Наука и Образование
МГТУ им. Н.Э. Баумана
Сетевое научное издание
ISSN 1994-0408

Наука и Образование. МГТУ им. Н.Э. Баумана.
Электрон. журн. 2014. № 12. С. 645–657.

DOI: **10.7463/1214.0751200**

Представлена в редакцию: 24.12.2014

УДК 693.78

Задача прикрепления потребителей к асфальтобетонным заводам при строительстве дорог

Николаев А. Б.[1,*], Сакун Б. В.[1], Хвоинский Л. А.[1]

[*]nikolaev.madi@mail.ru

[1]Московский автомобильно-дорожный государственный технический университет (МАДИ), Москва, Россия

В статье рассмотрены вопросы организации строительных работ в условиях совместных проектов, когда имеется множество объектов, множество строительных организаций и множество асфальтобетонных заводов (АБЗ), которые производят продукцию необходимого качества для текущего дорожного строительства. При этом естественным образом возникает задача привязки отдельных объектов и отдельным АБЗ с учетом их производительности. В данной статье на основе адаптации задачи о назначении предлагается соответствующая процедура выбора АБЗ для отдельных объектов, для которой показана достаточно высокая вычислительная эффективность.

Ключевые слова: асфальтобетонный завод, транспортировка смеси, оптимизация поставок, задача о назначении

Введение

В статье обсуждается проблема прикрепления потребителей строительных смесей к асфальтобетонным заводам (АБЗ), размещенным на некоторой территории. Предполагается, что известны пространственные координаты строительных объектов, заводов, расстояния между объектами, затраты на перевозку материалов, ограничения на число потребителей одного АБЗ [1,10]. Требуется найти такое распределение потребителей по заводам, для которого суммарные затраты на транспортировку продукции и прикрепление к производителям будут минимальными.

Если согласиться с перечисленными исходными данными, то по своей формальной поставке описанная проблема относится к классу задач об оптимальном назначении. В классическом виде она формулируется следующим образом. Имеется n работ и m исполнителей. Можно назначить любого исполнителя для выполнения любой работы. Известны величины r_{ij} – стоимость реализации работы j исполнителем i. Требуется найти такое распределение исполнителей по работам, которое минимизирует суммарную затраты на всю программу. Эта простая модель оказалась очень гибкой и выразительной. В публикациях по исследованию операций и математическому программированию рассматривается множество вариантов задачи о назначениях, описывающих различные производственные и проектные ситуации в технике, экономике и социальной сфере (линейные назначения, квадратичные назначения, назначения с узкими местами, назначение целей и др.).

В некоторых случаях целесообразно снять ограничение, требующее чтобы отображение множества исполнителей на множество работ было биективным. Тогда один исполнитель может быть прикреплен к нескольким работам (объектам), а работа выполняться более чем одним исполнителем (D_i – максимальное число исполнителей, закрепленных за работой i) [8]. Это расширение классической задачи о назначениях носит название задачи о D-назначениях [2,4]. Одним из возможных способов решения этой задачи является ее сведение к задаче о назначениях в классической постановке при помощи некоторых матричных преобразований.

Алгоритм оптимальной привязки потребителей к АБЗ

Рассмотрим формальную постановку задачи привязки. Пусть имеется n заводов и m строительных объектов, которые будем называть потребителями. Паре индексов $(i, j),\ i=\overline{1,n},\ j=\overline{1,m}$ поставим в соответствие неотрицательное число c_{ij}, характеризующее стоимость доставки смеси от завода i до потребителя j. Обозначим $X=\|x_{ij}\|$ – матрицу размерности $n\times m$ с элементами $x_{ij}=\{0,1\},\ i=\overline{1,n},\ j=\overline{1,m}$. В этой матрице

$$x_{ij}=\begin{cases}1, \text{если есть перевозка от завода } i \text{ к объекту } j;\\ 0, \text{в противном случае.}\end{cases}$$

Требуется найти такой набор переменных x_{ij}, который доставляет минимум линейной функции

$$F(X)=\sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{m}c_{ij}x_{ij} \tag{1}$$

при ограничениях

$$\sum_{i=1}^{n}x_{ij}=1,\ j=\overline{1,m}, \tag{2}$$

$$\sum_{j=1}^{m} x_{ij} = D_i,\ i = \overline{1,n}. \qquad (3)$$

Система равенств (2) требует, чтобы каждый потребитель был прикреплен к одному АБЗ. Система (3) формализует условие о прикреплении к каждому заводу D_i потребителей, $i = \overline{1,n}$. Приведенная постановка является задачей о D-назначениях.

Рассмотрим так называемое D-преобразование матрицы $C=\|c_{ij}\|$. Пусть c_j – некоторый столбец матрицы C. Заменим этот столбец матрицей размерности $n \times D_j$, состоящей из D_j столбцов, равных c_j. Эту операцию выполним с каждым столбцом матрицы C. В результате получим матрицу CD. Очевидно, что это квадратная матрица размерности $n \times n$.

Матрица CD состоит из m подматриц. Для нумерации подматриц оставим индекс j, а внутри каждой из них будем использовать индекс d, $d = \overline{1, D_j}$. Тогда матрицу можно представить в виде $CD = \left\| c_{ij_d}^{D} \right\|_{n \times n}$, а матрицу аргументов записать как $XD = \left\| x_{ij_d}^{D} \right\|_{n \times n}$, $i = \overline{1,n},\ j = \overline{1,m},\ d = \overline{1, D_j}$.

В работах по исследованию операций доказано следующее принципиальное утверждение. Пусть $X^* D = \left\| x_{ij_d}^{*D} \right\|_{n \times n}$ – решение классической задачи о назначении для матрицы CD. Тогда матрица $X^* D = \left\| x_{ij}^{*D} \right\|$ с элементами $x_{ij}^{*} = \sum x_{ij_d}^{*D}$ является решением задачи(1) - (3) [1].

Содержательное толкование D-преобразования заключается в том, что j-й АБЗ заменяется на D_j фиктивных заводов, расположенных в том же месте. Тогда затраты на транспортировку от одного потребителя до любого фиктивного АБЗ из j-й группы будут одинаковыми [3].

Любой план распределения потребителей можно представить в виде матрицы $B = \left\| B_{iэ} \right\|,\ i = \overline{1,N},\ э = \overline{1,Э}$. Элементы этой матрицы задают координаты вершин многогранника, расположенного в $N \times Э$-мерном евклидовом пространстве. Рассмотрим матрицу весов $M = \left\| m_{iэ} \right\|,\ i = \overline{1,N},\ э = \overline{1,Э}$, которая состоит из элементов $m_{iэ}$, Каждый такой элемент записывается следующим образом $m_{iэ} = \begin{cases} \infty, \text{ если } Э_i < \sum\limits_j L_j \cdot p_{ij} \cdot Z_j; \\ \rho_{iэ} = \dfrac{\lambda_{i\Sigma}}{Э_i \cdot \mu_i}, \text{ в противном случае} \end{cases}$.

Распределения заявок по заводам будет оптимальным $B^* = \left\| B_{iэ}^* \right\|, \; i = \overline{1,N}, \; э = \overline{1,Э}$, если достигается экстремум целевой функции

$$\Phi^*(\cdot) = \min_{i,э \in R_3} \left\{ \sum_{i=1}^{N} \sum_{э=1}^{Э} m_{iэ} \cdot B_{iэ} \right\}, \tag{4}$$

$$R_3 = \begin{cases} \sum_i B_{iэ} = \sum_э B_{iэ} = 1, \; \forall i = \overline{1,Э}, \\ \forall э = \overline{1,Э}, \; B_{iэ} \in \{0, \; 1\}; \\ \lambda_\Sigma(P) < Э_\Sigma \cdot \mu, \; \forall i = \overline{1,Э}, \; \forall э = \overline{1,Э} \end{cases} \tag{5}$$

Рассмотрим матрицу $M_{N\times Э} = \left\| m_{iэ} \right\|, \; i = \overline{1,N}, \; э = \overline{1,Э}$. В общем случае N и $Э$ – это несвязанные величины. Если в состав исходных данных включен вектор $\{Э_i\}$, то максимальная размерность матрицы $M_{N\times Э}$ равна количеству элементов множества $M_{N\times Э}$. В случае $N \neq Э$ обе матрицы $M_{N\times Э}$ и $B_{N\times Э}$ трансформируются в квадратные матрицы $M_{N^*\times Э^*}$ и $B_{N^*\times Э^*}$ при помощи преобразования:

$$M_{N\times Э} \xrightarrow{\Xi} M_{N^*\times Э^*} \tag{6}$$

Смысл данного Ξ-преобразования заключается в замене столбца (строки) матрицы $B_{N\times Э}$, сумма элементов которых не равна единице, матрицей, которая содержит ровно столько строк (столбцов), сколько единиц было в исходном столбце (строке). Соответствующие столбцы (строки) матрицы $M_{N\times Э}$ дублируются. Этот способ обработки матриц $M_{N\times Э}$ и $B_{N\times Э}$ гарантирует выполнение системы ограничений R_3 за счет существенного увеличения размерности задачи.

Если справедливо соотношение $N < Э'$, то добавляются строки матрицы, при $N > Э'$ – столбцы. Описанное преобразование делает модель закрытой, если использовать термины "размещения и специализации" [7]. При этом $N^* = \max\{N, Э^*\} = \left\{ \sum_{i=1}^{N} \sum_{э=1}^{Э} B_{iэ} \right\}$ так как при $N > Э^* \;\; \sum_{i=1}^{N} B_{iэ}, \; \forall i = \overline{1,N}$, а при $N < Э^* \;\; \sum_{э=1}^{Э} B_{iэ}, \; \forall э = \overline{1,Э}$.

Существуют многочисленные специализированные методы решения поставленной задачи. В частности, в [9] описан сравнительно экономный алгоритм, позволяющий получить приближенное решение задачи за конечное число шагов.

Составим из элементов $m_{iэ},\ i,э=\overline{1,N^*}$ квадратной матрицы $M_{N^* \times Э^*}$ перестановки ρ_W вида $\rho_W=\{m^W_{1Э_1}, m^W_{2Э_2},..., m^W_{N^*Э_N}\}$, где $Э_1 \neq Э_2 \neq ... \neq Э_N$. Каждой из $N^*!$ перестановок ρ_W сопоставим ее вес $H_W=\sum_{i=1}^{N^*} m^W_{iэ},\ W=\overline{1,N^*!}$. Перестановка $\rho^*=\{m^*_1,...,m^*_{N^*}\}$, имеющая минимальный вес, $H^*=\min\limits_W\{H_W\}$, позволяют определить $W=\overline{1,N^*!}$ элементы $B^*_{iэ}$ оптимального плана B^*. Для этого следует просто разместить единичные элементы ($B^*=1$) на позициях *(i, э)* элементов $m_{iэ},\ i=\overline{1,N^*}$ минимальной перестановки ρ^*.

В самом деле, элементы $m^W_{iЭ_i}$ любой перестановки ρ_W размещаются по одному в каждой строке и столбце матрицы $M_{N^* \times Э^*}$. Таким образом, перестановка определяет некоторый план размещения B_W. Если перестановка имеет минимальный вес H^*, то значение целевой функции, соответствующее этому плану, будет минимальным, то есть:

$$\Phi^* = \min_{W=\overline{1,N^*!}}\{\Phi_2^W/\rho_W\} \tag{7}$$

В описанном методе минимальная перестановка находится не перебором всех $N^*!$ перестановок ρ_W. Эта задача нереализуема даже при небольших значениях N^*. Прямое решение уравнений (4)-(5) также весьма затруднительно. Поиск минимальной перестановки ρ^* осуществляется при помощи некоторой итерационной процедуры, основанной на вычислении оценок $\varphi_{iэ}$.

На каждом шаге этой процедуры находится элемент $m^*_{iэ}$, имеющий минимальную оценку, и включается в условно-минимальную перестановку. Оценками элементов $m^*_{iэ}$ матрицы $M^h_{N^* \times Э^*}$ служат величины, которые учитывают веса оставшейся после удаления столбца *э* и строки *i* части матрицы $M^h_{N^* \times Э^*}$ $\varphi^h_{iэ}=(N-h)\cdot m_{iэ}+\theta_{iэ}$, где $\theta_{iэ}=\sum\limits_{i,э\in R_4} m_{iэ}$ - сумма элементов редуцированной матрицы $M_{(N^*-1)\times(N^*-1)}$, *(N-h)* – порядок матрицы $M^h_{N^* \times Э^*}$ на произвольном шаге *h*, $h=\overline{1,(N-1)}$, $R_4=\left\{i,э:\ i,э=\overline{1,N^*}\setminus i,э;\ i,э:\ \phi^*_{iэ}=\min\limits_{i,э}\phi_{iэ}\right\}$.

Индексы минимальной вычисленной оценки $\varphi^*_{iэ}$ позволяют определить координаты позиций *(i, э)* элементов условно-оптимальной перестановки. Рассмотрим данную процедуру более подробно.

Пусть имеется матрица $M_{N^*\times N^*}$. На первом шаге $h=1$ строится матрица вида $\Phi^1_{N^*\times N^*}$ с элементами $\phi^1_{iэ},\ i,э=\overline{1,N^*}$, представляющими собой оценки элементов $m_{iэ}$. Далее в матрице $\Phi^1_{N^*\times N^*}$ находится позиция $(i_1, э_1)$, отвечающая минимальной оценке

$$\varphi^{1*}=\min_{i,э\in R_5}\{\varphi^1_{iэ}\}, \tag{8}$$

$$R_5=\{i,э:\ i,э=\overline{1,N^*}\}, \tag{9}$$

здесь элемент $m_{i_1э_1}$ выбирается как первый элемент условно-оптимальной перестановки $m_{i_1э_1}=m_1^*\in\rho^*$. Затем, при $h=2$ обрабатывается усеченная матрица $M_{e\times e}$ порядка, где $e=N^*-1$. В этой матрице отсутствует строка с индексом $i_1\left(M^{i_1}_{1\times N^*}\right)$ и столбец с индексом $э_1\left(M^{э_1}_{N^*\times 1}\right)$. Для нее заново формируется матрица оценок $\Phi^2_{e\times e}$ и находится ее минимальный элемент

$$\varphi^{2*}=\boldsymbol{min}_{i,э\in R_6}\{\varphi^2_{iэ}\}, \tag{10}$$

$$R_6=\{i,э:\ i,э=\overline{1,N^*}\}. \tag{11}$$

Элемент $m_{i_2э_2}$, имеющий минимальную оценку φ^{2*}, дает второй элемент перестановки ρ^*, то есть $m_{i_2э_2}=m_2^*\in\rho^*$.

Несколько итераций ((N^2-1), если точно) описанных шагов дают условно-оптимальную перестановку $\rho^*=\{m^*_1, m^*_2,\dots, m^*_{N^*}\}$, а следовательно и план B^* с целевой функцией $\Phi^*=\min_{i,э\in R_7}\left\{\sum_i\sum_э m_{iэ}\cdot B_{iэ}\right\}$.

Оценка эффективности вычислительной процедуры

Описанный алгоритм базируется на принципах метода «границ и ветвей». Процедуры ветвления и пересчета оценок модифицированы применительно к решаемой задаче. Из $(N^*)^2$ элементов матрицы $M_{N^*\times N^*}$ можно составить $N^*!$ перестановок ρ_W, $W=\overline{1,N^*!}$, в каждой из которых не совпадает хотя бы пара элементов. Во множестве всех таких перестановок ρ_W выделим подмножество, в элементы которого входит $m_{i_1э_1}$. Это подмножество будет включать в себя $(N^*-1)!$ перестановок вида $\rho_{W_1} = \{m_{i_1э_1}, m_{i_2э_2}, ..., m_{i_{N^*}э_{N^*}}\}$ $W_1 = \overline{1,(N^*-1)!}$.

Если перестановка $\rho_{W_1} \in L_{i_1э_1}$ имеет вес H_{W_1}, то подмножество перестановок $L_{i_1э_1}$ получит суммарный вес

$$H^{\Sigma}_{i_1э_1} = \sum_{W_1=1}^{(N^*-1)!} H_{W_1} \tag{12}$$

где $H_{W_1} = m_{i_1э_1} + ... + m_{i_{N^*}э_{N^*}} = m_{i_1э_1} \cdot (N^*-1)! + \theta_{i_1э_1} \cdot (N^*-2)!$,

$\theta_{i_1э_1} = \theta_{N^*\times N^*} - \theta^{i_1}_{1\times N^*} - \theta^{э_1}_{N^*-1} - m_{i_1э_1}$, $\theta_{N^*\times N^*} = \sum_{i=1}^{N^*}\sum_{э=1}^{N^*} m_{iэ}$ - сумма всех элементов матрицы

$M_{N^*\times N^*}$; $\theta^{i_1}_{1\times N^*} = \sum_{э=1}^{N^*} m_{i_1э}$ - сумма всех элементов строки $M^{i_1}_{1\times N^*}$; $\theta^{э_1}_{N^*\times 1} = \sum_{i=1}^{N^*} m_{iэ_1}$ - сумма всех элементов столбца $M^{э_1}_{N^*\times 1}$.

Итак, по исходной матрице $M_{N^*\times N^*}$ создается матрица оценок $\Phi_{N^*\times N^*}$ и вычисляется выражение $H^{\Sigma}_{N^*\times N^*} = \Phi_{N^*\times N^*} \cdot (N^*-2)!$. Выбор минимального элемента из матрицы оценок $\Phi_{N^*\times N^*}$ является по сути дела выбором подмножества перестановок L^* с минимальным весом $L^*(H^{\Sigma *}) = \min_{W=\overline{1,N^\circ!}} \{L(H^{\Sigma}_W)\}$.

На первом шаге $h=1$ вычисление оценок $\varphi^h_{iэ}$ производится на основе N^* различных разбиений совокупности $N^*!$ перестановок на N^* подмножеств. Выбор на первом шаге подмножества L^{*1}, дает возможность исключить из рассмотрения остальные $(N^*)^2-1$ подмножеств перестановок. Так как $L^{*1} \overset{\Delta}{=} L^1_{iэ} \in \rho_W = \{m_{iэ}\}, \forall i, э = \overline{1, N^*}$ то элемент, являющийся представителем данного подмножества, является элементом решения $m^*_{iэ} \in \rho^*$.

Можно привести приближенную оценку требуемого количества операций на наиболее трудоемком этапе вычисления, каким является вычисление элементов $\varphi^h_{iэ}$ матрицы оценок $\Phi^{\Sigma}_{N^*\times N^*}$. Число операций Z^h на шаге h пропорционально количеству оценок. Поэтому можно допустить, что $Z^h = a \cdot e^2 = a \cdot (N^*-h)^2$, где e – порядок усеченной матрицы на шаге h, $h = \overline{1,(N-1)}$.

Тогда общее количество операций на всех $h=(N-1)$ шагах процедуры будет равно

$$L = a \cdot \sum_{e=2}^{N} e^2 = a \cdot \left[2^2 + 3^2 + \ldots + \left(N^* - 1\right)^2 + \left(N^*\right)^2\right] \cong$$
$$\cong \beta_1 \cdot \left(N^*\right)^3 + \beta_2 \cdot \left(N^*\right)^2 + \beta_3 \cdot \left(N^*\right) \qquad (12)$$

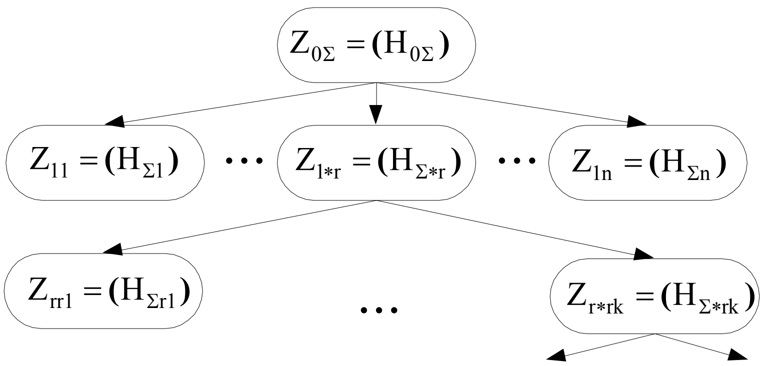

Рис. 1. Схема метода "ветвей и границ"

Приведенные выкладки позволяют утверждать, что разработанный метод решения задачи распределения вычислительных средств в N раз экономичнее методов, которые ранее использовались для решения данной задачи. Укрупненная схема алгоритма, обеспечивающего решение задачи оптимальной привязки строительных объектов к АБЗ, представлена на рис. 1.

Пример задачи определения зон обслуживания АБЗ

Приведем тестовый пример, иллюстрирующий основные операции описанного алгоритма. Пусть требуется найти минимальную перестановку в матрице $m_{N^* \times N^*}$ при $N^*=4$. Решение состоит из трех этапов:

1. Найдем суммы строк и столбцов матрицы $m_{4\times 4}$ и представим ее в виде следующей вспомогательной матрицы:

	1	2	3	4	$\theta^{Э}_{N1}$
1	6	1	3	2	12
2	3	4	5	7	19
3	4	9	1	2	16
4	5	3	8	10	26
θ^{i}_{1N}	18	17	17	21	73

На первом шаге $\varphi^{1}_{iэ} = (N^{*}\text{-}1)\cdot m_{iэ}+\theta_{iэ}=\theta_{44}\text{-}\theta^{i}_{44}\text{-}\theta^{э}_{41}+ m_{iэ}\cdot$. Найдем все оценки $\phi^{1}_{iэ},\ \forall i,э=\overline{1,N},\ i\neq э$ и занесем их в таблицу

	1	2	3	4
1	67	45	53	45
2	48	53	57	61
3	55	73	41	41
4	49	39	59	63

Так как элемент $\varphi^{1}_{42} = \min\limits_{i,э=1,N^{*}}\{\varphi^{1}_{iэ}\}=39$, то $m_{42}=39$ представляет собой элемент искомой минимальной перестановки $m_{42}= m^{*}_{1}\in\rho^{*}$.

2. Из матрицы $m_{4\times 4}$ удаляется строка $m^{4}_{1\times N^{*}}$ и столбец $m^{2}_{N^{*}\times 1}$, на пересечении которых находится элемент $m_{4\times 2}$. Редуцированная матрица $m_{(4\text{-}1)\times(4\text{-}1)}=m_{3\times 3}$ представлена далее.

	1	3	4	$\theta^{э}_{N1}$
1	6	3	2	11
2	3	5	7	15
3	4	1	2	7
θ^{i}_{1N}	13	9	11	33

Ей соответствует матрица оценок, заданная таблицей, элементы которой определены как $\varphi^{2}_{iэ} = (N^{*}\text{-}2)\cdot m_{iэ}+\theta_{iэ}$. Так как $\phi^{2}_{21} = \min\limits_{i,э=1,(N^{*}-1)}\{\phi^{2}_{iэ}\}=16$, то $m_{21}=3$ является вторым элементом искомой перестановки, т.е. $m_{21}\overset{\Delta}{=}m^{*}_{2}\in\rho^{2}$.

	1	3	4
1	27	22	17
2	16	24	28
3	25	20	21

3. Преобразуем $m_{(N^*-1)\times(N^*-1)} \rightarrow m_{(N^*-2)\times(N^*-2)}$, *где* $m_{(N^*-2)\times(N^*-2)} = m_{(N^*-1)\times(N^*-1)} \backslash m^2_{1\times(N^*-1)}$, $m^1_{(N^*-1)\times 1}$ и занесем результаты в следующую таблицу.

	3	4	$\theta^Э_{N1}$
1	3	2	5
3	1	2	3
θ^i_{1N}	4	4	8

Этой таблице отвечает матрица оценок:

	3	4
1	5	3
3	3	5

В этой матрице $\varphi^3_{14}=\varphi^3_{33}=3$. На этом шаге работы алгоритма можно выбрать любой из указанных элементов, поскольку на следующем шаге оставшийся элемент обязательно войдет в минимальную перестановку. Пусть $\varphi^3_{33} = \min\limits_{i,э=1,(N^*-2)} \{\varphi_{iэ}\} = 3$. Тогда $m_{33} \overset{\Delta}{=} m^*_3 \in \rho^*$. После удаления $m^3_{1\times(N^*-2)}$ и $m^3_{(N^*-2)\times 1}$ получим единственный элемент матрицы $m^4_{1\times 4}$, который имеет оценку φ^4_{14}. Он $m_{14}=3$ будет последним элементом искомой перестановки.

Заключение

В работе описана проблема распределения потребителей по асфальтобетонным заводам. Эта задача ставится как задача о D-назначениях. Предлагается метод привязки потребителей к АБЗ, основанный на оценках заявок. Разработан алгоритм оптимальной привязки потребителей к АБЗ. С использованием эвристического метода решена задача определения зон обслуживания АБЗ в условиях неточного или неполного задания исходных данных с учетом особенностей производства, транспортирования и использования технологических смесей, применяемых при строительстве автомобильных дорог.

Список литературы

1. Бесекерский В.А., Попов Е.П. Теория систем автоматического управления М.: Профессия, 2007. 752 с.
2. Бобцов А.А., Мирошник И.В. Линейные системы автоматического управления. СПб.: СПбГИТМО (ТУ), 2001. 245 с.
3. Григорьев В.В., Лукьянова Г.В., Сергеев К.А. Анализ систем автоматического управления. СПб: СПбГУ ИТМО, 2009. 105 с.
4. Жарков Н.Н., Дорохина Т.В. Остроух А.В., Суркова Н.Е. Методы построения корпоративной информационной системы управления ресурсами строительного предприятия // Вестник Российского нового университета. Сер. Естествознание, математика, информатика. 2004. Вып. 4. С. 110-113.
5. Кудрявцев А.Ю., Николаев А.Б., Строганов В.Ю., Тимофеев П.А., Крайнюк О.В. Контроль качества продукции асфальтобетонного завода // Информационные системы и технологии. 2011. № 5 (67). С. 106-112.
6. Остроух А.В. Автоматизация управления сокращением затрат труда в строительстве // Вестник Российского нового университета. Сер. Естествознание, математика, информатика. 2004. Вып. 4. С. 117-120.
7. Остроух А.В., Будихин А.В., Снеткова О.Л., Тарасенко Д.С. Автоматизация формирования графиков производства строительных работ предприятием // Приборы и системы. Управление, контроль, диагностика. 2007. № 6. С. 12-16.
8. Средства дорожной механизации. Технические характеристики и расчет производительности: учеб. пособие. М.: МКТП, 2003. 66 с.
9. Строганов В.Ю. Особенности системы организации и принципы построения системы поддержки управленческой деятельности // Инженерный журнал: наука и инновации. 2012. № 3. Режим доступа: http://engjournal.ru/catalog/it/asu/109.html (дата обращения 01.11.2014).
10. Тарасенко Д.С., Остроух А.В. К вопросу автоматизации расчета графиков производства строительных работ // Вестник Российского нового университета. Сер. Естествознание, математика, информатика. 2007. Вып. 2. С. 121-124.

Science&Education of the Bauman MSTU
Electronic journal
ISSN 1994-0408

Science and Education of the Bauman MSTU, 2014, no. 12, pp. . 645–657.

DOI: **10.7463/1214.0751200**

Received: 24.12.2014

The Challenge of Consumer Assignments to Asphalt Concrete Plants in Highway Construction

A.B. Nikolaev[1,*], B.V. Sakun[1], L.A. Khvoinskiy[1]

[*]nikolaev.madi@mail.ru

[1]Moscow State Automobile & Road Technical University (MADI), Moscow, Russia

Keywords: asphalt plant, transportation mix, optimization of supply, the problem of the appointment

This work concerns a problem of consumer assignments to asphalt concrete plants (ACP) across some territory. It is supposed that the spatial coordinates of construction objects, plants, distances between objects, costs of materials transportation, restrictions on the number of consumers for one ACP are known. It is necessary to arrange such a distribution of consumers assigned to plants, which allows minimum total costs of products transportation.

From the point of view of the formal statement, the described problem belongs to the class of the optimum assignment tasks. In classical statement it is formulated as follows. There is n of works and m of performers. It is possible to assign any performer to fulfill any work. The known values r_{ij} are the cost of work j implemented by the performer i. It is required to find such a distribution of performers to do particular works, which minimizes total costs of the entire programme.

It is in certain cases expedient to eliminate restriction demanding that representation of a great number of performers to a variety of works must be bijective. Then one performer can be assigned to several works (objects), and work to be performed by more than one performer (D_i – the maximum number of the performers assigned to the work i). This extension of a classical task on assignments bears a name of the D-assignments task.

The D-appointments task is reduced to the classical statement by means of special matrix transformations which sense consists in introduction of fictitious consumers and producers of construction production. For its solution the paper offers a heuristic algorithm based on the classical scheme of borders and branches and assesses a computing efficiency of the developed algorithm. It also considers a test example to illustrate efficiency and productivity of computing procedure. The method described in the paper can be used to solve a problem of defining the ACP service zones in the conditions of an inexactly or incompletely specified basic data taking into account features of production, transportation and use of the technological mixes applied highway engineering.

References

1. Besekerskiy V.A., Popov E.P. *Teoriya sistem avtomaticheskogo upravleniya* [Theory of automatic control systems]. Moscow, Professiya Publ., 2007. 752 p. (in Russian).
2. Bobtsov A.A., Miroshnik I.V. *Lineynye sistemy avtomaticheskogo upravleniya* [Linear automatic control systems]. St. Petersburg, ITMO University Publ., 2001. 245 p. (in Russian).
3. Grigor'ev V.V., Luk'yanova G.V., Sergeev K.A. *Analiz sistem avtomaticheskogo upravleniya* [Analysis of automatic control systems]. St. Petersburg, ITMO University Publ., 2009. 105 p. (in Russian).
4. Zharkov N.N., Dorokhina T.V. Ostroukh A.V., Surkova N.E Methods of construction of corporate resource management information system of construction company. *Vestnik Rossiyskogo novogo universiteta. Ser. Estestvoznanie, matematika, informatika*, 2004, no. 4, pp. 110-113. (in Russian).
5. Kudryavtsev A.Yu., Nikolaev A.B., Stroganov V.Yu., Timofeev P.A., Kraynyuk O.V. Quality control asphalt factory. *Informatsionnye sistemy i tekhnologii*, 2011, no. 5 (67), pp. 106-112. (in Russian).
6. Ostroukh A.V. Automation of control of reduction of costs in construction. *Vestnik Rossiyskogo novogo universiteta. Ser. Estestvoznanie, matematika, informatika*, 2004, no. 4, pp. 117-120. (in Russian).
7. Ostroukh A.V., Budikhin A.V., Snetkova O.L., Tarasenko D.S. The automation of construction an activity network diagram for building works. *Pribory i sistemy. Upravlenie, kontrol', diagnostika = Instruments and Systems:Monitoring, Control, and Diagnostics*, 2007, no. 6, pp. 12-16. (in Russian).
8. Sredstva dorozhnoy mekhanizatsii. Tekhnicheskie kharakteristiki i raschet proizvoditel'nosti [Road mechanization. Technical specifications and performance calculation]. Moscow, MKTP Publ., 2003. 66 p. (in Russian).
9. Stroganov V.Yu. Peculiarities of Organization and Principles of Construction of the System of Management Activity Support. *Inzhenernyy zhurnal: nauka i innovatsii = Engineering Journal: Science and Innovation*, 2012, no. 3. Available at: http://engjournal.ru/catalog/it/asu/109.html , accessed 01.11.2014. (in Russian).
10. Tarasenko D.S., Ostroukh A.V. Automation of calculation of production schedule of construction works. *Vestnik Rossiyskogo novogo universiteta. Ser. Estestvoznanie, matematika, informatika*, 2007, no. 2, pp. 121-124. (in Russian).