — период прогноза ОТН.

$t_0 < t_k, t_0, t_k \in T; S(t_0) \equiv (S_M(t_0), S_F(t_0)); S(t_k) \equiv (S_M(t_k), S_F(t_k));$
 $\Delta v(t_0, t_k) = v(t_k) - v(t_0); v(t_0), v(t_k) \in V$ где $v(t_0), v(t_k)$ — эффекты достижения целей повышения ОТН в моменты времени t_0, t_k). Также адаптивную ОТН можно описать следующими качественными характеристиками: если $X^* \subset \bar{Y}$, то адаптация проходит под влиянием окружающей среды; если $X^* \subset Y$, то адаптация самостоятельная; если $X^* \subset Y \times \bar{Y}$, то адаптация происходит под влиянием окружающей среды и саморазвития [70,71].

Анализируя эффекты, полученные ОТН в результате адаптации, выделяем следующие случаи:

если $\Delta v(t_0, t_k) = 0$, то адаптация ОТН отсутствует (эффект достигнутых целей крайне низок);

при $\Delta v(t_0, t_k) > 0$ адаптация дает положительные эффекты — высокий уровень достигнутых целей;

когда $\Delta v(t_0, t_k) < 0$, адаптация дает общее снижение эффективности — цели не достигнуты.

В адаптивной ОТН отсутствуют процессы как взрывчатого вида, т.е. возможен такой момент времени t^* , при котором $\Delta v(t_0, t^*) \ll \Delta v(t^*, t_k), t_0 < t^* < t_k$, так и катастрофического вида, когда $\Delta v(t_0, t^*) \gg \Delta v(t^*, t_k), t_0 < t^* < t_k$.

Прогнозом достижения ОТН заявленных целей в области управления рисками назовем вероятность события, при котором в момент t_k СОИД даст эффекты величиной $v(t_k) = v_k \in V_k \subset V$, т.е. $p_v(t_k)$.

В результате исследования влияния отдельных факторов на показатель результативности ОТН:

- для организационно-технических мероприятий - четко просматривается прямая корреляция между x и v . В этом случае при осуществлении контроля за фактором x можно линейно управлять значением параметра риска v (рис. 4.3).

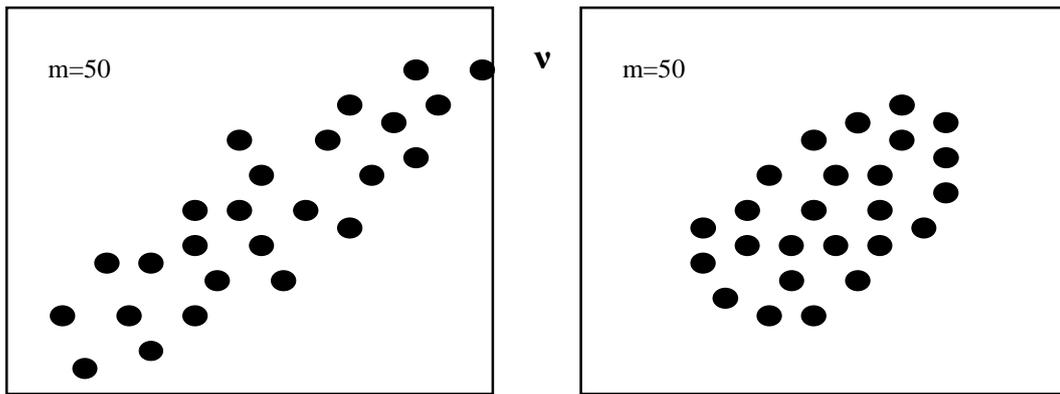


Рис.4.3. Прямая и легкая корреляции для факторов организационно-технических мероприятий и функции риска - для инженерно-технологических мероприятий – легкая криволинейная корреляция между x и v . В этом случае при осуществлении контроля за фактором x становится труднее управлять значением параметра риска v - необходим большой комплекс мероприятий (рис. 4.4).

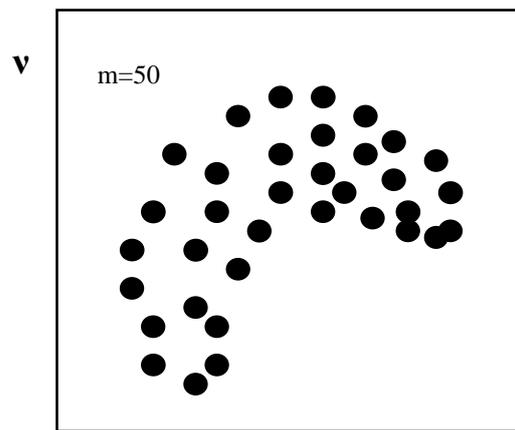


Рис.4.4. Легкая криволинейная корреляция для факторов инженерно-технологических мероприятий - не установлено прямой корреляционной связи между экономическими бизнес-процессами и функцией эффективности ОТН.

Далее проводятся следующие мероприятия: составлена матрица исходных данных для факторов, имеющих прямые и легкие корреляции. При этом необходимо учесть, что организационно-технические факторы имеют с экономическими показателями корреляционную связь [10,95,114] гиперболической формы (уровень освоенности работ, программы работ и др.) (табл. 4.2).

Таблица 4.2 – Матрица парных корреляций для факторов функции риска для оценки ОТН

Факторы		X_1	X_2	X_3	X_4
Финансовые	X_1	1	0,068	0,057	
Инженерно-технологические	X_2	0,068	1	0,019	
Экономические	X_3	0,057	0,019	1	
Маркетинговые	X_4				1

Теперь составим уравнение регрессии для прогноза достижения целей ОТН. Для чего включим в исходный вариант уравнения все рассмотренные выше факторы: $v = \varphi(x; a, b, c, d)$, тогда основным условием по наиболее вероятному варианту значений функции прогноза выступает правило

наименьших квадратов: $\sum_{i=1}^n [v - \varphi(x_i)]^2 = \min$, т.е. требуемая функция

прогноза является наиболее вероятной тогда и только тогда, когда сумма квадратов отклонений наблюдаемых значений в период $[t_0; t^*]$ была минимальна.

Далее необходимо определить параметры коэффициентов a, b, c, d для функции эффекта прогноза, т.е. требуется выбрать такие значения a, b, c, d ,

чтобы выполнялось условие: $\sum_{i=1}^n [v - \varphi(x_i; a, b, c, d)]^2 = \min$.

Для этого продифференцируем левую часть предыдущего выражения по искомым коэффициентам и приравняем производные к нулю:

$$\left. \begin{aligned} \sum_{i=1}^n [\nu - \varphi(x_i; a, b, c, d)] \left(\frac{\partial \varphi}{\partial a} \right)_i &= 0, \\ \sum_{i=1}^n [\nu - \varphi(x_i; a, b, c, d)] \left(\frac{\partial \varphi}{\partial b} \right)_i &= 0, \\ \sum_{i=1}^n [\nu - \varphi(x_i; a, b, c, d)] \left(\frac{\partial \varphi}{\partial c} \right)_i &= 0, \\ \sum_{i=1}^n [\nu - \varphi(x_i; a, b, c, d)] \left(\frac{\partial \varphi}{\partial d} \right)_i &= 0, \dots \end{aligned} \right\}. \quad (4.12)$$

Так как величины функций прогноза непрерывны, то в (4.12) используются соответствующие элементы вероятностей, т.е. частные производные.

Система уравнений (4.12) содержит столько же уравнений, сколько и неизвестных, поэтому решить ее в общем виде невозможно – необходимо задаться конкретным видом функции φ . Необходимо выбрать конкретный вид функции прогноза. В нашем случае – это линейная функция.

В результате решения системы уравнений получено следующая зависимость для уравнения регрессии по прогнозу достижения ОТН заданных целей:

$$\nu(t_0, t^*) = 0,91 X_1^{0,967} \times X_2^{-0,817} \times X_3^{-1,525} \times X_4^{0,065}, \quad (4.13)$$

где X_1, X_2, X_3, X_4 – факторы, определяемые на основе статистических наблюдений (организационно-технические, инженерно-технические, экономические и маркетинговые).

Коэффициент множественной корреляции оставляет 0,95. Ошибка аппроксимации составляет 11,5%, Коэффициенты эластичности составляют 0,967; 0,817; 1,525; 0,065. таким образом, с повышением коэффициента множественной корреляции улучшаются другие параметры модели, хотя между коэффициентом множественной корреляции и ошибкой аппроксимации не обнаружена устойчивая связь.

Далее, по найденной зависимости для периода $[t_0; t^*]$ строим прогностическую, для периода $[t^*; t_k]$, используя метод интерполяции.

Таким образом, исследуя отдельные варианты работы адаптивной ОТН (изменяя количество процессов и функций в системе), можно с высокой степенью достоверности установить, какими будут состояния строительного предприятия по целевым показателям риска в определенные моменты времени. Тем самым можно предвидеть, наступят ли нежелательные с точки зрения менеджеров события, что даст возможность оперативно вмешаться в ход событий.

Основным достоинством представленной модели прогнозирование является возможность проведения операций в два этапа: на первом этапе производится прогноз состояния каждого фактора общей схемы ОТН; на втором – прогноз развития всей ОТН по достижению поставленных целей на основе данных прогноза каждого фактора.

Пример 4.1. Выбор рационального варианта строительного производства с учетом совмещений работ по времени.

Для организации планирования и оперативного управления строительством промышленных объектов наиболее подходящей является сетевая модель, рассмотренная в данной диссертации. Применение избыточных фрагментов с типовой номенклатурой работ сокращает трудоемкость разработки сетевой модели и открывает новые возможности для их применения.

Однако использование типовых фрагментов требует назначения величины совмещения во времени ряда работ друг с другом и учета этой величины при расчете длины критического пути и других параметров работ. Традиционными методами расчета сетевых графиков определить эти величины с учетом совмещения работ невозможно. Поэтому потребовалась разработка новой методики расчета сетевой модели.

С вводом совмещений работ при расчете сетевой модели появляется два дополнительных параметра:

T_{ii} - срок возможного открытия фронта для последующих работ;

T_i - ограничение на окончание i -й работы, учитывающее интенсивность выполнения данной работы.

День начала любой действительной работы (кроме первой) определяется как сумма раннего начала и совмещения (в днях) предыдущей работы. Окончание работ определяется суммированием начала работы и ее продолжительности.

После определения ранних: начала и окончания у каждой работы необходимо выполнить проверку на ограничение по окончанию работы. Если раннее окончание работы меньше параметра T_i , то раннему окончанию присваивается значение параметра T_i . Затем по новому значению T_i корректируется раннее начало i -й работы.

Полученные в процессе расчета резервы времени дают возможность более раннего начала работы за счет уменьшения ее интенсивности, так как окончания работ жестко закреплены. Работы, имеющие нулевой резерв, являются критическими.

Алгоритм расчета сетевых моделей с учетом совмещений работ заключается в следующем.

1. Выбирается начальное событие сетевой модели, определяется раннее начало $T^{p.n.}$ и окончание $T^{p.o.}$.

2. Выбирается очередная по технологии работа. Если это фиктивная работа, переход к п. 6, иначе п. 3.

3. Определяется раннее начало и ограничение на окончание ($i + 1$) работы:

$$\begin{aligned} T_{i+1}^{pn} &= T_i^{pn} + C_i \\ T_{i+1} &= T_i^{po} + C_{i+1}, \end{aligned}$$

где T_{i+1} - ограничение на окончание; C_i - совмещение (в днях).

Если предшествует несколько работ, берется работа с наиболее поздним окончанием из всех предшествующих.

4. Определяется ранее окончание работы:

$$T_{i+1}^{PO} = T_{i+1}^{PH} + t_{i+1},$$

где T_{i+1} — продолжительность.

5. Проверка на ограничение по окончанию работы.

Если $T_{i+1}^{PO} \geq T_{i+1}$, переход к п. 7,

то $T_{i+1}^{PO} \geq T_{i+1};$

$$T_{i+1}^{PH1} = T_{i+1} - t_{i+1};$$

$$R = T_{i+1}^{PH} - T_{i+1}^{PH1}, \text{ далее п. 7.}$$

6. Фиктивной работе присваиваются все параметры предшествующей действительной работы.

7. Выбирается очередная работа, переход к п. 2. Данный алгоритм реализован в комплексе MatLAB-2008. В табл. 4.3 приведены результаты расчета данной сетевой модели, фрагмент которой показан на рис. 4.5. Как видно из таблицы, продолжительность строительства объекта составляет 96 дней. При расчете данной сетевой модели традиционными методами без учета совмещений работ во времени продолжительность строительства объекта составит 138 дней.

Таблица 4.3

Результаты расчета сетевой модели на ЭВМ

<i>I</i>	<i>J</i>	Наименование работы	Про долж.	% совм	Начал о	Оконч ание	Резер в
1	2	Земляные работы	2	100	0	2	0
2	5	Крепление стенок и котл.	1	50	2	3	0
2	6	Разработка грунта вручную	9	30	2	11	0
5	6		0	0	2	3	0

6	7	Щебен. основ. под сооружение	1	100	11	12	6
6	8	Бетонная подготовка	40	50	5	45	0
7	8		0	0	11	12	0
8	9	Лент. фундаменты бетонные	53	50	25	78	0
9	11	Стены, перегород. (лотки, приемки)	14	50	71	85	19
9	12	Элементы подвалов ГО	25	50	66	91	14
9	14	Связи крепления соедин. детали	8	100	78	86	26
9	15	Подп. стены, стены подвалов	12	50	72	84	20
11	15		0	0	71	85	0
12	15		0	0	66	91	0
14	15		0	0	78	86	0
15	16	Гидроизол. проклад. в 2 слоя	7	30	87	94	1
16	17	Обратная засыпка	2	100	94	96	4

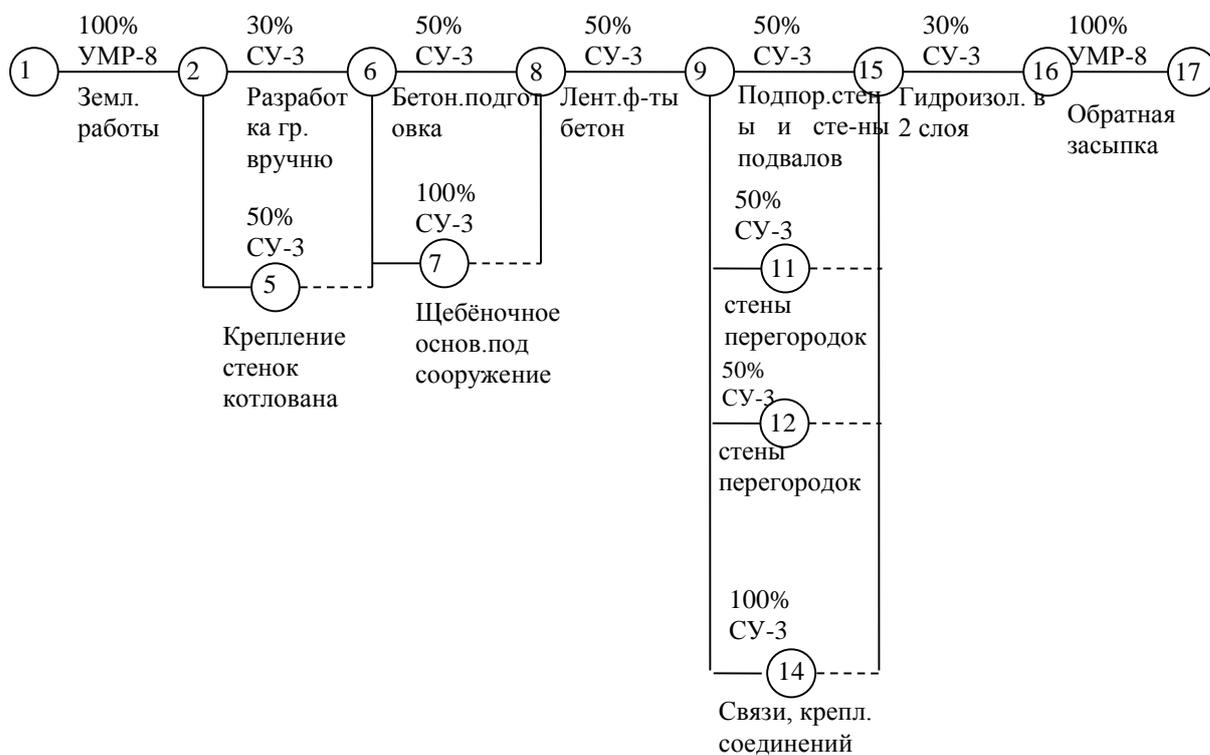


Рис. 4.5 - Фрагмент сетевой модели

Применение описанного алгоритма позволяет получать ближе к реальным сроки выполнения работ при расчете сетевых моделей строительства объектов на этапах инженерной подготовки производства и оперативного управления строительством.

4.2. Способы оценки уровня риска производственной деятельности строительного предприятия при оптимальном машинном парке

При анализе состояний системы оценки производственной деятельности остановимся на следующих видах исходной информации [1]: статистическая и экспертная.

Статистическая информация задается в виде матрицы "объект—признак". Пусть $X = \{X^i, \dots, X^m\}$ - множество признаков. Каждый признак $X^i \in X$ ($i = 1, \dots, m$) имеет конкретные значения. В матрице данных присутствуют объекты рассматриваемого класса A и объекты других классов (\bar{A}).

В последние годы в практике анализа данных все больше и больше используется экспертная информация [2,3,4], которая задается на множестве значений каждого признака X^i по отношению к выделенному классу A с помощью графа G^i экспертных попарных предпочтений. Дуга между вершинами x_l^i ($l = 1 \dots k$) и x_p^i ($p = 1 \dots k$) проводится тогда, когда с точки зрения эксперта наличие у объекта значения x_l^i большей степени говорит о принадлежности этого объекта к выделенному классу A чем наличие у этого объекта значения x_p^i . Таким образом, исходную информацию о деятельности СОИД можно задать с помощью матрицы "объект-признак" и m графов G^i экспертных предпочтений. Необходимо для любого тестируемого модуля деятельности для СОИД определить, к какому из классов (A или \bar{A}) он относится. Далее определяем некоторое, количество частных решающих правил, из которых на втором этапе строится итоговое решающее правило.

Построение множественных достаточных признаков

Достаточным признаком будем считать такое сочетание значений исходных, которым обладает хотя бы один объект обучающей выборки выделенного класса A и не обладает ни один другой из \bar{A} .

Воспользуемся методом построения аналогов достаточных признаков М.М. Бонгарда, использующим базовую процедуру анализа некоторого подпространства $X_{i_1 \dots i_k}$ из пространства исходных признаков X вместе с подмножеством графов экспертных предпочтений, заданных на алфавитах координат.

Тогда, под пространством исходных признаков X будем понимать множество всех возможных сочетаний значений вида (x_1, x_2, \dots, x_m) , а подпространством $X_{i_1 \dots i_k}$ пространства исходных признаков вместе с подмножеством графов экспертных предпочтений задается на алфавитах координат всеми сочетаниями значений из k чисел $(x_{i_1}, x_{i_2}, \dots, x_{i_k})$.

Для анализа подпространства $X_{i_1 \dots i_k}$ предлагается следующая эвристическая процедура: на множестве всех точек подпространства $X_{i_1 \dots i_k}$ как на множестве вершин строится общий граф $G_{i_1 \dots i_k}$, дуги которого однозначно определяются по множеству графов $\{G^{i_1}, G^{i_2}, \dots, G^{i_k}\}$; на основе графа $G_{i_1 \dots i_k}$ строится номинальный признак с относительно небольшим числом значений (в качестве последних выступают подмножества множества $X_{i_1 \dots i_k}$, попарно связанные на графе $G_{i_1 \dots i_k}$); каждое такое подмножество — класс номинального признака проверяется на обобщенное условие достаточности. Если в этот класс из обучающей выборки попали только объекты из A или только объекты из \bar{A} , то он рассматривается как искомый достаточный признак на $X_{i_1 \dots i_k}$. Заметим, что один класс может содержать много точек из $X_{i_1 \dots i_k}$, из которых лишь одна принадлежит A (или \bar{A}), и несмотря на это принимается, что попадание объекта в класс указывает на наличие, данного достаточного признака.

Для построения графа G_{i_1, \dots, i_k} используется мажоритарное правило построения множества V_{i_1, \dots, i_k} дуг этого графа. Дуга $(\alpha, \beta) \in V_{i_1, \dots, i_k}$, где $\alpha = (x_{i_1}^\alpha, x_{i_2}^\alpha, \dots, x_{i_k}^\alpha)$, $\beta = (x_{i_1}^\beta, x_{i_2}^\beta, \dots, x_{i_k}^\beta)$ проводится, если число дуг соответственно в графах $G^{i_1}, G^{i_2}, \dots, G^{i_k}$ больше или равно величине заданного порога. Если в исходных графах экспертных предпочтений мало дуг, то следует выбирать порог q небольшим, чтобы в обобщенном графе будет немного висячих вершин. Если в обобщенном графе будет много висячих вершин, то это означает, что для построения мажоритарного решающего правила будет использоваться в основном только статистическая информация. Дуга (β, α) определяется аналогичным образом. Отметим, что для построения дуги (α, β) можно использовать и другие способы агрегации экспертных суждений.

Для выполнения второго этапа, построения агрегированного номинального признака, используется алгоритм замыкания бинарного отношения, определяемого с помощью графа G_{i_1, \dots, i_k} , до отношения эквивалентности. Если в результате вышеперечисленных действий каждая вершина обобщенного графа имеет значение номинального признака, то для построения достаточного признака будет использоваться только статистическая информация.

Третий этап выполняется прямой проверкой распределения объектов обучающей выборки по классам агрегированного номинального признака. Достаточные признаки, определяемые разными классами X_{i_1, \dots, i_k} , являются зависимыми.

Построим следующее разбиение точек подпространства X_{i_1, \dots, i_k} :

$$R = \{A, O, \bar{A}\} \quad (4.14)$$

При этом область A получена путем объединения областей достаточных признаков, голосующих за класс A ; область \bar{A} — путем объединения областей достаточных признаков, голосующих за \bar{A} ; O -

оставшиеся точки подпространства $X_{i_1 \dots i_k}$ (область O разбивается на две подобласти):

$$O = \{\Delta, \Lambda\} \quad (4.15)$$

где Δ - множество точек подпространства $X_{i_1 \dots i_k}$, которые отсутствуют в обучающей выборке и на которые не удалось распространить экспертную информацию; Λ — множество противоречивых точек подпространства $X_{i_1 \dots i_k}$, т.е. точек, которые статистически неразличимы (одновременно принадлежат классам A и \bar{A}).

После подстановки (4.14) в (4.15) получим разбиение подпространства $X_{i_1 \dots i_k}$:

$$R = \{A, \Delta, \Lambda, \bar{A}\} \quad (4.16)$$

Разбиение (4.16) можно использовать как правило распознавания:

- попадание распознаваемого объекта e в подпространстве $X_{i_1 \dots i_k}$ в область A говорит о его принадлежности к классу A ;
- попадание распознаваемого объекта e в подпространстве $X_{i_1 \dots i_k}$ в область \bar{A} говорит о его принадлежности к классу \bar{A} ;
- попадание распознаваемого объекта e в подпространстве $X_{i_1 \dots i_k}$ в области Δ, Λ дает отказ от распознавания.

Построение частного решающего правила

Пусть $X_{i_1 \dots i_k}$ уже выбрано каким либо способом. Для построения частного решающего правила выделим подпространство признаков $X_{i_1 \dots i_k}$ из пространства всех исходных X . В этом подпространстве, на основе экспертной информации, все объекты обучающей выборки линейно упорядочиваются (чем левее находится объект в данном упорядочении, тем больше его степень принадлежности к выделенному классу A). Затем на основе расположения объектов обучающей выборки на этом упорядочении определяется искомое правило. Разные частные решающие правила

получаются путем варьирования подпространств X_{i_1, \dots, i_k} . Процедура анализа подпространства X_{i_1, \dots, i_k} включает себя:

- проектирование объектов обучающей выборки на точки подпространства X_{i_1, \dots, i_k} и анализ множества проекций с точки зрения принадлежности их к A и \bar{A} ;
- расширение областей принадлежности к классам A и \bar{A} за счет использования экспертной информации.

Первый этап выполняется прямой проверкой распределения объектов обучающей выборки на точки подпространства X_{i_1, \dots, i_k} . Тогда про каждую точку подпространства X_{i_1, \dots, i_k} можно сказать следующее:

- встречается только на объектах класса A ; встречается только на объектах класса \bar{A} ; является противоречивой;
- является неизвестной, т.е. отсутствует в обучающей выборке.

Совокупность неизвестных точек обозначим через Δ . Именно эта совокупность используется для выполнения второго этапа. Точки из Δ поочередно добавляются во множество проекций обучающей выборки в X_{i_1, \dots, i_k} , с упорядочением с добавленным. Для этого сначала строится матрица попарных предпочтений $R = \{r_{lp}\}_{l,p=1,n+1}$ между объектами из множества - обучающая выборка, дополненная объектом, который имеет координаты добавленной точки из Δ . Пусть объект l имеет в подпространстве X_{i_1, \dots, i_k} координаты $(x_{i_1}^l, x_{i_2}^l, \dots, x_{i_k}^l)$, а объект p - координаты $(x_{i_1}^p, x_{i_2}^p, \dots, x_{i_k}^p)$. Тогда $r_{lp} = 1$, если число дуг $(x_{i_1}^l, x_{i_1}^p), \dots, (x_{i_k}^l, x_{i_k}^p)$ соответственно в графах $G^{i_1}, G^{i_2}, \dots, G^{i_k}$ больше или равно величине заданного порога q . В противном случае $r_{lp} = 0$. Таким образом, если $r_{lp} = 1$, то объект l в большей степени (большим числом экспертных суждений по выбранным признакам) относится к классу A , чем объект p . Построенная таким образом матрица предпочтений R используется для упорядочения объектов обучающей

выборки, дополненной добавленным p -м объектом, взятым из области Δ . Процедура упорядочения, состоит в следующем. Для любого элемента i определяется "вес"

$$\pi^+(i, H) = \sum_{j \in W/H} r_{ij} - \sum_{j \in H} r_{ji}, \quad (4.17)$$

где W определяет обучающую выборку, дополненную объектом, который имеет координаты из Δ , а H — некоторое подмножество из W . При этом первая сумма описывает предпочтение объекта i другим объектам j , не входящим в H , а вторая сумма описывает предпочтение объектов j , входящих в H , объекту i . Первым в этом упорядочении помещается такой объект i_b , для которого выполняется условие:

$$\pi^+(i_b, W) = \max_{i \in W} \pi^+(i, W) \quad (4.18)$$

После этого выполняется пересчет весов для оставшихся объектов. Затем среди оставшихся объектов опять выбирается объект, для которого выполняется условие (4.18), и т.д. до исчерпания всего множества. Таким образом, в полученном упорядочении J^p чем левее находится объект, тем "сильнее" его принадлежность к классу A с точки зрения экспертной информации, заданной на исходных признаках.

Рассмотрим теперь расположение объектов обучающей выборки на полученном упорядочении. В этом упорядочении объекты из A , вообще говоря, идут не в виде одного связного интервала. Аналогичное верно и для объектов из \bar{A} . Выделим из всех интервалов на J^p объектов из множества A наибольший по числу и аналогично наибольший из \bar{A} . Обозначим эти интервалы соответственно через I_A^p и $I_{\bar{A}}^p$. По построению в этом же упорядочении находится p -й объект, который имеет в проекции на X_{i_1, \dots, i_k} координаты добавленной точки из Δ . Если интервал I_A^p лежит левее $I_{\bar{A}}^p$ и одновременно если p -й объект будет лежать левее интервала I_A^p , то расширим область класса A тестируемым p -м объектом из Δ . Наоборот, если p -й объект

лежит правее интервала I_A^p , а I_{A^p} , как раньше, лежит левее I_A^p , то расширим класс \bar{A} -м объектом.

Во всех остальных случаях p -й объект из Δ не расширяет области рассматриваемых классов A и \bar{A} в подпространстве X_{i_1, \dots, i_k} . Эта процедура пополнения классов A и \bar{A} в X_{i_1, \dots, i_k} выполняется прямым перебором всех точек из Δ .

В результате получаем на X_{i_1, \dots, i_k} частное решающее правило. По этому правилу любой объект e , спроектированный на X_{i_1, \dots, i_k} :

- если попадает в расширенный класс A , то относится к A ;
- если попадает в расширенный класс \bar{A} , то относится к \bar{A} , а во всех остальных случаях даётся отказ от распознавания по этому решающему правилу.

Таким образом, задача анализа состояний систем с использованием экспертной информации позволяет описать систему достаточно высокой размерности, а двухступенчатая процедура анализа признаков позволяет весьма точно отнести объекты к тому или иному классу.

Пример 4.2. Определения рационального совмещения работ при поточном методе строительства.

Наиболее прогрессивным методом строительства в настоящее время является поточный, основанный на применении принципов непрерывности и равномерности развития технологических процессов. Для создания строительного потока необходимо выполняемый комплекс работ расчленить на составляющие технологические процессы (специализированные по видам работ потока), разделить работы между исполнителями согласно этой специализации, рассчитать производственный ритм развития потока с выделением фронта работ для каждого исполнителя, необходимого для максимально возможного совмещения во времени и пространстве выполнения специализированных потоков.

Построенный таким образом строительный поток (рис. 4.6) обеспечивает сокращение продолжительности всего комплекса работ, и минимизацию простоев фронтов работ, а следовательно, повышение ритмичности выполнения всего строительного процесса.

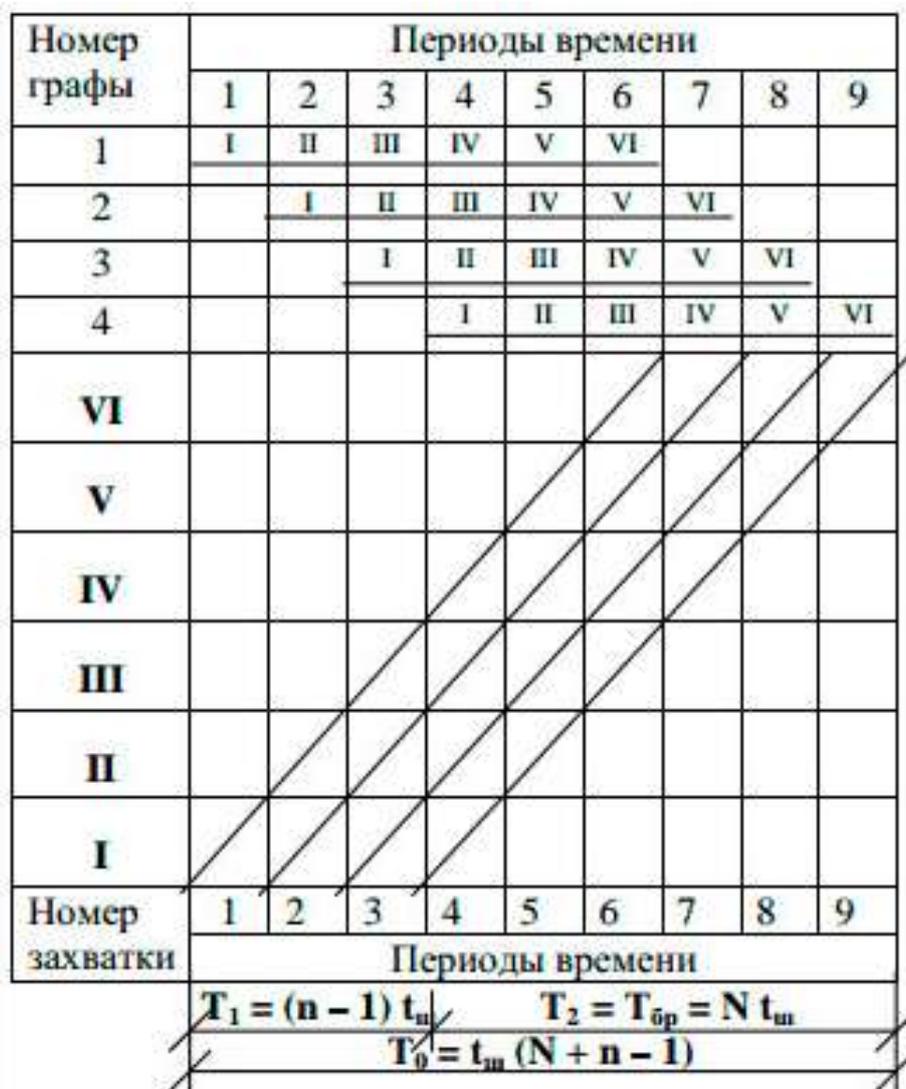


Рис. 4.6. График совмещенного выполнения технологических процессов для одного цикла работ

Последнее обстоятельство во многом зависит от своевременного включения в общий поток каждого очередного технологического процесса. Эта своевременность определяется выполнением необходимого задела работ на предыдущем из двух смежных технологических процессов, открывающего фронт работ последующему. Таким образом, для построения строительного потока на объекте, обеспечивающего совмещение работ исполнителей,

необходимо уметь рассчитывать задел по каждому технологическому процессу, обеспечивающий возможность начала работ для следующего исполнителя. Величина этого задела может выражаться либо объемом выполненных работ, либо временем опережения предыдущего смежного процесса.

Предлагаемая методика количественного обоснования размеров рационального технологического совмещения работ при сооружении отдельного объекта предусматривает следующую последовательность расчетов:

- определение необходимого фронта работ для каждого технологического процесса;
- расчет требуемого количества рабочих для каждого технологического процесса;
- расчет продолжительности технологических процессов в зависимости от назначенного числа исполнителей;
- определение времени сдвига последующего технологического процесса в зависимости от размера фронта работ;
- проверка достаточности резервируемой общей продолжительности технологического цикла для планируемого совмещения работ отдельных технологических процессов.

Определение необходимого нормативного фронта работ для одного исполнителя (рабочего) основано на использовании зависимости между выработкой и конструктивной характеристикой возводимого им конструктивного элемента здания или сооружения. Причем под фронтом работ в данном случае понимается участок здания или сооружения, выделяемый исполнителю (рабочему) и обеспечивающий нормальный технологический процесс в течение не менее смены без переходов его на другой объект или сооружение.

Процесс возведения сооружения, как известно, состоит из ряда технологических циклов, соответствующих определенным видам работ.

Каждый технологический цикл в свою очередь состоит из определенного числа технологически связанных процессов (укрупненных работ). Как смежные циклы, так и работы могут выполняться последовательно, параллельно и совмещено относительно друг друга.

Если принять, что интенсивность смежных технологических процессов в потоке должна удовлетворять условие

$$J_i \geq J_j \geq \dots \geq J_n, \quad (4.19)$$

то требуемый фронт работ для каждого i -го процесса, при условии, что $i = \overline{1, n}$, может быть определен следующими соотношениями:

$$\left. \begin{aligned} \Phi_{1mp} &= \Phi_{1n} \cdot N_1; \\ \Phi_{2mp} &= \Phi_{1mp} \cdot K_2; \\ \Phi_{nmp} &= \Phi_{(n-1)mp} \cdot K_n \end{aligned} \right\} \quad (4.20)$$

где J_i — интенсивность каждого i -го технологического процесса, измеряемая количеством труда в единицу времени;

$$J_i = \frac{T_i}{t_i} \quad (4.21)$$

T_i - трудоемкость каждого технологического процесса; t_i - продолжительность соответственно каждого технологического процесса; Φ_{mp} - требуемый фронт работы бригады, выполняющей технологический процесс; Φ_{iH} - нормативный фронт работы одного рабочего (в данном случае для i -го технологического процесса); $K_2; K_3; K_n$ - коэффициенты, учитывающие соотношение интенсивности предыдущего i и последующего j процессов:

$$K_2 = \frac{\Phi_{2H}}{\Phi_{1H}^{3\epsilon}}, K_3 = \frac{\Phi_{3H}}{\Phi_{2H}}, K_n = \frac{\Phi_{nH}^{3\epsilon}}{\Phi_{(n-1)H}^{3\epsilon}}, \quad (4.22)$$

N — количество рабочих, привлекаемых к выполнению всего технологического процесса.

Пользуясь соотношениями (4.20), нетрудно определить необходимое число исполнителей для каждого i -го технологического процесса, соответствующее требуемому фронту работ

$$N_i = \frac{\Phi_{mp}}{\Phi_H} \quad (4.23)$$

или число звеньев, выполняющих технологический процесс

$$m = \frac{\Phi_{TP}}{\Phi_{3e}}, \quad (4.24)$$

где Φ_{3e} — нормативный фронт работы i -го технологического процесса для звена исполнителей, когда

$$\Phi_{3e} = \Phi_H \cdot n_{3e}; \quad (4.25)$$

n_{3e} — число рабочих в звене выполняющем i -й технологический процесс;

m — число звеньев в бригаде, выполняющей i -й технологический процесс.

Тогда расчетная продолжительность t_i каждого i -го, специализированного технологического процесса в потоке будет равна

$$t_i = \frac{V_i}{v_{in} \cdot N_i}, \quad (4.26)$$

V_i — объем работ i -го технологического процесса; v_{in} — плановая выработка одного рабочего в смену на i -м технологическом процессе, исчисляемая в тех же единицах, что и объем работ.

Используя основную формулу теории поточного строительства:

$$T_{расч} = \sum_i^{n-1} \Delta t_i + t_n, \quad (4.27)$$

задаваясь условием, что $T_{dur} \geq T_{расч}$, определяем среднее значение величины совмещения $\Delta \bar{t}_i$ смежных технологических процессов

$$\Delta \bar{t}_i = \frac{T_{dur} - t_n}{(n-1)}, \quad (4.28)$$

T_{dur} - заданная (директивная) продолжительность строительства объекта или цикла; $T_{расч}$ - расчетное значение продолжительности

строительства объекта (цикла) при оптимальном совмещении технологических процессов; t_n - продолжительность последнего в цикле технологического процесса.

Для расчета искомых значений Δt_i по каждому технологическому процессу необходимо определить коэффициенты, корректирующие истинную величину Δt_i в зависимости от найденного $\overline{\Delta t}_i$, т. е.

$$q_i = \frac{\Delta t_i}{\overline{\Delta t}_i}. \quad (4.29)$$

Можно с некоторым допущением записать следующее равенство:

$$\frac{m_1}{t_1} = \frac{m_2}{t_2} = \frac{m_3}{t_3} = \dots = \frac{m_n}{t_n}. \quad (4.30)$$

Отсюда следует пропорция

$$m_1 : m_2 : m_3 : \dots : m_n = t_1 : t_2 : t_3 : \dots : t_n. \quad (4.31)$$

Если правую и левую части ее разделить на среднюю величину значений параметров m и t , то получим следующее выражение:

$$\frac{m_1}{m} : \frac{m_2}{m} : \frac{m_3}{m} : \dots : \frac{m_{(n)}}{m} = \frac{t_1}{t} : \frac{t_2}{t} : \frac{t_3}{t} : \dots : \frac{\Delta t_{(n)}}{t}. \quad (4.32)$$

Очевидно, что эта пропорция будет справедлива, когда вместо параметра t подставим Δt (если существует пропорция между целыми значениями t , то она сохраняется и для частей этого целого Δt , так как эти части, в свою очередь, пропорциональны целым величинам).

Таким образом, соотношение (4.32) принимает вид:

$$\frac{m_1}{m} : \frac{m_2}{m} : \frac{m_3}{m} : \dots : \frac{m_{(n-1)}}{m} = \frac{\Delta t_1}{\Delta t} : \frac{\Delta t_2}{\Delta t} : \frac{\Delta t_3}{\Delta t} : \dots : \frac{\Delta t_{(n-1)}}{\Delta t}, \quad (4.33)$$

где \overline{m} - средние трудозатраты, приходящиеся на один технологический процесс рассматриваемого цикла.

Если соотношение трудозатрат принять за коэффициент q , то из пропорции (4.33) следует

$$q_1 : q_2 : q_3 : \dots : q_{(n-1)} = \frac{\Delta t_1}{\Delta t} : \frac{\Delta t_2}{\Delta t} : \dots : \frac{\Delta t_{n-1}}{\Delta t}. \quad (4.34)$$

Отсюда при пропорциональности коэффициентов q_i отношений правой части можно определить искомые значения t по формуле

$$\Delta t_i = \bar{t} \cdot q_i \quad (4.35)$$

Определив, таким образом, величину задела каждого технологического процесса по отношению к последующему, можно проверить выполнение условия $T_{дир.} \geq T_{расч.}$. Если оно не выполняется, то вычисляется величина суммарного превышения расчетной продолжительности работ над директивной $T_{расч.} - T_{дир.} = T_{расч.}$ и определяется средняя поправка к Δt_i по формуле

$$\Delta T_{расч.} = \frac{\Delta T_{расч.}}{n - 1}. \quad (4.36)$$

Это позволяет вычислить откорректированную величину задела для каждого i -го технологического процесса $\Delta t_i^{кор}$ по формуле

$$\Delta t_i^{кор} = \Delta t_i - \Delta T_{расч.} \quad (4.37)$$

Далее определяются параметры технологических процессов во времени. Алгоритм расчета времени начала и окончания каждого технологического процесса, как это следует из работ [2,3], может быть записан следующим образом.

$$\left. \begin{aligned} \Delta t_{iK} &= t_{iH} + \Delta t_i \\ t_{iK} &= t_{iH} + t_i \\ t_{jH} &= t_{iK} = t_{iH} + \Delta t_i \end{aligned} \right\} , \quad (4.38)$$

где t_{iH} - время начала работ технологического процесса; Δt_{iK} - время окончания работ предыдущего технологического процесса, обеспечивающего необходимый задел для начала последующих работ; t_i - продолжительность технологического процесса.

Последним завершающим этапом расчетов является проверка условия

$$t_{jK} > t_{iK} , \quad (4.39)$$

которое регламентирует обязательное некоторое отставание окончания последующего процесса от окончания предшествующих работ.

Этот разрыв должен удовлетворять условию:

$$t_{jk} - t_{ik} \geq \Delta t_i. \quad (4.40)$$

Если данные условия не выдерживаются, то следует определить дефицит времени окончания последующего процесса по уравнению

$$\delta_{ij} = (t_{ki} - t_{kj}) + \Delta t_i, \quad (4.41)$$

где δ_{ij} — необходимое отставание во времени окончания последующего технологического процесса по отношению к предыдущему.

Для упорядочения развития j -го технологического процесса следует откорректировать интенсивность его выполнения таким образом, чтобы выдерживалось условие (4.41).

Это требование обеспечивается либо увеличением интенсивности предыдущего процесса, либо уменьшением интенсивности последующего. Наиболее целесообразным следует признать второй вариант, что более соответствует условию (4.37). В противном случае, когда увеличивается интенсивность и соответственно сокращается продолжительность предыдущего процесса, «сдвигается» срок окончания «задела» для последующего процесса и возможен простой фронта работ в ожидании трудового ресурса этого процесса, так как его начало остается неизменным. Последнее обстоятельство приводит к росту общей продолжительности технологического цикла. Поэтому после уточнения δ_{ij} , рассчитывается новая численность исполнителей последующего процесса N_o^{kop} по соотношению

$$N_o^{kop} = \frac{V_j}{(t_j + \delta_{ij})}. \quad (4.42)$$

Далее находится величина ΔN_j , определяющая разницу в численности трудовых ресурсов этого процесса до и после корректировки его интенсивности

$$\Delta N_j = N_j - N_j^{kop}. \quad (4.43)$$

Аналогично уточняются временные параметры развития прочих технологических процессов. Необходимость выполнения проверок условия (4.43) можно установить сразу же на стадии расчета t_i .

Очевидно, что если $t_j < t_i$, то вполне возможно невыполнение неравенства (4.45). В таком случае при определении указанных параметров требуется уточнить те технологические процессы, для которых следует сделать корректировочные расчеты.

Предложенная методика обоснования рационального совмещения строительных процессов позволяет:

- определять на основе теоретических зависимостей требуемый фронт работ по составляющим процессам технологического цикла и необходимые трудовые ресурсы, обеспечивающие заданную интенсивность работ;

- рассчитывать нормативную продолжительность работы технологического процесса при заданной его интенсивности;

- устанавливать наиболее рациональное совмещение работ во времени, что обеспечивает поточное ведение работ и минимизацию общегосрока строительства технологического цикла;

- контролировать на стадии планирования и оперативного управления требуемые параметры (продолжительность технологических процессов и цикла в целом) за счет изменения интенсивности строительства.

4.3. Организация инвестиционной деятельности для региональных строительных комплексов при возведении и эксплуатации объектов строительства с применением перспективных технологий и способов контроля качества

Если объект строительства состоит из нескольких блоков (очереди, этапов, пусковых комплексов), после завершения строительства которых достигается определенный эффект (например, получение теплоэнергии после пуска одного из блоков на теплостанции), то он разбивается на соответствующее число «элементарных» объектов. Между элементарными

объектами формализуется некоторая допустимая технология их строительства с привлечением инвестиций по мере необходимости. В первом случае на этапе планирования для объектов ($i = \overline{1, I}$) известен вектор x_{ilm} , определяющий необходимые ресурсы l -го типа в m -й период строительства ($m = \overline{1, M_i}$). Здесь M_i — длительность строительства i -го объекта. Суммарный объем потребления ресурса R_{il} , очевидно, равен $\sum_{m=1}^{M_i} x_{ilm}$. Во втором случае известен суммарный объем потребления ресурсов R_{il} , а величины x_{ilm} определяются при решении задачи планирования. Пусть объект i должен быть построен до начала строительства объектов q , принадлежащих некоторому множеству Q_i . Это условие записывается в виде

$$\sum_{t < k} y_{it} - \sum_{j=1}^J \sum_{l=1}^L \sum_{q \in Q_i} x_{qjkl} / \sum_{l=1}^L \sum_{q \in Q_i} R_{ql} \geq 0, \quad k = \overline{1, K} \quad (4.44)$$

для заданных $i, q \in Q_i$.

Условие, что объекты ($i = \overline{1, I}$) будут построены за рассматриваемый интервал времени:

$$\sum_{k=1}^K y_{ik} = 1, \quad i = \overline{1, I}. \quad (4.45)$$

Очевидно, что в общем случае:

$$\sum_{k=1}^K y_{ik} \leq 1, \quad i = \overline{1, I}. \quad (4.46)$$

Директивные сроки ввода мощностей могут быть заданы условиями типа (4.45). Пусть объект q должен быть закончен не раньше объекта i . Это условие записывается в виде:

$$\sum_{k=1}^K k (y_{ik} - y_{qk}) \leq 0 \quad (4.47)$$

для заданных i и q .

Строительные организации ($j = \overline{1, J}$) характеризуются вектором ресурсов R_{jlk} ($j = \overline{1, J}, l = \overline{1, L}$), которые они могут освоить в период ($k = \overline{1, K}$).

Введем матрицу A_{ij}^k , элементы которой a_{ijk} принимают значение 1, если j -я организация может строить i -й объект в k -й период, и 0 — в противном случае. Для строительных организаций в каждый период времени выполняется ограничение:

$$\sum_{i=1}^I x_{ijkl} \leq R_{jlk}, \quad j = \overline{1, J} \quad l = \overline{1, L} \quad k = \overline{1, K}. \quad (4.48)$$

Если заданы суммарные возможности строительных организаций по ресурсам в различные периоды (величины R_{lk} , $l = \overline{1, L}$, $k = \overline{1, K}$), то величины распределения общих ресурсов по строительным организациям могут быть искомыми переменными, при этом:

$$\sum_{j=1}^J R_{jlk} \leq R_{lk}, \quad l = \overline{1, L} \quad k = \overline{1, K} \quad (4.49)$$

Рассмотрим ограничения, относящиеся к системе в целом. Ограничение на потребление ресурсов i -м объектом:

$$\sum_{j=1}^J \sum_{k=1}^K a_{ijk} x_{ijkl} \leq R_{ii}. \quad (4.50)$$

Данное ограничение при выполнении (4.50) обращается в равенство. Ограничение, отражающее связь между переменными x_{ijkl} и y_{ik} :

$$\sum_{t \leq k} y_{it} - \sum_{t \leq k} \sum_{l=1}^L \sum_{j=1}^J x_{ijkl} / \sum_{l=1}^L R_{il} \leq 0, \quad i = \overline{1, I}, \quad k = \overline{1, K}. \quad (4.51)$$

Ограничения на количество объектов N_k , $k = \overline{1, K}$, которые могут быть введены в один период времени:

$$\sum_{i=1}^I y_{ik} \leq N_k, \quad k = \overline{1, K}. \quad (4.52)$$

В ряде случаев задаются ограничения на величину ресурсов l -готипа, которые могут быть освоены на i -м объекте в k -й период:

$$R'_{ikl} \leq x_{ijkl} \leq R''_{ikl}, \quad (4.53)$$

где R'_{ikl} и R''_{ikl} — заданные величины.

Рассмотрим некоторые критерии оптимальности задач планирования инвестиций в строительство в форме капитальных вложений.

1. Максимальный прирост суммарной мощности

$$\max \sum_{i=1}^I \sum_{k=1}^K P_i y_{ik} \quad (4.54)$$

2. Минимизация затрат на достижение плановых заданий по годам $P_k, k = \overline{1, K}$

$$\min \sum_{i=1}^I \sum_{j=1}^J \sum_{l=1}^L \sum_{k=1}^K x_{ijkl}, \quad (4.55)$$

при условии, что

$$P_k \leq \sum_{i=1}^I P_i y_{ik} \leq P_k + \varepsilon, \quad k = \overline{1, K}. \quad (4.56)$$

3. Минимизация «потерь» из-за задержки ввода мощностей

$$\min \sum_{i=1}^I P_i \sum_{k=1}^K k y_{ik} \quad (4.57)$$

4. Максимизация производства в первый год при условии, что в последующие годы производство изменяется в соответствии с коэффициентом γ (заданным плановым коэффициентом прироста мощностей по периодам)

$$\max \sum_{i=1}^I P_i y_{i1} \quad (4.58)$$

при условии

$$\sum_{i=1}^I P_i y_{i, k+1} \geq \gamma \sum_{i=1}^I P_i y_{ik} \quad k = \overline{2, K}. \quad (4.59)$$

Возможны более сложные критерии, включающие (4.51) -(4.58) в качестве своих составляющих. Поставленные задачи являются задачами линейного программирования с непрерывными и булевыми переменными на основе алгоритма типа ветвей и границ. Если объем работ по некоторым из этапов выполняется несколькими организациями, то переменная z_{ilkmj} равна величине ресурсов l -го типа, выделяемого j -й организацией в k -й период для выполнения m -го этапа строительства i -го объекта. Ограничения на использование ресурсов в различные периоды времени:

$$\sum_{i=1}^I \sum_{m=1}^{M_i} x_{ilm} z_{ilkmj} \leq R_{jlk}, \quad j = \overline{1, J} \quad l = \overline{1, L} \quad k = \overline{1, K} \quad (4.60)$$

где R_{jlk} — ресурсы j -й строительной организации в k -й период l -го типа.

Ограничения на очередность выполнения этапов одного объекта:

$$\sum_{k=1}^K kz_{ilkmj} \leq \sum_{k=1}^K kz_{ilk(m+1)j}. \quad (4.61)$$

Ограничения на очередность выполнения объектов: пусть объект i должен быть внедрен до начала строительства объекта i' , тогда:

$$\sum_{k=1}^K kz_{i'lkM_j} \leq \sum_{k=1}^K kz_{ikl_j}. \quad (4.62)$$

Условие, что каждый этап строительства выполняется лишь в один период времени одним исполнителем, запишется в виде:

$$\sum_{k=1}^K \sum_{j=1}^J z_{ilkmj} = 1, \quad i = \overline{1, I} \quad m = \overline{1, M_i} \quad l = \overline{1, L} \quad (4.63)$$

При планировании инвестиций в случае, когда объем работ по некоторым из этапов строительства распределяется между несколькими строительными организациями, момент окончания строительства объекта определяется условием: $y_{ik} = 1$, если $\sum_{k=1}^K \sum_{j=1}^J z_{ilkM_j} = x_{iM_i}$. Данное условие записывается в виде:

$$y_{ik} - \sum_{k=1}^K \sum_{j=1}^J z_{ilkM_j} / x_{iM_i} \leq 0. \quad (4.64)$$

В качестве примера использования предлагаемых моделей рассмотрим задачу оптимизации очередности строительства и ввода мощностей комплекса ТЭЦ в Воронежской области. В период до 2028 года в соответствии с программой развития теплоснабжения в Воронежской области намечено построить комплекс тепловых станций. Предполагается, что существует специализированная строительная организация, мощности которой (объемы строительно-монтажных работ в год) наращиваются в соответствии с данными табл. 1. (Здесь R_k — объемы строительно-монтажных работ, осваиваемые организацией в k -й год).

Таблица 4.4

k	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
R_k	6	8		12			13	13		13	13	13	13	13	13

Необходимо распределить инвестиционный проект привлечения средств в форме капитальных вложений строительной организации между объектами строительства и очередность их ввода в эксплуатацию так, чтобы максимизировать наращивание мощностей по годам с учетом заданных ограничений. Введем переменные: $y_{ik}=1$, если i -й блок теплостанции вводится в k -й период, $y_{ik}=0$ в противном случае; x_{ik} — количество ресурсов, выделенных в k -й период строительства для i -го энергоблока. Исходная информация: P_i — мощность i -го блока; R_i — затраты на ввод i -го блока; R_k — суммарные ресурсы стройорганизации в k -й период. Допустимая технология строительства энергоблоков отражена на рис. 4.7.

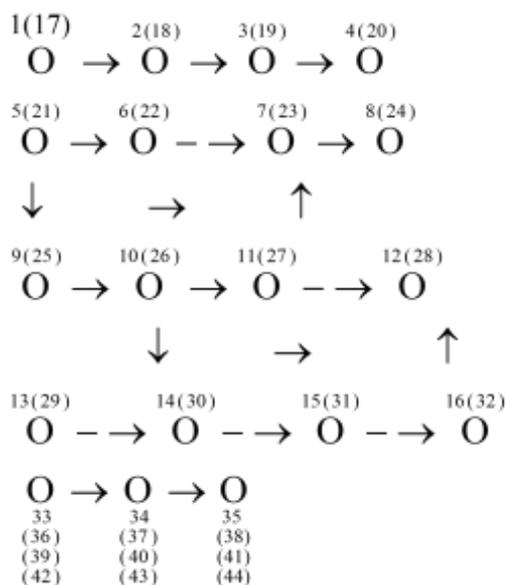


Рис. 4.7. Допустимые технологии строительства

При этом вводятся ограничения: каждый блок вводится лишь в один из периодов $\sum_{k=1}^{13} y_{ik} = 1, \quad i = \overline{1, 44}$. Ресурсы, выделенные на строительство блока, не превышают заданные $\sum_{k=1}^{13} x_{ik} \leq R_i, \quad i = \overline{1, 44}$. Ресурсы, выделяемые на строительство, не превосходят возможностей строительной организации

$\sum_{i=1}^{44} x_{ik} \leq R_k, \quad k = \overline{1,13}$. Связь между переменными x_{ik} и y_{ik} задавалась

условиями $\sum_{i \leq k} y_i - \sum_{i \leq k} x_{i1} / R_i \leq 0, \quad i = \overline{1,44}, \quad k = \overline{1,13}$. Ограничения на

количество блоков различных типов, вводимых в один период времени

$\sum_{i \in I_k} y_{ik} \leq 4, \quad k = \overline{1,13}$, где I_k - множество энергоблоков 1 типа и

$\sum_{i \in I_k} y_{ik} \leq 5, \quad k = \overline{1,13}$, где I_k - множество энергоблоков 2 типа.

Результаты решения данной задачи показаны на рис. 4.8 (очередность строительства и распределение ресурсов по энергоблокам) и (кривая наращивания энергомощности района).

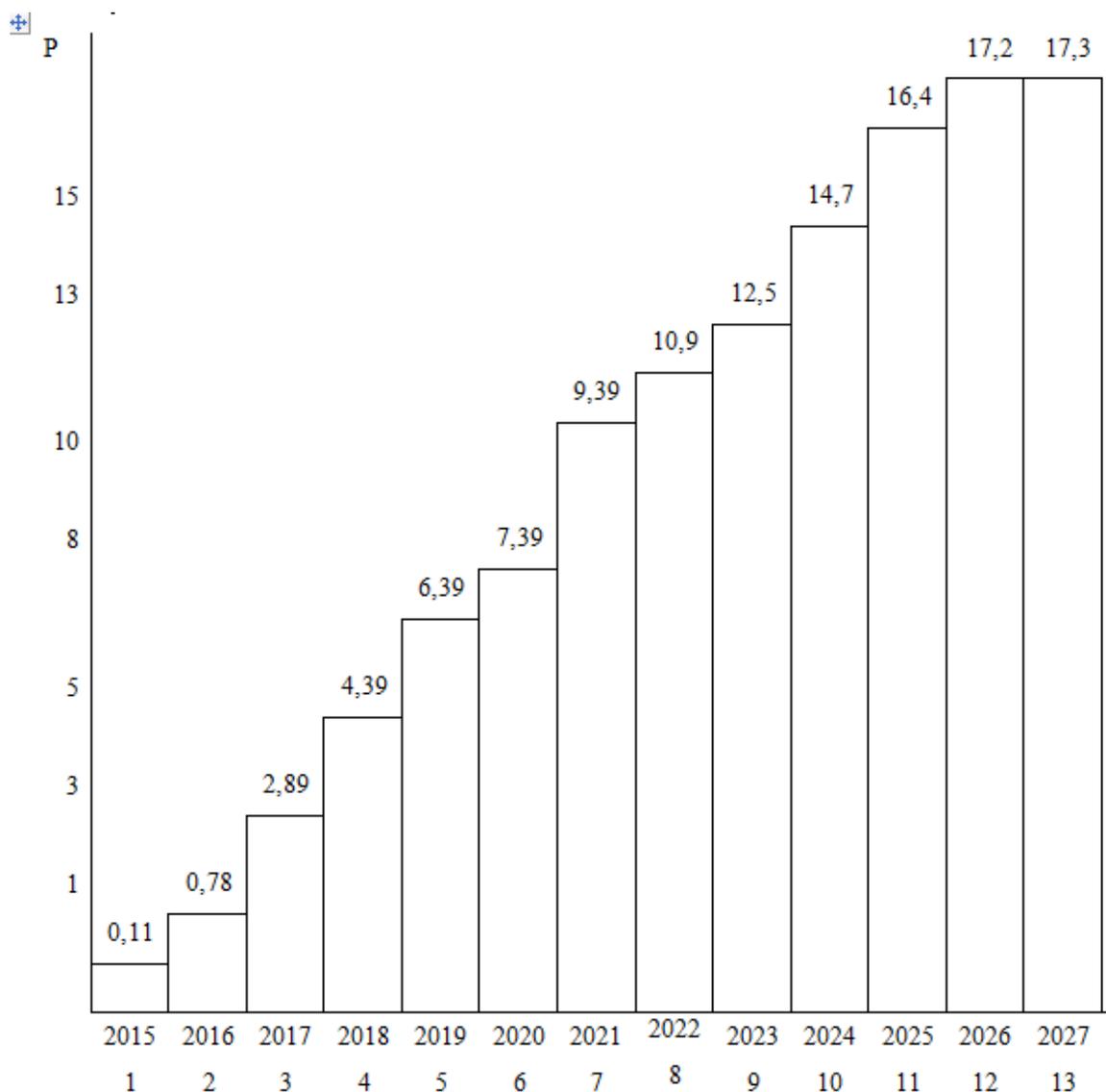


Рис. 4.8. Очередность строительства и распределение инвестиций по блокам

Рассмотрим следующую задачу составления календарного плана. Для

выполнения множества работ $J=\{1, 2, \dots, j, \dots, n\}$ имеется множество исполнителей $Q=\{1, 2, \dots, q, \dots, m\}$. Предполагается, что: множество J априори разбито на m , $1 < m < n$ классов J_q , $q=1, 2, \dots, m$ — перечней работ, выполняемых каждым исполнителем; каждый класс J_q содержит не менее двух работ; каждая работа $j \in J_q$, выполняется только одним исполнителем $q \in Q$ за время $t_j > 0$ и прерывание ее не допускается; одновременное выполнение нескольких работ одним исполнителем запрещено. Исходные данные задачи представим конечным ориентированным ациклическим графом $G=(X, V, W)$ с множеством вершин X , дуг V и функцией $W: X \rightarrow R^+$. Вершину x_s свяжем дугами V_s с вершинами из X , имеющими в G нулевую полустепень захода; каждую вершину из X с нулевой полустепенью исхода в G свяжем с x_F дугами V_F , направленными к этой вершине, в результате получим ациклический граф $\bar{G} = (X, x_s, x_F, \bar{V}_x, \bar{W}_x)$, $\bar{V}_x = V \cup V_s \cup V_F$, $\bar{W} : \{X \cup \{x_s\} \cup \{x_F\}\} \rightarrow R$. Пусть X_q , $q = 1, 2, \dots, m$ — множества вершин G , соответствующие работам J_q , $q = 1, 2, \dots, m$. Тогда заданные порядки выполнения работ m исполнителями на графе G можно отобразить множествами V_q , $q = 1, 2, \dots, m$ дополнительных дуг, связывающих вершины множеств X_q , $q = 1, 2, \dots, m$ так, что для каждой пары $(x', x) \subset X_q$ вершин, соответствующих работам $j', j \in J_q$, дуга $V_{qx} \in V_q$, ориентируется к вершине x только тогда, когда работа j' непосредственно предшествует работе j . Экстремальный граф G^* будем считать решением задачи, граф $G^* \in \Omega$ — допустимое ее решение. Алгоритм построения множества $\Omega_2 \in \Omega$, $G^* \in \Omega_2$ минимальной мощности, определяемой структурой задачи и длительностями выполнения работ. Процедура построения ациклического графа $\bar{G} \in \Omega$ включает следующие действия: выделить множество X_s ; выбрать вершину $jq \in X_s$; если $|X_q \setminus \{X_s^q \cup \{jq\}\}| \geq 1$, вершину jq связать дугами с вершинами множества $X_q \setminus \{X_s^q \cup \{jq\}\}$, направленными к этим вершинам; отметить вершину jq ; выделить множество X_s ; если $X_s = \emptyset$, процедура окончена. Пусть X_F — множество вершин, непосредственно предшествующих вершине x_F . Тогда

значение максимального пути из вершины x_s в вершину графа \overline{G} может быть вычислено рекурсивно по выражению $L(x_s, jq) = \max_{jq_v \in X_j} [L(x_s, jq_v) + t_{jq_v}]$, $L(x_s, x_s) = 0$, откуда $L(x_s, x_F) = \max_{jq_v \in X_j} [L(x_s, jq_v) + t_{jq_v}]$. Это выражение, применяемое для вычисления значения максимального пути в вершину $jq \in X_s$ с учетом того, что в каждую вершину множества X заходит не более одной дуги из V_m , перепишем в виде $L(x_s, jq) = \max(U_{jq}, U_q)$, где U_q — значение максимального пути в $jq \in X_s$ через непосредственно предшествующую вершину $jq_v \in X_q^S$, а $U_{jq} = \max_{jq \in X_j \setminus \{jq_v\}} \{U_j\}$ — значение максимального пути в $jq \in X_s$, через остальные непосредственно предшествующие отмеченные вершины. В связи с этим каждая отмечаемая вершина сопровождается вычислением выражения $U_j = \max(U_{jq}; U_q) + t_{jq}$, на основании чего $L = \max_{jq \in X_F} (U_j)$.

Объединенный алгоритм (алгоритм) включает следующие действия.

Шаг 0. Положить $h = 1$; выделить X_S^h ; $\forall jq \in X_S^h$ положить $U_{jq} = U_h^0$; $\forall q \in Q$ положить $U_q = U^0$.

Шаг 1. Выбрать вершину $jq \in X_S^h$.

Шаг 2. Для выбранной вершины jq вычислить U_j и положить $U_q = U_j$.

Шаг 3. Положить $h = h + 1$; выделить X_S^h .

Шаг 4. Если $X_S^h = \emptyset$, вычислить L и остановиться.

Шаг 5. Для каждой новой вершины $jq \in X_S^h$. Вычислить U_{jq} .

Шаг 6. Вернуться к шагу 1.

Теперь каждый путь в дереве поиска от его корня X_S^h , $h = 1$ до конечной вершины $X_S^h = \emptyset$, $h = n + 1$ однозначно оценивается тем значением L , которое соответствует $\overline{G} \in \Omega$ с последовательностями дуг V_q , $q = 1, 2, \dots, m$, обозначающими этот путь. Предположим, рассматриваемая задача решения

неравенства, которое составим в виде соотношений, записанных для каждого линейно упорядоченного множества вершин X_q , графа G^* :

$$U_0 \leq U_{j_1q} + t_{j_1q} \leq \dots \leq U_{j_pq} + t_{j_pq} \leq \dots \leq U_{j_{pq}q} + t_{j_{pq}q} \quad (4.65)$$

в которых согласно алгоритму 1 $U_{j_pq} = \max(U_{jq}, U_q)$. Отсюда:

$$L^* = \max(U_{j_{pq}q} + t_{j_{pq}q}).$$

Используя (4.65), построим последовательности интервалов:

$$\Delta_{1q} = U_{j_1q} - U^0 \geq 0, \Delta_{pq} = U_{j_pq} - (U_{j_{p-1}q} + t_{j_{p-1}q}) \geq 0, \dots, \Delta_{pq} = U_{j_{pq}q} - (U_{j_{p-1}q} + t_{j_{p-1}q}) \geq 0$$

$q=1, 2, \dots, m$ — длительностей простоев исполнителей.

В результате получаем, что L^* достигается при $\min_{\Omega} \Delta = \min_{q \in Q} \max_{p=1}^p \Delta_{pq}$.

Пусть для моментов начала работ:

$$\dots \leq U_{j_{p-1}q} + t_{j_{p-1}q} \leq U_{j_pq} + t_{j_pq} \leq U_{j_{p+1}q} + t_{j_{p+1}q} \leq \dots$$

некоторого $q \in Q$ графа $\overline{G} \in \Omega$ и соответствующего Δ справедливы соотношения, описывающие простой: 1) $\Delta_{pq} > 0$; 2) $U_{jq} < U_{j_pq}$;

3) $U_{j_{pq}q} - \max(U_{jq}, U_{j_{p-1}q} + t_{j_{p-1}q}) \geq t_{j_{p+1}q}$; 4) $U_{j_{p+1}q} = \max(U_{jq}, U_q) = U_q$.

Ввиду того что множество $\Omega_1 \subseteq \Omega$ графов \overline{G} , не допускающих λ -преобразований, по показателю Δ не хуже элементов подмножества $\Omega \setminus \Omega_1$, граф $G^* \in \Omega_1$. Первый шаг алгоритма 1 заменим действиями: а) вычислить $U_F^h = \min_{jq \in X_S^h} [\max(U_{jq}, U_q) + t_{jq}]$; б) выделить множество $X_{SK}^h \subset X_S^h$, такое, что $(\forall jq \in X_{SK}^h) U_{jq} < U_F^h$; в) выбрать $jq \in X_{SK}^h$.

Алгоритм, применяемый в схеме исчерпывающего поиска решений, строит множество $\Omega_1 \subseteq \Omega$.

Убедимся в том, что ни для одного $\overline{G} \in \Omega$, полученного по алгоритму 2, неосуществимо λ -преобразование. Пусть $h = 1$. Ввиду того что $(\forall jq \in X_S^1) U_{jq} = U^0$, множество $X_{SK}^1 = X_S^1$ и для любой работы $jq \in X_{SK}^1$ интервал $\Delta_{1q} = 0$. Предположим, $h-1$ циклов алгоритма выполнены так, что полученное частичное решение не допускает λ -преобразований. Докажем,

что в результате выполнения h -го шага алгоритма полученное частичное решение также не допускает X -преобразований. В общем случае множество X_{SK}^h состоит из подмножеств: $\tilde{X}_{SK}^h = X_{SK}^{h-1} \cap X_{SK}^h$ отмеченных вершин, которые остались после выбора вершины $jq \in X_{SK}^{h-1}$ и $\tilde{X}_{SK}^h = X_{SK}^h \setminus \tilde{X}_{SK}^h$ отмеченных вершин, которые пополняют X_{SK}^{h-1} . Предположим в h -ом цикле алгоритма выбирается вершина $jq \in \tilde{X}_{SK}^h$, а в одном из $\eta=2, 3, \dots, h-1$ циклов выбрана вершина j_pq для которой $\Delta_{pq} > 0$ и $U_{jq} < U_{j_pq}$, тогда, если для работы jq выполняется условие $U_{j_pq} - \max(U_{jq}, U_{j_{q-1}q} + t_{j_{q-1}q}) > t_{jq}$, она может быть начата в момент $\max(U_{jq}, U_{j_{q-1}q} + t_{j_{q-1}q})$ без смещения вправо начала работы j_pq . Однако, ввиду того, что в каждом цикле алгоритма из X_{SK}^h выбираются вершины, для которых $U_{jq} < U_F^h = \max(U_{jq}, U_q) + t_{jq}$ для пары вершин jq, j^q из X_{SK}^h справедливо $U_{jq} < \max(U_{j^q}, U_q) + t_{j^q}$, $U_{j^q} < \max(U_{jq}, U_q) + t_{iq}$. Отсюда положив $U_{j^q} = U_{j_pq}$, $U_q = U_{j_{p-1}q} + t_{j_{p-1}q}$, получим $U_{j_pq} - \max(U_{jq}, U_{j_{p-1}q} + t_{j_{p-1}q}) > t_{jq}$. Пусть теперь в h -м цикле алгоритма выбирается вершина $jq \in \tilde{X}_{SK}^h$. Так как $(\forall jq \in X_{SK}^{h-1}) U_F^{h-1} \leq \max(U_{jq}, U_q) + t_{jq}$, то $U_F^{h-1} \leq U_{jq}$. где $jq \in \tilde{X}_{SK}^h$. С другой стороны, ввиду $U_F^1 \leq \dots \leq U_F^{h-1} \leq U_F^h$ для любой вершины j_pq , выбранной из множеств $X_{SK}^1 \dots X_{SK}^h$, такой, что $\Delta_{pq} > 0$, верно $U_{j_pq} < U_F^{h-1}$, откуда $U_{j_pq} < U_{jq}$. Утверждение доказано.

Рассмотрим пример. Действие алгоритма в отношении отсечения ветвей в дереве поиска продемонстрируем на простой задаче, представленной графом \bar{G} (рис. 4.9),

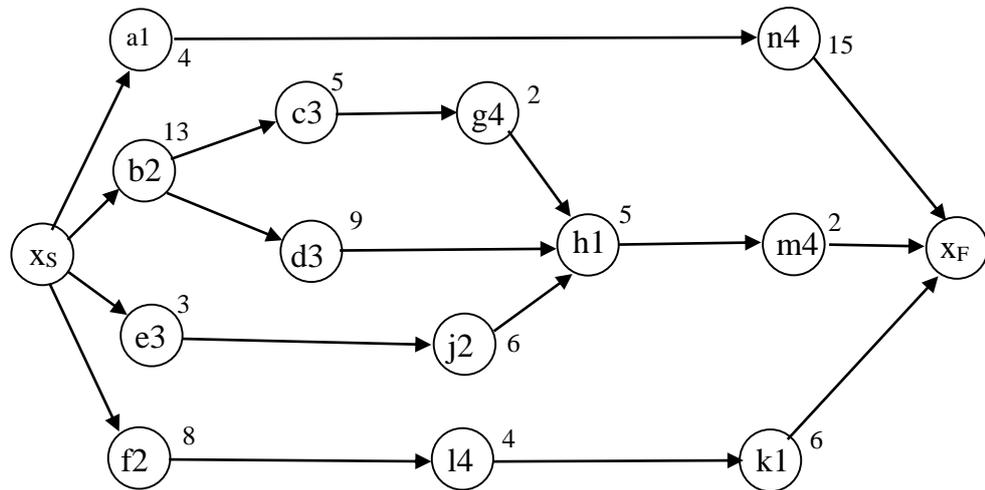


Рис. 4.9. Сетевой граф

расшифровка вершин которого произведена в буквенно-цифровом виде. Первый индекс - вид работы, второй — тип исполнителя. У вершин проставлены их веса — длительности работ.

Классы работ представляют следующие множества вершин $\bar{G} : X_1=\{a1, h1, k1\}; X_2=\{b2, f2, j2\}; X_3=\{c3, d3, e3\}; X_4= \{g4, l4, n4, m4\}$.

Начало вычислений.

$h=1; X_S^1=\{a1, b2, e3, f2\}; U_F^1=3$ и определяется $e3; X_{S3}^1 = \{e3\}$.

$h =2; X_S^2=\{a1, b2, j2, f2\}; U_F^2=4$ и определяется $a1; X_{S1}^2 = \{a1\}$.

.....
 $h =13; X_S^{13}=\{m4\}; U_F^{13}=38; X_{S4}^{13} = \{m4\}$.

$h =14; X_S^{14}=\emptyset$. Вычисления окончены. Полученный путь в дереве поиска может быть легко представлен графически.

Таким образом, *получена модель организации инвестиционной деятельности в форме капитальных вложений при применении перспективных технологий в строительстве, обеспечивающая оптимальный машинный парк строительной компании при реализации проекта за счет применения нейросетевых алгоритмов обработки знаний в условиях неопределенности.*

4.4. Разработка перспективного строительного робота со сменными вариантами механизмов для выполнения разнотипных работ на ограниченной строительной площадке

С учетом сложности и многогранности такой задачи целесообразно ее решение с использованием экспертной системы, синтезированной на основе модели представления знаний, представляющей собой совокупность: базы знаний, рабочей базы данных и машины вывода. Учитывая относительно небольшой объем правил, необходимых для работы такой экспертной системы путем анализа различных моделей (продукционных, семантических, фреймовых, нейросетей) выбор остановим на семантической МПЗ. Наибольшие затруднения в такой модели вызывает именно аппарат извлечения знаний. Для того чтобы «запустить» машину вывода при наличии системы продукционных правил, очевидно, необходимы следующие компоненты: задание значений переменных, используемых в продукциях; сами правила-продукции, механизм интерпретации правил.

Пусть $A = \{a_l, l = \overline{1, D}\}$ - множество альтернатив организации инвестиций в объекты капитального строительства, причем каждая альтернатива описывается набором параметров, а оценивается - набором показателей $X = \{X_i, i = \overline{1, I}\}$, значения которых могут быть вычислены на основе информации о параметрах. Зависимость между различными параметрами и показателями может быть известна лишь приближенно, и выражена набором высказываний вида

$$g_t : \text{ЕСЛИ } L_t, \text{ то } X_i = H \quad (4.66)$$

где L_t - логическое высказывание вида

$$L_t : Y_{j_1} = G_{j_1 t} \wedge \dots \wedge Y_{j_m} = G_{j_m t};$$
$$\{Y_{j_1}, \dots, Y_{j_m}\} \subseteq Y.$$

Высказыванию может быть присвоено некоторая степень уверенности $\alpha \in [0,1]$ в его истинности. Более сложные высказывания состоят из

нескольких простых условных высказываний (1), соединенных связкой "иначе":

$$\frac{\text{ЕСЛИ } L_1^* \text{ то } X_i = H_i}{\text{ЕСЛИ } L_{n-1}^* \text{ то } X_i = H_{n-1} \text{ иначе } X_i = H_n} \quad \text{иначе} \quad (4.67)$$

Альтернативы могут быть вероятностными, когда параметры принимают значения G_{jk} с вероятностью λ_{jk} , причем λ_{jk} могут быть числовыми, нечеткими или лингвистическими.

Подготовка информации для решения задачи. Обозначим $L_i = \bar{L}_1^* \wedge \dots \wedge \bar{L}_i^*$. Тогда (4.41) можно записать в виде

$$\begin{aligned} &\text{Если } L_1, \text{ то } X_i = H_1 \\ &\text{Если } L_2, \text{ то } X_i = H_2 \\ &\dots\dots\dots \\ &\text{Если } L_n, \text{ то } X_i = H_n \end{aligned} \quad (4.68)$$

Каждая строка (4.68) является простой условной гранулой. Совокупность гранул представляет собой свидетельство

$$E = \{g_1, \dots, g_n\} \quad (4.69)$$

На основе информации, заключенной в (4.69), можно сформулировать нечеткое отношение R между показателем X_i и параметрами $Y_j \in Y$, используемыми в свидетельстве E .

Каждое свидетельство E может быть отражено в виде семантической сети (рис. 4.10), в которой вершины соответствуют параметрам, вычисляемым показателям и оператором объединения скалярных значений параметров в вектор.

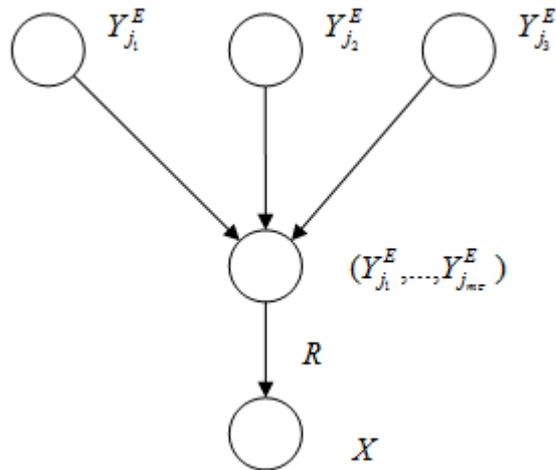


Рисунок 4.10 - Представление высказывания в виде участка сети

Будем записывать факт выводимости значения X на основании свидетельства E в виде

$$X = E(Y^E) \quad (4.70)$$

Далее рассмотрим алгоритм анализа проекта в объекты капитального строительства синтезированным в представленной модели (в качестве основы применялся подход Демпстера для комбинирования свидетельств) работающий по принципам машины вывода для экспертных систем. Алгоритм анализа значений показателей риска инвестиций в объекты капитального строительства.

Шаг 1. Формируется множество M_1 целевых вершин, т.е. вершин, соответствующих показателям, значения которых необходимо вычислить.

Шаг 2. Формируется множество M_2 всех вершин сети.

Шаг 3. Отыскивается вершина $t \in M_2$, из которой можно попасть в какую-либо вершину $S \in M_1$ за один шаг. Если нет такой t , то переходим к шагу 5.

Шаг 4. Включение вершин t в множество M_1 : $M_1 = M_1 \cup t$.
Исключение вершин t из множества M_2 : $M_2 = M_2 \setminus t$. Переход к шагу 3.

Шаг 5. Формируется множество S_1 возбужденных вершин сети, которые принадлежат M .

Шаг 6. Формируется множество $S_2 = M_1 \setminus S_1$.

Шаг 7. Для каждой $s \in S_2$ проверяется возможность возбуждения одного из синапсов на основании информации о возбужденности вершин S_1 . Если синапс может быть возбужден, то с учетом отношений, обозначенных на входных дугах, вычисляется значение показателя, которому соответствует вершина, последняя заносится в список возбужденных вершин: $S_1 = S_1 \cup s$, $S_2 = S_2 \setminus s$. Если s соответствует интересующему нас показателю (является коночной вершиной), то искомое значение найдено, и алгоритм успешно завершается.

Шаг 8. Если на шаге 7 хотя бы одна вершина была добавлена в S_1 , то переходим к шагу 7. Если на шаге 7 ни одна вершина, ни добавлена в S_1 , то искомое значение не может быть вычислено, алгоритм заканчивается безрезультатно.

Строительная площадка является сложной организационной структурой, а строительно-монтажные работы отличаются повышенной опасностью. Процесс строительства требует огромного труда, иногда опасного для человека, поэтому в последнее время инженеры конструкторы все больше занимаются вопросами автоматизации и роботизации процессов строительства.

Робототехника – это прикладная наука, занимающаяся разработкой автоматизированных технических систем и являющаяся важнейшей основой интенсификации производства. Желания повысить качество и эффективность работ, а так же минимизировать ошибки, связанные с человеческим фактором позволяет использование строительных роботов.

К плюсам строительных роботов можно отнести то, что их специальное оборудование выполняется из легких малогабаритных деталей, что позволяет осуществлять транспортировку практически на любом грузовике. Роботы очень маневренны. Что немаловажно – роботом может управлять всего один классифицированный рабочий, позволяющее использовать их во время ночных работ. Оператор может работать с ними в любых условиях, опасных

для жизни человека: в тоннелях и подвалах, на краю высотных конструкций, рядом с ветхими перекрытиями, на реконструируемых мостах и виадуках и т.д.

Так, Brokk 400 (рис. 4.11), разработанный шведской компанией Brokk, по габаритам сравним с мини-техникой, а по производительности на равных соперничает с 20-тонным экскаватором.

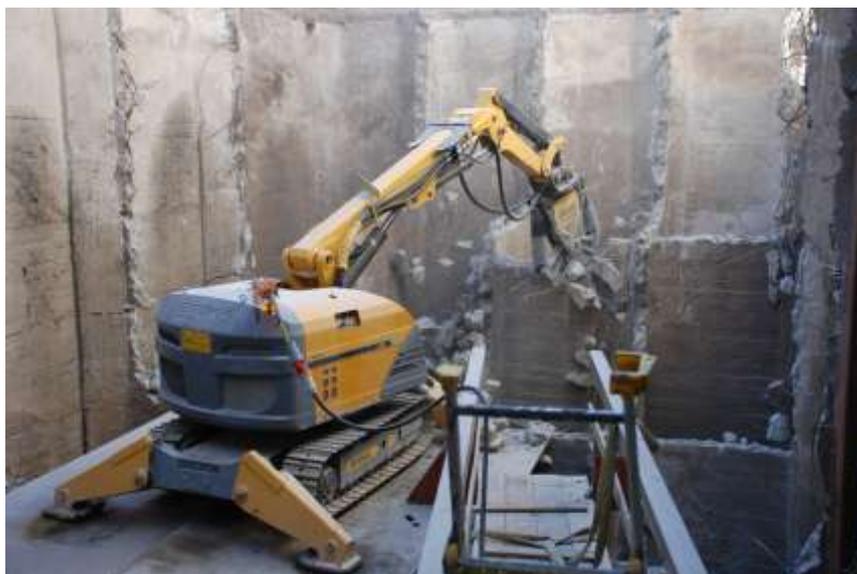


Рисунок 4.11 – Робот-экскаватор Brokk 400



Рисунок 4.12 – Робот для среднетяжелых операций Husqvarna DXR 310

Компания Husqvarna Construction Products (Швеция) выпускает строительных роботов с дистанционным управлением – так, робот Husqvarna DXR 310 (рис. 4.12) предназначен для среднетяжелых операций, работы внутри помещений, а также для использования в агрессивной окружающей среде.

На рис. 4.13 представлена модель оригинального 3D строительного робота, работающего в режиме самообучения с разработанной выше моделью представления знаний.

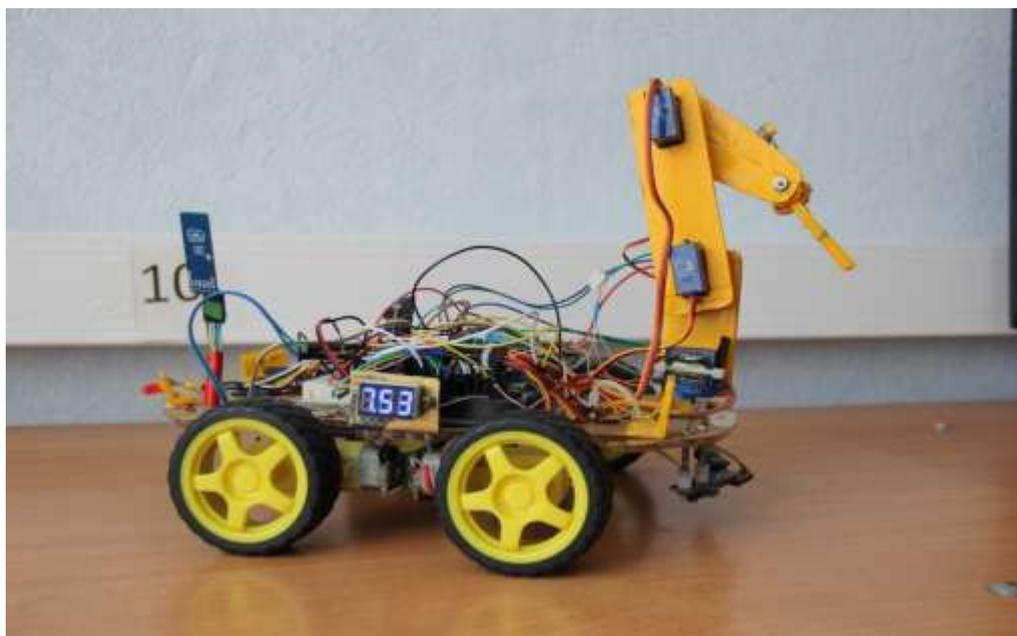


Рисунок 4.13 - Модель 3D строительного робота

На сегодняшний день для реализации модели строительного робота оптимально применение микроконтроллеров. Микроконтроллер – это однокристальный компьютер, состоящий из процессора, памяти и подсистемы ввода-вывода размещенных на одной микросхеме. Интеграция периферийных устройств с вычислительным ядром определила его основную область применения – управление разнообразным оборудованием.

В данной работе использована отладочная плата Arduino Mega 2560, характеризующаяся легкостью работы, в сравнении с применением микроконтроллера напрямую, и позволяющая моделировать различные устройства.

Краткие характеристики отладочной платформы Arduino Mega 2560:

- 1) 54 цифровых входа/выходов (14 из которых могут использоваться как выходы ШИМ);
- 2) 16 аналоговых входов, каждый разрешением 10 бит (может принимать 1024 различных значения),
- 3) 4 последовательных порта UART;
- 4) кварцевый генератор 16 МГц;
- 5) USB коннектор;
- 6) питание, как через подключение по USB, так и от внешнего источника питания, рекомендуемый диапазон напряжений от 7 В до 12 В;

Все это реализовано на микроконтроллере ATmega2560, который имеет следующие характеристики:

- 1) частота 16 МГц;
- 2) 256 кБ флеш-памяти для хранения кода программы (4 кБ используется для хранения загрузчика);

Реализация модели:

Для выполнения выбранных технологических операций в состав робота включены:

- 1) отладочная платформа Arduino Mega2560;
- 2) motor shield v3;
- 3) breadboard mini на 400 точек;
- 4) приемник Bluetooth HC-06: потребление тока – 45мА, видимость – 30м;
- 5) 3 сервопривода SG90 потребления тока 85мА, усиления на валу 1,2кг;
- 6) 2 цифровых датчика линий на микросхеме lm393: потребление тока – 10мА, максимальная видимость 1,5см;
- 7) вольтметр в диапазоне от 1-30в;
- 8) ультразвуковой дальномер Sonar HC-SR04;
- 9) датчик температуры и влажности DH-22;

10) дальномер HC-SR04: потребление тока – 15мА, видимость – 400см;

11) машино-подобная роботизированная платформа с двигателями постоянного тока потребляющими 450мА и скоростью вращения 170 об/мин при напряжении 3 В;

В качестве вспомогательного оборудования использовалась паяльная станция atten 936b, мультиметр uni-t ut50b, микродрель.

Программирование осуществлялось с персонального компьютера под управлением операционной системой Windows с установленным приложением Z-Controller – средой программирования Wiring (Си-подобный язык программирования).

Процесс создания происходил пошагово:

- 1) тестирование двигателей;
- 2) расчет потребления тока;
- 3) стыковка отладочной платы с motor shield;
- 4) проверка работоспособности ШИМ модуляции;
- 5) написание программы для проверки движения;
- 6) Написание программы для проверка работоспособности Bluetooth установка bluetooth приемника;
- 7) написание программы для датчика линий и исследование;
- 8) создание манипулятора с тремя степенями свободы;
- 9) написание программы управления манипулятором;
- 10) соединение всех программ в одно целое;
- 11) масштабное тестирование полученной конструкции;
- 12) оптимизация кода;
- 13) Завершающая проверка работоспособности.

Итоговый программный код занимает более 420 строк – объем 8кВ.

Взаимодействие робота с компьютером реализовано посредством приложение для операционной системы Windows, представляющий

графический интерфейс различными кнопками управления которые можно удалять, добавлять или изменять.

Сейчас мы уже имеем представление о том, как может выглядеть представленная модель в увеличенном масштабе, готовая для использования в строительстве в настоящее время. Модель (рис. 4.14) реализована на базе одноплатного компьютера, с использованием *MOSFET* силовых ключей и блока реле, так же будет добавлен одноплатный микрокомпьютер *Raspberri pi3*, чтобы добиться автономной работы без участия оператора и использование операционной системы *ROS* которая является одной из мощных роботизированных систем.

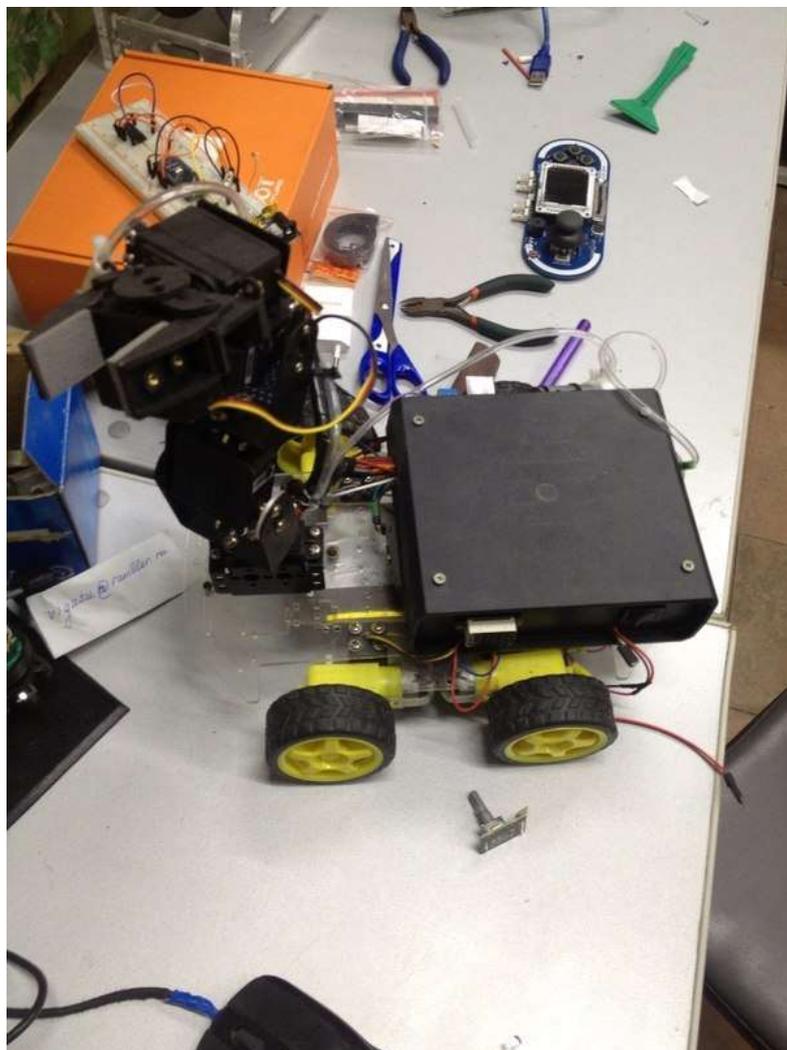


Рисунок 4.14 - Модель строительного робота со сменными частями

Для каждого робота пишется собственная программа и он может исполнять такие функции, как погрузка, разгрузка, разборка различных

сооружений, перенос предметов, демонтаж сооружения, а самое главное - наблюдение и разведка в среде, опасной для жизни людей. За отправку и прием данных отвечает модуль *quectel l86 GPS / ГНСС (ГЛОНАСС)*.

Реализованная на базе микропроцессора робототехническая система позволяет выполнять следующие операции (рис. 4.15):

- 1) движение вправо, влево, вперед, назад;
- 2) изменение положения манипулятора по трем осям;
- 3) захват предмета;
- 4) захват металлического предмета с применением электромагнита;
- 5) закачка воды и заливка определенной области;
- 6) измерение расстояния впереди до 400см;
- 7) измерение температуры и влажности.

Существует возможность расширения функционала при использовании дополнительных устройств.

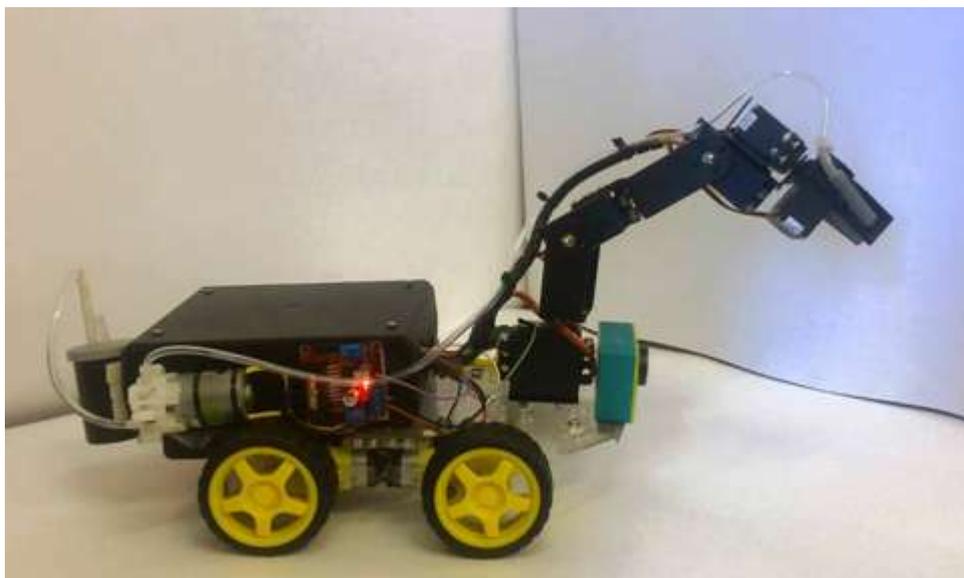


Рисунок 4.15 – Возможности модели

Роботизированный укладчик напольного покрытия со встроенной системой коммуникаций

Разработан также рабочий прототип строительного робота 3D печати напольного покрытия для повышения качества технологического процесса, который в автоматизированном режиме создает топографическую карту

обрабатываемой поверхности, после чего в полуавтоматическом режиме разрабатывает алгоритм перемещения для объемной 3D печати напольного покрытия со встроенной системы коммуникаций.

В зависимости от требуемого теплового режима помещения, с целью создания заданного микроклимата роботизированным укладчиком разрабатываются маршруты трасс инженерных коммуникаций встраиваемых в пол.

В качестве материала для печати предполагается использование полимеров.

На сегодняшний день технологический процесс устройства системы теплого пола происходит в несколько этапов:

1. Гидроизоляция основания.
2. Теплоизоляция.
3. Армирование.
4. Установка направляющих («маяков»).
5. Установка термопленки.
6. Финишный слой.

Предлагаемый процесс производства теплого пола позволяет его автоматизировать, что исключает человеческий фактор и существенно повышает надежность теплого пола в виду значительного сокращения стыкуемых элементов. Так же следует отметить, что целостность формируемого покрытия позволяет обеспечить гидроизоляцию пола. Робот может устанавливать водяной, электрический, инфракрасный пол в зависимости от поставленных задач. Постройка рабочего прототипа 3D печати напольного покрытия, с встроенной системой коммуникаций, для развития аддитивных технологий в строительном производстве.

Применение полученного опыта для совершенствования, технологий, удешевления и налаживания серийного производства.

Задачи проекта:

1. Сбор информации технологического процесса.

2. Анализ производительности текущей операции.
3. Выявление операций, которые можно автоматизировать.
4. Разработка инструментов автоматизации технологического процесса
5. Разработка прототипа.
6. Опытные испытания прототипа.
7. Анализ полученных данных.

Методы реализации проекта:

1.Сбор информации технологического процесса.

Анализ операций который должен выполняет текущий рабочий.

2.Анализ производительности текущей операции.

Сколько по времени занимает в квадратных метрах

3.Выявление операций, которые можно автоматизировать

На основании полученных данных мы получаем операции, которые если применить автоматизации мы заметно увеличим производительности труда и снижения материала и снижения брака, на которые влияют человеческие факторы.

4.Разработка инструментов автоматизации технологического процесса

Получили текущие операции для автоматизации:

1. 3D сканирование с последующим нивелированием.
 2. Разметка области печати на зоны с допустимыми погрешностями.
 3. Нанесение установленным оборудованием подготовительного слоя для уменьшения коэффициента теплопроводности.
 4. Нанесение основы для теплого пола.
 5. Печать компонентов теплого пола.
- Нанесение финишного слоя.
- 5.Разработка прототипа.
- Создание 3D модели робота.
- Создание рабочих чертежей.
- Расчет экструзии полимерного материала.

Создание управляющей печатной платы робота.

Написание программного обеспечения.

Сборка модели.

6. Опытные испытания прототипа.

Проверка работоспособности.

Отладка рабочей модели.

Проверка производительности на опытной модели.

7. Анализ полученных данных.

На основании полученных исследований, первоначальных данных и опытных испытаний прототипа делаем вывод об экономической целесообразности автоматизации данного процесса.

Полученная модель послужит базовой конструкцией, для развития класса таких строительных машин с последующими улучшениями и в перспективе в выход на серийное производство, с уменьшением конечной цены продукта и массовым внедрением в строительное производство.

Ожидаемые результаты:

1. Сбор информации технологического процесса. Проанализировано технологических процессов 3.
2. Анализ производительности текущей операции. Замерена производительность выполнения операций рассмотренных выше в технологических процессах.
3. Выявление операций, которые можно автоматизировать. Получено 6 операций автоматизации.
4. Разработка прототипа. Получен опытный прототип с основными измеряемыми параметрами.
5. Опытные испытания прототипа. Проведено 5 испытаний в различных этапах работы, замерено производительность работы.
6. Анализ полученных данных. Проведено сравнение с реальным технологическим процессом и произведена оценка рабочего прототипа.

Разработан автоматизированный технологический процесс не уступающий по производительности ручной работы с уменьшением брака экономии материала.

Полученная модель послужит фундаментом для строительства платформы аналогичных машин.

1.Работоспособность всей системы: расчет, построения маршрута работа, подготовка к печати пола.

2.Печать из переработанного материала с различными присадками.

3.Заливка пола происходит автоматически частично или без участия человека.

Данная идея после реализации становится платформой для создания общего проекта строительства с минимальным участием человека. Данный макет после определенных модернизаций может стать основой для различных отделочных работ.

Полное управление и синхронизация работы всех узлов осуществляется на базе одноплатного компьютера *raspberry pi*. Данная платформа управляет двигателями, которые отвечают за работу колесного механизма, сервоприводы отвечают за управления экструдера. Raspberry pi отвечает за прием и отправку данных.

На рис. 4.16 представлена модель 3D строительного робота, работающего в режиме самообучения с разработанной выше моделью представления знаний.



Рис. 4.16. Модель 3Dстроительного робота

В ходе работы над проектом был разработан 3D чертеж данного робота для полной визуализации и изучения кинематики технологического процесса. На рис. 4.17 представлен чертеж робота.

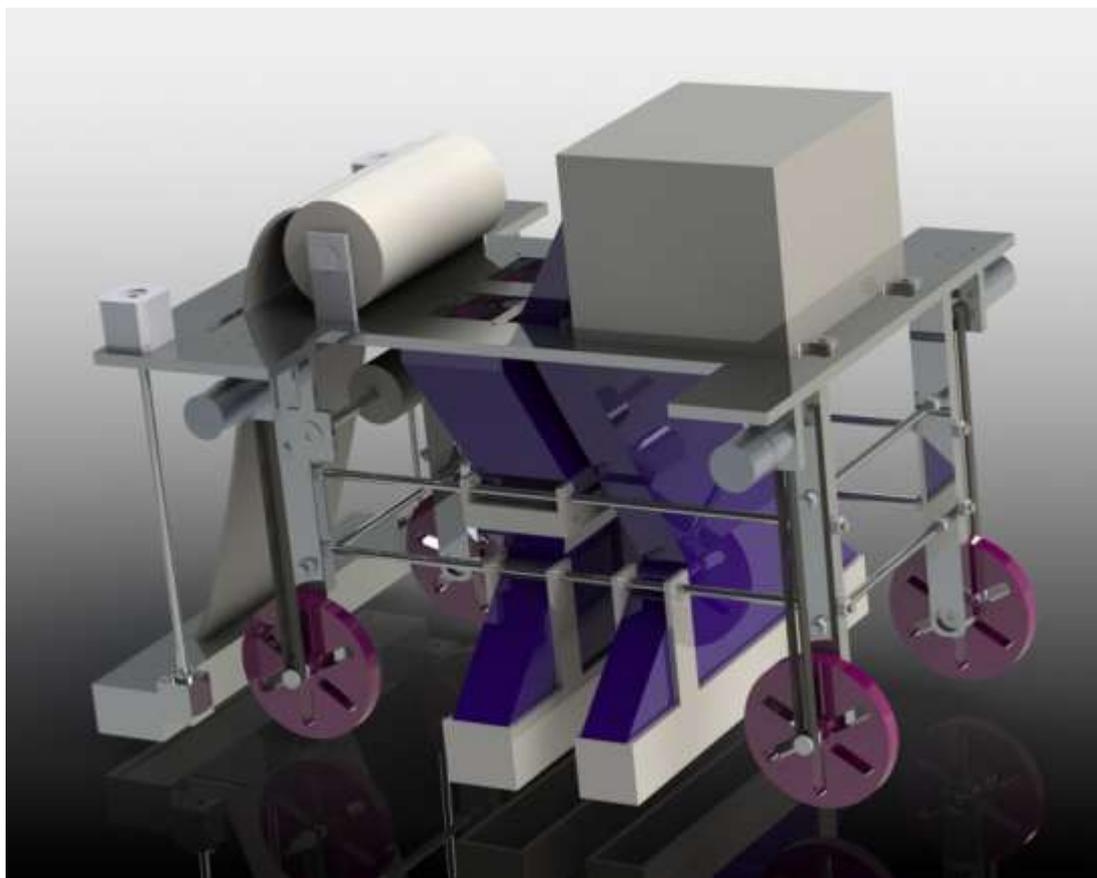


Рисунок 4.17 - 3D чертеж робота - экструдера

Следовательно, *получена семантическая модель представления знаний для выбора способов возведения строительных конструкций с определением рациональных вариантов организации производства, позволяющая обеспечить согласованность в различных шкалах пространства неоднородных признаков за счет использования процедуры ускоренного распознавания при множестве вариантов, что позволяет избежать основного недостатка – падения эффективности, а также привязать ее для определения рациональных вариантов сетевых графиков организации строительства.*

4.5. Выводы по главе 4

1. Получена модель организации инвестиционной деятельности в форме капитальных вложений при применении перспективных технологий в строительстве, обеспечивающая оптимальный машинный парк строительной

компании при реализации проекта за счет применения нейросетевых алгоритмов обработки знаний в условиях неопределенности.

2. Разработана семантическая модель представления знаний для выбора способов возведения строительных конструкций с определением рациональных вариантов организации производства, позволяющая обеспечить согласованность в разнотипных шкалах пространства неоднородных признаков, за счет использования процедуры ускоренного распознавания при множестве вариантов, что позволяет избежать основного недостатка – падения эффективности, а также привязать ее для определения рациональных вариантов сетевых графиков организации строительства.

5. ОРГАНИЗАЦИЯ СТРОИТЕЛЬНОГО ПРОИЗВОДСТВА В УСЛОВИЯХ ПРИМЕНЕНИЯ ПЕРСПЕКТИВНЫХ ТЕХНОЛОГИЙ И СПОСОБОВ КОНТРОЛЯ КАЧЕСТВА

5.1. Разработка способов возведения строительных конструкций с определением рациональных вариантов организации производства

Рассмотрим класс сетей, для которых функции пропускных способностей $c(v_{ij})$, нижних границ начальных потоков $c_0(v_{ij})$ и потоков $f(v_{ij})$ дуг удовлетворяют условиям

$$c_0(v_{ij}) \leq f(v_{ij}) \leq c(v_{ij}), c_0(v_{ij}) < 0, |c_0(v_{ij})| \geq c(v_{ij}), \quad (5.1)$$

$$\sum_{x_j \in A_i} c_0(v_{ij}) - \sum_{x_j \in B_i} c_0(v_{ij}) = \begin{cases} v_o, x_i = x_s, \\ 0, x_i \neq x_s, x_t, \\ -v_o, x_i = x_t, \end{cases} \quad (5.2)$$

$$\sum_{x_j \in A_i} f(v_{ij}) - \sum_{x_j \in B_i} f(v_{ij}) = \begin{cases} v, x_i = x_s, \\ 0, x_i \neq x_s, x_t, \\ -v, x_i = x_t, \end{cases} \quad (5.3)$$

где A_i, B_i — множества вершин, дуги, инцидентные которым, соответственно выходят и входят в вершину x_i , а v_o, v — величины соответственно начального и произвольного потоков из источника x_s , в сток x_t . Сети, удовлетворяющие приведенным условиям, будем называть произвольными.

Если B и B' — непересекающиеся подмножества из множества X , то $V(B, B')$ будет обозначать множество всех дуг, ведущих из $x \in B$ в $y \in B'$.

Разрезом произвольной сети будем называть множество дуг $V(A, \bar{A})$, которое отделяет источник и сток [43]. Величину разреза (A, \bar{A}) определим из выражения

$$W(A, \bar{A}) = \sum_{v_{ij} \in V(A, \bar{A})} c(v_{ij}) - \sum_{v_{ij} \in V(A, \bar{A})} c_0(v_{ij}).$$

Поставим в соответствие произвольной сети новую сеть с тем же множеством дуг, для которой функция пропускных способностей

$$c^*(v_{ij}) = c(v_{ij}) - c_0(v_{ij}), (v_{ij})$$

а функция потоков $f^*(v_{ij})$, удовлетворяет условию $0 \leq f^*(v_{ij}) \leq c^*(v_{ij})$.

Такую сеть будем называть канонической. Между минимальными разрезами произвольной и канонической сетей существует соответствие, которое устанавливается утверждением (1), что

Минимальные разрезы произвольной сети совпадают с минимальными разрезами ее канонической сети.

Обосновать данное утверждение можно следующими положениями. Для любого разреза (A, \bar{A}) канонической сети к данной произвольной сети имеют место очевидные равенства

$$\begin{aligned} W^*(A, \bar{A}) &= \sum_{v_{ij} \in V(A, \bar{A})} C^*(v_{ij}) = \sum_{v_{ij} \in V(A, \bar{A})} (c v_{ij} - c_0(v_{ij})) = \\ &= \sum_{v_{ij} \in V(A, \bar{A})} c(v_{ij}) - \sum_{v_{ij} \in V(A, \bar{A})} c_0(v_{ij}) + \sum_{v_{ij} \in V(\bar{A}, A)} c_0(v_{ij}) - \\ &- \sum_{v_{ij} \in V(\bar{A}, A)} c_0(v_{ij}) = \sum_{v_{ij} \in V(A, \bar{A})} c(v_{ij}) - \sum_{v_{ij} \in V(\bar{A}, A)} c_0(v_{ij}) - \\ &- \left(\sum_{v_{ij} \in V(A, \bar{A})} c_0(v_{ij}) - \sum_{v_{ij} \in V(\bar{A}, A)} c_0(v_{ij}) \right) = \bar{W}(A, \bar{A}) - v_0. \end{aligned} \quad (5.4)$$

Так как величина начального потока через любой разрез произвольной сети постоянна, то из равенств (5.4) вытекает, что минимальные разрезы произвольной сети к ее канонической сети совпадают. Из указанного следует, что для нахождения минимального разреза произвольной сети необходимо перейти к канонической сети, а затем к ней применить алгоритм Форда - Фалкерсона.

Всякий граф с произвольной весовой функцией можно преобразовать в произвольную сеть путем выбора некоторой пары вершин в качестве источника и стока и некоторой ориентации его ребер. Каждой такой сети поставим в соответствие число, равное величине ее минимального разреза. Величина минимального разреза получаемой сети зависит от ориентации графа и выбора пары вершин в качестве источника и стока. Ориентация и выбор пары вершин, при которых минимальный разрез полученной сети

будет наименьшим, определяют сеть, которую будем называть минимальной произвольной сетью.

Имеет место следующее утверждение (2).

Для всякого графа с произвольной весовой функцией существует такая ориентация и выбор пары вершин в качестве источника и стока, при которых минимальный разрез полученной сети совпадает с минимальным разрезом графа, равен ему по величине и такая сеть является минимальной произвольной сетью.

Обоснуем данное утверждение следующим образом. Пусть даны некоторый взвешенный граф $L(X, V, C)$ и его минимальный разрез (A, \bar{A}) . Выберем из множеств A и \bar{A} произвольно по вершине x_s, x_t и примем их соответственно в качестве источника и стока.

Все ребра, инцидентные вершине x_s , заменим дугами, выходящими из нее, а ребра, инцидентные вершине x_t , заменим входящими в нее дугами. Ребра, соединяющие вершины множества A с вершинами множества \bar{A} , заменим дугами, выходящими из множества A . Ориентацию остальных ребер выберем произвольной. Каждой дуге присвоим пропускную способность, равную весу соответствующего ребра. Функцию начальных потоков выберем в соответствии с 6-м шагом алгоритма поиска минимального отрицательного разреза графа. Очевидно, что для полученной сети условия (5.1) - (5.3) выполняются.

Покажем, что разрез (A, \bar{A}) полученной сети будет ее минимальным разрезом. Предположим, что разрез (A^*, \bar{A}^*) сети меньше, т. е. имеет место неравенство

$$W(A, \bar{A}) = W(A, \bar{A}) = \sum_{v_{ij} \in V(A, \bar{A})} c(v_{ij}) > W(A^*, \bar{A}^*) = \sum_{v_{ij} \in V(A^*, \bar{A}^*)} c(v_{ij}) - \sum_{v_{ij} \in V(\bar{A}^*, A^*)} c_0(v_{ij}). \quad (5.5)$$

С учетом соотношений получаем

$$W(A^*, \bar{A}^*) = \sum_{v_{ij} \in V(A^*, \bar{A})} c(v_{ij}) - \sum_{v_{ij} \in V(\bar{A}^*, A^*)} c_0(v_{ij}) \geq \sum_{v_{ij} \in V(A^*, \bar{A}^*)} c(v_{ij}) + \sum_{v_{ij} \in V(\bar{A}^*, A^*)} c(v_{ij}) = W(A^*, \bar{A}^*).$$

Таким образом, $W(A, \bar{A}) > W(A^*, \bar{A}^*)$, что противоречит минимальности разреза (A, \bar{A}) графа. Из этих же неравенств, очевидно, следует, что описанная сеть является минимальной.

Таким образом, задача поиска минимального отрицательного разреза графа с произвольной весовой функцией сводится к задаче поиска такой его ориентации, которая обладает тем свойством, что все дуги ее минимального разреза (A, \bar{A}) выходят из вершин множества A .

Доказательство ранее сформулированного утверждения (2) содержит описание структуры ориентации искомой сети. Однако из этого описания не вытекает эффективный алгоритм поиска указанной ориентации. Поэтому в основу описанного в предыдущем разделе алгоритма поиска минимального отрицательного разреза положена идея поиска произвольного отрицательного разреза графа. Согласно сделанному выше замечанию, если алгоритм поиска отрицательных разрезов взвешенных графов обладает тем свойством, что в результате его применения к графу, содержащему хотя бы один отрицательный разрез, будет получен некоторый отрицательный разрез, то такой алгоритм позволит найти глобальный минимальный отрицательный разрез графа.

Для поиска любого отрицательного разреза графа использован тот факт, что при разрезании графа одновременно разрезаются все четырехвершинные подграфы, имеющие общую пару вершин. Относительно таких четырехвершинных подграфов справедливо следующее утверждение (3).

Для любого четырехвершинного графа с произвольной весовой функцией всегда можно выбрать так пару вершин в качестве источника и стока, что, ориентируя ребра и расставляя исходные потоки в соответствии с алгоритмом, получим сеть, минимальный разрез которой совпадает с минимальным разрезом этого графа.

Обоснование данного утверждения (3). Пусть дан четырехвершинный граф с множеством вершин $\{x_i, x_j, x_s, x_t\}$ и (A, \bar{A}) - его минимальный разрез. Возможны два случая:

- а) множество A или \bar{A} состоит из одной вершины,
- б) каждое из множеств A или \bar{A} состоит из двух вершин.

Рассмотрим первый случай. Предположим, что $A = \{x_s\}$ и $\bar{A} = \{x_i, x_j, x_t\}$.

Выбрав вершины x_s и x_t , соответственно, в качестве источника и стока и ориентируя ребра в соответствии с алгоритмом, получим сеть, в которой все дуги разреза (A, \bar{A}) выходят из вершин множества A . Согласно доказанного утверждения (2), минимальный разрез этой сети совпадает с минимальным разрезом графа. Заметим, что в данном случае выбор ориентации ребра v_{ij} не влияет на свойство минимальности получаемой сети.

Рассмотрим второй случай. Пусть $A = \{x_s, x_i\}$ и $\bar{A} = \{x_j, x_t\}$. Выберем x_s и x_t соответственно в качестве источника и стока. В силу минимальности разреза (A, \bar{A}) имеем

$W(A, \bar{A}) = c(v_{sj}) + c(v_{st}) + c(v_{ij}) + c(v_{it}) < c(v_{it}) + c(v_{st}) + c(v_{ij}) + c(v_{jt}) = W(A', \bar{A}')$, где $A' = \{x_s, x_j\}$ и $\bar{A}' = \{x_i, x_t\}$. Отсюда $c(v_{sj}) + c(v_{it}) \leq c(v_{st}) + c(v_{jt})$ и, если имеет место строгое неравенство, то ребро v_{ij} , согласно алгоритму при ориентации графа, будет заменено дугой, выходящей из вершины x_i . В результате получим сеть, приведенную на рис. 5.1, которая согласуется с доказательством утверждения (3).

Если же $c(v_{sj}) + c(v_{it}) = c(v_{st}) + c(v_{jt})$, то разрез (A', \bar{A}') , где $A' = \{x_s, x_j\}$ и $\bar{A}' = \{x_i, x_t\}$, также минимален. В силу этого при любой ориентации ребра v_{ij} получим x_s сеть, структура которой соответствует структуре минимальной сети, сформулированного ранее утверждения (2).

Если для любого графа можно было бы так выбрать пару вершин в качестве источника и стока, что его минимальный разрез совпал бы с

минимальным разрезом минимальной сети и являлся бы объединением минимальных разрезов всех четырехвершинных сетей с общими вершинами, одна из которых является источником, а вторая — стоком, то очевидно, что метод ориентации графа, описанный в алгоритме, позволял бы находить его глобальный отрицательный разрез. Для этого достаточно было бы перебрать все пары вершин в качестве источника и стока и для каждого выбора применить описанный алгоритм.

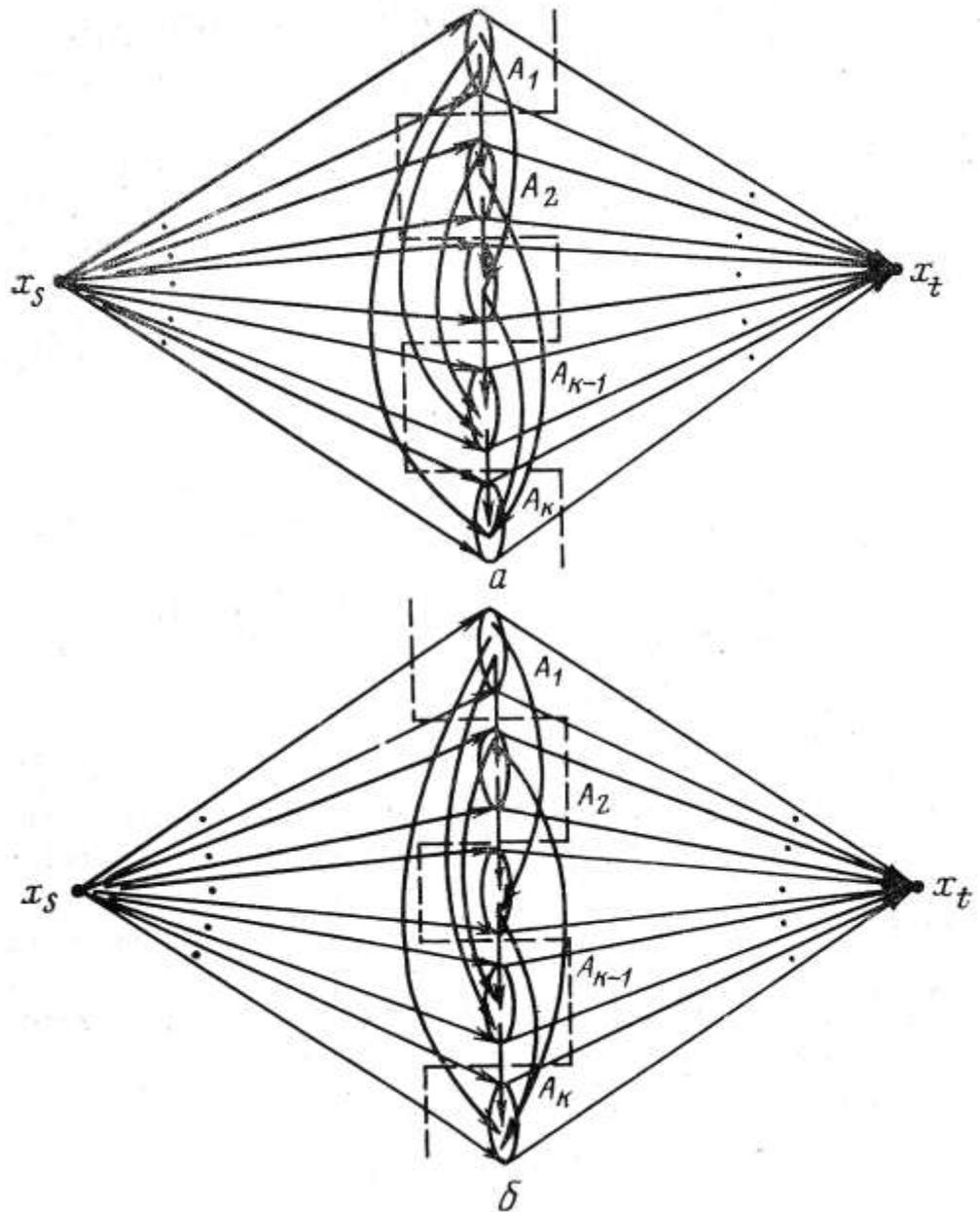


Рис. 5.1. Сеть, согласованная с доказательством утверждения (2).

Однако минимальные разрезы графов могут не обладать упомянутым свойством. Поэтому из утверждения (3) вытекает только то, что, перебирая пары вершин в качестве источника и стока и ориентируя четырехвершинные графы в соответствии с алгоритмом, мы ищем сеть, ориентация дуг которой способствует «масимальному» закиранию потока из источника в сток. Поток по такой сети «минимален», а это может привести к выявлению достаточно больших отрицательных разрезов.

На некоторых этапах работы алгоритма может быть получена такая сеть, что ее минимальный разрез не будет разрезом графа. Пусть A_{i1}, \dots, A_{ik1} и A_{j1}, \dots, A_{jk2} - подмножества соответственно достижимых и недостижимых вершин, построенные так, как это описано на 9-м шаге алгоритма.

Построим новую сеть, изменив ориентацию дуг, выходящих из вершин множества A_{i1}, \dots, A_{ik1} и входящих в вершины множества A_{j1}, \dots, A_{jk2} , на противоположную. Получим новую сеть, минимальный разрез которой удовлетворяет утверждению (4).

Если минимальный разрез произвольной сети не является разрезом соответствующего графа, то существует эффективный алгоритм переориентации, при котором величина минимального разреза новой сети не возрастает, и за конечное число таких переориентаций получим сеть, минимальный разрез которой будет разрезом графа.

Обоснование утверждения (4). Пусть минимальный разрез сети (A, \bar{A}) не является разрезом графа. Разобьем множество всех его вершин на подмножества так, как описано в 9-м шаге алгоритма. Предположим, что A_{i1}, \dots, A_{ik1} и A_{j1}, \dots, A_{jk2} - совокупности соответственно достижимых и недостижимых подмножеств вершин. Положим $B = \bigcup_{s=1}^{R_1} A_{is}$ и $B' = \bigcup_{s=1}^{R_2} A_{js}$. При этом минимальный разрез (A, \bar{A}) имеет величину

$$W(A, \bar{A}) = \sum_{x_i \in B} c(v_{si}) + \sum_{v_{ij} \in V(B, B')} c(v_{ij}) + \sum_{x_i \in B'} c(v_{it}) - \sum_{v_{ij} \in V(B', B)} c_0(v_{ij}).$$

После изменения ориентации дуг множества $V(B', B)$ на противоположную получим сеть, в которой тот же разрез (A, \bar{A}) имеет величину

$$W'(A, \bar{A}) = \sum_{x_i \in B'} c(v_{si}) + \sum_{v_{ij} \in V^*(B, B')} c(v_{ij}) + \sum_{x_i \in B} c(v_{it}) + \sum_{v_{ij} \in V^{**}(B, B')} c(v_{ij}),$$

где $V^*(B, B')$ — множество дуг, соединяющих множества вершин B и B' , для которых ориентация не изменялась, а $V^{**}(B, B')$ — множество дуг, ориентация которых изменялась на противоположную.

В силу условия (5.5) имеем

$$W(A, \bar{A}) = W'(A, \bar{A}) \leq W(A, \bar{A}),$$

а тогда, согласно утверждениям (2) и (3), минимальный разрез новой сети не возрастает. В том случае, когда минимальный разрез (A^*, \bar{A}^*) новой сети не является разрезом графа, повторно применяем процедуру переориентации. Так как величина минимального разреза ограничена и $W(A^*, \bar{A}^*) < W'(A, \bar{A})$, то за конечное число переориентаций получим сеть, минимальный разрез которой будет разрезом графа.

Таким образом, в результате выполнения 9-го и 10-го шагов алгоритма осуществляется исправление ориентации дуг, направленное на дальнейшее уменьшение потока в сети, что приводит к выявлению некоторых отрицательных разрезов графа, если они существуют. Однако приведенные утверждения только косвенно доказывают, что за один цикл перебора всех пар вершин в качестве источника и стока будет найден хотя бы один отрицательный разрез графа, содержащего хотя бы один такой разрез.

Рассмотрим пример, иллюстрирующий работу алгоритма. Пусть матрица весов графа имеет вид

$$\begin{pmatrix} 0 & 0,3 & 0,6 & 0,4 & 0,3 & -0,1 & -0,2 \\ 0,3 & 0 & -0,4 & 0,2 & -0,1 & 0,6 & 0,5 \\ 0,6 & -0,4 & 0 & 0,5 & 0,4 & 0,2 & -0,3 \end{pmatrix}$$

0,4	0,2	0,5	0	0,2	-0,1	0
0,3	-0,1	0,4	0,2	0	0,1	0,2
-0,1	0,6	0,2	-0,1	0,1	0	0,4
-0,2	0,5	-0,3	0	0,2	0,4	0

Предположим, что на первом этапе работы алгоритма в качестве источника и стока выбраны соответственно вершины x_1 и x_2 . Тогда сеть, полученная в результате применения алгоритма, и найденный ее минимальный разрез представлены на рис. 5.2.

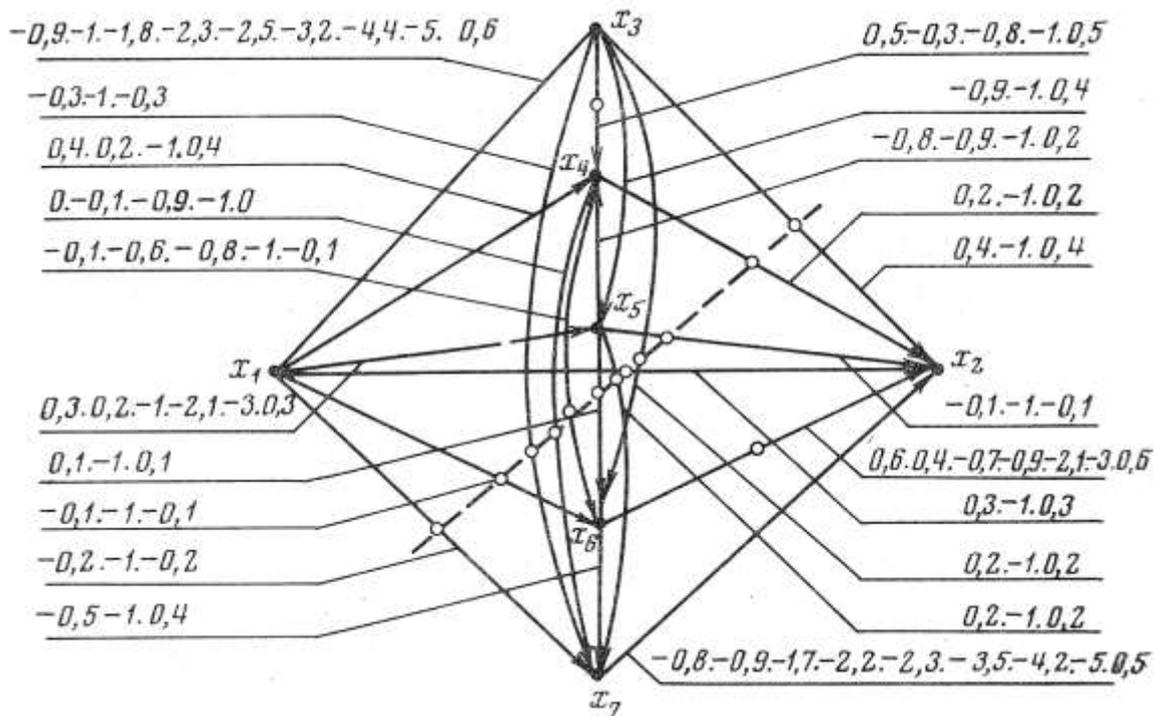


Рис. 5.2. Семантическая сеть, полученная в результате применения алгоритма, и найденный ее минимальный разрез

Числа на дугах, отделенные друг от друга точками справа налево, показывают соответственно пропускную способность дуги, начальный поток по ним и потоки, получаемые в процессе применения алгоритма Форда - Фалкерсона. Кружками обозначены дуги, достигшие насыщения. Полученный минимальный разрез сети $(\{x_1, x_3, x_4, x_5\}, \{x_2, x_6, x_7\})$ является

одновременно минимальным разрезом графа. Кроме того, этот разрез является его единственным отрицательным разрезом. Легко проверить, что данный минимальный разрез графа не может быть найден методом, описанным в [51].

Таким образом, положительно определенная квадратичная форма, заданная матрицей, достигает максимального значения в следующей вершине гиперкуба $(-1, 1, -1, -1, -1, 1, 1)$.

5.2. Способы выбора рациональных вариантов различных технологий производства строительного-монтажных работ

Рассмотрим решение задач получения размерного ряда многопродуктовых производственных мощностей при использовании перспективных технологий строительства.

Для получения размерного ряда многопродуктовых производственных мощностей применяется освоенная практикой текущего отраслевого планирования модель расчета оптимальной мощности промышленного предприятия:

требуется оптимизировать:

$$\Phi(z) = \sum_{j=1}^n e_j z_j \quad (5.6)$$

при условиях:

$$\sum_{j=1}^n a_{ij} z_j \leq \phi_i, \quad i=1, \dots, m, \quad (5.7)$$

$$b_j^{\text{`}} \leq z_j \leq b_j^{\text{``}}, \quad j = 1, \dots, m, \quad (5.8)$$

где: a_{ij} - трудоемкость обработки изделия j на оборудовании вида i ; z_j - искомый объем производства работ вида j ; $b_j^{\text{`}}$, $b_j^{\text{``}}$ - нижняя и верхняя границы возможного объема производства работы j на предприятии; e_j - показатель критерия оптимальности по работе j , например, оптовая цена единицы продукции; ϕ_i - общий фонд времени работы оборудования вида i .

Модель (5.6) -(5.8) отражает возможности наличного парка основного технологического оборудования и фиксированного фонда времени его работы; с ее помощью определяется производственная мощность, наилучшим образом соответствующая этому парку и его возможностям.

Модели расчета однопродуктовых моделей мощности

Базовая модель 1. Для каждого значения параметра b из отрезка $0 \leq b \leq b'$ найти такой набор $x=(x_i)$ целых положительных чисел, на котором достигается наилучшее значение показателя эффективности производства $F(x)$ при обязательном выполнении $y(x) \leq b$ и возможных ограничениях на размер потребляемых ресурсов $d_p(x)$, $p=1, \dots, p'$, включая в их число степень загрузки отдельных групп или видов оборудования. Здесь $y(x)$ находится по (5.8). Всякий оптимальный (в смысле данного выше определения) относительно $F(x)$ комплект $x=(x_i)$ является также оптимальным по Парето относительно $F(x)$ и затрат любых видов ресурсов $d_p(x)$, т. е. нельзя улучшить $F(x)$, не увеличив эти затраты, и, наоборот, нельзя уменьшить затраты ни одного из этих ресурсов, не ухудшив $F(x)$. Следовательно, множество решений нашей однопараметрической задачи (5.6) совпадает с множеством решений следующей многопараметрической задачи.

Базовая модель 2. Найти такие наборы $x=(x_i)$ целых положительных чисел, на каждом из которых достигается наилучшее значение критериального показателя $F(x)$ при условии $y(x) \leq b'$ и параметрических ограничениях $d_p(x) \leq D_p$, $p=1, \dots, p'$, с параметрами D_p , пробегающими независимо лучи $D_p \leq 0$. Упорядочив решения любой из этих задач, т. е. расположив оптимальные комплекты $x_0—(x_i^0)$ в порядке возрастания $y(x_0)$, получаем искомый размерный ряд оптимальных мощностей.

Базовая модель 3. Для каждого значения параметра b из отрезка $0 \leq b \leq b'$ найти все такие наборы $x=(x_i)$ целых положительных чисел, чтобы выполнялись ограничения модели 1 и каждый набор был оптимален по Парето относительно двух критериев: $F_1(x)$ и $F_2(x)$. Введем средний коэффициент $\beta(x)$ загрузки искомого комплекта $x=(x_i)$, взвешенный по

суммарной стоимости C_i входящего в него оборудования и занимаемых им производственных площадей:

$$\beta(x) = \frac{\sum_{i=1}^m c_i x_i \alpha_i(x)}{\sum_{i=1}^m c_i x_i} \quad (5.9)$$

Здесь через:

$$\alpha_i(x) = \hat{y}(x) / a_i x_i \quad (5.10)$$

обозначен коэффициент загрузки оборудования вида i (индивидуальный коэффициент загрузки). Очевидно, значения $a_i(x)$ и $\beta(x)$ находятся между нулем и единицей. В принятых обозначениях показатель фондоотдачи $\gamma(x)$ рассчитывается по формуле

$$\gamma(x) = ey(x) / c(x) \quad (5.11)$$

где e — стоимость единицы продукции, а $c(x) = \sum_{i=1}^m c_i x_i$ — общая стоимость фондов.

Из (5.9) с учетом (5.10) и (5.11) следует:

$$\beta(x) = \gamma(x) \sum_{i=1}^m c_i / ea_i \quad (5.12)$$

где $\sum_{i=1}^m c_i / ea_i$ — константа, не зависящая от выбираемого комплекта $x = (x_i)$ и определяемой им мощности $y(x)$. Обозначив эту константу через $1/\gamma^{\max}(x)$ и записав (5.11) в виде:

$$\gamma(x) = \beta(x) \gamma^{\max}(x),$$

видим, что $\gamma^{\max}(x)$ — максимально возможное при заданных условиях значение фондоотдачи $\gamma(x)$, которое достигается при уровне мощности, обеспечивающем полное использование всех видов оборудования.

Используя $\gamma(x)$ в качестве критерия оптимальности базовой модели 1, а также конкретизируя систему ее условий, например, вводя ограничения на допустимые уровни загрузки отдельных групп или видов оборудования, получим модель на максимум фондоотдачи.

Расчет многопродуктовых моделей мощности

Для адекватного описания этого обстоятельства необходимо модифицировать модель:

оптимизировать:

$$\Phi(z, x) \tag{5.13}$$

при условиях:

$$\sum_{j=1}^n a_{ij} z_j \leq f_i x_i, \quad i=1, \dots, m, \tag{5.14}$$

$$b_j \leq z_j \leq b_j^0, \quad j = 1, \dots, n, \tag{5.15}$$

Здесь x_i - уже не жестко фиксированные величины, а управляемые параметры, определяющие количество единиц устанавливаемого оборудования, а $\Phi(z, x)$ — в общем случае нелинейная функция от $z=(z_j)$ и $x=(x_i)$. Решая задачу (5.13)-(5.15) при различных x_i , найдем серию оптимальных планов, каждый из которых может рассматриваться как некоторая ступень многопродуктовой мощности, определяемая комплектом оборудования $x=(x_i)$. Упорядочив мощности по суммарному значению их натуральной

$z = \sum_{j=1}^n z_j$ либо приведенной $z' = \sum_{j=1}^n e_j z_j$. Выбирая теперь из него только те значения, которые монотонно улучшают принятый критерий $\Phi(z, x)$, построим размерный ряд оптимальных многопродуктовых мощностей. Обозначая теперь через z максимально возможный выпуск продукции, т. е. производственную мощность, приходим к выражению $z = \min_{1 \leq i \leq m} (f_i/a_i)x_i$.

На оптимальном решении полученной линейной задачи некоторые ограничения обратятся в равенства и зафиксируют образование «узких мест», препятствующих дальнейшему росту мощности. Для их ликвидации следует увеличить количество единиц оборудования соответствующих видов, т. е. перейти к следующему комплекту $x^=(x_i^=)$, например, по правилу:

$$x_i^= = \begin{cases} x_i^0, & \text{если } \sum_{j=1}^n a_{ij} z_j^0 \leq f_i x_i^0, \\ x_i^0 + 1, & \text{если } \sum_{j=1}^n a_{ij} z_j^0 = f_i x_i^0, \end{cases} \tag{5.16}$$

где $z^\circ=(z_j^\circ)$ — оптимальное решение задачи при $(x_i) — (x_i^\circ)$.

Правило (5.16) перехода к новому комплекту не является единственно возможным. Например, для обеспечения дальнейшего движения совсем не обязательно «расшивать» сразу все «узкие места» - достаточно «расшить» хотя бы одно из них. Для рассматриваемого алгоритма, так же как и в однопродуктовом случае, легко указать верхнюю оценку общего числа итераций Q , необходимых для полного решения задачи:

$$Q \leq \left\{ \sum_{i=1}^m \left[- \sum_{j=1}^n a_{ij} b_j'' / f_i \right] \right\} - X^0 \quad (5.17)$$

где $[z]$ — целая часть z ; X_0 — количество единиц оборудования в начальном комплекте.

Теперь проведем обоснование оптимального варианта многопродуктовых производственных мощностей в строительстве.

Пусть в существующем или предлагаемом технологическом процессе строительного производства данной работы используется m видов основного оборудования. Единица оборудования вида i характеризуется годовым фондом времени работы Φ_i , трудоемкостью f_i выполнения технологической операции и другими показателями. Обозначим через x_i искомое количество единиц оборудования i в произвольном комплекте $x=(x_i)$, а через y возможный объем работ. На этом комплекте приходим к соотношениям, выражающим взаимосвязь данных величин:

$$f_i y \leq \Phi_i x_i, \quad i=1, \dots, m. \quad (5.18)$$

Очевидно, производство работ является функцией оборудования, т. е. $y(x)$ находят как:

$$0 \leq y(x) \leq (\Phi_i / f_i) x_i \quad i=1, \dots, m. \quad (5.19)$$

Из (2) следует, что максимально возможный при данном комплекте оборудования $x=(x_i)$ производство работ или производственную мощность y $y(x)$ находят так:

$$\hat{y}(x) = \min_{1 \leq i \leq m} (\Phi_i / f_i) x_i \quad (5.20)$$

Равенство (5.20) представляет собой формальную запись хорошо известного факта: максимальная мощность или производительность любого комплекта оборудования определяется производительностью наиболее «узкого» его звена (или звеньев - минимум $a_i x_i$ может достигаться и при нескольких значениях i). Ликвидируя проблемные звенья и добиваясь максимального использования создаваемых таким образом комплектов, получаем последовательность величин $y(x)$, образующую, согласно данному определению, размерный ряд производственных мощностей $\{y(x)\}$. Таким образом, комплект оборудования $x_0 = (x_i^0)$ и определяемую им мощность $y(x_0)$ являются оптимальными относительно выбранного показателя эффективности, если не существует комплекта с меньшим уровнем мощности, но с лучшим значением рассматриваемого критерия. В результате приходим к общей модели расчета разнородных мощностей оборудования при производстве строительного-монтажных работ.

Модель 1. Для каждого значения параметра b из отрезка $0 \leq b \leq b'$ найти такой набор $x = (x_i)$ целых положительных чисел, на котором достигается наилучшее значение показателя эффективности производства $F(x)$ при обязательном выполнении $y(x) \leq b$ и возможных ограничениях на размер потребляемых ресурсов $d_p(x)$, $p = 1, \dots, p'$, включая в их число степень загрузки отдельных групп или видов оборудования.

Модель 2. Найти такие наборы $x = (x_i)$ целых положительных чисел, на каждом из которых достигается наилучшее значение критериального показателя $F(x)$ при условии $y(x) \leq b'$ и параметрических ограничениях $d_p(x) \leq D_p$, $p = 1, \dots, p'$, с параметрами D_p , пробегающими независимо лучи $D_p \leq 0$.

Модель 3. Для каждого значения параметра b из отрезка $0 \leq b \leq b'$ найти все такие наборы $x = (x_i)$ целых положительных чисел, чтобы выполнялись ограничения модели 1 и каждый набор был оптимален по Парето относительно двух критериев: $F_1(x)$ и $F_2(x)$.

В однопродуктовом случае при фиксированных технико-экономических показателях применяемого оборудования уровень отдачи

прямо пропорционален степени его использования. Для характеристики последней введем средний коэффициент $\beta(x)$ загрузки искомого комплекта $x=(x_i)$, взвешенный по суммарной стоимости c_i входящего в него оборудования и занимаемых им производственных площадей:

$$\beta(x) = \frac{\sum_{i=1}^m c_i x_i \alpha_i(x)}{\sum_{i=1}^m c_i x_i} \quad (5.21)$$

Здесь через:

$$\alpha_i(x) = \hat{y}(x) / a_i x_i \quad (5.22)$$

обозначен коэффициент загрузки оборудования вида i (индивидуальный коэффициент загрузки). Очевидно, значения $a_i(x)$ и $\beta(x)$ находятся между нулем и единицей. В принятых обозначениях показатель фондоотдачи $\gamma(x)$ рассчитывается по формуле:

$$\gamma(x) = e y(x) / c(x) \quad (5.23)$$

где e — стоимость единицы продукции, а $c(x) = \sum_{i=1}^m c_i x_i$ — общая стоимость фондов.

Из (5.11) с учетом (5.12) и (5.13) следует:

$$\beta(x) = \gamma(x) \frac{\sum_{i=1}^m c_i}{e a_i} \quad (5.24)$$

где $\frac{\sum_{i=1}^m c_i}{e a_i}$ — константа, не зависящая от выбираемого комплекта $x=(x_i)$ и определяемой им мощности $y(x)$. Обозначив эту константу через: $1/\gamma^{\max}(x)$ и записав (5.13) в виде:

$$\gamma(x) = \beta(x) \gamma^{\max}(x),$$

видим, что $\gamma^{\max}(x)$ — максимально возможное при заданных условиях значение фондоотдачи $\gamma(x)$, которое достигается при уровне мощности, обеспечивающем полное использование всех видов оборудования

Для получения размерного ряда многопродуктовых производственных мощностей применяется освоенная практикой текущего отраслевого

планирования модель расчета оптимальной мощности промышленного предприятия: оптимизировать:

$$\Phi(z) = \sum_{j=1}^n e_j z_j \quad (5.25)$$

при условиях:

$$\sum_{j=1}^n a_{ij} z_j \leq \varphi_i, \quad i=1, \dots, m, \quad (5.26)$$

$$b_j^{\text{н}} \leq z_j \leq b_j^{\text{м}}, \quad j = 1, \dots, m, \quad (5.27)$$

Для адекватного описания этого обстоятельства необходимо модифицировать модель (5.15) -(5.17), оптимизировать:

$$\Phi(z, x) \quad (5.28)$$

при условиях:

$$\sum_{j=1}^n a_{ij} z_j \leq f_i x_i, \quad i=1, \dots, m, \quad (5.29)$$

$$b_j^{\text{н}} \leq z_j \leq b_j^{\text{м}}, \quad j = 1, \dots, n, \quad (5.30)$$

где x_i - целые неотрицательные числа.

Решая задачу (5.28)-(5.30) при различных x_i , найдем серию оптимальных планов, каждый из которых может рассматриваться как некоторая ступень многопродуктовой мощности, определяемая комплектом оборудования $x=(x_i)$. Упорядочив мощности по суммарному значению их натуральной $z = \sum_{j=1}^n z_j$ либо приведенной $z' = \sum_{j=1}^n e_j z_j$, величины (e_j — коэффициенты приведения), получим размерный ряд многопродуктовых мощностей. Выбирая теперь из него только те значения, которые монотонно улучшают принятый критерий $\Phi(z, x)$, построим размерный ряд оптимальных многопродуктовых мощностей.

Пусть известен начальный комплект оборудования $x_0 = (x_i^0)$ (при необходимости в качестве начального можно взять x с $x_i = 1$ при всех i). Знание x_i позволяет фиксировать правые части (5.29) и в большинстве случаев линеаризовать целевую функцию, например показатель

фондоотдачи: $F(z, x) = \sum_{j=1}^n e_j z_j / \sum_{j=1}^m d_j x_j$ где d_i — стоимость единицы оборудования вида i . На оптимальном решении полученной линейной задачи некоторые ограничения (5.29) обратятся в равенства и зафиксируют образование «узких мест», препятствующих дальнейшему росту мощности. Для их ликвидации следует увеличить количество единиц оборудования соответствующих видов, т. е. перейти к следующему комплекту $x^0 = (x_i^0)$, например, по правилу:

$$x_i^0 = \begin{cases} x_i^0, & \text{если } \sum_{j=1}^n a_{ij} z_j^0 \leq f_i x_i^0, \\ x_i^0 + 1, & \text{если } \sum_{j=1}^n a_{ij} z_j^0 = f_i x_i^0, \end{cases} \quad (5.31)$$

Где $z^0 = (z_j^0)$ — оптимальное решение задачи при $(x_i) = (x_i^0)$.

Для рассматриваемого алгоритма, так же как и в однопродуктовом случае, легко указать верхнюю оценку общего числа итераций Q , необходимых для полного решения задачи

$$Q \leq \left\{ \sum_{i=1}^m \left[- \sum_{j=1}^n a_{ij} b_j'' / f_i \right] \right\} - X^0$$

где $[z]$ — целая часть z ; X_0 — количество единиц оборудования в начальном комплекте.

Наконец рассмотрим решение задач оптимального календарного планирования расписания строительного производства с использованием метрических пространств при использовании перспективных средств автоматизации и механизации, исследуется их сравнительная эффективность для решения задач календарного планирования с использованием разных маршрутов

Пусть задано множество работ $d_i (i=1, 2, \dots, n)$ и группа бригад, на которых они могут быть выполнены. Работа d_i проходит совокупность операций $O_{i1}, O_{i2}, \dots, O_{im}$, которые должны выполняться в строго определенной последовательности (задан технологический маршрут M_i выполнения работы

d_i). Обычно исходная информация по технологии выполнения работ задается в виде упорядоченной последовательности чисел, называемой технологической матрицей:

$$T = \| \| n_{ij}, t_{ij} \| \|, \quad (5.32)$$

каждый элемент, которой представляет упорядоченную пару чисел. Символ n_{ij} обозначает номер бригады, на котором выполняется j -я операция i -ой работы, а t_{ij} - детерминированное время обработки.

Решение задачи календарного планирования обычно представлено в виде матрицы запуска работ:

$$A = \| \| n_{ij}, T_{ij} \| \|, \quad (5.33)$$

где (n_{ij}, T_{ij}) – упорядоченная пара чисел, которая находится на пересечении i -ой строки и j -го столбца и обозначает, что j -я по порядку обработки операция i -ой работы запускается в строительное производство в момент времени T_{ij} бригадой с номером n_{ij} . Расписание, удовлетворяющее этим ограничениям считаем допустимым. Если множество допустимых расписаний обозначить через D , то задача календарного планирования заключается в нахождении такого расписания A^* из множества D , которое минимизировало бы принятый критерий:

$$K(A^*) = \min_{A \in D} K(A), \quad (5.34)$$

Под поиском понимается процесс отыскания хотя бы одного расписания A_ε^* из множества допустимых расписаний D , которое близко к оптимальному, т.е. $K(A_\varepsilon^*) = \min_{A \in D} K(A) + \varepsilon$, где $\varepsilon > 0$ - наперед заданное число.

В методе ненаправленного случайного поиска можно выделить два важных этапа: моделирование последовательности случайных расписаний $\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_k$, причем любое ξ_i может моделироваться многократно; - выделение из случайных реализаций наилучшего расписания, которое является приближением к оптимальному. Основной недостаток

ненаправленного случайного поиска — медленная сходимость к оптимальному расписанию. Поэтому чаще используются методы направленного случайного поиска, в процессе реализации которого используется понятие окрестности $U(A)$ расписания A . Наиболее просто вводится понятие окрестности в метрических пространствах, поэтому для описания $U(A)$ вводим понятие расстояния ρ между двумя расписаниями из D , точнее, на произведении $D \times D$ определяем числовую функцию ρ , обладающую свойствами: $\rho(A_i, A_j) = \rho(A_j, A_i)$ для любых $A_i, A_j \in D$; $\rho(A_i, A_j) > 0$ при $A_i \neq A_j$ и $\rho(A_i, A_j) = 0$; $\rho(A_i, A_j) + \rho(A_j, A_i) \geq \rho(A_i, A_k)$ для любых $A_i, A_j, A_k \in D$.

Затем определяется R -окрестность $U_R(A)$ для любого $A \in D$ как множество расписаний $A_i \in D$, удовлетворяющих условию $\rho(A, A_i) \leq R$; другими словами, $U_R(A) = \{A_i \div \rho(A, A_i) \leq R\}$. При таком определении окрестности алгоритм локального случайного поиска можно сформулировать следующим образом. Пусть на n -м шаге получено расписание A_n . Выделяем R_n — окрестность расписания A_n . Моделируем N_n раз случайные расписания $A_n^s \in U_{R_n}(A_n) (s = 1, 2, \dots, N_n)$; обычно стараются так организовать моделирование случайного расписания A_n^s , чтобы все расписания из $U_{R_n}(A_n)$ были равновероятны. Находим расписание A_n^* такое, что $K(A_n^*) = \min_s K(A_n^s)$. Если $K(A_n^*) \geq K(A_n)$, то A_n принимаем за локальный оптимум. Если $K(A_n^*) < K(A_n)$, то в качестве исходного расписания принимаем A_n^* и продолжаем процесс.

Цепная метрика M_1

Расстояние $\rho(\pi_1, \pi_2)$ между перестановками π_1 и π_2 вводится как число нарушений попарного расположения элементов в одной из них относительно другой. Пусть, например, $\pi_1 = (1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8)$ и $\pi_2 = (5, 6, 7, 8, 1, 2, 3, 4)$, тогда $\rho(\pi_1, \pi_2) = 1$, так как в перестановке π_2 имеются

нарушения попарного расположения элементов относительно π_1 , а именно (8,1). Иначе говоря, расстояние между π_1 и π_2 определяется как минимальное количество разрезов, которые необходимо сделать в одной из перестановок, чтобы из нее составить вторую перестановку. Процесс моделирования случайной перестановки из $U_R(\pi)$ можно организовать следующим образом:

- Моделируем R раз случайную величину, равномерно распределенную в интервале $(0, n+1)$, где n – число элементов перестановки π .

- Полученные реализации упорядочим по возрастанию, т. е.

$$0 = u_0 \leq u_1 \leq u_2 \leq \dots \leq u_R \leq u_{R+1} = n + 1.$$

- Элемент перестановки π , находящийся на r -м месте, попадает в множество S_i , если $u_{i-1} < r \leq u_i$. Тогда множество S всех элементов перестановки разбивается на $R+1$ непересекающихся подмножеств, т. е.

$$S = \bigcup_{i=1}^{R+1} S_i \text{ и } S_i \cap S_j = \emptyset \text{ при } i \neq j.$$

- Моделируем перестановку $\pi' = (i_1, \dots, i_{R+1})$ чисел $1, 2, \dots, R+1$, в соответствии с которой размещают множество S_i . Ясно, что полученная таким образом перестановка π находится от исходной π на расстоянии, не превышающем R . Другими словами, мы вначале случайным образом выбрали R мест разрезов и разрезанные участки случайным образом переставили между собой.

Лексикографическая метрика M_2

Расстояние $\rho(\pi_1, \pi_2)$ между двумя перестановками в лексикографической метрике вводится как $|N(\pi_1) - N(\pi_2)|$, где $N(\pi)$ – целочисленная функция, определенная на множестве всех перестановок n объектов со значениями на отрезке R натурального ряда от 1 до $n!$. Дальнейшие выкладки связаны с построением функций $N(\pi) = g(g \in R)$ и

$N^{-1}(g) = \pi(\pi \in \Pi)$. Определение $N(\pi)$. Пусть имеются две различные перестановки:

$$\begin{aligned}\pi_1 &= (\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n), \\ \pi_2 &= (\beta_1, \beta_2, \dots, \beta_n).\end{aligned}$$

Введем на множестве перестановок отношение порядка следующим образом: $\pi_1 < \pi_2$, если существует такое $i(1 \leq i \leq n)$, что $\beta_1 = \alpha_1, \beta_2 = \alpha_2, \dots, \beta_{i-1} = \alpha_{i-1}$, но $\beta_i > \alpha_i$. Легко видеть, что указанное отношение обладает свойством транзитивности (если $\pi_1 < \pi_2$ и $\pi_2 < \pi_3$, то $\pi_1 < \pi_3$), и, таким образом, все множество перестановок может быть однозначным образом упорядочено. Каждой перестановке поставим в соответствие число $N(\pi)$, которое определим как номер места, занимаемого перестановкой π при лексикографическом упорядочивании всего множества перестановок. Для вычисления $N(\pi)$ введем на множестве перестановок n объектов разбиения на классы k -го порядка. Будем считать, что перестановки $\pi_1 = (\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n)$ и $\pi_2 = (\beta_1, \beta_2, \dots, \beta_n)$ входят в один класс порядка $k, 1 \leq k \leq n$, если $\alpha_1 = \beta_1, \alpha_2 = \beta_2, \dots, \alpha_k = \beta_k$. Очевидно, что множество всех перестановок состоит из n классов 1-го порядка, $n(n-1)$ классов 2-го порядка и т. д. Для нумерации всех перестановок используются числа от 1 до $n!$, причем первые $(n-1)!$ чисел используются для нумерации перестановок 1-го класса 1-го порядка, следующие $(n-1)!$ чисел – для нумерации перестановок 2-го класса 1-го порядка и т. д. Наконец, последние $(n-1)!$ чисел используем для нумерации последнего n -го класса 1-го порядка. Далее внутри каждого класса 1-го порядка проводим разбиение на классы 2-го порядка и распределяем между ними имеющиеся $(n-1)!$ номеров. Продолжая эти рассуждения, получим общую формулу для выражения номера перестановки в зависимости от номеров классов различных порядков, в которые входит данная перестановка. Если обозначить номера классов k -х порядков в классах $(k-1)$ порядков через l_k , то номер перестановки в общем ряду $n!$ перестановок определится формулой:

$$N(\pi) = (l_1 - 1)(n - 1)! + (l_2 - 1)(n - 2)! + \dots + (l_k - 1)(n - k)! + \dots + (l_{n-2} - 1)2! + (l_{n-1} - 1) + 1.$$

Практически l_k определяется как порядковый номер объекта в ряду, составленном по возрастанию объектов; на каждом шаге классифицированный объект вычеркивается из ряда. Покажем теперь, как найти перестановку π по заданному $N(\pi)$ и числу элементов перестановки n . Применяя к выражению $N(\pi)$ метод последовательного деления, получим:

$$\left. \begin{aligned} N(\pi) - 1 &= (l_1 - 1)(n - 1)! + q_1 \\ q_1 &= (l_2 - 1)(n - 2)! + q_2 \\ q_{n-3} &= (l_{n-2} - 1)2! + q_{n-2} \\ q_{n-2} &= (l_{n-1} - 1) \end{aligned} \right\}_1 \quad (5.35)$$

Здесь q_1 - остаток от деления $N(\pi) - 1$ на $(n - 1)!$, а $q_i (2 \leq i \leq n - 2)$ - остаток от деления q_{i-1} на $(n - i)!$. Будем считать, что $l_1 - 1 = l_2 - 1 = \dots = l_{n-2} - 1 = 0$, если $N(\pi) - 1 < (n - 1)!, q_1 < (n - 2)!, \dots, q_{n-3} < 2!$ соответственно. Последнее вытекает из того, что мы не выходим за пределы множества целых чисел. Значения $q_i (1 \leq i \leq n - 2)$ располагаются в убывающий ряд:

$$q_1 \geq q_2 \geq \dots \geq q_{n-2} \geq 0,$$

и определяются соответствующие значения l_i по формулам:

$$l_1 = \left[\frac{N(\pi) - 1}{(n - 1)!} \right] + 1, l_2 = \left[\frac{q_1}{(n - 2)!} \right] + 2,$$

$$l_{n-2} = \left[\frac{q_{n-3}}{2!} \right] + 1, l_{n-1} = q_{n-2} + 1$$

где квадратные скобки обозначают целую часть числа.

В задаче календарного планирования с m бригадами и работами при индивидуальных технологических маршрутах любой действительный план $A \in D$ однозначно определяет m перестановок из n объектов, т. е. вектор-перестановку $\pi = (\pi_1, \pi_2, \dots, \pi_m)$, где перестановка $\pi_i (1 \leq i \leq m)$ указывает

последовательность обработки i -ой бригадой [1,3]. С помощью лексикографической метрики можно каждой перестановке π_i поставить в соответствие ее норму $N(\pi_i)$, и, таким образом, каждому плану A будет поставлена в соответствие целочисленная точка X из m -мерного евклидова пространства H . Эти преобразования схематически запишутся в виде

$$\begin{array}{ccc} A & \xrightarrow{\pi} & X \\ A \in D & \xrightarrow{\pi \notin \Pi} & X \in H \end{array} .$$

Целевая функция K , заданная на множестве расписаний, определяет некоторую функцию F на ограниченном множестве целочисленных точек m -мерного пространства:

$$K(A) = F(X).$$

$A \in D$ $X \in H$

При обнаружении циклов в сети (т. е. точке X не соответствует план, совместимый с технологической матрицей) точка X отбрасывается и целевая функция определяется для следующей точки.

Инверсная метрика M_3

Пусть $\pi_1 = (i_1, i_2, \dots, i_n), \pi_2 = (j_1, j_2, \dots, j_n)$ - две произвольные перестановки n объектов; $i_k, i_l (k > l)$ - произвольные элементы перестановки π_1 . Если в перестановке π_2 найдется пара элементов j_p, j_q такая, что $i_k = j_p, i_l = j_q$ и $p < q$, то будем говорить, что пара j_p, j_q образует инверсию относительно перестановки π_1 . Число всех инверсий перестановки π_2 относительно π_1 определим как расстояние между этими перестановками $\rho(\pi_1, \pi_2)$. Согласно инверсной метрике, близость перестановок зависит не только от количества разрывов в цепи элементов перестановки, как это имеет место в цепной метрике, но и от того, насколько далеко разносятся разорванные части друг от друга, и от того, как много элементов перестановки изменили свое взаимное положение. В инверсной метрике каждая точка пространства имеет большой набор R -окрестностей, чем в цепной, так как максимальное удаление между точками пространства Π

составляет $\frac{n(n-1)}{2}$, в то время как в цепной метрике оно равно $(n-1)$. Чтобы выяснить, как распределяются перестановки по окружностям различных радиусов, установим взаимнооднозначное соответствие между всеми перестановками n символов $\pi = (a_1, a_2, \dots, a_n)$ и целочисленными векторами вида $(a_1, a_2, \dots, a_{n-1})$, где $0 \leq a_i \leq n-i (i=1, 2, \dots, n-1)$. Соответствие строится таким образом, чтобы a_i было равно количеству инверсий, образуемых членом a_i с последующими членами перестановки π . Указанный целочисленный вектор назовем индексом перестановки π . Например, перестановке $\pi = (8, 3, 1, 5, 4, 2, 6, 7)$ соответствует индекс перестановки $(7, 2, 0, 2, 1, 0, 0)$.

Если задан индекс перестановки, то соответствующая ему перестановка восстанавливается следующим алгоритмом:

Шаг 1. $a_1 = a_1 + 1$; в ряду чисел $1, 2, \dots, n$ зачеркиваем число a_1 ; полученную последовательность $1, 2, \dots, a_1 - 1, a_1 + 1, \dots, n$ обозначим через A_1 ;

Шаг 2. Находим a_2 как $(a_1 + 1)$ -е по счету (по порядку) число последовательности A_1 , затем вычеркиваем число a_2 из A_1 и получаем A_2 ;

Шаг i . Находим a_i как $(a_i + 1)$ -е по счету число последовательности A_{i-1} , затем вычеркиваем a_i из A_{i-1} и получаем A_i ;

Шаг n . $a_n = A_{n-1}$. Если перестановке π соответствует индекс $(a_1, a_2, \dots, a_{n-1})$, то это значит, что количество инверсий, образуемых

перестановкой π относительно перестановки π_0 , равно $\sum_{i=1}^{n-1} a_i$. Так как число

инверсий в перестановке определяет ее расстояние до нулевой перестановки и в то же время из любой окрестности перестановки π_0 соответствующей нумерацией объектов можно получить окрестность любой перестановки π , то справедливо следующее утверждение. Каждая r -окружность содержит

столько перестановок, сколько существует различных представлений числа r в виде суммы:

$$r = \sum_{i=1}^{n-1} a_i, (0 \leq a_i \leq n - i)$$

с учетом порядка слагаемых.

Таким образом, *синтезирован алгоритм выбора рациональных вариантов различных технологий производства строительного-монтажных работ на основе применения высокопроизводительных средств механизации и автоматизации по параметрам качества с совмещением поиска эталонных показателей новых технологических процессов при наличии различных несводимых друг к другу критериев оптимальности, позволяющий выявить общие закономерности функционирования путем моделирования и оптимизации организационно-технологических решений в строительстве различной организации и сложности.*

5.3. Выводы по главе 5

Выполненные исследования в рамках вопросов, рассмотренных в данной главе, позволяют сделать следующие выводы и предложения.

1. Предложена семантическая модель представления знаний для выбора способов возведения строительных конструкций с определением рациональных вариантов организации производства, позволяющая обеспечить согласованность в разнотипных шкалах пространства неоднородных признаков, за счет использования процедуры ускоренного распознавания при множестве вариантов, что позволяет избежать основного недостатка – падения эффективности, а также привязать ее для определения рациональных вариантов сетевых графиков организации строительства.

2. Разработан алгоритм выбора рациональных вариантов различных технологий производства строительного-монтажных работ на основе применения высокопроизводительных средств механизации и автоматизации по параметрам качества с совмещением поиска эталонных

показателей новых технологических процессов при наличии различных несводимых друг к другу критериев оптимальности, позволяющий выявить общие закономерности функционирования путем моделирования и оптимизации организационно-технологических решений в строительстве различной организации и сложности.

6. ИНФОРМАЦИОННАЯ МОДЕЛЬ ОБЕСПЕЧЕНИЯ СТРОИТЕЛЬНО-МОНТАЖНЫХ РАБОТ В УСЛОВИЯХ ФОРМИРОВАНИЯ СЛОЖНЫХ ПРОИЗВОДСТВЕННЫХ СТРУКТУР

6.1. Разработка информационной модели планирования строительного производства по параметрам качества технологических процессов

Для реализации разработанных в диссертации моделей и алгоритмов создан универсальный программный комплекс, обеспечивающий заданный уровень качества управления строительными работами (ССПС). Укрупненная структура инструментальных компонент, входящих в предлагаемый набор программных средств, приведена на рис. 6.1.

Результаты календарного планирования при определении требуемых вариантов организации ССПС по Парето - эффективным оценкам отображаются в базе данных (БД) в программе BDE, в СУБД которой реализованы задачи поиска вариантов организации агентов ССПС по параметрам качества с наследованием. План i -го варианта организации агентов ССПС порождается на базе плана $i-1$ -го, а план следующего эксперимента базируется на текущем.

Прогнозирование загрузки агентов с минимальной погрешностью результатов вычислений, возникающих при допущении о Гауссовом распределении фазового, позволяющее определять состояния самонастраивающейся системы с переменной структурой реализовано в среде GPSS. В ходе моделирования получены гистограммы распределения частот требуемых исходов загрузки агентов ССПС, подтверждающие снижение за счет своевременного перераспределения их загрузки в среднем на 28%.

Экспертная модель синтеза и пополнения знаний для самонастраивающейся системы с переменной структурой, позволяющая

получать оптимальную по Парето структуру базы знаний за счет использования строгих ограничений на принципы мотивации выбора агентов, реализована в системе искусственного интеллекта Visual Prolog-7.7.

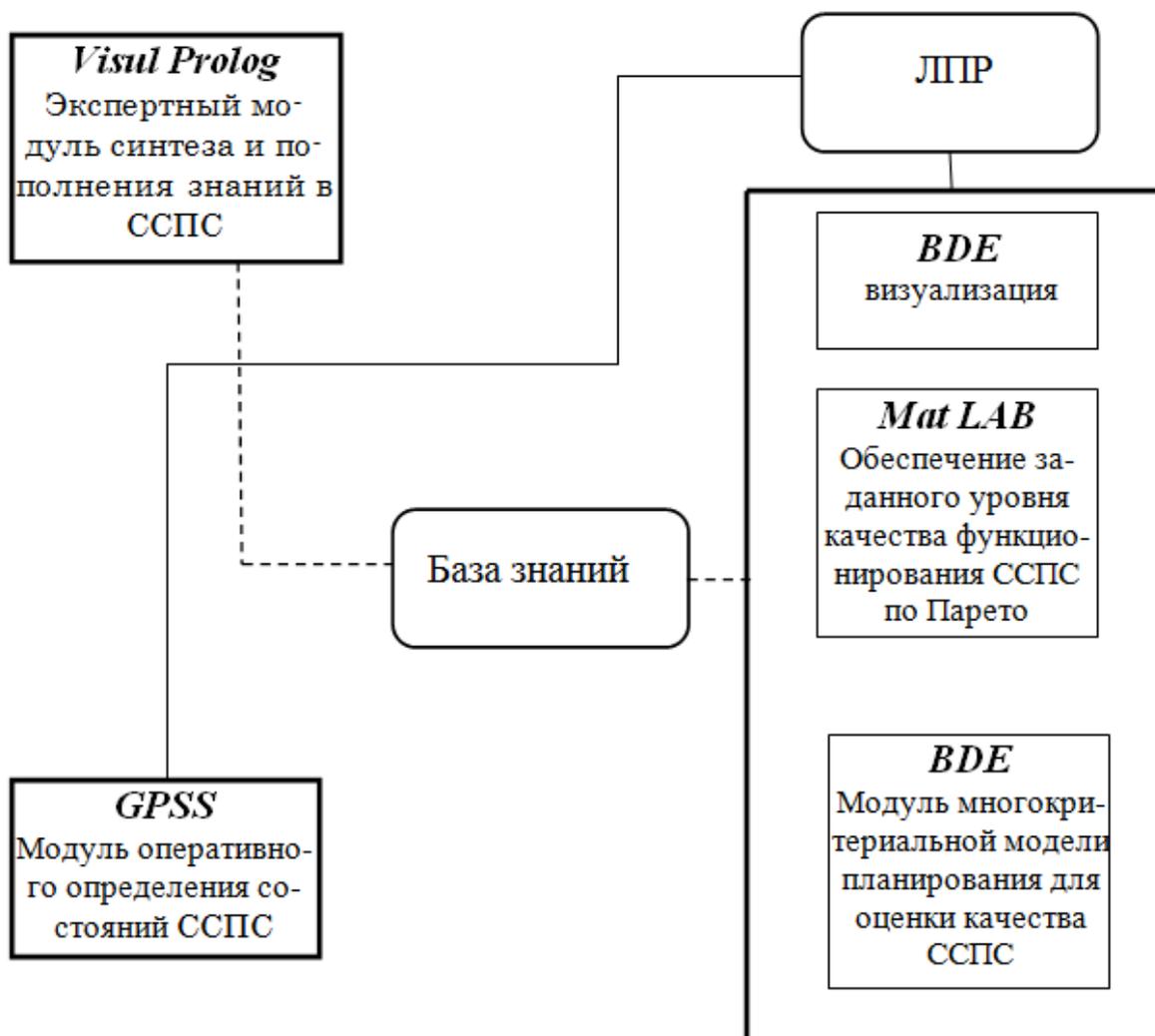


Рисунок 6.1 – Инструментальные компоненты модели

Полученная в ходе проведенного эксперимента спектральная характеристика подтверждает гипотезу о том, что полученная функция выбора, удовлетворяет свойствам наследования, согласия и независимости от отвергнутых альтернатив, отвечают механизму Паретовой оптимизации.

Алгоритм принятия управленческих решений для самонастраивающейся системы с переменной структурой, позволяющий получить требуемое решение за минимальное число шагов на основе

процедур адаптивного формирования опорной выборки положительного опыта реализован в среде MatLAB.

6.2. Разработка информационной модели управления строительным производством по параметрам рациональных вариантов организации строительства

Вопросы имитационного моделирования организации строительства с учетом показателя надежности наиболее полно исследованы в трудах доктора технических наук А.А. Гусакова [1,2,3], в работах Ю.А. Куликова [3,9] Ильина Н.И. [8]. В частности в работах [1,2] приводится методика формирования оптимальных календарных планов при заданном уровне надежности возведения объектов и их комплексов с использованием методов имитационного и ситуационного моделирования. Вместе с тем, вопросы повышения надежности поточной организации работ в масштабе долгосрочных программ строительства проработаны недостаточно глубоко и подробно.

В отличие от существующих методов разработанная система формирования долговременных потоков с возможностью классификации обладает следующими особенностями:

1. Расчеты производятся в соответствии с оптимальным значением априорного уровня реальности потока.

2. Обеспечивается непрерывность функционирования составляющих потоков путем реализации планомерного перехода специализированных бригад с объекта на объект. В этих целях допускается некоторый организационный простой подготовленного фронта работ.

3. Учитываются воздействия на параметры потока отрицательных и положительных случайных факторов:

- случайные колебания уровня выполнения рабочими норм выработки;
- сезонные колебания темпа выполнения строительномонтажных работ;

— повышения интенсивности выполнения строительных процессов по мере развития потока во времени.

4. В алгоритме применен эволюционно-симулятивный метод [10], что дает возможность по сравнению, например, с методом Монте-Карло резко сократить число необходимых статистических испытаний модели и значительно снизить затраты машинного времени на производство расчетов.

Специфика предлагаемого алгоритма формирования долговременного потока позволяет рекомендовать его для строительных организаций с высоким уровнем разделения труда, со сложной системой кооперированных связей участников строительства и при объединении производственных функций этих участников в рамках комбинированного строительного предприятия.

Экономическое содержание задачи заключается в необходимости определить перспективное комплексное расписание $P_{s,i,j,T}^H$ работы всех специализированных потоков на объектах, включенных в производственную программу, при котором выходные показатели по конечной продукции в соответствующих единицах измерения /тыс. руб., кв.м общей площади жилых домов и др./ для каждого T-го года, принадлежащего плановому периоду «Т1», имели бы минимальные отклонения от плановых заданий (B_T^{III}).

Математически задача формулируется следующим образом:

Найти:

$$P_{s,i,j,T}^H \rightarrow \{H_{s,i,j,T}; Q_{s,i,j,T}\}, \forall / S \in \{1, \dots, \bar{S}\}, i \in \{1, \dots, I\}, j \in \{1, \dots, J\},$$

при котором

$$\circ \oint \sum_{T=1}^{T_1} B_T \quad B_T^{III} \mapsto \min$$

при соблюдении ограничений

$$F_3 = F_3^{HOP}; B_{T_1} = \sum_{T=1}^{T_1} B_T \geq B_{T_1}^{III},$$

где $H_{s,i,j,T}$ - срок начала выполнения j -го специализированного потока, входящего в состав i -го объектного потока, на S -м объекте, возводимого в T -м году;

$Q_{s,i,j,T}$ - срок окончания;

F_3^{HOP} - нормативы переходящих заделов;

$B_{T1}^{ПЛ}$ - плановое задание по вводу на весь плановый период;

\bar{S} - общее число объектов, включенных в производственную программу;

I - число объектных потоков;

J - количество специализированных потоков;

$T1$ - продолжительность планового периода.

Для реализации модели применяются эволюционные алгоритмы [10], представляющие собой приложение эволюционист методов поиска экстремума к задачам стохастического программирования.

В целом алгоритм базируется на имитационной модели поточного ведения работ, на каждой симуляции /реализации/ которой "разыгрываются" продолжительности выполнения процессов на объектах и производится увязка каждой пары смежных составляющих потоков.

Продолжительность выполнения процессов на объекте при каждой e -й симуляции рассчитывается по формуле:

$$t_{jSR}^e = \frac{{}_n t_{j,s,R} \cdot {}_B K_j^e}{T K_{j,t}^e \cdot L_{j,T}^e},$$

где ${}_n t_{j,s,R}$ — нормативная /директивная/ продолжительность выполнения работ j -м специализированным потоком на S -м объекте R -го типа;

${}_B K_j^e$ — вероятностный коэффициент, учитывающий колебания уровня выполнения норм выработки; его конкретные значения на интервале $[K, \bar{K}]$

определяются, исходя из плотности β распределения [6]; ${}_T K_{j,t}^e$ - коэффициент сезонного темпа, реализация значений которого на интервале [

${}_{T}K, \bar{K}$] определяется плотностью нормального закона распределения; $L_{j,T}^e$ — коэффициент, учитывающий повышение интенсивности производства работ по мере развития потока во времени.

Увязка смежных потоков производится по соотношению:

$$H_{j,s}^e = \max\{(H_{j-1,s}^e + \Delta_{j-1,s} t_{j-1,s}^e), (Q_{j-1,s}^e - \delta_{j,s} t_{j,s}^e)\}$$

где $\Delta_{j-1,s}, \delta_{j,s}$ — коэффициенты, определяющие степень совмещения смежных специализированных потоков на одном объекте

$$\{0 \leq (\Delta_{j-1,s}; \delta_{j,s}) \leq 1\}$$

Использование коэффициентов ${}_B K_j^e, {}_T K_{j,t}^e, L_{j,T}^e$ позволяет на каждой симуляции модели имитировать воздействие комплекса положительных и отрицательных факторов на продолжительность поточных процессов. Поскольку значения коэффициентов являются независимыми случайными величинами, необходимо построить для них имитаторы.

Вначале зададим датчик формирования псевдослучайных чисел λ^e , равномерно распределенных на интервале [0,1]. Для этого воспользуемся следующими вычислительными процедурами [5]:

$$\lambda^e = \frac{C^e}{4},$$

$$C^e = \begin{cases} A^e + B^e - 4, & A^e + B^e > 4; \\ A^e + B^e, & A^e + B^e \leq 4, \end{cases}$$

$$A^e = B^{e-1}, B^e = C^{e-1}, A^0 = 3,141592, B^0 = 0,542109.$$

Примем теперь, что реализация значений коэффициента ${}_B K_j^e$ определяется на интервале $[K, \bar{K}]$ плотностью β -распределения [6]. Разобьем указанный интервал на M-равновеликих участков размером ΔK каждый, так что

$$\Delta K = \frac{\bar{K} - K}{M}.$$

Согласно[11], расчет вероятностей наступления значений коэффициента на m-м интервале можно производить по формуле:

$$P'(m) = \frac{12}{(\underline{K} - \bar{K})^4} (\underline{K}_m - \underline{K})(\bar{K} - K_m)^2.$$

С учетом нормирующего условия $\sum_{m=1}^M P(m) = 1$ расчет вероятностей будем вести по соотношению

$$P(m) = \frac{P'(m)}{\sum_{m=1}^M P'(m)}.$$

Тогда имитатор вероятностного коэффициента ${}_B K_j^e$ примет вид

$${}_B K_j^e = \left\{ \begin{array}{l} \underline{K}_j, 0 \leq \lambda^e < P_{(1)}; \\ \underline{K}_j + \Delta K_j, P_{(1)} \leq \lambda^e < P_{(1)} + P_{(2)}; \\ \underline{K}_j + 2 \Delta K_j, P_{(1)} + P_{(2)} \leq \lambda^e < P_{(1)} + P_{(2)} + P_{(3)}; \\ \dots\dots\dots \\ \underline{K}_j + (m-1) \Delta K_j, \sum_{n=1}^{m-1} P(n) \leq \lambda^e < \sum_{n=1}^m P(n); \\ \dots\dots\dots \\ \bar{K}_j, \sum_{n=1}^{m-1} P(n) \leq \lambda^e \leq 1. \end{array} \right.$$

Имитатор коэффициента сезонного темпа будем задавать в виде

$${}_T K_{j,t}^e = {}_T \tilde{K}_{j,t} + {}_T \sigma_t \gamma^e, \forall t \in \{1, \dots, 12\},$$

где t — порядковый номер месяца / $t = 1$ соответствует январю; ${}_T \tilde{K}_{j,t}$ — среднее значение коэффициента в t-м месяце; определяется по фактическим данным согласно статистических форм отчетности -срочная путем деления объема работ, выполненного собственными силами в 1 -м месяце, на среднемесячный его размер; ${}_T \sigma_t$ — дисперсия значений коэффициента в t-м месяце;

γ^e - псевдослучайное число асимптотически нормальное с параметрами: математическое ожидание — 0, дисперсия — 1.

При наличии статистических данных за ряд лет значение дисперсии можно рассчитать по формуле

$${}_T\sigma_t = \frac{{}_T\bar{K}_{j,t} - {}_T\underline{K}_{j,t}}{6} \sqrt{\frac{{}_T\bar{K}_{j,t} - {}_T\underline{K}_{j,t}}{({}_T\bar{K}_{j,t} + {}_T\underline{K}_{j,t})} \frac{1}{3} |{}_T\tilde{K}_{j,t} - 0,5({}_T\underline{K}_{j,t} + {}_T\bar{K}_{j,t})|},$$

где ${}_T\bar{K}_{j,t}$ - верхняя граница значений коэффициента по генеральной совокупности за t-й месяц; ${}_T\underline{K}_{j,t}$ — то же, нижняя граница.

В случае отсутствия данных о границах интервала, без существенного округления результатов величину дисперсии можно определять по формуле

$${}_T\sigma_t = 0,1333 \cdot {}_T\tilde{K}_{j,t}, \forall t \in \{1, \dots, 12\}.$$

Для формирования γ^e воспользуемся центральной предельной теоремой теории вероятностей, согласно которой [7] величина

$$\gamma^e = \sqrt{\frac{12}{L}} \left(\sum_{r=1}^L \lambda_r^e \right) \frac{L}{2}$$

асимптотически нормальна с параметрами (0,1). Здесь L число последовательных случайных чисел λ^e . С достаточной практической точностью можно положить L= 12, тогда

$$\gamma^e = 6 + \sum_{r=1}^{12} \lambda_r^e$$

Имитатор коэффициента повышения интенсивности потока $L_{j,T}^e$, будет иметь вид

$$L_{j,T}^e = Z_{j,T} + {}_n\sigma_T \cdot \gamma^e, \forall T \in \{1, \dots, T\}.$$

В целом вычислительные процедуры по формированию долговременного потока заключаются в следующем

1. Задать наилучшее значение априорного уровня реальности P^0 . Не исключается возможность применения метода экспертных оценок.

2. Задать желаемую вероятность нахождения наилучшего варианта потока - $P^{жс} / P^{жс}$ можно принять равной 0,90 или 0,95.

3. Найти необходимое число симуляций

$$N =]0,5 + \frac{\ln(1 - P^{жс})}{\ln(1 - P^0)} [$$

где] [— означает целую часть числа.

4. Осуществить N симуляций и найти $°f / e = 1, \dots, N$.

5. В качестве наилучшего $°f$ принять $°f = °f$,

где $°f = \min \{ °f / e = 1, \dots, N \}$

6. В качестве наилучшего комплексного расписания поточного производства строительно-монтажных работ принять вариант с рангом v , то есть $P_{s,i,j,T}^H = P_{s,i,j,T}^v$.

Для реализации модели входная информация должна, в основном включать:

контрольные цифры пятилетнего /или на меньший срок/ плана по вводу конечной продукции и нормативы переходящего задела;

нормативы трудозатрат каждого специализированного потока на объекты всех типов /на базе применения ЕНиР;

структуру объектных потоков и принятую последовательность строительства объектов;

средние значения и дисперсии коэффициентов $K_{j,T}^e$, $K_{j,t}^e$ и $L_{j,T}^e$.

Идентификаторы, используемые в программе

Для описания входных и выходных данных использованы идентификаторы, представленные в табл. 6.1.

Таблица 6.1

Идентификаторы, применяемые в разработанной программе

№	ПАРАМЕТРЫ	Программны
---	-----------	------------

	НАИМЕНОВАНИЕ	Обозначения	Идентификатор
1	Номер симуляции	e	E
2	Общее число симуляций	n	N
3	Априорный уровень реальности	P^0	PO
4	Желаемая вероятность получения наилучшего варианта комплексного потока	$P^{жс}$	$PЗ$
5	Порядковый номер года планового периода	T	T
6	Продолжительность планового периода	TI	$TMAL$
7	Порядковый номер месяца	T	L
8	Шифр объектного потока	i	I
9	Максимальное число объектных потоков	I	II
10	Шифр специализированного потока	j	J
11	Максимальное число специализированных потоков	J	$J1$
12	Шифр типа возводимого объекта	S_M	SR
13	Шифр ведущего специализированного потока	R_{SM}	$R(SM)$
14	Порядковый номер возводимого объекта	S	SO
15	Срок начала производства работ ведущим специализированным потоком, в составе 1-го объектного на первом объекте	S_H	DOL
16	Массив фонда рабочих дней для каждого года	Φ_T	$FRUS(T)$
17	Массив фонда рабочих дней для каждого месяца	e_t	$B(L)$
18	Плановые задания по вводу на T-й год	J_T	$PRUS(T)$
19	Размер конечной продукции, заключенной на объекте S_M -го типа	d_{SM}	$D(SR)$
20	Коэффициент совмещения процессов на объекте S_M -го типа по началу предшествующего потока	$\Delta_{j,s}$	$UGOL(J,SR)$
21	То же по окончанию последующего потока	$\delta_{jn,s}$	$KRUG(J,SR)$
22	Нормативная продолжительность выполнения j-го процесса на объекте S_M -го типа	${}_H t_{j,s}$	$HT(J,SR)$
23	Коэффициент, учитывающий повышение интенсивности производства работ j-м потоком в T-м году	$L_{j,T}^e$	$KPRUS(T)$
24	Задаваемые средние значения коэфф.	$Z_{j,T}$	$CTV(T)$
25	Дисперсии коэффициента	${}_n \sigma_r$	$CKV(T)$
26	Коэффициент сезонного темпа	${}_T K_t^e$	$KC(L)$
27	Средние значения коэффициента ${}_T K_{j,t}^e$ в t-м месяце	${}_T \bar{K}_t$	$CON(L)$

28	Дисперсии коэффициента $_T K_{j,t}^e$	$_T \sigma_t$	$COG(L)$
29	Коэффициент, учитывающий колебание выработки	$_B K_j^e$	KB
30	Задаваемые значения $_B K_j$ на m-м интервале	$K_j^e(m)$	$KPER(M)$
31	Накопительные частности попадания значений коэффициента $_B K_j$ в m-й интервал	$P(m)$	$RAVPER(M)$
32	Псевдослучайное число, равномерно распределенное на интервале (0,1)	λ^e	RAV
33	То же, нормально распределенное с параметрами: математическое ожидание 0, дисперсия 1	γ^e	FI
34	Шаг потока. Выходные данные	$t_{m,i}$	$TSG(I)$
35	Продолжительность выполнения j-го специализированного потока на S-м объекте	$t_{s,j}^e$	$TPRUS(SO,J)$
36	Срок начала j-го процесса на S-м объекте	$H_{s,i,j}$	$H(SO,J)$
37	Срок окончания j-го процесса на S-м объекте	$Q_{s,i,j}$	$Q(SO,J)$
38	Распределение вводимой продукции по месяцам каждого года планового периода	$_s B_t$	$FL(L)$
39	Распределение ввода по годам планового периода	$_T B_T$	$PT(T)$
40	Размер задела на начало планового периода	F_3	FST

Пример 6.1. Расчет производится на массиве реальных данных строительного предприятия производящего ремонт автодороги Москва-Владимир объектными потоками. В составе каждого объектного потока укрупнено можно выделить 4 специализированных: 1 - специализированный поток по монтажу надземной части; 2 - поток по сопутствующим работы; 3 - специальные работы; и 4 - отделочный поток, нанесение разметки и инфраструктуры. Ведущим потоком является поток монтажных работ $J = 1$, который устанавливает ритм составляющих процессов. Монтажные управления предприятия осуществляют ввод 20 типов дорог серии П 3/16, отличающихся некоторыми конструктивными особенностями, а также размером полезной площади (табл. 6.2).

Расчеты производятся на один год функционирования потока $TMAI=1$. Согласно утвержденного плана в течение года предстоит ввести в действие

П1 = 608643 кв.м. общей площади. Требуемая очередность возведения объектов по типам представлена в табл. 6.3. Фонд рабочего времени /в рабочих днях/ по месяцам и годам предпланового и планового периодов нарастающим итогом дан в табл. 6.4.

Обработка фактического материала производственной деятельности строительного предприятия за ряд лет позволила найти статистические характеристики – средние значения коэффициентов ${}_B K_{j,T}, K_{j,T}, L_{j,T}$ и их дисперсии табл. 6.5

Таблица 6.2

Характеристика типов объектов серии П 3/16

SR	O(SR) КВ.М	UGOL(J,SR)			KRUG(J,SR)			HT(J,SR)				R(SR)
		J			J			J				
		1	2	3	2	3	4	1	2	3	4	

01	7214	0,167	0,333	0,833	0,833	0,667	0,167	36	36	36	36	I
02	7798	0,167	0,333	0,833	0,833	0,667	0,167	36	36	36	36	I
03	8100	0,167	0,333	0,833	0,833	0,667	0,167	36	36	36	36	I
04	8110	0,167	0,333	0,833	0,833	0,667	0,167	36	36	36	36	I
05	8244	0,167	0,333	0,833	0,833	0,667	0,167	36	36	36	36	I
06	8250	0,167	0,333	0,833	0,833	0,667	0,167	36	36	36	36	I
07	8265	0,167	0,333	0,833	0,833	0,667	0,167	36	36	36	36	I
08	8280	0,167	0,333	0,833	0,833	0,667	0,167	36	36	36	36	I
09	8315	0,167	0,333	0,833	0,833	0,667	0,167	36	36	36	36	I
10	8330	0,167	0,333	0,833	0,833	0,667	0,167	36	36	36	36	I
11	12252	0,111	0,222	0,557	0,888	0,777	0,445	54	54	54	54	I
12	15305	0,083	0,120	0,417	0,917	0,833	0,584	72	72	72	72	I
13	16220	0,083	0,120	0,417	0,917	0,833	0,584	72	72	72	72	I
14	16275	0,083	0,120	0,417	0,917	0,833	0,584	72	72	72	72	I
15	16300	0,083	0,120	0,417	0,917	0,833	0,584	72	72	72	72	I
16	16304	0,083	0,120	0,417	0,917	0,833	0,584	72	72	72	72	I
17	16561	0,083	0,120	0,417	0,917	0,833	0,584	72	72	72	72	I
18	16600	0,083	0,120	0,417	0,917	0,833	0,584	72	72	72	72	I
19	24300	0,056	0,111	0,278	0,943	0,889	0,722	108	108	108	108	I
20	24400	0,056	0,111	0,278	0,943	0,889	0,722	108	108	108	108	I

В качестве входной информации фигурирует также априорный уровень реальности, принятый равным [6] $P_0=0,200$, желаемая вероятность определения наилучшего варианта потока $P_3=0,950$. Начало монтажа первого объекта $DOL=162$ день. Величины шага каждого объектного потока приведены во 2-ой графе табл. 6.3.

Таблица 6.3

Требуемая последовательность ввода объектов

Шифр объектного потока (1)	Шаг потока – TSG (1)	Требуемая очередность ввода объектов в эксплуатацию по типам											
		Вводимые объекты объекты задела											
		1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12
		13	14	15									
1	0,0	14	08	08	08	18	20	06	11	11	20	11	11
2	13,0	11	11	11									
3	10,0	10	18	15	08	18	18	10	11	11	11	11	11
4	10,0	11	11	11									
5	7,0	13	12	11	19	10	17	11	11	11	11	11	11
6	-52,0	11	11	11									
7	20,0	06	01	01	15	11	19	09	11	11	11	11	11
8	12,0	11	11	11									
9	12,0	10	18	11	07	18	10	11	11	11	11	11	11
10	46,0	11	11	11									
		17	02	08	19	03	20	07	11	11	11	11	11
		11	11	11									
		05	04	11	07	07	15	15	16	11	11	11	11
		11	11	11									
		06	01	11	01	11	11	16	10	11	11	11	11
		11	11	11									
		04	01	08	20	11	11	07	11	11	11	11	11
		11	11	11									
		20	16	18	20	11	11	11	11	11	11	11	11
		11	11	11									

Таблица 6.4

Фонд рабочих дней (нарастающим итогом)

Порядковый номер месяца (L)	Предплановый год T=0	Плановый год T=1
	B(L)	B(L+12)
1	21	276
2	41	300
3	62	326
4	84	351
5	105	375
6	127	401
7	147	427
8	169	454
9	189	480
10	211	506
11	231	530
12 и Φ_T	250	555

Таблица 6.5

Статистические характеристики коэффициентов ${}_B K, {}_T K_t, L_T$

Коэффициент ${}_T K_t$			Коэффициент L_T			Коэффициент ${}_B K$		
Номер месяца t	Дисперсия ${}_T \sigma_t$	Среднее значение ${}_T \tilde{K}_t$	Номер года T	Дисперсия ${}_n \sigma_T$	Среднее значение \tilde{L}_t	Номер интервала m	Средние значения в интервале ${}_B \tilde{K}_{(m)}$	Накопительные частоты попадания в интервал P (m)
1	0,0122	0,9840	0	0,0001	1,0000	1	0,950	0,07062
2	0,0068	0,9820	1	0,0005	1,0000	2	0,960	0,18735
3	0,0090	0,9770	2	0,0006	1,0936	3	0,970	0,32760
4	0,0200	1,0080	3	0,0007	1,1388	4	0,980	0,47703

5	0,0099	0,9900	4	0,0008	1,1629	5	0,990	0,62003
6	0,0235	1,0280	5	0,0100	1,2096	6	1,000	0,74610
7	0,0187	0,9900				7	1,010	0,84824
8	0,00980	1,0100				8	1,020	0,92295
9	0,00150	1,0110				9	1,030	0,97023
10	0,0735	1,0000				10	1,040	0,99358
11	0,0177	0,9750				11	1,050	1,00000
12	0,0620	1,0450						

6.3. Разработка информационной модели контроля качества строительного производства по параметрам минимальных сроков реализации строительного проекта

Одним из первых этапов для эффективного построения ССПС с учетом функциональной зависимости, является оптимальное и адекватное отображение информации на экране дисплея. Это необходимо не только на 2-м этапе, где работают пользователи, но еще на 1-м этапе создания ССПС, когда эксперты заполняют созданную систему правилами. В этом случае возможна коррекция отображения информации, а в оболочках ЭС коррекция невозможна. В ряде случаев отображение меню, фреймов, слотов в ЭС не очень удобно с точки зрения отображения информации. Эксперту предметной области (или пользователю) бывает трудно понять, как изменить отображение информации и где это необходимо сделать, так как они, как правило, не являются специалистами в области компьютерной техники. Разработчики ЭС определяют адекватность и удобство расположения информации после выполнения общих критериев, полагаясь, в основном, на свое восприятие.

Рассмотрим более подробно функционирование «счетчика повтора». Обозначим:

K_i — команда ЭС, где $i = 0, 1, 2, \dots$; P_j правило ПО, где $j = 0, 1, 2, \dots$,

Φ_k — фреймы ЭС, где $k = 0, 1, 2, \dots$,

Q_l — меню ЭС, где $l = 1, 0, 2, \dots$,

Da — дополнительные атрибуты ЭС, где $a = 0, 1, 2, \dots$, которые определяют T_n , а a — T_{cp} ;

T_n —текущее время между началом текущей ситуации и началом следующей (например, время перехода от меню к команде или фрейма к меню), где $n = 1, 2, 3, \dots$;

T_{cp} — среднее время реакции пользователя на текущую ситуацию;

T_{cp} устанавливается разработчиками ЭС, так как они быстрее реагируют на изменение информации (или совместно с экспертами ПО).

Определяется среднее время перехода от команды K_i до K_{i+1} ; от фрейма Φ_k до Φ_{k+1} ; от P_j до P_{j+1} ; от Da до Da_{+1} , T_{cp} тогда определяется следующим образом:

$$T_{cp} = \frac{1}{N_T} \left(\frac{\sum_{m=1}^{N_T} (T_{cp}(K_i) + T_{cp}(\Phi_k) + T_{cp}(P_j) + T_{cp}(Q_l) + T_{cp}(Da))_m}{\sum_{n=1}^{N_T} (n_k + n_\phi + n_Q + n_D)_n} \right) \quad (6.9)$$

где n — последовательность изменения ситуаций.

В тех ситуациях, где $K \geq 2$; $P \geq 2$; $Da \geq 2$, или хотя бы один из компонентов затребован более одного раза, необходимо изменить (улучшить) на экране представление информации, т.е. это в тех случаях, когда эксперту (или пользователю) приходится возвращаться к предыдущей информации, а также рассмотреть тот фрагмент отображения информации, где текущее время T_n превышает среднее время реакции пользователя на текущую ситуацию T_{cp} (рис. 6.4).

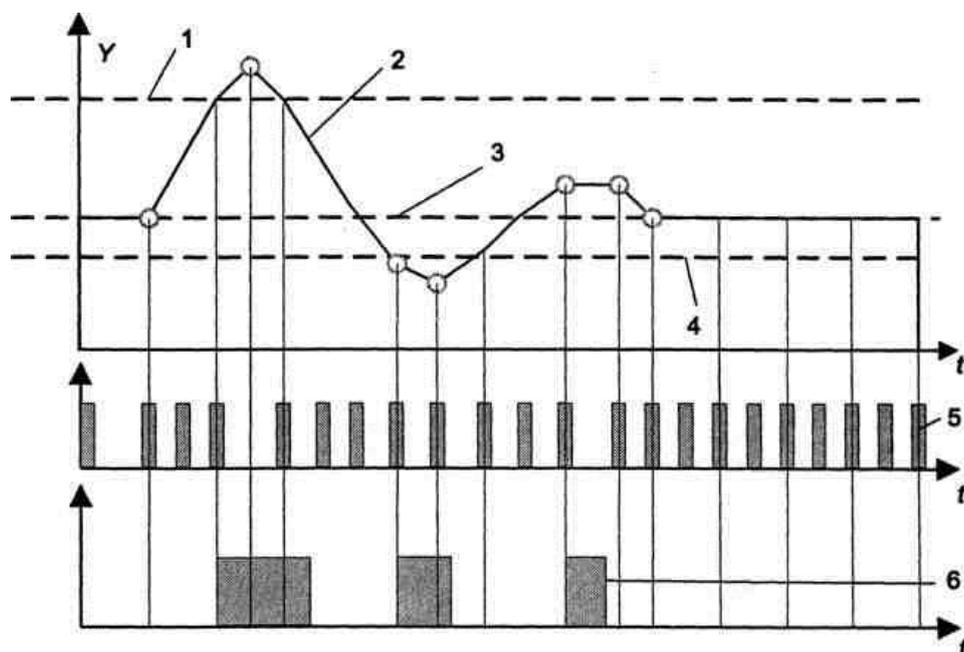


Рисунок 6.4 – Определение среднего времени в «счетчике повтора»

Процедура и алгоритм заполнения фрейма Z_3 ; — оценки адекватности отображения информации в интеллектуальных системах проводится аналогично Z_1 и Z_2 .

Алгоритм действия следующий:

Шаг 1. как только зафиксирована неудовлетворительная информация, в соответствующем слоте (слотах) 4— 9 помечается соответствующим образом информация, например, в слоте 6 записано 4.

Шаг 2. к этому фрейму эксперт вынужден был возвращаться 4 раза; т.е., если хоть одно условие, записанное в слотах 4 — 9, выполняется, то это означает для разработчиков, пользователей, экспертов изменение представленной информации.

Шаг 3. неудовлетворительная информация выводится на экран дисплея и запоминается.

Данная форма представления оценок экспертов Z_1 , Z_2 , Z_3 позволит определить качество информационного представления и отображения в разное время, а при наличии глобальных сетей — и из других городов, стран, так как вся информация по оценкам фиксируется в модели знаний ССПС [67]. Такой метод позволяет избежать многих проблем и ошибок в

отображении информации, а также повысить надежность эксплуатации ССПС во внешней среде.

Информация, которая является актуальной и новейшей, т.е. доминирующей, будет обозначаться, как $ПО_d$, где d — доминирующая ПО. В каждый n -й период времени та или иная информация имеет свое определение:

устаревшая — y ,

старая — c ,

постоянная — n ,

доминирующая — d ,

неопределенная — x — это могут определить только эксперты (P_i); пользователь (A_j); лицо, принимающее решения (L_k); заказчик (Z_m).

Для этой группы специалистов, в своих областях, старение и актуальность являются различными. Поэтому предлагается следующая модель определения актуальности (старения).

Обозначим текущие предметные области, как $ПО_1$, $ПО_2$, $ПО_3$ и предоставим возможность всем специалистам по ИС определять актуальность или старение информации (рис.6.5).

	$ПО_1$	$ПО_2$...	$ПО_t$
P_i	x	d	y	n
A_j	y	x	d	c
L_k	n	c	n	y
Z_m	y	d	c	x

Рисунок 6.5 – Оценка актуальности информации в ССПС

Каждую предметную область специалисты отмечают соответствующей категорией: l , y , c , x , d ; оценки данных категорий лежат в области V_1 и V_2 .

Затем для $ПО_i$ определяется средняя сумма оценок каждой категории $G_c(ПО_i) \dots G_x(ПО_i)$ актуальность $G(ПО_i)$.

$$G(ПО_i) = \sum_{\Psi_1=1}^{\Psi_{II}} G_{II_1} + \sum_{\Psi_4=1}^{\Psi_{IV}} G_{IV_4} \quad (6.10)$$

Затем по выражению (6.9) определяем, в какой области V_1 или V_2 лежат оценки $G_{II} \dots G_x$, если количество оценок d и n в сумме превышает все остальные, то считаем, что это удовлетворяет актуальности.

Таким образом, выражение (6.10) имеет место при условии, что:

$$\left(\sum_{\Psi_4=1}^{\Psi_{IV}} D_{\Psi_4} + \sum_{\Psi_2=1}^{\Psi_{II}} П_{\Psi_2} \right) > \left(\sum_{\Psi_1=1}^{\Psi_c} c_{\Psi_1} + \sum_{\Psi_2=1}^{\Psi_y} y_{\Psi_2} + \sum_{\Psi_5=1}^{\Psi_x} x_{\Psi_5} \right) \quad (6.11)$$

Таким образом, прогноз старения знаний и данных ССПС (Z_1) будет представлен актуальностью информации (6.10) при условии (6.11) и описан соответствующими фреймами.

6.4. Определение функционального качества и безопасности ССПС

При проектировании ССПС необходимо обеспечить полную взаимосвязь отдельных функций системы управления в целом (рис. 6.6). Обозначим коэффициент важности как W_i .

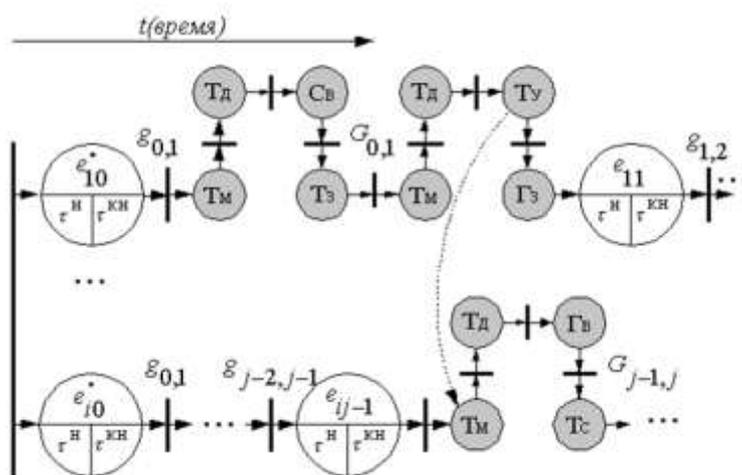


Рисунок 6.6 – Имитационная структура взаимосвязи программных компонентов ССПС

Этот коэффициент на I и II этапах проектирования (рис. 6.7) могут устанавливать эксперты предметных областей.

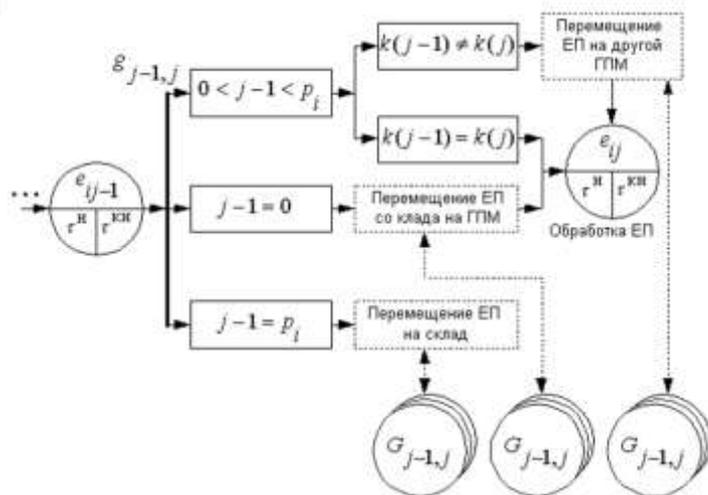


Рисунок 6.7 – Определение коэффициента важности для ССПС гибкого автоматизированного производства

На рис. 6.8 представлен алгоритм проектирования ССПС для гибких производственных систем.

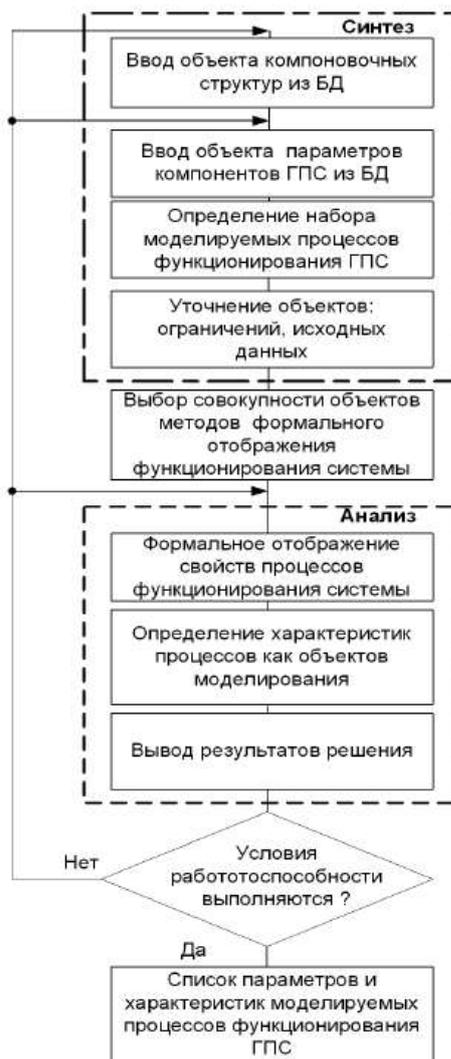


Рисунок 6.8 - Обобщенный алгоритм проектирования модели ССПС для ГПС

Таким образом, выражение (6.11) может принять следующий вид:

$$H_{иэ} = \sum_{i=1}^n (H_{г}; H_{эп}; H_{эк}; H_{п}; H_{и}; H_{н})_i$$

где:

$$H_u = W_u Z;$$

$$H_{эк} = W_{эк} E;$$

$$H_{эп} = W_{эп} F;$$

$$W_u, W_{эк}, W_{эп}$$

коэффициенты важности внутренних и внешних факторов $H_{иэ}$.

В каждой области внешних и внутренних факторов специалисты могут устанавливать свои дополнительные коэффициенты (взаимной) важности $V_i \dots V_{i+1}$, например:

$$\begin{aligned} Z &= (V_{z_1} Z_1) + (V_{z_2} Z_2) + \dots + (V_{z_6} Z_6) \\ E &= (V_{e_1} Z_1) + \dots + (V_{e_{10}} Z_{10}) \\ F &= (V_{f_1} Z_1) + \dots + (V_{f_4} Z_4) \end{aligned} \quad (6.13)$$

Только в процессе общего диалога разработчиков, заказчиков и пользователей повышается эффективность эксплуатации ССПС (рис. 6.9). Это позволяет оценить различные функциональные возможности ССПС управления, причем, когда отдельные эксперты ставят минимальную оценку при максимальной средней, то остальным экспертам необходимо на это обратить особое внимание, так как возможно именно эти эксперты заметили отрицательные факторы ССПС.

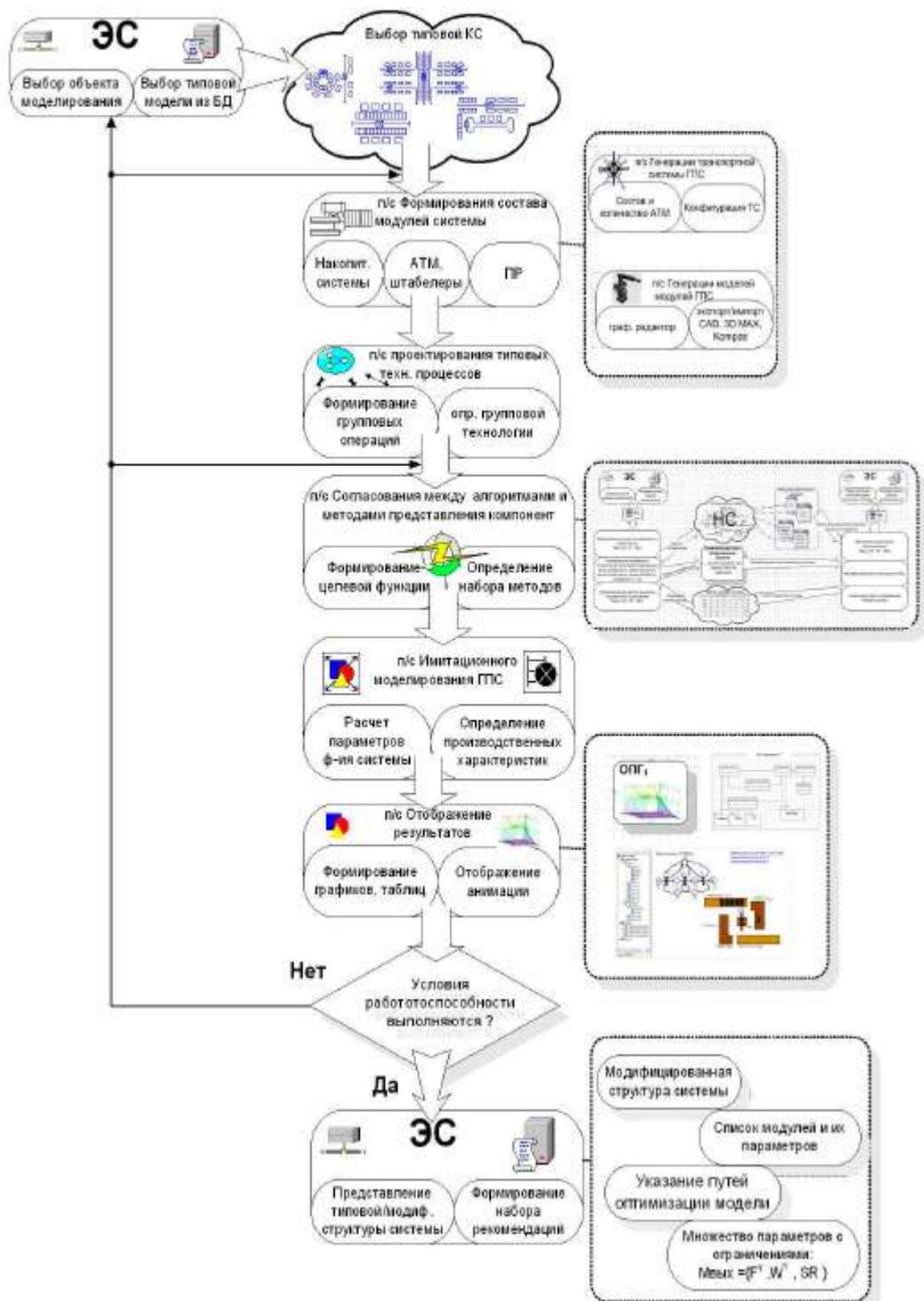


Рисунок 6.9 – Диалоговый режим определения функционального качества ССПС

Введение дополнительных коэффициентов важности предоставляет возможность в разное время t_n определять доминирующие факторы той или иной ПО или других факторов.

Данная методология построена таким образом, что она может быть встроена в программное обеспечение ССПС, так как форма представления оценок и их отображение (фреймы, продукции и т.п.) вписываются в большое разнообразие уже готовых ССПС. Эти системы часто представлены на различных языках программирования, и такой метод не требует дополнительных затрат.

Таким образом, получена *модель информационного обеспечения строительно-монтажных работ в условиях формирования сложных производственных структур позволяющая обеспечить выполнение сетевых графиков производства на всех этапах жизненного цикла строительства за счет применения совмещенных программных модулей: планирования (GPSS World), диспетчерского управления (SCADA - TraceMOD) и контроля качества строительного производства по критерию организационно-технологической надежности*

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Итоги выполненного исследования:

1. Создана комплексная система методов и способов повышения организационно-технологической надежности при выборе вариантов производства строительно-монтажных работ, включающая разработанные новые модели, доказанные теоретические положения и составленные алгоритмы организационно-технологической надежности строительного производства.

2. Разработаны новые модели:

- выбора вариантов производства строительно-монтажных работ по критериям минимизации средств исполнителя и срокам выполнения всего комплекса СМР и позволяющая получать производственную программу предприятия, реализуемую с наименее возможными затратами с учетом свойства выпуклости функции затрат, что дает возможность существенно упростить процедуру получения решения, отличающаяся тем, что часть зависимостей между работами носит рекомендательный характер, то есть может быть нарушена, что сопровождается увеличением затрат, но позволяет получать оптимальную очередность выполнения строительно-монтажных работ, включенных в производственную программу предприятия;

- составления расписания работ, отличающаяся учетом ограничений на количество используемых ресурсов типа мощности (бригад) при рекомендательных зависимостях между работами, что позволяет получить зависимость продолжительности проекта от дополнительных затрат; - модель прогнозирования и оптимизации параметров технологических процессов для систем организации строительства и его производственной базы с применением перспективных технологий при наличии различных несводимых друг к другу критериев оптимальности, позволяющий определить рациональные варианты организации работ в динамике за счет использования имитационного моделирования по параметрам организационно-технологической надежности;

- организации инвестиционной деятельности в форме капитальных вложений при применении перспективных технологий в строительстве, обеспечивающая оптимальный машинный парк строительной компании при реализации проекта за счет применения нейросетевых алгоритмов обработки знаний в условиях неопределенности;

- семантическая модель представления знаний для выбора способов возведения строительных конструкций с определением рациональных вариантов организации производства, позволяющая обеспечить согласованность в разнотипных шкалах пространства неоднородных признаков, за счет использования процедуры ускоренного распознавания при множестве вариантов, что позволяет избежать основного недостатка – падения эффективности, а также привязать ее для определения рациональных вариантов сетевых графиков организации строительства;

- информационного обеспечения строительно-монтажных работ в условиях формирования сложных производственных структур позволяющая обеспечить выполнение сетевых графиков производства на всех этапах жизненного цикла строительства за счет применения совмещенных программных модулей: планирования (GPSS World), диспетчерского управления (SCADA - TraceMOD) и контроля качества строительного производства по критерию организационно-технологической надежности.

3. Доказаны теоретические положения:

- о минимальных сроках завершения работ, позволяющая получать критерий сходимости итерационной процедуры решения задачи минимизации продолжительности выполнения комплекса строительно-монтажных работ;

- о минимальной оценке качества организации строительно-монтажных работ, позволяющая получить доверительные области при анализе эталонных показателей организации технологических процессов в строительстве, методики их определения, а также обоснования связи их

характеристик с параметрами эталонов для выполнения каждой работы календарного графика.

4. Составлены алгоритмы:

- выбора рациональных производственных структур с использованием перспективных технологий в строительстве при наличии различных критериев оценки эффективности и, зачастую нечетких информативных признаках, позволяющий формировать многоуровневые сетевые графики строительства с возможностью оперативной корректировки фронтов работ;

- выбора способов контроля качества строительно-монтажных работ с использованием квалиметрических методов оценок верхних и нижних границ в многомерных критериальных матрицах показателей качества объектов, что позволяет минимизировать возможные отклонения сроков работ от запланированных;

- выбора рациональных вариантов различных технологий производства строительно-монтажных работ на основе применения высокопроизводительных средств механизации и автоматизации по параметрам качества с совмещением поиска эталонных показателей новых технологических процессов при наличии различных несводимых друг к другу критериев оптимальности, позволяющий выявить общие закономерности функционирования путем моделирования и оптимизации организационно-технологических решений в строительстве различной организации и сложности.

5. Созданная комплексная система методов и способов повышения организационно-технологической надежности при выборе вариантов производства строительно-монтажных работ, включающая разработанные новые модели, доказанные теоремы и составленные алгоритмы организационно-технологической надежности строительного производства, внедрена в практическое строительство рядом конкретных предприятий строительного комплекса Южного и Северо-Кавказского федеральных округов.

Рекомендации. Предложенные в диссертационном исследовании результаты могут быть применены при выборе вариантов производства работ, обеспечивающих минимизацию дополнительных средств, направляемых на сокращение сроков выполнения работ, как в проектных организациях, так и в самом строительстве.

Список литературы

1. Баркалов С.А., Белоусов В.Е., Беляев Ю.А. Модель прогнозирования параметров качества готовой продукции строительного предприятия. Печатный. Материалы Международной научной конференции Сложные системы управления и менеджмент качества, Старый Оскол 2007. Т. 1 – С.255-258.
2. Бурков В.Н., Новиков Д.А. Как управлять проектами. М.: Синтег, 1997. – 188 с.
3. Вентцель Е.С. Теория вероятностей: Учебник для студ. Вузов. – 9-е изд., стер / Е.С. Вентцель. // – М.: Издательский центр «Академия», 2003. – 576.
4. Вагнер Г. Основы исследования операций. М.: Мир, 1972. Т. 1 – 3.
5. Васильев Д.К., Колосова Е.В., Цветков А.В. Процедуры управления проектами // Инвестиционный эксперт. 1998. № 3. С. 9 – 10.
6. Виханский О.С., Наумов А.И. Менеджмент: человек, стратегия, организация, процесс. М.: Изд-во МГУ, 1996. - 416 с.
7. Воронов А.А. Исследование операций и управление. М.: Наука, 1970. – 128 с.
8. Воронин А.А., Мишин С.П. Оптимальные иерархические структуры. М.: ИПУ РАН, 2003. – 214 с.
9. 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.
10. Денисов В.И., Вычисление оценок параметров распределений с

использованием таблиц асимптотически оптимального группирования / В.И.Денисов, Б.Ю Лемешко. // Применение ЭВМ в оптимальном планировании и проектировании. Новосибирск: изд. НЭТИ, - 1981. - С. 3-17.

11. Кини Р.Л., Райфа Х. Принятие решений при многих критериях: предпочтения и замещения. М.: Радио и связь, 1981. – 560 с.

12. Капустин В. Ф. Элементы статистической теории информации: Конспект лекций. Лекция 1. —СПб., 1996.

13. Колмогоров А.Н. О представлении непрерывных функций нескольких переменных суперпозициями непрерывных функций меньшего числа переменных. – ДАН СССР, 1956, № 2.

14. Кононенко А.Ф., Халезов А.Д., Чумаков В.В. Принятие решений в условиях неопределенности. М.: ВЦ АН СССР, 1991. – 211 с.

15. Куликов Ю.А. Оценка качества решений в управлении строительством. М.: Стройиздат, 1990. – 144 с.

16. Львов Н.А. Противозатратный механизм. Стандарты и качество, 1995.

17. Кульгин М. Технологии корпоративных сетей. Энциклопедия – Спб: Издательство «Питер», 2000-704с.

18. Международные стандарты. Международная организация по стандартизации. Управление качеством продукции ИСО 9000-9004, ИСО 8402 – М.: Издательство стандартов, 1988.

19. Ли Э.Б., Маркус Л. Основы теории оптимального управления. М.: Наука, 1972 – 576 с.

20. Литвак Б.Г. Экспертная информация: методы получения и анализа. М.: Радио и связь, 1982. – 184 с.

21. Литвак Б.Г. Экспертные оценки и принятие решений. М.: Патент, 1996. - 271 с.

22. Лотоцкий В.А. Идентификация структур и параметров систем управления // Измерения. Контроль. Автоматизация. 1991. № 3-4. С.30–38.

23. Лукашин Ю.П. Адаптивные методы краткосрочного

прогнозирования / Ю.П. Лукашин. // - М.: Статистика, 1979. – 121с.

24. Макаров И.М. Теория выбора и принятия решений / И.М. Макаров. // - М.: Наука, 1982. – 212с.

25. Менар К. Экономика организаций. М.: ИНФРА-М, 1996. - 160 с.

26. Месарович М., Мако Д., Такахара И. Теория иерархических многоуровневых систем. М.: Мир, 1973. - 344 с.

27. Новиков Д.А. Сетевые структуры и организационные системы. М.: ИПУ РАН, 2003. – 102.

28. Первозванский А. А. Математические модели в управлении производством. - М.: Наука, 1975. - 616 с.

29. Методы и модели согласования иерархических решений / Под ред. А. А. Макарова. - Новосибирск: Наука, 1979.- 240 с.

30. Итеративное агрегирование и его применение в планировании / Под ред. Л. М. Дудкина. - М.: Экономика, 1979. - 328 с.

31. Завадскас Э.К. Системотехническая оценка решений строительного производства. – Л.: Стройиздат, 1991. – 256 с.

32. Бережная Е.В., Бережной В.И. Математические методы моделирования экономических систем. - М.: «Финансы и статистика», 2001. - 368 с.

33. Андрейчиков А.В., Андрейчикова О.Н. Анализ, синтез, планирование решений в экономике. М.: Финансы и статистика. – 366 с.

34. Алферов В.Н., Баркалов С.А., Бурков В.Н., Курочка П.Н., Хорохордина Н.В., Шипилов В.Н. Прикладные задачи управления строительными проектами. – Воронеж: Центрально – Черноземное книжное издательство, 2008. – 765 с.

35. Баркалов С.А., Бурков В.Н., Курочка П.Н., Новосельцев В.И. Системный анализ и его приложения. – Воронеж «Научная книга» 2008. – 439 с.

36. Баркалов С.А. Методы и модели оценки эффективности бизнес-процессов / В.Е. Белоусов, С.А. Баркалов, Н.В. Санина//Учебник. ООО Издательство Научная книга, Воронеж, 2013.- 415 с.
37. Борисов А.Н., Алексеев А.В., Меркурьева Г.В. Обработка нечеткой информации в системах принятия решений. – М.: Радио и связь, 1989.
38. Белоусов, В.Е. К проблеме решения задач многокритериальной оптимизации / В.Е. Белоусов, А.В. Гайдук, В.Н. Золоторев // Системы управления и информационные технологии. – 2006. - № 3(25). – С.34-43.
39. Баркалов С.А. Алгоритм построения частных решающих правил при анализе систем организационного управления / С.А. Баркалов, В.Е. Белоусов, И.А. Урманов // Вестник Воронеж. гос. техн. ун-та. – 2009. – Т.5, №2. – С. 129-133.
40. Никифоров А.Д. Управление качеством. Учебное пособие для вузов. – М.: Дрофа, 2004 – 720 с.
41. Воронов А.А. Исследование операций и управление. М.: Наука, 1970. – 128 с.
42. Вентцель Е.С. Теория вероятностей: Учебник для студ. Вузов. – 9-е изд., стер / Е.С. Вентцель. // – М.: Издательский центр «Академия», 2003. – 576.
43. Голенко Д.И. Статистические методы сетевого планирования и управления. М.: Наука, 1968. – 400 с.
44. Гольдгабер Е. М. Задача минимизации времени исполнения проекта работ, заданного деревом - Кибернетика, 1977, № 2, с. 102-107.
45. Arrow K. J. Social choice and individual values. Yale University Press, 2nd ed., 1963.
46. Hansson B. The existence of group preference functions. – Public Choice, 1976, v. 28, p. 89-98.
47. Mas-Colell A., Sonnenschein H. General possibility theorems for group decisions. – Rev. Econ. Stud., 1972, v. 39(2), № 118, p. 185-192.

48. Blair D. H., Pollak R. A. Collective rationality and dictatorship: The scope of the Arrow theorem. – J. Econ. Theory, 1979, v. 21, № 1, p. 186-194.
49. Ferejohn J. A. Decisive coalitions in the theory of social choice. – J. Econ. Theory, 1977, v. 15, № 2, p. 301-306.
50. Ferejohn J. A., Fishburn P. C. Representation of binary decision rules by generalized decisiveness structures. – J. Econ. Theory, 1979, v. 21, № 1, p. 28-45.
51. Hansson B. Voting and group decision functions.— Synthese, 1969, v. 20, № 4, p. 526-537.
52. Batra R., Pattanaik P. K. On some suggestions for having non-binary social choice functions. – Theory and Decision, 1972, v. 3, № 1, p. 1-11.
53. Pattanaik P. K. Stability of sincere voting under some classes of non-binary group decision procedures. – J. Econ. Theory, 1974, v. 8, № 2, p. 206-224.
54. Bordes G. Consistency, rationality and collective choice. – Rev. Econ. Stud., 1976, v. 43(3), № 135, p. 451-457.
55. Gibbard A. Manipulation of voting schemes: A general result. – Econometrica, 1973, v. 41, № 6, p. 587-601.
56. Satterthwaite M. A. Strategy-proofness and Arrow's conditions: Existence and correspondence theorems for voting procedures and social welfare functions. – J. Econ. Theory, 1975, v. 10, № 2, p. 187-217.
57. Gardenfors P. Manipulation of social choice functions. – J. Econ. Theory, 1976, v. 13, № 2, p. 217-227.
58. Pattanaik P. K. Strategy and Group Choice. North Holland, 1979.
59. Fishburn P. C. The theory of social choice. Princeton, New Jersey: Princeton University Press, 1973.
60. Fishburn P. C. On collective rationality and a generalized impossibility theorem. – Rev. Econ. Stud., 1974, v. 41(4), № 128, p. 445-457.
61. Richelson J. Some further results on consistency, rationality and collective choice. – Rev. Econ. Stud., 1978, v. 45(2), № 140, p. 343-346.
62. Kelly J. S. Arrow Impossibility Theorems. New York – San Francisco — London: Acad. Press, 1978.

63. Ferejohn J. A., Grether D. M. Weak path independence. – J. Econ. Theory, 1977, v. 14, № 1, p. 19-31.
64. Grether D. M., Plott C. R. Nonbinary social choice: An impossibility theorem. – Rev. Econ. Stud, 1982, v. 49(2), J6 156, p. 143-149.
65. Brown D. J. Aggregation of preferences. – Quart. J. Economics, 1975, v. 89, p. 450–469.
66. Coffman E. G. Jr., Graham R. L. Optimal Scheduling for Two Processor Systems - Acta Informatica, 1972, v. 1, № 3, p. 200-213.
67. Coffman E. G. Jr., Denning P. J. Operating Systems Theory. N. Y.: Prentice-Hall, Englewood Cliffs, 1973.
68. Ни Т. С. Parallel Sequencing and Assembly Line Problems.— Operat. Res., 1961, —848. Русск. перев.: Ху Т. С. Параллельное упорядочивание и проблемы линии сборки.— В кн.: Кибернетический сборник. Новая серия. Вып. 4. : Сб. переводов. М.: Мир, 1967, с. 43-56.
69. В.С Танаев, В.В. Шкурба. Введение в теорию расписаний. М.: Наука, 1975.
70. Конвей Р.В. Максвелл В.Л., Миллер Л.В. Теория расписаний. М.: Наука, 1975.
71. Giffler B., Tompson G.L. Algorithms for Solving Production-Scheduling Problems.- Oper. Research, 1960. v. 8, №4 p. 487-503.
72. Голенко Д. Статистические модели в управлении производством. М: Статистика, 1973.
73. Танаев В., Шкурба В. Введение в теорию расписаний. М: Наука, 1975.
74. Календарное Планирование (Под ред. Дж. Мут и Дж. Томпсон, пер. с англ.). М: Прогресс, 1966.
75. Галкин И. Г., Сафонова Э. И., Огнева Н. В. и др. Организация и планирование строительного производства: Учебник для инж.-экон. спец. вузов/Под ред. И. Г. Галкина.— М.: Высшая школа, 1985.- 463 с.

76. Лесков Е. К. Динамика нормалей в строительстве. Специальный курс//Учеб. пособие.— Курск: КПИ, 1992.— 97 с.

77. Захаров И. С., Лесков Е. К. Совершенствование норм продолжительности строительства //Жилищное строительство.— 1992.— № 5.— С. 20 — 21.

78.Афанасьев В. А. Поточная организация строительства.— Л.: Стройиздат, 1990— 303 с.

79. Афанасьев В. А., Афанасьев А. В., Валеева В. К., Власов В. Н. Новые разновидности поточной организации строительства: Учеб. пособие.- Л.; ЛИСИ. 1991,— 163 с.

80. Загородников , С.В. Оперативно – производственное планирование / С.В. Загородников , Т.Ю. Сивчикова , Н.С. Носова.- М: - Дашков и Ко, 2008.

81. Badea-Dinca И., Dumitru I., Radoi I., Radulescu M. Graphs models for production processes control.- In: Proceedings of the fifth simposium. Cybernetic modelling for production processes. Bucuresti, A.S.E., 1984.

82. Caseau P., Pujolle G. Throughput capacity of a sequence of queues with blocking due to finite waiting room,- IEEE. Software Engineering Trans., 1979, pp.631-642.

83. Foster F. G., Perros H.G. Hierarchical queue networks with partially shared servicing. - J. of Opl. Res. Soc., 1979, V.30, pp.157-166.

84. Hillier P. S., Boling R.W. Finite queues in series with exponential or Erlang service times - a numerical approach.- Oper. Res., 1967.V.15. pp. 283-303.

85. Konheim A. G., Reisser M. A queueing model with finite waiting room and blocking. - J.A.C.M., 1976, V.23, p.328-344.

86. Perros H. G. Modelling a disc I/O system - a queue network approach. - European J. of Opl. Res., 1981, V.15, No.1, pp.27-38.

87. Perros H. G. A two-level open queue network with blocking and feedback.- RAIRO, Op. Res., 1981, V.15, No.1, pp.27-38.

88.Новиков Д.А. Сетевые структуры и организационные системы. М.: ИПУ РАН, 2003. – 102.

89. Райзберг, Б. А. Диссертация и ученая степень : пособие для соискателей / Б. А. Райзберг. – Изд. 9-е, доп. и испр. – Москва : ИНФРА-М, 2009. – 239, [1] с

90. Маилян А.Л. Разработка алгоритма комплексной оценки поставщиков в ходе реализации проекта // Строительство и архитектура. - Воронеж: Научный вестник ВГАСУ. - 2009. - №4(16). - С. 130-135.

91. Баркалов С.А. Выбор управленческого решения в условиях неопределенности / Баркалов С.А., Маилян А.Л. // Строительство и архитектура. - Воронеж: Научный вестник ВГАСУ. - 2009. - №4(16). - С.124-130. Лично автором выполнено 2 с.

92. Агафонкина Н.В. Эвристические модели распределения ресурсов строительной организации / Агафонкина Н.В., Курочка П.Н., Маилян А.Л. // Тула: Известия ТГУ. – 2009. - вып. 13.- С. 195-208. Лично автором выполнено 5 с.

93. Баркалов С.А. Моделирование процесса формирования производственной программы строительного предприятия / Баркалов С.А., Мизербаев Н.Ф., Маилян А.Л. // Тула: Известия ТГУ. – 2009. - вып. 13.- С. 184-195. Лично автором выполнено 3 с.

94. Дудин А.М. Модель реализации проектов с учетом возможности манипулирования информацией / Дудин А.М., Маилян А.Л., Сычев А.П. // Воронеж: Вестник ВГТУ. – 2009. - том 5. - №1. - С. 16-20. Лично автором выполнено 2 с.

95. Агафонкина Н.В. Механизмы комплексного анализа при выборе согласованного варианта проекта / Агафонкина Н.В., Бурков В.Н., Маилян А.Л. // Воронеж: Вестник ВГТУ. – 2009. - том 5. - №8. - С.128-133. Лично автором выполнено 2 с.

96. Бурков В.Н. Механизм оптимального определения чередования задач проекта / Бурков В.Н., Кравцов А.Е., Маилян А.Л., Стеганцев Д.Н. // Воронеж: Вестник ВГТУ. 2008. - том 4. - №6. - С.43-47. Лично автором выполнена 1 с.

97. Маилян А.Л. Модель вертикального агрегирования ресурсов для проектных организаций /А.Л. Маилян, Р.Г. Нехай //Экономика и менеджмент систем управления. № 3.2 (17).- 2015. - С. 255-260.

98. Маилян А.Л. Модель выбора рационального варианта технологического процесса строительного производства /А.Л. Маилян, Р.Г. Нехай // Экономика и менеджмент систем управления. № 4 (18).- 2015. - С. 72-77.

99. Маилян А.Л. Алгоритм решения обратной задачи распределения неоднородных ресурсов / А.Л. Маилян, Р.Г.Нехай / Интернет-журнал «Инженерный вестник Дона», <http://www.ivdon.ru/ru/magazine/archive/n4y2015/3399>, №4, 2015 - №4 .

100. Маилян А.Л. Определение частных критериев эффективности субподрядчиков при выполнении строительно-монтажных работ / А.Л. Маилян, Р.Г.Нехай, А.С. Овсянникова // Интернет-журнал «Инженерный вестник Дона», <http://www.ivdon.ru/ru/magazine/archive/n4y2015/3400>, №4, 2015.

101. Зильберова И.Ю. Формирование программ развития с учетом рисков /Зильберова И.Ю., Маилян А.Л./ Интернет-журнал «Науковедение» <http://naukovedenie.ru/> Том 7, №6. -2015.

102. Зильберова И.Ю. Модель экспертного оценивания, основанная на теории измерения латентных переменных /Зильберова И.Ю., Маилян А.Л., Баркалов С.А., Моисеев С.И./ Интернет-журнал «Науковедение» ISSN 2223-5167 <http://naukovedenie.ru/> Том 7, №6.-2015.

103. Зильберова И.Ю. Оптимизация застройки района с учетом различных ограничений/ Зильберова И.Ю., Маилян А.Л., Баркалов С.А., Пинаева М.А./ Интернет-журнал «Науковедение» ISSN 2223-5167 [http://naukovedenie.ru/Том 7, №6 \(2015\) http:// naukovedenie.ru/PDF/121TVN615.pdf](http://naukovedenie.ru/Том_7,_№6_(2015)_http://naukovedenie.ru/PDF/121TVN615.pdf).

104. Зильберова И.Ю. Метод Штифеля в выпуклом программировании/ Зильберова И.Ю., Маилян А.Л., Баркалов С.А., Укусов С.Н./ Интернет-

журнал «Науковедение» ISSN 2223-5167 <http://naukovedenie.ru/> Том 7, №6 (2015) <http://naukovedenie.ru/PDF/122TVN615.pdf>

105. Зильберова И.Ю. Задача календарного планирования взаимозависимых проектов, с учетом синергетического эффекта их совместной реализации/ Зильберова И.Ю., Маилян А.Л., Баркалов С.А./ Интернет-журнал «Науковедение» ISSN 2223-5167 [http://naukovedenie.ru/Том 7, №6 \(2015\) http://naukovedenie.ru/PDF/123TVN615.pdf](http://naukovedenie.ru/Том 7, №6 (2015) http://naukovedenie.ru/PDF/123TVN615.pdf).

106. Баркалов С.А. Исследование систем организационного управления на основе имитационных моделей / Баркалов С.А., Белоусов В.Е., Маилян А.Л. // Ростов-на-Дону: РГСУ. - 2009. - 460с./Лично автором выполнено 85с.

107. Маилян А.Л. Модели организационно-технологического проектирования при выборе вариантов производства строительного-монтажных работ // Ростов-на-Дону: РГСУ. - 2010. - 154с.

108. Баркалов С.А. Теория и практика имитационного моделирования при управлении социально-экономическими системами /Баркалов С.А., Белоусов В.Е., Маилян А.Л. // Воронеж. - Научная книга. - 2011. – 342с.

109. Баркалов С.А. Модели управления конфликтами и рисками/ Баркалов С.А., Новиков Д.А., Маилян А.Л./ Воронеж, Научная книга, 2008. - 495с.

110. Маилян А.Л. Модели и алгоритмы организационно-технологической надежности при планировании и организации строительного производства /Маилян А.Л., Нехай Р.Г./ Ростов-на-Дону, БАРА, 2015. - 116с.

111. Маилян А.Л./ Модели и методы организации инвестиционной деятельности в строительном комплексе в форме капитальных вложений/ Маилян А.Л., Янин А.Г./ Ростов-на-Дону, БАРА, 2016. - 127с.

112. Врублевская С.С. Определение рациональных вариантов закупок на основе сетевой модели / Врублевская С.С, Потапов С.Ю., Маилян А.Л. // Ставрополь: Материалы XXXVII конференции СКГТУ. – 2008. - том 3. - С.72-77. Лично автором выполнено 2 с.

113. Маилян А.Л. Модель определения вариантов выполнения работ на объектах // Теория систем и системный анализ. – Воронеж: Научная книга. - 2009. - С.166-173.

114. Маилян А.Л. Модель определения вариантов работ на объектах // Системный анализ и принятие решений. – Воронеж: Научная книга. - 2009. - С.217-225.

115. Маилян А.Л., Янин А.Г. Разработка оптимальной последовательности размещений единиц проектирования во времени. – Научный вестник ВГАСУ.-Серия: Управление строительством. – Выпуск№1(2) – 2014. - С.24-29.

116. Маилян Л.Р. Справочник современного строителя / Маилян Л.Р., Белецкий Б.Ф., Маилян А.Л. и др.//Ростов-на-Дону: Феникс. - 2008. – 452 с. /Лично автором выполнено 13 с.

117. Маилян Л.Р. Справочник современного технолога строительного производства / Маилян Л.Р., Сабанчиев З.М., Маилян А.Л. и др. // Ростов-на-Дону: Феникс. - 2008. – 490 с. /Лично автором выполнено 22 с.

118. Маилян Л.Р. Справочник современного организатора строительного производства / Маилян Л.Р., Хежев Т.А., Маилян А.Л. и др. // Ростов-на-Дону: Феникс. - 2009. – 543 с. /Лично автором выполнено 15 с.

119. Маилян Л.Р. Справочник современного инженера жилищно-коммунального хозяйства/ Маилян Л.Р., Шеина С.Г., Шумейко В.И., Маилян А.Л. и др. // Ростов-на-Дону: Феникс. - 2006. – 349 с. /Лично автором выполнено 25 с.

120. Маилян Л.Р. Справочник современного архитектора / Маилян Л.Р., Лазарев А.А., Маилян А.Л. и др. // Ростов-на-Дону: Феникс. - 2010. – 633 с. /Лично автором выполнено 35 с.

121. Маилян Л.Р. Справочник современного изыскателя / Маилян Л.Р., Куштин И.Ф., Куштин В.И., Толкачев А.В., Маилян А.Л. и др. // Ростов-на-Дону: Феникс. - 2006. – 302 с. /Лично автором выполнено 15 с.

122. Маилян Л.Р. Справочник современного проектировщика/ Маилян Л.Р., Чмшкян А.В.,
123. Маилян Д.Р., Маилян А.Л. и др. // Ростов-на-Дону: Феникс. - 2008. – 566 с. /Лично автором выполнено 15 с.
124. Маилян Л.Р. Справочник современного дизайнера / Маилян Л.Р., Соколова М.Л., Языева С.Б., Маилян А.Л. и др. // Ростов-на-Дону: Феникс. - 2013. – 534 с. /Лично автором выполнено 35 с.
125. Маилян Л.Р. Справочник современного дизайнера декоративно-прикладного искусства / Маилян Л.Р., Соколова М.Л., Языева С.Б., Маилян А.Л. и др. // Ростов-на-Дону: Феникс. - 2013. – 639 с. /Лично автором выполнено 25 с.
126. Маилян Л.Р. Справочник современного механизатора строительномонтажных работ / Маилян Л.Р., Сабанчиев З.М., Маилян А.Л. и др. // Ростов-на-Дону: Феникс. - 2012. – 248 с. /Лично автором выполнено 25 с.
127. Маилян Л.Р. Документация в строительстве / Маилян Л.Р., Хежев Т.А., Хежев Х.А., Маилян А.Л. и др. // Ростов-на-Дону: Феникс. - 2011. – 302 с. /Лично автором выполнено 35 с.
128. Маилян Л.Р., Налимова А.В., Маилян А.Л., Айвазян Э.С. Челночная технология изготовления фибробетона с агрегированным распределением фибр и его конструктивные свойства // Интернет-журнал «Инженерный вестник Дона», 2011, № 4.
129. Маилян Л.Р., Маилян А.Л., Айвазян Э.С. Расчетная оценка прочностных и деформативных характеристик и диаграмм деформирования фибробетонов с агрегированным распределением волокон // Интернет-журнал «Инженерный вестник Дона», 2013, № 3.
130. Маилян Л.Р., Маилян А.Л., Айвазян Э.С. Конвейерная технология фибробетона с агрегированным распределением фибр и его конструктивные свойства // Интернет-журнал «Инженерный вестник Дона», 2013, № 3.

131. Айвазян Э.С., Маилян А.Л. Физико-механические свойства фибробетонов с агрегированным распределением фибр. «Строительство-2010». Матер.междун. научно-практич. конференц. – Ростов н/Д, РГСУ. – 2010. –С.178–179.

132. Маилян А.Л., Айвазян Э.С. Особенности конструктивных характеристик фибробетонов с агрегированным распределением волокон. «Строительство-2011». Матер.междун. научно-практич. конференц. – Ростов н/Д, РГСУ. – 2011. – С.49–50

133. Маилян Л.Р., Маилян А.Л., Айвазян Э.С. Работа железобетонных изгибаемых элементов из фибробетона с агрегированным распределением волокон с предварительно напряженной и ненапрягаемой высокопрочной арматурой и ее расчетная оценка. «Строительство – 2013». Матер.международн. научно-практич. конференции. – Ростов н/Д, РГСУ. – 2013. – С. 78–79.

134. Балаян Э.Н. Микросправочник по математике для выпускников и абитуриентов/ Балаян Э.Н. , Маилян А.Л./ Ростов н/Д, Книга,2002.-65с.

135. Маилян Л.Р. Железобетонные шпалы в резиновой оболочке /Маилян Л.Р., Маилян А.Л., Климухин И.В./ В кн.«Строитель-ство-2002». Ростов н/Д, РГСУ, 2002.

136. Маилян Л.Р. Диаграммы деформирования бетона и арматуры железобетонных конструкций/ Маилян Л.Р., Маилян А.Л./ Ростов н/Д, РГСУ, 2010. - 124с.

137. В.Е. Белоусов. Алгоритм поиска базового критерия при проектировании сложных технических систем [Текст] / В.Е. Белоусов, А.Л. Маилян //Научный журнал «Строительство и архитектура» Изд-во Центр РИОР, Москва, 2019. – Т.7 (1). - С.61-65.

138. Баркалов С.А., Маилян А.Л., Строгонова Я.С. Разработка моделей для формирования оптимального расписания строительно-монтажных работ Экономика и менеджмент систем управления. № 4.3 (18). 2015. - С.300-306.

139. Белоусов В.Е. Алгоритм поиска базового критерия при проектировании сложных систем [Текст]/ Белоусов В.Е., Маилян А.Л., Скрипников И.С.// Экономика и менеджмент систем управления. № 1.1 (19). 2016. - С. 154-159.

140. Баркалов С.А., Маилян А.Л. Автоматизация и управление процессов расчета размерных рядов мощностей в строительном производстве. Экономика и менеджмент систем управления. № 1.1 (19). 2016. – С.149-154

141. СНиП 12.01.-2004 Организация строительства.

142. - СНиП 3.01.03-84 Геодезические работы в строительстве

143. - СНиП 3.05.03-85 Тепловые сети

144. - СНиП 12-03-2001 ч. 1 Безопасность труда в строительстве.
Общие работы.

145. - СНиП 12-04-2002 ч. 2 Безопасность труда в строительстве.
Строительное производство.