УДК 004.942:519.872

АЛИ НАЙФ ХАЛИЛ АЛЬХЖУЖ, Г.Н. ЖОЛТКЕВИЧ, С.Ю. ИГНАТОВ

Харьковский национальный университет им. В.Н. Каразина, Украина

ОПЕРАТИВНОЕ УПРАВЛЕНИЕ МНОГОФАЗНЫМИ ОБСЛУЖИВАЮЩИМИ КОМПЛЕКСАМИ

Приведена общая математическая модель обслуживающей системы, составляющих ее комплексов и номенклатуры требований. Для обслуживающего комплекса приведено определение критичной группы приборов. Доказано утверждение о критичной группе приборов и следствие из него. Разработан адаптивный алгоритм составления оптимальных, с точки зрения минимизации простоев приборов критичной группы, расписаний обслуживания партии требований.

оперативное управление, многофазные обслуживающие комплексы, критичная группа приборов, адаптивный алгоритм, оптимальные расписания

1. Обзор подходов к решению задачи оперативного управления обслуживанием

В 30-х годах XX столетия появилась постановка общей задачи теории расписаний (Scheduling Theory), которая формулируется следующим образом:

Дан обслуживающий комплекс из N приборов. Комплексу на обслуживание поступают одновременно M требований, каждое из которых должно быть обслужено приборами. Причем каждое требование имеет свою заданную последовательность (маршрут) и длительности (возможно 0) обслуживания каждым прибором комплекса.

Необходимо найти такую последовательность обслуживания требований приборами, чтобы общее время обслуживания M требований было минимальным.

Очевидно, что эта задача легко решается путем полного перебора различных последовательностей обслуживания M требований, т.е. за $M!$ шагов, и является, таким образом, NP-полной.

Для «быстрого» решения этой задачи традиционно используют:

– представление приборов и маршрутов требований в виде графов с нагруженными вершинами или ребрами и применяют различные методы оптимизации путей на графах [1 – 3];

– эвристические приоритетные правила [4, 5];

– стохастические методы [6, 7];

– генетические алгоритмы [8 – 11].

В общей постановке этой задачи и предложенных методов ее решения набор требований M и набор приборов N количественно никак не связаны, что всегда может привести к ситуации, когда некоторые приборы будут перегружены требованиями, а некоторые будут большую часть времени простаивать из-за отсутствия требований к ним.

В то же время существует немало приложений этой задачи, в которых требования имеют вполне определенный характер, как по порядку и длительности обслуживания приборами, так и по их группировке в дальнейшем в определенные конечные пакеты (изделия). Такими приложениями могут быть обслуживание кадров телеметрии при цифровом управлении объектами, управление круизными маршрутами со сменой транспортных средств и мест проживания, управление дискретными производствами и их технологическими участками и т.п.

2. Определение многофазной обслуживающей системы

Многофазной обслуживающей системой называется совокупность приборов (комплексов приборов), предназначенных для обслуживания определенного набора материальных или информационных требований.

Каждое требование имеет заранее заданные последовательность, алгоритмы и длительности обслуживания приборами (комплексами приборов) системы.

Многофазные обслуживающие системы, как правило, создаются, существуют и функционируют со вполне определенной целью. Этой целью является формирование некоторого набора конечных (сборочных) пакетов из соответствующих наборов исходных требований.

Например, в цифровых управляющих системах (рис. 1) в качестве исходных требований выступают пакеты телеметрии, характеризующие текущее состояние объектов управления (обслуживания), а целью обслуживания является анализ телеметрии и выдача соответствующих конечных пакетов управляющих воздействий.

В сфере дискретных производств (рис. 2) обслуживание требований есть обработка материалов, заготовок и комплектующих с помощью формообразующих инструментов, технологической оснастки с целью изготовления деталей и узлов, которые в свою очередь предназначены для сборки и отгрузки готовых изделий или комплектов деталей в соответствии с заявками.

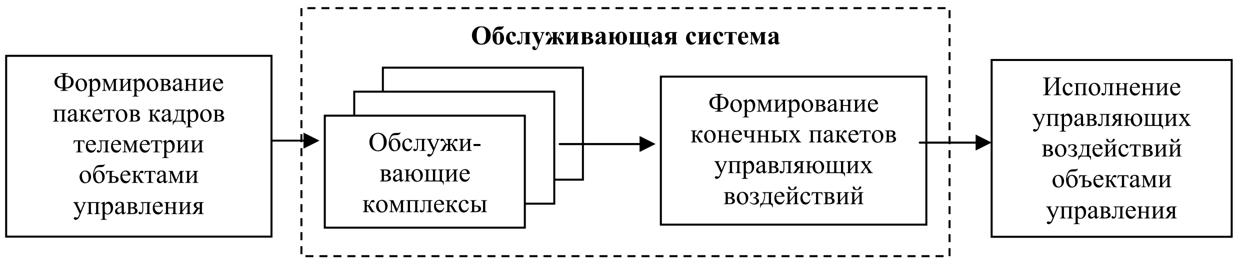

Рис. 1. Обслуживание требований в цифровых управляющих системах

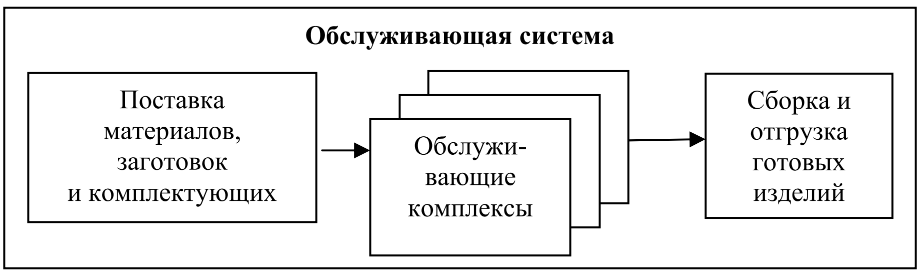

Рис. 2. Обслуживание требований в дискретных производствах

Кроме того, понятно, что обслуженное требование не обязательно порождает конечный результат, но и, возможно, включается в некоторые дополнительные, порожденные пакеты требований для других промежуточных обслуживающих комплексов и т.д. (обслуживающие цепочки комплексов). Все эти комплексы в совокупности представляют собой единую многофазную обслуживающую систему (Центр управления полетами, Центр управления блоками АС, станкостроительный или машиностроительный завод, специализированная мастерская и т.п.).

Смысл процесса обслуживания требований в реальности почти всегда заключается не в том, чтобы сделать что-то быстрее или медленнее, а в том, чтобы сделать это вовремя, т.е. именно тогда, когда надо (just in time).

Для соблюдения принципа «just in time» при формировании конечных (сборочных) пакетов на выходе системы, необходимо учитывать длительности всех обслуживающих цепочек комплексов.

Оперативным планированием обслуживающей системы и ее комплексов называется процесс последовательного принятия решений об обеспечении обслуживания основными и вспомогательными требованиями на относительно небольшие (определяемые показателем гибкости системы) периоды времени.

При этом решения должны приниматься с упреждением по времени, соответствующим длительностям обслуживающих цепочек комплексов системы. В управлении процессом обслуживания следует соблюдать принцип равномерности загрузки всех составляющих системы [12, 13].

Итак, конечной целью функционирования обслуживающей системы в целом является выполнение некоторого *портфеля заявок*, т.е. перечня конечных (сборочных) пакетов (изделий) с указанием их количества и периода времени на их формирование (отгрузку).

Требования, циркулирующие в обслуживающей системе, разбиваются на два класса – основные и вспомогательные.

Основные требования непосредственно используются для формирования конечных (сборочных) пакетов системы. К ним относятся кадры телеметрии, содержимое пользовательских форм и запросов, заготовки, детали и комплектующие, промежуточные сборочные узлы и т.п.

Вспомогательные требования являются внутренним инструментарием системы, обеспечивающим обслуживание основных требований.

Вспомогательные требования, в свою очередь, разбиваются на инструментальные и платформенные. К инструментальным требованиям относятся алгоритмы специальных расчетов, программы станков ЧПУ, формообразующие инструменты и т.п. К платформенным требованиям относятся ОС, СУБД, наборы технологической оснастки и т.п.

Обслуживающий комплекс в составе системы состоит из приборов. Фаза обслуживания одного основного требования одним конкретным прибором (от начала до конца, с учетом обслуживания вспомогательных требований) называется операцией. Набор операций по обслуживанию конкретного требования называется маршрутом.

Алгоритм оперативного управления обслуживающего комплекса состоит из трех частей (рис. 3):

Рис. 3. Алгоритм оперативного управления обслуживающим комплексом

Алгоритмы реализации решений, несмотря на всю свою сложность и важность для реальных комплексов, с точки зрения математического моделирования и формализации представляют гораздо меньший интерес, чем принятие решений по составлению оптимальных расписаний обслуживания требований, поступающих на вход комплекса.

3. Математическая модель многофазного обслуживающего комплекса

Пусть W – обслуживающая система.

Рассмотрим тройку

$$W = \{dmp, \Gamma_W, \{W_r \mid r = 1..R\}\},$$

где dmp – показатель гибкости, т.е. величина интервала времени, в течение которого любой комплекс в составе системы W способен обслуживать поступившие ранее требования при отсутствии новых требований на входе, понятно, что dmp определяет еще и объем межоперационных запасов (заделов); Γ_W – граф описания обслуживающих цепочек, вершинами которого являются обслуживающие комплексы системы; W_r – обслуживающий комплекс, входящий в состав системы; R – количество обслуживающих комплексов.

Введем обозначения некоторых характеристик обслуживающего комплекса W_r, $\forall r = 1..R$: mc – модель управления, характеризующая наличие межоперационных буферных накопителей, а значит, возможность межоперационных пауз в обслуживании (0 – паузы запрещены; 1 – паузы разрешены); upl_r – время упреждения оперативного планирования; t_r – время упреждения оперативного управления; s – сменность обслуживания комплекса (1, 2, 3 смены); pu – коэффициент перерывов в обслуживании ($0 < pu < 1$ при наличии обслуживающего персонала, в противном случае $pu = 0$); i – номер (код) модели прибора; p_i – коэффициент профилактических (регламентных) простоев прибора i ($0 < p_i < 1$ причем его конкретное значение определяется паспортными характеристиками прибора, установленными изготовителем); n_i – количество приборов модели i в составе комплекса; $n_{d,i}$ – количество межоперационных буферных накопителей после группы из n_i приборов модели i ($n_{d,i} = 0$ при $mc = 0$).

Таким образом, обслуживающий комплекс – пятерка ($\forall r = 1..R$):

$$W_r = \left(mc, upl_r, t_r, s, pu, \left\{ \begin{pmatrix} i, p_i, \\ n_i, n_{d,i} \end{pmatrix} \mid i = 1, \ldots, I \right\} \right),$$

где I – количество различных моделей приборов комплекса; R – количество обслуживающих комплексов в составе системы.

Таким образом, комплекс разбивается на группы из нескольких единиц идентичных приборов.

Относительно приборов вводится естественное дополнительное ограничение: в каждый конкретный момент времени любой прибор $i \in W_r$ может совершать только одну операцию над одним конкретным требованием (принцип запрета наложений).

Для определенного класса задач может быть задан также граф, описывающий топологию транспортных путей, у которого вершинами являются приборы комплекса, а ребра отражают возможность непосредственной транспортировки требований от прибора к прибору. В этом случае, как правило, ребро помечается дополнительными характеристиками, например, расстояние между приборами, которые оно связывает, количество средств транспортировки на этом ребре, ограничениями на пропускную способность транспортировки и т.п. Если такой граф задан, то он будет обозначаться Γ_r.

Тогда пара (W_r, Γ_r) называется структурой комплекса W_r. Любую операцию по обслуживанию основного требования прибором комплекса W_r, $\forall r = 1..R$ можно описать следующим образом: d_k – уникальный номер (код) основного требования; w_k – получатель итога обслуживания (например, отчет на конкретный компьютер ЛВС или другой комплекс для порожденного требования или позиция начальной загрузки участка шлифования или рабочее место 3 участка сборки 7 и т.п.); r_k – номер (код) конечного (сборочного) пакета требований, в которое входит данное обслуженное требование; k_r – кратность вхождения обслуженного требования в конечный (сборочный) пакет порожденного требования (шт.); kz_k – коэффициент задела (запасных частей); kb_k – коэффициент сбоев обслуживания (брака); pt_k – транспортная партия (количество требований d_k в транспортном пакете); k_j – номер операции; $u(k, j)$ – множество основных и вспомогательных требований, необходимых для обслуживания данной операции и их комплексов-поставщиков; $i(k, j)$ – номер (код) модели (марки) прибора ($i(k, j) = 1..I$); $t(k, j)$ – длительность операции (длительность обслуживания одного требования d_k); $ps(k, j)$ – размер партии по стойкости инструментального требования; $pd(k, j)$ – время подготовительное требования (загрузка требования); $zd(k,j)$ – время заключительное требования (выгрузка требования); $pi(k,j)$ – время подготовительное вспомогательного инструментального требования (установка инструмента); $zi(k,j)$ – время заключительное вспомогательного инструментального требования (удаление инструмента); $pp(k,j)$ – время подготовительное транспортной партии (например, установка вспомогательного платформенного требования); $zp(k,j)$ – время заключительное транспортной партии (например, удаление вспомогательного платформенного требования); $tt(k,j)$ – среднее время транспортировки требования (транспортной партии) до прибора следующей операции.

Таким образом, маршруты обслуживания требований (кадров телеметрии, туристических групп, деталей, узлов, изделий) данного комплекса – множество

$$D_r = \{(d_k, w_k, r_k, kr, kz_k, kb_k, pt_k, M_k) \mid k = 1..K\},$$

где

$$M_k = \left\{ \begin{pmatrix} k_j, u(k,j), i(k,j), t(k,j), \\ ps(k,j), pd(k,j), \\ zd(k,j), pi(k,j), zi(k,j), \\ pp(k,j), zp(k,j), tt(k,j) \end{pmatrix} \mid j = 1..J_k \right\} -$$

множество операций маршрута d_k; K – количество требований в номенклатуре комплекса; J_k – количество операций требования d_k.

В дальнейшем множество D_r будет называться номенклатурой требований комплекса W_r, $\forall r = 1..R$ или просто – номенклатурой.

Рассмотрим множество строк портфеля заявок обслуживающей системы W, в которую входит рассматриваемый обслуживающий комплекс W_r:

$$P = \left\{ \begin{pmatrix} Z_l, B_l, E_l, \\ \left\{ \left(P_{lj}, N_{lj}\right) \mid j = 1..J \right\} \end{pmatrix} \mid l = 1..L \right\}$$

где Z_l – номер заявки, причем $\exists l \neq m$ такие, что $Z_l = Z_m$, $\forall l, m = 1..L$; B_l, E_l – календарный срок начала и конца обслуживания строки портфеля; P_{lj} – код конечного (сборочного) пакета; N_{lj} – требуемое количество пакетов P_{lj} ($N_{lj} = 0$, если в заявке данный пакет отсутствует); J – общее количество конечных (сборочных) пакетов; L – количество заявок во множестве P.

Предположим, что множество P состоит из непересекающихся и упорядоченных во времени интервалов, т.е.

$$B_1 \le E_1 \le B_2 \le E_2 \le \ldots \le B_{L-1} \le E_{L-1} \le B_L \le E_L .$$

Если это не так, то, очевидно, что множество P всегда можно привести к такому виду [14].

Предположим, что с помощью алгоритма оперативного планирования [15] была определена и доставлена на вход комплекса W_r, $\forall r = 1..R$, в момент времени

$$\left(B_m + q \cdot dmp - upl_r\right), B_m \in P, q \in N^+, \\ (B_m + q \cdot dmp) \le E_m, upl_r \in W_r$$

партия

$$PZ^{rm} = \left\{ \left(d_k, \begin{pmatrix} kr \cdot \dfrac{N_{mk} \cdot dmp}{E_m - B_m} \times \\ \times \left(1 + kz_k + kb_k\right) \end{pmatrix} \right) \mid k = 1..K \right\},$$

где $d_k, kr, kz_k, kb_k, K \in D_r; B_m, E_m, N_{mk} \in P$ основных и вспомогательных требований из D_r, которые должны быть обслужены приборами комплекса W_r за период времени

$$\left(B_m + q \cdot dmp, B_m + (q+1) \cdot dmp\right) \subset \\ \subset \left(B_m, E_m\right) \in P, m = 1..L .$$

Для $\forall i = 1..I, i \in W_r$ модели прибора, такой, что

$$i = i(k,j), i(k,j) \in M_k \in D_r$$

найдем $p_i \in W_r$ и для всех $k = 1..K$ определим $kr \in D_r$ и $N_{mk} \in P$ такие, что $r_k = P_{mk}$, где $r_k \in D_r, P_{mk} \in P$ и рассмотрим сумму

$$T_i = \sum_{k=1}^{K} kr \cdot \frac{N_{mk} \cdot dmp}{E_m - B_m} \cdot \left(1 + kz_k + kb_k\right) \times$$

$$\times\Big(\big(t(k,j)\cdot(1+p_i)+pd(k,j)+zd(k,j)+ +\frac{pi(k,j)+zi(k,j)}{ps(k,j)}+\frac{pp(k,j)+zp(k,j)}{pt_k}\Big).$$

T_i представляет собой полный фонд времени всей группы приборов модели i, необходимый для обслуживания всех требований из D_r, соответствующих одному dmp периоду m-й строки портфеля заявок P. На основании T_i, $\forall i=1..I$, построим:

– множество полной загрузки одного прибора группы i:

$$\forall i=1..I \quad T=\left\{\frac{T_i}{n_i}\mid i=1..I\right\}, n_i\in W_r; \qquad (1)$$

– множество

$$V=\left\{\left(V_i=\frac{N\cdot n_i}{T_i}\right)\mid i=1..I\right\}, \qquad (2)$$

где $N=\sum_{k=1}^{K} kr\cdot\frac{N_{mk}\cdot dmp}{E_m-B_m}\cdot\left(1+kz_k+kb_k\right)$.

V представляет собой множество интенсивностей V_i обслуживания требований каждым прибором группы i, $\forall i=1..I$, за период dmp, измеряемое в требованиях за единицу времени.

Рассмотрим группу приборов $\alpha\in[1,I]$, такую, что

$$V_\alpha=\min_{i\in[1,I]} V_i. \qquad (3)$$

Группа α называется критичной (BottleNeck [12]) для партии требований PZ^{rm}. Легко видеть, что при правильном построении уравновешенного портфеля заявок P [14], при соответствующем синтезе структуры комплекса W_r [15] и при соблюдении принципов оперативного планирования [16], т.е. формирования партии требований PZ^{rm}, расчетные величины интенсивностей множества V будут отличаться друг от друга незначительно т.е. $V_\alpha\approx V_i$, $\forall i\in W_r$. Это означает, что в процессе оперативного управления возможно будет добиться минимизации суммарных простоев приборов комплекса W_r при обслуживания партии требований PZ^{rm}.

Однако дальнейшие рассуждения будут проводиться в предположении, что партия PZ^{rm} содержит произвольный набор требований из D_r и поступает на позицию загрузки комплекса W_r в произвольный (текущий) момент времени.

Очевидно, что при запрете межоперационных пауз $mc=0, mc\in W_r$, все приборы комплекса W_r, включая условную позицию выгрузки, в течение времени dmp будут вынуждены обслуживать требования PZ^{rm} с минимальной интенсивностью V_α. Иначе возможны ситуации, когда требование поступит на обслуживание приборами группы α, а все ее n_α приборов окажутся занятыми и нарушится запрет межоперационных пауз в обслуживании.

Предположим, что удалось построить расписание S^0 обслуживания партии требований PZ^{rm} приборами комплекса W_r, в котором n_α приборов критичной группы $\alpha\in W_r$ не имеют простоев и рассмотрим расписание S^1 обслуживания той же партии требований PZ^{rm} приборами W_r, минимальное по общему времени обслуживания (с точки зрения **N**P-полной Scheduling Theory).

Утверждение о критичной группе приборов. Пусть в минимальном **N**P-полном расписании S^1 интенсивность обслуживания партии требований PZ^{rm} приборами критичной группы $\alpha\in W_r$ равна V^1. Тогда $V^1\le V_\alpha$.

Доказательство. Предположим, что $V^1>V_\alpha$. Рассмотрим для критичной группы $\alpha\in W_r$:

$$V^1=\frac{n_\alpha\cdot\left(\sum_{k=1}^{K} kr\cdot\frac{N_{mk}\cdot dmp}{E_m-B_m}\cdot\left(1+kz_k+kb_k\right)\right)}{T_\alpha^1}$$

и, в силу условия отсутствия простоев ($n_\alpha\in W_r$):

$$V_\alpha=\frac{n_\alpha\cdot\left(\sum_{k=1}^{K} kr\cdot\frac{N_{mk}\cdot dmp}{E_m-B_m}\cdot\left(1+kz_k+kb_k\right)\right)}{T_\alpha}. .$$

Ясно, что при $V^1 > V_\alpha$ время $T_\alpha^1 < T_\alpha$. Но T_α – это полный фонд времени обслуживания всех требований PZ^{rm} приборами группы $\alpha \in W_r$ и уменьшен быть не может, т.е. пришли к противоречию, что и требовалось доказать.

Следствие. При запрете межоперационных пауз $mc = 0, mc \in W_r$, для $\forall W_r, PZ^{rm}$ расписание, минимальное по общему времени обслуживания, расположено во множестве расписаний с минимальными простоями критичной группы приборов.

Предположим, что на вход участка W_r в момент времени t^0 поступила партия требований из D_r в виде множества PZ^t, аналогичного PZ^{rm}, но второй элемент (количество требований) $\forall d_k \in D_r$ в нем задан произвольно, т.е. $PZ^t = \{(d_k, N_k) \mid k = 1..K\}$, где N_k – количество требований d_k.

К моменту t^0 на приборах W_r обслуживаются требования из предыдущих партий, для которых уже создано расписание обслуживания на предыдущих итерациях алгоритма оперативного управления.

Построим формальную модель текущего (оперативного) состояния обслуживания комплекса W_r на текущий момент времени t^0.

Рассмотрим:

– множество обслуживаемых требований предыдущих итераций

$$\Phi = \left\{ \left(nd, d_k, (b_{nd}, e_{nd}) \right) \mid nd = 1..\sum_{i=1}^{I} n_i \right\},$$

где $i, n_i, I \in W_r$; nd – условный номер, который присваивается системой управления в момент начала первой операции и освобождается после выполнения последней для любого $d_k \in D_r$; (b_{nd}, e_{nd}) – начало-конец полного обслуживания требования приборами комплекса W_r, причем $e_{nd} > t^0$;

– множество текущих расписаний обслуживания требований приборами комплекса W_r:

$$\Omega = \left\{ \left\{ \left(Empty_{ip}, Full_{ip} \right) \mid p = 1..n_i \right\} \mid i = 1..I \right\},$$

где $i, n_i, I \in W_r$;

$$Empty_{ip} = \left\{ \left(be_{iph}, ee_{iph} \right) \mid h = 1..H \right\},$$

где $\left(be_{iph}, ee_{iph} \right)$ – начало-конец интервала простоя прибора j модели i, причем интервалы не пересекаются, расположены в порядке возрастания be_{iph} и $ee_{iph} \geq t^0, \forall h = 1..H$;

$$Full_{ip} = \left\{ \left(bf_{iph}, ef_{iph}, nd_{iph}, j', i' \right) \mid h = 1..H \right\},$$

где $\left(bf_{iph}, ef_{iph} \right)$ – начало-конец интервала обслуживания j-м прибором i-й модели требования с системным номером nd_{iph}, причем интервалы не пересекаются, расположены в порядке возрастания bf_{iph} и $ef_{iph} \geq t^0, \forall h = 1..H$; $j' = 1..n_{i'}, i' = 1..I$ – координаты прибора для следующей обслуживающей операции; H – фиксированное число, определяемое экспертами из естественных соображений.

Очевидно, что если в любой момент времени t^0 все приборы комплекса W_r заняты обслуживанием требований, то эта ситуация изменится только в момент времени $t' = \min\limits_{i,p} \left(ef_{ip1} \in \Omega \right), t' \geq t^0$, и только тогда появится возможность принятия дальнейших решений по управлению обслуживанием.

С другой стороны, поскольку выполнение любой обслуживающей операции требует времени на ее подготовку (комплектация и транспортировка основных и вспомогательных требований), все решения необходимо принимать с упреждением по времени $t_r \in W_r$, зависящим от сложности процесса и определяемым экспертами, причем транспортная составляющая может определяться на основе графа транспортных путей $\Gamma_r \in W_r$ или выбираться, как время некоторого среднего пути.

Наличие упреждения не позволяет корректировать множества Φ и Ω в момент принятия решения, следовательно, необходимо в момент времени $t'-t_r$ создать их копии Φ^0, Ω^0 и Ω^t с учетом изменений, которые должны произойти в момент времени t' и подать Ω^t на вход алгоритма составления расписаний. Алгоритм составления расписаний в свою очередь неоднократно изменит множество Ω^t и передаст его алгоритму принятия решений, который оценит оптимальность Ω^t, скопирует оптимум в Ω^0. При успешном завершении соответствующих операций, в момент времени t' алгоритм принятия решений скопирует множества Φ^0 и Ω^0 в Φ и Ω соответственно.

4. Алгоритм составления расписаний

Вход.

Множества Ω^t, D_r, W_r.

Момент времени принятия решений t'.

Требование $d_k \in PZ^t$ и его системный номер $nd \in \Phi^0$.

Выход.

При успешном завершении измененное множество Ω^t, иначе сообщение о том, что в момент времени t' принять на обслуживание требование d_k невозможно.

1. $k_k = 1;$ – номер операции требования d_k;

$T_p = 0;$ – относительный интервал времени обслуживания требования d_k до подачи на прибор модели $i \in W_r \Leftrightarrow k_k \in M_k \in D_r$;

$t_p = 0;$ – полная длительность операции (с учетом размера транспортной партии, инструментальных и платформенных требований и т.п.);

$tt_p = 0;$ – время транспортировки требования после предыдущей операции.

2. Вычислить по $d_k, j = k_k \in M_k \in D_r$

$$t_p = \Big(\big(t(k,j) + pd(k,j) + zd(k,j)\big)\cdot pt_k + \frac{pi(k,j)+zi(k,j)}{ps(k,j)}\cdot pt_k + pp(k,j) + zp(k,j)\Big).$$

3. Определить $i \in W_r \Leftrightarrow k_k \in M_k \in D_r$.

4. По всем $Empty_{iph} \in \Omega^t$ проверить условие

$$\left(t'+T_p+tt_p, t'+T_p+tt_p+t_p\right) \subseteq \left(be_{iph}, ee_{iph}\right).$$

5. Если не найдено ни одного подходящего свободного интервала то закончить алгоритм (п. 11) с сообщением «В момент времени t' приступить к обслуживанию требования d_k невозможно».

6. Если найдено несколько интервалов, то выбрать наиболее подходящий по размеру.

7. Откорректировать соответствующие интервалы в $Empty_{ip}, Full_{ip} \in \Omega^t$.

8. $tt_p = tt(k,j)$, $tt(k,j) \in M_k \in D_r$;

$T_p := T_p + t_p; k_k := k_k + 1$.

9. Если операций требования d_k больше нет, то перейти к п. 10, иначе перейти к п. 2.

10. Сообщение «Расписание обслуживания требования d_k с началом в момент времени t' успешно построено».

11. Конец алгоритма.

5. Адаптивный алгоритм принятия решений по оперативному управлению обслуживающим комплексом

Вход.

Множества Φ, Ω, D_r, W_r, PZ^t.

Выход.

Новое состояние множеств Ω и Φ, соответствующее текущему оптимуму расписаний.

Плановые задания подсистемам обеспечения обслуживания и транспортировки.

1. Текущее время $\Rightarrow t^0$.

2. Если $\exists i, j, h$ такие, что

$$t^0 \in \left(be_{ijh}, ee_{ijh}\right) \in Empty_{ij} \in \Omega,$$

то $t' = t^0$ и перейти к п. 8.

3. Определить время

$$t' = \min_{ijh}(ef_{ijh} \in Full_{ij} \in \Omega).$$

4. Текущее время $\Rightarrow t^0$.

5. Если $t^0 < t' - t_r, t_r \in W_r$, то перейти к п. 4.

6. Выдать задания подсистемам обеспечения на обслуживание смены соответствующих операций.

7. Если $PZ^t = \varnothing$ то сообщить об отсутствии требований на входе комплекса W_r и перейти к п. 1.

8. $\Omega \Rightarrow \Omega^0$.

9. Привести множества интервалов

$$Full_{ij}, Empty_{ij} \in \Omega^0,\ \forall i, j \in \Omega^0$$

в соответствие с моментом времени t'.

10. Определить критичную группу приборов $\alpha \in W_r$ по множеству PZ^t с помощью формул (1 – 3) и с учетом всех интервалов $Full_{ij} \in \Omega^0$, $\forall i, j \in \Omega^0$. Каждому интервалу $\left(bf_{ijh}, ef_{ijh}\right) \in Full_{ij} \in \Omega^0$ соответствует одно требование.

11. Определить свободный системный номер $nd \in \Phi^0$.

12. $PS = \infty$; – величина суммарных простоев приборов критичной группы.

13. Выбрать требование $d_k \in PZ^t$:

13.1. Внести $d_k \in PZ^t$ в Φ^0 в соответствии с nd.

13.2. $\Omega^0 \Rightarrow \Omega^t$.

13.3. Выполнить Алгоритм составления расписаний.

13.4. Если алгоритм завершился отказом, то перейти к п. 14.

13.5. Определить $PS\left(d_k\right)$ – суммарные простои приборов критичной группы $\alpha \in W_r$ в расписании Ω^t.

13.6. Если $PS < PS\left(d_k\right)$, то перейти к п. 14.

13.7. Если $PS = PS\left(d_k\right)$, то выбрать d_k, у которого e_{nd} больше.

13.8. Запомнить $d_k, (b_{nd}, e_{nd}) \in \Phi^0$.

13.9. $PS = PS\left(d_k\right)$; $\Omega^t \Rightarrow \Omega^d$.

14. Если не все требования из PZ^t просмотрены, то перейти к п. 13.

15. Если все вызовы алгоритма составления расписаний в цикле (п. 13) закончились отказом, то перейти к п. 21.

16. Удалить требование d_k из множества PZ^t с учетом размера транспортного пакета.

17. Откорректировать множество Φ^0 по запомненным $d_k, (b_{nd}, e_{nd}) \in \Phi^0$.

18. $\Omega^d \Rightarrow \Omega^0$.

19. Выдать задания подсистемам обеспечения на обслуживание смены соответствующих операций.

20. Перейти к п. 10.

21. Текущее время $\Rightarrow t^0$.

22. Если $t^0 < t'$, то перейти к п. 21.

23. $\Omega^0 \Rightarrow \Omega$; $\Phi^0 \Rightarrow \Phi$.

24. Перейти к п. 1.

Заключение

Итак, в данной работе построен адаптивный алгоритм принятия решений по оперативному управлению обслуживающим комплексом, который, в соответствии с доказанным утверждением о критичной группе приборов и следствием из него, строит оптимальное, по критерию минимизации простоев критичной группы приборов, расписание обслуживания требований PZ^t.

Решения принимаются с учетом упреждения на организацию обслуживания $t_r \in W_r$ и размеров транспортных пакетов требований $d_k, pt_k \in D_r$.

Если предположить, что $pt_k = 1, \forall d_k \in D_r$, то вычислительная сложность адаптивного алгоритма принятия решений равняется $\sum_{i=0}^{n-1}(n-i) \approx n^2$ циклов линейного алгоритма составления расписаний, где n – общее количество требований во множестве PZ^t .

Литература

1. Long Run Maximum Profit Job Shop Problem: Third Haifa Workshop on Interdisciplinary Applications of Graph Theory, Combinatorics and Computing. [Электронный ресурс]. – Режим доступа: http://www.cri.haifa.ac.il/events/2003/graph03/graph03_Schedule.htm.

2. Blazewicz J. GRAPH THEORY: The Relation Between the No-Wait Job Shop Problem and the Traveling. [Электронный ресурс]. – Режим доступа: www.mistaconference.org/2003/programme.pdf.

3. Mastrolilli M., Gambardella L.M. Effective Neighborhood Functions for the Flexible Job Shop Problem // Journal of Scheduling. – 2000. – Vol. 3, Issue 1. – P. 3-20.

4. Fast parallel heuristics for the job shop scheduling problem (context). – [Электронный ресурс]. – Режим доступа: http://citeseer.ist. psu.edu/context/2067952/0.

5. Jansen K., Mastrolilli M., Solis-Oba R. Approximation Algorithms for Flexible Job Shop Problems // Proceedings of Latin American Theoretical Informatics (LATIN'2000). – P. 68-77.

6. Vukobratovic M. Modeling and Scheduling Control of FMC Based on Stohastic Perti-Nets // Int. Symp. "New Theory of Contact Tasks in Robotics" [Электронный ресурс], 2004. – Режим доступа: www.imp.bg. ac.yu/prez/lab150/mvpube.htm.

7. Dauzere-Peres S., Roux J., Lasserre J.B. Multi-resource shop scheduling with resource flexibility // European Journal of Operational Research, 2000. – № 107. – P. 289-305.

8. Kacem I., Hammadi S., Borne P. Pareto-optimality Approach for Flexible Job-shop Scheduling Problems: Hybridization of Evolutionary Algorithms and Fuzzy Logic // Journal of Mathematics and Computers in Simulation. – 2002. – № 5. – P. 37-49.

9. Gonsalves J.F., Mendes J.J., Resende M.G. A Hybrid Genetic Algorithm for the Job Shop Scheduling Problem. – [Электронный ресурс]. – Режим доступа: http://www.optimization-online.org/DB_FILE/ 2002 /09/538.pdf.

10. Kacem I., Hammadi S., Borne P. Lower bounds for evaluating schedule performances in flexible job shops // PerMIS'02 "Performance Metrics for Intelligent Systems Workshop". – Gaithersburg, MD, USA, 2002. – P. 347-363.

11. Kacem I., Hammadi S., Borne P. Approach by Localization and Multi-objective Evolutionary Optimization for Flexible Job-Shop Scheduling Problems // IEEE Transactions on Systems, Man, and Cybernetics. – 2002. – Part C, № 1, Vol. 32. – P. 1-13.

12. Balas E., Vazacopoulos A. Guided Local Search with Shifting Bottleneck for Job Shop Scheduling. – Management Science. – 2000. – № 44. – P. 262-275.

13. Шелковой А.Н. Организационно-технологические основы реижиниринга производственных систем металлообработки: Дис… докт. техн. наук. – Х., 2004. – 470 с.

14. Али Найф Халил Альхжуж, Игнатов С.Ю. Моделирование многофазных обслуживающих комплексов // Системи обробки інформації. – Х.: ХУ ПС, 2006. – Вип. 6 (55). – С. 164-174.

15. Али Найф Халил Альхжуж, Жолткевич Г.Н., Игнатов С.Ю. Оперативное планирование многофазных обслуживающих комплексов // Збірник наукових праць ХУ ПС. – Х.: ХУ ПС, 2006. – Вип. 6 (12). – С. 53-57.

Поступила в редакцию: 30.10.2006

Рецензент: д-р ф.-м. наук, проф. В.А. Золотарев, Харьковский национальный университет им. В.Н. Каразина, Харьков.