АЛГОРИТМЫ ПЛАНИРОВАНИЯ РАБОЧЕГО ВРЕМЕНИ В УСЛОВИЯХ НЕОПРЕДЕЛЕННОСТИ ДЛИТЕЛЬНОСТЕЙ ВЫПОЛНЯЕМЫХ РАБОТ

Егорова Н.Г.,

кандидат технических наук, доцент,

Сотсков Ю.Н.,

доктор физико-математических наук, профессор,

Объединенный институт проблем информатики НАН Беларуси, г. Минск

Рассматривается задача оптимального планирования множества работ $J = \{J_1, J_2, \ ..., J_n\}$, заданных для одного исполнителя. Каждой планируемой работе $J_i \in J$ приписан вес $w_i > 0$, характеризующий ожидаемую прибыль от выполнения работы $J_i \in J$ с учетом важности раннего завершения этой работы. Поскольку фактическое время p_i выполнения работы $J_i \in J$ зависит от многих случайных факторов, то будем предполагать, что на момент составления расписания для каждой запланированной работы известны только нижняя граница p_i^L и верхняя граница p_i^U возможной длительности работы $p_i \in [p_i^L, \ p_i^U]$, а фактическая длительность p_i становится известной в момент времени C_i завершения работы J_i. В качестве критерия оптимальности расписания рассматривается минимизация суммарного взвешенного времени $\sum_{i=1}^{n} w_i C_i$ завершения множества работ, запланированных на определенный период времени. Такую задачу можно интерпретировать как максимизацию суммарной прибыли исполнителя [1].

В терминах теории расписаний соответствующая задача построения расписания обслуживания множества требований $J = \{J_1, J_2, \ ..., J_n\}$ с неопределенными длительностями обслуживания требований обозначается как $1 | p_i^L \le p_i \le p_i^U | \sum w_i C_i$. Поскольку длительности p_i обслуживания требований $J_i \in J$ не определены на момент построения расписания, то для задачи $1 \mid p_i^L \le p_i \le p_i^U \mid \sum C_i$ в общем случае нельзя построить одну перестановку обслуживания требований множества J, которая оставалась бы оптимальной при всех возможных сценариях $p = (p_1, p_2, ..., p_n)$ из заданного множества $T = \{p = (p_1, p_2, ..., p_n) : p \in R_+^n : p_i^L \le p_i \le p_i^U, i \in \{1, 2, ..., n\}\}$. В качестве приближенного решения такой задачи будем использовать перестановку π_k выполнения запланированных работ с наибольшим относительным полупериметром параллелепипеда оптимальности (будем называть такую перестановку эффективной).

Поскольку в течение дня могут поступать и новые работы для исполнителя, то перестановка π_{e_k} выполнения работ, запланированных на k-й день, включает только те работы, которые поступили для выполнения к моменту составления дневного расписания, т.е. работы, поступившие в k-й день для последующего выполнения, а также работы, поступившие, но не выполненные исполнителем в предыдущие дни интервала планирования. Перестановка $\pi_e = (\pi_{e_1}, \pi_{e_2}, ..., \pi_{e_p})$ выполнения работ в заданном интервале планирования определяется как конкатенация перестановок π_{e_k} выполнения работ, запланированных на k-й день. В течение k-го дня работы выполняются исполнителем в соответствии с расписанием (перестановкой π_{e_k}) до тех пор, пока начало s_{k_r} выполнения очередной работы J_{k_r} согласно перестановке $\pi_{e_k} = (J_{k_1}, J_{k_2}, ..., J_{k_d})$ не выходит за пределы рабочего времени k-го дня исполнителя.

Были проведены вычислительные эксперименты на персональном компьютере по оценке эффективности разработанных алгоритмов для исполнителя, использующего технологию тайм-менеджмента в течение месяца. В эксперименте оценивался 30-дневный период составления расписаний на каждый день. Предполагалось, что каждый день поступает либо 10 новых работ для последующего выполнения исполнителем, либо 20 новых работ в другой серии экспериментов. К началу k-го дня строится эффективная перестановка выполнения всех работ из множества $G_k \bigcup G(k-1)$, где G_k – множество работ, поступивших для выполнения в k-й день, а $G(k-1)$ – множество работ, не выполненных исполнителем в k-1-й день. Начиная с 31-го дня, новые работы для исполнителя не поступают, и построение эффективных перестановок производится только для подмножества ранее поступивших для выполнения работ, которые не были выполнены исполнителем в течение предыдущих дней. Такое изменение регламента поступления новых работ обусловлено необходимостью сравнения эффективности разработанных алгоритмов с другими известными алгоритмами, чтобы их сравнение выполнялось на одном и том же множестве выполненных исполнителем работ.

Для сравнения, по аналогии с перестановками π_e строились перестановки π_{opt} из частичных перестановок работ, которые являются оптимальными для случайных фактических длительностей, а также перестановки π_{mid-p} из частичных перестановок работ, оптимальных для соответствующей детерминированной задачи $1 \mid p \mid \sum w_i C_i$, с фиксированными средними значениями $p_i = 1/2(p_i^U + p_i^L)$ длительностей работ из заданных для них интервалов.

Проведенные вычислительные эксперименты на случайно сгенерированных тестовых задачах показали, что применение эффективной перестановки, которая строится разработанными в статье [1] алгоритмами, обеспечивает погрешность, не превышающую 0,75% от фактически оптимальной перестановки выполнения работ, построенной при заранее известных длительностях всех запланированных работ. Значение достигаемой погрешности целевой функции $\sum_{i=1}^{n} w_i C_i$ было в среднем на 21% меньше погрешностей, полученных при использовании известных алгоритмов, разработанных ранее для приближенного решения задачи $1 \mid p_i^L \le p_i \le p_i^U \mid \sum w_i C_i$.

Литература

1. Сотсков Ю.Н., Егорова Н.Г., Матвейчук Н.М. Алгоритмы планирования рабочего времени в условиях неопределенности // Информатика. – 2020. – Т. 17. – № 2 – С. 86–102.