

МИНИСТЕРСТВО НАУКИ И ВЫСШЕГО ОБРАЗОВАНИЯ
РОССИЙСКОЙ ФЕДЕРАЦИИ

Федеральное государственное автономное образовательное
учреждение высшего образования
«СЕВАСТОПОЛЬСКИЙ ГОСУДАРСТВЕННЫЙ УНИВЕРСИТЕТ»

ИНСТИТУТ РАДИОЭЛЕКТРОНИКИ
И ИНТЕЛЛЕКТУАЛЬНЫХ ТЕХНИЧЕСКИХ СИСТЕМ

Кафедра «Радиоэлектронные системы и технологии»

САМООРГАНИЗУЮЩИЕСЯ МОБИЛЬНЫЕ СЕТИ

Учебно-методическое пособие
по проведению практических занятий
и организации самостоятельной работы
обучающихся очной и заочной форм обучения
направления 11.04.01 - Радиотехника
и заочной формы обучения направления
11.04.02 - Инфокоммуникационные технологии и системы связи

Севастополь
СевГУ
2023

УДК 621.396: 004(076.5)

ББК 32.884:32.97я73

С176

Р е ц е н з е н т:

В. В. Головин - профессор кафедры «Радиоэлектронные системы и технологии», канд. техн. наук, доцент

Составители: И. Л. Афонин, В. Ю. Карлусов, И. В. Кудрявченко

С176 Самоорганизующиеся мобильные сети: учебно-методическое пособие по проведению практических занятий и организации самостоятельной работы обучающихся очной и заочной форм обучения направления 11.04.01 - Радиотехника и заочной формы обучения направления 11.04.02 - Инфокоммуникационные технологии и системы связи / Севастопольский государственный университет, Институт радиоэлектроники и интеллектуальных технических систем, кафедра «Радиоэлектронные системы и технологии» ; сост.: И. Л. Афонин, В. Ю. Карлусов, И. В. Кудрявченко. — Севастополь : СевГУ, 2023. — 74 с. — Текст : электронный.

Настоящее учебно-методическое пособие предназначено для оказания помощи обучающимся очной и заочной форм обучения направления 11.04.01 - Радиотехника и заочной формы обучения направления 11.04.02 - Инфокоммуникационные технологии и системы связи в изучении базовой радиотехнической дисциплины «Самоорганизующиеся мобильные сети».

УДК 621.396:004(076.5)

ББК 32.884.1:32.97я73

Рассмотрено и рекомендовано к изданию на заседании кафедры «Радиоэлектронные системы и технологии», протокол № 9 от 22 февраля 2023 г.

СОДЕРЖАНИЕ

Введение.....	4
Содержание и объем аудиторных занятий.....	5
Практическое занятие 1.....	5
Практическое занятие 2.....	11
Практическое занятие 3.....	12
Практическое занятие 4.....	22
Библиографический список.....	30
Приложение А (информационное). Самоорганизация роя частиц в задачах поиска и обхода лабиринта.....	34
Приложение Б (информационное). Построение СМС в средах распространения с плоскими неотражающими границами.....	44
Приложение В (информационное). Оценивание надежности СМС в средах распространения с плоскими границами	50
Приложение Г (информационное). Пример программы поиска кратчайшего пути на графе	62
Приложение Д (обязательное). Варианты заданий для составления ориентированного графа.....	63
Приложение Е (обязательное). Методические рекомендации к выполнению реферата по дисциплине.....	66
Приложение Ж (информационное). Пример оформления титульного листа реферата	74

Введение

Дисциплина «Самоорганизующиеся мобильные сети» (СМС) относится к обязательной части учебного плана направлений подготовки 11.04.01 Радиотехника и 11.04.02 Инфокоммуникационные технологии и системы связи. Теоретические основы, на которых базируется данный курс, излагаются в предшествующих дисциплинах: «Схемотехника устройств инфокоммуникаций», «Устройства генерирования и формирования сигналов», «Устройства приёма и обработки сигналов», «Современная элементная база», «Цифровое проектирование в профессиональной деятельности», «Системы радиочастотной идентификации», «Сетевые технологии в инфокоммуникационных системах».

Дисциплина СМС изучается во втором семестре очной и в четвертом семестре заочной форм обучения. По дисциплине сдаётся экзамен (промежуточная аттестация), проводятся практические занятия и выполняется реферат на тему: «Основы проектирования самоорганизующихся мобильных сетей».

Данное учебное пособие предназначено для закрепления на практических занятиях основных теоретических знаний, полученных на лекциях обучающимися направлений 11.04.01 Радиотехника и 11.04.02 Инфокоммуникационные технологии и системы связи. Кроме того, обучающихся необходимо правильно сориентировать при планировании самостоятельной работы по изучению теоретических основ, современного состояния технологий, методов и алгоритмов построения и моделирования самоорганизующихся мобильных сетей, которые являются составной частью беспроводных компьютерных сетей. На достижение этой цели и направлено данное учебно-методическое пособие.

Для более подробного изучения теории и практики СМС следует обратиться к специальной литературе [1 — 24].

Содержание и объем аудиторных занятий

На все аудиторные занятия, включая лекционные и практические занятия для обучающихся очной формы обучения отводится 18 часов.

1. Практическое занятие 1. «Модель лабиринта для решения задач поиска и обнаружения при развертывании СМС на местности»

1.1. Краткие теоретические сведения

Современные достижения в области телекоммуникационных и информационных технологий, робототехники, микро- и нанoeлектроники, а также в ряде других направлений, являющихся приоритетными для Российской Федерации, создают фундамент для создания распределенных мобильных систем и интеллектуальных сетей на базе уже имеющихся и разрабатываемых автономных мобильных интеллектуальных устройств (МИУ). Габариты таких однотипных МИУ, объединяемых в качестве элементов в более крупные распределенные мобильные объекты (РМО), могут находиться в диапазоне от единиц миллиметров до метров. Однако, с учетом характерных расстояний между соседними элементами РМО, которые могут в разы или даже на несколько порядков превышать размеры самих МИУ, можно рассматривать их как материальные точки или частицы. Учитывая это обстоятельство, а также определенное внешнее сходство в поведении биологических коллективных существ и РМО в процессе его формирования, трансформации и перемещения, в настоящей работе используется термин «рой частиц». Что представляется оправданным, несмотря на несколько отличное содержание данного термина в известной оптимизационной задаче [18]. В частности, в рассматриваемом случае целью исследования является построение модели РЧ, которая может быть применена для формирования и размещения РМО определенной конфигурации в заданных областях пространства и интервалах времени.

Термины и определения

Дискретное n -мерное пространство (ДП) — пространство, в котором все точки изолированы друг от друга, а соседние точки расположены друг от друга на единичном расстоянии, определяемом средними параметрами движения МИУ, и упорядочены в соответствии с выбранным векторным базисом, составленным из n векторов, где $n \in N$. В простейших случаях ДП является одномерным, двумерным или трехмерным ($n=1, 2, 3$). Перемещение МИУ между двумя соседними точками ДП осуществляется за *дискретное время*. Точки ДП также будем называть *узлами*, а перемещения между соседними точками — *переходами*.

Соседние точки (узлы) — точки ДП, у которых только одна координата отличается на единицу, а остальные $n-1$ координаты совпадают.

Дискретное время t (ДВ) — целые числа, характеризующие кратность интервалов времени периоду следования импульсов генератора тактовой частоты цифровой системы, управляющей РМО. Единицу ДВ также будем называть *тактом*.

Рой частиц — упорядоченная в ДП конечная совокупность из K однотипных МИУ ($K \in N, K \geq 2$), обладающая некоторыми функциональными возможностями. Будем называть параметр K *мощностью* РЧ, а МИУ, размещенное в узле ДП — *частицей*. Отдельные элементы РЧ будем также называть *роевыми элементами* (РЭЛ).

Расстояние $d(A, B)$ между двумя точками (узлами) A и B ДП — минимальное количество переходов между соседними узлами при перемещении частицы из A в B . Очевидно, что $d(A, A)=0$.

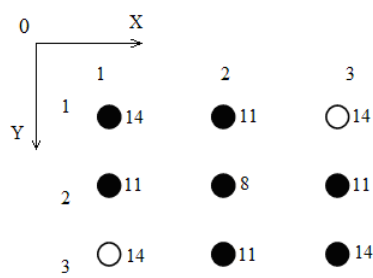
Минимальное расстояние РЧ — минимальное расстояние между всеми парами узлов ДП, в которых размещены частицы РЧ.

Траектория частицы, перемещающейся из точки A в точку B — упорядоченная последовательность переходов из A в B . Траектория образует

путь P_{AB} , длина которого $|P_{AB}|$ равна общему числу составляющих его переходов.

Введем понятие *веса узла* и *центра масс* РЧ, которые для случая двумерного ДП рассмотрим на примере РЧ, изображенного на рисунке 1.1.

На рисунке 1.1,а) изображена схема РЧ ($K=7$), размещенного в заданной системе координат $(0; \vec{x}, \vec{y})$, в которой вектора представляют собой множества целых чисел, расположенных вдоль соответствующих осей, а местоположение частиц обозначено затемненными кругами.



$$\begin{aligned}
 W_{11} &= 0_{11} + 1_{12} + 1_{21} + 2_{22} + 3_{23} + 3_{32} + 4_{33} = 14 \\
 W_{12} &= 1_{11} + 0_{12} + 2_{21} + 1_{22} + 2_{23} + 2_{32} + 3_{33} = 11 \\
 W_{13} &= 2_{11} + 1_{12} + 3_{21} + 2_{22} + 1_{23} + 3_{32} + 2_{33} = 14 \\
 W_{21} &= 1_{11} + 2_{12} + 0_{21} + 1_{22} + 2_{23} + 2_{32} + 3_{33} = 11 \\
 W_{22} &= 2_{11} + 1_{12} + 1_{21} + 0_{22} + 1_{23} + 1_{32} + 2_{33} = 8 \\
 W_{23} &= 3_{11} + 2_{12} + 2_{21} + 1_{22} + 0_{23} + 2_{32} + 1_{33} = 11 \\
 W_{31} &= 2_{11} + 3_{12} + 1_{21} + 2_{22} + 3_{23} + 1_{32} + 2_{33} = 14 \\
 W_{32} &= 3_{11} + 2_{12} + 2_{21} + 1_{22} + 2_{23} + 0_{32} + 1_{33} = 11 \\
 W_{33} &= 4_{11} + 3_{12} + 3_{21} + 2_{22} + 1_{23} + 1_{32} + 0_{33} = 14
 \end{aligned}$$

а)

б)

Рисунок 1.1 — К определению веса узла и центра масс двумерного РЧ

Определим *вес узла* РЧ как сумму расстояний от всех частиц РЧ до данного узла и подсчитаем веса всех узлов РЧ (рисунок 1.1,б).

Для расчета весов частиц РЧ воспользуемся формулой (1.1)

$$W_{ij} = \sum_{m=1}^3 \sum_{n=1}^3 [(|m-i| + |n-j|) \cdot g_{ij}], \quad (1.1)$$

где g_{ij} — элемент исходной матрицы размещения роя $G = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 1 \end{bmatrix}$, в которой

единице соответствует наличие частицы в узле, а нулю — ее отсутствие;

i, j — координаты узлов РЧ ($(i=1,2,3; j=1,2,3)$).

На рисунке 1.1 видно, что центральный узел с минимальным весом $W_{22}=8$ является точкой симметрии для всей структуры.

Узел РЧ с минимальным весом будем называть *центром масс* (ЦМ) роя частиц в ДП. В случае, если узлов с минимальным весом несколько, то ЦМ выбирается с учетом предшествующих и/или последующих переходов узлов- претендентов.

Ядром РЧ будем называть G_t — матрицу размещения РЧ в дискретный момент времени t .

Размер роя — произведение числа строк и столбцов матрицы ядра.

Терминальное управление РЧ (РМО) — перемещение ЦМ РЧ в заданную точку ДП в определенный момент ДВ с заданным ядром РЧ.

Основные ограничения

О.1. Средняя скорость частицы $v_{\text{ср}} = 1$ [1 переход/1 такт]. Максимальная скорость частицы может в два раза превышать среднюю скорость: $v_{\text{max}} = 2 \cdot v_{\text{ср}}$, при условии, что суммарная скорость всех частиц роя не превышает $K \cdot v_{\text{ср}}$.

О.2. Отдельные частицы могут оставаться на месте в течение ограниченного числа тактов в процессе перемещения РЧ. То есть минимальная скорость частицы $v_{\text{min}} = 0$.

О.3. Частица может переместиться в соседний узел только в том случае, если он свободен.

О.4. За один такт ЦМ может переместиться в соседний узел или остаться на месте.

О.5. Исключается опасное сближение частиц, то есть одновременное нахождение двух и более частиц в одном узле ДП. В случае, если осуществляется одновременное перемещение нескольких соседних частиц, при котором две и более частиц могут за один такт переместиться в один общий соседний узел, такое перемещение блокируется. Все претендующие на это перемещение частицы останавливают свое движение на один такт ДВ (или перемещаются в другие свободные узлы), кроме частицы, обладающей наивысшим *приоритетом* среди частиц-претендентов, которая осуществляет желаемой перемещение.

О.6. Приоритет частицы может назначаться в зависимости от ее местоположения в узлах ДП по отношению к ЦМ и/или финальной точке траектории ЦМ.

О.7. Все частицы роя доступны для управления как от внешнего источника, так и от специально назначаемых частиц из состава РЧ.

О.8. Частицы наделены способностью объединения в одно- и/или многоуровневые информационные сети.

Основные преобразования

П.1. *Формирование РЧ* – размещение требуемого числа частиц в узлах ДП в соответствии с заданным ядром G_0 (в момент ДВ $t=0$). В том числе, за счет объединения по некоторому алгоритму частиц двух и более РЧ в один общий рой.

П.2. *Трансформация РЧ* – изменение взаимного расположения частиц сформированного РЧ в соответствии с алгоритмом его перемещения.

П.3. *Перемещение РЧ* – перемещение ЦМ по некоторой траектории из начальной точки ДП в конечную.

П.4. *Деление (кластеризация) РЧ* – формирование по некоторому правилу двух и более РЧ из частиц существующего РЧ.

П.5. *Распад РЧ* – необратимое преобразование РЧ, которое сопровождается его естественной убылью и дезинтеграцией в результате утраты частицами функциональности по следующим причинам:

- выполнение частицами роя своего назначения;
- действие неблагоприятных внешних факторов;
- отказ внутренних элементов МИУ.

1.2. Задание 1

Используя генератор псевдослучайных чисел и модель дискретного 2D пространства, **решить задачу обхода и поиска клада** в лабиринте размером 8×8 клеток одиночным роевым элементом и роем РЭЛ.

Оценить количество тактов, затрачиваемых на обход лабиринта и поиск клада. Рассмотреть модели стохастического и «интеллектуального» (оптимального) поведения РЭЛ. Решение представить в виде таблиц и решетчатых диаграмм. Проанализировать результаты и сделать выводы о возможности самоорганизации РЭЛ со случайным (стохастическим) поведением.

Дать классификацию данной роевой задачи с позиций системного анализа, полагая, что рассматриваемая модель соответствует поисковой миссии роя БПЛА или МИУ на основе колесных платформ.

Выполненное задание оформить в виде файла формата pdf. Основные результаты работы представить в презентации, оформленной в виде файла формата ppt.

Топология лабиринта (координаты стенок), координаты шлюзов и клада, количество РЭЛ и варианты их поведения заданы в таблице 1. Для обозначения координат стенок лабиринта использована нумерация клеток шахматной доски. Вариант задания назначает ведущий преподаватель.

Пример решения для случая стохастического поведения РЭЛ с учетом заданных ограничений дан в приложении А.

Таблица 1 — Входные данные к заданию 1

Вариант	Параметры лабиринта			Параметры роя	
	Координаты стенок	Координаты шлюзов	Координаты клада	Количество РЭЛ	Модель поведения РЭЛ
1	a2, b2, b6, b7, c5, d3, e3, f3, f4, f5, f6	e1, h3	d7	1,2,3,4,5	С, И
2	b7, c3, c7, d4, d8, e5, g3, h3	b4, g6	g2	1,2,3,4,5	С, И
3	c3, d2, d3, d6, d7, e7, g6, h6	a8, g3	b2	1,2,3,4,5	С, И
4	a6, b6, d4, e1, e5, f2, f6, g2	b3, g5	b7	1,2,3,4,5	С, И
5	b8, c7, d4, e3, f2, f7, g6, g7	b1, h8	g4	1,2,3,4,5	С, И
6	c3, c4, c5, c6, d6, e6, f4, g2, g3, g7, h7	d8, a3	e2	1,2,3,4,5	С, И
7	b2, c4, d5, d6, e2, e6, f2, f6	a7, h4	c2	1,2,3,4,5	С, И

8	b2, b3, c2, c7, e6, d5, f2, g1	a1, g8	b5	1,2,3,4,5	С, И
9	a3, b3, d2, e2, e3, e6, e7, f6	b6, h1	g7	1,2,3,4,5	С, И
10	c3, c7, d3, d7, e3, e4, f5, g7	a5, h2	f7	1,2,3,4,5	С, И

2. Практическое занятие 2. «Построение транспортного и коммуникационного графов СМС на основе модели лабиринта»

2.1. Краткие теоретические сведения

Для решения прикладных задач поиска объектов на пересеченной местности и оперативного развертывания надежных беспроводных СМС в условиях городской застройки, складских помещений или в пределах больших зданий требуются различные методы оценивания надежности СМС.

В данном практическом задании рассматривается метод оценивания надежности СМС в средах распространения с плоскими границами. Основные теоретические сведения, необходимые для выполнения данного задания, содержатся в приложении Б и приложении В.

2.2. Задание 2

Используя данные таблицы 1, построить транспортный и коммуникационный графы СМС на основе модели лабиринта. Методика построения графов изложена в приложениях Б и В.

Рассмотреть варианты неотражающих ($\rho=0$) и отражающих ($\rho=1$) границ. Использовать 2 критерия: а) полноты контроля лабиринта; б) энергетический критерий.

Выполненное задание оформить в виде файла формата pdf. Основные результаты работы представить в презентации, оформленной в виде файла формата ppt.

3. Практическое занятие 3. «Поиск кратчайших путей на графах»

3.1. Краткие теоретические сведения

Основные определения

Путем (или *ориентированным маршрутом*) ориентированного графа называется последовательность дуг, в которой конечная вершина всякой дуги, отличной от последней, является начальной вершиной следующей. Так на рисунке 3.1 последовательности дуг $\mu_1 = \{a_6, a_5, a_9, a_8, a_4\}$, $\mu_2 = \{a_1, a_6, a_5, a_9\}$, $\mu_3 = \{a_1, a_6, a_5, a_9, a_{10}, a_6, a_4\}$ являются путями.

Ориентированной цепью (орцепью) называется такой путь, в котором каждая дуга используется не больше одного раза. Так, например, приведенные выше пути μ_1 и μ_2 являются орцепями, а путь μ_3 не является таким, поскольку дуга a_6 в нем используется дважды.

Маршрут есть неориентированный «двойник» пути, и это понятие рассматривается в тех случаях, когда можно пренебречь направленностью дуг в графе.

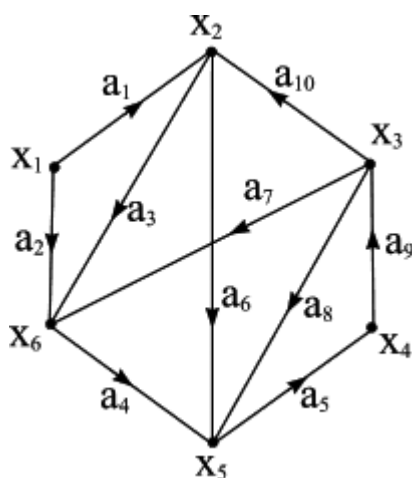


Рисунок 3.1 — Пример графа

Таким образом, маршрут есть последовательность ребер $a_1, a_2, \dots, a_q$, в которой каждое ребро a_i , за исключением, возможно, первого и последнего ребер, связано с ребрами a_{i-1} и a_{i+1} своими двумя концевыми вершинами.

Последовательности дуг на рисунке 3.2

$\mu_4 = \{a_2, a_4, a_8, a_{10}\}$, $\mu_5 = \{a_2, a_7, a_8, a_4, a_3\}$ и $\mu_6 = \{a_{10}, a_7, a_4, a_8, a_7, a_2\}$

являются маршрутами.

Контуром (простой цепью) называется такой путь (маршрут), в котором каждая вершина используется не более одного раза. Например, путь μ_2 является контуром, а пути μ_1 и μ_3 не являются. Очевидно, что контур является также цепью, но обратное утверждение неверно. Например, путь μ_1 является цепью, но не контуром, путь μ_2 является цепью и контуром, а путь μ_3 не является ни цепью, ни контуром.

Аналогично определяется простая цепь в неориентированных графах. Так, например, маршрут μ_4 есть простая цепь, маршрут μ_5 — цепь, а маршрут μ_6 не является цепью.

Путь или маршрут можно изображать также последовательностью вершин. Например, путь μ_1 можно представить также: $\mu_1 = \{x_2, x_5, x_4, x_3, x_5, x_6\}$ и такое представление часто оказывается более полезным в тех случаях, когда осуществляется поиск контуров или простых цепей.

Иногда дугам графа G сопоставляются (приписываются) числа - дуге (x_i, x_j) ставится в соответствие некоторое число c_{ij} , называемое *весом*, или *длиной*, или *стоимостью (ценой)* дуги. Тогда граф G называется *взвешенным*. Иногда веса (числа v_i) приписываются вершинам x_i графа.

При рассмотрении пути μ , представленного последовательностью дуг $(a_1, a_2, \dots, a_q)$, за его *вес* (или *длину*, или *стоимость*) принимается число $L(\mu)$, равное сумме весов всех дуг, входящих в μ , т. е.

$$L(\mu) = \sum_{(x_i, x_j) \in \mu} c_{ij} . \quad (3.1)$$

Таким образом, когда слова «длина», «стоимость», «цена» и «вес» применяются к дугам, то они эквивалентны по содержанию, и в каждом конкретном случае выбирается такое слово, которое ближе подходит по смыслу. *Длиной* (или *мощностью*) пути μ называется число дуг, входящих в него.

Задача о кратчайшем пути

Пусть дан граф $G=(X, \Gamma)$, дугам которого приписаны веса (стоимости), задаваемые матрицей $C=[c_{ij}]$. *Задача о кратчайшем пути* состоит в

нахождении кратчайшего пути от заданной начальной вершины (*истока*) s до заданной конечной вершины (*стока*) t , при условии, что такой путь существует:

Найти $\mu(s, t)$ при $L(\mu) \rightarrow \min, s, t \in X, t \in R(s)$,

где $R(s)$ — множество, достижимое из вершины s .

В общем случае элементы c_{ij} матрицы весов C могут быть положительными, отрицательными или нулями. Единственное ограничение состоит в том, чтобы в G не было циклов с суммарным отрицательным весом. Отсюда следует, что дуги (ребра) графа G не должны иметь отрицательные веса.

Почти все методы, позволяющие решить задачу о кратчайшем $(s-t)$ -пути, дают также (в процессе решения) и все кратчайшие пути от s к $x_i (\forall x_i \in X)$. Таким образом, они позволяют решить задачу с небольшими дополнительными вычислительными затратами.

Допускается, что матрица весов C не удовлетворяет условию треугольника, т. е. не обязательно $c_{ij} \leq c_{ik} + c_{kj}$ для всех i, j и k .

Если в графе G дуга (x_i, x_j) отсутствует, то ее вес полагается равным ∞ .

Ряд задач, например, задачи нахождения в графах путей с максимальной надежностью и с максимальной пропускной способностью, связаны с задачей о кратчайшем пути, хотя в них характеристика пути (скажем, вес) является не суммой, а некоторой другой функцией характеристик (весов) дуг, образующих путь. Такие задачи можно переформулировать как задачи о кратчайшем пути и решать их соответствующим образом.

Существует множество методов решения данной задачи, отличающиеся областью применимости и трудоемкостью (Дейкстры, Флойда, динамического программирования). Среди них большое распространение получили частные алгоритмы, применяющиеся при решении частных задач, и имеющие меньшую трудоемкость. Эти частные случаи встречаются на практике довольно часто (например, когда c_{ij}

являются расстояниями), так что рассмотрение этих специальных алгоритмов оправдано.

На практике задачу кратчайшего пути часто требуется решать для класса ориентированных ациклических графов. Такая задача успешно решается с помощью метода динамического программирования.

Алгоритм Дейкстры

Данный алгоритм был предложен Эдсгером Дейкстрой в 1959 году. Алгоритм широко применяется в программировании. Например, его используют протокол динамической маршрутизации, основанный на технологии отслеживания состояния канала OSPF и протокол маршрутизации промежуточных систем (протокол внутренних шлюзов) IS-IS, стандартизированный ISO и использующийся в крупных сетях провайдеров услуг.

Пусть требуется найти кратчайшее расстояние из вершины s в вершину f . Изначально необходимо создать массив $d[]$, в котором будет храниться для каждой вершины кратчайшее расстояние, за которое можно попасть в нее из исходной. При создании $d[s] = 0$, а все остальные элементы равны бесконечности (на практике выбирают очень большое число). Кроме того, потребуется массив $used[]$, чтобы хранить бит для каждой вершины, определяющий помечена она или еще нет. Изначально все вершины являются непомеченными.

Сам алгоритм состоит из n (n — количество вершин) итераций. На очередной итерации выбирается такая непомеченная вершина, что кратчайшее расстояние от исходной до нее минимально. То есть вершина v такая, что $d[v] = \min$ из всех вершин, которые еще не помечены (на первой итерации будет выбрана вершина s). А далее, просматриваются все ребра, выходящие из вершины v , и производятся так называемые *релаксации*. Таким образом, если есть ребро $(v \rightarrow to)$ с весом len , то будет предпринята попытка улучшить значение $d[to] = \min(d[to], d[v] + len)$. Действительно, выбирается

минимальное значение между тем, что уже было определено и новым способом добраться до вершины to . На этом текущая итерация заканчивается. После окончания n итераций в массиве d будут лежать ответы — расстояния для каждой вершины. То есть в вершину f можно добраться за $d[f]$ единиц расстояния.

Стоит заметить, что если до некоторых вершин добраться невозможно, то значение d для них не изменится, то есть останется равным бесконечности (тому числу, которым инициализировали массив).

```
void solve() {
    // n - количество вершин
    // g[n][n] - матрица смежности, g[i][j] = 0, если текущего ребра нет
    // d[n] - массив ответов
    // s - стартовая вершина
    // used - массив для пометок вершин
    int i, j, // i-я итерация, j - для поиска минимальной
        v, // минимальная вершина
        to, // ребро из вершины v в to
        len; // длины len
    d[s] = 0;
    for(i = 0; i < n; i++) {
        v = -1;
        for(j = 0; j < n; j++) // поиск вершины с минимальным d[j]
            if(!used[j] && (v == -1 || d[j] < d[v]))
                v = j;
        used[v] = true; // пометка вершины
        for(to = 0; to < n; to++) {
            if(g[v][to]) {
                len = g[v][to];
                if(d[v] + len < d[to]) {
                    d[to] = d[v] + len;
                }
            }
        }
    }
}
```

Метод динамического программирования

Прямая итерация. Пусть вершины пронумерованы так, что дуга (x_i, x_j) всегда ориентирована от вершины x_i к вершине x_j , имеющей больший номер. Для ациклического графа такая нумерация всегда возможна и производится очень легко. При этом начальная вершина s получает номер 1, а конечная t — номер n .

Пусть $\lambda(x_i)$ — пометка вершины x_i , равная длине кратчайшего пути от 1 до x_j , s — начальная вершина (источник), t — конечная вершина (сток).

Шаг 1. Положить $\lambda(s) = 0$, $\lambda(x_i) = \infty$ для всех вершин $x_i \in X/s; i=1$.

Шаг 2. $i=i+1$. Присвоим вершине x_j пометку $\lambda(x_j)$, равную длине кратчайшего пути от 1 до x_j , используя для этого соотношение

$$\lambda(x_j) = \min (\lambda(x_i) + c_{ij}) \quad (3.2)$$

Шаг 3. Повторить п.2. до тех пор, пока последняя вершина n не получит пометку $\lambda(t)$.

Необходимо отметить, что если вершина x_j помечена, то пометки $\lambda(x_i)$ известны для всех вершин $x_i \in \Gamma^{-1}(x_j)$, так как в соответствии со способом нумерации это означает, что $x_i < x_j$ и, следовательно, вершины x_i уже помечены в процессе применения алгоритма.

Пометка $\lambda(t)$ равна длине самого короткого пути от s до t . Сами дуги, образующие путь, могут быть найдены способом последовательного возвращения. А именно дуга (x_i, x_j) , согласно (3.2), принадлежит пути тогда и только тогда, когда

$$\lambda(x_j) = \lambda(x_i) + c_{ij} \quad (3.3)$$

Обратная итерация: начиная с вершины t , имеющей номер n , полагаем на каждом шаге x_j равной такой вершине (скажем, x_j^*), для которой выполняется соотношение (3.3), и так продолжаем до тех пор, пока не будет достигнута начальная вершина (т.е. пока не будет $x_j^* \equiv s$).

Совершенно очевидно, что пометка $\lambda(x_j)$ вершины x_j дает длину кратчайшего пути μ от s до x_j .

Алгоритм топологической сортировки

В некоторых случаях исходный граф является ациклическим, но имеет неправильную нумерацию — содержит дуги (x_j, x_i) , ориентированные от вершины x_j к вершине x_i , имеющей меньший номер ($j > i$). Для успешного нахождения кратчайшего пути с помощью метода динамического программирования к такому графу сначала применяется алгоритм топологической сортировки вершин.

Алгоритм топологической сортировки вершин очень простой. Он позволяет не только правильно перенумеровать вершины графа, но и определить его ацикличность.

Шаг 1. Положить $i=n$, где n — число вершин графа G .

Шаг 2. В графе определяется вершина x_k , для которой выполняется условие $|\Gamma(x_k)| = \emptyset$ (т.е., вершина, из которой не выходит ни одна дуга). Вершина x_k получает порядковый номер i (перенумеруется) и исключается из дальнейшего рассмотрения вместе со всеми входящими в нее инцидентными дугами. $i=i-1$.

Шаг 3. Повторять п.2. до тех пор, пока не будет выполнено одно из условий:

1) $i = 1$ — достигнута начальная вершина. Вершины графа получили правильную нумерацию.

2) Невозможно определить вершину, для которой выполнялось бы условие $|\Gamma(x_k)| = \emptyset$. В графе имеется цикл.

В последнем случае алгоритм динамического программирования неприменим. Для поиска кратчайших путей на таком графе необходимо использовать более эффективные методы, например, алгоритм Дейкстры.

Контрольный пример

Для графа, изображенного на рисунке 3.2, определим кратчайший путь между вершинами x_1 и x_7 , используя метод динамического программирования.

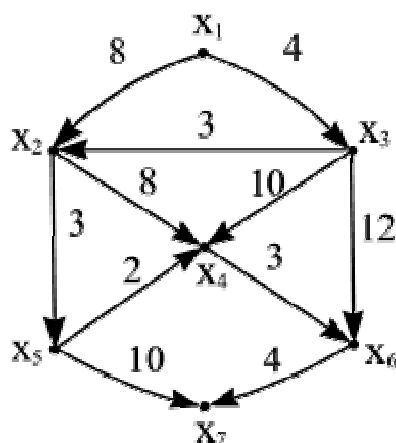


Рисунок 3.2 — Начальный вид графа

Так как граф содержит дуги (x_3, x_2) и (x_5, x_4) , имеющие неправильную нумерацию (от большего к меньшему), необходимо перенумеровать вершины графа, применяя алгоритм топологической сортировки вершин.

В нашем случае из графа будут последовательно исключаться вершины $x_7, x_6, x_4, x_5, x_2, x_3, x_1$. Соответственно, вершины графа получают новую нумерацию, и граф будет иметь вид, представленный на рисунке 3.3 (старая нумерация вершин сохранена в скобках).

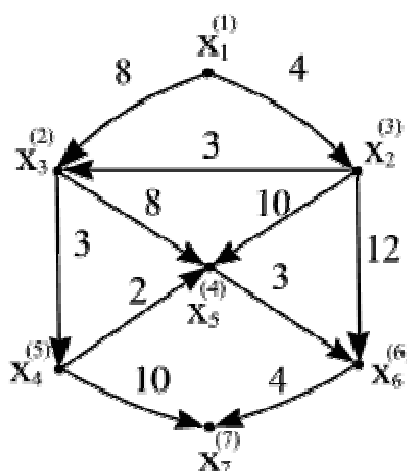


Рисунок 3.3 — Итог перенумерации вершин

На первом шаге оценка $\lambda(x_1)=0$. Осуществляется переход к вершине x_2 . Множество $\Gamma^{-1}(x_2)$ включает только одну вершину x_1 . Следовательно, оценка для вершины x_2 определяемая по формуле (3.2), будет $\lambda(x_2)=\min\{0+4\}=4$. Переходим к вершине x_3 . Для вершины x_3 множество $\Gamma^{-1}(x_3)=\{x_1, x_2\}$. В этом случае, оценка будет выбираться как минимальная из двух возможных: $\lambda(x_3)=\min\{0+8, 4+3\}=7$. Для вершины x_4 оценка определяется снова однозначно: $\lambda(x_4)=\min\{7+3\}=10$. Однако, после перехода к вершине x_5 , необходимо рассматривать сразу три входящих дуги (x_2, x_5) , (x_3, x_5) , (x_4, x_5) . По формуле (3.2) определяется оценка для вершины x_5 :

$$\lambda(x_5)=\min\{4+10, 7+8, 10+2\}=12.$$

Далее, аналогичным образом вершина x_6 получает оценку $\lambda(x_6)=\min\{4+12, 12+3\}=15$ и, наконец, вершина x_7 получает оценку $\lambda(x_7)=\min\{10+10, 15+4\}=19$.

Таким образом, конечная вершина x_7 пути $\mu(x_1, x_7)$ достигнута, длина пути равна $L(\mu)=19$.

С помощью выражения (3.3) последовательно определяются вершины, которые входят в кратчайший путь. Перемещаясь от конечной вершины x_7 , выбирается последовательность вершин, для которой выражение (3.3) принимает значение «истинно»: $x_6, x_5, x_4, x_3, x_2, x_1$, т.е. кратчайший путь проходит последовательно через все вершины графа.

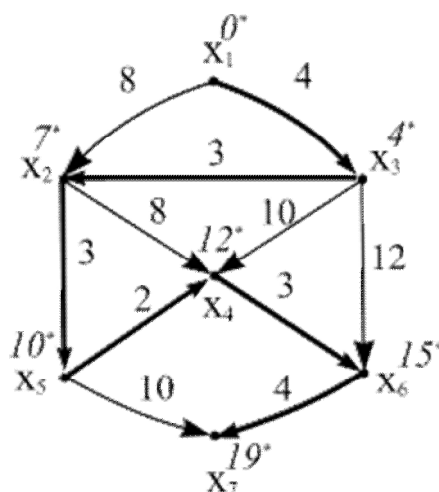


Рисунок 3.4 — Результат решения

Действительно, легко убедиться в истинности выражений:

$$— \lambda(x_7) = \lambda(x_6) + c_{67}, (19=15+4);$$

$$— \lambda(x_6) = \lambda(x_5) + c_{56}, (15=12+3);$$

$$— \lambda(x_5) = \lambda(x_4) + c_{45}, (12=10+2);$$

$$— \lambda(x_4) = \lambda(x_3) + c_{34}, (10=7+3);$$

$$— \lambda(x_3) = \lambda(x_2) + c_{23}, (7=4+3);$$

$$— \lambda(x_2) = \lambda(x_1) + c_{12}, (4=0+4).$$

После проведения перенумерации вершин графа на исходную, окончательно определяется кратчайший путь:

$$\mu(x_1, x_7) = \{x_1, x_3, x_2, x_5, x_4, x_6, x_7\}.$$

Задача решена. Результат решения в виде выделенного пути изображен на рисунке 3.4. Курсивом «со звездочкой» отмечены значения пометок вершин $\lambda(x_i)$.

3.2. Задание 3

Используя таблицу, задающую вариант топологии ориентированного графа, изображенную на рисунке Д.1 приложения Д, построить ориентированный граф СМС. Применяя алгоритмы Дейкстры и динамического программирования, определить кратчайший путь на графе от начальной вершины к конечной.

Выполненное задание оформить в виде файла формата pdf. Основные результаты работы представить в презентации, оформленной в виде файла формата ppt.

В отчет включить ответы на следующие контрольные вопросы:

1. Что означают понятия пути, маршрута, цепи, контура в графе?
2. Какой граф называется взвешенным?
3. Как определяется длина пути графа?
4. Как формулируется задача нахождения кратчайшего пути на графе?
5. Как реализуется метод динамического программирования для нахождения кратчайшего пути на графе?

6. Какие имеются ограничения для применения метода динамического программирования нахождения кратчайшего пути на графе?
7. Что называется правильной нумерацией вершин графа?
8. Как применяется алгоритм топологической сортировки для перенумерации вершин графа?
9. Как формулируется алгоритм Дейкстры?
10. Всегда ли задача нахождения кратчайшего пути имеет решение?

4. Практическое занятие 4. «Построение кратчайших остовых деревьев графа»

4.1. Краткие теоретические сведения

Основные определения

Одним из наиболее важных понятий теории графов является *дерево*.

Неориентированным деревом называется связный граф, не имеющий циклов.

Суграфом графа G является подграф G_p , содержащий все вершины исходного графа.

Если $G=(X, A)$ — неориентированный граф с n вершинами, то связный суграф G_p , не имеющий циклов, называется остовым деревом (остовом) графа G .

Для остового дерева справедливо соотношение:

$$G_p = (X_p, A_p) \subseteq G, \quad \text{где} \quad X_p = X, \quad A_p \subseteq A \quad (4.1)$$

Легко доказать, что остовое дерево имеет следующие свойства:

— остовое дерево графа с n вершинами имеет $n-1$ ребро:

$$|X_p| = |A_p| - 1;$$

— существует единственный путь, соединяющий любые две вершины остова графа:

$$\forall x_i x_j \in X_p \ (i \neq j) \rightarrow \exists! \mu(x_i x_j).$$

Например, если G — граф, показанный на рисунке 4.1,а), то графы на рисунках 4.1,б), и 4.1,в) являются остовами графа G . Из сформулированных выше определений вытекает, что остов графа G можно рассматривать как минимальный связный остовый подграф графа G .

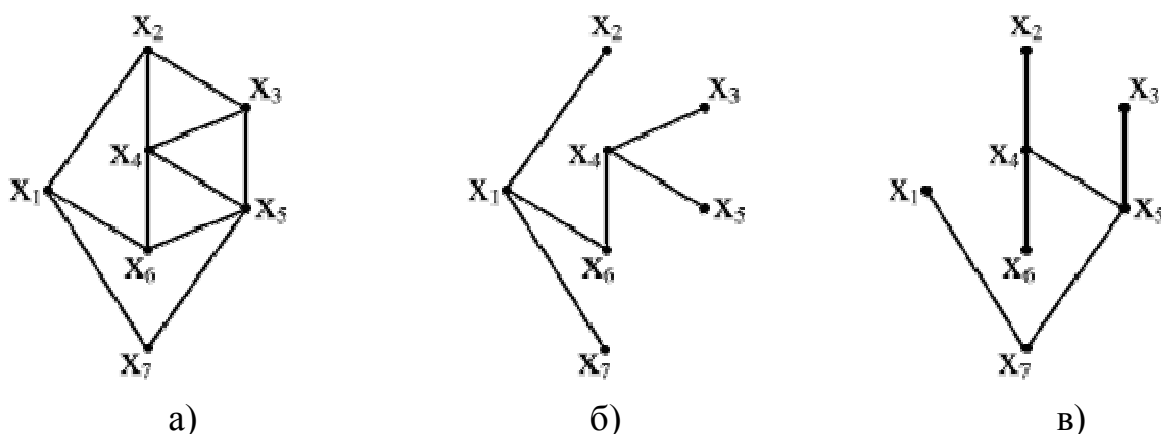


Рисунок 4.1 — Представление графа в виде остовых деревьев

Понятие дерева как математического объекта было впервые предложено Кирхгофом в связи с определением фундаментальных циклов, применяемых при анализе электрических цепей. Приблизительно десятью годами позже понятие дерева ввел Кэли независимо от Кирхгофа и получил большую часть первых результатов в области исследования свойств деревьев. Большую известность получила его знаменитая теорема.

Теорема Кэли. На графе с n вершинами можно построить n^{n-2} остовых деревьев.

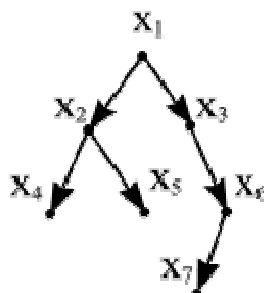


Рисунок 4.2 — Ориентированное дерево

Ориентированное дерево представляет собой ориентированный граф без циклов, в котором полустепень захода каждой вершины, за исключением

одной (вершины r), равна единице, а полустепень захода вершины r (называемой корнем этого дерева) равна нулю.

На рисунке 4.2 показан граф, который является ориентированным деревом с корнем в вершине x_1 . Из приведенного определения следует, что ориентированное дерево с n вершинами имеет $n-1$ дуг и связно.

Неориентированное дерево можно преобразовать в ориентированное. Для этого надо взять его произвольную вершину в качестве корня и ребрам приписать такую ориентацию, чтобы каждая вершина соединялась с корнем (только одной) простой цепью.

«Генеалогическое дерево», в котором вершины соответствуют лицам мужского пола, а дуги ориентированы от родителей к детям, представляет собой хорошо известный пример ориентированного дерева. Корень в этом дереве соответствует «основателю» рода (лицу, родившемуся раньше остальных).

Кратчайший остов графа

Во взвешенном графе (в котором веса приписаны дугам) может быть построено *кратчайшее остовое дерево*. Кратчайшее остовое дерево графа находит применение при прокладке дорог (газопроводов, линий электропередач и т. д.), когда необходимо связать n точек некоторой сетью так, чтобы общая длина «линий связи» была минимальной. Если точки лежат на евклидовой плоскости, то их можно считать вершинами полного графа G с весами дуг, равными соответствующим «прямолинейным» расстояниям между концевыми точками дуг. Если «разветвление» допускается только в заданных n точках, кратчайшее остовое дерево графа G будет как раз требуемой сетью, имеющей наименьший вес.

Рассмотрим взвешенный связный неориентированный граф $G=(X, A)$; вес ребра (x_i, x_j) обозначим c_{ij} . Из большого числа остовов графа нужно найти один, у которого сумма весов ребер наименьшая. Такая задача возникает, например, в том случае, когда вершины являются клеммами электрической сети, которые должны быть соединены друг с другом с помощью проводов

наименьшей общей длины (для уменьшения уровня наводок). Другой пример: вершины представляют города, которые нужно связать сетью трубопроводов; тогда наименьшая общая длина труб, которая должна быть использована для строительства (при условии, что вне городов «разветвления» трубопроводов не допускаются), определяется кратчайшим остовом соответствующего графа. Понятно, что для наилучшего построения СМС суммарное минимальное расстояние между узлами также имеет значение, т.к. в этом случае можно минимизировать суммарную мощность передатчиков МИУ. С другой стороны, эффективность работы СМС можно оценивать по суммарной пропускной способности каналов связи. Для этого также может пригодиться метод прямого построения кратчайшего остова дерева.

Задача построения кратчайшего остова графа является одной из немногих задач теории графов, которые можно считать полностью решенными.

Алгоритм Прима-Краскала

Этот алгоритм порождает остовое дерево посредством разрастания только одного поддерева, например X_p , содержащего больше одной вершины. Поддерево постепенно разрастается за счет присоединения ребер (x_i, x_j) , где $x_i \in X_p$ и $x_j \notin X_p$; причем добавляемое ребро должно иметь наименьший вес c_{ij} . Процесс продолжается до тех пор, пока число ребер в A_p не станет равным $n-1$. Тогда поддерево $G_p = (X_p, A_p)$ будет требуемым остовым деревом. Впервые такая операция была предложена Примом и Краскалом (с разницей в способе построения дерева). Поэтому данный алгоритм получил название Прима – Краскала.

Алгоритм начинает работу с включения в поддерево начальной вершины. Поскольку остовое дерево включает все вершины графа G , то выбор начальной вершины не имеет принципиального значения. Будем

каждой очередной вершине присваивать пометку $\beta(x_i)=1$, если вершина x_i принадлежит поддереву X_p и $\beta(x_j)=0$ — в противном случае.

Алгоритм имеет вид:

Шаг 1. Пусть $X_p=\{x_1\}$, где x_1 — начальная вершина, и $A_p=\emptyset$ (A_p является множеством ребер, входящих в остовое дерево). Вершине x_1 присвоить пометку $\beta(x_1)=1$. Для каждой вершины $x_i \notin X_p$ присвоить $\beta(x_i)=0$.

Шаг 2. Из всех вершин $x_j \in \Gamma(X_p)$, для которых $\beta(x_j)=0$, найти вершину x_j^* такую, что

$$c(x_i, x_j^*) = \min_{x_j \in \Gamma(X_p)} \{c(x_i, x_j)\}, \quad \text{где } x_i \in X_p \text{ и } x_j \notin X_p. \quad (4.2)$$

Шаг 3. Обновить данные: $X_p = X_p \cup \{x_j^*\}$; $A_p = A_p \cup (x_i, x_j^*)$.

Присвоить $\beta(x_j^*) = 1$.

Шаг 4. Если $|X_p| = n$, то остановиться. Ребра в A_p образуют кратчайший остов графа.

Если $|X_p| < n$, то перейти к шагу 2.

Контрольный пример

Для примера рассмотрим граф, изображенный на рисунке 4.3.

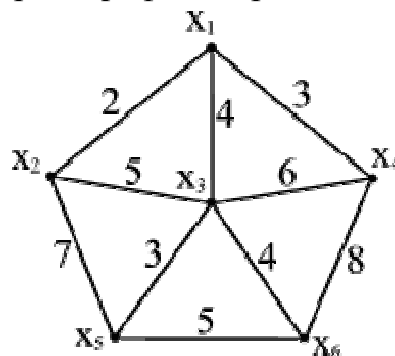


Рисунок 4.3 — Пример

Найдем для него кратчайшее остовое дерево, используя для этой цели рассмотренный выше алгоритм Прима-Краскала. Обозначим множество смежных вершин, не входящих в порожденное поддерево, как $\Gamma^*(X_p)$. Таким

образом, для всех вершин, входящих в это множество, оценка $\beta(x_j) = 0$,

$\forall x_j \in \Gamma^*(X_p)$. Вектор B представляет собой множество оценок $\beta(x_i)$ для всех вершин графа G : $\forall x_i \in X$. Длина порожденного поддерева обозначается как L .

Итерация 1.

$$X_p = \{x_1\}; A_p = \emptyset; \Gamma^*(X_p) = \{x_2, x_3, x_4\}; c(x_1, x_2^*) = 2; B = \{1, 1, 0, 0, 0, 0\}; L = 2.$$

Итерация 2.

$$X_p = \{x_1, x_2\}; A_p = \{(x_1, x_2)\}; \Gamma^*(X_p) = \{x_3, x_4, x_5\};$$

$$c(x_1, x_4^*) = 3; B = \{1, 1, 0, 1, 0, 0\}; L = 2 + 3 = 5.$$

Итерация 3.

$$X_p = \{x_1, x_2, x_4\}; A_p = \{(x_1, x_2), (x_1, x_4)\}; \Gamma^*(X_p) = \{x_3, x_5, x_6\};$$

$$c(x_1, x_3^*) = 4; B = \{1, 1, 1, 1, 0, 0\}; L = 5 + 4.$$

Итерация 4.

$$X_p = \{x_1, x_2, x_3, x_4\}; A_p = \{(x_1, x_2), (x_1, x_4), (x_1, x_3)\};$$

$$\Gamma^*(X_p) = \{x_5, x_6\}; c(x_3, x_5^*) = 2; B = \{1, 1, 1, 1, 1, 0\}; L = 9 + 3 = 12.$$

Итерация 5.

$$X_p = \{x_1, x_2, x_3, x_4, x_5\}; A_p = \{(x_1, x_2), (x_1, x_4), (x_1, x_3), (x_3, x_5)\};$$

$$\Gamma^*(X_p) = \{x_6\}; c(x_3, x_6^*) = 4; B = \{1, 1, 1, 1, 1, 1\}; L = 12 + 4 = 16.$$

Составляют кратчайшее остовое дерево:

$$X_p = \{x_1, x_2, x_3, x_4, x_5, x_6\}; A_p = \{(x_1, x_2), (x_1, x_4), (x_1, x_3), (x_3, x_5), (x_3, x_6)\}.$$

Суммарная длина кратчайшего остового дерева $L = 16$.

Результат решения задачи представлен на рисунке 4.4.

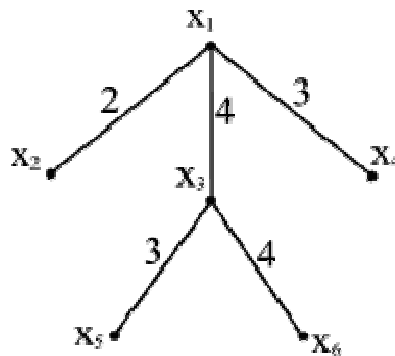


Рисунок 4.4 — Результат решения

Пример программы

```

const int INF = 1000000000; // бесконечность
bool used[100] = {0}; // массив для пометок
int g[100][100] = {0}; // матрица смежности
int n; // количество вершин

int solve() {
    int i, j, v, to;
    vector<int> min_e (n, INF), sel_e (n, -1);
    min_e[0] = 0;

    for(i = 0; i < n; i++) {
        v = -1;
        for (j = 0; j < n; j++)
            if(!used[j] && (v == -1 || min_e[j] < min_e[v]))
                v = j;
        if (min_e[v] == INF) {
            cout << "No MST!";
            exit(0);
        }
        used[v] = true;
        if(sel_e[v] != -1)
            cout << v << " " << sel_e[v] << endl;
        for(to = 0; to < n; to++)
            if (g[v][to] < min_e[to]) {
                min_e[to] = g[v][to];
                sel_e[to] = v;
            }
    }
    return 0;
}

```

4.2. Задание 4

Используя таблицу, задающую вариант топологии ориентированного графа, изображенную на рисунке Д.1 приложения Д, построить неориентированный граф СМС. Применяя алгоритм Прима-Краскала, построить кратчайшее остовое дерево.

Выполненное задание оформить в виде файла формата pdf. Основные результаты работы представить в презентации, оформленной в виде файла формата ppt.

В отчет включить ответы на следующие контрольные вопросы:

1. Что означают понятия дерева и ориентированного дерева?
2. Какое дерево называется остовым?
3. Какими свойствами обладают остовые деревья?
4. Как формулируется теорема Кэли?
5. Что называется корнем дерева?
6. Как преобразовать неориентированное дерево в ориентированное?
7. Сколько ребер содержит остовое дерево графа?
8. Как формулируется задача нахождения кратчайшего остова графа?
9. В каких практических задачах требуется нахождение кратчайшего остова графа?
10. Как реализуется алгоритм Прима-Краскала для нахождения кратчайшего остова графа?

Библиографический список

1. Аржанников, А.В. О возможности разрушения поверхности бетона мощными импульсами СВЧ-излучения /А.В. Аржанников, В.А. Быченко // Прикладная механика и техническая физика. — 2000. Т.41. — №3. С. 26—33.
2. Афонин, И.Л. Основы электродинамики (традиционной и геометрической) / И.Л. Афонин, В.В. Саламатин. Севастополь: Изд-во СевНТУ, 2003. — 216 с.
3. Бончковский, Р.Н. Покрытие плоскости правильными многоугольниками/ Р.Н. Бончковский // Матем. просв. — 1935. — Вып. 3. — С. 15—21.
4. Вайнштейн, Л. А. Электромагнитные волны /Л.А. Вайнштейн. — М.: Радио и связь, 1988. — 440 с.
5. КАМАЗ «Одиссей» оставит водителей без работы: сайт Auto@mail.ru. [Электронный ресурс]. — Режим доступа: https://auto.mail.ru/article/68755-kamaz_odissei_ostavit_voditelei_bez_raboty_foto/, свободный. (Дата обращения: 14.05.2018 г.).
6. Карпов, Ю.Г. Теория автоматов/ Ю.Г. Карпов. — Спб.: Питер, 2002. — 224 с.
7. Концепция национальной стандартизации. [Электронный ресурс] URL: http://standard.gost.ru/wps/portal!/ut/p/c4/04_SB8K8xLLM9MSSzPy8xBz9CP0os3gLHzeXUFNLYwMLD1dLA09vR39DD68g4-BAI_2CbEdFACiQY_Q!/ (дата обращения: 28.06.2019).
8. Кудрявченко, И.В. Моделирование роя частиц в задаче поиска на дискретной плоскости с заданными ограничениями / И.В. Кудрявченко, В.Ю. Карлусов // Инновационная наука. 2017. — №4. ч.3. С. 74—80.
9. Кудрявченко, И.В. Описание двумерного роя частиц как объекта терминального управления /И.В. Кудрявченко // Инновационная наука. — 2016. — №1, ч.2. — С.64 — 67.

10. Кудрявченко, И.В. Кодирование траекторий частицы в дискретном двумерном пространстве при разных способах его покрытия // Символ науки. — 2016. — №1. — С.60 — 64.
11. Кудрявченко, И.В. Построение мобильных сенсорных сетей в средах распространения с плоскими неотражающими границами // СВЧ техника и телекоммуникационные технологии: 27-я Междунар. Крымская конф. (КрыМиКо'2017). — Севастополь, 10—16 сент. 2017 г.: материалы докладов. — Москва; Минск; Севастополь, 2017. — С. 516—522.
12. Кудрявченко, И.В. Оценка надежности двумерной инфокоммуникационной сети на основе мобильных сенсоров в среде распространения с плоскими границами // И.В. Кудрявченко, В.Ю. Карлусов // Инфокоммуникационные и радиоэлектронные технологии — 2019. — Том. 2, №1. — С. 71—85.
13. План мероприятий («дорожная карта») «Аэронет» Национальной технологической инициативы [Электронный ресурс]. — Режим доступа: http://www.nti2035.ru/docs/DK_aeronet.pdf свободный. (Дата обращения: 28.06.2019 г.).
14. UAV — Assisted Ad Hoc Networks for Crisis Management and Hostile Environment Sensing. [Электронный ресурс]. — Режим доступа: <https://anr.fr/Project-ANR-11-SECU-0009> (дата обращения: 02.06.2019)
15. Тематики конкурса «Развитие НТИ» дорожной карты «Аэронет» в 2018 году (рекомендованы протоколом заседания Рабочей группы Аэронет от 2 февраля 2018 года) [Электронный ресурс]. — Режим доступа: [http://nti.one/technology/docs/Tematiki konkursa%20Razvitie%20NTI%202018%20Aeronet.pdf](http://nti.one/technology/docs/Tematiki_konkursa%20Razvitie%20NTI%202018%20Aeronet.pdf), свободный. (Дата обращения: 14.05.2018 г.).
16. «Рой» беспилотников. Новая тактика боевых действий уникального оружия Китая [Электронный ресурс] — Режим доступа: <https://news.rambler.ru/troops/41266769-roy-bespilotnikov-novaya-taktika-boevyh-deystviy-unikalnogo-oruzhiya-kitaya> (Дата обращения: 28.06.2019 г.).

17. Тематики конкурса «Развитие НТИ» дорожной карты «Аэронет» в 2019 году [Электронный ресурс]. — Режим доступа: http://nti.one/technology/docs/Tematiki_konkursa_RazvitieNTI_2019_Aeronet.pdf, свободный. (Дата обращения: 28.06.2019 г.).
18. J. Kennedy, R. C. Eberhart. Particle swarm optimization // Proceedings of IEEE International Conference on Neural Networks — Piscataway, NJ, 1995. — pp. 1942—1948.
19. SpaceX запустила первые 60 спутников системы глобального Интернета Starlink [Электронный ресурс]. — Режим доступа: <https://nplus1.ru/news/2019/05/24/first-starlink-satellites> свободный. (Дата обращения: 28.06.2019 г.).
20. Технологии мобильной связи: услуги и сервисы / А.Г. Бельтов, И.Ю. Жуков, Д.М. Михайлов, А.В. Стариковский. — М.: ИНФРА-М, 2012. — 206 с.: 60x88 1/16. — (Просто, кратко, быстро). (обложка) ISBN 978-5-16-004889-5 — Режим доступа: <http://znanium.com/catalog/product/234272>.
21. Сети связи и системы коммутации: Учебное пособие / Паринов А.В., Ролдугин С.В., Мельник В.А. — Воронеж: Научная книга, 2016. — 178 с. ISBN 978-5-4446-0906-4 — Режим доступа: <http://znanium.com/catalog/product/923309>.
22. Формирование и генерирование сигналов в цифровой радиосвязи: Учебное пособие / В.Т. Першин. — М.: НИЦ ИНФРА-М; Мн.: Нов. знание, 2013. — 614 с.: ил.; 60x90 1/16. - (Высшее образование: Бакалавриат). (переплет) ISBN 978-5-16-006703-2 — Режим доступа: <http://znanium.com/catalog/product/405030>.
23. Приемники систем фиксированной и мобильной связи: Учебное пособие / Логвинов В.В. — М.: СОЛОН-Пр., 2016. — 816 с.: ил. ISBN 978-5-91359-198-2 - Режим доступа: <http://znanium.com/catalog/product/884657>.
24. Заяц, А. М. Организация беспроводных Ad Hoc и Hot Spot сетей в среде ОС Windows : учебное пособие / А. М. Заяц, С. П. Хабаров. — Санкт-

Петербург : Лань, 2022. — 220 с. — ISBN 978-5-8114-3528-9. — Текст : электронный // Лань: электронно-библиотечная система. — URL: <https://e.lanbook.com/book/206591> (дата обращения: 30.06.2022). — Режим доступа: для авториз. пользователей.

Приложение А

(информационное)

Самоорганизация роя частиц в задачах поиска и обхода лабиринта

Рассмотрим по пунктам основные ограничения модели лабиринта на базе дискретного пространства с заданными ограничениями.

1. Необходимые термины и определения, связанные с построением модели роя частиц, были даны в предыдущих параграфах. Дискретную плоскость (операционное поле) будем понимать как синоним двумерного дискретного пространства, заданного на основе квадратного покрытия, а частицу роя для краткости именовать РЭЛ (роевым элементом), который может перемещаться по операционному полю на один шаг за один такт работы алгоритма модели. Будем считать, что дискретная плоскость, внутри которой функционирует рой, допускает скачкообразные перемещения всех РЭЛ одновременно. Перемещение представляется возможным, если в выбранном направлении нет препятствий. Под препятствиями понимаются границы области, стены лабиринта и другие РЭЛ.

Будем считать, что РЭЛ между собой не взаимодействуют в плане обмена информацией, действие каждого РЭЛ автономно и не зависимо, что отражено непосредственно в алгоритме его поведения.

2. Направления перемещения РЭЛ на плоскости указаны на рисунке А.1.

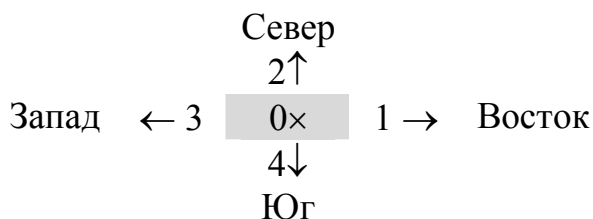


Рисунок А.1 — Диаграмма возможных перемещений РЭЛ

Принимаем в качестве направлений движения следующие коды перемещений: 0 — запрет на перемещение, 1, 2, 3, 4 — направления,

указанные на рисунке 1. Символом «x» обозначено местоположение РЭЛ, эта же позиция маркирована серым цветом.

3. Кодировку содержимого клеток операционного поля условимся осуществлять следующим образом (рисунок А.2):

1 — клетка занята РЭЛ;

2 — в клетке размещается препятствие либо граница операционного поля, которая на рисунке 1.6 не показана;

77 — цель поиска;

0 — клетка свободна для перемещения.

0	0	2	0	0
1	1	2	0	77
0	0	2	0	0
0	0	0	0	0

Рисунок А.2 — Пример ситуации на поле

Первоначально операционное поле заполнено нулями, исключая конфигурации внутренних препятствий и одной или нескольких целей. Так же задаётся позиция шлюза (шлюзов) через который (которые) РЭЛ будут поступать на операционное поле. На рисунке А.2 эта позиция закрашена серым цветом.

На рисунке А.2 представлено операционное поле 4×5 позиций со шлюзом, имеющим координаты (2, 1), вертикальным препятствием с координатами: $\{(1, 3), (2, 3), (3, 3)\}$ и целью с координатами (2, 5). Так же на операционном поле присутствуют два РЭЛ: (2, 1) — в шлюзе и (2, 2).

4. Поведенческий алгоритм РЭЛ определяется содержимым клеток, находящихся непосредственно в окрестностях его текущего местоположения на операционном поле, исходя из доступных направлений перемещения. Поведенческий алгоритм вызывается для каждой клетки (позиции) операционного поля, содержимое которой — код 1.

В процедуру, моделирующую поведенческий алгоритм, содержимое окрестностей передаётся в виде массива признаков, элементы которых кодируются в соответствии с положениями п.3.

Поведенческий алгоритм композиционно состоит из двух частей: детерминированной и стохастической.

Детерминированная часть поведенческого алгоритма выполняется, когда переход однозначен и когда переход невозможен. Таких ситуаций всего пять.

Стохастическая (вероятностная) часть поведенческого алгоритма выполняется, когда имеются альтернативы. Она основывается на генерации псевдослучайных чисел. При наличии двух альтернатив возможны 12 комбинаций — используется бинарный генератор случайных чисел (ГСЧ). При наличии трех альтернатив имеется 4 комбинации — используется троичный ГСЧ. В случае полной свободы перемещения единственной комбинации соответствует четырёхпозиционный ГСЧ.

Результатом работы поведенческого алгоритма является код направления перемещения, обозначенный в п.2.

5. Сканирование окрестности. Процедура сканирования окрестности возвращает коды содержимого ячеек вокруг текущего положения РЭЛ (i, j) в порядке обхода направлений возможного перемещения (рисунок 1.5). Коды содержимого формируются в виде одномерного массива чисел, как это показано на рисунке А.3.

Направление	В	С	З	Ю
Индексы ячеек:	1	2	3	4
Коды содержимого:	0	1	2	0
Индексы полей:	$(i, j+1)$	$(i-1, j)$	$(i, j-1)$	$(i+1, j)$

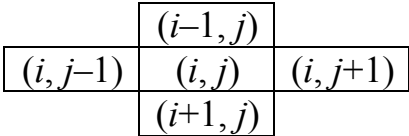


Рисунок А.3 — Результат сканирования окрестностей

Например, для содержимого массива, представленного на рисунке А.3, свободны направления «Восток» и «Юг». В направлениях на Север от текущей позиции находится РЭЛ, а на Запад — препятствие.

Сформированный массив обстановки вокруг РЭЛ передаётся в процедуру моделирования поведенческого алгоритма, который генерирует код перемещения в одну из окружающих РЭЛ свободных позиций.

6. Разрешение конфликта перемещения. Фиксировать все перемещения и конфликтные ситуации предлагается с помощью двумерного массива, размер которого определяется операционным полем. В позициях, соответствующих текущим положениям РЭЛ, помещаются коды направлений их перемещений (п. 2), сформированные поведенческим алгоритмом (п. 4).

Сущность конфликта заключается в том, что на занятие свободной позиции могут претендовать сразу несколько (от двух до четырёх) РЭЛ, что схематично показано на рисунке А.4. Таким образом, в ходе эксперимента необходимо производить проверку на конфликт для каждой свободной позиции операционного поля.

	4↓	
1 →	0	← 3
	2↑	

Рисунок А.4 — Диаграмма конфликтов перемещений РЭЛ

Позиция, помеченная нулём, в этой ситуации может быть занята любым из четырех РЭЛ. Сканирование направлений в этом случае даёт массив, обозначенный на рисунке А.5.

Направление	З	С	В	Ю
Индекс массива	1	2	3	4
Коды содержимого ячеек	3	4	1	2

Рисунок А.5 — Вид массива для РЭЛ на рисунке А.4

Примем гипотезу об ординарности потока событий: никакие два из них не происходят одновременно. Приоритет занятия свободной позиции решается с применением ГСЧ с соответствующим числом исходов. Результат разрешения конфликта помещается в скорректированной матрице перемещений в виде единственного решения. Перемещения других РЭЛ, вовлечённых в конфликтную ситуацию, блокируются нулями.

7. Перемещение РЭЛ. Операция перемещения основывается на использовании двух матриц: матрицы операционного поля и матрицы с кодами перемещений, построенной в ходе выполнения поведенческого алгоритма (п. 3) и последующего разрешения конфликтов перемещения, если таковые имеются (п. 6). Процедура помещает код единицы (1) в позицию, рассчитанную поведенческим алгоритмом, которая при необходимости корректируется процедурой решения конфликтов, и помещает код нуля (0) в старую позицию, делая её тем самым доступной для занятия РЭЛ на очередной итерации.

8. Процедура моделирования роя. На этапе инициализации заполняются элементы операционного поля (п.3) в соответствии с моделируемой ситуацией и задаются позиции шлюза. Позиция шлюза задаётся координатами (индексами) массива операционного поля. В принципе, допускается шлюзы размещать не на краю операционного поля, что моделирует ситуацию «десантирования» РЭЛ. В позиции шлюза (шлюзов) выставляются коды единиц, что соответствует РЭЛ, помещенным на операционное поле. Может сложиться ситуация, когда в шлюзе уже находится РЭЛ, перемещение которого было заблокировано при работе поведенческого алгоритма, либо при решении конфликта перемещений. В специальный счетчик записывается число РЭЛ, введенных в модель.

На этапе выполнения цикла имитационного моделирования осуществляется просмотр операционного поля. Для ячейки массива, отображающей содержимое операционного поля, в которой находится код единицы, последовательно выполняются:

- процедура сканирования окрестностей (п. 5);
- поведенческий алгоритм (п. 4);
- фиксация направления перемещения.

После завершения цикла просмотра операционного поля выполняются:

- процедура разрешения конфликта перемещения (п. 6);
- процедура перемещения РЭЛ (п. 7);

- в свободные позиции шлюзов помещаются новые РЭЛ (коды 1);
- увеличивается счетчик РЭЛ, задействованных в операции.

Проверяются условия окончания цикла моделирования:

- достижение всех целей;
- статическая картина на операционном поле не изменяется заданное число раз.

Указанные ограничения модели были реализованы в разработанном программном обеспечении, с помощью которого были выполнены вычислительные эксперименты, порядок проведения и результаты которых описаны ниже.

Имитационное моделирование операций поиска и обхода лабиринта роem частиц осуществлялась следующим образом.

- А.** Численность РЭЛ в роe варьировалась от одного элемента до четверти объёма операционного поля. Например, если операционное поле представляется массивом 4×5 клеток, то, независимо от внутренних препятствий, их численность составит $(4 \times 5) / 4 = 5$ [РЭЛ].
- В.** РЭЛ по одному вводились в операционное поле через шлюз, в пределах объёма роа, заданного в ходе вариации.
- С.** Поскольку поведенческий алгоритм РЭЛ содержит случайную составляющую, была организована серия экспериментов числом не менее 50 испытаний.

В каждом из испытаний серии ставились две задачи:

- достижение хотя бы одним РЭЛ целевой позиции — поиск «клада»;
 - обход лабиринта — на операционном поле в каждой позиции операционного поля должен побывать хотя бы один РЭЛ.
- Д.** В ходе каждого из испытаний фиксировалось и накапливалось число шагов, затраченное роem на решение двух указанных задач.
 - Е.** По завершении эксперимента, накопленные результаты усреднялись.

Для лучшего понимания приведенных далее результатов экспериментов рассмотрим операционное поле, изображенное на рисунке

А.6. Шлюз имеет координаты [2, 1], позиция клада показана звёздочкой, препятствие — перегородка, выделенная черным.

Рисунок А.6 — Операционное поле

Для объемов роя от одного до пяти РЭЛ при однократном проведении эксперимента с каждым, имеем возможную случайную реализацию при поиске клада, показанную на рисунке А.7.

На рисунке А.8 изображены решетчатые зависимости числа перемещений роя от его численности при решении задач поиска и обхода. Их характер, в сопоставлении с рисунком А.7, наводит на мысль, что, в зависимости от конфигурации препятствий в лабиринте, большая численность роя приводит к тому, что при прохождении узких мест РЭЛ блокируют друг друга. Поэтому может быть найден оптимальный размер роя, который зависит от конфигурации лабиринта.

0	0	2	0	0
0	0	2	0	1
0	0	2	0	0
0	0	0	0	0

1 РЭЛ

0	0	2	0	0
0	0	2	0	1
0	1	2	0	0
0	0	0	0	0

2 РЭЛ

0	0	2	0	0
0	0	2	1	1
0	0	2	0	0
1	0	0	0	0

3 РЭЛ

1	0	2	0	0
0	0	2	0	1
0	1	2	0	0
0	0	1	0	0

4 РЭЛ

0	1	2	0	0
0	1	2	0	1
0	0	2	0	0
1	0	1	0	0

5 РЭЛ

Рисунок А.7 — Конфигурация операционного поля, соответствующая ситуации «клад найден»

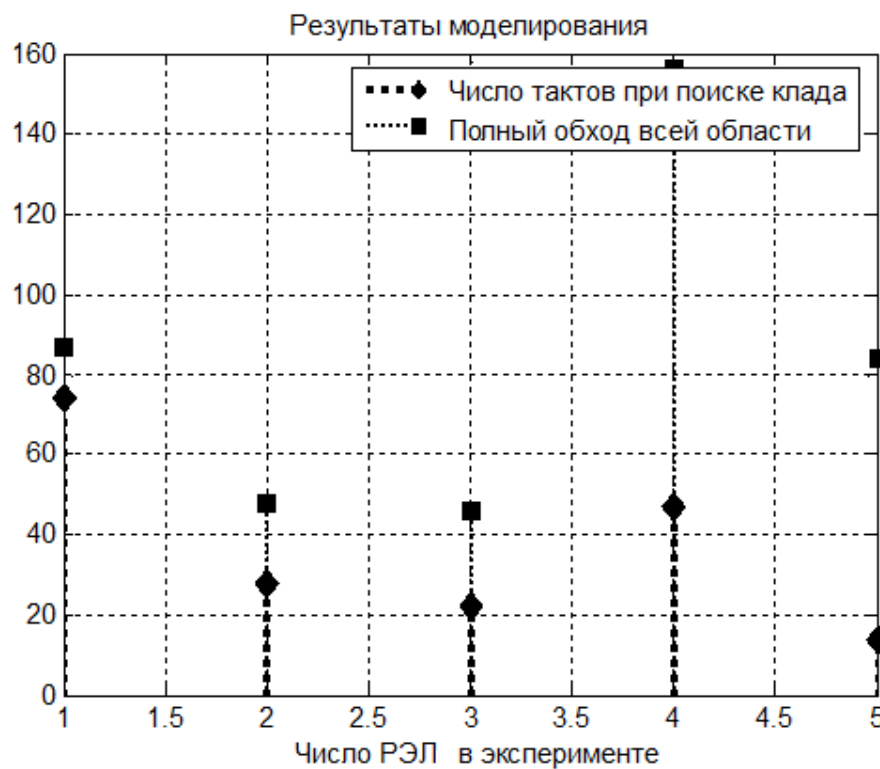


Рисунок А.8 — Число тактов, затраченных на решение задач поиска и обхода

Для операционного поля на рисунке А.6, и числа экспериментов, равного 1000, получаем результаты, показанные на рисунке А.9.

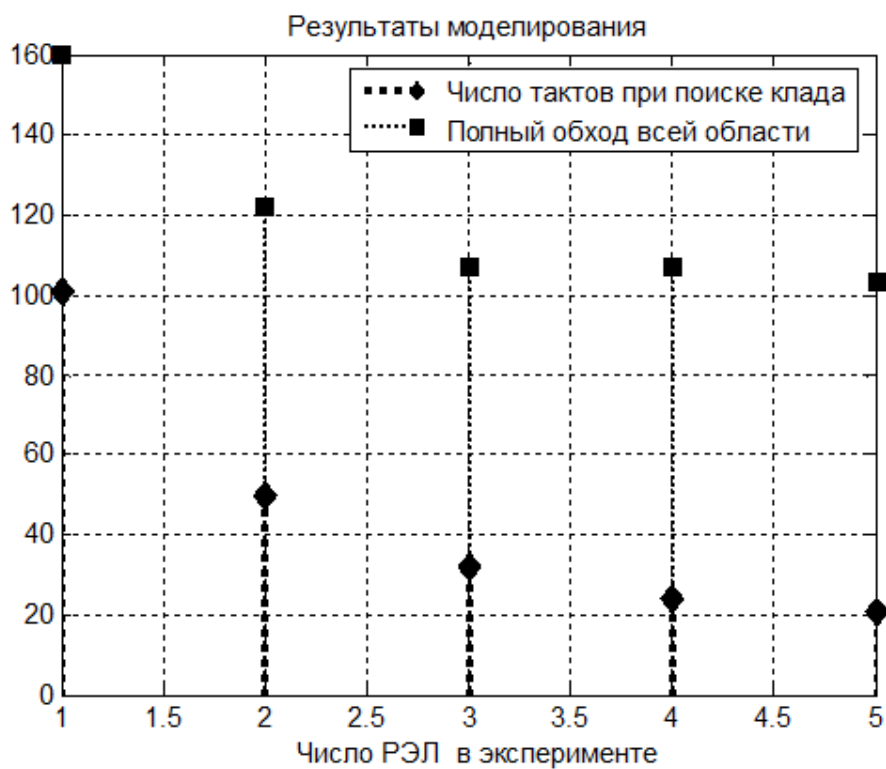


Рисунок А.9 — Усреднение по 1000 экспериментам

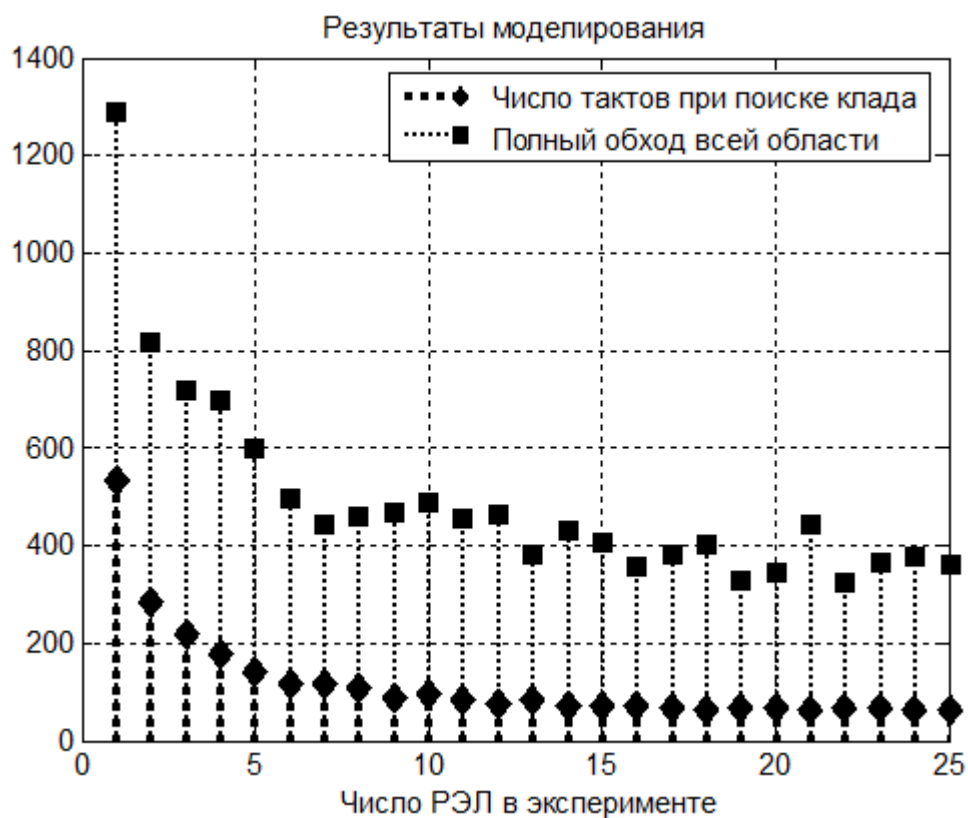


Рисунок А.10 — Поле 10×10 без стенок, шлюз $[2, 1]$, клад $[10, 10]$

Для дальнейших экспериментов использовалось операционное поле с лабиринтом, представленное, на рисунке А.11.

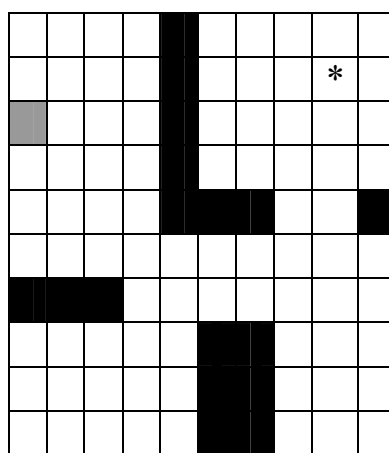


Рисунок А.11 — Схема лабиринта

Поле лабиринта 10×10 , шлюз — позиция $[3, 1]$, выделена серым, клад — позиция $[2, 9]$, отмечена звёздочкой, внутренние перегородки залиты черным. Для каждого размера роя проводилось 1000 экспериментов, после чего результаты были усреднены.

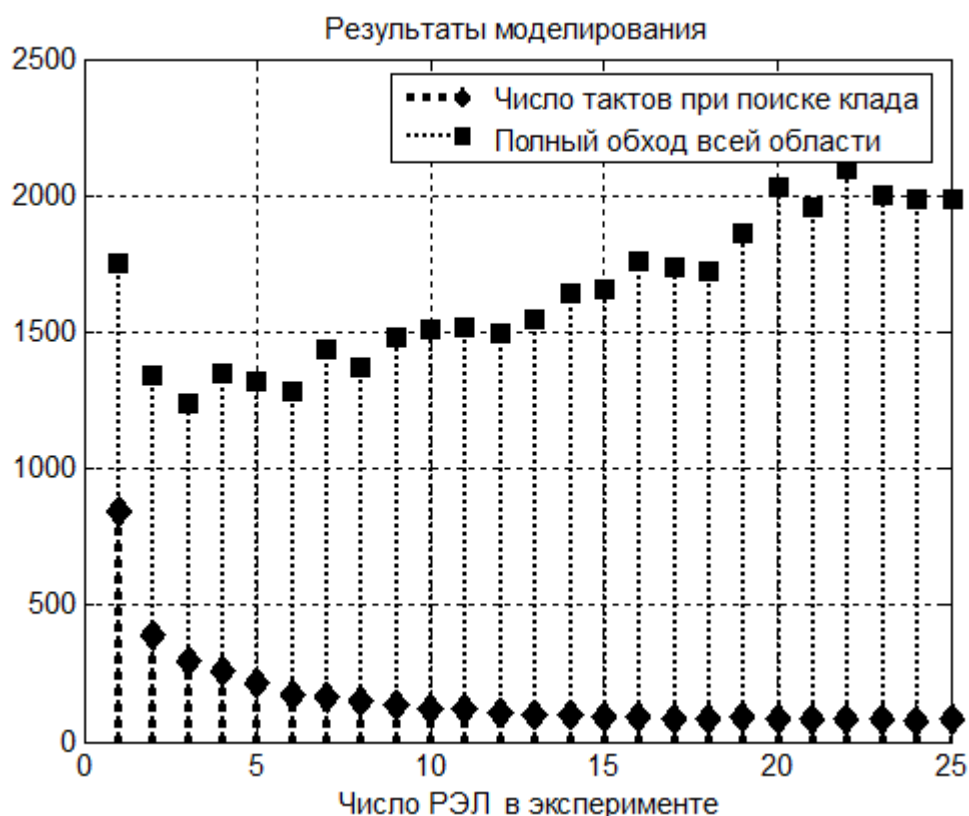


Рисунок А.12 — Результаты моделирования обхода лабиринта и поиска клада

На основе анализа результатов, представленных на рисунках А.8, А.9, А.10 и А.12, можно сделать следующие выводы:

- увеличение объема роя позволяет минимизировать число операций поиска;
- увеличение объема роя позволяет минимизировать число операций полного обхода операционного поля, если на нем не содержится препятствий, то есть операционное поле не имеет особенностей лабиринта (рисунок А.8);
- сложность лабиринта ведёт к увеличению поисковых операций при увеличении объема роя — рисунки А.8, А.9 и А.12;
- последнее объясняется тем, что происходят многочисленные конфликты перемещения и помехи в перемещении отдельных РЭЛ по отношению к друг к другу.

Приложение Б
(информационное)

**Построение СМС в средах распространения с плоскими
неотражающими границами**

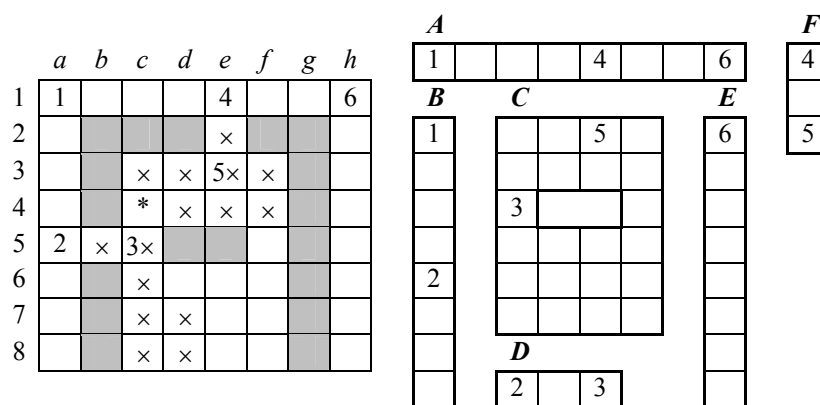
При решении ряда практических задач, связанных с поиском объектов, а также оперативного развертывания надежных беспроводных инфокоммуникационных и сенсорных сетей в условиях городской застройки или в пределах больших зданий, возникает необходимость использования мобильных интеллектуальных устройств (МИУ), которые способны объединяться в общую сеть с целью координации своей работы в зависимости от изменяющихся внешних обстоятельств. Для обмена информацией могут быть использованы в качестве несущих электромагнитные колебания сантиметрового и миллиметрового диапазонов длин волн. В этом случае имеются основания использовать представления геометрической оптики для оценки возможностей организации каналов связи между элементами СМС, полагая, что сигнал распространяется «по лучу» между МИУ, находящимися в пределах прямой видимости. Кроме того, для большей определенности можно принять, что границы среды распространения электромагнитных волн плоские (фасады зданий, коридоры) и неотражающие. Последнее обстоятельство, связанное с лучевым характером отражения падающих волн сантиметрового и миллиметрового диапазонов от плоских неоднородностей, соответствует большим углам падения и, в определенной степени, справедливо и для отражений под малыми углами от строительных неметаллических конструкций и материалов, в частности, бетона. Однако, при проведении практических работ на местности необходимо учитывать вероятное появление ослабленных отраженных волн от плоских границ, расположенных перпендикулярно падающему лучу.

Важность рассмотрения задачи организации взаимодействия МИУ при названных ограничениях обусловлена как практическими аспектами

развертывания СМС с учетом характера местности, так и теоретическим значением построения распределенных вычислительных систем с элементами «роевого интеллекта» на базе МИУ.

В качестве модели среды с плоскими неотражающими границами рассматривается лабиринт на дискретной плоскости (ДП) с квадратным покрытием, в котором имеется одна точка входа (шлюз), предназначенный для ввода в лабиринт МИУ. Центры клеток лабиринта совпадают с узлами ДП. Перемещение МИУ представляется возможным, если в выбранном направлении нет препятствий. Под препятствиями понимаются границы области, стены лабиринта и другие МИУ. Перемещаться МИУ может в четырех направлениях: Север, Юг, Запад, Восток. Ограничения на параметры движения МИУ соответствуют модели роя частиц, рассмотренной в предыдущем параграфе:

- скорость МИУ в каждый момент дискретного времени принимает единичное или нулевое значения (один или нуль переходов между соседними клетками за один такт);
- МИУ может переместиться в соседний узел только в том случае, если он свободен;
- исключается одновременное нахождение двух и более МИУ в одном узле ДП;
- если осуществляется одновременное перемещение нескольких соседних МИУ, при котором два и более МИУ могут за один такт переместиться в один общий соседний узел, то такое перемещение блокируется, а все претендующие на это перемещение МИУ останавливают свое движение на один такт (или перемещаются в другие свободные узлы), кроме МИУ, обладающего наивысшим приоритетом среди МИУ-претендентов, который осуществляет желаемой перемещение;
- приоритет МИУ назначается в зависимости от его местоположения в лабиринте.



а)

б)

Рисунок Б.1 — к определению терминов: а) «область тени», «зона покрытия»; б) «примитив», «базовая точка»

Рассмотрим схему лабиринта на рисунке Б.1а, на которой звездочкой отмечено положение МИУ (клетка $c4$), серым цветом отмечены стены лабиринта, а крестиками — клетки зоны покрытия.

Пусть m — общее число МИУ, находящихся в лабиринте. Будем называть i -й областью тени совокупность клеток лабиринта, в которые из-за препятствий не поступает сигнал от i -го МИУ ($i = 1, 2, \dots, m$), а j -й зоной покрытия — совокупность клеток лабиринта, в которые может поступать сигнал от j -го МИУ ($j = 1, 2, \dots, m$). Отметим, что если часть клетки попадает в область тени, а часть в зону покрытия, принадлежность клетки к той или иной области определяется по критерию большинства площади. Если клетка делится лучом на две равновеликие по площади фигуры, то такую клетку относят к зоне покрытия. Примерами таких клеток являются клетки $b5$, $d7$ и $e2$ на рисунке Б.1,а). Для оценки i -й зоны покрытия может быть использован такой термин теории множеств, как мощность, то есть общее число клеток, входящих в i -ю зону покрытия.

Другими терминами, являющимися существенными для построения транспортного ориентированного графа, являются «примитив» и «базовая точка».

К *примитивам* будем относить совокупности свободных клеток, образующих прямоугольники и кольца. Примерами прямоугольников являются фигуры A , B , D , E , F , а примером кольца — фигура C , изображенные на рисунке Б.1b. Видно, что кольцо представляет собой разность двух множеств $A \setminus B$, причем $B \subset A$, где A — множество клеток прямоугольника с вершинами $c3$, $c8$, $f3$, $f8$, а B — множество клеток прямоугольника $d5$, $e5$.

Базовыми будем называть точки, принадлежащие одновременно двум примитивам и расположенные на минимальном расстоянии друг от друга. Базовые точки отмечены на рисунке Б.1 цифрами 1...6. Видно, что если «скрепить» примитивы в одноименных базовых точках, то получится совокупность всех свободных клеток лабиринта. Таким образом, базовые точки можно использовать в качестве вершин транспортного графа лабиринта, а сами примитивы — в качестве ребер, размеченных весами, равными числу переходов (длинам путей) между соответствующими вершинами. Если вариантов траекторий между двумя смежными базовыми точками несколько, то получаем вероятностную модель графа. Например, в рассматриваемом примере существует несколько траекторий МИУ между узлами 3 и 5 фигуры C . Для большей определенности оценивания вероятности выбора того или иного варианта траектории необходимо ввести дополнительные ограничения на характер движения МИУ. Например, ограничить повторное прохождение клетки лабиринта i -м МИУ, если имеются другие варианты движения. В результате для фигуры C получим распределения вероятностей и длин путей при движении МИУ между узлами 3 и 5, указанные в таблице Б.1.

Таблица Б.1 — Распределение вероятностей выбора траекторий МИУ между узлами 3 и 5

Длина пути	Число вариантов	Вероятность выбора	Длина пути	Число вариантов	Вероятность выбора
4	3	3/58	12	14	7/29
6	1	1/58	14	18	9/29
8	2	1/29	16	8	4/29
10	12	6/29			

Для построения коммуникационного графа СМС необходимо к базовым точкам добавить клетки, соответствующие шлюзу (в случае необходимости) и тупикам лабиринта, а также рассчитать мощности зон покрытия для каждой базовой точки. Кроме того, необходимо предусмотреть размещение дополнительных узлов в кольцах, если их соответствующие базовые точки закрыты препятствиями.

Для проверки рассмотренной методики проводился вычислительный эксперимент, целью которого являлось решение задачи поиска клада в лабиринте известных размеров с заданным расположением единственного шлюза и построение СМС на базе МИУ. Для упрощения эксперимента количество МИУ не ограничивалось, а их ввод в лабиринт осуществлялся последовательно через один такт дискретного времени с назначением каждому вновь введенному МИУ порядкового номера. Также было принято допущение, что МИУ способно определять состояние соседней клетки лабиринта (свободная клетка или стена), обмениваться данными о местоположении с другими МИУ, находящимися в пределах его зоны покрытия, а также запоминать свой маршрут. Для обеспечения «случайного» характера выбора направления движения МИУ в точках разветвления лабиринта применялся генератор случайных чисел с равномерным законом распределения из множества $\{0, 1, 2, 3\}$. При этом выпадению числа 0

соответствовал выбор направления движения МИУ на Север, 1 — на Восток, 2 — на Юг, а 3 — на Запад. Если в указанном направлении находилось препятствие, то, при наличии соседней свободной клетки, осуществлялся циклический сдвиг кода направления до выбора ближайшей свободной клетки к данному МИУ. Если МИУ оказывался окружен препятствиями, то он оставался на месте, а его очередь хода передавалась МИУ с большим порядковым номером. Для лучшего понимания и большей наглядности работы алгоритма развертывания СМС выбирались лабиринты сравнительно небольшого размера $n \times n$ клеток, где $6 \leq n \leq 10$.

По результатам имитационного моделирования можно сделать следующие выводы.

Задача построения СМС в средах распространения с плоскими неотражающими границами решается в два этапа. На первом этапе исследуется лабиринт (решается подзадача поиска клада) и строится его транспортный граф. На втором этапе рассчитываются зоны покрытия в базовых точках и строится коммуникационный граф сети.

Алгоритм случайного выбора направления движения МИУ в точках разветвления лабиринта и определенный порядок ввода МИУ через заданный шлюз определяют выигрыш в $\sqrt{n}$ раз по скорости решения задачи поиска при размерах лабиринта $n \times n$.

Оптимальное количество МИУ, участвующих в построении сети, составляет величину порядка n , что коррелирует с результатами решения задачи исследования лабиринта со случайным поведением МИУ, рассмотренной в приложении А.

В целом, можно отметить, что рассмотренное решение позволяет осуществлять полный контроль всего лабиринта, а также обеспечивать возможность установления связи с любым МИУ, находящимся в любой точке лабиринта.

Приложение В
(информационное)

**Оценивание надежности СМС в средах распространения с
плоскими границами**

Применение мобильных интеллектуальных устройств в СМС позволяет обеспечить их большую гибкость и повышенную надежность.

Прикладными задачами, связанными с применением роя МИУ, являются поиск объектов и оперативное развертывания СМС, обладающих повышенной устойчивостью работы.

В основу построения СМС положена модель среды, в которой находятся МИУ, представляемая в виде лабиринта, а так же ограничения на параметры движения МИУ и на физические свойства среды.

В качестве модели среды распространения с плоскими границами рассматривается лабиринт размером $n \times m$ клеток (n и m — целые числа) на дискретной плоскости (ДП) с квадратным покрытием (рисунок В.1). Топология лабиринта считается известной.

На параметры движения МИУ накладываются следующие ограничения:

- скорость МИУ в каждый момент дискретного времени принимает единичное или нулевое значения (под скоростью понимается число переходов за один такт дискретного времени);

- переходы могут осуществляться между двумя соседними узлами в направлениях, принятых в картографии: Север, Юг, Запад, Восток, таким образом, диагональные перемещения исключены;

- МИУ может переместиться в соседний узел только в том случае, если он свободен;

- запрещается одновременное нахождение двух и более МИУ в одном узле ДП;

- исключаются конфликты перемещений двух и более соседних МИУ в один общий узел (назначается МИУ с наивысшим приоритетом);

— приоритет МИУ назначается в зависимости от его местоположения в лабиринте.

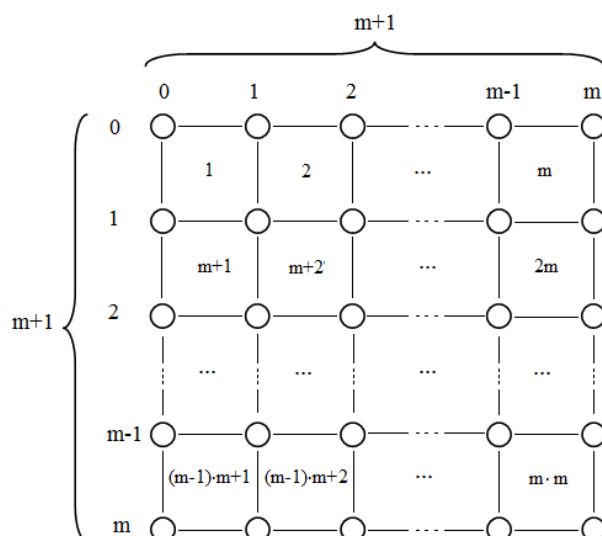


Рисунок В.1 — Квадратное покрытие на двумерной дискретной плоскости

Среда нахождения МИУ, с позиции особенностей прохождения радиоволн и организации СМС, обладает следующими характеристиками, которые будем рассматривать как ограничения для оценивания устойчивости сети:

- 1) Волна распространяется «по лучу» (вектор Пойнтинга плоской волны направлен перпендикулярно ее фазовому фронту).
- 2) Коэффициент отражения ρ от плоских границ или препятствий принимает фиксированные значения.
- 3) Допускается однократное отражение волны от препятствия.
- 4) Критический угол $\theta_{кр}$ падения/отражения волны/луча ограничен.

Указанные ограничения относятся как к техническим параметрам МИУ, так и к среде распространения радиоволн.

Так, требование 1) диктуется применением датчиков (передатчиков и приемников МИУ) миллиметрового и/или сантиметрового диапазонов длин волн; а требования 2) — 4) относятся непосредственно к среде распространения радиоволн.

Для устойчивой работы сети необходимо, чтобы, во-первых, осуществлялась надежная связь между МИУ за счет достаточно высокого уровня принимаемого сигнала, и, во-вторых, обеспечивался полный контроль каждой доступной свободной клетки/ячейки лабиринта.

Данные требования будут выступать в качестве критериев в оценке надёжности.

Высокий уровень принимаемого сигнала может оцениваться посредством энергетического критерия, в качестве которого выступает коэффициент связности w_{ij} между двумя клетками (где $i \leq n$, а $j \leq m$), который с учетом допускаемого однократного отражения волны от препятствия может принимать следующие значения:

$$w_{ij} = \begin{cases} 1-2 & \text{для области прозрачности;} \\ 0,5-1 & \text{для области полутени;} \\ 0 & \text{для области тени.} \end{cases}$$

Зону покрытия инфокоммуникационной сети образует совокупность областей прозрачности и полутеней.

Выполнение второго требования проверяется с помощью критерия полноты контроля лабиринта. То есть МИУ должны располагаться таким образом, чтобы любой дополнительный объект, размещаемый в лабиринте, мог быть обнаружен по изменению интенсивности принимаемого сигнала («на просвет»). Это возможно, если такой объект будет находиться:

- между двумя МИУ в их общей зоне покрытия,
- либо между МИУ и препятствием в зоне покрытия МИУ на пути отраженного луча.

Рассмотрим пример построения инфокоммуникационной сети. Воспользуемся методикой, изложенной в приложении Б.

Данная методика предполагает синтез инфокоммуникационной сети однотипных МИУ путем последовательного построения на основании известной топологии лабиринта сперва транспортного графа (ТГ), а затем коммуникационного графа (КГ). Продемонстрируем построения ТГ и КГ

применительно к лабиринту заданной топологии (рисунок В.2) при различных значениях коэффициента отражения волн.

	<i>a</i>	<i>b</i>	<i>c</i>	<i>d</i>	<i>e</i>	<i>f</i>	<i>g</i>	<i>h</i>
1	•				•			•
2		■	■	■		■	■	
3		■			•			
4		■						
5	•		•	■	■			
6		■						
7								
8	<i>T</i>							<i>T</i>

Рисунок В.2 — Топология плоского лабиринта в 2D ДП

Пусть МИУ попадают вовнутрь лабиринта через шлюз, который соответствует клетке с координатами $a1$. Граф, показанный на рисунке В.2, может быть представлен набором примитивов, к каковым относятся прямоугольники (фигуры $A — E$) и кольца (фигура F) на рисунке В.3.

Примитивы, стыкуясь в точках сборки, называемых базовыми клетками или базовыми узлами, образуют вершины транспортного графа. Очевидно, что для случая лабиринта, базовые точки соответствуют клеткам развилки. На рисунке В.2 они отмечены точками (•). Для обозначения тупиковых клеток транспортного графа применяется литера « T ». Ребра транспортного графа размечаются весами, которые определяются значениями длин путей (числом переходов отдельно взятого МИУ) между соответствующими клетками лабиринта.

Отметим, что вес ребра, соединяющего на графе вершины $c5$ и $e3$, не определен, ввиду неоднозначности перехода вследствие обилия вариантов между указанными клетками лабиринта.

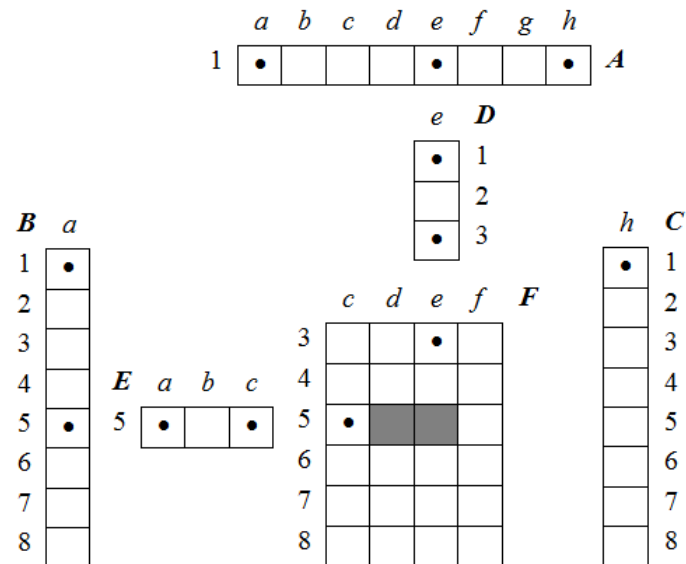


Рисунок В.3 — Пояснения к построению транспортного графа

Вид транспортного графа, соответствующего лабиринту на рисунке В.2, показан ниже на рисунке В.4.

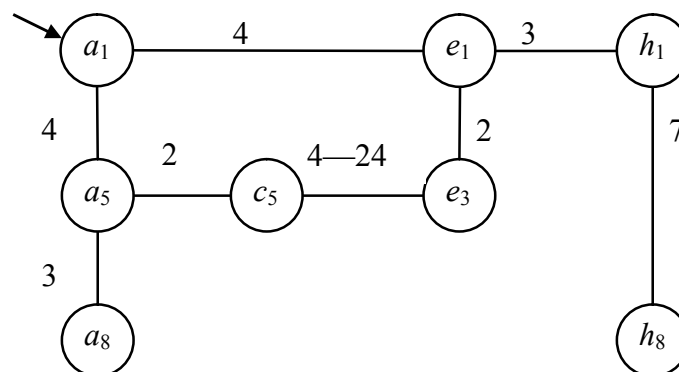


Рисунок В.4 — Вид транспортного графа для лабиринта на рисунке В.2

Построение, и, как следствие, топология коммуникационного графа будут целиком зависеть от того, какие значения принимает коэффициент отражения ρ . Разметка лабиринта приводится на рисунке В.5.

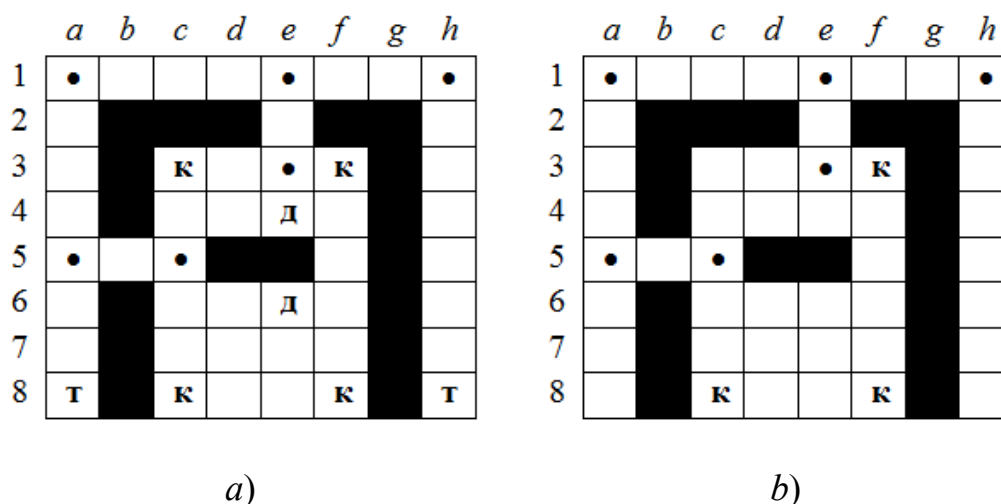


Рисунок В.5 — Разметка лабиринта в зависимости от значений ρ :

$\rho = 0$ (a) и $\rho = 1$ (b)

Если $\rho = 0$, то это соответствует случаю, когда плоские неоднородности лабиринта (препятствия и границы) являются поглощающими. Поэтому для выполнения требования полноты контроля лабиринта необходимо добавить к базовым и тупиковым клеткам концевые клетки кольца (к) и две дополнительные клетки (д).

В итоге получим КГ на рисунке В.6, *a*, содержащий 14 узлов (вершин) и 24 ребра, где стрелкой отмечен узел, соответствующий шлюзу (клетке *a1*).

В случае, когда $\rho = 1$, отпадает необходимость в двух добавочных вершинах и можно пренебречь одной из концевых, а также двумя тупиковыми вершинами. В результате получим КГ на рисунке В.6, *b*, содержащий 9 вершин.

Вопрос методики подсчета числа ребер является дискуссионным. Более корректным, в данной ситуации, является представление КГ в виде орграфа. Тогда можно будет точно определить число дуг и дополнительно разделить передатчики и приемники МИУ. Однако, такое изображение будет более громоздким.

Отметим особенности различных ребер графа на рисунке В.6, *b*.

Ребро с весом 8, выделенное пунктиром, соответствует случаю, когда в точку приема поступает 50% мощности сигнала, то есть коэффициент

передачи по мощности $T_p=0,5$. Ребро 12, выделенное пунктиром, соответствует случаю, когда в точку приема поступает отраженный сигнал с потерей 50% мощности. Кольцевые дуги, намеченные точками, соответствуют отраженным сигналам (от препятствий или от границ лабиринта).

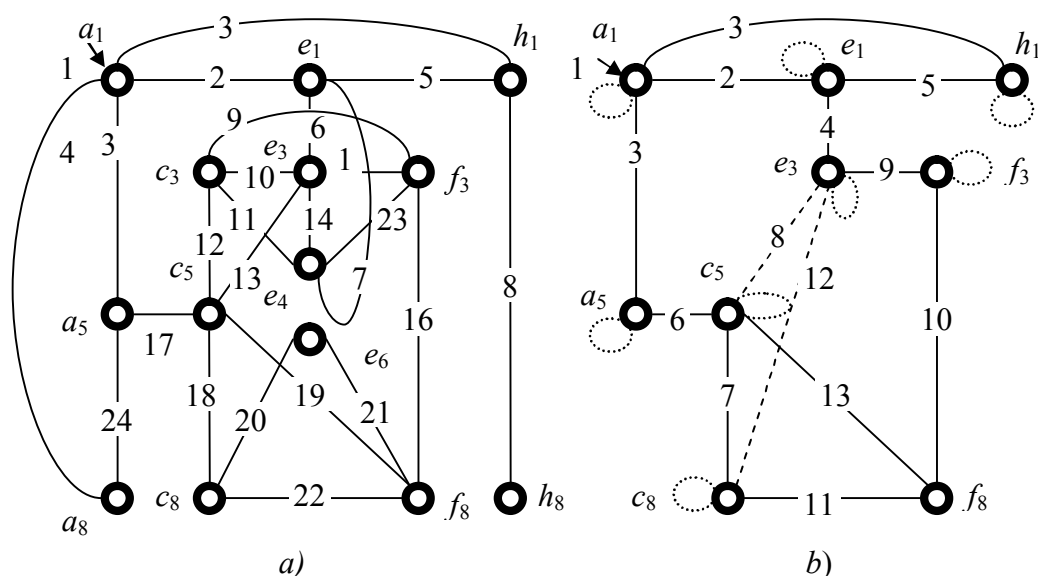


Рисунок В.6 — Коммуникационные графы лабиринта

а) случай $\rho = 0$, б) случай $\rho = 1$

Выполним моделирование отказов инфокоммуникационной сети. Отказы инфокоммуникационной сети моделируются нарушением структуры соответствующего КГ, то есть удалением дуг или узлов (вершин) графа.

В коммуникационном графе ребро, соединяющее две вершины, соответствует радиолинии. Поэтому, для осуществления дуплексной связи, две смежные вершины правильнее соединять двумя ориентированными дугами. Будем (для простоты) считать, что удаление ребра соответствует случаю нарушения/прекращения связи между двумя МИУ. Но возможность связи с другими МИУ при этом сохраняется.

Эту ситуацию можно интерпретировать как отказ одного из каналов многоканальной системы связи. В этом случае утрачивается возможность непосредственной передачи информации между двумя МИУ, а также

возможность контроля клеток лабиринта через которые проходит соответствующий луч.

Удаление узла КГ означает выход из строя прямо-передающего модуля МИУ либо переход в состояние полной неисправности вплоть до физического уничтожения.

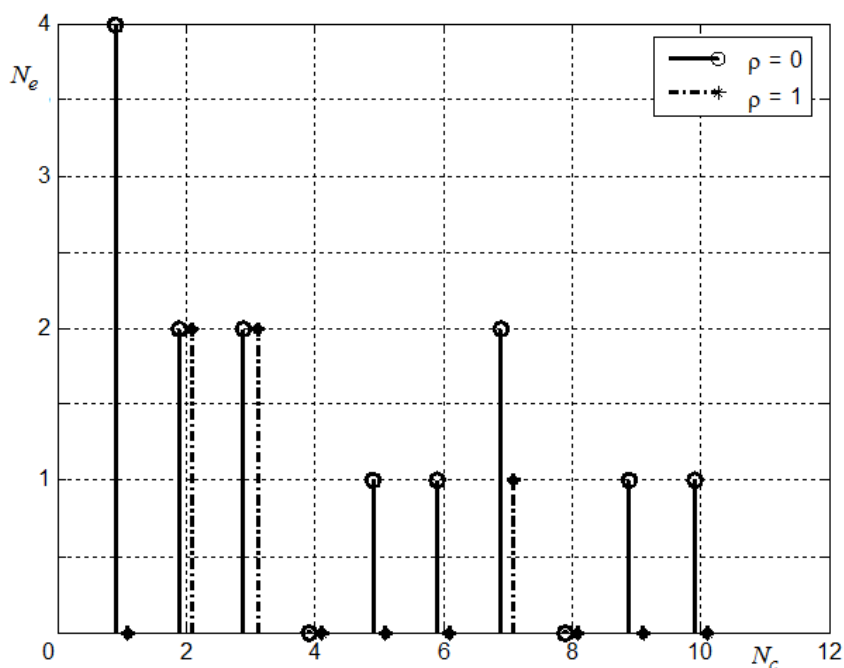


Рисунок В.7 — Результаты выхода из строя одиночного МИУ

В зависимости от значения коэффициента отражения ρ отказы будут иметь различные последствия.

Пусть $\rho = 0$, рисунок В.6, а. В данном примере удаление любого из ребер приводит к деградации системы (то есть утрачивается один из резервных каналов связи или одна из радиолиний).

В частных случаях утрачивается контроль за частью лабиринта: в рассматриваемом примере при удалении ребра $h1—h8$ не контролируются 7 клеток, располагающихся в столбце h .

Пусть $\rho = 1$, рисунок В.6, б. В целом, наблюдаются те же закономерности, что и в первом варианте, однако из-за меньшей аппаратной избыточности сети, число случаев, связанных с утратой контроля над частью лабиринта возрастает. Например, удаление ребра с весом 8 между узлами $e3$

и $c5$ приводит к потере контроля над клеткой $d4$, а ребра с весом 13 (между $c5$ и f 8) — к потере контроля над клетками $d6$ и $e7$.

Случаи выхода из строя произвольного узла (МИУ), полученные для двух значений ρ приведены на диаграмме (рисунок В.8).

Для варианта $\rho = 1$ на диаграмме указаны пять возможных исходов из девяти, а еще четыре на диаграмме отсутствуют, поскольку они являются нулевыми, то есть приводят к деградации системы и не связаны с утратой контроля над лабиринтом. Однако один из таких исходов (удаление узла $a1$) приводит к потере возможности внешнего управления сетью.

Исследуем отказы инфокоммуникационной сети на основании энергетического критерия. Применение энергетического критерия основывается на построении функций связности или весовых функций для заданной конфигурации лабиринта. Для определения энергетической устойчивости сети необходимо построить матрицу весовых функций (функций связности) размерности $n \times m$.

Матрица связностей аддитивно определяется прямыми и отражёнными волнами в точке дискретного пространства:

$$W = DW + RW,$$

где DW — весовая функция прямых волн, а RW — весовая функция отраженных волн. Элементы матрицы W суть коэффициенты связности, рассчитываемые по формуле

$$w_{ij} = (d_{ij}^W + r_{ij}^W) \times b_{ij},$$

где переменная b_{ij} имеет смысл индекса препятствий. Если клетка лабиринта является препятствием, то значение индекса $b_{ij}=0$, а если свободна, то $b_{ij}=1$.

Расчет всех $(n \times m)^2$ коэффициентов связности позволяет получить возможные значения коэффициентов передачи сигнала c_{ij} из i -й клетки (в которой находится источник сигнала) в j -ю (где находится приемник).

Таким образом, можно разметить ветви транспортного графа сети при любом заданном размещении вершин, и для каждого узла графа

представляется возможным определить мощность (то есть число клеток лабиринта, свободных от препятствий) его зоны покрытия.

Покажем на примере простого лабиринта расчет коэффициентов связности. Схема лабиринта и результирующий граф представлены на рисунке В.9.

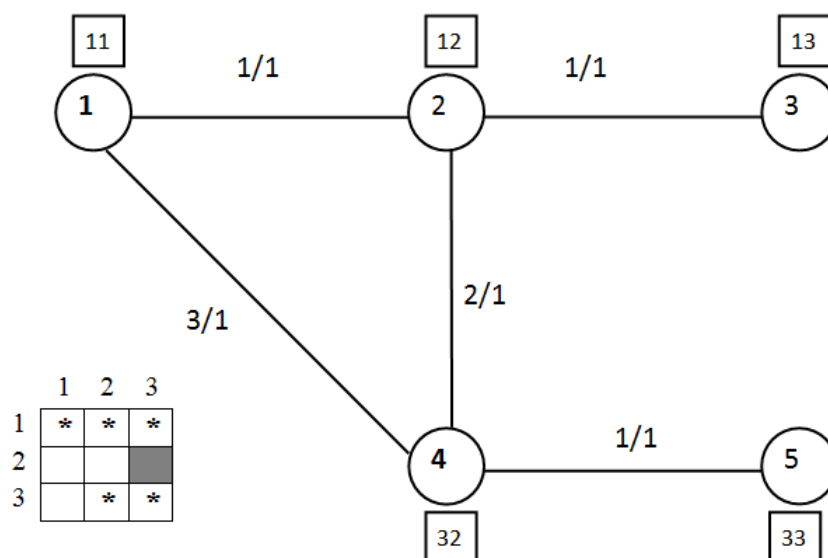


Рисунок В.9 — Демонстрационный пример лабиринта и графа

На схеме лабиринта отмечены звездочками местоположения МИУ. Потребовалось построить 9 матриц весовых функций. Очевидно, что матрица W_{32} тождественна нулю, поскольку МИУ не может находиться внутри препятствия, а матрица W_{11} , для МИУ, расположенного в северо-западном углу, выглядит так:

$$W_{11} = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 \\ 1 & 2 & 0 \\ 1 & 1 & 0,5 \end{pmatrix}.$$

На рисунке В.9 в квадратах показаны координаты размещения МИУ, а дроби на дугах интерпретируются следующим образом: числитель — длина пути, знаменатель — коэффициент связности.

Оценим устойчивость инфокоммуникационных сетей для лабиринтов различной топологии, представленных на рисунке В.10 ниже.

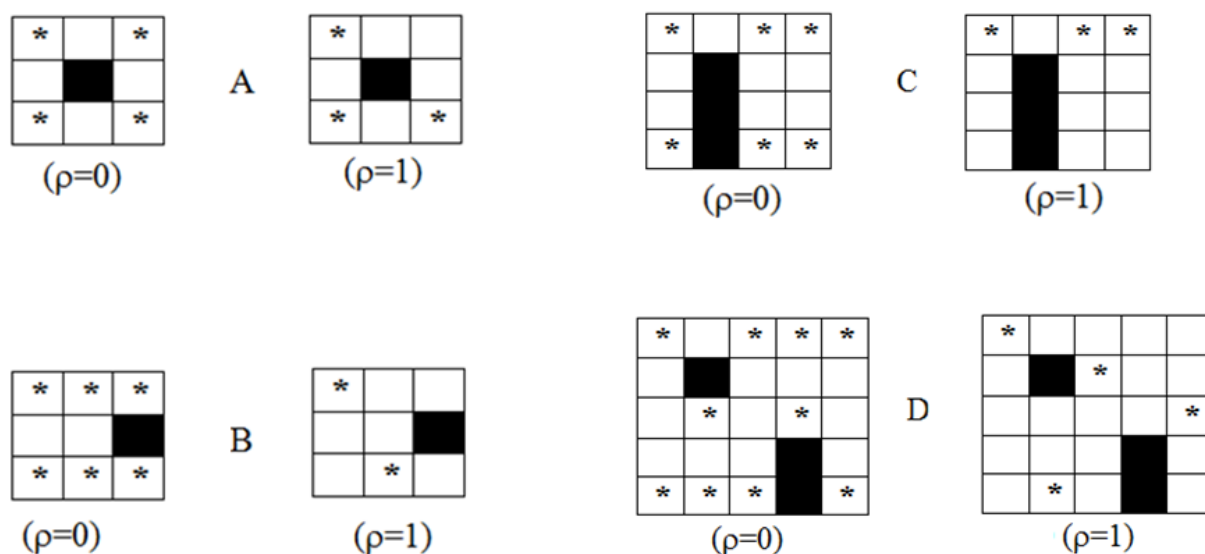


Рисунок В.10 — Схемы размещения узлов инфокоммуникационных сетей в лабиринтах при различных значениях коэффициента отражения ρ

Результаты исследований оформлены в таблице В.1, в которой учтено, что моделировались 1000 тактов работы сети.

Таблица В.1 — Сравнительное оценивание устойчивости сетей

Топология лабиринта	Размер лабиринта $n \times m$, клеток	Количество узлов (МИУ), k_i	Коэффициент отражения границы, ρ	Вероятность отказа МИУ, 1/такт (q_i)	Коэффициент устойчивости/готовности сети, k_z
А	3×3	4	0	$10^{-3}/10^{-2}$	0,984/0,857
	3×3	3	1	$10^{-3}/10^{-2}$	0,988/0,890
В	3×3	6	0	$10^{-3}/10^{-2}$	0,976/0,800
	3×3	2	1	$10^{-3}/10^{-2}$	0,993/0,933
С	4×4	6	0	$10^{-3}/10^{-2}$	0,970/0,752
	4×4	3	1	$10^{-3}/10^{-2}$	0,989/0,898
D	5×5	10	0	$10^{-3}/10^{-2}$	0,943/0,6
	5×5	4	1	$10^{-3}/10^{-2}$	0,977/0,807

Для схемы А при $\rho = 0$, в зависимости от номера отказавшего узла сети, МИУ может заменить отказавший узел за 1, 3 или 5 тактов, что в среднем на 4 использованных МИУ, составит 3 такта.

Таким образом, при средней вероятности отказа сети $Q \approx 4 \times q \approx 4 \times 10^{-3}$ коэффициент готовности сети будет равен: $K_r = 996/1012 = 0,984$, что эквивалентно 98,4 %.

Если положить $q = 10^{-2}$, то получим $K_r = 96/112 = 0,857$ или 85,7 %.

Для этой же схемы A при $\rho = 1$:

$Q \approx 3 \times q \approx 3 \times 10^{-3}$ — средняя вероятность отказа сети;

$N_{т.ср} = (1+3+5)/3 = 3$ такта на восстановление;

при $q = 10^{-3}$ $K_r = 997/1009 = 0,988$ (98,8 %), а

при $q = 10^{-2}$ $K_r = 97/109 = 0,890$ или 89 %.

Аналогично рассчитываются остальные элементы таблицы В.1.

По результатам имитационного моделирования можно сделать следующие выводы.

Рассмотрен метод оценки устойчивости СМС на основе модели среды распространения с плоскими границами. Для тестирования рассматривались различные топологии лабиринтов заданных размеров. Применялись коэффициенты отражения $\rho_1 = 1$ и $\rho_2 = 0$. Угол падения/отражения волны ограничивался сверху допустимой величиной $\Theta_{кр} \leq 45^\circ$.

Наличие отражений сигналов от плоских границ повышает устойчивость СМС даже при меньшей аппаратной избыточности по сравнению со средами, имеющими поглощающие плоские границы.

На практике размерность лабиринта может устанавливаться с учетом характерных временных интервалов движения МИУ, а коэффициенты отражения от препятствий должны уточняться на основе получаемых экспериментальных данных.

Приложение Г (информационное)

Пример программы поиска кратчайшего пути на графе

```

const int INF = 1000000000; // бесконечность
bool used[100] = {0}; // массив для пометок
int top[100] = {0}; // топологический список
int g[100][100] = {0}; // матрица смежности
int n; // количество вершин
int l; // l-я вершина для добавления
int s; // стартовая вершина
int f; // конечная вершина
int d[100] = {0}; // массив ответов

int dfs(int v) {
    if(used[v])
        return 0;
    used[v] = true;
    for(int to = 0; to < n; to++)
        if(g[v][to])
            dfs(to);
    top[l++] = v; // добавление вершины v в отсортированный список
}

int topSort() {
    l = 0; // номер добавляемой вершины в отсортированный список
    for(int i = 0; i < n; i++)
        dfs(i); // запустить пробежку из всех вершин
    reverse(top, top+l); // развернуть массив
    return 0;
}

int solve() {
    int i, j;
    for(i = 0; i < n; i++)
        d[i] = INF;
    d[s] = 0;
    for(i = 1; i < n; i++)
        for(j = 0; j < i; j++)
            if(g[top[j]][top[i]])
                d[top[i]] = min(d[top[i]], d[top[j]] + g[top[j]][top[i]]);
    return 0;
}

```


Вариант 7

		Куда								
		1	2	3	4	5	6	7	8	9
Откуда	1		5	3						
	2			4	2					
	3						7	6	4	
	4					10	5			
	5							2	9	
	6					7				
	7						9			7
	8									3

Вариант 8

		Куда								
		1	2	3	4	5	6	7	8	9
Откуда	1		7	5						
	2				3	9				
	3		5			7	8		7	
	4					7		4		
	5							8		
	6					3				
	7						4			6
	8									8

Вариант 9

		Куда								
		1	2	3	4	5	6	7	8	9
Откуда	1		9	1						
	2			8	1					
	3						4		3	
	4			8		3		7		
	5							6		
	6					9			5	
	7						6		1	4
	8									1

Вариант 10

		Куда								
		1	2	3	4	5	6	7	8	9
Откуда	1		8	6						
	2			4						
	3						5		8	
	4					6		3		
	5							10		
	6				4	2		3		
	7									9
	8									5

Вариант 11

		Куда								
		1	2	3	4	5	6	7	8	9
Откуда	1		7	3						
	2			7		1		2		
	3				1				4	
	4					2		5		
	5							10		
	6					10				
	7						5			6
	8									4

Вариант 12

		Куда								
		1	2	3	4	5	6	7	8	9
Откуда	1		10	10						
	2				1					
	3				4		2		8	
	4					3	4			
	5							2		
	6					9				
	7				8					6
	8									9

Примечания

1. Обозначения: «откуда», «куда» — узлы выхода и входа дуг ориентированного графа; цифры в таблице — веса дуг.

2. Для неориентированного графа элементы таблицы следует отобразить относительно главной диагонали.

3. Пример ориентированного графа, соответствующего по варианту 1, дан на рисунке Д.1: X_i – узлы (вершины) графа, цифры на соединительных линиях – веса соответствующих дуг.

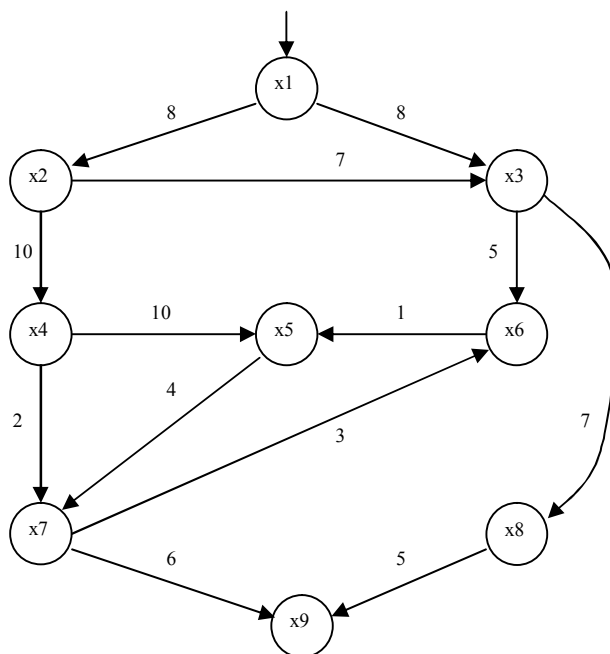


Рисунок Д.1 — Ориентированный граф к варианту 1

Приложение Е (обязательное)

Методические рекомендации к выполнению реферата по дисциплине

Е.1. Требования к оформлению реферата

Реферат (лат. *referre* «докладывать, сообщать») по дисциплине СМС оформляется в виде пояснительной записки, имеющей объем от 40 до 50 страниц текста формата А4, не считая приложений, в которые должны быть включены слайды презентации для сопровождения выступления на защите, а также те справочные материалы, которые нецелесообразно включать в текст пояснительной записки, например, справочные листки компонентов радиоэлектронных схем и беспроводных сетей.

При оформлении реферата рекомендуется использовать следующие настройки редактора MS Word (таблица Е.1.1)

Таблица Е.1.1 — Параметры настройки страницы и текста

Параметр	Значение или вид	Примечания
Поля	слева — 25 мм, справа — 15 мм, сверху — 20 мм, снизу — 20 мм	—
Нумерация страниц	вверху страницы посередине	кроме титульного листа; размер шрифта 12 пт
Абзацный отступ	10 мм или 12,5 мм	на рисунках и в таблицах соблюдать не требуется
Межстрочный интервал	полуторный	на рисунках и в таблицах допускается подбор
Выравнивание	по ширине	на рисунках и в таблицах — подходящий вид
Шрифт	<i>Times New Roman</i>	единый по всему тексту
Размер шрифта	12 пт	на рисунках и в таблицах не менее 10 пт
Выделение важных слов или фраз	полужирный шрифт, подчёркивание	применять при необходимости

Формулы создавать во встроенном редакторе Microsoft Office 2007 — 2016. В стилях необходимо определить шрифт *Times New Roman* для всех элементов, кроме греческих букв и символов. В формате символов наклонный шрифт (курсив) применить только к переменным. К тексту на русском языке, включая индексы, применять стиль «Текст». К функциям, экспонентам, символам дифференциалов — «Функция». Размеры для символов установить следующие: обычный — 12 пт., крупный индекс — 10

пт., мелкий индекс — 8 пт., крупный символ — 14 пт., мелкий символ — 12 пт.

Нумеруются только те формулы, на которые имеются ссылки в тексте. В тексте пояснительной записки элементы формулы должны иметь такое же написание, как и в самой формуле.

Все аббревиатуры должны быть расшифрованы в тексте. Использование аббревиатур в названиях разделов не допускается.

Сведения об источниках информации оформляют согласно ГОСТ Р 7.0.100-2018 и приводят перед приложениями, в специальном разделе «Библиографический список» в виде нумерованного списка. Номер источника приводят с точкой, отделяя его от описания пробелом. Нумерацию источников выполняют либо в той последовательности, в какой ссылки встречаются в тексте, либо в алфавитном порядке. В тексте работы приводят **ссылки** на источники информации в квадратных скобках в виде номера по списку, либо в виде нескольких номеров через запятую, либо в виде начального и конечного номеров через тире без пробела, если номера идут подряд, например: [1]; [2, 5, 7]; [5—8].

К защите предоставляются:

- 1) распечатанный титульный лист с подписью обучающегося;
- 2) электронная версия пояснительной записки в формате .pdf;
- 3) презентация реферата в формате .ppt программы Microsoft Office PowerPoint версий 97 — 2016. Оба файла должны быть предоставлены ведущему преподавателю на сменном носителе (флешке).

Е.2. Структура реферата

Пояснительная записка должна содержать:

- титульный лист;
- содержание;
- введение;
- основной раздел;

- заключение;
- библиографический список (не менее 25 наименований).

Е.3. Оформление титульного листа

Титульный лист должен оформляться в соответствии с приложением^{оЖ}.

Е.4. Содержание реферата

Содержание должно включать наименование, заголовки и номера страниц составных частей пояснительной записки: введения, разделов, подразделов, заключения, библиографического списка, приложений. Все названия и заголовки в содержании должны точно повторять заглавия в тексте.

Е.5. Введение (раздел реферата)

Во введении объёмом до трёх страниц раскрывается состояние научно-технической проблемы СМС, её значимость, характеризуется информационная база исследования.

Характеристику работы во введении рекомендуется выполнять в следующей последовательности.

Связь темы с общественной потребностью. Указываются область человеческой деятельности и соответствующие типы радиоэлектронных систем и инфокоммуникационных сетей, характеризуется научно-техническая проблема, решению которой может способствовать дальнейшее развитие СМС.

Актуальность темы. Даётся краткая характеристика достигнутому на сегодня мировому уровню решения проблемы (например, перечисляются ведущие организации, фирмы, передовые технологии). Важность темы может быть обусловлена новыми достижениями науки, техники, технологий, необходимостью удовлетворить потребности определенной группы потребителей, развить учебно-лабораторную базу университета, снизить затраты производства, энергоёмкость или материалоемкость продукции, удовлетворить экологическим требованиям.

Объект и предмет исследования. Объект — это процесс или явление, которое порождает проблемную ситуацию и избрано для исследования (проектирования). Предмет — это конкретная составляющая, которая находится в пределах объекта. В рассматриваемом случае объектом исследования являются беспроводные инфокоммуникационные сети, а предметом исследования — СМС.

Информационная база исследования. Перечисляются важнейшие источники информации по теме исследования, например, указываются фамилии учёных, внесших фундаментальный вклад в разработку объекта и (или) предмета исследования, названия их монографий, названия научных журналов, электронных средств информации и т. п.

Е.6. Основной раздел (варианты заданий)

В данном разделе реферата в соответствии с вариантом задания должны быть рассмотрены следующие вопросы

- теоретические основы самоорганизации мобильных сетей. Естественные алгоритмы;
- самоорганизующиеся mesh сети. Архитектурные модели самоорганизующихся мобильных сетей;
- протоколы маршрутизации в самоорганизующихся мобильных сетях;
- стандарты сетей FANET, VANET, MANET. Модели мобильности;
- системы имитационного моделирования на этапах проектирования самоорганизующихся мобильных сетей. Примеры моделирования.

Е.6.1. Теоретические основы самоорганизации мобильных сетей.

Естественные алгоритмы

В данном подразделе с позиций структурного подхода рассматриваются теоретические основы СМС. В соответствии с вариантом задания требуется подробно описать естественные (бионические алгоритмы),

применяемые для самоорганизации мобильных сетей, указанные в таблице Е.6.1

Таблица Е.6.1 — Естественные алгоритмы, применяемые в самоорганизующихся мобильных сетях

Вариант	Название естественных алгоритмов
1	Клеточные автоматы; метод роя частиц
2	Методы Монте-Карло; аморфные вычисления
3	Искусственные нейронные сети; мембранные системы
4	Сети Петри; бактериальные алгоритмы
5	Системы Линденмайера; пчелиные алгоритмы;
6	Генетические алгоритмы; клеточные автоматы
7	Муравьиные алгоритмы; искусственные нейронные сети
8	Программируемая материя (smart dust, claytronics); метод роя частиц
9	ДНК-вычисления; методы Монте-Карло
10	Искусственные иммунные системы; пчелиные алгоритмы

Е.6.2. Самоорганизующиеся mesh сети. Архитектурные модели

В данном подразделе необходимо рассмотреть особенности построения ячеистых СМС и эталонную семиуровневую модель OSI. В соответствии с вариантом задания требуется подробно описать архитектурную модель СМС, указанную в таблице Е.6.2.

Таблица Е.6.2 — Архитектурные модели СМС

Вариант	Название модели
1	Стек протоколов WAVE сети VANET
2	Сеть VANET: архитектура передающей стороны узла
3	Сеть VANET: стек протоколов стандарта IEEE 802.11p
4	Функциональные сущности сенсорных сетей (ПНСТ 421—2020)
5	Физические сущности сенсорных сетей (ПНСТ 421—2020)

6	Типовая архитектура сенсорных сетей (ПНСТ 520—2021)
7	Архитектура сети VANET
8	Архитектура сети FANET
9	Архитектура сетей SmartMesh
10	Эталонная модель интеллектуальной транспортной системы

Е.6.3. Протоколы маршрутизации в самоорганизующихся мобильных сетях

В данном подразделе необходимо дать общую характеристику протоколам маршрутизации в СМС и подробно рассмотреть протоколы, указанные в варианте задания согласно таблицы Е.6.3.

Таблица Е.6.3 — Протоколы маршрутизации в СМС

Вариант	Название протокола маршрутизации
1	LAR (англ. Location-Aided Routing) — протокол маршрутизации с учетом местоположения
2	OLSR (англ. Optimized Link-State Routing) — протокол оптимизированной маршрутизации состояния соединения
3	AODV (англ. Ad hoc On-Demand Distance Vector) — специализированный протокол вектора расстояния по запросу
4	DSDV (англ. Destination Sequenced Distance Vector) — последовательный дистанционно-векторный протокол
5	GPSR — (англ. Greedy Perimeter Stateless Routing) — протокол жадной маршрутизации по периметру без сохранения состояния
6	TBRPF — (англ. Topology Broadcast Reverse Path Forwarding) — протокол топологического оповещения, базирующийся на обратном продвижении данных
7	DSR (англ. Dynamic Source Routing) — протокол динамической маршрутизации от источника
8	HWMP (англ. Hybrid Wireless Mesh Protocol) — гибридный протокол беспроводной ячеистой сети
9	MORA (MOvement based Routing Algorithm) — алгоритм маршрутизации на основе движения
10	DREAM (англ. Distance Routing Effect Algorithm) — протокол маршрутизации на основе определения местоположения

Е.6.4. Стандарты сетей FANET, VANET, MANET. Модели мобильности

В данном подразделе необходимо подробно рассмотреть стандарты СМС и модели мобильности, указанные в варианте задания согласно таблице Е.6.4.

Таблица Е.6.4 — Стандарты и модели мобильности СМС

Вариант	Стандарт	Модель мобильности
1	IEEE 1609.0-2013 — IEEE Guide for Wireless Access in Vehicular Environments (WAVE) — Architecture	Манхэттенская модель
2	IEEE 1609.1-2006 — Trial-Use Standard for Wireless Access in Vehicular Environments (WAVE) — Resource Manager	Случайная модель мобильности FANET (от англ. Randomized mobility model),
3	IEEE 1609.2a-2017 — IEEE Standard for Wireless Access in Vehicular Environments — Security Services for Applications and Management Messages — Amendment 1	Модели мобильности FANET, зависящие от пространственно-временных характеристик (от англ. Time/space dependent mobility models)
4	IEEE 1609.3-2016 — IEEE Standard for Wireless Access in Vehicular Environments (WAVE) — Networking Services	Модель мобильности FANET с заранее определенной траекторией (от англ. Pathplanned mobility models)
5	IEEE 1609.4-2016 — IEEE Standard for Wireless Access in Vehicular Environments (WAVE) — Multi-Channel Operation	Групповые модели мобильности FANET (от англ. Group mobility models)
6	IEEE 1609.11-2010 — IEEE Standard for Wireless Access in Vehicular Environments (WAVE) — Over-the-Air Electronic Payment Data Exchange Protocol for Intelligent Transportation Systems (ITS)	Модели мобильности FANET, основанные на контроле топологии сети (от англ. Topology-control based mobility models)
7	IEEE 1609.12-2016 — IEEE Standard for Wireless Access in	Модель случайных путевых точек

	Vehicular Environments (WAVE) — Identifier Allocations	
8	ARIB STD-T88 — Dedicated Short-Range Communication (DSRC) Application Sub-Layer	Модель мобильности группы контрольных точек
9	IEEE 802.15.4 — Zigbee	Модель Гаусса – Маркова
10	IEEE 802.15.1 — Bluetooth	Модель «Случайная улица» (BonnMotion)

Е.6.5. Системы имитационного моделирования на этапах проектирования СМС. Примеры моделирования

В данном подразделе необходимо рассмотреть системы моделирования, применяемые для проектирования СМС, а также привести примеры с результатами моделирования в соответствии с вариантом задания согласно таблице Е.6.5.

Таблица Е.6.5 — Системы имитационного моделирования СМС

Вариант	Система моделирования
1	Network Simulator (NS-2)
2	Network Simulator (NS-3)
3	OMNeT++
4	OPNET
5	GloMoSim
6	JiST/ SWANS
7	VANET VEINS
8	Anylogic
9	Network Simulator (NS-3)
10	Anylogic

Е.7. Заключение

В данном разделе необходимо раскрыть перспективы дальнейшего развития СМС.

Е8. Оформление библиографического списка

Перечень использованных источников в «Библиографическом списке» следует размещать в порядке появления ссылок в тексте. Библиографическое описание источников составляется в соответствии с требованиями действующих стандартов.

Приложение Ж
(информационное)

Пример оформления титульного листа реферата

МИНИСТЕРСТВО НАУКИ И ВЫСШЕГО ОБРАЗОВАНИЯ
РОССИЙСКОЙ ФЕДЕРАЦИИ
Федеральное государственное автономное образовательное
учреждение высшего образования
«СЕВАСТОПОЛЬСКИЙ ГОСУДАРСТВЕННЫЙ УНИВЕРСИТЕТ»

Институт радиоэлектроники и интеллектуальных технических систем
Кафедра «Радиоэлектронные системы и технологии»

РЕФЕРАТ

на тему: «Основы проектирования самоорганизующихся мобильных сетей»

по дисциплине «Самоорганизующиеся мобильные сети»

Вариант ____

Выполнил:

Студент гр. _____

№ зачетной книжки _____

Сергеев Александр Георгиевич

Принял:

Кудрявченко Иван Владимирович

доцент кафедры РТ

Севастополь

202__

САМООРГАНИЗУЮЩИЕСЯ МОБИЛЬНЫЕ СЕТИ

Учебно-методическое пособие

Составители: **Афонин** Игорь Леонидович,
Карлусов Вадим Юрьевич, **Кудрявченко** Иван Владимирович

В авторской редакции

Изд. № 20/2023. Объем 4,75 п.л. Усл. печ. л. 4,42. Уч.-изд. л. 4,66.
РИИЦМ ФГАОУ ВО «Севастопольский государственный университет»