ОПТИМАЛЬНОЕ ПЛАНИРОВАНИЕ РАБОЧЕГО ВРЕМЕНИ КАК ОБСЛУЖИВАНИЕ ТРЕБОВАНИЙ С ИНТЕРВАЛЬНЫМИ ДЛИТЕЛЬНОСТЯМИ

Сотсков Ю.Н.,
доктор физико-математических наук, профессор,
Егорова Н.Г.,
кандидат технических наук,
Объединенный институт проблем информатики НАН Беларуси,
Вернер Ф.,
доктор наук, профессор,
Университет им. Отто фон Герике, г. Магдебург, Германия

Рассматривается автоматизированная система управления рабочим временем для человека (по-английски – система тайм-менеджмента). Основным этапом планирования рабочего времени является составление оптимального расписания выполнения работником запланированных для него работ. Для составления оптимальных расписаний выполнения множества работ в статье предлагается использовать алгоритмы оптимального обслуживания одним прибором множества требований с неопределенными (интервальными) длительностями [1]. В качестве критерия оптимальности рассматривается минимизация суммы взвешенных моментов завершения обслуживания требований. Такой критерий можно интерпретировать как суммарный показатель эффективности выполнения работником заданного множества работ [2]. Из-за специфики процесса планирования работ для человека предполагается, что время выполнения конкретной работы может быть неопределенным вплоть до момента завершения работы. Поэтому при построении расписания для тайм-менеджмента для каждой работы считаются известными лишь верхняя оценка и нижняя оценка длительности выполнения работы.

Построение расписания для обслуживающей системы с одним прибором и интервальными длительностями обслуживания требований. Задача планирования рабочего времени может быть сформулирована следующим образом. Для сотрудника задано множество работ (заданий), которые ему необходимо выполнить в течение рабочего дня (или в течение недели, месяца и т.д.). Важной особенностью такой задачи является то, что точное время выполнения конкретной работы человеком, как правило, заранее не известно. Поскольку тайм-менеджмент предназначен для планирования работ для человека, то можно установить лишь возможный предел времени (отрезок времени), в течение которого работа может быть выполнена человеком. В самом плохом случае можно установить нижнюю границу возможного времени выполнения работы, равной сколь угодно малому положительному числу, а верхнюю границу возможного времени выполнения работы – равной длине горизонта планирования (например, продолжительности рабочего дня). Поэтому для тайм-менеджмента будем предполагать, что на момент составления расписания достоверно известны только нижняя граница и верхняя граница возможного времени выполнения каждого задания (каждой работы).

Другая важная особенность тайм-менеджмента – цель планирования работ для человека. В данной статье будем предполагать, что работнику требуется выполнить максимальное количество наиболее важных (в том или ином смысле) работ в течение рабочего дня. В терминах теории расписаний такая задача может быть сформулирована следующим образом.

Заданное множество требований $J = \{J_1, J_2, ..., J_n\}$, $n \geq 2$, необходимо обслужить одним прибором. Каждому требованию $J_i \in J$ приписан вес $w_i > 0$, характеризующий важность более раннего завершения обслуживания требования J_i. Все требования доступны для выполнения на приборе в начальный момент времени $t = 0$ интервала планирования (горизонта планирования). Фактическая длительность p_i обслуживания требования $J_i \in J$ на приборе может оказаться равной любому вещественному числу, заключенному между нижней границей $p_i^L > 0$ и верхней границей p_i^U ($p_i^U \geq p_i^L$), которые известны точно до начала составления расписания. Законы распределения вероятностей случайных длительностей обслуживания требований предполагаются заранее неизвестными.

При реализации построенного расписания длительность p_i обслуживания требования J_i может оставаться неизвестной вплоть до момента завершения операции по обслуживанию требования J_i. Предполагается, что каждое требование $J_i \in J$ должно быть обслужено прибором без каких-либо прерываний в течение времени $p_i \in [p_i^L, p_i^U]$.

Такая не вполне определенная задача построения оптимального расписания (оптимальной перестановки) обслуживания на приборе требований множества J, при котором взвешенная сумма $\sum_{i=1}^{n} w_i C_i$ моментов завершения обслуживания требований принимает наименьшее значение, обозначается в теории расписаний следующим образом: $1 | p_i^L \le p_i \le p_i^U | \sum w_i C_i$.

Если нижняя граница $p_i^L > 0$ и верхняя граница p_i^U длительностей обслуживания каждого требования совпадают, т.е. $p_i^L = p_i^U$, то неопределенная задача $1 | p_i^L \le p_i \le p_i^U | \sum w_i C_i$ превращается в детерминированную $1 || \sum w_i C_i$, которая хорошо исследована в научной литературе и может быть решена за полиномиальное время.

Множество допустимых векторов длительностей обслуживания требований $p = \{p_1, p_2, ..., p_n\}$ обозначим $T = \{p \mid p \in R_+^n,\ p_i^L \le p_i \le p_i^U,\ i \in \{1, \ldots, n\}\} = \times_{i=1}^{n} [p_i^L, p_i^U]$, где R_+^n обозначает множество всех неотрицательных действительных векторов размерности n. Здесь и далее $\times_{i=1}^{n} [p_i^L, p_i^U]$ обозначает декартово произведение заданных интервалов допустимых длительностей обслуживания требований. Фиксированный вектор $p \in T$ возможных длительностей обслуживания требований будем называть сценарием.

Задача $1 | p_i^L \le p_i \le p_i^U | \sum w_i C_i$ соответствует рассматриваемой задаче составления расписания для тайм-менеджмента. Как отмечено выше, предполагается, что все работы выполняются без прерываний. В реальной жизни сотрудники могут делать перерывы во время выполнения работы, но это лишь увеличит время выполнения запланированной работы (работнику необходимо будет «вникать» в каждую прерванную работу после каждого перерыва в выполнении работы). Кроме того, такие перерывы ни для какого сценария не могут уменьшить оптимального (минимального) значения критерия $\sum w_i C_i$ для соответствующей задачи $1 || \sum w_i C_i$.

Будем предполагать, что все длительности обслуживания требований p_i являются неопределенными, поскольку всегда имеет место, по крайней мере, ошибка вычислений фактической длительности p_i обслуживания требования, т.е. в тайм-менеджменте имеет место строгое неравенство $p_i^L < p_i^U$.

Таким образом, для нахождения оптимального порядка выполнения работ можно использовать результаты, полученные для неопределенной задачи $1 | p_i^L \le p_i \le p_i^U | \sum w_i C_i$. Ниже представлены некоторые результаты, полученные для рассматриваемой задачи $1 | p_i^L \le p_i \le p_i^U | \sum w_i C_i$, которые можно использовать в тайм-менеджменте.

Метод, основанный на устойчивости оптимального расписания. В [3] было установлено, что для решения детерминированной задачи $1 || \sum w_i C_i$ требуется $O(n \log n)$ элементарных операций, если использовать следующее необходимое и достаточное условие оптимальности перестановки $\pi_k = (J_{k_1} J_{k_2}, \ldots, J_{k_n}) \in S$: $\frac{w_{k_1}}{p_{k_1}} \ge \frac{w_{k_2}}{p_{k_2}} \ge \ldots \ge \frac{w_{k_n}}{p_{k_n}}$.

Традиционно в теории расписаний используется трехпозиционное обозначение $\alpha | \beta | \gamma$ рассматриваемых задач, где α определяет обслуживающую систему, β – свойства обслуживающей системы, а γ – критерий оптимальности. Для задачи с неопределенными длительностями обслуживания требований $1| p_i^L \le p_i \le p_i^U | \gamma$, как правило, не существует перестановки обслуживания требований множества J, которая оставалась бы оптимальной при всех сценариях из множества T. Пусть $S = \{\pi_1, \pi_2, ..., \pi_{n!}\}$ – множество всех перестановок π_k, определяющих порядок обслуживания требований из множества J: $\pi_k = (J_{k_1}, J_{k_2}, ..., J_{k_n})$. Множество всех перестановок имеет мощность $|S| = n!$. Под решением неопределенной задачи $1| p_i^L \le p_i \le p_i^U | \sum w_i C_i$ будем подразумевать минимальное (по включению) множество перестановок $S(T) \subseteq S$ согласно определению, приведенному в [1].

Определение 1. Множество перестановок (активных расписаний) $S(T) \subseteq S$ называется *минимальным доминирующим множеством* для задачи $\alpha | p_i^L \le p_i \le p_i^U | \gamma$, если выполняются следующие два условия:

(a) для любого фиксированного сценария $p \in T$ множество $S(T)$ содержит хотя бы одну перестановку обслуживания требований, которая является оптимальной для детерминированной задачи $\alpha \| \gamma$ со сценарием p,

(b) свойством (a) не обладает ни одно собственное подмножество множества $S(T)$.

Мощность $|S(T)|$ минимального доминирующего множества $S(T)$ можно рассматривать как меру неопределенности задачи $1| p_i^L \le p_i \le p_i^U | \sum w_i C_i$. В случае наименьшего значения $|S(T)| = 1$ минимальное доминирующее множество для задачи $1| p_i^L \le p_i \le p_i^U | \sum w_i C_i$ является одноэлементным множеством $\{\pi_k\} = S(T)$, которое является решением (т.е. оптимальным расписанием) детерминированного аналога $1 \| \sum w_i C_i$ исходной задачи с любым фиксированным сценарием $p \in T$.

Минимальное доминирующее множество $S(T)$ может быть построено для неопределенной задачи $1| p_i^L \le p_i \le p_i^U | \sum w_i C_i$ на основе следующего отношения доминирования, которое можно эффективно (т.е. полиномиально) задать на множестве требований J [1].

Определение 2. Требование $J_u \in J$ доминирует требование $J_v \in J$ относительно T (обозначение: $J_u \mapsto J_v$), если существует минимальное доминирующее множество $S(T)$ для задачи $1| p_i^L \le p_i \le p_i^U | \sum w_i C_i$ такое, что требование J_u предшествует требованию J_v в каждой перестановке требований из множества $S(T)$.

В статье [4] доказаны следующие утверждения для неопределенной задачи $1| p_i^L \le p_i \le p_i^U | \sum w_i C_i$.

Теорема 1. Для задачи $1| p_i^L \le p_i \le p_i^U | \sum w_i C_i$ требование J_u доминирует требование J_v относительно T тогда и только тогда, когда выполняется сотношение $\frac{w_u}{p_u^U} \ge \frac{w_v}{p_v^L}$.

Теорема 2. Для того, чтобы перестановка $\pi_k = (J_{k_1}, J_{k_2}, \ldots, J_{k_n})$ определяла одноэлементное доминирующее множество $S(T) = \{\pi_k\} = \{(J_{k_1}, J_{k_2}, \ldots, J_{k_n})\}$ для задачи $1| p_i^L \le p_i \le p_i^U | \sum w_i C_i$, необходимо и достаточно выполнение следующих неравенств:

$$\frac{w_{k_1}}{p_{k_1}^U} \ge \frac{w_{k_2}}{p_{k_2}^L}; \ \frac{w_{k_2}}{p_{k_2}^U} \ge \frac{w_{k_3}}{p_{k_3}^L}; \ \ldots \ \frac{w_{k_{n-1}}}{p_{k_{n-1}}^U} \ge \frac{w_{k_n}}{p_{k_n}^L}.$$

Теорема 3. Пусть $p_i^L < p_i^U$, $p_i^L < p_i^U$. Для существования минимального доминирующего множества $S(T)$ максимальной мощности $|S(T)|=n!$ для задачи $1|p_i^L \le p_i \le p_i^U|\sum w_iC_i$ необходимо и достаточно, чтобы выполнялось следующее неравенство:

$$\max\left\{\frac{w_i}{p_i^U} \mid J_i \in J\right\} < \min\left\{\frac{w_i}{p_i^L} \mid J_i \in J\right\}.$$

При применении метода, основанного на устойчивости оптимального расписания, к решению неопределенной задачи $1|p_i^L \le p_i \le p_i^U|\sum w_iC_i$ остается открытым вопрос, какую перестановку из минимального доминирующего множества $S(T)$ следует выбрать для практической реализации расписания. В случае, когда заданы несколько критериев, множество $S(T)$ можно сузить [5]. Более того, в [5] приводится список возможных критериев оптимальности построенного расписания, которые целесообразно рассматривать при составлении оптимальных расписаний для тайм-менеджмента. Однако для рассмотренных критериев необходимо разработать алгоритмы поиска минимальных доминирующих множеств, что может быть предметом дальнейших исследований.

В статьях [6, 7] предлагается для практической реализации расписаний для тайм-менеджмента выбирать перестановку с наибольшим многогранником устойчивости для задачи $1|p_i^L \le p_i \le p_i^U|\sum w_iC_i$.

Многогранник устойчивости оптимальной перестановки обслуживания требований. По аналогии с определением из [6] дадим определение параллелепипеда устойчивости $SB(\pi_k, T)$ оптимальной перестановки $\pi_k = (J_{k_1}, J_{k_2}, \ldots, J_{k_n}) \in S$.

Пусть $J^-[k_i] = \{J_{k_1}, J_{k_2}, \ldots, J_{k_{i-1}}\}$ и $J^+[k_i] = \{J_{k_{i+1}}, J_{k_{i+2}}, \ldots, J_{k_n}\}$. Множество S_{k_i} – это множество перестановок $(\pi(J^-[k_i]), J_{k_i}, \pi(J^+[k_i])) \in S$ обслуживания требований множества J, где $\pi(J')$ обозначает перестановку обслуживания требований подмножества $J' \subset J$. Через $1|p|\sum w_iC_i$ обозначим детерминированную задачу $1||\sum w_iC_i$ со сценарием $p \in T$.

Определение 3. Пусть $\pi_k = (J_{k_1}, J_{k_2}, \ldots, J_{k_n}) \in S$ – перестановка обслуживания требований, которая является оптимальной хотя бы при одном возможном сценарии $p \in T$. Отрезок максимальной длины $[l_{k_i}, u_{k_i}] \subseteq [p_{k_i}^L, p_{k_i}^U]$ будем называть вариацией длительности обслуживания требования J_{k_i} в перестановке π_k, если для любой перестановки $\pi_e \in S_{k_i}$ и любого сценария $p = (p_1, p_2, \ldots, p_n) \in T$, при котором она оптимальна, перестановка π_e остается оптимальной и для любого сценария

$$p' \in \times_{j=1}^{k_i-1}[p_j, p_j] \times [l_{k_i}, u_{k_i}] \times_{j=k_i+1}^{n}[p_j, p_j], \tag{1}$$

причем для любого сценария $p'' = (p_1'', p_2'', \ldots, p_n'') \in T$, $p_{k_i}'' \in [l_{k_i}, u_{k_i}]$, существует оптимальная для задачи $1|p''|\sum w_iC_i$ перестановка $\pi_v \in S_{k_i}$. Пусть N_k – множество индексов i всех требований $J_i \in J$ с непустыми вариациями их длительностей. Декартово произведение

$$SB(\pi_k, T) = \times_{k_i \in N_k}[l_{k_i}, u_{k_i}] \subseteq T$$

будем называть параллелепипедом устойчивости перестановки $\pi_k = (J_{k_1}, J_{k_2}, \ldots, J_{k_n}) \in S$. Если не существует сценария $p \in T$, при котором перестановка π_k является оптимальной перестановкой для задачи $1|p|\sum w_iC_i$, то полагаем $SB(\pi_k, T) = \varnothing$.

Размерность параллелепипеда устойчивости $SB(\pi_k, T)$ равна мощности $|N_k|$ множества N_k индексов требований, длительности которых имеют непустые вариации. Мощность $|N_k|$ множества N_k – важная характеристика параллелепипеда устойчивости $SB(\pi_k, T)$: она определяет наибольшее число требований, длительности p' которых можно варьировать в сценарии p в пределах отрезка $[l_{k_i}, u_{k_i}]$ с гарантией сохранения оптимальности перестановки π_k. Остальные длительности $\{p'_{k_j} \mid k_j \in N \setminus N_k\}$ в сценарии p', который принадлежит подмножеству возможных сценариев (1), должны оставаться такими же, как и в сценарии p' (т.е. $p'_{k_j} = p_{k_j}$), чтобы гарантировать оптимальность перестановки π_k (см. определение 3).

Относительный объем $VolSB(\pi_k, T)$ параллелепипеда устойчивости $SB(\pi_k, T)$ перестановки π_k обслуживания требований J равен произведению величин $\frac{(u_{k_i} - l_{k_i})}{(p^U_{k_i} - p^L_{k_i})}$ для всех требований J_{k_i} с отрезками $[l_{k_i}, u_{k_i}]$ вариаций длительностей, для которых $l_{k_i} < u_{k_i}$:

$$VolSB(\pi_k, T) = \prod_{l_{k_i} < u_{k_i}} \frac{u_{k_i} - l_{k_i}}{p^U_{k_i} - p^L_{k_i}}.$$

Для нахождения многогранника $SB(\pi_k, T)$ достаточно вычислить диапазоны вариаций всех длительностей p_{k_i}, $i \in \{1, 2, \ldots, n\}$. Максимальный отрезок $[d^-_{k_i}, d^+_{k_i}]$ возможных изменений отношения веса к длительности обслуживания требования J_{k_i}, соответствующий вариации $[l_{k_i}, u_{k_i}]$ длительности операции p_i, будем называть вариацией отношения веса к длительности требования J_{k_i}. Нижняя граница $d^-_{k_i}$ вариации отношения веса к длительности определяется следующим образом:

$$d^-_{k_i} = \max\left\{\frac{w_{k_i}}{p^U_{k_i}},\ \max_{i<j\le n}\left\{\frac{w_{k_j}}{p^L_{k_j}}\right\}\right\}, i \in \{1, 2, \ldots, n\},$$

а верхняя граница $d^+_{k_i}$ вариации отношения веса к длительности так:

$$d^+_{k_i} = \min\left\{\frac{w_{k_i}}{p^L_{k_i}},\ \min_{1\le j<i}\left\{\frac{w_{k_j}}{p^U_{k_j}}\right\}\right\}, i \in \{1, 2, \ldots, n\}.$$

Размерность $|N_k|$ параллелепипеда устойчивости $SB(\pi_k, T)$ равна количеству требований J_{k_i}, для которых выполняется неравенство $d^-_{k_i} \le d^+_{k_i}$. В статье [6] доказаны свойства параллелепипеда устойчивости и приведен алгоритм сложности $O(n \log n)$ для построения параллелепипеда устойчивости для фиксированной перестановки n требований J.

Пусть n_k обозначает число требований, для которых выполняются соотношения $d^-_{k_i} = d^+_{k_i}$ и $p^L_{k_i} < p^U_{k_i}$. Для практической реализации предлагается выбирать перестановку обслуживания требований, которая имеет (а) наибольшую размерность $|N_t|$ параллелепипеда устойчивости $SB(\pi_t, T)$. Если таких перестановок несколько, то среди них предлагается выбирать перестановку, имеющую (б) минимальное количество n_k требований с вариациями нулевой длины. Если и таких перестановок несколько, то среди них предлагается выбирать перестановку π_t (в) с наибольшим относительным объемом $VolSB(\pi_k, T)$ параллелепипеда устойчивости $SB(\pi_t, T)$.

В [7, 8] доказаны утверждения о параллелепипеде устойчивости, на основании которых разработан алгоритм сложности $O(n\log n)$ для построения перестановки с наибольшим в смысле (а)-(в) многогранником устойчивости. Асимптотическая сложность разработанного в [7] алгоритма построения перестановки с наибольшим объемом многогранника устойчивости равна $O(n\log n)$.

Многогранник оптимальности перестановки обслуживания требований. В [9] рассматривается многогранник (точнее, параллелепипед) оптимальности перестановки π_k, который содержится в области устойчивости перестановки π_k и содержит в себе параллелепипед устойчивости той же перестановки.

Определение 4. Максимальный замкнутый параллелепипед $OB(\pi_k,T)=\times_{k_i\in N_k}[\hat{l}_{k_i},\hat{u}_{k_i}]\subseteq T$ называется параллелепипедом оптимальности перестановки $\pi_k=(J_{k_1},\ J_{k_2},...,J_{k_n})\in S$ относительно T, если при любом сценарии $p=(p_1,p_2...,p_n)\in T$, при котором перестановка π_k оптимальна для задачи $1|\,p\,|\sum w_iC_i$, эта перестановка остается оптимальной и для задачи $1|\,p'\,|\sum w_iC_i$ при любом сценарии $p'\in[\hat{l}_{k_g},\hat{u}_{k_g}]\times\{\times_{k_j\in N\setminus k_g}[p_{k_j},p_{k_j}]\}$ для всех $k_g\in N_k$. Если не существует сценария $p\in T$, при котором перестановка π_k оптимальна для задачи $1|\,p\,|\sum w_iC_i$, то полагаем $OB(\pi_k,T)=\varnothing$.

Для построения параллелепипеда оптимальности предлагается использовать алгоритм построения многогранника устойчивости соответствующей задачи $1|\,\hat{p}_i^L\le p_i\le\hat{p}_i^U\,|\sum w_iC_i$ с редуцированными интервалами длительностей обслуживания требований $[\hat{p}_i^L,\hat{p}_i^U]\subseteq[p_i^L,p_i^U]$, полученными по следующим формулам (см. рисунок):

$$\frac{w_i}{\hat{p}_i^L}=\min_{1\le j\le i}\left\{\frac{w_j}{p_j^L}\right\},\ \frac{w_i}{\hat{p}_i^U}=\max_{i\le j\le n}\left\{\frac{w_j}{p_j^U}\right\},$$

для всех $i,$ где $1\le i\le n$.

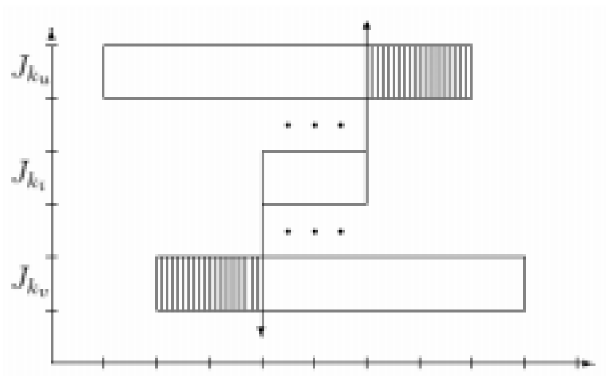

Рис. Отсекаемые в редуцированной задаче интервалы изменений отношения весов к длительностям обслуживания требований (заштрихованы вертикальными прямыми линиями)

Задачу $1|\,\hat{p}_i^L\le p_i\le\hat{p}_i^U\,|\sum w_iC_i$ с такими редуцированными интервалами возможных длительностей обслуживания требований будем называть редуцированной.

В [9] доказаны приведенные ниже теоремы, на основании которых разработан алгоритм сложности построения параллелепипеда оптимальности $OB(\pi_k,T)$.

Теорема 4. Параллелепипед оптимальности перестановки π_k обслуживания требований J для задачи $1 | p_i^L \le p_i \le p_i^U | \sum w_i C_i$ совпадает с параллелепипедом оптимальности перестановки π_k обслуживания требований J для редуцированной задачи $1 | \hat{p}_i^L \le p_i \le \hat{p}_i^U | \sum w_i C_i$.

Теорема 5. Для редуцированной задачи $1 | \hat{p}_i^L \le p_i \le \hat{p}_i^U | \sum w_i C_i$ многогранник устойчивости $SB(\pi_k, T)$ перестановки π_k обслуживания требований J совпадает с параллелепипедом ее оптимальности $OB(\pi_k, T)$.

В [9] для множества тестовых задач порядка *n*, где $100 \le n \le 1000$, проведено экспериментальное сравнение размерностей и относительных объемов параллелепипеда оптимальности $OB(\pi_k, T)$ и многогранника устойчивости $SB(\pi_k, T)$ оптимальной перестановки π_k обслуживания *n* требований для случайно сгенерированных сценариев. Каждая серия состояла из 100 случайно сгенерированных задач с одинаковым количеством требований *n* и одинаковой максимальной погрешностью заданных длительностей обслуживания требований. Для рассмотренных в эксперименте задач размерность и объем параллелепипеда оптимальности $OB(\pi_k, T)$ увеличивались в среднем в 4,2 и в 28 раз соответственно по сравнению с размерностью и объемом многогранника устойчивости $SB(\pi_k, T)$ той же перестановки π_k.

Выбор для практической реализации перестановки обслуживания требований с наибольшим многогранником оптимальности позволяет повысить вероятность получения фактически оптимального расписания несмотря на то, что закон распределения вероятностей случайных длительностей операций не известен на момент построения расписания для задачи $1 | p_i^L \le p_i \le p_i^U | \sum w_i C_i$. Разработка такого алгоритма может быть предметом дальнейших исследований.

Подводя итоги рассмотренным выше исследованиям, можно предложить следующий алгоритм построения реализуемой перестановки для неопределенной задачи $1 | p_i^L \le p_i \le p_i^U | \sum w_i C_i$:

1) построить множество $S(T)$;

2) если $|S(T)| = 1$, то единственная перестановка множества $S(T)$ является искомой, в противном случае необходимо выбрать для реализации перестановку с наибольшим многогранником устойчивости.

При этом актуальными остаются вопросы разработки эффективных алгоритмов поиска перестановки с наибольшим многогранником оптимальности, а также разработки алгоритмов корректировки построенного множества $S(T)$ с учетом дополнительной информации об обслуженных на текущий момент требованиях (аналогичные исследования для задачи flowshop с двумя приборами с неопределенными длительностями обслуживания требований были проведены в [10]).

Приложение для тайм-менеджмента. Метод, основанный на устойчивости оптимального расписания, и соответствующие алгоритмы используются в разрабатываемой системе автоматизированного планирования рабочего времени [11]. Первая версия схожего по функциональным возможностям компьютерного приложения уже реализована в ОИПИ НАН Беларуси в составе комплекса программ «Расписание» [5]. Новая версия системы будет представлять собой развитие данного приложения с учетом новых тенденций в компьютерных технологиях и разработки новых алгоритмов составления расписаний для неопределенных задач. Система будет реализована как распределенное приложение, которое смогут использовать как несколько пользователей (в иерархии «руководитель – подчиненные»), так и один независимый пользователь.

Приложение для тайм-менеджмента, основанное на модели «руководитель – подчиненные», представляет собой распределенное приложение типа «клиент – сервер». Это связано с необходимостью реализации механизма взаимодействия нескольких пользователей в рамках единой компьютерной системы, т.е. поведения, когда каждый из пользователей системы должен иметь доступ к общим данным и ресурсам, иметь возможность изменять их в той мере, в какой это необходимо для решения общих задач, и иметь возможность информировать о полученных результатах других пользователей системы. С некоторыми модификациями данная архитектура используется в созданном приложении как в клиентской, так и в серверной части.

Приложение разрабатывается на базе платформы .NET Framework 4.5 на языке C# 5.0 с использованием следующих компьютерных продуктов и технологий: MS SQL Express 2012 в качестве серверной базы данных; SQL Compact Edition в качестве локальной базы данных; WCF (Windows Communication Foundation) – технология реализации сервисов (в нашем случае – веб-сервисов); IIS - веб-сервер для развертывания и выполнения WCF сервисов; WPF – графическая подсистема для оказания пользовательских интерфейсов в приложениях для Windows-приложений.

Основная логика серверной части представлена алгоритмами построения расписаний, мониторинга расписания в режиме он-лайн, функционалом авторизации пользователя, а также регистрации пользователей и управления подчиненными пользователями. Клиент приложения для построения расписания для человека в иерархии «руководитель – подчиненные» будет предоставлять различные функциональные возможности в зависимости от роли пользователя приложения (либо для руководителя, либо для подчиненного). Различные функции приложения содержатся в обособленных модулях, которые могут подключаться к приложению для конкретного пользователя по мере необходимости.

Общим функционалом для всех пользователей является аутентификация и авторизация пользователей системы, регистрация пользователей, настройки пользователей, механизм нотификаций пользователей. Общим сценарием для всех их при первом запуске приложения является процесс регистрации и процесс авторизации пользователя. Данные операции выполняются на сервере посредством веб-сервисов. После регистрации пользователя и его авторизации в приложении для него становится доступным функционал настроек, с помощью которого пользователь может задать свои индивидуальные настройки – персональные и общие для тайм-менеджмента, которые хранятся на сервере и учитываются при построении персональных расписаний.

Функционал руководителя является наиболее полным для управления приложением. К нему относятся следующие возможности приложения: управление пользователями; ввод сведений о задачах, на основании которых будут строиться персональные расписания и которые будут использоваться при выполнении работ; построение расписания выполнения запланированных работ; ручное и (или) автоматическое назначение пользователя на выполнение задач из общего множества задач, предназначенных для включения в расписание; мониторинг процесса выполнения расписания. Под управлением пользователями подразумевается просмотр их настроек, общих настроек тайм-менеджмента, просмотр задач, которые выполняются пользователями, возможности восстановления пароля, включение в систему новых пользователей, а также удаления пользователей приложения. Предусматривается реализация статистики, связанной с работой каждого подчиненного пользователя системы.

Модуль управления расписанием включает функционалы построения расписания, назначения задач пользователям и мониторинга выполнения расписания. Это – основной модуль приложения. Процесс построения расписания состоит из следующих шагов: получение исходных данных из базы данных; получение настроек всех участвующих в выполнении расписания субъектов (руководителя и подчиненных); загрузка библиотек, содержащих реализацию алгоритмов, которые осуществляют непосредственно построение расписаний. Данные библиотеки могут разрабатываться, динамически добавляться в систему без необходимости дополнительной разработки способов интеграции алгоритмов в приложении. Выбор алгоритмов построения расписаний можно будет реализовывать на этапе настройки приложения. После построения расписания и назначения работников на соответствующие задачи необходимо отправить работникам нотификации.

Функционал пользователя на данном этапе разработки представляет собой минимальный набор операций, необходимых для выполнения задач расписании, а именно: просмотр задач, подлежащих выполнению, включая всю информацию, которая необходима для их выполнения; возможность отмечать изменение статуса задач (задача выполнена или не выполнена).

Следует отметить, что использование приложения не рассматривается как обязательный для исполнения набор инструкций. Основное назначение приложения заключается в предоставлении пользователю инструментария для построения списка его работ, расположенных в том порядке, который позволил бы пользователю оптимизировать его рабочее время. Используемый для тайм-менеджмента математический аппарат предназначен для обеспечения достаточного обоснования корректности используемой технологии тайм-менеджмента с учетом специфики решаемых задач и предпочтений конкретного пользователя.

Заключение. Рассмотрены вопросы интеграции алгоритмов оптимального планирования работ и принципов тайм-менеджмента в рамках единой системы тайм-менеджмента. В теории расписаний соответствующие задачи можно моделировать как оптимизацию обслуживающих систем с одним прибором и критерием минимизации суммы взвешенных моментов завершения обслуживания требований. Из-за специфики процесса планирования рабочего времени для человека предполагается, что время выполнения каждой запланированной работы может оставаться неопределенным вплоть до момента реализации работы. Приведены известные результаты, полученные для решения соответствующих задач теории расписаний с неопределенными длительностями обслуживания требований, а также рассматриваются направления дальнейших исследований задач составления расписаний для тайм-менеджмента.

Литература

1. Sotskov, Yu. N. Scheduling under uncertainty: theory and algorithms / Yu.N. Sotskov, N.Yu. Sotskova, T.-C. Lai, F. Werner. // RUE «Publishing House «Belorusskaya nauka», 2010. – 326 p.

2. Егорова, Н.Г. Минимизация суммы взвешенных моментов завершения обслуживания требований с интервальными длительностями / Н.Г. Егорова, Ю.Н. Сотсков // Информатика. – 2008. – № 3. – С. 5–16.

3. Smith, W.E. Various Optimizers for Single-Stage Production / W.E. Smith // Naval Research Logistics Quarterly. – 1956. – Vol. 3, № 1. – P. 59–66.

4. Sotskov, Yu.N. Minimizing total weighted flow time of a set of jobs with interval processing times/ Yu.N. Sotskov, N.G. Egorova, T.-C. Lai // Mathematical and Computer Modelling. – 2009. – Vol. 50, № 3 – 4.– P. 556–573.

5. Сотсков, Ю.Н. Модели и комплекс программ для планирования рабочего времени / Ю.Н. Сотсков, Н.Г. Егорова, Н.М. Матвейчук, Е.А. Петрова // Информатика. – 2007. – № 4. – С. 23–36.

6. Sotskov, Yu.N. Minimizing total weighted flow time under uncertainty using dominance and a stability box / Yu.N. Sotskov, T.-C. Lai // Comput. Oper. Res. – 2012. – V. 39. – P. 1271–1289.

7. Егорова, Н.Г. Перестановка с наибольшим параллелепипедом устойчивости для обслуживания требований с интервальными длительностями / Н.Г. Егорова, Ю.Н. Сотсков, А.А. Косенков // Информатика. – 2012. – № 4. – С. 69–80.

8. Sotskov, Yu.N. The stability box in interval data for minimizing the sum of weighted completion times / Yu.N. Sotskov, N.G. Egorova, T.-C. Lai, F. Werner // SIMULTECH 2011: Proc. Int. Conf. Simulat. Model. Method., Technolog. Appl. - Noordwijkerhout, Netherlands, 29-31 July 2011 / SciTePress – Sci. Tecnol. Publicat.; Portugal, 2011. P. 14–23.

9. Сотсков, Ю.Н. Многогранники устойчивости оптимальной перестановки обслуживания требований / Ю.Н. Сотсков, Н.Г. Егорова // Автоматика и телемеханика. – 2014. – № 7. – С. 136–154.

10. Matsveichuk, N.M. Schedule execution for two-machine flow-shop with interval processing times / N.M. Matsveichuk, Yu.N. Sotskov, N.G. Egorova, T.-C. Lai. // Mathematical and Computer Modelling. – 2009. – V. 49. – № 5–6. – P. 991–1011.

11. Сотсков, Ю.Н. Разработка компьютерного приложения для оптимального планирования рабочего времени / Ю.Н. Сотсков, А.А. Косенков // Экономика, моделирование, прогнозирование. – 2014. – № 8. – С. 138–148.

Статья поступила 21 01. 2015 г.