

На правах рукописи

СТОЛЯР Артем Александрович

АЛГОРИТМЫ ЛОКАЛЬНОГО ПОИСКА
ДЛЯ ЗАДАЧИ КАЛЕНДАРНОГО ПЛАНИРОВАНИЯ
С ОГРАНИЧЕННЫМИ РЕСУРСАМИ

специальность 05.13.18 – математическое моделирование,
численные методы и комплексы программ

Автореферат
диссертации на соискание ученой степени
кандидата физико-математических наук

Новосибирск – 2005

Работа выполнена в Институте математики им. С.Л. Соболева СО РАН

Научные руководители: доктор физико-математических наук,
профессор Береснев Владимир Леонидович,
кандидат физико-математических наук,
доцент Кочетов Юрий Андреевич.

Официальные оппоненты: доктор технических наук,
профессор Павлов Виктор Николаевич,
кандидат экономических наук,
доцент Ляхов Олег Алексеевич.

Ведущая организация : Вычислительный центр РАН.

Защита состоится ”__” _____ 2005 г. в __ часов на заседании диссертационного совета Д.003.061.02 в Институте вычислительной математики и математической геофизики СО РАН по адресу: пр. Академика Лаврентьева, 6, 630090, г. Новосибирск.

С диссертацией можно ознакомиться в библиотеке Института вычислительной математики и математической геофизики СО РАН.

Автореферат разослан ”__” _____ 2005 г.

Ученый секретарь
диссертационного совета
Д.003.061.02 при Институте
вычислительной математики
и математической геофизики СО РАН
доктор физико-математических наук

Сорокин С.Б.

ОБЩАЯ ХАРАКТЕРИСТИКА РАБОТЫ

Актуальность темы. Исследования задач календарного планирования проводятся уже более 40 лет. Актуальность этих исследований обусловлена важными практическими приложениями. С математической точки зрения исследуемые задачи относятся к числу NP–трудных¹ задач дискретной оптимизации. Для их решения разрабатывались как точные методы, в большинстве своем основанные на схеме ветвей и границ, так и приближенные детерминированные и вероятностные методы. Часть работ посвящена также выявлению полиномиально разрешимых подклассов задач.

Задачи календарного планирования отражают процесс распределения во времени ограниченного числа ресурсов для выполнения проекта, состоящего из заданного множества взаимосвязанных работ. Помимо широкого практического применения, данная задача, бесспорно, представляет интерес с научной точки зрения, поскольку календарное планирование содержит достаточно богатый класс известных сложных задач дискретной оптимизации. В качестве примера можно привести целый ряд задач теории расписаний, являющихся частными случаями рассматриваемой задачи.

Известно², что для любого $\varepsilon > 0$ существование полиномиального приближенного алгоритма с гарантированной оценкой $n^{1-\varepsilon}$ относительного отклонения от оптимума влечет NP=ZPP. Данное обстоятельство вызывает особый интерес к приближенным методам, среди которых следует отметить жадные алгоритмы, алгоритмы локального поиска, а также их вероятностные варианты.

Цель работы. Разработка и исследование приближенных алгоритмов (вероятностных жадных алгоритмов, алгоритмов локального поиска), исследование качества получаемых решений.

Методы исследований. В диссертации использованы современные методы и достижения в области календарного планирования, вероятностных алгоритмов локального поиска, а также современная методология экспериментальных исследований с применением вычислительной техники.

Научная новизна. В диссертационной работе предлагаются новые приближенные алгоритмы для решения задачи календарного планирования с ограниченными ресурсами: вероятностный жадный алгоритм, по-

¹ Гэри М., Джонсон Д., Вычислительные машины и труднорешаемые задачи. Москва: Мир, 1982.

² Möhring R. H., Schulz A. S., Stork F., Uetz M. Solving project scheduling problems by minimum cut computations // Manag. Sci. 2003. V. 49, N 3. P. 330–350.

иск запретами и чередованием окрестностей, эволюционный алгоритм. В схеме первого алгоритма предложены три новых жадных стратегии, две из которых используют решение вспомогательных оптимизационных задач. Для алгоритма поиска с запретами предложены две удачно дополняющие друг друга окрестности, при построении которых использовалось решение вспомогательной задачи о многомерном рюкзаке³. Результаты численных экспериментов показали, что разработанные алгоритмы превосходят известные зарубежные аналоги по качеству получаемых решений, не уступая в вычислительной сложности. Для ряда тестовых примеров международной библиотеки тестовых задач PSPLib⁴ эволюционным алгоритмом получены решения с новыми рекордными значениями целевой функции.

Практическая ценность. Предложенные в диссертационной работе алгоритмы ориентированы на широкий класс прикладных задач, связанных с распределением ресурсов. Полученные результаты могут быть использованы для решения большинства моделей календарного планирования (в том числе неклассических), задач упаковки, раскроя, теории расписаний. Кроме того, разработанные методы могут использоваться в схеме гибридных алгоритмов.

Апробация работы. Основные результаты диссертации докладывались на Международной конференции "Дискретный анализ и исследование операций" (г. Новосибирск, 2000, 2002, 2004), на 12-й Международной Байкальской конференции (г. Иркутск, 2001), на Симпозиуме по исследованию операций (г. Дуйсбург, Германия, 2001), на конференции "Математическое программирование и приложения" (г. Екатеринбург, 2003), на Международной объединенной конференции по исследованию операций EURO/INFORMS (г. Стамбул, Турция, 2003), на 9-й международной конференции по задачам календарного планирования PMS'04 (г. Нанси, Франция, 2004), на научных семинарах в Институте математики им. С.Л. Соболева СО РАН.

Публикации. По теме диссертации автором опубликовано двенадцать работ.

Структура и объем работы. Работа состоит из введения, четырех глав, заключения, списка литературы из 109 наименований и приложения. Общий объем работы — 121 страница, включая 30 рисунков и 39 таблиц.

³ Martello S., Toth P. Knapsack problems. Algorithms and computer implementations. Chichester: John Wiley & Sons, 1990.

⁴ Kolisch R., Schwindt C., Sprecher A. Benchmark instances for project scheduling problems // Project Scheduling. Recent Models, Algorithms and Applications. Boston: Kluwer Acad. Publ., 1999. P. 197–212.

СОДЕРЖАНИЕ ДИССЕРТАЦИОННОЙ РАБОТЫ

Введение содержит постановку задачи, обзор основных направлений исследований в области календарного планирования. Приводятся основные способы кодировки решений и декодирующие процедуры. Обосновывается актуальность выбранной темы и коротко излагается содержание диссертационной работы.

Классическая постановка задачи календарного планирования с ограниченными ресурсами выглядит следующим образом. Задан проект, состоящий из множества работ фиксированной длительности. На этом множестве определено отношение частичного порядка, которое отражает технологию выполнения проекта. Каждая работа требует определенных ресурсов. Объем ресурсов, выделяемый в каждый момент времени считается известным. Выделение и потребление ресурсов равномерно. Работы выполняются без прерывания. Требуется найти расписание (порядок выполнения работ), минимизирующее общее время выполнения проекта и удовлетворяющее условиям предшествования и ограничениям по ресурсам.

Введем следующие обозначения:

$J = \{1, \dots, n\} \cup \{0\} \cup \{n + 1\}$: множество работ,

P_j : множество непосредственных предшественников работы $j \in J$,
предполагается, что $0 \in P_j$ и $j \in P_{n+1}$ для всех $j = 1, \dots, n$,

K : множество типов ресурсов,

R_k : объем ресурса k -го типа, выделяемый в каждый момент времени,

r_{jk} : объем ресурса k -го типа, необходимый для выполнения работы j
в каждый момент времени,

p_j : длительность выполнения работы j .

Переменные задачи:

s_j : момент начала работы j ,

$c_j = s_j + p_j$: момент окончания работы j .

Через $T(S) = \max_{j \in J} c_j$ обозначим длину расписания $S = \{s_j, j \in J\}$.

С использованием данных обозначений задача календарного планирования с ограниченными ресурсами записывается следующим образом.

Найти :

$$\min T(S)$$

при ограничениях

$$\begin{aligned} c_i &\leq s_j, \quad i \in P_j, \quad j \in J, \\ \sum_{j \in A(t)} r_{kj} &\leq R_k, \quad k \in K, \quad t \geq 0, \\ s_j &\geq 0, \quad j \in J, \end{aligned}$$

где $A(t) = \{j \in J \mid s_j \leq t < c_j\}$ — множество работ, находящихся в процессе выполнения в момент времени t . Задача состоит в определении значений $s_j, j \in J$, удовлетворяющих условиям предшествования, ограничениям по ресурсам и минимизирующим время окончания всех работ. Целевая функция задает время завершения проекта. Первое ограничение соответствует условиям предшествования, второе — выделяемым ресурсам.

Первая глава посвящена численному исследованию концентрации локальных оптимумов в допустимой области задачи календарного планирования с ограниченными ресурсами.

В разделе 1.1 определяются три окрестности, используемые в схеме локального спуска. Все они определяются для так называемого активного расписания⁵, закодированного в виде упорядоченного списка работ L .

Первая окрестность, $N_1(S)$ основана на понятии критической дуги⁶. Рассмотрим взвешенный ориентированный граф $G = (V, E)$ с множеством вершин $V = J$ и множеством дуг E , состоящим из пар (i, j) таких, что $c_i = s_j$ в расписании S . Дуге (i, j) припишем вес $w_{ij} = p_i$.

⁵ Sprecher A., Kolisch R., Drexl A., Semi-active, active, and non-delay schedules for the resource-constrained project scheduling problem // European J. Oper. Res. 1995. V. 80. P. 94–102.

⁶ Baar T., Brucker P., Knust S. Tabu-search algorithms for the resource-constrained project scheduling problem. Working Paper, Universität Osnabrück, 1997.

Полученный граф является сетью. По построению все пути из источника в сток, соответствующий работе $(n + 1)$, имеют одинаковую длину. Они называются критическими. Дугу (i, j) называют критической, если она принадлежит некоторому критическому пути и пара (i, j) не связана условиями предшествования. Найдем в G критический путь CP с минимальным числом дуг. Идея построения окрестности $N_1(S)$ состоит в том, чтобы изменить список L , сделав хотя бы одну критическую дугу не критической для пути CP . Окрестность $N_1(S)$ определяется с помощью трех операторов сдвига. Мощность окрестности имеет порядок $O(n)$.

Важным свойством любой окрестности является свойство *оптимальной связности*.

Определение 1 *Графом соседства для окрестности $N(S)$ называется такой граф $G = (V, E)$, в котором множество вершин есть множество допустимых решений задачи, а множество дуг — совокупность таких пар (S_1, S_2) , для которых $S_2 \in N(S_1)$, $S_1, S_2 \in V$.*

Определение 2 *Окрестность $N(S)$ будем называть оптимально связной, если в графе соседства существует путь из произвольной вершины в вершину, соответствующую оптимальному решению.*

Теорема 1 *Окрестность $N_1(S)$ не является оптимально связной.*

Окрестность $N_2(S)$, как и окрестность $N_1(S)$, определяется для активного расписания S и соответствующего списка L . Для каждой пары (i, j) , не связанной условиями предшествования, соседний список L_1 получается из списка L переносом работы i вместе со всеми ее последователями, стоящими перед j в L , непосредственно за работу j . Основное отличие от предыдущей окрестности состоит в том, что пара (i, j) не обязана соответствовать критической дуге и может не принадлежать E . Окрестность $N_2(S)$ состоит из активных расписаний, получаемые из соседних списков. Она имеет мощность порядка $O(n^2)$.

Теорема 2 *Окрестность $N_2(S)$ является оптимально связной.*

При определении окрестности $N_3(S)$ используется приближенное решение вспомогательной задачи о многомерном рюкзаке. Для каждой работы j выделяется подмножество работ $Bl(j)$, выполняемых в текущем расписании S параллельно, непосредственно до или после работы j . Для этих работ вычисляются новые значения переменных s_i . Затем полученное частичное расписание достраивается до полного, не меняя порядка выполнения оставшихся работ. Мощность окрестности — $O(n)$.

Заметим, что множество вершин соответствующего графа смежности не охватывает всего множества активных расписаний, поскольку расписание, составленное из работ $Bl(j)$ относится к классу *плотных*⁷ расписаний. Класс плотных расписаний является подклассом активных расписаний, однако для него известно, что он может не содержать оптимального расписания. Вообще говоря, процедура построения расписания для работ $Bl(j)$ может быть адаптирована путем внесения так называемых "пустых" моментов времени когда не начинается ни одна работа, вследствие чего может быть построено любое активное расписание, но это, в свою очередь, не гарантирует конечности процедуры. Поэтому вопрос относительно оптимальной связности окрестности $N_3(S)$ пока остается открытым.

В разделе 1.2 приводится описание библиотеки тестовых задач PSPLib, созданной в 1996 году. Ее авторы — немецкие ученые R. Kolisch и A. Sprecher. Библиотека содержит широкий спектр примеров разной степени сложности как для рассматриваемой здесь модели, так и для многих других моделей календарного планирования. Библиотека имеет сайт в ИНТЕРНЕТ⁸, где размещаются файлы исходных данных в свободном доступе.

Помимо исходных данных, библиотека содержит оптимальные решения для примеров размерности $n = 30$. Для остальных примеров в ней содержатся наилучшие найденные значения целевой функции с указанием автора и года. Также для этих примеров содержатся наилучшие полученные значения нижних оценок. Для некоторых примеров нижняя оценка совпадает с верхней, что свидетельствует о получении оптимума, но число таких примеров невелико относительно общего числа примеров. Информация о получаемых рекордах регулярно обновляется.

В разделе 1.3 обсуждаются результаты численных экспериментов. Исследуется число различных локальных оптимумов, их взаимное расположение, корреляция между относительным разбросом локальных оптимумов и их значением целевой функции.

Как отмечалось выше, тестовые примеры библиотеки PSPLib различаются числом работ, условиями предшествования и количественными характеристиками выделения и потребления ресурсов. Результаты показывают, что в данной библиотеке наибольшим числом локальных оптимумов обладают классы с наиболее жесткими ограничениями по ресурсам. Примеры с менее жесткими ресурсными ограничениями облада-

⁷ Sprecher A., Kolisch R., Drexl A., Semi-active, active, and non-delay schedules for the resource-constrained project scheduling problem // European J. Oper. Res. 1995. V. 80. P. 94–102.

⁸ <http://www.bwl.uni-kiel.de/Prod/psplib/index.html>

ют малым числом локальных оптимумов. В частности, в случае когда имеющихся ресурсов достаточно для выполнения всех работ, локальный оптимум всегда один. Он же является и глобальным. Это объясняется тем, что соседние решения относительно рассматриваемых окрестностей являются активными расписаниями. Нетрудно показать, что в примерах с неограниченными ресурсами всякое активное расписание является оптимальным.

Решения L и L' будем называть *близкими*, если второе может быть получено из первого за небольшое число шагов по окрестности. Для каждого полученного локального оптимума выделим множество близких локальных оптимумов. Назовем его *шаром*. Сам локальный оптимум назовём *центральный*. Для каждого шара определим понятие *веса* как среднее значение целевой функции принадлежащих ему локальных оптимумов.

Рис. 1: Концентрация локальных оптимумов

На рисунке 1 отражена типичная зависимость веса шара от значения целевой функции центрального локального оптимума. Каждый локальный оптимум изображен в виде круга. Радиус круга равен мощности шара. Координаты центра круга x, y задают вес шара и значение целевой функции в центральном локальном оптимуме соответственно. Результаты показывают, что для близких локальных оптимумов харак-

терен небольшой разброс значений целевой функции. Другими словами, рядом с "хорошими" локальными оптимумами преобладают "хорошие" и наоборот. Данное наблюдение является одним из аргументов в пользу разработки алгоритмов локального поиска, поскольку такие алгоритмы в большинстве своем концентрируют усилия на детальном исследовании областей, содержащих лучшие найденные локальные оптимумы.

Вторая глава посвящена разработке и исследованию новых жадных алгоритмов для решения задачи календарного планирования с ограниченными ресурсами.

В разделе 2.1 приводится метод параллельного составления расписаний⁹ как основа большинства жадных алгоритмов. Метод последовательно строит расписание, добавляя в него очередные работы. Число шагов не превосходит n . На шаге m рассматривается момент времени t_m и три множества: $J(t_m)$ — множество работ, завершенных к моменту времени t_m , $A(t_m)$ — множество работ, находящихся в процессе выполнения в момент времени t_m и $D(t_m)$ — множество работ, готовых к выполнению в момент времени t_m .

Если множество $D(t_m)$ не пусто, то из него выбирается несколько работ, которым назначается момент начала t_m . Если же это множество пусто, то определяется минимальный момент времени, когда закончится одна из выполняющихся работ, и метод переходит к следующему шагу. Процедура параллельного составления расписания выглядит следующим образом.

Алгоритм МПР:

1. Положить $m := 0$, $t_m := 0$, $J(t_m) := \emptyset$, $A(t_m) := \{1\}$, $c_1 := 0$.
2. Пока $|J(t_m) + A(t_m)| < n$ выполнять следующее:
 - 2.1 Положить $m := m + 1$.
 - 2.2 Найти $t_m := \min\{c_j \mid j \in A(t_{m-1})\}$.
 - 2.3 Вычислить $J(t_m)$, $A(t_m)$, $D(t_m)$.
 - 2.4 Выбрать $D' \subseteq D(t_m)$ так, что $\sum_{j \in D'} r_{jk} \leq R_k - \sum_{j \in A(t_m)} r_{jk}$, $k \in K$.
 - 2.5 Положить $s_j := t_m$, $j \in D'$.

Стратегия выбора подмножества $D' \subseteq D(t_m)$ на шаге 2.4 является наиболее важным аспектом этого подхода. Произвол в выборе искомого множества открывает широкие перспективы для развития жадных эвристик на основе алгоритма МПР.

⁹ Kolisch R. Serial and parallel resource-constrained project scheduling methods revisited: Theory and computation // European J. Oper. Res. 1996. V. 90. P. 320–333.

В разделе 2.2 описываются три вероятностные жадные стратегии выбора подмножества D' . Согласно первой стратегии, для каждой работы из $D(t_m)$ определяются временные задержки относительно наиболее поздних моментов старта в задаче без ресурсных ограничений. Идея этой эвристики состоит в ранжировании работ по временным задержкам. Наибольший приоритет получают работы с большими задержками. Вторая стратегия использует подобную идею, но в отличие от предшествующей стратегии здесь формулируется оптимизационная задача на узкое место, в которой ресурсные ограничения учитываются явным образом. В работе показано, что задача на узкое место является полиномиально разрешимой. Тем не менее, оптимальных решений может быть экспоненциально много, и они могут существенно отличаться по числу параллельно выполняемых работ и использованию ресурсов. Поэтому среди оптимальных решений выбирается решение с минимальными остатками ресурсов. Основная идея третьей стратегии — использовать имеющиеся ресурсы в максимально полном объеме. Эта идея формулируется в виде задачи о многомерном рюкзаке, которая является NP-трудной. Однако точное решение в данном случае не требуется. Для вероятностных жадных методов важно иметь много разных приближенных решений. Для задачи о рюкзаке уже разработаны жадные эвристики¹⁰. В новой эвристике используются их вероятностный аналог с обобщением на многомерный случай.

В разделе 2.3 исследуются способы локального улучшения. Для сокращения погрешности предусмотрена стадия улучшения, на которой, как правило, используются процедуры локального спуска. Это весьма трудоемкая стадия, так как просмотр окрестности и выбор лучшего соседнего решения требует многократного вычисления целевой функции. В алгоритме локального спуска используются три окрестности, рассмотренные ранее. Применение локального спуска по заданным окрестностям приводит к заметному сокращению погрешности и требует, как ни странно, малого числа шагов до локального оптимума. Тем не менее, локальный спуск требует больших затрат машинного времени и в качестве альтернативы исследовалось поведение алгоритма Пинг-понг¹¹, который, стремясь сократить длину расписания, последовательно переходит от активных расписаний к T-поздним и обратно. Такая процедура не гарантирует получение локального оптимума. Однако с большой вероятностью ре-

¹⁰ Martello S., Toth P. Knapsack problems. Algorithms and computer implementations. Chichester: John Wiley & Sons, 1990.

¹¹ Кочетов Ю. А., Столяр А. А. Использование чередующихся окрестностей для приближенного решения задачи календарного планирования с ограниченными ресурсами // Дискрет. анализ и исслед. операций. Сер. 2. 2003. Т. 10, № 2. С. 29–55.

зультат работы жадного алгоритма с использованием процедуры Пинг-понг на стадии улучшения оказывается локальным оптимумом относительно любой из трех перечисленных окрестностей. Для указанной вероятности получены доверительные интервалы, которые свидетельствуют о предпочтительности алгоритма Пинг-понг в виду его меньшей трудоемкости.

Раздел 2.4 посвящен экспериментальному исследованию поведения разработанных алгоритмов. Проводится сравнение трех рассмотренных жадных стратегий, исследуется влияние рандомизации. Построены доверительные интервалы для частоты получения локального оптимума жадным алгоритмом. Результаты сравнения с другими известными алгоритмами подобного типа показали, что разработанный алгоритм превосходит зарубежные аналоги по качеству получаемых решений, не уступая в вычислительной сложности.

В третьей главе исследуется метод поиска с запретами, использующий идею чередования окрестностей.

В разделе 3.1 рассматривается две окрестности, $N_A(S)$ и $N_T(S)$. Первая из них строится для активных расписаний, вторая — для T -поздних. Активные и T -поздние расписания удачно дополняют друг друга и переход от одной окрестности к другой привносит определенное разнообразие в локальный поиск, что благотворно сказывается на результатах работы алгоритма.

В разделе 3.2 приводится общая схема алгоритма. Разработанный алгоритм сочетает в себе идеи двух методов: локальный поиск по переменной окрестности¹² и поиск с запретами¹³. За основу принята схема поиска с запретами, в которой систематически осуществляется переход от окрестности $N_A(S)$ к $N_T(S)$ и наоборот. На каждом шаге этой процедуры имеется некоторое расписание S и значение функции $f(S) = \sum_{j \in J} s_j$ от расписаний, полученных на последних h шагах алгоритма. Набор таких значений будем называть списком запретов. Шаг алгоритма состоит в переходе от расписания S к соседнему расписанию S' по окрестности $N_A(S)$ или $N_T(S)$. Для окрестности формируется случайным образом ее непустое подмножество $N'_A(S)$ или $N'_T(S)$, из которого выбирается расписание с минимальным значением целевой функции. Подмножество $N'_A(S)$ ($N'_T(S)$) формируется следующим образом. Из окрестности $N_A(S)$ ($N_T(S)$) удаляются все расписания, для которых значение функции $f(S)$ совпадает с одним из значений в списке запретов. Затем каж-

¹² Hansen P., Mladenović N. Developments of variable neighborhood search // Essays and Surveys of Metaheuristics. Boston: Kluwer Acad. Publ., 2002. P. 415–440.

¹³ Glover F., Laguna M. Tabu search. Boston: Kluwer Acad. Publ., 1997.

дое из оставшихся расписаний включается в множество $N'_A(S)$ ($N'_T(S)$) с некоторой вероятностью q . Если длина списка запретов велика, то в результате удаления из окрестности "запрещенных" элементов, она может оказаться пустой. В этом случае длина списка запретов уменьшается. Если подмножество $N'_A(S)$ ($N'_T(S)$) оказалось пустым, то в него добавляется произвольный незапрещенный элемент из окрестности $N_A(S)$ ($N_T(S)$).

В разделе 3.3 приводятся результаты численных экспериментов. Исследуется эффект чередования окрестностей, влияние интервала чередования, мощность и рандомизация окрестностей, влияние списка запретов, начального решения, интенсификации поиска. Построены доверительные интервалы для частоты получения лучшего решения. Приводятся результаты сравнения с другими известными алгоритмами.

В четвёртой главе рассматривается эволюционный алгоритм. Алгоритм представляет собой итерационный случайный процесс, оперирующий с набором особей – *популяцией*. Каждая особь является допустимым решением рассматриваемой задачи. Стандартный эволюционный алгоритм начинает свою работу с формирования начальной популяции $POP_0 = \{S_1, S_2, \dots, S_m\}$ – конечного набора допустимых решений задачи. Эти решения могут быть выбраны случайным образом или получены с помощью эвристических методов, например вероятностного жадного алгоритма. Эволюционный алгоритм состоит из трех основных этапов: отбора кандидатов, операции скрещивания и обновления популяции. В ходе отбора кандидатов выделяется часть популяции, содержащая наиболее "перспективных" родителей для достижения желаемого результата. К данной элите применяется операция скрещивания, в результате которой порождаются новые особи. Популяция, таким образом, увеличивается. Чтобы вернуть ей исходный размер применяется процедура обновления, которая отсеивает наименее подходящие решения. Затем описанные три этапа повторяются снова, формируя эволюционный процесс, продолжающийся пока не выполнен критерий остановки.

В разделе 4.1 предлагается новый оператор скрещивания, основанный на известной стратегии связывающих путей. Согласно этой стратегии, по выбранной паре "родителей" строится некоторый набор решений – *связывающий путь*. На этом пути выбирается новое решение, которое добавляется в популяцию с последующей операцией отбора. В отличие от генетического алгоритма, число потомков, генерируемое на текущем этапе эволюции, относительно мало. Это обстоятельство позволяет успешно использовать эволюционный алгоритм в сочетании с локальным поиском на большую глубину, таким как поиск с запретами, имитация отжига, поиск по переменной окрестности и т.п. В разделе 4.3 обсуждаются пре-

имущества такой комбинированной стратегии.

В разделе 4.2 приводится алгоритм построения связывающего пути. Связывающий путь строится по двум допустимым решениям, закодированным в виде списка. Элементы пути генерируются путем последовательного преобразования одного списка в другой с помощью оператора сдвига. Выбор работ, подлежащих сдвигу внутри списка осуществляется исходя из двух условий:

- сокращения расстояния до другого списка,
- минимизации длины расписания.

Иными словами, решается некоторая оптимизационная задача. Установлено, что длина связывающего пути не превосходит n .

В разделе 4.3 обсуждаются результаты численных экспериментов. Приводится сравнение нового оператора скрещивания с известными ранее. Обсуждаются четыре способа выбора порождающей пары. Исследуется влияние начальной популяции на эволюционный процесс. Приводятся результаты сравнения нового алгоритма с уже известными. Один из основных результатов работы состоит в получении 28 допустимых решений с новыми рекордными значениями целевой функции для наиболее трудных тестовых примеров из международной библиотеки PSPLib.

В заключении приводится перечень основных результатов диссертации.

Разработан вероятностный жадный алгоритм, использующий вспомогательную минимаксную задачу. В алгоритме используется фаза локального улучшения, основанная на итеративном переходе от активного расписания к T-позднему и обратно. Разработанный алгоритм является одним из лучших в классе жадных алгоритмов решения задачи календарного планирования с ограниченными ресурсами.

Разработан алгоритм поиска с запретами и чередованием окрестностей. В алгоритме использованы две удачно дополняющих друг друга окрестности, определенные, соответственно, для активных и T-поздних расписаний. Окрестности обладают экспоненциальной мощностью, но в алгоритме просматривается только полиномиальное число их элементов, которые выбираются с помощью решения задачи о многомерном рюкзаке.

Разработан новый эволюционный алгоритм, основанный на стратегии связывающих путей. Алгоритм содержит фазу локального улучшения, в ходе которой получаемые решения подлежат перестройке методом поиска с запретами. При формировании начального набора решений используется разработанный автором вероятностный жадный алгоритм.

Проведены численные эксперименты на примерах из международной библиотеки тестовых задач PSPLib. Результаты показали, что разработанный эволюционный алгоритм, сочетающий в себе поиск с запретами и вероятностные жадные стратегии, является лучшим среди опубликованных эвристических методов. Для 28 тестовых примеров из этой библиотеки получены новые рекордные значения целевой функции.

Основные результаты диссертации опубликованы в работах:

1. Кочетов Ю. А., Столяр А. А. Алгоритм поиска с запретами для задачи календарного планирования с ограниченными ресурсами // Сборник тезисов конференции "Дискретный анализ и исследование операций", 2000. С.187.
2. Столяр А. А. Задача календарного планирования с ограниченными ресурсами: исследование окрестностей для локального поиска // Труды XII Байкальской международной конференции 2001. Т. 6. С. 46–50.
3. Столяр А. А. Стратегия связывающих путей для задачи календарного планирования с ограниченными ресурсами // Сборник тезисов конференции "Дискретный анализ и исследование операций", 2002. С. 238.
4. Кочетов Ю. А., Столяр А. А. Использование чередующихся окрестностей для приближенного решения задачи календарного планирования с ограниченными ресурсами // Дискрет. анализ и исслед. операций. Сер. 2. 2003. Т. 10, № 2. С. 29–55.
5. Кочетов Ю. А., Столяр А. А. Локальный поиск с экспоненциальной окрестностью для задачи календарного планирования с ограниченными ресурсами // Сборник тезисов конференции "Проблемы оптимизации и экономические приложения", 2003. С.98.
6. Столяр А. А. Эволюционный поиск с запретами для задачи календарного планирования с ограниченными ресурсами // Сборник тезисов конференции "Математическое программирование и приложения", 2003. С. 218.
7. Кочетов Ю. А., Столяр А. А. Вероятностный адаптивный поиск для задачи календарного планирования с ограниченными ресурсами // Сборник тезисов конференции "Дискретный анализ и исследование операций", 2004. С.188.

8. Kochetov Yu., Stolyar A. Distribution of Local Optima for the Resource Constrained Project Scheduling Problem // Book of abstracts of International Conference on Operations Research, Duisburg, Germany, 2001, p.80.
9. Kochetov Yu., Stolyar A. Evolutionary Tabu Search for the Resource Constrained Project Scheduling Problem // Book of abstracts of Joint International Meeting EURO/INFORMS, Istanbul, Turkey, 2003. p. 208.
10. Kochetov Yu., Stolyar A. Evolutionary local search with variable neighborhood for the resource constrained project scheduling problem // Proc. of 3-th Intern. Workshop of Computer Science and Information Technologies. Extended Abstracts (Ufa, Russia, September 16-18, 2003). P. 96–99.
11. Kochetov Yu., Stolyar A. A probabilistic multi-pass heuristic for the resource constrained project scheduling problem // Proc. of 9-th Intern. Workshop on Project Management and Scheduling. Extended Abstracts (France, April 26-28, 2004). P. 319–322.
12. Kochetov Yu., Stolyar A. A GRASP approach to the resource constrained project scheduling problem // Proc. of 2-th Intern. Workshop on Discrete Optimization Methods in Production and Logistics. Extended Abstracts (Omsk-Irkutsk, Russia, July 20-27, 2004). P. 131–136.

Столяр Артем Александрович

Алгоритмы локального поиска
для задачи календарного планирования
с ограниченными ресурсами

Автореферат диссертации на соискание
ученой степени кандидата физико-
математических наук

Подписано в печать " ". Формат 60x84 1/16.
Печать офсетная. Усл. печ. л. 1. Уч.-изд. л. 0,8.
Тираж 80 экз. Заказ № " ".

Лицензия " " от " "
Отпечатано на полиграфическом участке ИМ СО РАН
630090 Новосибирск, пр. Академика Коптюга, 4.