

ЧИСЛЕННЫЙ МЕТОД НАХОЖДЕНИЯ СОСТАВА РАСЧЕТНЫХ ПОКАЗАТЕЛЕЙ И ДАННЫХ ДЛЯ РЕШЕНИЯ ЗАДАЧ АНАЛИТИЧЕСКОЙ РАБОТЫ

NUMERICAL METHOD FOR FINDING THE COMPOSITION OF CALCULATED INDICATORS AND DATA FOR SOLVING ANALYTICAL WORK PROBLEMS

В работе описан численный метод и алгоритм нахождения состава расчетных показателей и данных для решения задач аналитической работы. Рассмотрена модель процесса решения расчетных задач, решаемых сотрудниками в ходе осуществления аналитической работы. Разработанные алгоритмы и численный метод могут быть использованы для автоматизации решения задач аналитической работы, предполагающих использование результатов решения расчётных задач на основе обработки статистических массивов.

The paper describes a numerical method and algorithm for finding the composition of calculated indicators and data for solving analytical work problems. The model of the process of solving computational problems solved by employees during the implementation of analytical work is considered. The developed algorithms and numerical method can be used to automate the solution of analytical tasks involving the use of the results of solving computational problems based on the processing of statistical arrays.

Введение. Правовая статистика представляет собой совокупность пространственно-временных массивов данных о населении, статистических данных о совершенных преступлениях и административных правонарушениях, а также иной информации, представляющей интерес для правоохранительных органов [0, 2].

В современных условиях аналитическая работа сотрудников правоохранительных органов включает в себя решение ряда неформализованных или слабо формализованных задач из множества $\Xi = \{\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_{|\Xi|}\}$ на основе ряда количественных и/или качественных показателей $Z = \{z_1, z_2, \dots, z_{|Z|}\}$, получаемых в результате решения расчётных задач различного типа на основе данных правовой статистики.

Для решения задачи $\xi_i \in \Xi$ требуется использование отдельных массивов данных правовой статистики из множества $\Lambda = \{I_1, I_2, \dots, I_{|\Lambda|}\}$ [3].

В связи с этим возникает необходимость нахождения состава указанных выше показателей и массивов данных правовой статистики, необходимых для решения расчетных задач в интересах решения задач аналитической работы.

Модель процесса решения расчетных задач аналитической работы. Модель процесса решения расчетных задач аналитической работы можно представить в виде ориентированного графа $G = (\Omega, \Psi)$ ($\Omega = \Xi \cup Z \cup S \cup \Lambda$), где каждая дуга $\psi \in \Psi$ с началом в вершине $\omega_i \in \Omega$ и концом в вершине $\omega_j \in \Omega$ означает, что элемент $\omega_i \in \Omega$ служит исходной информацией для элемента $\omega_j \in \Omega$,

где: $\Xi = \{\xi_1, \xi_2, \dots, \xi_{|\Xi|}\}$ — множество неформализованных или слабо формализованных задач аналитической работы сотрудников правоохранительных органов;

$Z = \{z_1, z_2, \dots, z_{|Z|}\}$ — множество количественных и/или качественных показателей, которые представляют собой результат решения расчётных задач;

$S = \{s_1, s_2, \dots, s_{|S|}\}$ — приведённые к различным возможным вариантам масштабов массивы данных из множества Λ ;

$\Lambda = \{I_1, I_2, \dots, I_{|\Lambda|}\}$ — множество данных правовой статистики.

Заметим, что взаимосвязи этих элементов описываются бинарным отношением U — «служить исходной информацией». Следовательно, отношение U является антирефлексивным, антисимметричным и не транзитивным и не антитранзитивным, т. е. отношением толерантности [4—6]. Следовательно, граф G является ориентированным ациклическим графом.

На основе предложенной модели возникает задача разработки алгоритма процесса решения расчетных задач аналитической работы.

Алгоритм нахождения показателей для решения расчетных задач аналитической работы. Для разработки алгоритма нахождения показателей для решения расчетных задач аналитической работы используем математический аппарат теории сетей Петри [0].

Данный подход подразумевает преобразование графа G в сеть Петри вида

$$C = (\Omega, T, I, O),$$

где $\Omega = \{\omega_1, \omega_2, \dots, \omega_{|\Omega|}\}$ — конечное множество позиций;

$T = \{t_1, t_2, \dots, t_{|T|}\}$ — конечное множество переходов;

I — расширенная входная функция;

O — расширенная выходная функция.

Преобразование графа G в сеть Петри C осуществляется следующим образом: каждая часть графа, включающая одну вершину ω_i , являющуюся концом множества дуг, и все вершины $\omega_{j_1}, \omega_{j_2}, \dots, \omega_{j_s}$, являющиеся началами этих дуг, преобразуются в фрагмент сети Петри с множеством позиций $\omega_i, \omega_{j_1}, \omega_{j_2}, \dots, \omega_{j_s}$ и одним переходом t .

Формально данное преобразование задаётся расширенными входной

$$I(t) = \omega_i; \quad (1)$$

$$I(\omega_{i_k}) = t, k = 1, \dots, s. \quad (2)$$

и выходной функциями данной сети

$$O(\omega_i) = t; \quad (3)$$

$$O(t) = \{\omega_{j_1}, \omega_{j_2}, \dots, \omega_{j_s}\}. \quad (4)$$

Вследствие того что сеть Петри формируется в соответствии с выражениями (1) и (3), каждый переход имеет только одну входную позицию. Поэтому между активными переходами не могут возникать конфликты.

Графически сеть Петри представлена на рис. 1.

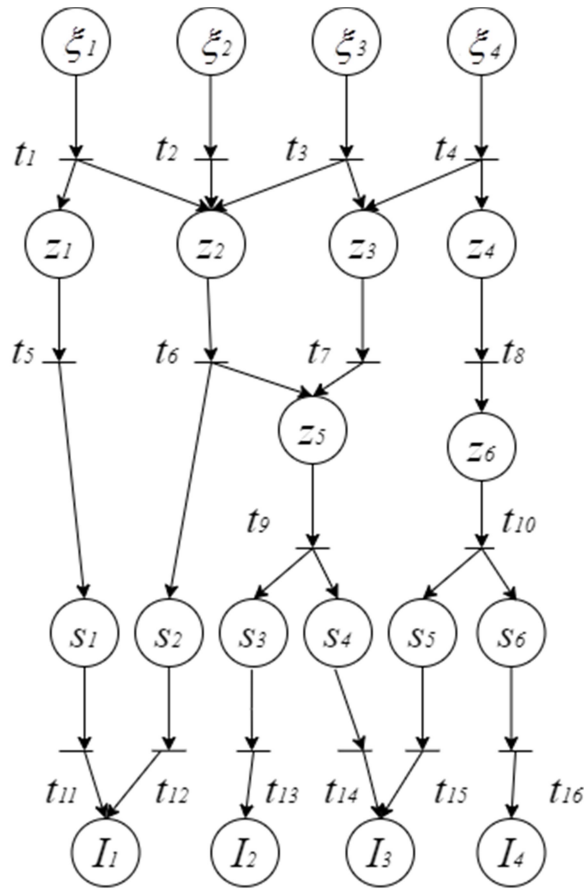


Рис. 1. Преобразование части графа в сеть Петри

Все помечавшиеся в ходе реализации алгоритма позиции, соответствующие элементам множества Z , представляют собой искомое множество показателей Z^{ξ_i} .

Все помечавшиеся в ходе реализации алгоритма позиции, соответствующие элементам множества S , представляют собой искомое множество показателей S^{ξ_i} .

Все помеченные позиции, соответствующие элементам множества Λ , представляют собой искомое множество показателей Λ^{ξ_i} .

Корректность алгоритма определяется тем, что каждый переход может быть выполнен только один раз. Указанное свойство является следствием того, что после выполнения перехода из его единственной входной позиции удаляется фишка и он не может вновь стать активным.

Определение показателей, необходимых для решения расчетных задач аналитической работы. Обратимся к разработке численного метода, позволяющего находить искомое множество показателей Z^{ξ_i} . Для этого необходимо определить порядок выполнения переходов и численно описать изменение маркировки позиций при их выполнении.

Первоначально обратимся к решению задачи определения порядка выполнения переходов.

Рассмотрим граф $G_C = (\Omega \cup T, \Psi_C)$ сети Петри C , вершинами которого являются позиции и переходы, а дуги соответствуют расширенным входной и выходной функциям сети [6]. Преобразование сети Петри, изображённой на рис. 1, приведено на рис 2.

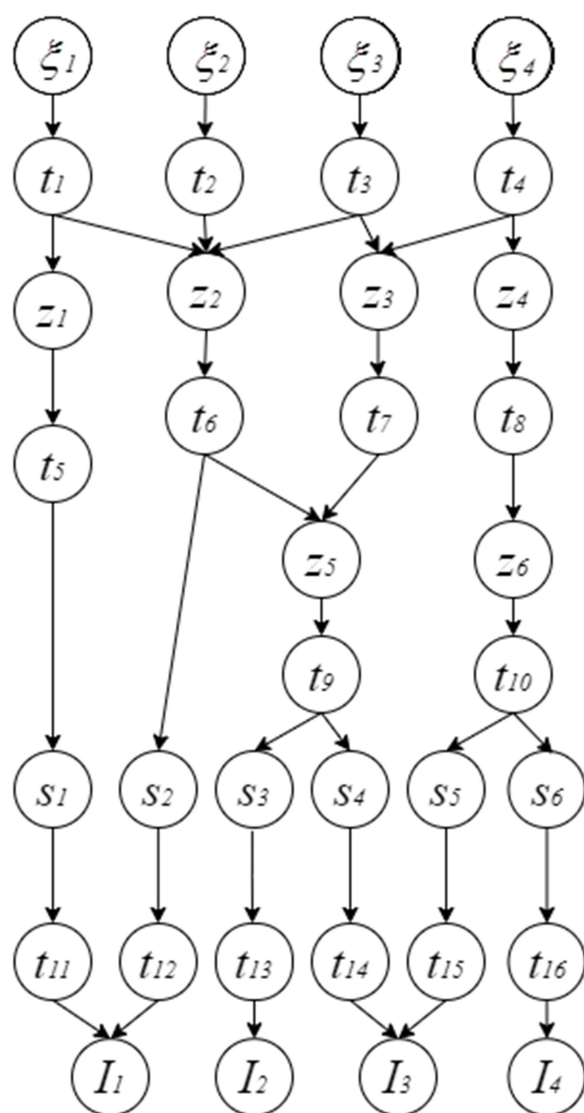


Рис. 2. Преобразование сети Петри

Заметим, что граф G , на основе которого строилась сеть Петри S , является ациклическим. Тогда вследствие использованного принципа построения сети (формулы (1) — (4)) граф G_C также будет ациклическим.

Под редукцией графа понимается исключение его вершин по следующему правилу: начала дуг каждой исключённой вершины v (если они имеются) становятся началами дуг, концами которых являются все вершины в исходном графе, бывшие концами дуг с началом в вершине v .

Пример реализации данного правила приведён на рис. 3.

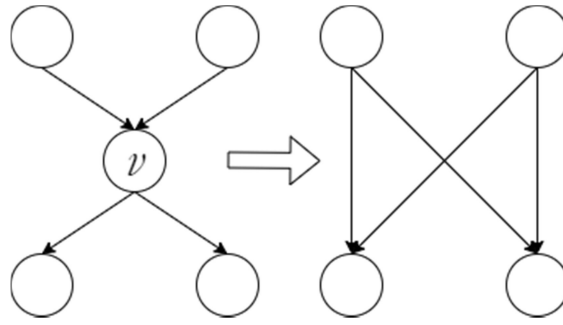


Рис. 3. Пример исключения вершины v при редукции графа

Как следует из правила преобразования, осуществляемого при выполнении операции редукции, сохраняется бинарное отношение сильной достижимости вершин (вершина v_2 сильно достижима из вершины v_1 , если существует ориентированный путь из вершины v_1 в вершину v_2 [4—6]). Следовательно, если граф был ациклическим, т. е. не содержал ориентированных циклов и, следовательно, взаимно сильно достижимых вершин, то после редукции он сохраняет это свойство.

Осуществим редукцию графа G_C , исключив из него все вершины, соответствующие позициям, в результате чего будет получен ациклический граф $G_T = (T, \Psi_T)$, вершины которого соответствуют только переходам. Граф $G_T = (T, \Psi_T)$, полученный для сети Петри, изображённой на рис. 1, приведён на рис. 4.

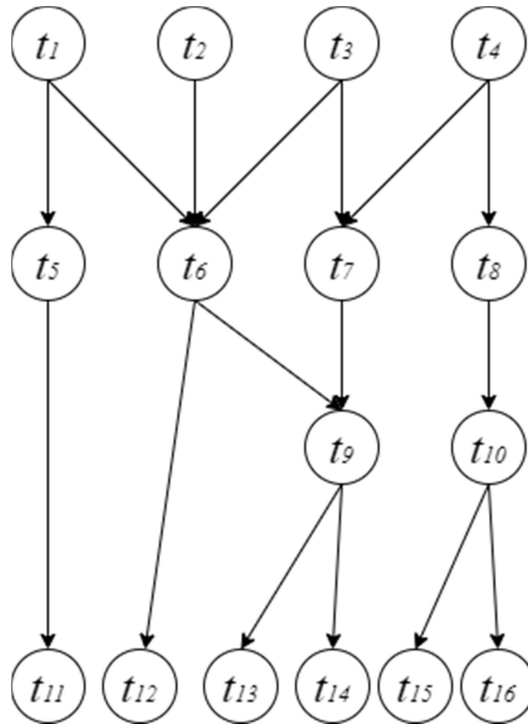


Рис. 4. Преобразование переходов сети Петри в ориентированный граф

Вследствие ациклическости графа G_C граф $G_T = (T, \Psi_T)$ в силу сделанного замечания также будет ациклическим. Поэтому может быть выполнена его топологическая сортировка, т. е. такое упорядочение вершин, при котором каждая дуга направлена от вершины с меньшим номером к вершине с большим номером [4—6].

Если в графе G_T вершина t_j достижима из вершины t_i , то в силу отсутствия конфликта при выполнении переходов в сети Петри C переход t_j может быть выполнен, если выполняется переход t_i . Следовательно, если осуществлять выполнение переходов в порядке топологической сортировки, то выполнятся все переходы, которые потенциально могут оказаться активными и каждый, в силу сделанного выше замечания, только один раз.

Алгоритм топологической сортировки имеет следующий вид [4—6]:

Шаг 1. Пометить любой исток (вершину, полустепень захода которой равна 0) наименьшей неиспользованной меткой.

Шаг 2. Удалить исток из очереди и присвоить ему очередной номер.

Шаг 3. Уменьшить на единицу значения в векторе полустепеней захода, соответствующие конечным вершинам дуг, смежных удаленной вершине.

Шаг 4. Если при выполнении шага 3 полустепень какой-либо вершины становится равной 0, заносим её в очередь истоков.

Шаг 5. Пока очередь истоков не пуста, выполняем шаги 1—4.

Таким образом, решена задача определения порядка выполнения переходов.

Для решения второй задачи, т. е. численного описания изменения маркировки позиций при их выполнении, используем матричное описание сетей Петри. Суть данного подхода заключается в определении двух матриц D^+ и D^- , представляющих входную и выходную функции.

В матричном виде сеть Петри C может быть представлена как

$$C_T = (\Omega, T, D^-, D^+), \quad (5)$$

где $D^- = (d_{ji}^-)$ — матрица входов размерности $|T| \times |\Omega|$;

$D^+ = (d_{ji}^+)$ — матрица выходов размерности $|T| \times |\Omega|$.

Каждая матрица определяется по правилу:

$$d_{ji}^- = \begin{cases} 1, & \text{если позиция } \omega_i \text{ является входом для перехода } t_j; \\ 0, & \text{если иначе;} \end{cases}$$

$$d_{ji}^+ = \begin{cases} 1, & \text{если позиция } \omega_i \text{ является выходом для перехода } t_j; \\ 0, & \text{если иначе.} \end{cases}$$

Определим e_j — единичный вектор размерности $|T|$, j -я координата которого равна 1, а остальные 0.

Маркировка задается вектором μ размерности $|\Omega|$, каждая i -я координата которого содержит определенное количество фишек в соответствующей позиции ω_i .

В маркировке μ переход t_j является активным, если

$$\mu \geq e_j \cdot D^-. \quad (6)$$

Результатом выполнения активного перехода t_j является маркировка

$$\mu' = \mu + e_j \cdot D, \quad (7)$$

где $D = D^+ - D^-$ — составная матрица изменений маркировки [7].

Будем считать, что задано матричное представление сети Петри (5) и все переходы топологически отсортированы. Пусть требуется найти множества расчётных показателей Z^{ξ_i} , показателей правовой статистики в исходном Λ^{ξ_i} и масштабированном S^{ξ_i} виде для обеспечения решения задачи аналитической работы $\xi_i \in \Xi$.

Алгоритм имеет следующий вид.

Шаг 1. Задать единичный вектор μ так, чтобы координата, соответствующая позиции ξ_i , равнялась 1 и нулевой вектор μ_0 .

Шаг 2. $k = 1$.

Шаг 3. Если выполнено условие (6), то найти μ' по формуле (7), иначе переход к шагу 5.

Шаг 4. $\mu_0 = \mu_0 + \mu'$.

Шаг 5. Если $k < |T|$, то $k = k + 1$; переход к шагу 3.

Ненулевые координаты вектора μ_0 соответствуют позициям для искомым множеств Z^{ξ_i} , S^{ξ_i} , Λ^{ξ_i} .

Заключение. Таким образом, разработанные алгоритмы и численный метод могут быть использованы для автоматизации решения задач аналитической работы, предполагающих использование результатов решения расчётных задач на основе обработки статистических массивов.

ЛИТЕРАТУРА

1. Морозова В. О. Классификация способов анализа информации при осуществлении аналитической работы в правоохранительных органах // Актуальные проблемы деятельности подразделений УИС : сборник материалов всероссийской научно-практической конференции. — Воронеж, 2022. — С. 178—180.
2. Бурлаков В. Н. Криминология : учебное пособие для бакалавров и специалистов / под ред. В. Н. Бурлакова, Н. М. Кропачева. — Санкт-Петербург : Питер, 2013. — 304 с.
3. Данилова О. Ю., Меньших В. В., Синегубов С. В. Правовая статистика: методы и модели : учебное пособие. — Воронеж : Воронежский институт МВД России, 2018. — 302 с.
4. Дискретная математика : учебник : рек. ЮгРОУМО / В. В. Меньших, А. Н. Копылов, В. А. Кучер, С. А. Телкова. — Воронеж : Воронежский институт МВД России, 2016. — 228 с.
5. Горбатов В. А. Фундаментальные основы дискретной математики. Информационная математика. — М. : Наука, 2000. — 544 с.
6. Белоусов А. И., Ткачев С. Б. Дискретная математика : учебник для вузов / под ред. В. С. Зарубина, А. П. Крищенко. — 4-е изд., испр. — М. : Изд-во МГТУ им. Н. Э. Баумана, 2006. — 743 с.
7. Питерсон Дж. Теория сетей Петри и моделирование систем. — М. : Мир, 1984. — 264 с.

REFERENCES

1. Morozova V. O. Klassifikaciya sposobov analiza informacii pri osushchestvlenii analiticheskoy raboty v pravoohranitel'nyh organah // Aktual'nye problemy deyatel'nosti podrazdelenij UIS : sbornik materialov vserossiyskoj nauchno-prakticheskoy konferencii. — Voronezh, 2022. — S. 178—180.

2. Burlakov V. N. Kriminologiya : uchebnoe posobie dlya bakalavrov i specialistov / pod red. V. N. Burlakova, N. M. Kropacheva. — Sankt-Peterburg : Piter, 2013. — 304 s.
3. Danilova O. YU., Men'shih V. V., Sinegubov S. V. Pravovaya statistika: metody i modeli : uchebnoe posobie. — Voronezh : Voronezhskij institut MVD Rossii, 2018. — 302 s.
4. Diskretnaya matematika : uchebnik : rek. YUgROUMO / V. V. Men'shih, A. N. Kopylov, V. A. Kucher, S. A. Telkova. — Voronezh : Voronezhskij institut MVD Rossii, 2016. — 228 s.
5. Gorbatov V. A. Fundamental'nye osnovy diskretnoj matematiki. Informacionnaya matematika. — M. : Nauka, 2000. — 544 s.
6. Belousov A. I., Tkachev S. B. Diskretnaya matematika : uchebnik dlya vuzov / pod red. V. S. Zarubina, A. P. Krishchenko. — 4-e izd., ispr. — M. : Izd-vo MGTU im. N. E. Bauman, 2006. — 743 s.
7. Piterson Dzh. Teoriya setej Petri i modelirovanie sistem. — M. : Mir, 1984. — 264 s.