Оценки потерь от простоев машин в единицу времени равны $s^1 = 3$ *усл.ед.*, $s^2 = 5$ *усл. ед.* Требуется найти вариант рациональной очередности выполнения работ с учетом двух критериев (2) и (3), которые для лица, принимающего решение, являются равноценными.

Следуя приведенным выше правилам, сгенерируем варианты упорядочения работ. Последовательность π_1^0 получим, применив алгоритм Джонсона для двух машин. Для этого разделим множество работ на два подмножества J_1 и J_2 по правилу: $J_1 = \{j: \tau_{1j} < \tau_{2j}\}$ и $J_2 = \{j: \tau_{1j} \geq \tau_{2j}\}$. Подмножество J_1 упорядочим по возрастанию τ_{1j}, подмножество J_2 – по убыванию τ_{2j}. Вначале запускаются работы из J_1, затем – из J_2 [5]. В результате получим последовательность $\pi_1^0 = < a, b, c, d, e>$, оптимальную по критерию общего времени выполнения всех работ на линии.

Последовательности π_2^1 и π_2^2 получим, применив алгоритм, предложенный в [1], поочередно к первой и второй машинам, используя, соответственно, данные таблиц 2 и 3. Получим следующие последовательности:

$\pi_2^1 = < a, b, e, d, c>$ и $\pi_2^2 = <e, d, c, b, a>$.

Построив для каждой последовательности диаграммы Гантта, определим для них значения критериев $T^0(\pi_q)$ и $S^0(\pi_q)$. Полученные результаты представлены в таблице 4.

Таблица 4.

Значения критериев для различных вариантов упорядочения работ

Последовательность	Общее время выполнения работ	Общее время переналадок
π_1^0	*39*	*26*
$\boldsymbol{\pi_2^1}$	***31***	***14***
π_2^2	*36*	*14*

Из этих последовательностей только одна, а именно, π_2^1 является Парето-оптимальной (в таблице выделена жирным шрифтом), так как она доминирует по Парето две другие последовательности.

Именно последовательность π_2^1 может быть принята, как искомое решение задачи.

Рассмотренный пример носит иллюстративный характер и не дает оснований для вывода об абсолютной и относительной эффективности использованных методов. Для этого требуются более основательные статистические исследования. Здесь ограничимся указанием на результаты значительного числа расчетов, подтверждающих возможность применения предложенного подхода для поиска рациональных вариантов упорядочения работ при решении задачи в производственных условиях.

Литература

1. Сошников А.В. Метод сокращения организационных простоев оборудования при смене ассортимента продукции // Вестник СПГУПТД. Серия 3. Экономические, гуманитарные и общественные науки. – 2019. – № 4. – С. 3–8.

2. Архипов А. В. Эвристические методы в управлении производством: на материале текстильной и легкой промышленности. – Л.: Изд-во ЛГУ,1983. – 163 с.

3. Эвристические методы календарного планирования / Подчасова Т. П., Португал В. М., Татаров В. А., Шкурба В. В. – К.: Техніка, 1980. – 140 с.

4. Танаев В. С., Шкурба В. В. Введение в теорию расписаний. – М.: «Наука», 1975. – 256 с.

5. Конвей Р. В., Максвелл В. Л., Миллер Л. В. Теория расписаний. – М.: «Наука», 1975. – 360 с.

6. Подиновский В.В., Ногин В.Д. Парето-оптимальные решения многокритериальных задач – М.: Наука. – 1982. – 286 с.

УДК 658.512

ЭКСПРЕСС-МЕТОД СОКРАЩЕНИЯ ПОТЕРЬ ВРЕМЕНИ НА ПЕРЕНАЛАДКИ ОБОРУДОВАНИЯ ПРИ СМЕНЕ АССОРТИМЕНТА ПРОДУКЦИИ

Сошников А.В.
Санкт-Петербургский государственный университет промышленных технологий и дизайна

METHOD OF REDUCING ORGANIZATIONAL DOWNTIME OF EQUIPMENT WHEN CHANGING THE PRODUCT RANGE

Soshnikov A.V.
St. Petersburg state University industrial technology and design
DOI: 10.31618/nas.2413-5291.2020.1.57.261

АННОТАЦИЯ

Рассматривается задача сокращения непроизводительных потерь времени в многономенклатурных производствах, связанных с необходимостью переналадок оборудования при смене ассортимента продукции. Разработана модель характерной производственной ситуации в виде комбинаторной задачи поиска цепи в полном ориентированном графе. Предложен эвристический метод решения задачи, использующий ряд приемов, позволяющих существенно сократить объем перебора при поиске приемлемого по критерию суммарной длительности переналадок варианта очередности обработки различных видов продукции. Приведены примеры, подтверждающие возможность применения метода для решения данного типа задач в производственных условиях в оперативном режиме.

ABSTARCT

The problem of reducing unproductive time losses in diversified industries associated with the need for equipment changeovers when changing the product range is considered. A model of a typical production situation is developed in the form of a combinatorial problem of finding a chain in a complete oriented graph. A heuristic method for solving the problem using a number of techniques that can significantly reduce the amount of search in the search for an acceptable criterion for the total duration of changeovers version of the order of processing of different types of products. Examples are given confirming the possibility of applying the method to solve this type of problems in production conditions in the operational mode.

Ключевые слова: технологическое оборудование, затраты на переналадки, упорядочение работ, эвристический метод, быстродействие алгоритма.

Key words: technological equipment, the cost of conversion, streamlining of work of the heuristic method, the performance of the algorithm.

В статье рассматривается задача оперативного определения очередности выполнения заданного множества работ с использованием оборудования, требующего переналадок при смене выполняемых работ.

Рассмотрим следующую характерную для многих производств задачу.

Имеется технологический аппарат, на котором должны быть выполнены *n* работ. Все работы подготовлены к выполнению и могут быть выполнены в любой очередности. При смене работ затрачиваются ресурсы, объем которых зависит от видов сменяющих друг друга работ. Примем для определенности, что речь идет о затратах времени. Нормативные длительности переналадок при выполнении всех работ представляются в виде квадратной

$(n \times n)$-матрицы $\vartheta = \{\vartheta_{ij}\}$, $i,j = 1,\ldots, n$.

Очевидно, что длительности переналадок представляют собой непроизводительные потери рабочего времени, и суммарную величину этих потерь желательно свести к минимуму. Другими словами, требуется найти такую очередность выполнения работ, при которой суммарные затраты на переналадки аппарата минимальны.

Приведенная постановка задачи является хорошо известной в теории производственных расписаний [3]-[6]. Ее моделью является *задача коммивояжера*, относящаяся к классу комбинаторных задач дискретного программирования, чаще всего формулируемая как задача нахождения замкнутого (гамильтонова) контура в конечном ориентированном графе. Вершины графа представляют работы i $(i = 1,\ldots,n)$, а дуги $(i \to j)$ соответствуют отношению *«j следует за i»*. Задача относится к классу т. н. *NP*-трудных задач в связи с экспоненциальным ростом числа необходимых вычислительных операций при увеличении размерности (числа вершин в графе) [6]. Кроме трудоемкого метода полного перебора, пригодного для решения любой конечной комбинаторной задачи, разработаны различные приближенные методы (в частности, метод «ветвей и границ»), позволяющие оценить степень близости найденного контура к неизвестному оптимальному варианту. Приближенные методы нацелены на сокращение объема перебора, но, как правило, его объем нельзя предсказать, что снижает возможность применения метода в оперативных условиях. По этой причине получили развитие различные эвристические методы (метод ближайшей вершины, «жадные» алгоритмы и др.), полностью исключающие или существенно сокращающие объем перебора контуров за счет потери возможности в конкретной задаче оценить близость результата к оптимальному. Эвристические методы часто не претендуют на статус универсальных методов и показывают приемлемую эффективность при выполнении некоторых ограничений, отражающих специфические условия конкретных производств.

В данной статье рассматривается задача выбора очередности выполнения работ на технологическом аппарате при наличии переналадок, объем которых зависит от принятой очередности. При этом предполагается, что не требуется учитывать исходное и конечное состояния аппарата; любая из работ может стать начальной, и указаны длительности переналадок для любой пары работ. В этом случае задаче соответствует полный ориентированный граф, в котором каждая пара вершин связана двумя разнонаправленными дугами. Весами дуг являются известные длительности соответствующих переналадок. Требуется установить ориентированную цепь (орцепь), проходящую по одному разу через все вершины графа и имеющую минимальный суммарный вес. При этом не требуется замыкания цепи, что несколько упрощает модель и отличает ее от классической постановки задачи коммивояжера.

Заметим, что в производственных условиях часто критичным является время поиска решения, при этом уровень приемлемости найденного варианта не формализован либо задается нечетко. Для этих условий предлагается алгоритм, в основу которого положены некоторые умозрительные соображения, позволяющие сократить объем перебора вариантов упорядочения работ.

Итак, имеется множество работ, помеченных номерами $1,\ldots,n$; задана квадратная $(n \times n)$-матрица длительностей переналадок $\vartheta = \{\vartheta_{ij}\}$, $i,j = 1,\ldots, n$. Элементы главной диагонали ϑ_{ii} пометим знаком ∞. Граф задачи представим в виде матрицы смежности $R = \{r_{ij}\}$, $r_{ij} = 1$, если существует дуга $(i \to j)$. В силу производственных особенностей граф является полным и все элементы вне главной диагонали матрицы смежности равны единице. Число дуг в исходном графе и, соответственно, число единиц в матрице смежности равно $n_c = n(n–1)$.

Поскольку по предположению граф является полным, то в нем существует $N = n!$ орцепей, проходящих по одному разу через все вершины. Число N чрезвычайно быстро растет с увеличением n, так что, начиная с некоторого значения числа вершин, делается невозможным или нерациональным выполнение полного перебора. Предлагаемая процедура предусматривает выполнение нескольких действий, направленных на сокращение перебора.

Наряду с множеством вершин графа данной задачи, будем рассматривать множество дуг $D = \{(i \to j),\ i,j = 1,\ldots n,\ i \neq j\}$. Дугу $(i \to j)$ будем также обозначать $(i,\ j)$. Упорядочим дуги произвольным образом и пронумеруем их в принятом порядке. Для определенности примем порядок нумерации дуг в соответствии с таблицей

Дуга, (i→ j)	(1→2)	(2→1)	(1→3)	(3→1)	…..	((n-1)→n)	(n→(n-1))
Номер, p	1	2	3	4	…..	n_c-1	n_c

Если дуге $(i\to j)$ присвоен номер (индекс) p, то будем писать $(i \to j)_p$ или $(i,\ j)_p$. Сформируем квадратную $(n_c \times n_c)$-матрицу $S = \{s_{pq}\}$, $p, q = 1,\ldots,n_c$, которую назовем матрицей связи. Элементы матрицы принимают следующие значения: $s_{pp} = \infty$; $s_{pq} =1$, $p \neq q$, если дуги, соответствующие индексам p и q, являются смежными, т. е. конечная вершина дуги p совпадает с начальной вершиной дуги q. Если $s_{pq} = 1$, то дуга p может быть соединена с дугой q, т. е. обе дуги могут войти в искомую цепь. В противном случае примем $s_{pq} = 0$. Значение $s_{pq} = 1$, таким образом, «разрешает» соединение двух дуг, соответствующих строке и столбцу матрицы связи. Следует также учесть, что при синтезе цепи не требуется возвращаться в ранее включенные в цепь вершины, что помечается нулевыми значениями соответствующих элементов матрицы.

Используя принятые обозначения, можно значение элемента s_{pq} определить так: $s_{pq} = 1$, если $(i \to j\,)_p$ и $(j \to k)_q$, $p, q = 1,2,\ldots n_c$, $p \neq q$, при этом $i, j, k =1,\ldots,n$, $i \neq j \neq k$.

Матрицу связи удобно использовать при поочередном синтезе возможных цепей в графе: начав синтез цепи с любой дуги, т. е., выбрав строку p , выбираем далее один из разрешенных столбцов, например, с индексом q, образуя связку двух дуг. Далее переходим к строке q и аналогичным образом присоединяем к связке еще одну из разрешенных дуг. Процедура заканчивается, когда в связке будут соединены $(n – 1)$ дуг. Процедура обеспечивает прохождение по одному разу всех вершин графа и позволяет выявить все возможные цепи.

Приведем пример. Пусть выполнению подлежат четыре работы ($n = 4$). Матрица длительностей переналадок (в условных единицах времени) имеет вид:

Работы	**1**	**2**	**3**	**4**
1	∞	4	10	8
2	12	∞	3	6
3	2	12	∞	5
4	4	8	7	∞

Построим матрицу связи для этой задачи. Размерность матрицы 12×12. Предварительно опишем множество дуг и занумеруем их в определенном порядке, который выберем произвольно (см. таблицу).

Дуга, (i , j)	*Номер, p*	*Дуга, (i , j)*	*Номер, p*	*Дуга, (i , j)*	*Номер, p*
(1,2)	*1*	*(1,4)*	*5*	*(2,4)*	*9*
(2,1)	*2*	*(4,1)*	*6*	*(4,2)*	*10*
(1,3)	*3*	*(2,3)*	*7*	*(3,4)*	*11*
(3,1)	*4*	*(3,2)*	*8*	*(4,3)*	*12*

Построим для этой задачи матрицу связи S (напомним, что при фиксированной размерности расположение единиц в матрице зависит только от принятого правила нумерации). Поясним заполнение только одной строки матрицы, например, с номером $p = 1$.

Элемент $s_{11} = \infty$ (соединять дугу с собой не требуется); дуга $(1,2)_1$ может быть смежной с дугами $(2,1)_2$, $(2,3)_7$, $(2,4)_9$. Но возврат в ранее пройденные вершины запрещен, поэтому устанавливаем следующие значения элементов $s_{12} = 0$; $s_{17} = 1$; $s_{19} = 1$. Все остальные элементы первой строки s_{1k} , $k = 3,4,5,6,8,10,11,12$ принимаем равными нулю.

Аналогичным образом заполняем все строки матрицы (см. таблицу). Заметим, что число единиц в каждой строке и в каждом столбце равно $(n – 2)$ и в данном случае равно двум.

Номера дуг	**1**	**2**	**3**	**4**	**5**	**6**	**7**	**8**	**9**	**10**	**11**	**12**
1	∞	0					1		1			
2	0	∞	1		1							
3			∞	0				1			1	
4	1		0	∞	1							
5					∞	0				1		1
6	1		1		0	∞						
7				1			∞	0			1	
8		1					0	∞	1			
9						1			∞	0		1
10		1					1		0	∞		
11						1				1	∞	0
12				1				1			0	∞

Незаполненные элементы таблицы имеют нулевые значения.

Поясним процедуру генерирования цепи.

Примем дугу ***1*** в качестве начальной. В первой строке разрешены переходы к дуге ***7*** либо к дуге ***9***. Примем переход ***1→7*** (связываем дуги ***1*** и ***7***). Далее рассматриваем строку ***7***. из нее разрешены переходы к дуге ***4*** либо к дуге ***11***. Дуга ***4*** ведет к уже пройденной вершине и поэтому исключается. Переходим к дуге ***11***. Построение цепи завершено. Она имеет вид:

(1→2), (2→3), (3→4). По матрице длительностей переналадок устанавливаем суммарное значение этого показателя, равное *12 усл. ед. времени.*

Организовав по той или иной схеме циклическую процедуру с проверкой ряда очевидных условий, получим полный список всех цепей, удовлетворяющих поставленным условиям. Количество таких цепей равно в данном случае $4! = 24$. Лучшая из них имеет длительность *11 усл. ед. времени*. Максимальная суммарная длительность переналадок равна *32 усл. ед. времени,* средняя величина показателя – *20,4*.

Рассмотренная процедура перебора является одной из множества возможных. Все они незначительно различаются по трудоемкости выполнения. Предложенный вариант отличается повышенными возможностями регулирования объема перебора, т. е. количества генерируемых и анализируемых цепей.

Рассмотрим подход к сокращению объема перебора.

Основная идея подхода заключается в исключении из рассмотрения дуг, имеющих «вес» (длительность переналадки аппарата), превышающий некоторый заранее заданный порог $\vartheta_{гр}$. При достаточно низком пороге количество генерируемых цепей может быть существенно сокращено. Но при этом, очевидно, появляется риск отсечь «хорошие» варианты, а в худшем случае вообще исключить возможность генерации цепи, удовлетворяющей требованиям. Интуитивным «обоснованием» применения такого приема является ожидание, что при разумном пороге не все цепи будут заблокированы, а только те из них, которые включают дуги с весом, превышающим порог. Также представляется очевидным, что работоспособность и эффективность приема зависит от размерности задачи и распределения значений весов дуг. Оценки эффективности могут быть получены статистическими методами, как это принято при исследовании приближенных алгоритмов, в том числе, построенных на эвристических принципах [5], [6].

Так в рассмотренном выше примере, если положить величину порога равной средней длительности переналадок (*6,75*), то исключаются дуги с номерами ***2, 3, 5, 8, 10, 12***. Объем перебора сокращается вдвое, до *12* вариантов, и при этом, как показывают расчеты, сохраняются цепи с минимальной и близкой к ней длительностью. Снижение порога до величины *4,9* сокращает объем перебора до *8* вариантов и также сохраняет варианты с близкой к оптимальной длительностью переналадок.

Некоторые дополнительные возможности регулирования объема перебора появляются при использовании вспомогательных характеристик, рассчитываемых по исходной матрице длительностей переналадок.

Введем следующие параметры:

- нижняя граница суммарной длительности переналадок

$$T_{\min} = \sum_{i} \min_{j} \{\vartheta_{ij}\} - \max_{i}\{\min_{j} (\vartheta_{ij})\}. \quad (1)$$

Формула представляет собой сумму *n* минимальных значений элементов каждой строки за вычетом наибольшего из них. Этим учитывается, что длительность цепи образуется суммированием $(n - 1)$ слагаемых.

- верхняя граница суммарной длительности переналадок

$$T_{max} = \sum \max \{\vartheta_{ij}\} - \min\{\max (\vartheta_{ij})\}. \quad (2)$$

i j i j

- оценка среднего значения суммарной длительности переналадок цепи

$$T_{ср} = \vartheta_{ср} (n - 1). \quad (3)$$

- средняя длительность одной операции переналадки

$$\vartheta_{ср} = (\sum\sum\vartheta_{ij})/ n_c . \quad (4)$$

i j

Приведенные параметры могут быть использованы при организации процесса поиска рационального варианта цепи. Рассмотрим одну из возможных процедур.

Назначение приоритетов дуг по значениям их весов (длительностей переналадок). Приоритет r_p дуги $(i, j)_p$ назначается по одному из правил:

а) $r_p = 1$, *если* $\vartheta_{ij} < \vartheta_{ср}$; $r_p = 0$, *если* $\vartheta_{ij} \geq \vartheta_{ср}$;

б) $r_p = 1$, *если* $\vartheta_{ij} < \vartheta_{гр1}$; $r_p = 0$, *если* $\vartheta_{гр1} \leq \vartheta_{ij} < \vartheta_{гр2}$; $r_p = - 1$, *если* $\vartheta_{гр2} \leq \vartheta_{ij} < \vartheta_{max}$,

здесь обозначены: $\vartheta_{гр1}$, $\vartheta_{гр2}$ – произвольные граничные значения, удовлетворяющие условиям $\vartheta_{min} < \vartheta_{гр1} < \vartheta_{гр2} < \vartheta_{max}$; $\vartheta_{min} = min(\vartheta_{ij})$, $\vartheta_{max} = max(\vartheta_{ij})$.

i,j i,j

Оба правила предусматривают на очередном шаге для продолжения синтезируемой цепи среди разрешенных дуг-претендентов выбирать дугу с наибольшим приоритетом. Правила, таким образом, направлены на преимущественное использование дуг с меньшими значениями весов. Приведенный выше пример можно рассматривать как иллюстрацию применения «жесткого» варианта правила а): дуги с малым (нулевым) приоритетом полностью исключались из матрицы связи S и не участвовали в синтезе цепей.

Остановка циклической процедуры перебора вариантов при поиске приемлемой по суммарной длительности переналадок цепи. Как было ранее отмечено, в практической производственной задаче часто требование оперативности получения результата доминирует над его близостью к оптимальному. Этим оправдывается использование различных эвристических процедур. В данном случае в качестве критерия остановки поиска предлагается использовать попадание лучшего из достигнутых значений суммарного веса цепи в заранее заданный диапазон. Такой диапазон может быть установлен по различным правилам. В качестве примера приведем следующий способ: диапазон возможных значений критерия (суммарной длительности переналадок) $[T_{min} , T_{max}]$ с помощью значения $T_{ср}$ делится на два поддиапазона: $[T_{min} , T_{ср}]$ и $(T_{ср} , T_{max}]$.

Процедура поиска останавливается, если лучшая из синтезированных к текущему моменту цепей имеет значение критерия, попадающее в первый поддиапазон. Это правило является весьма «мягким»: при значительной величине исходного диапазона $[T_{min} , T_{max}]$ возможно быстрое получение варианта с критерием, близким к среднему, но далеким от минимально возможного. Отметим, что, если исходный диапазон невелик, например,

$(T_{max} - T_{min}) < T_0$,где T_0 – некоторое положительное число, то в качестве искомого решения может быть взят любой вариант цепи, удовлетворяющий требованиям, и поиск проводить нецелесообразно.

Вместо $T_{ср}$ может быть использовано иное значение $T_{гр}$ $(0 < T_{гр} < T_{ср})$. В этом случае требование к близости критерия к минимальному ужесточается, что может отрицательно сказаться на объеме перебора и, соответственно, времени поиска.

Выше описаны принципиальные положения предлагаемого эвристического подхода и опущены технические детали реализации алгоритма.

Одним из обязательных вопросов, связанных с применением эвристических методов, является вопрос об их эффективности. При использовании матриц весов с произвольными значениями элементов затруднительно установить оптимальные варианты цепей и, соответственно, оценить близость к ним найденных эвристических решений. Удобным приемом для проведения тестирования алгоритма является формирование и использование матриц специального вида, в которых наилучший вариант цепи является очевидным. После этого задача с такой особой матрицей решается с помощью тестируемого алгоритма и полученный с его помощью результат сравнивается с известным оптимальным решением. Серия таких расчетов дает основание для статистических выводов о качестве метода.

В качестве примера рассмотрим следующую (5×5)-матрицу длительностей переналадок ϑ.

Работы	*a*	*b*	*c*	*d*	*e*
a	∞	*1*	*10*	*6*	*8*
b	*4*	∞	*1*	*5*	*12*
c	*15*	*10*	∞	*1*	*9*
d	*7*	*3*	*6*	∞	*1*
e	*5*	*9*	*7*	*11*	∞

Значения, равные единице, присвоены элементам, расположенным над главной диагональю, так, чтобы было очевидным, что минимальной цепью является последовательность дуг *(a,b), (b,c), (c,d), (d,e)*, для которой значение критерия равно *4*. Параметры матрицы ϑ и принятые граничные значения для назначения приоритетов дуг $\vartheta_{гр}$ и остановки поиска $T_{гр}$ представлены в таблице.

$\min(\vartheta_{ij})$	$\max(\vartheta_{ij})$	$\vartheta_{ср}$	$\vartheta_{гр}$	T_{min}	T_{max}	$T_{ср}$	$T_{гр}$
1	15	6,55	6	4	55	26,2	10

В соответствии с предложенным методом из рассмотрения исключены дуги с весом, превышающим $\vartheta_{гр}$. Это следующие 10 дуг: *(a, c), (a, e), (b, e), (c, a), (c, b), (c, e), (d, a),*

(e, b),(e, c), (e, d). При выборе в качестве начальной дуги *(a,b)* алгоритм сразу формирует оптимальный вариант цепи с суммарной длительностью *4* ед. Поиск может быть остановлен. При выборе дуги *(d, e)* или *(c, d)* алгоритм формирует варианты цепей с одинаковой длительностью равной *8* ед. И в этих случаях требования к решению выполнены. Если ужесточить требования к объему поиска, например, приняв $T_{гр} = 7$, то оптимальное решение будет найдено не более, чем с третьей попытки.

При решении серии тестовых задач размерностью до 10 работ были получены аналогичные результаты по эффективности метода. Это позволяет рекомендовать его для применения в производственных условиях при решении задач оперативного планирования загрузки технологических аппаратов с учетом длительностей переналадок.

Литература

1. Архипов А. В. Эвристические методы в управлении производством: на материале текстильной и легкой промышленности. – Л.: Изд-во ЛГУ,1983. – 163 с.

2. Андрейчиков А. В., Андрейчикова О.Н. Системный анализ и синтез стратегических решений в инноватике: Математические, эвристические и интеллектуальные методы системного анализа и синтеза инноваций. – М.: ЛЕНАНД, 2015. – 306 с.

3. Танаев В. С., Шкурба В. В. Введение в теорию расписаний. – М.: «Наука», 1975. – 256 с.

4. Конвей Р. В., Максвелл В. Л., Миллер Л. В. Теория расписаний. – М.: «Наука», 1975. – 360 с.

5. Кристофидес Н. Теория графов. Алгоритмический подход. Пер. с англ.-М.: Мир, 1978. – 432 с.

6. Рейнгольд Э., Нивергельд Ю., Део Н. Комбинаторные алгоритмы. Теория и практика. Пер. с англ. - М.: Мир, 1980. - 476 с.

ОСОБЕННОСТИ КОМПЕНСАЦИИ РЕАКТИВНОЙ МОЩНОСТИ В ЭЛЕКТРОЭНЕРГЕТИЧЕСКИХ СЕТЯХ И СИСТЕМАХ

Бабенко Владимир Владимирович
аспирант,
Воронежский государственный технический университет
Россия, г. Воронеж
Хайченко Илья Александрович
аспирант,
Воронежский государственный технический университет
Россия, г. Воронеж
Нефедов Юрий Васильевич
аспирант,
Воронежский государственный технический университет
Россия, г. Воронеж

FEATURES OF REACTIVE POWER COMPENSATION IN ELECTRIC POWER NETWORKS AND SYSTEMS

Babenko Vladimir Vladimirovich
aspirant,
Voroneh State Technical University
Russia, g. Voronezh
Haichenko Ilya Aleksandrovich
aspirant,
Voronezh State Technical University
Russia, g. Voronezh
Nefedov Yurij Vasilyevich
aspirant,
Voronezh State Technical University