УДК 519.6

Г. Н. ГЛУХОВ, канд. техн. наук, доц., ХНТУ, Херсон;
Г. А. РАЙКО, канд. техн. наук, доц., ХНТУ, Херсон;
Е. В. ДАНИЛЕЦ, канд. техн. наук, доц., ХНТУ, Херсон;
В. О. ГАПОНОВ, директор Подгороднянского и Камяномостовского филиалов АО "Компания Райз"

МОДЕЛЬ ОПТИМАЛЬНОГО РАСПРЕДЕЛЕНИЯ МНОЖЕСТВА ЗАДАНИЙ ПРОЕКТА

Предлагается описание математической модели распределения множества задач отдельного проекта, входящего в состав программы, определение оптимальной последовательности заданий, обеспечивающих выполнение всех ограничений на устанавливаемые сроки их выполнения, с учетом минимизации потерь времени завершения работ и средневзвешенных затрат ресурсов.

Ключевые слова: проект, программа, оптимальное распределение заданий, сроки выполнения, алгоритм.

Введение. В системе управления программами социально-экономического развития региона одной из важных задач является распределение множества заданий по входящим в программу проектам и определение оптимальной последовательности их выполнения при условии ограниченности ресурсов, неопределённости и риска.

Целью данной статьи является описание математической модели оптимального распределения всего комплекса заданий отдельного проекта, входящего в состав программы, формализация оптимальной последовательности действий с учетом потерь времени и заданных ограничениях на начальные и конечные сроки выполнения каждого из заданий [1,2]. Задачи данного класса применяются в календарном планировании проекта, маршрутизации заданий, организации вычислительного процесса и т.д. [3,4].

Подходы, связанные с построением линейных и нелинейных целочисленных моделей, с использованием методов математического программирования для решения задач данного класса достаточно большой размерности требуют больших объемов вычислений [5,6].

Наиболее широкое распространение получили методы решения задач данного класса с использованием генераторов случайных расписаний, использующих различные правила предпочтения, эвристические подходы, а также генетические алгоритмы и эволюционные стратегии [6-8]. Алгоритмы решения данного класса задач без учета ограничений на директивные сроки выполнения заданий методами построения кратчайших допустимых путей на графах позволили, в ряде случаев, находить эффективные расписания выполнения заданий. Однако наличие жестких ограничений на директивные сроки выполнения заданий в ряде случаев затрудняет процесс генерирования допустимых расписаний и существенно увеличивает затраты на поиск. Кроме того, отсутствие нижних оценок значения критерия оптимальности построенного расписания, не позволяет объективно оценить эффективность полученного решения [9].

В данной статье описываются свойства задач данного класса, на основе которых конструируются операторы исключения из рассмотрения подмножеств расписаний, не содержащих допустимых решений, предлагается алгоритм вычисления нижних оценок критериев оптимальности.

Постановка задачи исследования. Программа социально-экономического развития региона состоит из K различных по своему направлению проектов, включающих N различных заданий $i, j = 1,..., N$. Каждое задание выполняется только в одном проекте без разрывов времени в процессе его выполнения. При этом задаются:

- директивные сроки завершения каждого из заданий T_i, $i = 1,\ldots,N$;

- матрица времени выполнения каждого из заданий во всех проектах $\bar{t}^k = (t_1^k, t_2^k, \ldots t_i^k, \ldots t_N^k)$, $k = 1,\ldots,K$;

- Θ^k – наиболее ранние допустимые сроки начала выполнения работ в k-ом проекте;

- $A^k = \left|a_{ij}^k\right|$, $i, j = 0,1,\ldots,N$ - матрицы потери времени в k-м проекте при переходе после выполнения i –го задания к j-му.

Необходимо найти распределение всего множества заданий каждого проекта программы, определить оптимальные последовательности заданий, обеспечивающие выполнение всех ограничений на устанавливаемые сроки выполнения T_i, минимизировать время потерь завершения всего комплекса работ по проекту (критерий оптимальности F_1).

В качестве второго критерия оптимальности F_2 могут быть приняты минимальные средневзвешенные затраты ресурсов, необходимые для выполнения всего комплекса заданий [10].

Решение задачи. Сформулируем математическую модель поставленной задачи, свойства допустимых и оптимальных расписаний. Построим матрицы $B^k = \left|b_{ij}^k\right|$, $i, j = 0,1,\ldots,N$ суммарных затрат времени на выполнение заданий по каждому этапу проекта, с учетом потерь.

Элементы этой матрицы определяются

$$b_{ij}^k = t_j^k + a_{ij}^k\,,\quad i, j = 0,1,\ldots,N\,,\ k = 1,\ldots,K\,. \qquad (1)$$

Определим

$$\bar{b}_i^{k\,min} = \min_{0 \le j \le N} b_{ij}^k\,,\quad i, j = 0,1,\ldots,N\,,\ k = 1,\ldots,K\,. \qquad (2)$$

Построим вспомогательную матрицу $\mathbf{B} = \left|\beta_{ij}\right|, i, j = 0,1,\ldots,N$, элементы которой определяются согласно выражения (3)

$$\beta_{ij} = \min_{1 \le k \le K} b_{ij}^k\,,\ i, j = 0,1,\ldots,N\,. \qquad (3)$$

С учетом особенностей проекта, каждое i-е задание в k-м проекте не может быть завершено раннее, чем за время $\bar{b}_j^{k\,min}$, при совмещении действий в разных проектах после предшествующего задания, а встречающееся повторно – за время β_{ij}.

Найдем минимальное значение элементов каждого столбца матрицы $\mathbf{B} = \left|\beta_{ij}\right|$

$$\beta_j^{min} = \min_{0 \le i \le N} b_{ij}\,,\quad j = 0,1,\ldots,N \qquad (4)$$

Упорядочим все множества выполняемых заданий $\tilde{I} = \{1, 2, \ldots, i, \ldots, N\}$ в порядке невозрастания граничных сроков их завершения

$$\tilde{U}_1 = \{i_1, i_2, \ldots, i_N \mid T_{i1} \le T_{i2} \le \ldots \le T_{iN}\}\,. \qquad (5)$$

Введем булевые переменные x_i^k, если i-ое задание в k-м проекте выполняется, то $x_i^k = 1$, в противном случае $x_i^k = 0$, при ограничении

$$\sum_{k=1}^{K} x_i^k = 1,\ \ i = 1,\ldots,N\,. \qquad (6)$$

Пусть определено подмножество заданий, выполняемых в k-м проекте $\tilde{J}^k = \{j_1^k, j_2^k, \ldots, j_N^k\}$. Рассмотрим последовательность их выполнения в порядке не возрастания граничных периодов их завершения

$$\tilde{U}_1^k = \{j_1^k, j_2^k, \ldots, j_N^k \mid T_{j1}^k \le T_{j2}^k \le \ldots \le T_{jN}^k\}\,. \qquad (7)$$

Если не выполняется хотя бы одно из неравенств системы

$$\Theta^k + \sum_{i=1}^{r} \beta_{j_r^k}^{min} \le T_{j_r^k}, \quad r = j_1^k, j_2^k, \ldots, j_N^k, \tag{8}$$

то в рамках осуществления отдельно взятого проекта не существует допустимых расписаний.

Если определены подмножества $\tilde{J}^k$ и построены последовательности $\tilde{U}_1^k$ для всех проектов $k = 1,\ldots,K$, то справедливо следующее утверждение. Если хотя бы для одного проекта не выполняется хотя бы одно из условий (8), то для данного распределения этапов проекта по заданиям $\tilde{J}^k$, $k = 1,\ldots,K$ не существует допустимых расписаний в установленные ограничениями сроки.

Сформулируем задачу распределения и выполнения заданий в каждом проекте в последовательности не возрастания граничных сроков их завершения (последовательности (5)) в виде задачи булевого линейного программирования

$$x_{ij}^k = \begin{cases} 0 \\ 1 \end{cases}, \quad l = 1,\ldots,N, \quad k = 1,\ldots,K \tag{9}$$

$$\sum_{k=1}^{K} x_{i1}^k = 1, \quad l = 1,\ldots,N \tag{10}$$

$$\Theta^k + \sum_{l=1}^{r} \beta_{il}^{min} x_{il}^k \le T_{il}, \quad r = 1,\ldots,N, \quad k = 1,\ldots,K \tag{11}$$

$$\Theta^k + \sum_{l=1}^{r} \bar{b}_{il}^{k\,min} x_{il}^k \le T_{il}, \quad r = 1,\ldots,N, \quad k = 1,\ldots,K \tag{12}$$

Если система неравенств (9) – (11) не выполняется, то система ограничений задачи является несовместной.

Время завершения всех заданий по k-му проекту не может быть меньше значения η, которое определяется в результате решения следующей задачи булевого линейного программирования:

$$\min\left\{\eta \middle| \Theta^k + \sum_{i=1}^{N} \beta_{il}^{min} x_{il}^k - \eta_1 \le 0, \quad k = 1,\ldots,K \right\}, \tag{13}$$

при условии ограничений (9) – (11) или задачи

$$\min\left\{\eta_1 \middle| \Theta^k + \sum_{i=1}^{N} \overline{b}_{il}^{k\,min} x_{il}^k - \eta_1 \le 0, \quad k = 1,\ldots,K \right\}, \tag{14}$$

с условиями ограничений (9), (10), (12).

Так как $\beta_{il}^{\min} \le \overline{b}_{il}^{k\min},$ для всех $l = 1,..., N, \quad k = 1,..., K$, то система ограничений (9), (10), (12) является более жесткой, чем система ограничений (9) – (11), и не все значения переменных, удовлетворяющие системе (9) – (11), обеспечат выполнение условий (9), (10), (12). Поэтому для значений η, определяемых в результате решения задач (9) – (11), (13) и значения η_1, определяемого из условий (9), (10), (12), (14), справедливо соотношение $\eta_1 \ge \eta$.

Пусть на некотором этапе проекта определены подмножества $\tilde{J}^{k+}$ и частичные последовательности выполнения заданий в каждом проекте $\tilde{V}^k = \{ j_1^k, j_2^k, \ldots, j_{mk}^k \}$ включает $m_k, \quad k = 1,\ldots,K$ задний, $\sum_{k=1}^{K} m_k = m < N$, где j_{m1}^k – последнее задание, выполняемое в k-м проекте в определенной последовательности $\tilde{V}^k$.

Пусть $P = N - m, \quad \tilde{J}^+ = \bigcup_{k=1}^{K} \tilde{J}^{k,+}$ – подмножество всех включенных во все последовательности заданий. Для каждого проекта целесообразно рассчитать время завершения, выполняемых в этих частичных последовательностях, заданий:

$$\overline{\Theta}^k = \Theta^k + \sum_{l=1}^{m_k} \left(a_{il}^k - l_e^i + t_{il}^k \right), \quad k = 1,\ldots,K . \tag{15}$$

Обозначим $\hat{J} = \{ \gamma_1, \gamma_2, \ldots, \gamma_p \}$ – подмножество не включенных в частичные последовательности и подлежащих выполнению заданий. Упорядочив последовательность по невозрастанию граничных значений времени их завершения

$$\hat{V}^- = \{ v_1, v_2, \ldots, v_p \mid T_{v_1} \le T_{v_2} \le \ldots \le T_{v_p} \}. \tag{16}$$

Если построены частичные последовательности выполнения некоторого подмножества заданий $\tilde{V}^k$ отдельного проекта, определены сроки их завершения в каждом проекте $\overline{\Theta}^k$, необходимо распределить и построить оставшееся подмножество заданий $\hat{V}^-$, поэтому время завершения выполнения всех заданий не может быть меньше величин $\xi_1 \geq \xi$, определяемых соответственно в результате решения следующих задач линейного программирования

$$\left\{ \min \xi \middle| \overline{\Theta}^k + \sum_{l=1}^{P} \overline{\beta}_{vl}^{min} x_{vl}^k - \xi \leq T_{vl}, \quad v_l \in \hat{V}^-, \quad k = 1,\ldots,K \right\} \tag{17}$$

в условиях ограничений (18) – (19)

$$x_{vl}^k = \begin{cases} 0 \\ 1 \end{cases}, \quad v_l \in \hat{V}^-, \quad k = 1,\ldots,K \tag{18}$$

$$\sum_{k=1}^{K} x_{vl}^k = 1, \quad v_l \in \hat{V}^- \tag{19}$$

или

$$\left\{ \min \xi_1 \middle| \overline{\Theta}^k + \sum_{l=1}^{P} \overline{d}_{v1}^{k,min} x_{vl}^k - \xi_1 \leq T_{vl}, \quad v_l \in \hat{V}^-, \quad k = 1,\ldots,K \right\} \tag{20}$$

с условиями (18), (19) и (21)

$$\overline{\Theta}^k + \sum_{l=1}^{P} \overline{d}_{v1}^{k,min} x_{vl}^k \leq T_{vl}, \quad v_l \in \hat{V}^-, \quad p = 1,\ldots,P, \quad k = 1,\ldots,K, \tag{21}$$

где значение

$$\overline{d}_{v1}^{k,min} = \min_{j \in \hat{V}^-} d_{ij}^k, \quad v_l \in \hat{V}^-, \quad i \in \hat{V}^-, \quad k = 1,\ldots,K. \tag{22}$$

Следовательно, результаты решения задач (9) – (11) и (18) – (20) являются необходимыми, но недостаточными условиями возможности выполнения всей системы ограничений, как на начальном этапе решения, так и на этапе, когда сформированы некоторые частные последовательности выполнения непересекающихся подмножеств заданий в каждом проекте. Результаты решения задач (9) – (11), (13) и (18) – (21) позволяют вычислить нижнюю границу длины оптимального расписания в решении.

Результаты решения вышеуказанных оценочных задач булевого линейного программирования при больших размерностях K и N могут потребовать значительных объемов вычислений. Поэтому в качестве грубой оценки возможности выполнения всей системы ограничений на различных этапах решения могут рассматриваться результаты решения задач (9) – (11), (13) и (18) – (21) не для всего множества переменных (N - на начальном этапе или $P = N - m$ – в процессе решения), а для некоторой части подлежащих выполнению заданий, стоящих в левой части соответственно последовательности $\tilde{J}$ и $\hat{J}$, т.е. для количества заданий $M \langle N$ или $P_1 \langle P$).

Для вычисления более грубой, но требующей существенно меньшего объема вычислений, оценки нижней границы функции цели F_1 можно воспользоваться алгоритмом

$$E = \sum_{l=1}^{P} \beta_{vl}^{min}, \quad \overline{\Theta}_{max}^{k} = \max_{1 \le k \le K} \overline{\Theta}^{k} \tag{23}$$

$$\Delta k = \overline{\Theta}_{max}^{k} - \overline{\Theta}^{k}, \quad k = 1,\dots,K, \quad E_1 = E - \sum_{k=1}^{K} \Delta^{k}. \tag{24}$$

Тогда

$$\xi(F_1) = \overline{\Theta}_{max}^{k} = \left| \frac{E_1}{K} \right|, \tag{25}$$

где $|\cdot|$ – целая часть частного от деления, при этом $0 \le \lambda^k \le 1, \quad k = 1,\dots,K,$ $\sum_{k=1}^{K} \lambda^k = 1$ – весовые коэффициенты, определяющие степень возможности резерва времени по проекту.

Минимальное средневзвешенное время, необходимое для выполнения всех заданий проекта, как на начальном этапе, так и при сформированных частичных последовательностях непересекающихся подмножеств заданий в каждом проекте, не может быть меньше значения

$$\xi(F_2) = \sum_{k=1}^{K} \lambda^k \left[\Theta^k + \sum_{l=1}^{N} \overline{b}_{ij}^{k,min} x_{il}^{k,min} \right] \to \min \tag{26}$$

в условиях ограничений (9) – (11) или (9), (10), (12), либо определяется в результате решения задачи

$$\xi(F_2) = \sum_{k=1}^{K} \left[\overline{\Theta}^k + \sum_{l=1}^{P} \overline{d}_{vl}^{k,min} x_{vl}^{k} \right] \to \min, \tag{27}$$

в условиях ограничений (18) – (20) или (18), (19), (20).

Следует, что значение $\xi(F_2)$ является нижней границей второго критерия оптимальности на различных этапах решения.

Для вычисления грубой оценки нижней границы функции цели $\xi_1(F_2)$ целесообразно использовать выражения

$$\xi_1(F_2) = \sum_{i=1}^{N} \beta_i^{max} \text{ или } \xi_1(F_2) = \sum_{k=1}^{K} \left(\overline{\Theta}^k\right) + \sum_{l=1} \left(\overline{\beta}_{vl}^{min}\right),\ v_l \in \hat{J}, \tag{28}$$

где $\left(j^*, k^*\right)$ – пара индексов, $j \in \hat{J}$, $k = 1,\ldots,K$, при которых достигается $\overline{\beta}_i^{min} = \min_{j \in V^-} d_{ij}$:

$$\left(j^*, k^*\right) = \arg \min_{j \in V^-} d_{ij}^k. \tag{29}$$

Обозначим $j^s(k)$, $k = 1,\ldots,K$ – номер заданий в последовательности каждого проекта

$$\left(\hat{j}, \hat{k}\right) = \arg \delta_i^{min} = \arg\left\{ \min_{j \in \hat{V}} \min_{1 \le k \le K} \min_{j \in \hat{V}} d_i^k s_{(k)j} \middle| \left(\hat{j}, \hat{k}\right) \ne \left(j^*, k^*\right) \right\} \tag{30}$$

Если в последовательности заданий, выполняемых в проекте будет выбрана не пара индексов $\left(j^*, k^*\right)$, а некоторая другая пара, то суммарное время выполнения оставшихся невыполненных заданий во всех проектах, будет увеличено не менее, чем на величину $\Delta_i^s(k) = \delta_i^{min} s(k) - \overline{\beta}_i^{min} s(k)$. А, следовательно, значение $\xi_1(F_2)$ увеличится не менее чем на величину $\Delta_i^s(k)$, а значение $\xi_1(F_1)$ – не менее чем на величину $\left|\frac{\Delta_i^s(k)}{K}\right|$, где $|\cdot|$ - целая часть частного от деления этих величин.

В данном алгоритме следующим шагом является нахождение $\left(i^*, j^*, k^*\right)$ в строящейся последовательности выполнения задания j^* проекта, что позволяет обеспечить уменьшение границы функции цели:

$$\left(i^*, j^*, k^*\right) = \arg \delta_i^{min} s(k) = \arg \min_{j \in \hat{V}^-} \left(\delta_i^{min} s(k) - \overline{\beta}_i^{min} s(k)\right) =$$

$$= \min_{j \in \hat{V}^-} \left[\left\{ \min_{i^s(k) \in \hat{J}} \min_{1 \le k \le K} \min_{j \in \hat{V}^-} d_i^k s_{(k)}, j \middle| \left(\hat{j}, \hat{k}\right) \right\} - \right. \tag{31}$$

$$= \min_{i^s(k)\in\hat{J}} \min_{1\le k\le K} \min_{j\in\hat{V}^-} d_i^k s_{(k)}, j \Bigg].$$

Вывод. В данной статье представлены математические модели оптимального разбиения на непересекающиеся подмножества заданий проектов, входящих в состав программы развития региона. Сформулирована оптимальная последовательность действий, с учетом потерь времени при уточнении и переходе от одного задания к другому, а также с учетом заданных ограничений на начальные и конечные сроки выполнения каждого из заданий.

В дальнейших публикациях коллектив авторов намерен продолжить исследования, так как данная задача относится к классу сложных задач, которые целесообразно решать последовательными алгоритмами оптимизации: методом «ветвей и границ», методом последовательного анализа и отсева неперспективных вариантов. Сформулированные в статье результаты могут найти применение в календарном планировании программ развития и управления проектами, планировании параллельных вычислений.

Список литературы: **1.** *Райко, Г. О.* Формалізація завдання розвитку регіону у вигляді задачі часткового дискретного програмування / *Г. О. Райко* // Вестник Херсонского национального технического университета. – 2013. – № 1 (46). – С. 176–180. **2.** *Згуровський М. З., Панкратова Н.Д.* Технологическое предвидение: монография / *М. З. Згуровський.* – К. : Политехника, 2005. – 154 с. **3.** *Корнийчук М. Т.* Математические модели оптимизации и оценивания надежности и эффективности функционирования сложных РТС / *М. Т. Корнийчук.* – К.: КВИРТУ, 1980. – 280 с. **4.** *Дорофеюк А. А.* Алгоритмы построения хорошо интерпретируемых классификаций / *А. А. Дорофеюк, А. Л. Чернявский* // Проблемы управления. – 2007. – №2. – С. 83–84. **5.** *Райко, Г.А.* Применение коинтеграционнго метода в системе управления регионом / *Г.А. Райко* // Проблеми інформаційних технологій. – 2011. – № 2(012). – С.88–92. **6.** *Herrmann J.* Supply Chain Scheduling. Transaktionskostentheorie; Parallele Maschinen; Heuristik; Optimierungsmodelle / *J. Herrmann.* – Berlin-Heidelberg: Gabler Verlag, 2010. – 162 p. **7.** *Szelke E.* Artificial Intelligence in Reactive Scheduling. / *E. Szelke, R. M. Kerr*. – Chapman & Hall, London, 1995. – 164 p. **8.** *Blazewicz J.* Scheduling Computer and Manufacturing Processes. / *J. Blazewicz, K. H. Ecker, E. Pesch, G. Schmidt, J. Weglarz.* – Berlin-Heidelberg: Springer-Verlag, 2001. – 485 p. **9.** *Зак Ю. А.* Решение обобщенной задачи Джонсона с ограничениями на сроки выполнения заданий и времена работы машин. Ч.1. Точные методы решения / *Ю. А. Зак* // Проблемы управления. – 2010. – № 3. – С. 17–25; Ч.2. Приближенные методы решения // Проблемы управления. – 2010. – № 4. – С. 12–19. **10.** *Батищев Д.И.* Метод комбинирования эвристик для решения комбинаторных задач упорядочения и распределения ресурсов / *Д. И. Батищев, Э. Д. Гудман, И. П. Норенков, М. Х. Прилуцкий* // Информационные технологии. – № 2. – 1997. – С. 29–32.

Bibliography (transliterated): **1.** Rajko, H. O. "Formalizatsiia zavdannia rozvytku rehionu u vyhliadi zadachi chastkovoho dyskretnoho prohramuvannia."*Vestnyk Khersonskoho natsyonal'noho tekhnycheskoho unyversyteta*. No. 1(46). 2013. 176 – 180. Print. **2.** Zgurovs'kij, M. Z., and N. D. Pankratova. *Tehnologicheskoe predvidenie: monografija.* Kiev: Politehnika, 2005. Print. **3.** Kornijchuk, M. T. *Matematicheskie modeli optimizacii i ocenivanija nadezhnosti i jeffektivnosti funkcionirovanija slozhnyh RTS*. Kiev: KVIRTU, 1980. Print. **4.** Dorofejuk, A. A., and A. L. Chernjavskij. "Algoritmy postroenija horosho interpretiruemyh klassifikacij." *Problemy upravlenija*. No. 2. 2007. 83 – 84. Print. **5.** Rajko, G.A. "Primenenie kointegracionngo metoda v sisteme upravlenija regionom". *Problemi informacijnih tehnologij*. No. 2(012). 2011. 88 – 92. Print.

6. Herrmann, J. *Supply Chain Scheduling. Transaktionskostentheorie; Parallele Maschinen; Heuristik; Optimierungsmodelle.* Berlin-Heidelberg: Gabler Verlag, 2010. Print. **7.** Szelke, E., and R. M. Kerr. *Artificial Intelligence in Reactive Scheduling.* London: Chapman & Hall, 1995. Print. **8.** Blazewicz, J., et al. *Scheduling Computer and Manufacturing Processes.* Berlin-Heidelberg: Springer-Verlag, 2001. Print. **9.** Zak, Ju. A. "Reshenie obobshhennoj zadachi Dzhonsona s ogranichenijami na sroki vypolnenija zadanij i vremena raboty mashin." Ch.1. *Tochnye metody reshenija. Problemy upravlenija*. No. 3. 2010. 17 –25. Ch.2. *Priblizhennye metody reshenija. Problemy upravlenija*. No. 3. 2010. 17 – 25. Print. **10.** Batishhev, D.I., et al. "Metod kombinirovanija jevristik dlja reshenija kombinatornyh zadach uporjadochenija i raspredelenija resursov." *Informacionnye tehnologii.* No. 2. 1997. 29–32. Print.

Поступила (received) 05.12.2014

УДК 004.89:510.22

И. В. ЛЮТЕНКО, ст. преп., НТУ «ХПИ»;
О. Ю. ЧЕРЕДНИЧЕНКО, канд. техн. наук, доц., НТУ «ХПИ»;
Е. В. ЯКОВЛЕВА, канд. техн. наук, доц., ХНУРЭ, Харьков;
Е. М. МАКСИМЕНКО, студент, ХНУРЭ, Харьков

МОДЕЛИ ПРЕДСТАВЛЕНИЯ МНОГОПРИЗНАКОВЫХ ОБЪЕКТОВ НА ОСНОВЕ ПОСЛЕДОВАТЕЛЬНОГО АГРЕГИРОВАНИЯ

В работе рассматриваются проблемы оценивания и принятия решений в системах, которые характеризуются большим числом разнородных дискретных признаков. Проведен анализ основных подходов к моделированию многопризнаковых объектов. Предложен новый метод диагностики на основе теории метрических пространств мультимножеств, что позволяет учитывать в модели слабоструктурированные и противоречивые данные.

Ключевые слова: принятие решений, многопризнаковый объект, модель, мультимножества.

Введение. На современном этапе развития информационно-компьютерных технологий особую актуальность приобретают исследования различных аспектов процессов принятия решений. В самом общем случае в процессе принятия решений, независимо от предметной области, можно выделить такие этапы: формулировка цели; формирование множества возможных решений; оценивание; выбор лучшего решения [1]. Для многоуровневых организационных систем управления более типична не проблема выбора решения из множества заданных альтернатив, а задача формирования допустимых решений. Цели и критерии формируются лицом, принимающим решения (ЛПР), в категориях результатов деятельности системы, а целенаправленное формирование допустимых вариантов решений