11. *Поляков А.В.* Интерактивные формы проведения занятий в образовательных организациях системы МВД России при изучении дисциплины «Оперативно-розыскная деятельность органов внутренних дел» // Вестник Калининградского филиала Санкт-Петербургского университета МВД России. – 2019. – № 4(58). – С. 90-92.
12. *Пригарина Н.К.* Риторическая стратегия самопрезентации в аргументации судебной защитительной речи // Уральский научный вестник. – 2017. – Т. 11. – № 2. – С. 025-028.
13. *Рогожина Т.С.* Методология создания образовательного онлайн-курса: от идеи до воплощения // Мир науки, культуры, образования. – 2021. – № 2. – С. 90-93.
14. *Сердобинцев К.С.* Взаимодействие органов внутренних дел с институтами гражданского общества: исторический и социально-философский аспекты: монография. – М.: Академия управления МВД России, 2013. – 188 с.
15. *Сидоров В.В., Зиберова О.С.* Учебный квест как игровой элемент аудиторного занятия по юридическим дисциплинам (на примере дисциплин «Уголовный процесс» и «Криминалистика») // Вестник Калининградского филиала Санкт-Петербургского университета МВД России. – 2017 – № 3(49) – С. 101-103.
16. Теоретические основы PR-риторики / Т.В. Анисимова, А.В. Аксенова, М.В. Мухина, Е.С. Рыженко. – Волгоград: Волгоградский гос. университет, 2014. – 511 с.

THE STAGES OF CREATING COURSES ON RHETORIC ON THE INTERNET

GIMPELSON Elena Grigorjevna
Candidate of Sciences in Philology, Associate Professor
Volgograd Cooperative Institute
ANOO IN the Centrosoyuz of the Russian Federation «Russian University of Cooperation»
Volgograd, Russia

The article describes the methodology of work on the creation of Online courses in rhetoric: the development of addressing and targeting for rhetorical courses; the formation of a course strategy; the division of content into modules and the elaboration of course navigation; the selection of content that meets modern requirements of pedagogy of cooperation. It is separately noted that video clips with speeches by competent speakers should be analyzed during the course. In conclusion, the forms of evaluating the effectiveness of courses are considered.
Keywords: Online courses, rhetoric, methods of rhetoric, a systematic approach to education, the effectiveness of education.

МЕТОДИКА ПОСТРОЕНИЯ АЛГОРИТМОВ ДЛЯ ПРАКТИЧЕСКИХ ЗАДАЧ С ПРИМЕНЕНИЕМ ТЕОРИИ ГРАФОВ

ДЕРЕВЯНЧУК Екатерина Дмитриевна
кандидат физико-математических наук, доцент
ФГБОУ ВО «Пензенский государственный университет»
г. Пенза, Россия

В работе представлена методика построения алгоритмов решения трех задач: задач нахождения кратчайшего пути для улично-дорожной сети с веерной планировкой; с треугольной планировкой; задач составления расписания. Автором дано строгое математическое определение графа вида «павлин», графа вида «веер»; акцентировано внимание на их отличия; впервые предложены алгоритмы решения задач нахождения кратчайшего пути для веерной, треугольной схем дорожной сети города и решения задачи составления расписания.
Ключевые слова: методика построения алгоритмов, граф вида «павлин», граф вида «веер», составление расписания, треугольная схема, веерная схема.

Изложение методики построения любого алгоритма, как правило, начинается с основных определений. Первая часть данной работы представляет собой продолжение работы автора [1] и посвящена задаче поиска кратчайшего пути из одной точки города в другую в случае «веерной» планировки города.

Задача 1. Нахождение кратчайшего пути для «веерной» улично-дорожной сети.

Ранее в работе [1] было введено понятие графа «павлин» и предложено автором такое название. У данного графа нет «перекрестных» соединений вершин.

Дадим строгое математическое определение графа «павлин».

В теории графов граф вида «павлин» является частным случаем понятия «дерево».

Под ***деревом*** в теории графов понимается граф с выбранной вершиной, называемой корнем, и не имеющим циклов (рисунок 1).

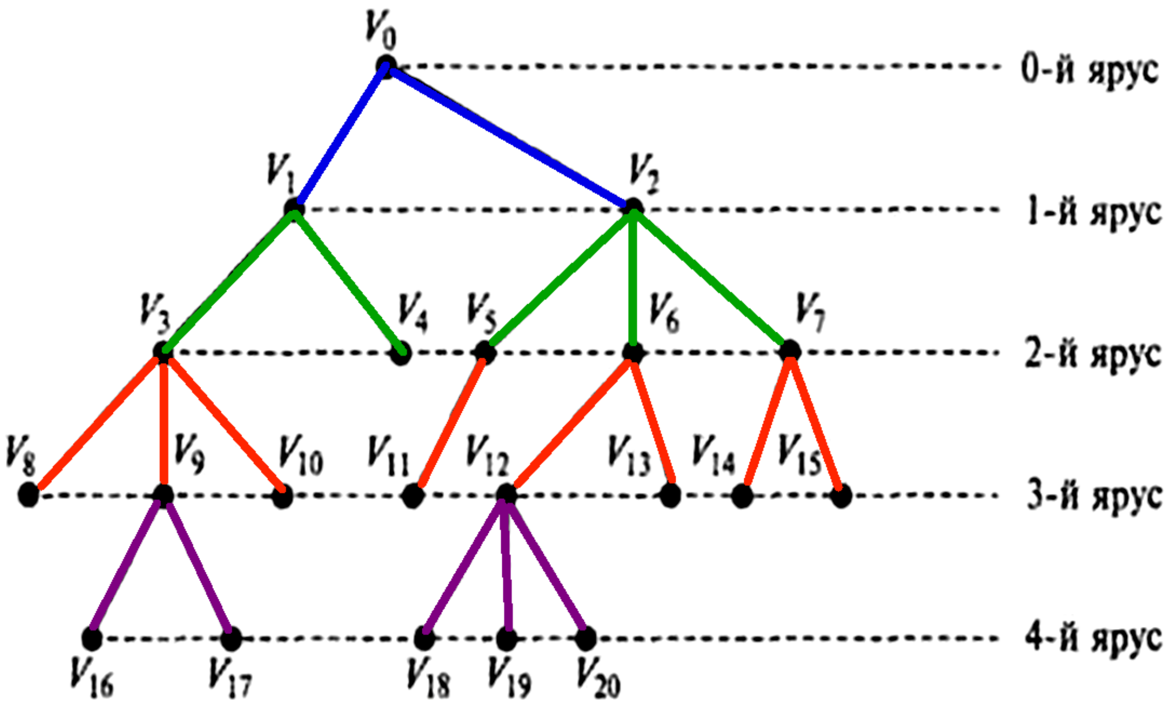


Рисунок 1. **Пример дерева**

Корень дерева V_0 образует *нулевой ярус* дерева.

Вершины, которые связаны с корнем V_0, образуют *первый ярус* дерева. При этом вершины первого яруса между собой не связаны. Для дерева на рисунке 1 вершинами первого яруса будут являться вершины V_1, V_2.

Отображение вершин первого яруса на другие вершины будет представлять собой *второй ярус*. Для примера на рисунке 1– это вершины V_3, V_4 V_5, V_6 , V_7. Далее процесс построения дерева можно продолжить. Вид графа будет зависеть от исходных данных конкретной задачи. Следует обратить внимание на то, что вершины каждого яруса ребрами друг с другом не связаны. *Ветвью дерева* называется любой маршрут из корня в любую другую вершину дерева. Как и графы, деревья делятся на ориентированные и неориентированные (рисунок 2). Следует отметить, что, в случае ориентированного дерева, корень не имеет входящих дуг, а только исходящие (рисунок 2 б).

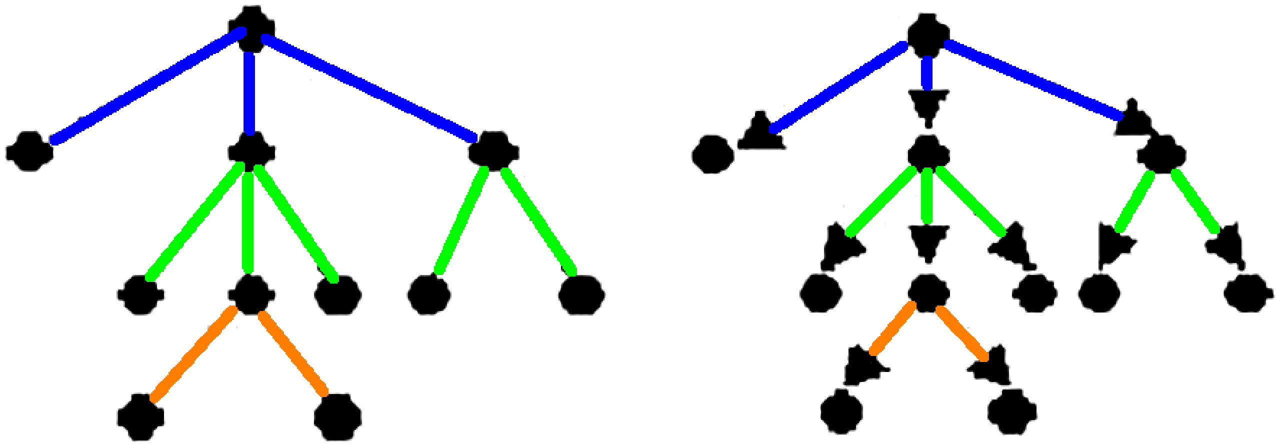


Рисунок 2. **Деревья: неориентированное (а) и ориентированное (б)**

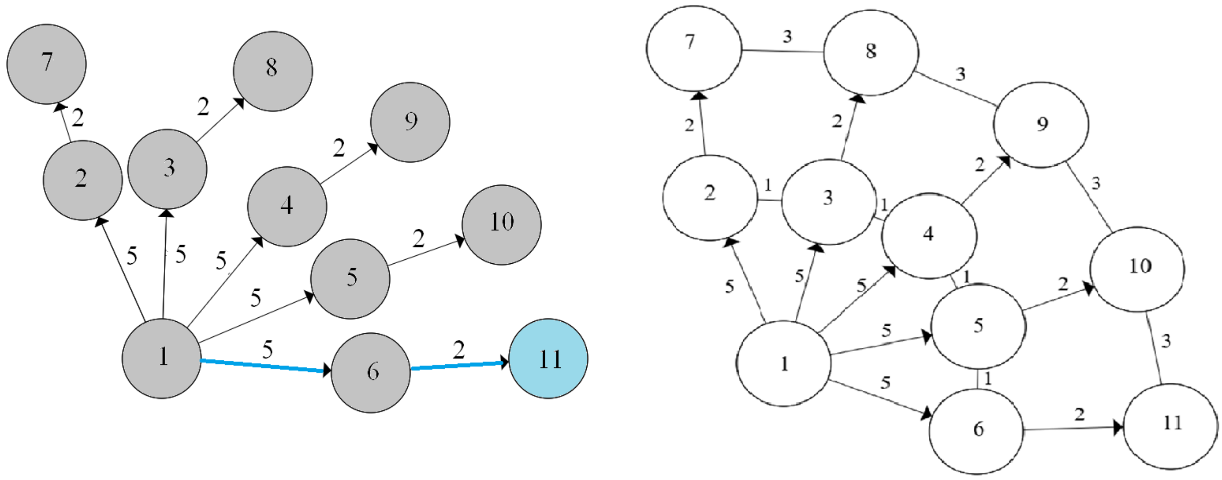
На основе вышеизложенного автор предлагает сформулировать строгое математическое определение графа вида «павлин».

Определение 1. Граф вида «павлин» – это дерево с ***n*** ярусами, где в каждом ярусе, начиная с первого, одинаковое количество вершин ***m***.

Таким образом, на рисунке 3(а) приведен пример графа вида «павлин» с двумя ярусами (***n***=2) и с пятью вершинами ***m***=5 на каждом ярусе, начиная с первого.

Задача 1 посвящена поиску кратчайшего пути в случае веерной планировки города.

Введем понятие графа вида «веер» или «веерный» граф, вид которого отражает веерную схему улично-дорожной сети (рисунок 3б).



(а) *(б)*

Рисунок 3. **Графы: вида «павлин» (а) и вида «веер» (б)**

В терминологии улично-дорожной сети существует понятие «веерной» планировки города. На данный момент в теории графов нет соответствующего определения для графов, которые отображают «веерную» планировку города.

Поэтому автор данной работы предлагает:

1) ввести название графа вида «веер»;

2) дать строгое математическое определение графу «веер»;

3) подчеркнуть отличия графа «павлин» от графа «веер».

Как видно из рисунка 3(б), такой граф уже не является деревом из-за того, что вершины на каждом ярусе соединены последовательно друг с другом. Поэтому можно дать следующее определение:

Определение 2. Граф вида «веер» – это дерево с ***n*** ярусами, где в каждом ярусе, начиная с первого, одинаковое количество вершин ***m***, и в каждом ярусе соседние вершины соединены друг с другом (кроме концевых: начальной и конечной вершин в ярусе).

Так, например, на рисунке 3(б) изображен веерный граф с двумя ярусами (***n=2***), где в каждом ярусе, начиная с первого, пять вершин (***m=5***). Вершины первого яруса 2, 3, 4, 5, 6 соединены последовательно друг с другом, кроме концевых вершин (т. е. 2 и 6). Вершины второго яруса 7, 8, 9, 10, 11 соединены последовательно друг с другом, кроме концевых вершин (т. е. 7 и 11).

Алгоритм поиска кратчайшего пути из вершины 1 в любую другую вершину веерного графа. При условии, что вес ребра (дуги) на каждом ярусе не превосходит длины дуги между соседними вершинами на ветви, кратчайший путь из вершины 1 в другую вершину веерного графа – это путь из вершины 1 по ветви, т. е. по прямой линии. Достаточно определить на какой ветви расположена вершина, в которую необходимо проследовать. Рассмотрим алгоритм определения кратчайшего пути на основе анализа исходных данных.

1. Анализ исходных данных.

1.1. Определение количества ярусов исходного графа, т. е. числа *n*.

Для примера на рисунке (3б) ***n=3***.

1.2. Определение количество вершин в каждом ярусе, начиная со второго яруса, т. е. числа *m*. Для примера на рисунке (3б) ***m=5***.

1.3. Определение вида арифметической прогрессии для каждой ветви графа. Для примера на рисунке (3б) нумерация цифр:

– первой ветви образует арифметическую прогрессию с **d=*5***: 2,7, 12, 17, ….;

– второй ветви с **d=*5***: 3, 8, 13, 18, …;

– третьей ветви с **d=*5***: 4, 9, 14, 19, …;

– четвертой ветви с **d=*5***: 5, 10, 15, 20, …;

– пятой ветви с **d=*5***: 6, 11, 16, 21, ….

Все пять прогрессий имеют арифметическую разность d=*5, т. е. d=m (арифметическая разность d равна количеству вершин яруса m)* и отличаются друг от друга лишь начальным значением.

Таким образом, если необходимо найти кратчайший путь из вершины 1 в вершину 8 необходимо определить какой ветви принадлежит эта вершина. Таким образом, определив, членом какой из данных пяти арифметических прогрессий является номер вершины, в которую необходимо проследовать, найдем искомую ветвь.

2. Определение кратчайшего пути из вершины 1 в любую другую вершину веерного графа.

На основе анализа исходных данных находим длину кратчайшего пути из вершины 1 в любую другую вершину веерного графа, которая будет равна сумме весов дуг, расположенных на найденной ветви от первой вершины до искомой вершины.

Задача 2. Нахождение кратчайшего пути для «треугольной» схемы улично-дорожной сети. Задача 2 отличается от задачи 1 схемой улично-дорожной сети. Приведем разработанный краткий алгоритм решения задачи для графа G (рисунок 4).

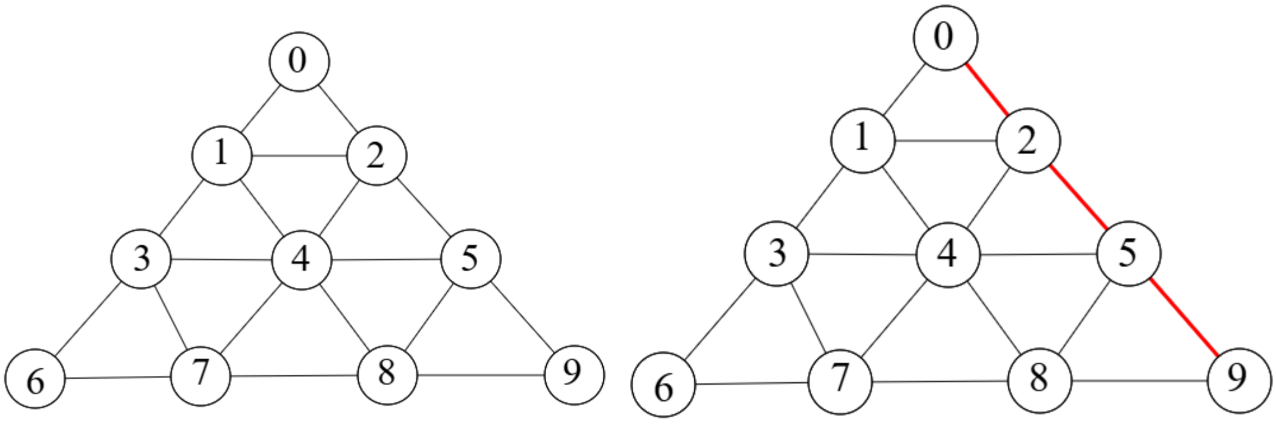


Рисунок 4. **Граф G для треугольной схемы дорожной сети**

Алгоритм поиска кратчайшего пути из вершины 0 в любую другую вершину для треугольной схемы сети. Рассмотрим треугольную схему улично-дорожной сети (рисунок 4).

Кратчайший путь из вершины 0 в вершину 9 будет проходить через вершины 0, 2, 5, 9. Данное решение с помощью алгоритма Дейкстры можно выполнить за 9 итераций. Автор работы предлагает уменьшить количество итераций за счет удаления из рассмотрения некоторых вершин, применяя понятие «конденсация» из теории графов.

Выделим в исходном графе на каждом ярусе треугольники как показано на рисунке 5. Если каждый такой треугольник обозначить одной вершиной, то получим граф **конденсации** (рисунок 5).

Выделение треугольника на каждом ярусе позволит увидеть те вершины, которые можно исключить из рассмотрения. Так, например, все три вершины треугольника № 2 (рисунок 5) можно исключить из-за того, что пути, проходящие через эти вершины будут длиннее, чем другие возможные пути из вершины 0 в вершину 9. Анализ исходных данных позволит отсечь вершины, в рассмотрении которых нет необходимости, так как путь, проходящий через такие вершины, заведомо будет длиннее. Так, для исходного графа вершины, принадлежащие треугольнику № 2, а именно вершины 3, 6, 7, можно исключить из рассмотрения.

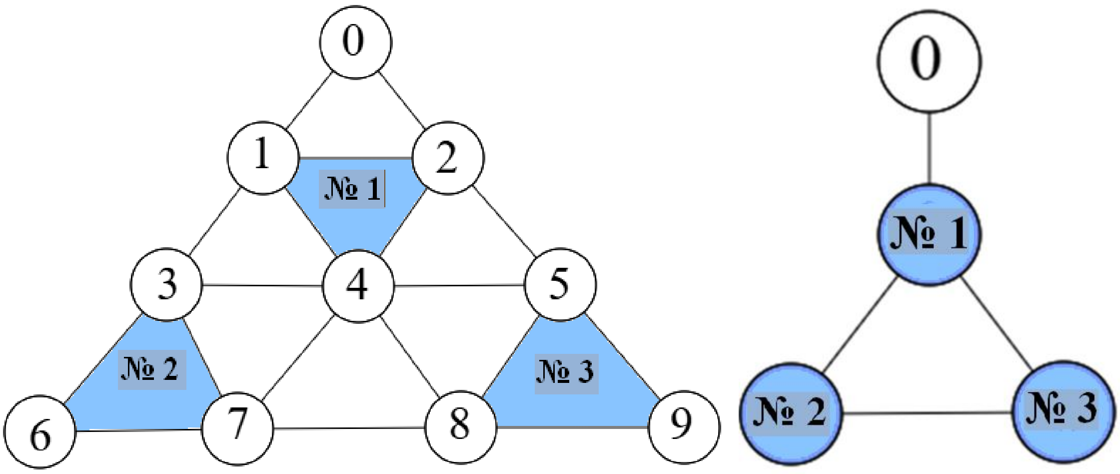


Рисунок 5. **Граф G и «конденсация» графа G для треугольной схемы дорожной сети**

Тогда алгоритм Дейкстры будет короче на 3 итерации и кратчайший путь будет найден за 7 итераций (1 итерация – исключение вершин из исходного графа, оставшиеся 6 итераций – это итерации алгоритма Дейкстры).

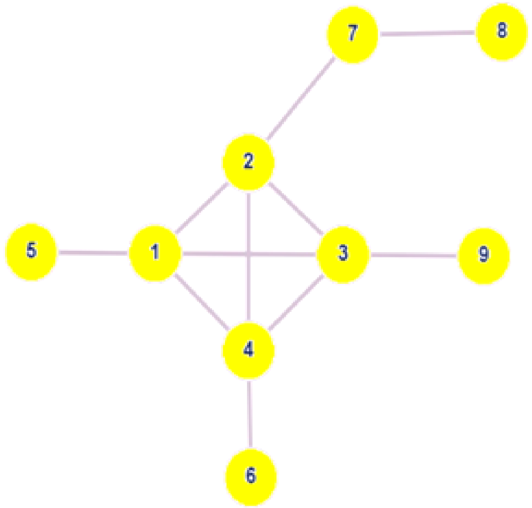
Задача 3. Задача составления расписания. Пусть задан граф G(X, A) (рисунок 6а), X – множество вершин, которым будут соответствовать учебные дисциплины, а A – множество ребер, причем каждое ребро соединяет две вершины, если изучаемые дисциплины не могут быть проведены одновременно. Известна матрица смежности графа (рисунок 6б).

Алгоритм оптимальной раскраски графа.

1. Пусть дан граф G(X, A) (рисунок 6а).

2. Проведем анализ графа.

2.1. Выделим максимально полный подграф графа G(X, A) .Он состоит из первых четырех вершин: x_1, x_2, x_3, x_4.



$\alpha =$

	x1	x2	x3	x4	x5	x6	x7	x8	x9
x1	0	1	1	1	1	0	0	0	0
x2	1	0	1	1	0	0	1	0	0
x3	1	1	0	1	0	0	0	0	1
x4	1	1	1	0	0	1	0	0	0
x5	1	0	0	1	0	0	0	0	0
x6	0	0	0	1	0	0	0	0	0
x7	0	1	0	0	0	0	0	1	0
x8	0	0	0	0	0	0	1	0	0
x9	0	0	1	0	0	0	0	0	0

Рисунок 6. **Граф G(X,A) (а). Матрица смежности $\boldsymbol{\alpha}$ графа G(X,A) (б)**

После применения одного из методов поиска максимально сильного подграфа исходную матрицу смежности α (рисунок 6б) преобразуем в матрицу β (рисунок 7). Матрица β – это преобразованная матрица смежности α, в которой столбцы и строки переставлены так, чтобы сначала были расположены вершины максимального полного подграфа, а затем остальные вершины. Блок А представляет собой матрицу смежности максимального полного подграфа. Блок В представляет собой отображение вершин максимального полного подграфа на другие вершины, не входящие в максимальный полный подграф. Блок С – это транспонированная матрица В, $C = B^T$, т. е. блок отображений вершин, не входящих в максимально полный подграф, на вершины, входящие в максимальный полный подграф.

2.2. Определить хроматическое число найденного подграфа. Оно будет равно числу вершин максимального полного подграфа.

2.3. Установить соответствие между вершинами и цветом краски в максимальном полном подграфе.

$$\beta = \tilde{\alpha} = \begin{pmatrix} A & B \\ C & D \end{pmatrix} =$$

A	B
C	D

$\beta =$

	x_1	x_2	…	x_k	x_{k+1}	…	…	X_n
x_1	0	1	1	1				
x_2	1	0	…	1				
…	1	…	0	1				
x_k	1	1		0				
x_{k+1}								
…								
…								
X_n								

$\beta_1 =$

	x1	x2	x3	x4	x5	x6	x7	x8	x9
x1	0	1	1	1	1	0	0	0	0
x2	1	0	1	1	0	0	1	0	0
x3	1	1	0	1	0	0	0	0	1
x4	1	1	1	0	0	1	0	0	0
x5	1	0	0	1	0	0	0	0	0
x6	0	0	0	1	0	0	0	0	0
x7	0	1	0	0	0	0	0	1	0
x8	0	0	0	0	0	0	1	0	0
x9	0	0	1	0	0	0	0	0	0

Рисунок 7. **Преобразования матрицы смежности $\boldsymbol{\alpha}$ в матрицу$\boldsymbol{\beta}$ и пример матрицы $\boldsymbol{\beta_1}$ для рассматриваемого графа**

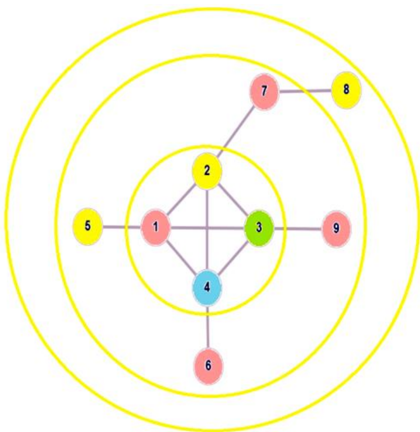
Можно пронумеровать краски и выполнить, например, следующее соответствие в лексикографическом порядке (рисунок 8). $\sum i_k$– количество единиц в блоке B.

Вершина	Номер краски	Цвет краски	$T^+(x_i)$	Мощность $\lvert T^+(x_i)\rvert$
x_1	1	красный	$T^+(x_1)$	i_1
…	…	…	…	
x_k	k	персиковый	$T^+(x_k)$	i_k
				$\sum i_k$

Рисунок 8. **Схема раскраски максимально полного подграфа**

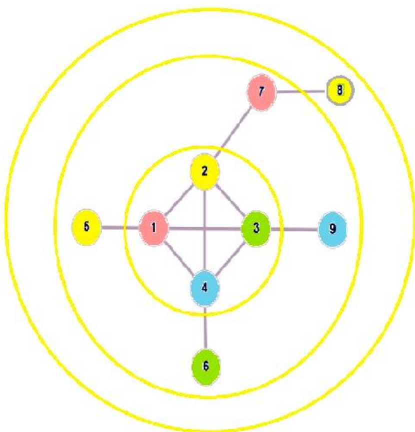
2.4. **Вычислить отображение первого порядка для каждой вершины**. Отображение первого порядка i-той вершины $T^+(x_i)$ можно определить по матрице смежности. Вершины из отображения первого порядка окрашиваем в цвет № 1, за исключением i_1 вершин, которые окрашиваем в цвет № 2.

2.5. На следующем шаге определяем прямое отображение второго порядка, которое можно определить по столбцам. Повторяем шаг 2.4 до тех пор, пока не будут рассмотрены отображения порядков, которые существуют для данного графа (т. е. 2-го, 3-го и т. д.). Далее проводим окрашивание, чередуя цвета. Таким образом, все вершины будут раскрашены.



1	6	7	9
2	5	8	
3			
4			

(а)



1	6	7
2	5	8
3	6	
4	9	

(б)

Рисунок 9. **Схема раскраски максимально полного подграфа**

Для графа G(X, A) (рисунок 6а) максимальный подграф имеет 4 вершины, следовательно, все дисциплины можно провести за 4 часа. На рисунке 9 представлены два варианта раскраски: 9а – в условиях отсутствия ограничений на количество аудиторий. Вершины 1, 6, 7, 9 – предметы, которые проводятся первым уроком в 4-х разных аудиториях; вершины 2, 5, 8 – предметы, которые проводятся вторым уроком в 3-х разных аудиториях, вершина 4 – это предмет, который проводится четвертым уроком в первой аудитории. На рисунке 9б представлен вариант раскраски в случае ограничения по аудиториям. Данная графо-кольцевая схема на рисунке 9 позволит оценить минимальное количество часов, необходимое для оптимального расписания (рисунок 9а), и минимальное количество аудиторий, т. е. необходимое количество аудиторий для проведения занятий (рисунок 9б).

ЛИТЕРАТУРА

1. *Деревянчук Е.Д.* Влияние планировки города и карты дорожной сети на выбор оптимального маршрута // Общество. – 2024. – № 1(32). –Ч. 2. – С. 10-17.

THE METHODOLOGY OF BUILDING ALGORITHMS FOR PRACTICAL PROBLEMS WITH THE GRAPH THEORY APPLICATION

DEREVYANCHUK Ekaterina Dmitrievna
Candidate of Science in Physics and Mathematics, Associate Professor
Penza State University
Penza, Russia

The paper presents a methodology for constructing algorithms for three problems solving: the problem of the shortest path finding for a street and road network with a fan and triangular layouts; the scheduling problem. The author gives a strict mathematical definition of a graph of the «peacock» type, a graph of the «fan» type; attention is focused on their differences. Brief descriptions of the developed algorithms are presented: an algorithm for solving the problem of the shortest path finding with a fan an triangular layouts of the city and an algorithm for solving the scheduling problem.
Keywords: algorithm construction methodology, graph of the «peacock» type, graph of the «fan» type, scheduling problem, triangular layout, fan layout.

МЕТОДИКА ПОСТРОЕНИЯ ФАЗОЧАСТОТНОЙ ХАРАКТЕРИСТИКИ СИСТЕМЫ АВТОМАТИЧЕСКОГО УПРАВЛЕНИЯ И ОПРЕДЕЛЕНИЕ УСТОЙЧИВОСТИ И ЗАПАСОВ УСТОЙЧИВОСТИ СИСТЕМЫ АВТОМАТИЧЕСКОГО УПРАВЛЕНИЯ ПО ЛОГАРИФМИЧЕСКИМ ФАЗОЧАСТОТНЫМ ХАРАКТЕРИСТИКАМ

ДЕРЕВЯНЧУК Наталия Владимировна
кандидат технических наук, доцент
Пензенский филиал ФГКВОУ ВО «Военная академия материально-технического обеспечения им. генерала армии А.В. Хрулева»
г. Пенза, Россия

Данная работа посвящена методике построения фазочастотной характеристики системы автоматического управления (САУ) и вопросам определения устойчивости и запасов устойчивости САУ по логарифмическим фазочастотным характеристикам (ЛФЧХ). Разработанную методику изложения материала можно применять при проведении занятий по техническим дисциплинам.
Ключевые слова: методика преподавания, система автоматического управления (САУ), логарифмическая частотная характеристика, передаточная функция, логарифмическая фазочастотная характеристика (ЛФЧХ).

В предыдущей работе автора [1] подробно изложена методика построения логарифмической частотной характеристики (ЛЧХ). Настоящая работа является продолжением предыдущей работы и посвящена методике построения фазочастотной характеристики системы автоматического управления (САУ), вопросам определения устойчивости и запасов устойчивости САУ по логарифмическим фазочастотным характеристикам (ЛФЧХ) [2].

По опыту преподавания в учебных группах материал по построению логарифмических фазочастотных характеристик лучше давать не сразу, а сначала разобрать построение логарифмической частотной характеристики. Затем дать время на то, чтобы, во-первых, информация отложилась в полном