УДК 658.62

С.А. ГУБКА, Н.Н. ГОРА

Национальный аэрокосмический университет им. Н.Е. Жуковского "ХАИ", Украина

АВТОМАТИЗАЦИЯ ОПЕРАТИВНОГО ПЛАНИРОВАНИЯ И УПРАВЛЕНИЯ СЛОЖНЫМИ ПРОИЗВОДСТВЕННЫМИ СИСТЕМАМИ

В работе рассматриваются вопросы, посвященные актуальной задаче планирования и управления сложными производственными системами. Разработаны методы для решения указанной задачи на основе графового представления. Исследованы различные варианты построения планов, для которых предложены методики, позволяющие автоматизировать этапы планирования. Проанализированы стратегии планирования и выбрана оптимальная по сложности стратегия, основанная на последовательном включении в план компонентов элементарных графов. Введены операции на графах и проверки реализуемости плана, которые позволяют отсекать бесперспективные варианты на ранних этапах построения. Предложенный подход может использоваться для построения статических и оперативных планов.

Ключевые слова: *планирование, управление, производственная система, графовая модель, реализуемость*

Введение

Современное производство представляет собой сложную систему, в которой осуществлена интеграция различного по характеру технологического оборудования, средств автоматизации и компьютерной техники. Однако степень автоматизации отдельных технологических процессов до настоящего времени остается недостаточной. Сложившаяся недостаточная степень автоматизации этих процессов объясняется не сложностью разработки и изготовления автоматизированного оборудования, а сложностью обеспечения его перенастройки при переходе от обработки одного вида изделия к другому. Автоматизация в данном случае невозможна без решения ряда задач планирования и управления работой оборудования, в частности, построения расписаний работы автоматизированных линий.

Исследование методов организации управления автоматизированными линиями, которые представляют большой класс автоматизированного оборудования, показало, что известные подходы к построению расписаний для данного класса объектов или плохо формализованы, или требуют для решения больших временных затрат. Вместе с тем практика построения автоматизированных систем управления для рассматриваемого класса объектов требует разработки новых подходов и методов решения задачи составления расписаний, которые бы позволили получать расписания за приемлемое время.

Поскольку при разработке методов планирования и управления автоматизированным оборудованием создаются расписания, то данная задача относится к классу задач теории расписаний [1].

1. Постановка задачи исследования

Проведенный анализ известных методов решения задачи планирования работы автоматизированных комплексов позволил выявить ряд ограничений и недостатков [2,3,4]. Это объективно требует разработки моделей и методов планирования и управления работой таких объектов. Одним из путей решения этой задачи является использование графовых моделей [5]. В статье рассматриваются разработанные модели, методы и методики построения планов работы автоматизированного оборудования.

2. Решение задачи

Анализ существующих схем планирования и управления автоматизированными комплексами, исследование их структурных составляющих и характеристик позволили, формализовано представить расписания работ в виде пространственно-временных графов [6]. Введем понятие пространственно-временного графа. Будем называть пространственно-временным графом ориентированный граф G с p вершинами, заданными множеством

$$V = \{v_1, v_2, ..., v_p\},$$

и q ребрами, заданными множеством

$$W = \{w_1, w_2, ..., w_q\}.$$

Множество вершин состоит из двух непересекающихся подмножеств $V^A = \left\{v_1^A, v_2^A, ..., v_{p_A}^A\right\}$, где не допускается увеличение времени выполнения работ по сравнению с заданным, и $V^{Ï} = \left\{v_1^{Ï}, v_2^{Ï}, ..., v_{p_{Ï}}^{Ï}\right\}$, где допускается увеличение времени выполнения работ по сравнению с заданным, то есть $V = \left\{V^A, V^{Ï}\right\}$, $V^A \cap V^{Ï} = \varnothing$, $p_A + p_{Ï} = p$, $p_A, p_{Ï} \ge 0$. Каждой вершине $v_i \in V$, $i = \overline{1,p}$ поставим в соответствие некоторое множество временных интервалов

$$B = \left\{b_1^i, b_2^i, ..., b_j^i, ..., b_{k_i}^i\right\},$$

где $b_j^i = \left\{N_j^i, K_j^i\right\}$, $j = \overline{1, k_i}$.

Множество ребер состоит из двух непересекающихся подмножеств:

$$W^p = \left\{w_1^p, w_2^p, ..., w_{q_p}^p\right\};$$

$$W^x = \left\{w_1^x, w_2^x, ..., w_{q_x}^x\right\},$$

то есть $W = \left\{W^p, W^x\right\}$, $W^p \cap W^x = \varnothing$, $q_p + q_x = q$, $q_p, q_x \ge 0$.

Каждому ребру $w_i \in W$ поставим в соответствие некоторый временной интервал $r^i = \left[N^i, K^i\right]$.

Введем обозначение пространственно-временного графа G в виде следующей четверки параметров: $G\left\{V, B, W, R\right\}$, где V – множество вершин, B – множество временных интервалов вершин, W – множество ребер, R – множество временных интервалов ребер. Временной интервал $\beta = \left[N^\beta, K^\beta\right]$ назовем обратным интервалу $\alpha = \left[N^\alpha, K^\alpha\right]$, если $N^\beta = K^\alpha$, $K^\beta = N^\alpha$ и будем обозначать $\beta = \alpha^{-1}$. Также для осуществления преобразований на множестве пространственно-временных графов введены операции объединения $\cup_G$ и пересечения $\cap_G$ [6].

Далее рассмотрены элементарные составляющие пространственно-временных графов, так называемые вершинные и реберные компоненты. На множестве компонент введены операции сдвига. Сдвигом конца интервала вершинной компоненты называется операция преобразования компоненты вида $E^i\left(N^i, K^i\right)$ в компоненту вида $E^i\left(N^i, K^i + t^i\right)$, где t^i – величина сдвига правой границы *i*-й компоненты.

Под сдвигом компоненты понимается операция преобразования вершинной или реберной компоненты $E^i\left(N^i, K^i\right)$ в компоненту вида $E^i\left(N^i + t^i, K^i + t^i\right)$. Показано, что введенные ранее операции на графах можно представить через компоненты. Пусть $G_1 = \underset{i=1}{\overset{n_1}{\cup_G}} E^i$, $G_2 = \underset{i=1}{\overset{n_2}{\cup_G}} E^j$, тогда

$$G_1 \cup_G G_2 = \left(\underset{i=1}{\overset{n_1}{\cup_G}} E^i\right) \cup_G \left(\underset{i=1}{\overset{n_2}{\cup_G}} E^j\right) = \underset{k=1}{\overset{n_1+n_2}{\cup_G}} E^k,$$

$$G_1 \cap_G G_2 = \underset{k=1}{\overset{n_1+n_2}{\cap_G}} E^k = \underset{k=1}{\overset{n_1+n_2-1}{\cup_G}} \left(E^k \cap_G E^{k+1}\right).$$

Расположение и взаимосвязь компонент характеризуется введенными временными диаграммами (вершинными и реберными) и их композицией.

Исследованы пространственно-временные графы специального вида – технологические графы, состоящие из упорядоченных во времени последовательно чередующихся вершинных и реберных компонент. На множестве технологических графов задано отношение тождественности. Технологический граф G_2 называется *1* – тождественным графу G_1, если он получен из графа G_1 путем замены его вершин на тождественные. Технологический граф G_2 называется 2 – тождественным графу G_1, если он получен из графа G_1 путем применения к его компонентам операцией сдвига.

Пространственно-временные графы, тождественные преобразования, операции на графах, анализ их свойств позволяют формально представить построение расписаний в виде некоторой формульной зависимости. Псевдорасписанием будем называть пространственно-временной граф Q, полученный из пространственно-временных графов $G_1, G_2, ..., G_n$ следующим образом:

$$\begin{aligned} Q &= G_1^* \cup_G G_2^* ... \cup_G G_n^* \cup_G \\ &\cup_G \left(G_1 \cap_G G_2 \cap_G ... \cap_G G_n\right) = \\ &= \left(\underset{i=1}{\overset{n}{\cap_G}} G_1\right) = G_a \cup_G G_b, \end{aligned} \qquad (1)$$

где $G_i^* = G_i \cup_G \left(G_i^x\right)^{-1}$, $G_i^X \subset W^X$, $G_a = \underset{i=1}{\overset{n}{\cap_G}} G_i^*$, $G_b = \underset{i=1}{\overset{n}{\cup_G}} G_i$.

Формальную зависимость вида (1) назовем формулой псевдорасписания. Псевдорасписание, построенное в соответствии с этой формулой, в общем случае не реализуемо, так как может не удовлетворять условиям реализуемости. Заданное множество условий реализуемости расписания в дальнейшем будем называть множеством проверок реализуемости, и обозначать $\pi=\{\pi_1,\pi_2,...,\pi_s\}$. В целом псевдорасписания нереализуемы и могут иметь самую разнообразную форму, которая в общем случае трудно поддается интерпретации. Множество всех возможных псевдорасписаний, очевидно, может содержать некоторые псевдорасписания, удовлетворяющие отдельной проверке π_a, $\alpha=\overline{1,S}$ (назовем их α – реализуемыми псевдорасписаниями), и псевдорасписания, удовлетворяющие всем проверкам (назовем их реализуемыми псевдорасписаниями или расписаниями).

Построение расписаний может быть выполнено различными способами, каждый из которых полагает решение следующих поэтапных задач:

– построение псевдорасписания;

– проверка реализуемости псевдорасписания на заданном множестве проверок;

– генерация тождественных графов.

Различные подходы к решению поэтапных задач порождают различные варианты построения псевдорасписаний, удовлетворяющих условиям всех проверок. Конкретный алгоритм, включающий в себя определенный подход к решению приведенных выше поэтапных задач, будем называть стратегией построения расписаний.

Исходная формула псевдорасписания, в зависимости от расположения скобок, определяющих порядок выполнения отдельных операций, может быть реализована двумя различными способами:

а) параллельное (фронтальное) построение псевдорасписаний, характеризуемое тем, что псевдорасписание строится сразу на основании всех заданных пространственно-временных графов

$$G_1,G_2,...,G_n;$$

б) последовательное построение псевдорасписаний, состоящее в разбиении процесса построения псевдорасписания на n шагов, на каждом из которых производится построение псевдорасписания для двух пространственно-временных графов.

Выполним сравнительный анализ параллельного и последовательного построения псевдорасписаний. В качестве критерия оптимальности будем рассматривать вычислительную сложность построения псевдорасписания при той или иной последовательности его построения.

Пусть строится псевдорасписание для n графов $G_1,G_2,...,G_n$, содержащих соответственно $K_1,K_2,...,K_n$ компонент, с учетом декомпозиции на *d* подграфов. Параллельное построение по формуле псевдорасписания распадается на реализацию трех составных фрагментов:

1) построение графа $G^1=\bigcap_{G\,i=1}^{\;n} G_i^*$;

2) построение графа $G^2=\bigcap_{G\,i=1}^{\;n} G_i$;

3) построение графа $G=G^1\cup_G G^2$.

Обозначим через $S_\cup=(K_1,K_2,...,K_n)$ сложность реализации операции объединения графов, а через $S_\cap=(K_1,K_2,...,K_n)$ – пересечения графов. Тогда, обозначив число компонент графов G^1 и G^2 соответственно через K^1 и K^2, можно определить вычислительную сложность построения псевдорасписания:

$$\begin{aligned}S_{\text{ïð}}&=S_\cup(K_1,K_2,...,K_n)+\\&+S_\cap(K_1,K_2,...,K_n)+\\&+S_\cup\left(K^1,K^2\right).\end{aligned}\quad(2)$$

Операции на множестве пространственно-временных графов основаны на попарном сравнении компонент графов и их упорядочении (сортировке). Для многих алгоритмов сортировки хорошей мерой вычислительной сложности является число сравнений. В работе [7] показано, что любой алгоритм сортировки, основанный на сравнении n чисел, требует не менее $n\log_2 n$ сравнений. При объединении графов $G_1,G_2,...,G_n$ производится сравнение соответствующих вершинных и реберных компонент, и, следовательно, вычислительная сложность этой операции определяется выражением:

$$\begin{aligned}S_\cup&=(K_1,K_2,...,K_n)=\\&=\sum_{j=1}^{p}\left(\left(\sum_{i=1}^{n}K_i^j\right)\log_2\left(\sum_{i=1}^{n}K_i^j\right)\right)+\\&+\sum_{m=1}^{d}\left(\left(\sum_{i=1}^{n}K_i^m\right)\log_2\left(\sum_{i=1}^{n}K_i^m\right)\right),\end{aligned}$$

где K_i^j – количество вершинных компонент *i*-го графа, принадлежащих j-й вершине $\left(j=\overline{1,P},\ i=\overline{1,n}\right)$, K_i^m – количество реберных компонент *i*-го графа, принадлежащих *m*-му подграфу $\left(m=\overline{1,d}\right)$.

При реализации операции пересечения производится сравнение компонент, принадлежащих множеству W^p. Следовательно, вычислительная сложность операции пересечения определяется выражением:

$$S_\cap=(K_1,K_2,...,K_n)=\sum_{m=1}^{d}\left(\left(\sum_{i=1}^{n}K_i^m\right)\log_2\left(\sum_{i=1}^{n}K_i^m\right)\right).$$

Подставляем полученные выражения в формулу (2) и, учитывая, что для операции $G^A \cup_G G^C$ нет необходимости вторично упорядочивать вершинные компоненты, получаем:

$$S_{\text{ïð}} = \sum_{j=1}^{p}\left(\left(\sum_{i=1}^{n} K_i^j\right)\log_2\left(\sum_{i=1}^{n} K_i^j\right)\right)+$$
$$+\sum_{m=1}^{d}\left(\left(\sum_{i=1}^{n} K_i^m\right)\log_2\left(\sum_{i=1}^{n} K_i^m\right)+\right.$$
$$\left.+\left(\sum_{i=1}^{n} 3K_i^m/2\right)\log_2\left(\sum_{i=1}^{n} 3K_i^m/2\right)\right).$$

Рассмотрим две стратегии построения расписаний:

– построение расписаний на уровне операций над графами,

– построение расписаний на уровне операций над компонентами.

Сравнительный анализ показывает, что вычислительная сложность стратегии зависит от расположения и способа организации проверок, от количества компонент, участвующих в построении одного варианта псевдорасписания. Наилучшими характеристиками обладает стратегия построения расписаний на уровне операций над компонентами, причем эффективность ее растет с ростом общего числа компонент, участвующих в построении псевдорасписания. Это можно объяснить следующим образом. Чем раньше будет обнаружена нереализуемость, тем большее число неперспективных вариантов псевдорасписаний будет исключено из дальнейшего рассмотрения.

На основе выполненного анализа предлагается методика построения статических расписаний, требующая решения ряда поэтапных задач. В терминах пространственно-временных графов этапы методики можно сформулировать в следующем виде:

– расчет длительности реберных компонент пространственно-временного графа;

– выбор длительности цикла расписания, обеспечивающего максимальную нагрузку вершин графа;

– распределение реберных компонент пространственно-временного графа между подграфами;

– проверка реализуемости реберных и вершинных компонент пространственно-временного графа;

– построение статических расписаний на уровне операций над компонентами;

– преобразования, обеспечивающие построение реализуемого статического расписания.

Вместе с тем объемы партий обрабатываемых изделий и срочность их обработки не всегда позволяют эксплуатировать линии в статическом режиме. В этом случае автоматизированные линии используют в режиме оперативного управления.

Оперативное управление позволяет использовать линию в динамическом режиме, то есть запускать изделия на обработку в любой требуемой последовательности, обрабатывать небольшие партии изделий, выполнять срочные заказы на обработку. При этом расписание обработки изделий должно составляться оперативно в процессе работы. Разработана методика построения планов оперативного управления на базе аппарата пространственно-временных графов.

Заключение

Разработанные модели, методы и методики позволяют сократить время построения планов и улучшить их качественные характеристики.

Для автоматизации процесса построения расписаний работы автоматизированных комплексов и линий, сокращения трудоемкости и повышения достоверности получаемых расписаний разработан пакет программ, реализующий изложенные методы и методики. Пакет программ построен по модульному принципу, что позволяет производить его наращивание и модификацию. Пакет программ написан с использованием объектно-ориентированной среды разработки приложений Borland Delphi в комплексе с постреляционной СУБД «Caché».

Литература

1. Конвей Р. Теория расписаний / Р. Конвей, В. Максвелл, Л. Миллер. – М.: Наука, 1975. – 260 с.

2. Ладанок А.П. Управление технологическими комплексами в компьютерно-интегрированных системах / А.П. Ладанок, В.Г. Трегуб, В.Д. Клименко // Проблема управления и информатики. – 2000. – №2. – С. 72-79.

3. Серая О.В. Формирование рационального плана производства с учетом случайного спроса и ресурсных ограничений / О.В. Серая, В.С. Зарубин // Системный анализ, управление и информационные технологии: сб. научн. тр. НТУ «ХПИ». – Х.: НТУ «ХПИ», 2004. – № 45. – С. 125-130.

4. Раскин Л.Г. Планирование модульного производства / Л.Г. Раскин, А.С. Иващенко // Системный анализ, управление и информационные технологии: сб. научн. тр. НТУ «ХПи». – Х.: НТУ «ХПи»,, 2005. – № 41. – С. 149-152.

5. Харрари Ф. Теория графов / Ф. Харрари. – М.: Мир, 1973. – 360 с.

6. Митрахович М.М. Построение расписаний реализации проектов и программ сложных технических систем / М.М. Митрахович, С.А. Губка // Информационные системы: сб. научн. тр. – Х.: НАНУ, ПАНИ, ХВУ, 1998. – Вып. 3 (11). – С. 18-22.

7. Рейнгольд Э. Комбинаторные алгоритмы. Теория и практика / Э. Рейнгольд, Ю. Нивергельт, Н. Део. – М.: Мир, 1980. – 476 с.

Поступила в редакцию 4.04.2008

Рецензент: д-р техн. наук, проф., заведующий кафедрой информатики А.Ю. Соколов, Национальный аэрокосмический университет им. Н.Е. Жуковского «ХАИ», Харьков.

АВТОМАТИЗАЦІЯ ОПЕРАТИВНОГО ПЛАНУВАННЯ ТА УПРАВЛІННЯ СКЛАДНИМИ ВИРОБНИЧИМИ СИСТЕМАМИ

С.О. Губка, М.М. Гора

У роботі розглядаються питання, присвячені актуальній задачі планування й управління складними виробничими системами. Розроблено методи для рішення зазначеної задачі на основі графового подання. Досліджено різні варіанти побудови планів, для яких запропоновані методики, що дозволяють автоматизувати етапи планування. Проаналізовано стратегії планування та обрана оптимальна по складності стратегія, заснована на послідовному включенні в план компонентів елементарних графів. Введено операції на графах і перевірки реалізуємості плану, які дозволяють відтинати безперспективні варіанти на ранніх етапах побудови. Запропонований підхід може використовуватися для побудови статичних і оперативних планів.

Ключові слова: планування, управління, виробнича система, графова модель, реалізуємість

AUTOMATION OF OPERATIONAL PLANNING AND MANAGEMENT OF DIFFICULT INDUSTRIAL SYSTEMS

S.A. Gubka, N.N. Gora

In work the questions devoted to an actual problem of planning and management by difficult industrial systems are considered. Methods for the decision of the specified problem on a basis graf representations are developed. Various variants construction of plans for which the techniques offered are investigated, allowing to automate stages of planning. Strategy of planning are analysed and optimum strategy on the complexity, based on consecutive inclusion in the plan of components elementary graf's is chosen. Operations on columns and checks of a realizability of the plan which allow to cut unpromising variants at early stages of construction are entered. The offered approach can be used for construction static and operating plans.

Key words: planning, management, industrial system, graf model, a realizability

Губка Сергей Алексеевич – канд. техн. наук, доцент, доцент кафедры информационных управляющих систем Национального аэрокосмического университета им. Н.Е. Жуковского «ХАИ», Харьков, Украина, e-mail: k302@d3.khai.edu.

Гора Николай Николаевич – соискатель кафедры информационных управляющих систем Национального аэрокосмического университета им. Н.Е. Жуковского «ХАИ», Харьков, Украина.