

**МИНИСТЕРСТВО НАУКИ И ВЫСШЕГО ОБРАЗОВАНИЯ
РОССИЙСКОЙ ФЕДЕРАЦИИ**

Федеральное государственное бюджетное образовательное учреждение
высшего образования

«АДЫГЕЙСКИЙ ГОСУДАРСТВЕННЫЙ УНИВЕРСИТЕТ»

Кафедра прикладной математики, информационных технологий и
информационной безопасности

«ДОПУСКАЕТСЯ К ЗАЩИТЕ»

Заведующий кафедрой

_____ М.В. Алиев

« __ » _____ 20__ г.

ВЫПУСКНАЯ КВАЛИФИКАЦИОННАЯ РАБОТА

Направление подготовки 01.04.01 Прикладная математика и информатика
Магистерская программа «Современная теория игр»

Тема

Оценки хроматического числа двумерной сферы

Научный
руководитель

_____	к.т.н., доцент	В.А. Воронов	__·__·__
<i>(подпись)</i>	<i>(уч. степень, уч. звание)</i>	<i>(ФИО)</i>	<i>(дата)</i>

Руководитель
программы
магистратуры

_____	д.ф.-м.н., профессор	А.В. Савватеев	__·__·__
<i>(подпись)</i>	<i>(уч. степень, уч. звание)</i>	<i>(ФИО)</i>	<i>(дата)</i>

Обучающийся

2ПМ	факультета математики и компьютерных наук	И.П. Морозов	
<i>(группа)</i>		<i>(ФИО)</i>	

Майкоп 2020

СОДЕРЖАНИЕ

ВВЕДЕНИЕ	3
ГЛАВА 1. РАСКРАСКИ СФЕР	6
1.1 Постановка задачи и известные результаты	6
1.2 Разбиение на области Вороного	8
1.3 Задача Томсона	11
ГЛАВА 2. ЗАДАЧА ВЫПОЛНИМОСТИ БУЛЕВЫХ ФОРМУЛ И SAT-РЕШАТЕЛИ	14
2.1 Определения	14
2.2 Алгоритм DPLL	19
2.3 Алгоритм CDCL	21
2.4 Детали реализации современных SAT-решателей	24
ГЛАВА 3. ВЕРХНИЕ ОЦЕНКИ ХРОМАТИЧЕСКИХ ЧИСЕЛ СФЕР	32
ЗАКЛЮЧЕНИЕ	33
СПИСОК ИСПОЛЬЗОВАННЫХ ИСТОЧНИКОВ	34
ПРИЛОЖЕНИЕ 1. ДИАПАЗОНЫ ЗНАЧЕНИЙ РАДИУСА ДЛЯ РЕШЕНИЙ ЗАДАЧИ ТОМСОНА	38
ПРИЛОЖЕНИЕ 2. КОДИРОВАНИЕ ЗАДАЧИ РАСКРАСКИ ГРАФА	43
ПРИЛОЖЕНИЕ 3. ВЫЧИСЛЕНИЕ ГРАНИЦ ДИАПАЗОНОВ ЗНАЧЕНИЙ РАДИУСА	47
ПРИЛОЖЕНИЕ 4. ПОСТРОЕНИЕ ДИАГРАММЫ ВОРОНОГО С ИКОСАЭДРАЛЬНОЙ СИММЕТРИЕЙ	51
ПРИЛОЖЕНИЕ 5. ВИЗУАЛИЗАЦИЯ РАСКРАСОК	54

ВВЕДЕНИЕ

Целью настоящей дипломной работы является получение конструктивных верхних оценок для хроматического числа двумерной сферы, то есть построения таких раскрасок сферы, при которых точки, находящиеся на единичном расстоянии, раскрашены по-разному. Это задача примыкает к области классических исследований плотнейших упаковок и редчайших покрытий сфер, находится на стыке теории графов, комбинаторной геометрии и теории кодирования. Актуальность данной работы обусловлена отсутствием конструктивных методов получения раскрасок сфер и слабой изученностью рассматриваемой задачи, в отличие от асимптотики хроматических чисел n -мерных сфер при $n \rightarrow \infty$.

Для достижения поставленной цели необходимо решить следующие задачи:

1. Свести задачу о раскраске графа в m цветов к задаче булевой выполнимости.
2. Провести исследование алгоритмов и методов, применяемых при построении современных *SAT*-решателей.
3. Применить *SAT*-решатели для поиска хроматического числа графов и получить корректные раскраски сфер, вычислить диапазоны радиусов.
4. Получить оценки хроматических чисел сфер на основе решений задачи Томсона о минимуме потенциала системы k точечных зарядов на сфере и разбиений на области Вороного.
5. Доказать нижние оценки для хроматических чисел квадратов двойственных графов (триангуляций Делоне).

Рассматриваемая задача тесно связана с классической задачей Нелсона — Эрдёша — Хадвигера о хроматическом числе $\chi(\mathbb{R}^2)$ континуального графа, вершинами которого являются точки плоскости, причем ребрами соединены вершины, находящиеся на единичном евклидовом расстоянии. Иными словами, требуется раскрасить плоскость в конечное число цветов так, чтобы точки, находящиеся на единичном расстоянии, имели разный цвет. Какое наименьшее число цветов для этого потребуется? В настоящее

время известно, что $5 \leq \chi(\mathbb{R}^2) \leq 7$. Если вторая оценка тривиальна и основана на раскраске гексагонального замощения (Рис. 1), то оценка снизу была получена Хойле [26] лишь в 2018 году при помощи компьютерных вычислений.

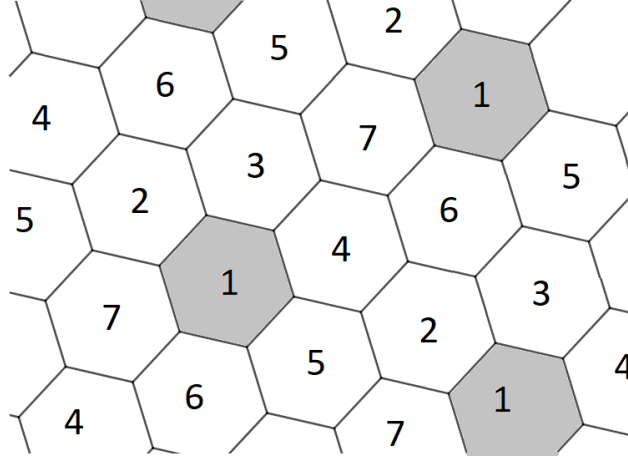


Рис. 1: Раскраска плоскости в 7 цветов.

Аналогичную задачу можно поставить для произвольного метрического пространства. Известно, что $6 \leq \chi(\mathbb{R}^3) \leq 15$ [32, 33], получены ряд оценок для $\chi(\mathbb{R}^n)$ при $n \geq 3$, а также асимптотика $\chi(\mathbb{R}^n)$ при $n \rightarrow \infty$: $(1.239... + o(1))^n \leq \chi(\mathbb{R}^n) \leq (3 + o(1))^n$ [34, 35]. Также рассматривались хроматические числа рациональных пространств \mathbb{Q}^n , многомерных сфер $S^n(r)$, множеств вида $\mathbb{R}^2 \times [0, \varepsilon]^k$, ограниченных множеств, точек плоскости с координатами, принадлежащими некоторому квадратичному расширению \mathbb{Q} , хроматические числа пространств с запрещенными одноцветными треугольниками. Как правило, полагают, что расстояние между точками множества индуцировано евклидовой метрикой \mathbb{R}^n . Основопологающим результатом в данной области является следующая теорема [29].

Теорема (Эрдеш-де Брейне). *Если G — граф с множеством вершин произвольной мощности, и $\chi(G) = k$. Тогда найдется конечный подграф $\tilde{G} \subseteq G$, для которого $\chi(\tilde{G}) = k$.*

Это означает, что наилучшую из возможных оценок хроматического числа снизу всегда можно обосновать, перебирая подграфы с конечным числом вершин. Препятствием для осуществления такого перебора (даже

в случае \mathbb{R}^2) является, во-первых, комбинаторный взрыв, а во-вторых, отсутствие методов, позволяющих раскрасить континуальный граф в тех случаях, когда критический подграф (предположительно) найден.

Отдельный класс задач возникает в том случае, если на раскраску накладываются дополнительные ограничения, например, измеримость каждого из множеств, раскрашенных в один из цветов. Еще более жесткое условие — выпуклость компонент связности одноцветных подмножеств, для плоскости — раскраска многоугольных областей. Тогда для раскраски двумерного гладкого многообразия, удовлетворяющего определенным условиям, требуется не менее 7 цветов [27,28].

ГЛАВА 1. РАСКРАСКИ СФЕР

1.1 Постановка задачи и известные результаты

Графом называется пара $G = (V, E)$, где V - вершины графа, $E \subseteq \{(u, v) \mid u, v \in V\}$ - ребра графа. Хроматическим числом графа $\chi(G)$ называется минимальное число k такое, что множество вершин V можно разбить (покрасить) на k непересекающихся классов $V_1 \sqcup V_2 \sqcup \dots \sqcup V_k = V$ так, что никакое ребро из E не соединяет вершины одного класса. В данной работе рассматривается задача о хроматическом числе двумерной сферы $S^2(r) = \{x \in \mathbb{R}^3 : \|x\| = r\}$, сформулированная Полом Эрдёшем в 1981 году [39]. Предполагается, что расстояние между точками сферы $x, y \in S^2(r)$ задано евклидовой метрикой в \mathbb{R}^3 : $d(x, y) = \sqrt{\sum_{i=1}^3 (x_i - y_i)^2}$. Тогда $\chi(S^2(r)) = \min\{k : S^2(r) = V_1 \sqcup \dots \sqcup V_k, x, y \in V_i \Rightarrow \|x - y\| \neq 1\}$. Во всех случаях, когда требуются непосредственные вычисления, предполагается, что центр сферы находится в начале координат.

Очевидно, что $\chi(S^2(r))$ зависит от r : если $r < \frac{1}{2}$, то $\chi(S^2(r)) = 1$, в то же время $S^2(\frac{1}{2}) = 2$ (подходит любая раскраска, в которой диаметрально противоположные точки имеют разный цвет). При $r > \frac{1}{2}$ выполнено $\chi(S^2(r)) > 2$, так как соответствующий континуальный граф $G(S^2(r); 1)$ содержит нечетный цикл, для раскраски которого необходимы по крайней мере 3 цвета. В статье [30] Симмонса был получен следующий результат:

Теорема (Симмонс, 1976).

$$\chi\left(S^2\left(\frac{1}{\sqrt{2}}\right)\right) = 4, \quad \chi(S^2(r)) \geq 4 \text{ при } r > \frac{1}{\sqrt{2}}.$$

Последнее неравенство было получено вложением в сферу конструкции, аналогичной «свернутому» веретену Мозера (Рис. 2), для раскраски которой необходимо 4 цвета. Отметим, что раскраска сферы $\chi\left(S^2\left(\frac{1}{\sqrt{2}}\right)\right)$ возникает в некой задаче квантовой механики, вследствие чего этот результат был переоткрыт другими авторами. Случай интересен тем, что $d(u, v) = 1$ эквивалентно $(u, v) = 0$. Из неравенства $\chi(\mathbb{R}^3) \leq 15$ следует, что

$$\forall r > 0 \quad \chi(S^2(r)) \leq 15.$$

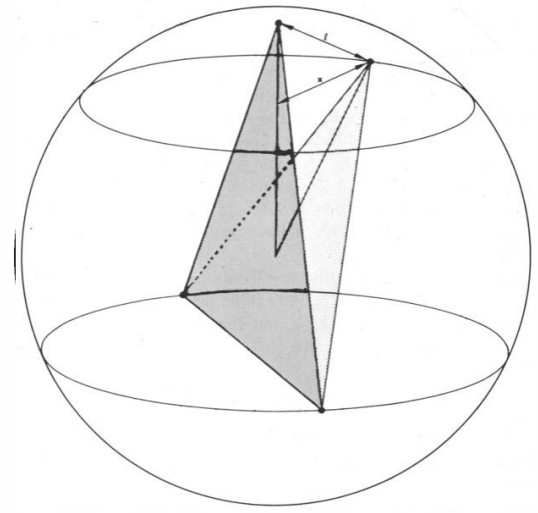
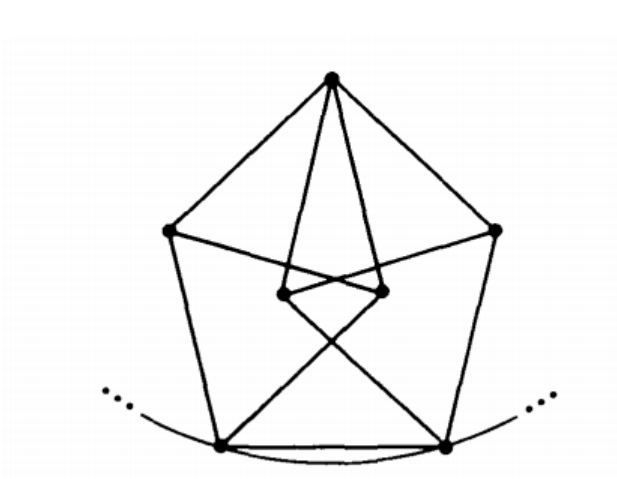


Рис. 2: К теореме Симмонса.

В дополнение к предыдущим рассмотрим некоторые асимптотические оценки и оценки для . В 1983 году Л. Ловас доказал, что $\chi(S^{n-1}(r)) \geq n$. В статье [31] А.М. Райгородским показал, что хроматическое число сферы растёт экспоненциально при росте размерности для всех $r > \frac{1}{2}$.

Теорема.

$$\text{Если } r \in (\frac{1}{2}, \frac{1}{\sqrt{2}}], \text{ то } \chi(S^{n-1}(r)) \geq \left(2(\frac{1}{8r^2})^{\frac{1}{8r^2}} (1 - \frac{1}{8r^2})^{1-\frac{1}{8r^2}} + o(1) \right)^n.$$

$$\text{Если } r \geq \frac{1}{\sqrt{2}}, \text{ то } \chi(S^{n-1}(r)) \geq \left(2(\frac{1}{4})^{\frac{1}{4}} (\frac{3}{4})^{\frac{3}{4}} + o(1) \right)^n.$$

В работе [38] О. Костина доказала усиленный вариант предыдущей теоремы.

Теорема. Пусть $r > \frac{1}{2}$ и b_1, b_{-1} таковы, что $b_1 + b_{-1} \in (0, 1]$ и $b_1 < b_{-1}$. Пусть $k_1 = [b_1 n]$ и $k_{-1} = [b_{-1} n]$. Положим

$$p_0(r, b_1, b_{-1}, n) = \frac{(k_1 + k_{-1})n - (k_1 + k_{-1})^2}{2nr^2}$$

Пусть $p(r, b_1, b_{-1}, n)$ - минимальное простое число, строго большее, чем p_0 . Если при данных r, b_1, b_{-1}, n выполнено $k_1 + k_{-1} - 2p < -2k_{-1}$, то

$$\chi(S^{n-1}(r)) \geq \frac{\binom{n}{k_1} \binom{n-k_1}{k_{-1}}}{\sum_{(m_1, m_2) \in \mathcal{A}} \binom{n}{m_1} \binom{n-m_1}{m_2}}$$

где $\mathcal{A} = \{(m_1, m_2) : m_1, m_2 \in \mathbb{N} \cup \{0\}, m_1 + m_2 \leq n, m_1 + 2m_2 \leq p - 1\}$.

Очевидно, что $\chi(S^{n-1}(r)) \leq \chi(\mathbb{R}^n) \leq (3 + o(1))^n$, т.к. $S^{n-1}(r)$ лежит в \mathbb{R}^n . В общем случае лучших верхних оценок нет. Однако К.А. Роджерс [36] получил более точную оценку в случае $r < \frac{3}{2}$.

Теорема.

$$\text{Если } r < \frac{3}{2}, \text{ то } \chi(S^{n-1}(r)) \leq (2r + o(1))^n.$$

В работе [37] Р. Просановым получена следующая верхняя оценка хроматического числа сферы:

Теорема. $\chi(S_r^{n-1}) \leq (x(r) + o(1))^n$, где

$$x(r) = \begin{cases} \sqrt{5 - \frac{2}{r} + 4\sqrt{1 - \frac{5r^2-1}{4r^4}}}, & r > \frac{\sqrt{5}}{2} \\ 2r, & \frac{1}{2} < r \leq \frac{\sqrt{5}}{2} \end{cases}.$$

Так как шестиугольники в раскраске плоскости (Рис. 1) допускают небольшие деформации, кажется, что «почти плоский» участок сферы большого радиуса может быть раскрашен в 7 цветов. Напрашивается заключение, что при достаточно большом r в 7 цветов может быть покрашена вся сфера, но на самом деле, как будет показано далее, аналогичных раскрасок всей сферы не существует. Тем не менее этот подход позволяет построить корректные раскраски сфер для некоторых диапазонов радиусов и получить на их основе верхние оценки для $\chi(S^2(r))$.

1.2 Разбиение на области Вороного

Рассматриваются раскраски сферы $S^2(r)$ в k цветов. Пусть $c(x)$ — цвет точки x , а C_i — множество точек, раскрашенных в i -й цвет, $\bigcup_{i=1}^k C_i = S^2(r)$. Требуется выполнить условие:

$$\forall x, y \in S^2(r), \|x - y\| = 1 \Rightarrow c(x) \neq c(y) \quad (1)$$

В данной работе в качестве таких одноцветных областей C_i предлагается рассматривать выпуклые сферические многоугольники, построенные

как области Вороного для некоторого набора точек. Если задан набор точек (сайтов, генераторов) $x_1, x_2, \dots, x_m \in S^2(r)$, то диаграммой Вороного называется разбиение $S^2(r) = \bigcup_{i=1}^m V_i$, где V_i - ячейки Вороного:

$$V_i = \{y \in S^2(r) : \|y - x_j\| \geq \|y - x_i\|, \quad 1 \leq j \leq m, j \neq i\}.$$

Поскольку мы будем красить каждую область Вороного в один цвет, потребуем $\text{Diam } V_i < 1$, и, дополнительно, $\text{Diam}(V_i \cup V_j) > 1$, то есть мы не рассматриваем разбиение на области, которые могут быть объединены с соседними.

В зависимости от контекста будем называть диаграммой Вороного как разбиение на ячейки, так и граф из вершин и ребер, составляющих эти ячейки. Такие мозаики названы в честь русского математика Георгия Вороного, который описал общий n -мерный случай в 1908 году, являются фундаментальным инструментом вычислительной геометрии, широко используются в компьютерной графике, 3D-моделировании, картографии, геофизике, химии, биологии. Для построения разбиений Вороного предложен ряд эффективных ($O(n \log n)$) алгоритмов и их компьютерных реализаций: *CGAL*, *TRIPACK*, *STRIPACK*, *Triangle*, *QHull*, [40], последний из которых является модификацией алгоритма Кларксона-Шора [44] и использовался в данной работе.

Мозаике Вороного однозначно соответствует граф триангуляции Делоне (состоящий из непересекающихся отрезков, соединяющий заданный набор точек так, что при построении плоскости через три точки, которые образуют треугольник, все остальные точки лежат не выше этой плоскости), который можно построить за $O(n)$:

Теорема. *Если соединить все сайты, соответствующие смежным ячейкам диаграммы Вороного, получится (двойственный) граф триангуляции Делоне для этого множества точек.*

На Рис. 1 приведен пример мозаики (синим) и двойственного графа. Отметим, что для заданного набора точек сферическая триангуляция Делоне всегда существует, причём для каждого набора точек, в котором никакие четыре не лежат на одной окружности, она единственна. Пусть задана

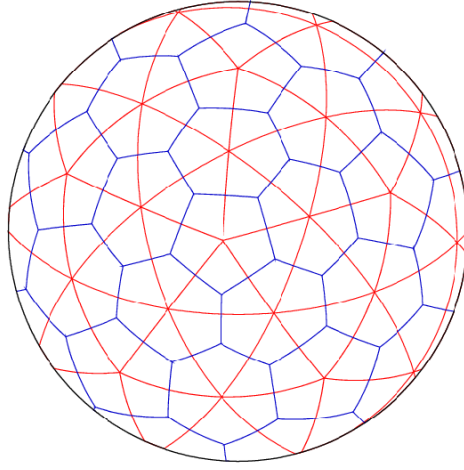


Рис. 3: Диаграмма Вороного и двойственная триангуляция.

набор точек и диаграмма Вороного. Обозначим как \mathcal{G} граф триангуляции Делоне, двойственной к данной диаграмме. Предположим, что каждая из областей Вороного покрашена в некоторый цвет, и эта раскраска удовлетворяет условию (1). Раскрасим вершины \mathcal{G} в цвета соответствующих областей. Тогда справедливы следующие утверждения.

Утверждение 1. *Цвета смежных вершин \mathcal{G} различны.*

Доказательство. Предположим, что это неверно. Тогда объединение двух одноцветных областей имеет диаметр больше 1, а поскольку это множество связно, то оно содержит и две одноцветные точки на единичном расстоянии, что противоречит (1). \square

Утверждение 2. *Цвета вершин \mathcal{G} , находящихся на расстоянии 2 (в смысле длины кратчайшего пути в графе), различны.*

Доказательство. Поскольку диаметр любой области не превосходит единицы, расстояние между областями, имеющими общего соседа, меньше единицы, значит найдется отрезок длины 1, лежащий концами в этих областях. Следовательно, они должны иметь разные цвета. \square

Пусть \mathcal{G}^2 — граф, в котором множество вершин совпадает с множеством вершин \mathcal{G} , а к ребрам из \mathcal{G} добавлены ребра, соединяющие вершины, которые в графе \mathcal{G} находились на расстоянии 2:

$$E(\mathcal{G}^2) = \{(u, v) : (u, v) \in E(\mathcal{G}) \vee \exists w : (u, w), (w, v) \in E(\mathcal{G})\}.$$

Тогда из построения \mathcal{G}^2 и утверждений 1 и 2 верно следующее.

Утверждение 3. *Для существования правильной раскраски диаграммы Вороного в k цветов необходимо, чтобы $\chi(\mathcal{G}^2) \leq k$.*

Если расстояние между V_i и V_j , $i \neq j$ меньше единицы тогда и только тогда, когда соответствующие вершины смежны в \mathcal{G}^2 , то последнее утверждение является необходимым и достаточным условием существования правильной раскраски сферы. Учитывая предыдущие построения и рассуждения, раскраску сферы в k цветов получить из «подходящего» набора точек следующим образом: построить для них диаграмму Вороного, двойственный граф триангуляции \mathcal{G} , его квадрат \mathcal{G}^2 , найти $k = \chi(\mathcal{G}^2)$, проверить выполнение всех необходимых условий и вычислить набор радиусов, при которых они выполняются. Если d_0 - максимальный из диаметров областей V_i , d_1 - минимальное из расстояний между областями на расстоянии 2, то при выполнении всех остальных ограничений диапазон радиусов можно получить как $(1/d_1, 1/d_0)$, где $d_1/d_0 < 1$.

Поиск хроматического числа графа является сам по себе сложной задачей. Для ее решения в данной работе использовались *SAT*-решатели, которым посвящена вторая глава. Алгоритм поиска $\chi(G)$ вытекает из следующего утверждения.

Утверждение. *Задача раскраски графа $G = (V, E)$ в n цветов эквивалентна задаче булевой выполнимости формулы*

$$F(G, n) = \bigwedge_{v \in V} (c_v^1 \vee \dots \vee c_v^n) \wedge \bigwedge_{v \in V, i < j \leq n} (\bar{c}_v^i \vee \bar{c}_v^j) \wedge \bigwedge_{(v, w) \in E, i \leq n} (\bar{c}_v^i \vee \bar{c}_w^i),$$

где переменная c_v^i равна 1 тогда и только тогда, когда вершина v покрашена в цвет i .

Вопросу о том, как получить подходящий набор точек-генераторов $\{x_i\}$ посвящен следующий раздел.

1.3 Задача Томсона

Множества точек $\{x_i\}$, равномерно распределенных на поверхности сферы, возникают как решения трудоемких задач многомерной оптимизации: задачи Томсона (о минимизации потенциала распределения точечных

зарядов на сфере) и задачи о сферических кодах (максимизация минимального из попарных расстояний).

Первая из задач сформулирована Дж. Дж. Томсоном в 1904 году [41] при изучении «пудинговой» модели атома. Необходимо определить минимальную конфигурацию полной потенциальной энергии системы N электронов, ограниченных поверхностью единичной сферы, которые отталкиваются друг от друга силой, определяемой Законом Кулона:

$$V(x_1, \dots, x_N) = \sum_{i,j} \frac{1}{\|x_i - x_j\|} \rightarrow \min_{(x_1, \dots, x_N)} \quad (2)$$

Спустя век после постановки задача Томсона в трехмерном пространстве решена только для случаев $N = 2, 3, 4, 5, 6, 12$. При $N = 1$ решение тривиально. Два электрона располагаются в диаметрально противоположных точках. Три электрона располагаются на большой окружности сферы в вершинах правильного треугольника. Четыре электрона располагаются в вершинах правильного тетраэдра. Для $N = 5$ в 2010 году было получено строгое компьютерное решение с электронами, находящимися в вершинах треугольной дипирамиды. При $N = 6$ электроны находятся в вершинах правильного октаэдра. При $N = 12$ электроны находятся в вершинах правильного икосаэдра. При других N экстремальность какой-либо конфигурации не доказана, однако для наших целей подходят и субоптимальные решения. Рассмотрим несколько алгоритмов их получения.

Метод решетки [43] позволяет получить расположение точек при $N = 10(m^2 + n^2 + mn) + 2$, где m, n - целые числа, $N < 5000$. Пусть $\zeta = e^{\frac{i\pi}{3}}$, Δ - равносторонний треугольник с вершинами $0, m + \zeta n, \zeta m + \zeta^2 n$. Пересечение решетки Λ с базисом $1, \zeta$ и треугольника Δ - конечное множество точек Δ , которое отображается на грань вписанного в сферу икосаэдра. Остальные грани икосаэдра заполняются поворотом на 180° относительно центра общего ребра соседних треугольников. Далее все полученные вершины радиально проецируются на поверхность сферы, после чего функционал суммарной энергии (2) оптимизируется методом сопряженных градиентов. $v_1(N)$ - количество целых чисел $l \leq N$, для которых описанный алгоритм позволяет разместить электроны на поверхности сферы (существует реше-

ние соответствующего диофантова уравнения) можно грубо оценить как $v_1(N) = 0.018N + 2.1\sqrt{N} + o(\sqrt{N})$. На Рис. 4 приведен пример расположений зарядов для случаев $N = 132$ и $N = 1032$, полученных таким способом.

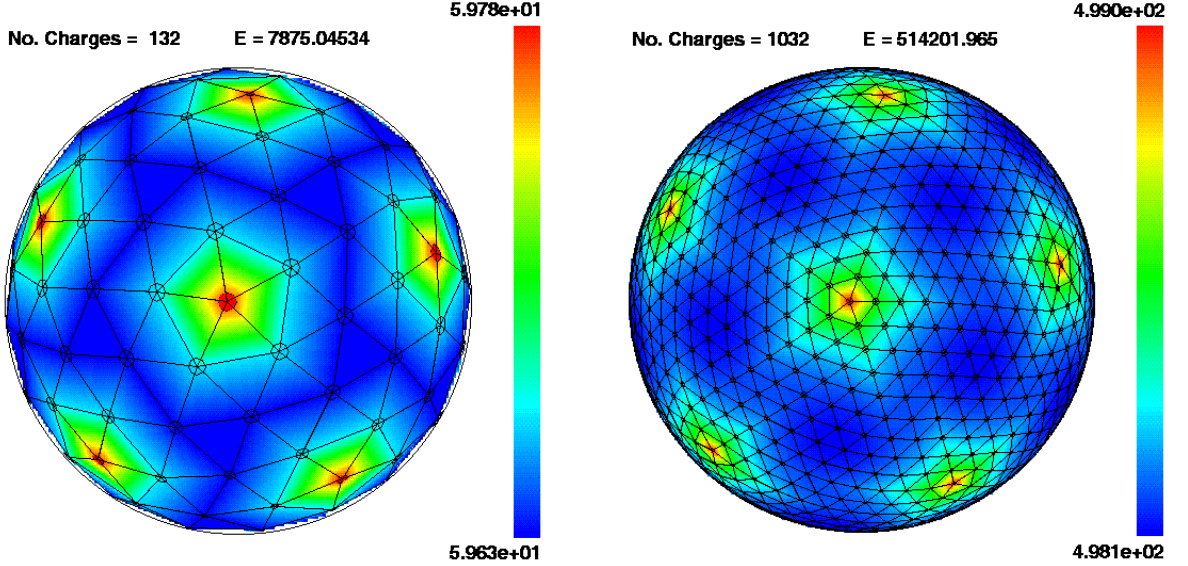


Рис. 4: Субоптимальные решения задачи Томсона.

Метод сечения икосаэдра [42] позволяет получить расположения лишь для $v_2(N) \simeq c \log N$ точек. Пусть ABC - треугольник, и a, b, c - середины его сторон BC, CA, AB . Тогда треугольник abc разбивает ABC на четыре треугольника (2-разрез). Такую операцию можно проделать для всех 20 граней икосаэдра, получив триангуляцию из 80 граней, 120 ребер и 42 вершин, радиальная проекция которой на сферу дает нужный результат. Аналогично строится m -разрез: каждая сторона треугольника делится на m сегментов, порождая m^2 новых треугольников. Эту операцию можно повторять итеративно, получая все более «мелкие» разбиения.

Для численных экспериментов в данной работе были использованы наилучшие известные на данный момент конфигурации зарядов для различных N , опубликованные в открытой коллекции решений различных оптимизационных задач Кембриджского университета *The Cambridge Cluster Database* [45].

ГЛАВА 2. ЗАДАЧА ВЫПОЛНИМОСТИ БУЛЕВЫХ ФОРМУЛ И SAT-РЕШАТЕЛИ

2.1. Определения

Конъюнктивной нормальной формой (КНФ) называются булева формула вида $\Phi_m(x_1, x_2, \dots, x_m) = D_1 \wedge D_2 \wedge \dots \wedge D_k$, где каждый дизъюнкт $D_j = t_{j,1} \vee t_{j,2} \vee \dots \vee t_{j,n_j}$, и все литералы $t_{j,i}$ – либо переменные, либо их отрицания, причем переменная может встречаться в дизъюнкте не более одного раза. Задача выполнимости КНФ (*ВЫП*, *SAT*) заключается в следующем: для входной формулы Φ_m указанного вида необходимо определить, существует ли набор значений переменных $(\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_m)$ такой, что $\Phi_m(\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_m) = 1$, выполнима ли Φ_m ? При этом исследователя часто интересует не только ответ «да» или «нет», но и сам выполняющий набор переменных или доказательство его отсутствия.

Факт принадлежности задачи *ВЫП* к классу \mathcal{NP} является тривиальным. Более содержательное утверждение, знаменитая теорема Кука-Левина, открывшее важность этой задачи для теории сложности вычислений, а впоследствии и для практических приложений, доказал в 1971 году Стивен Кук (тот же результат независимо получило советский математик Леонид Левин). В работе [1] он впервые ввел понятие \mathcal{NP} -полной задачи и доказал \mathcal{NP} -полноту задачи выполнимости КНФ, что сделало ее первой известной \mathcal{NP} -полной задачей. Идея доказательства состоит в построении формулы, которая выполнима тогда и только тогда, когда соответствующая недетерминированная машина Тьюринга, решающая выбранную задачу за полиномиальное время, останавливается с положительным ответом.

Этот результат позволил доказать \mathcal{NP} -полноту множества других задач путем полиномиального сведения к ним задачи выполнимости КНФ, что стало стандартным способом доказательства \mathcal{NP} -полноты. Так, в своей работе [2] 1972 года Ричард Карп доказал \mathcal{NP} -полноту 21 задачи (ныне известных как «список Карпа»), среди которых: задача о клике, задача о выполнимости булевых формул с тремя литералами (*3-SAT*, для которой известен рандомизированный алгоритм (*PPSZ*) со сложностью $\mathcal{O}(1.32216n)$) [3], задача о раскраске графа и другие.

Вокруг исследования задачи выполнимости, ее приложений и обобщений сформировалось международное научное сообщество «*SAT Association*», проводится ежегодная конференция «*International Conference on Theory and Applications of Satisfiability Testing*», публикуется тематический рецензируемый журнал «*Journal on Satisfiability, Boolean Modeling and Computation, JSAT*». Среди перспективных направлений научных исследований можно отметить изучение задач *CSP* (задача удовлетворения ограничений), *MAX-SAT* (задача поиска максимального количества выполнимых дизъюнктов), *#SAT* и *ALL-SAT* (подсчет количества выполняющих наборов и их поиск), *SMT* (задача выполнимости формул в теориях), *QBF* (задача о булевой формуле с кванторной приставкой), а также конструирование приближенных (*PTAS*) и рандомизированных алгоритмов.

Пока вопрос о равенстве классов \mathcal{P} и \mathcal{NP} остается открытым, \mathcal{NP} -полнота задачи *SAT* свидетельствует о том, что она является вычислительно сложной и у нас нет эффективных детерминированных алгоритмов, позволяющих в общем случае решать ее за разумное время. С другой стороны, ряд важных прикладных задач естественным образом (например, с помощью преобразования Цейтина) сводится к *SAT* и ее обобщениям: задачи из области автоматизации проектирования (*EDA*), логического синтеза, автоматического доказательства теорем, криптографии, биоинформатики, проверки моделей, формальной верификации программ и автоматического конструирования тестовых покрытий, планирования, построения расписаний.

Интерес исследователей, практическая необходимость, развитие вычислительной техники и новые теоретически результаты привели к созданию ряда подходов (и программных пакетов на их основе – *SAT*-решателей), позволяющих во многих случаях эффективно решать задачу выполнимости. Все они так или иначе используют модификации метода направленного перебора и в худшем случае имеют экспоненциальную сложность. Их можно условно разделить на несколько семейств по принципу организации перебора:

1. Алгоритмы, основанные на поиске с возвратом, из которых наиболее удачным оказался *DPLL* [4] и его улучшенный вариант: *CDCL* [5] и

другие подходы, основанные на методе резолюций.

2. Вариации генетических алгоритмов, например, *GASAT* [6].
3. Подходы, основанные на применении машинного и глубокого обучения, например, *NeuroSAT* [7], который рассматривает задачу выполнимости как задачу классификации и использует для ее решения рекуррентную нейронную сеть.
4. Методы стохастического локального поиска [14], например, *WalkSAT*, базовая идея которого заключается в итеративном выборе по некоторому правилу ложного дизъюнкта и «переворачивании» одного из входящих в него литералов.
5. Алгоритмы символьных вычислений, основанные на преобразовании бинарной диаграммы решений и ее обобщениях [17].
6. Алгоритмы, основанные на построении набора правил вывода и пошаговом преобразовании формулы в эквивалентную [17].

Современные *SAT*-решатели представляют собой многоуровневые комбинации из нескольких подходов, дополненные различного рода эвристиками (например, случайные рестарты), оптимизациями, преобразованиями формулы [19] (например, исключение переменных методом резолюций или с помощью модифицированной процедуры Фурье-Моцкина) с десятками настраиваемых параметров. Объединение различных техник и тонкая настройка параметров позволяют эффективно решать задачи с тысячами переменных и десятками тысяч дизъюнктов. Отдельного внимания заслуживают детали реализации указанных алгоритмов. Так, мемоизация и специализированные структуры данных могут ускорить выполнение некоторых операций в разы. Другие важные аспекты – возможность инкрементального применения, масштабируемость, эффективное распараллеливание, которое может достигаться несколькими способами: портфельный метод (одновременный запуск нескольких экземпляров решателя); метод «разделяй и властвуй», основанный на разбиении формулы на независимые подформулы; параллельный локальный поиск.

Успешность современных алгоритмов при решении промышленных задач во многом объясняется тем, что они в общем случае имеют регулярную структуру взаимосвязей между переменными. На Рис. 5 приведены

визуализации индустриальной и случайно сгенерированной задач, полученные методом Clauset-Newman-Moore [24].

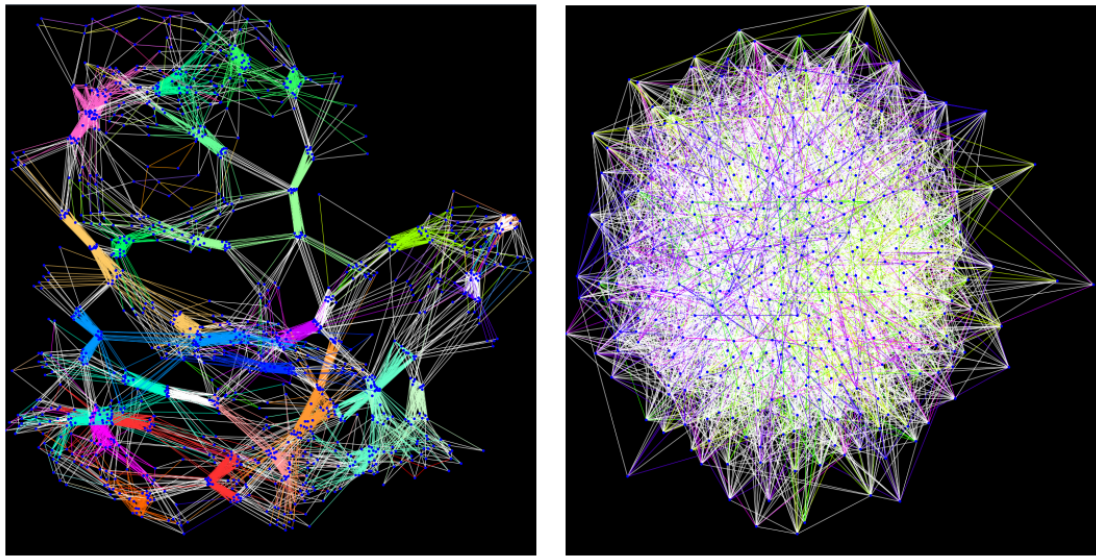


Рис. 5: Сетевая структура индустриальной (слева) и случайно сгенерированной (справа) формул.

В качестве примера удачной реализации стратегии «разделяй и властвуй» можно привести проект построения распределенного *SAT*-решателя *SAT@home* [10], выполненного на платформе для GRID-вычислений *BOINC*, реализованный лабораторией Дискретного анализа и прикладной логики Института динамики систем и теории управления СО РАН, позволивший, в числе прочего, найти несколько ортогональных пар диагональных латинских квадратов порядка 10.

Не все алгоритмы являются полными в том смысле, что не гарантируют при любом входе завершиться с корректным ответом. Часто отсутствие полноты становится платой за введение дополнительных эвристик, которые могут значительно ускорить решение задач некоторого класса. Многие реализации алгоритма *CDCL* в случае невыполнимости КНФ позволяют построить «сертификат невыполнимости» в одном из общепринятых форматов (*TraceCheck*, *DRUP* [8]), которое можно верифицировать специальной утилитой, человеку это сделать обычно не под силу. Так, группе ученых во главе с Марином Хойле удалось с помощью *SAT*-решателя и суперкомпьютера *Stampede* (800 ядер) построить доказательство в формате *DRAT* отсутствия такой двухцветной раскраски множества $\{1, \dots, 7825\}$,

при которой ни одна пифагорова тройка из этого множества не является одноцветной (булева проблема пифагоровых троек) [9]. Размер файла с доказательством достиг 200 терабайт. Такой метод доказательства утверждений используется все чаще, хотя и не приветствуется математическим сообществом.

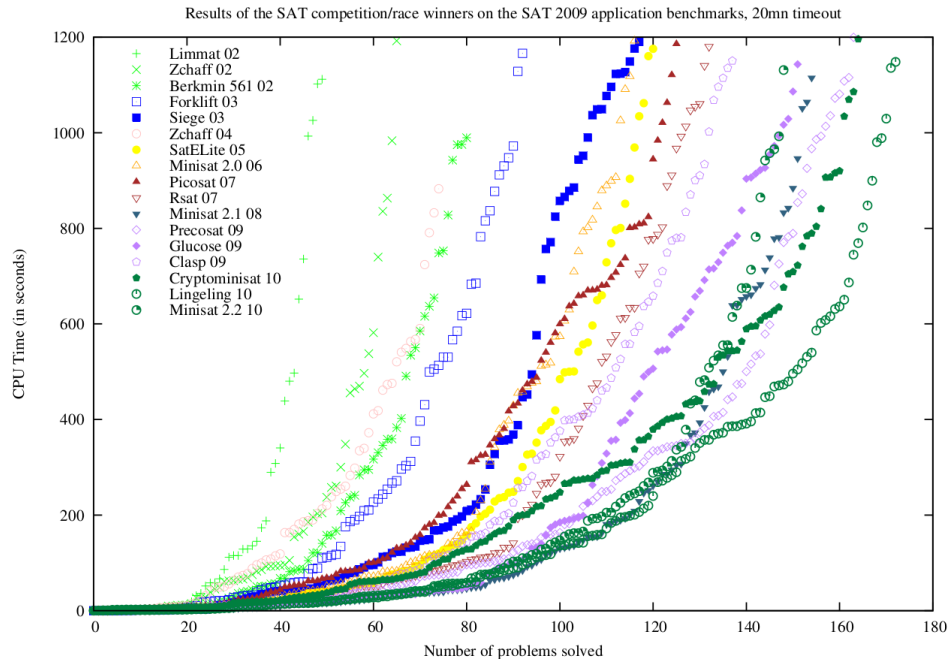


Рис. 6: Результаты The International SAT Competition 2009 года.

На протяжении двух десятков лет проводятся международные состязания по решению задачи *SAT* [11, 12], на которых участники соревнуются в скорости решения специально подобранных задач, записанных в стандартном формате *DIMACS*, при различных условиях (последовательные, параллельные вычисления) и ограничениях. Построение коротких и «сложных» конкурсных задач, а также формализация свойств формулы, которые делают ее сложной для «SAT»-решателя – отдельная интересная проблема. Результаты соревнования (Рис. 6) публикуются на сайте <http://www.satcompetition.org/>. Победителями этого соревнования в разные годы становились *MiniSAT*, *Glucose*, *Lingeling*, *CryptoMiniSat*, *YalSAT*, *MapleSAT*, *abcdSAT*, *RISS*. Все эти проекты имеют открытый исходный код и доступны для свободного использования. Группа ученых из Университета Британской Колумбии поддерживает коллекцию *SAT*-задач различного уровня сложности, известную как бенчмарк *SATLIB* [13]. На протяжении многих

лет наилучшие результаты на таких соревнованиях, а также и при решении практических задач, показывают алгоритмы, базирующиеся на идее *CDCL*, о который и пойдет речь далее в этой главе.

2.2. Алгоритм DPLL

Алгоритм *DPLL* [4] – это полный и высокоэффективный алгоритм решения задачи выполнимости, основанный на классическом алгоритме решения задач комбинаторной оптимизации: поиск в глубину с возвратом. Он назван в честь своих авторов: Дэвиса, Патнема, Логемана, Лавленда, впервые опубликован в 1962 году и является усовершенствованной версией *DP*, предыдущего алгоритма Дэвиса и Патнема, основанного на методу резолюций.

Далее введем несколько общепринятых в литературе обозначений. Поскольку порядок элементов не важен, здесь и далее формулу Φ удобно представлять как множество дизъюнктов $\{D_1, \dots, D_k\}$, каждый из которых является множеством литералов $\{t_{j,1}, \dots, t_{j,n_j}\}$ над переменными из множества X . Если множество дизъюнктов пусто, формула считается тривиально выполнимой, если один из дизъюнктов пуст – не выполнимой. В контексте алгоритмов поиска выполняющих наборов каждая переменная $x \in X$ может находиться в разных состояниях. Переменной может быть присвоено значение $\nu(x)$, $\nu : X \mapsto \{0, 1, ?\}$, где знаком «?» обозначается, что значение переменной не определено. Если $\forall x \in X \nu(x) \in \{0, 1\}$, то присваивание называется *полным*, иначе – *частичным*. Присваивание ν позволяет вычислить значения литерала l^ν , дизъюнкта D^ν и всей формулы Φ^ν , в этом случае говорят, что им присвоено соответствующее значение. Переменная называется *чистой*, если она входит в формулу либо только с отрицанием, либо только без отрицания. *Чистую* переменную (и все ее дизъюнкты) можно удалить из формулы, не нарушив ее выполнимость, такая операция называется *удаление чистых переменных*.

В ходе вычислений каждый дизъюнкт, в зависимости от функции присваивания, можно охарактеризовать одним из четырех состояний: *невыполненный*, *выполненный*, *единичный*, *неопределенный*. Дизъюнкт называется невыполненным, если всем его литералам присвоен 0, выполненным, если хотя бы одному из его литералов присвоено значение 1, единичным, если

всем литералам, кроме одного, значение которого не определено, присвоено значение 1, в остальных случаях дизъюнкт считается неопределенным. Конечная цель алгоритма - сделать все дизъюнкты выполненными путем присваивания переменным значений.

Ключевой процедурой алгоритма *DPLL* является *разрешение булевых ограничений*. Если на каком-то этапе вычислений в формуле появился единичный дизъюнкт, то сделать его выполненным можно только одним способом: выбрать подходящее значение неопределенной переменной, которое называется *предполагаемым*. На этом этапе возможен *конфликт*: два разных дизъюнкта могут «потребовать» одновременно противоположных значений переменной. Единичный дизъюнкт ω , который был использован для вывода предполагаемого значения переменной x , называется ее «антецедентом»: $\omega = \alpha(x)$. Если переменная x получила свое значение в результате присваивания, полагают $\alpha(x) = NIL$. В ситуации конфликта, присваивания, которые послужили причиной конфликта, отменяются, алгоритм возвращается на шаг назад. Базовый алгоритм является рекурсивным, поэтому можно ввести понятие *уровня присваивания* переменной $\delta(x)$, который равен уровню рекурсии, на котором было выполнено присваивание. Для неопределенных переменных $\delta(x_i) = -1$, для предполагаемых $\delta(x_i) = \max\{\{0\} \cup \{\delta(x_j) : x_j \in \alpha(x_i) \wedge x_j \neq x_i\}\}$. Обозначения $x = v@d$, $d/x = v$ эквивалентны $\delta(x) = d$ и $\nu(x) = v$. На практике разрешение булевых ограничений приводит к каскадному сокращению формулы.

Основная схема алгоритма: по некоторому правилу выбрать из множества неопределенных переменных *переменную ветвления*, присвоить ей некоторое значение, сохранить его в *стеке присваиваний*, преобразовать формулу. Затем рекурсивно проверяется выполнимость новой формулы: если она выполнима, то и исходная формула была выполнимой, алгоритм завершает работу с результатом *SAT*, в противном случае (обнаружен конфликт) запустить ту же процедуру, используя противоположное значение переменной. Если оба значения выбранной переменной привели к конфликту, алгоритм возвращается на шаг назад, выталкивая одно присваивание из стека. Если возвращаться «некуда», алгоритм выдает *UNSAT*. В общем случае алгоритм завершает работу с результатом *UNSAT*, если был вы-

полнен полный перебор всевозможных комбинаций значений переменных.

Преобразование формулы состоит из следующих шагов:

1. Из формулы удаляются все дизъюнкты, которые стали выполненными после присваивания переменной, все остальные вхождения этой переменной удаляются.
2. Выполняется разрешение булевых ограничений.
3. Выполняется удаление чистых переменных.

Псевдокод алгоритма можно записать следующим образом:

```

1  def DPLL( $\Phi$ ):
2       $\Phi$  = preprocess( $\Phi$ )
3       $\Phi$  = pure_literal_elimination( $\Phi$ )
4       $\Phi$  = unit_propagation( $\Phi$ )
5      if  $\Phi = \{\}$ :
6          return SAT
7      if  $\{\} \in \Phi$ :
8          return UNSAT
9      x = choose_literal( $\Phi$ )
10     return DPLL( $\Phi \wedge \{x\}$ ) or DPLL( $\Phi \wedge \{\bar{x}\}$ )

```

Доработка этого алгоритма ведется в нескольких направлениях:

1. Построение различных эвристических правил выбора переменной ветвления и соответствующего литерала.
2. Построение ленивых структур данных, позволяющих ускорить отдельные шаги вычисления и сократить объем используемой памяти.
3. Использование «нехронологических» возвратов и «запоминание» конфликтных дизъюнктов.

Последняя идея привела к созданию алгоритма *CDCL*, который является ядром практически всех современных *SAT*-решателей.

2.3. Алгоритм CDCL

Алгоритм *CDCL* [16] (Conflict-Driven Clause Learning – «обучение дизъюнктам, управляемое конфликтами») предложен в 1996 году независимо двумя группами исследователей. К уже известным шагам *DPLL* добавляется построение *импликационного графа*, который позволяет выводить и «запоминать» зависимости между переменными в виде новых дизъюнк-

тов. Такой анализ структуры конфликтов резко сокращает пространство поиска, ускоряет процесс вычисления, дает возможность «не наткнуться» на одни и те же конфликты, а также, в случае невыполнимости, строить более краткие доказательства. В случае конфликта импликационный граф позволяет понять, какие присваивания к нему привели, что открывает возможность «нехронологических» возвратов: возврат к тому уровню рекурсии, который послужил причиной конфликта. Кроме того, этот метод дает некоторые ключи к построению инкрементальных и распределенных *SAT*-решателей: обмен «выученными» дизъюнктами между параллельными процессами оказывается гораздо эффективнее простых портфельных методов.

Импликационный граф представляет собой ориентированный ациклический граф $I = (V_I, E_I)$. Его вершины соответствуют присваиваниям, одна специальная вершина κ обозначает ситуацию конфликта: $V_I \subseteq X \cup \{\kappa\}$. Ребра графа соответствуют андецедентам переменных. Для формального определения ребер введем предикат $\lambda(z, \omega)$ вхождения переменной z в дизъюнкт ω :

$$\lambda(z, \omega) = \begin{cases} 1 & \text{если } z \in \omega \vee \bar{z} \in \omega \\ 0 & \text{иначе} \end{cases}$$

Предикат $\nu_0(z, \omega)$ принимает значение 1 тогда и только тогда, когда z входит в ω и равен 0:

$$\nu_0(z, \omega) = \begin{cases} 1 & \text{если } \lambda(z, \omega) \wedge z \in \omega \wedge \nu(z) = 0 \\ 1 & \text{если } \lambda(z, \omega) \wedge \bar{z} \in \omega \wedge \nu(z) = 1 \\ 0 & \text{иначе} \end{cases}$$

Аналогично,

$$\nu_1(z, \omega) = \begin{cases} 1 & \text{если } \lambda(z, \omega) \wedge z \in \omega \wedge \nu(z) = 1 \\ 1 & \text{если } \lambda(z, \omega) \wedge \bar{z} \in \omega \wedge \nu(z) = 0 \\ 0 & \text{иначе} \end{cases}$$

Наконец, $(z_1, z_2) \in E_I$, если следующий предикат равен 1:

$$\epsilon(z_1, z_2) = \begin{cases} 1 & \text{если } z_2 = \kappa \wedge \lambda(z_1, \alpha(\kappa)) \\ 1 & \text{если } z_2 \neq \kappa \wedge \alpha(z_2) = \omega \wedge \nu_0(z_1, \omega) \wedge \nu_1(z_2, \omega) \\ 0 & \text{иначе} \end{cases}$$

Таким образом, множество ребер графа импликации I можно определить как $V_I = \{(z_1, z_2) : \epsilon(z_1, z_2) = 1\}$. Наконец, каждое ребро $(z_1, z_2) \in E_I$ помечается как $\iota(z_1, z_2) = \alpha(z_2)$.

На Рис. 7 приведен пример импликационного графа для формулы

$$\varphi = \omega_1 \wedge \omega_2 \wedge \omega_3 = (x_1 \vee x_{31} \vee \overline{x_2}) \wedge (x_1 \vee \overline{x_3}) \wedge (x_2 \vee x_3 \vee x_4)$$

и присваиваний $x_{31} = 0@3$, $x_1 = 0@5$.

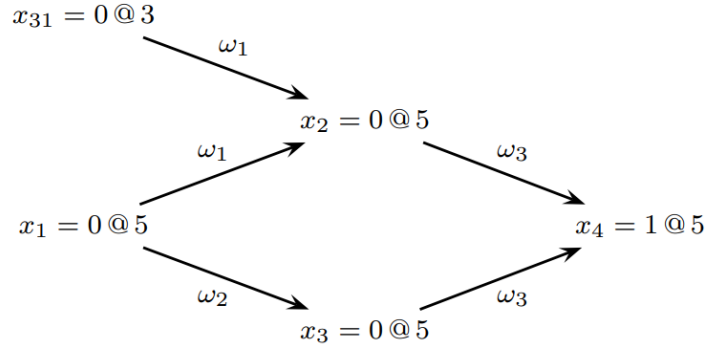


Рис. 7: Пример импликационного графа.

Псевдокод алгоритма *CDCL* можно записать следующим образом:

```

1 def CDCL( $\varphi$ ,  $\nu$ ):
2   if UnitPropagation( $\varphi$ ,  $\nu$ ) == CONFLICT:
3     return UNSAT
4   dl = 0 # decision level
5   while not AllVariablesAssigned( $\varphi$ ,  $\nu$ ):
6     ( $x$ ,  $v$ ) = PickBranchingVariable( $\varphi$ ,  $\nu$ )
7     dl = dl + 1
8      $\nu = \nu \cup \{(x, v)\}$ 
9     if UnitPropagation( $\varphi$ ,  $\nu$ ) == CONFLICT:
10       $\beta$  = ConflictAnalysis( $\varphi$ ,  $\nu$ )
11      if  $\beta < 0$ :
12        return UNSAT

```

```

13         else:
14             Backtrack( $\varphi$ ,  $\nu$ ,  $\beta$ )
15             dl =  $\beta$ 
16     return SAT

```

К уже известным шагам алгоритма *DPLL* добавлена операция *анализа конфликта*. Эта процедура вычисляет уровень возврата и новую дизъюнкцию. Анализ конфликта состоит в последовательном проходе по графу импликации от вершины κ к антецедентам в сторону уменьшения уровня присваивания и применении правила резолюции (обозначим как \odot), что на каждом шаге порождает новую дизъюнкцию. Более формально, определим предикат $\xi(\omega, l, d)$, который равен 1, если в дизъюнкт ω входит предполагаемый литерал l , который получил свое значение на уровне d :

$$\xi(\omega, l, d) = \begin{cases} 1 & l \in \omega \wedge \delta(l) = d \wedge \alpha(l) \neq NIL \\ 0 & \text{иначе} \end{cases}$$

Тогда промежуточные дизъюнкты $\omega_L^{d,i}$, полученные после применения $i = 0, 1, 2, \dots$ резолюций можно определить следующим образом:

$$\omega_L^{d,i} = \begin{cases} \alpha(\kappa) & \text{если } i = 0 \\ \omega_L^{d,i-1} \odot \alpha(l) & \text{если } i \neq 0 \wedge \xi(\omega_L^{d,i-1}, l, d) = 1 \\ \omega_L^{d,i-1} & \text{если } i \neq 0 \wedge \forall l \xi(\omega_L^{d,i-1}, l, d) = 0 \end{cases}$$

На шаге i , при котором $\omega_L^{d,i} = \omega_L^{d,i-1}$, процесс заканчивается и $\omega_L \triangleq \omega_L^{d,i}$ представляет новый «выученную» дизъюнкт, который добавляется к уже известным. Отметим, что этот процесс очень близко связан с поиском разреза графа импликации. В современных *SAT*-решателях используются ряд дополнительных приемов (*Learned clauses minimization*) для сокращения выученного дизъюнкта [16], и, как правило, используют немного модифицированный подход *1-UIP*, который сводится к поиску первого доминатора импликационного графа, выполняется за линейное время и гарантирует некоторые полезные свойства для выученной дизъюнкции.

2.4. Детали реализации современных SAT-решателей

В этом разделе рассатриваются некоторые технические аспекты реализации *SAT*-решателей, такие как экристики ветвления, случайные ре-

старты, наблюдаемые литералы, структура данных, методы подбора параметров, которые сыграли ключевую роль [22] в успешности современных алгоритмов. Стоит отметить, что это далеко не исчерпывающий список приемов и их всестороннему исследованию посвящено множество работ.

Эвристики ветвления

Эвристикой ветвления называется алгоритм выбора переменной ветвления. Простейший способ, в данном случае, - случайный выбор. Еще один возможный вариант - выбирать ту переменную, присваивание которой порождает как можно больше единичных дизъюнктов. Парадоксально, но случайный выбор нередко позволяет получить результат быстрее прочих, поэтому все эвристики так или иначе включают элемент случайности. С другой стороны, в ходе вычислений решатель накапливает определенную информацию, которую можно использовать при выборе переменной ветвления для того, чтобы ускорить вычислительный процесс, сделать его более направленным и контролируемым, а не полагаться на волю случая.

В литературе предложен ряд эффективных методов, которые используют динамическую информацию о ходе вычислений, структуре конфликтов [18], имеют некоторые теоретические обоснования и широко используются на практике. Ключевая идея: каким-либо образом оценить «важность» переменной, используя имеющиеся данные. Стоит отметить, что вычисление такой характеристики может быть достаточно «дорогим», поэтому нередко умозрительно удачные, но «тяжелые» подходы проигрывают на практике. Далее рассматривается несколько наиболее популярных методов.

На случайно сгенерированных задачах лучшие результаты показывает эвристика, предложенная **Bohm**: на каждом шаге из множества неопределенных переменных выбирается переменная с максимальным значением вектора $H_i(x_i) = (H_1(x_i), \dots, H_m(x_i))$ (в смысле лексикографического порядка), где $H(x) = \alpha \max\{h_i(x), h_i(\bar{x})\} + \beta \min\{h_i(x), h_i(\bar{x})\}$ и $h_i(x)$ – количество неопределенных дизъюнктов с i литералами, содержащих x . Такая эвристика стремится сделать истинными короткие дизъюнкты (при $x = 1$) либо их уменьшить.

Метод **МОМ** (*Maximum Occurrences on Minimum sized clauses*) пред-

лагает выбирать переменную x , которая максимизирует функцию $S(x) = (f^*(x) + f^*(\bar{x})) \cdot 2^k + f^*(x) \cdot f^*(\bar{x})$, где $f^*(l)$ - это количество вхождений литерала l в невыполненные дизъюнкты минимального размера. Этот метод выделяет переменные, которые входят в большое количество коротких дизъюнкций с отрицанием или без (при достаточно большом k) и одновременно.

Эвристика **Jeroslow-Wang** устроена следующим образом. Для литерала l вычисляется $J(l) = \sum_{D \in \Phi} 2^{-|D|}$. Односторонний вариант **JW-OS** предполагает выбор литерала l с наибольшим значением $J(l)$. Двусторонний **JW-TS** – поиск переменной x с наибольшей суммой $J(x) + J(\bar{x})$ и присваивание ей 1, если $J(x) \geq J(\bar{x})$. Такой метод стремится выбирать переменные, которые часто встречаются в коротких дизъюнктах.

Эвристики подсчета литералов устроены значительно проще предыдущих и имеют очевидный интуитивный смысл. Пусть $C_p(x)$ - количество неопределенных дизъюнкций, в которые x входит без отрицания, $C_n(x)$ - с отрицанием. Характеристики $C_p(x)$ и $C_n(x)$ можно учитывать в сумме или по отдельности:

1. Выбрать x , для которого $C_p(x) + C_n(x)$ максимальна (**DLCS**) и присваивать ей 1, если $C_p(x) \geq C_n(x)$.
2. Выбрать x , для которого $C_p(x)$ ($C_n(x)$) максимальна (**DLIS**) и присвоить ей аналогично предыдущему пункту (**DLIS**) или случайно (**RDLIS**).

Характеристика **VSIDS** (*Variable State Independent Decaying Sum*) основана на анализе конфликтов и вычисляется инкрементально:

1. На старте каждым литералом ассоциируется счетчик с нулевым значением.
2. При добавлении очередной «выученной» дизъюнкции счетчик, ассоциированный с каждым литералом из этой дизъюнкции, увеличивается на 1.
3. С некоторым периодом все счетчики делятся на константу.

На шаге ветвления выбирается литерал с наибольшим значением счетчика (случайно в случае ничьей). Такая эвристика стремится удовлетво-

ритель последние конфликтные дизъюнкты и направляет процесс поиска в сторону их разрешения, что может быть особенно эффективно при решении сложных задач (например, задач с функциональными зависимостями между переменными, в которых конфликты возникают часто). Ее подсчет достаточно прост с вычислительной точки зрения: счетчики обновляются только в случае конфликта.

Метод **LEFV** (*Last Encountered Free Variable*) очень быстр и хорошо подходит для невыполнимых формул: запоминается неопределенная переменная, которую алгоритм «встретил» последней на этапе разрешения булевых ограничений. На этапе ветвления выбирается отмеченная переменная, если ее значение все еще не определено, иначе - случайная.

После выбора переменной ветвления необходимо присвоить ей значение, которое также можно выбирать разными способами. В *MiniSAT* переменной ветвления в первую очередь присваивается 0. В *Rsat* предложен метод «запоминания фазы»: переменной с некоторой вероятностью присваивается значение, которое было получено последним в ходе разрешения булевых ограничений.

Рестарты

Частые случайные рестарты широко используются при решении задач комбинаторной оптимизации, помогают бороться с проблемой «тяжелых» хвостов [16]. Под рестартом подразумевается перезапуск алгоритма в некоторый момент, определяемый политикой рестартов. При этом часть информации, накопленной на предыдущем шаге, можно сохранить: выученные дизъюнкции, статистики, накопленные при выборе переменных ветвлений, другая информация о структуре формулы. Было показано, что при переносе одной выученной дизъюнкции и выполнении некоторых других слабых условий полнота алгоритма сохраняется [21]. Рестарты во многих случаях приводят к построению более кратких доказательств невыполнимости.

Перезапуск алгоритма позволяет ему «не застревать» в локальном подпространстве решений. Элемент случайности при выборе переменной ветвления позволяет продолжить поиск в новом направлении. Эффективность этого метода можно объяснить следующим образом: накопленные в ходе вычислений данные отражают текущее представление решателя о

том, в каком порядке необходимо выбирать переменные. При этом в отсутствие рестарта решатель не может полностью их использовать, так как ограничен принятыми ранее решениями.

Принятие решения о рестарте, как правило, основывается на количестве конфликтов, наблюдаемых в текущем запуске: оно ограничивается некоторым растущим рядом. В качестве такого ряда используются [21] арифметические прогрессии (*zChaff*), геометрические прогрессии (*MiniSat*), ряд Луби (*MiniSat*) вида $u * t_i$, где u - числовой параметр и

$$t_i = \begin{cases} 2^{k-1} & i = 2^k - 1 \\ t_{i-2^{k-1}+1} & 2^{k-1} \leq i < 2^k - 1 \end{cases}$$

Удаление дизъюнктов

Неконтролируемое добавление «выученных» дизъюнктов может привести к разрастанию формулы и снизить эффективность всех остальных операций. Поэтому были предложены методы оценки, который позволяют выбирать в каком-то смысле самые «полезные» из них. Кроме того, применяются некоторые параметрические пороги, при превышении которых «выученные» дизъюнкты удаляются:

1. Запоминаются дизъюнкты, содержащие не более n литералов.
2. Запоминаются дизъюнкты, содержащие не более n неопределенных литералов.
3. Запоминаются дизъюнкты, содержащие не более n литералов или не более 1 неопределенного литерала.

Наблюдаемые литералы

По некоторым оценкам, эффективные реализации SAT-решателей тратят до 90% времени на процедуру разрешения булевых ограничений. Наблюдение за литералами позволяет драматически ускорить этот процесс. Предположим, что на очередном шаге была выбрана некоторая переменная ветвления и ее значение. Далее необходимо найти все невыполненные дизъюнкты, в которых остался ровно один неопределенный литерал. Последовательное сканирование формулы на каждой итерации не эффективно, поэтому в [20] был предложен метод наблюдения за двумя литералами.

В каждом дизъюнкте отмечается два любых неложных литерала. Очевидно, что до тех пор, пока один из наблюдаемых литералов не стал ложным, данная дизъюнкция не является единичной. Таким образом, к этой дизъюнкции необходимо обращаться только тогда, когда одному из наблюдаемых литералов присвоен 0. Возможны два случая:

1. Дизъюнкт не является единичным, то есть все еще содержит как минимум два неложных литерала, один из которых – наблюдаемый, а другим можно заменить прежний наблюдаемый литерал, поддерживая инвариант: в каждой невыполненной дизъюнкции отмечены два неложных литерала.
2. Дизъюнкт стал единичным. Тогда значение второго наблюдаемого литерала выводится и дизъюнкт помечается как выполненный.

Таким образом сокращается количество обращений к памяти, при этом откат на шаг назад по дереву рекурсии не требует «перевыбора» наблюдаемых литералов. Отмечают, что при корректном управлении памятью этот подход позволяет ускорить и присваивание за счет сокращения количества промахов кэша процессора.

Структуры данных и управление памятью

Базовые структура данных, которыми оперирует *SAT*-решатель – это множество объектов, представляющих литералы, список дизъюнктов, где каждый элемент представляет собой массив ссылок на свои литералы и словарь, где ключом является переменная, а значением – два списка дизъюнктов, в которые переменная входит с отрицанием и без. Позднее были предложены [23] списки дизъюнктов типа *Head and Tail*, где для каждой дизъюнкции поддерживается два указателя, которые на старте указывают на первый и последний литералы, по ходу вычислений сдвигаются навстречу друг другу, что позволяет ускорить отмену присваивания и поиск единичных дизъюнктов, и *WLCC*, в котором кроме двух ссылок внутри каждой дизъюнкции литералы сортируются по возрастанию уровня присваивания.

Интенсивное добавление и удаление дизъюнкций требует специального обращения с оперативной памятью. Поскольку операции динамического

запроса памяти у операционной системы (*malloc* и аналоги) является относительно «дорогими», многие реализации используют свою собственную, и, как правило, ленивую, схему управления памятью, основанную на пулах объектов, списках свободной памяти, кешировании и периодической сборке мусора. При запуске у системы запрашивается блок памяти достаточно большого размера, в котором размещаются объекты. При удалении они помечаются специальным флагом. Периодически производится операция сборки мусора, помеченные объекты физически удаляются из памяти.

Де-факто стандартом при разработке продобных систем стал язык программирования C++ и операционные системы семейства UNIX. C++ позволяет, с одной стороны, описать достаточно высокоуровневые абстракции, с другой – контролировать процессы выделения и освобождения памяти на низком уровне. Так, одна из наиболее идиоматичных реализаций SAT-решателя – *MiniSat* – реализована на C++ [15]. Авторы, используя метапрограммирование и шаблоны, имплементировали эффективные примитивы, структуры данных, и удобный программный пользовательский интерфейс (*API*). В данный момент почти каждый новый проект, будь то попытка ввести дополнительную эвристику или принципиально новая конструкция алгоритма, основывается на *MiniSat*. Как правило, предполагается, что SAT-решатель будет использоваться через интерфейс командной строки, куда также выводится оперативная информация о ходе решения. Стоит также отметить библиотеку-«обертку» *python-sat*, автор которой построил унифицированный программный интерфейс на языке *Python*, который предоставляет примитивы для сохранения, загрузки, генерации, обработки формул и единообразного вызова более 10 SAT-решателей.

Выбора стратегии решения

В современных SAT-решателях, как правило, используется широкий набор политик, контролирующих ход решения задачи. Они параметризуются набором числовых и категориальных параметров. Все вместе – набор эвристик и их параметры – называются стратегией решения. В работе [22] была сделана попытка статистически оценить, какие из техник вносят наибольший вклад в «успех» алгоритма путем их последовательного отключения и сравнения результатов. Авторы пришли к выводу, что вы-

бор стратегии решения зависит от конкретной задачи и в общем случае не удается дать каких-либо надежных рекомендаций. Почти все реализации поставляются с встроенным набором стратегий, подобранным авторами, например, в *CryptoMiniSat* их около 20. Если встроенная стратегия оказалась неудачной, исследователь может подобрать параметры вручную, что оказывается отдельной непростой задачей: в эффективном *SAT*-решателе *lingeling* их около 30.

В *SATzilla* [25] предложен неожиданный подход решения проблемы выбора стратегии решения, который основывается на предположении, что для формул, кодирующих задачи из одной области, или близких в смысле некоторой метрики, можно использовать сходные стратегии. Точнее, авторы предлагают рассматривать задачу выбора стратегии как задачу классификации, где объекты – это формулы, а метки классов – стратегии, и решать ее методом k -ближайших соседей. При удачном выборе метрик и подходящей обучающей выборке (ее можно построить на основе бенчмарка *SATLIB*, в котором представлены задачи из целого ряда областей), такой метод автоматического выбора параметров выигрывает у жестких предопределенных стратегий, что доказывают результаты *SAT Competition* [12]. Применение методов машинного обучения возможно и на других этапах, например, при выборе переменной ветвления.

ГЛАВА 3. ВЕРХНИЕ ОЦЕНКИ ХРОМАТИЧЕСКИХ ЧИСЕЛ СФЕР

ТЕКСТ

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

В данной работе рассматривалась задача о построении раскрасок двумерных сфер с запрещенными единичными расстояниями. В ходе работы были полностью решены все поставленные задачи и получены следующие эмпирические и теоретические результаты:

1. Установлено, что семейство раскрасок в 8 и 9 цветов можно получить на основе сферических диаграмм Вороного, соответствующих локальным минимумам задачи Томсона.
2. Получены оценки хроматических чисел двойственных графов для регулярных решений задачи Томсона с икосаэдральной симметрией, которые являются квадратами соответствующих графов триангуляций.
3. Получены раскраски и оценки хроматических чисел сфер при некоторых диапазонах значений радиуса.
4. Дан обзор алгоритмов и методов, применяемых при построении современных *SAT*-решателей.
5. Разработан программный код, конструирующий корректные раскраски двумерной сферы на основе решения задачи Томсона.
6. Разработана программа для визуализации сферических диаграмм Вороного и их раскрасок.

Программный код и все материалы, необходимые для воспроизведения полученных результатов размещены странице GitHub [30] в открытом доступе. Несмотря на то, что данная работа является еще одним небольшим шагом к решению задачи о раскраске сфер, полученные результаты нельзя назвать исчерпывающими. Среди открытых вопросов и направлений для дальнейших исследований можно отметить следующие:

1. Доказательство оценки для хроматического числа квадрата двойственного графа регулярных триангуляций сферы.
2. Доказательство общей оценки хроматического числа сферы для достаточно больших значений радиуса.
3. Постановка и решение аналогичных задач для трехмерных сфер.
4. Изучение случая сферы с радиусом $\frac{1}{2} + \varepsilon$.

СПИСОК ИСПОЛЬЗОВАННЫХ ИСТОЧНИКОВ

1. Cook S. A. The complexity of theorem-proving procedures //Proceedings of the third annual ACM symposium on Theory of computing. – 1971. – С. 151-158.
2. Karp R. M. Reducibility among combinatorial problems //Complexity of computer computations. – Springer, Boston, MA, 1972. – С. 85-103.
3. Rolf D. Improved bound for the PPSZ/Schöning-algorithm for 3-SAT //Journal on Satisfiability, Boolean Modeling and Computation. – 2006. – Т. 1. – №. 2. – С. 111-122.
4. Robinson J. A. Martin Davis, George Logemann, and Donald Loveland. A machine program for theorem-proving. Communications of the ACM, vol. 5 (1962), pp. 394–397 //The Journal of Symbolic Logic. – 1967. – Т. 32. – №. 1. – С. 118-118.
5. Marques-Silva J., Malik S. Propositional SAT solving //Handbook of Model Checking. – Springer, Cham, 2018. – С. 247-275.
6. Lardeux F., Saubion F., Hao J. K. GASAT: a genetic local search algorithm for the satisfiability problem //Evolutionary Computation. – 2006. – Т. 14. – №. 2. – С. 223-253.
7. Selsam D. et al. Learning a SAT solver from single-bit supervision //arXiv preprint arXiv:1802.03685. – 2018.
8. Heule M., Biere A. Proofs for satisfiability problems //All about Proofs, Proofs for all. – 2015. – Т. 55. – №. 1. – С. 1-22.
9. Heule M. J. H., Kullmann O., Marek V. W. Solving and verifying the boolean pythagorean triples problem via cube-and-conquer //International Conference on Theory and Applications of Satisfiability Testing. – Springer, Cham, 2016. – С. 228-245.
10. Zaikin O., Kochemazov S., Semenov A. SAT-based search for systems of diagonal latin squares in volunteer computing project sat@ home //2016 39th International Convention on Information and Communication Technology, Electronics and Microelectronics (MIPRO). – IEEE, 2016. – С. 277-281.
11. Järvisalo M. et al. The international SAT solver competitions //Ai Magazine. – 2012. – Т. 33. – №. 1. – С. 89-92.

12. Biere A. Cadical, Lingeling, Plingeling, Treengeling and YalSAT entering the sat competition 2018 //Proc. of SAT Competition. – 2018. – C. 13-14.
13. Hoos H. H., Stützle T. SATLIB: An online resource for research on SAT //Sat. – 2000. – T. 2000. – C. 283-292.
14. Hoos H. H., Stützle T. Local search algorithms for SAT: An empirical evaluation //Journal of Automated Reasoning. – 2000. – T. 24. – №. 4. – C. 421-481.
15. Sorensson N., Een N. Minisat v1. 13-a sat solver with conflict-clause minimization //SAT. – 2005. – T. 2005. – №. 53. – C. 1-2.
16. Biere A., Heule M., van Maaren H. (ed.). Handbook of satisfiability. – IOS press, 2009. – T. 185.
17. Puri R., Gu J. A BDD SAT solver for satisfiability testing: An industrial case study //Annals of Mathematics and Artificial Intelligence. – 1996. – T. 17. – №. 2. – C. 315-337.
18. Marques-Silva J. The impact of branching heuristics in propositional satisfiability algorithms //Portuguese Conference on Artificial Intelligence. – Springer, Berlin, Heidelberg, 1999. – C. 62-74.
19. Een N., Biere A. Effective preprocessing in SAT through variable and clause elimination //International conference on theory and applications of satisfiability testing. – Springer, Berlin, Heidelberg, 2005. – C. 61-75.
20. Moskewicz M. W. et al. Chaff: Engineering an efficient SAT solver //Proceedings of the 38th annual Design Automation Conference. – 2001. – C. 530-535.
21. Kullmann O. Theory and applications of satisfiability testing //SAT. – 2009. – C. 147.
22. Katebi H., Sakallah K. A., Marques-Silva J. P. Empirical study of the anatomy of modern sat solvers //International Conference on Theory and Applications of Satisfiability Testing. – Springer, Berlin, Heidelberg, 2011. – C. 343-356.
23. Nadel A. Backtrack search algorithms for propositional logic satisfiability: Review and innovations. – Hebrew University of Jerusalem, 2002.
24. Newsham Z. et al. SATGraf: Visualizing the evolution of SAT formula structure in solvers //International Conference on Theory and Applications of Satisfiability Testing. – Springer, Cham, 2015. – C. 62-70.
25. Xu L. et al. SATzilla: portfolio-based algorithm selection for SAT //Journal of artificial intelligence research. – 2008. – T. 32. – C. 565-606.

26. Heule M. J. H. Computing small unit-distance graphs with chromatic number 5 //arXiv preprint arXiv:1805.12181. – 2018.
27. Soifer A. The mathematical coloring book: Mathematics of coloring and the colorful life of its creators. – Springer Science & Business Media, 2008.
28. Kronk H. V., Mitchem J. A seven-color theorem on the sphere //Discrete Mathematics. – 1973. – Т. 5. – №. 3. – С. 253-260.
29. Bruijn N. G., Erdos P. A colour problem for infinite graphs and a problem in the theory of relations //Indagationes Mathematicae. – 1951. – Т. 13. – С. 371-373.
30. Simmons G. J. The chromatic number of the sphere //Journal of the Australian Mathematical Society. – 1976. – Т. 21. – №. 4. – С. 473-480.
31. Raigorodskii A. M. On the chromatic numbers of spheres in \mathbb{R}^n //Combinatorica. – 2012. – Т. 32. – №. 1. – С. 111-123.
32. Oren Nechushtan. On the space chromatic number. Discrete mathematics, 256(1):499–507, 2002.
33. David Coulson. A 15-colouring of 3-space omitting distance one. Discrete mathematics, 256(1):83–90, 2002.
34. Андрей М. Райгородский. О хроматическом числе пространства. Успехи математических наук, 55(2):147–148, 2000.
35. David G. Larman and Ambrose C. Rogers. The realization of distances within sets in Euclidean space. Mathematika, 19(01):1–24, 1972.
36. Rogers C. A. Covering a sphere with spheres //Mathematika. – 1963. – Т. 10. – №. 2. – С. 157-164.
37. Prosanov R. Chromatic numbers of spheres //Discrete Mathematics. – 2018. – Т. 341. – №. 11. – С. 3123-3133.
38. Костина О. А., Райгородский А. М. О новых нижних оценках хроматического числа сферы //Труды Московского физико-технического института. – 2015. – Т. 7. – №. 2 (26).
39. Erdos P., Graham R. L. Problem proposed at the 6th Hungarian combinatorial conference //Eger. July. – 1981.
40. Larrea V. G. V. Construction of Delaunay Triangulations on the Sphere: A Parallel Approach. – 2011.
41. Thomson J. J. XXIV. On the structure of the atom: an investigation of the

- stability and periods of oscillation of a number of corpuscles arranged at equal intervals around the circumference of a circle; with application of the results to the theory of atomic structure //The London, Edinburgh, and Dublin Philosophical Magazine and Journal of Science. – 1904. – T. 7. – №. 39. – C. 237-265.
42. Katanforoush A., Shahshahani M. Distributing points on the sphere, I //Experimental Mathematics. – 2003. – T. 12. – №. 2. – C. 199-209.
 43. Altschuler E. L. et al. Possible global minimum lattice configurations for Thomson's problem of charges on a sphere //Physical Review Letters. – 1997. – T. 78. – №. 14. – C. 2681.
 44. Barber C. B., Dobkin D. P., Huhdanpaa H. Qhull: Quickhull algorithm for computing the convex hull //Astrophysics Source Code Library. – 2013.
 45. Wales D. J. et al. The Cambridge cluster database. – 2001.

ПРИЛОЖЕНИЕ 1. ДИАПАЗОНЫ ЗНАЧЕНИЙ РАДИУСА ДЛЯ РЕШЕНИЙ ЗАДАЧИ ТОМСОНА

n	k	r_{min}	r_{max}
12	7	0.6123724360498286	0.8660254030566606
14	7	0.7012189637303037	0.866624518733132
15	8	0.7793808400826431	0.8656389953148873
16	8	0.7684263761279637	0.9255571736431185
23	8	0.9266065297020001	1.0609578149116226
28	8	1.0193198671994046	1.1904870421859908
29	8	1.1118911931137054	1.1928382470918413
30	8	1.103828172201918	1.2182041997693482
32	8	0.99533136788154	1.3033066587870559
111	8	2.212357881832403	2.3346135438916327
122	8	2.1392950159792288	2.449501775328924
136	8	2.447587588495632	2.6020398401935063
195	8	3.0058363930722134	3.0753771547084856
20	9	0.9552322210490912	0.9684019184222455
22	9	0.9076990380095793	1.049810069186102
27	9	1.0046137417910734	1.1581231511243772
34	9	1.143590646093195	1.304930527120207
36	9	1.2798797747112989	1.3102016113892045
38	9	1.2570414397707683	1.3801714129853129
39	9	1.1374150070398186	1.3796828971803947
40	9	1.158566580485515	1.4020729430044754
41	9	1.2090537112274389	1.4174223482729418
42	9	1.2662387614856856	1.4345586174481404
45	9	1.447374234588995	1.4852378256091217
46	9	1.346631801514362	1.495266938914718
50	9	1.3896440935146956	1.5960840162398628
51	9	1.573281611556351	1.5772692987432342
56	9	1.595652535666857	1.6608424224821425
58	9	1.6302428305546681	1.6857859722500796

n	k	r_{min}	r_{max}
62	9	1.6606746964615353	1.7525995750841878
67	9	1.6828172987995853	1.82256677170873
68	9	1.705482381950591	1.8220306955646062
69	9	1.8204826102695895	1.820678259874453
72	9	1.6620564896383414	1.9191332930682803
75	9	1.8814218812821752	1.9049130498982851
77	9	1.878385308179857	1.9449207721566744
78	9	1.7730755729164913	1.9621470622525556
88	9	2.0756380532383494	2.0825696270197906
92	9	2.0954026638173175	2.1399873411539225
107	9	2.221137165656961	2.272252748957184
112	9	2.1840614573093817	2.3558945465936105
113	9	2.187158802364712	2.3595276881801657
115	9	2.2793434035282023	2.3524530209661334
127	9	2.3789716301202626	2.5114023425105523
128	9	2.4933247257758806	2.4990791682828184
132	9	2.2977315371836533	2.5862275269271904
135	9	2.5171094352124648	2.5877451534827087
137	9	2.4592235602983035	2.5855965185070424
146	9	2.5697820123477357	2.6719021087062877
160	9	2.6854624025078295	2.775392626525233
161	9	2.7450629229193	2.7717942991901636
162	9	2.736805681367747	2.8113962147535827
164	9	2.7502302986365557	2.8450497579658958
177	9	2.7411063865141485	2.949599139846946
182	9	2.827393724885202	2.9995678593229447
184	9	2.84287715104243	3.0157139478058337
187	9	2.861928349097998	3.0560627362196784
188	9	2.9453318480010737	3.016831277347484
192	9	2.7249661450014657	3.102751142557401
197	9	2.8976233113839487	3.1153470029840915
200	9	3.115751501406568	3.1285125569081824

n	k	r_{min}	r_{max}
202	9	3.00056508912289	3.135728972792108
204	9	2.901518149752298	3.178982675181515
209	9	3.1166508955872056	3.1906647171577056
212	9	2.9642824789475735	3.2656300632780146
214	9	3.047120652177433	3.2627704558154718
216	9	3.112953637337046	3.275995598668503
217	9	3.095319709660984	3.265621591192845
220	9	3.176622111808861	3.279539766998457
222	9	3.2415374276276974	3.2867469170401122
223	9	3.179989790277018	3.2935142969213684
224	9	3.2257135319019765	3.294997114114236
233	9	3.3082648993572685	3.346269481218835
236	9	3.333360609458009	3.379669049745145
242	9	3.4041744299077563	3.4307298966462403
243	9	3.329201645482653	3.4354532681874144
244	9	3.361701422031611	3.4308545982500145
250	9	3.324399194402528	3.5093548308361684
255	9	3.2840960211932506	3.546997679177647
256	9	3.3059727735358138	3.5529537342201105
257	9	3.2828353509437154	3.573897570495309
258	9	3.360064110241416	3.5665641294387487
259	9	3.356534084563132	3.576180156153748
263	9	3.3574674048060174	3.5988119922922652
264	9	3.5303622446074416	3.613529580131228
272	9	3.2479524300443976	3.6920279105437777
273	9	3.471103777455965	3.662315088916946
274	9	3.5098241951640623	3.6583403249876576
275	9	3.5985687355642995	3.649710877908703
276	9	3.4626711347373873	3.6982579099058204
277	9	3.6471563235851163	3.6524196159972626
278	9	3.5869150615879164	3.6731535804441853
279	9	3.5959131199981478	3.6804256458959355

n	k	r_{min}	r_{max}
282	9	3.330095988029239	3.7562436984942464
287	9	3.7211497733684866	3.721424249430957
288	9	3.6243345761291996	3.7513569556452264
291	9	3.589989960494795	3.785220806657392
292	9	3.5549133441619825	3.786237548829822
293	9	3.557209395382303	3.808151184595572
295	9	3.7228788034921636	3.786847535818198
299	9	3.7282035049944264	3.8019039222467694
304	9	3.713236032410276	3.8484715564187724
305	9	3.7395550485483353	3.8506719173411037
306	9	3.6586960278980984	3.8911190055267184
308	9	3.686198820686234	3.897642998973312
311	9	3.7593650380637214	3.8926817082821366
314	9	3.7371303147614583	3.93462175844112
315	9	3.6916241962952916	3.947070262499115
316	9	3.7774173750757263	3.943345674962319
317	9	3.726422432591502	3.9428016618278385
318	9	3.780896519239086	3.955933141393098
320	9	3.8329705356293515	3.9500458689396263
322	9	3.81217777387446	3.972016673210202
324	9	3.8473829200425427	3.969229913818113
327	9	3.9416975926750353	3.987110181065034
328	9	3.808033857771553	4.007346238741135
329	9	3.8589052406508273	4.010903315769737
330	9	3.8669654421498647	4.029802976479282
331	9	3.8612215197125908	4.009510505471454
332	9	3.8956870683259006	4.0319750383225985
333	9	3.8715004679486476	4.028419743285473
339	9	3.94563396667274	4.055849145883436
340	9	4.0324475926749015	4.035034582166366
344	9	3.9758764453660054	4.088398714023686
345	9	4.07364039366915	4.085135336245742

n	k	r_{min}	r_{max}
346	9	4.025451688033153	4.082797800082753
348	9	3.8175778625851056	4.15211907479343
349	9	4.078584000628203	4.1024770247652445
356	9	3.907906368339495	4.197006792711948
357	9	3.8602933165289515	4.207005210997042
358	9	3.9076988119905454	4.209311084069152
367	9	3.99190579971022	4.249084714640408
372	9	3.841095568367235	4.323232416190199
375	9	4.054259242071652	4.290091782561422
390	9	4.0487617046216595	4.409909682102864
392	9	3.9511356594065847	4.429186846675495
400	9	4.178863159337794	4.449448136318128

ПРИЛОЖЕНИЕ 2. КОДИРОВАНИЕ ЗАДАЧИ РАСКРАСКИ ГРАФА

```

1 import math
2 import numpy as np
3 from numpy import linalg as LA
4 import networkx as nx
5
6 #import matplotlib.pyplot as plt
7
8 #from google.colab import files
9 #files.upload()
10 #files.download("file.txt")
11
12 #https://pysathq.github.io/
13 #!pip install python-sat
14 import pysat
15 from pysat.formula import CNF
16 from pysat.solvers import *
17
18 import os
19 import sys
20 import random
21 from zipfile import ZipFile
22 from tqdm import tqdm_notebook as tqdm
23 from itertools import combinations, permutations
24
25 out_dir = ""
26
27 class Utils:
28
29     def read_dimacs_graph(file = 'graph.col'):
30
31         if not (os.path.exists(file) and os.path.getsize(file) > 0):
32             raise Exception("File " + file + " not found")
33
34         nodes = []
35         edges = []
36         labels = []
37         got_labels = False
38         nnodes = nedges = 0
39
40         with open(file, 'r') as f:
41             for line in f:
42                 line = [l.strip() for l in line.split(' ')]
43                 if line[0] == 'c': #comment
44                     continue
45                 elif line[0] == 'p': #problem
46                     nnodes = int(line[2])
47                     nedges = int(line[3])
48                     nodes = list(range(1, nnodes + 1))
49                     labels = [0] * nnodes
50                 elif line[0] == 'e': #edge
51                     edges.append((int(line[1]), int(line[2])))
52                 elif line[0] == 'l':
53                     labels[int(line[1]) - 1] = int(line[2])
54                     got_labels = True
55
56         if got_labels:
57             nodes = [(n, {'c' : 1}) for n, l in zip(nodes, labels)]
58
59         g = nx.Graph()
60         g.add_nodes_from(nodes)
61         g.add_edges_from(edges)
62         return g
63
64     def write_dimacs_graph(file = 'graph.col', g = nx.Graph(), comments =
65 []):
66         with open(file, 'w') as f:
67             for c in comments:
68                 f.write("c " + c + "\n")
69             f.write("p EDGE {} {}\n".format(g.number_of_nodes(), g.
70 number_of_edges()))
71             for u, v in g.edges():
72                 f.write("e {} {}\n".format(u, v))
73             for node in g.nodes():

```

```

72         if 'c' in g.node[node]:
73             f.write("1 {} {}\n".format(node, g.node[node]['c']))
74
75     def draw_with_colors(g = nx.Graph()):
76         color_map = []
77         for node in g.nodes():
78             if 'c' in g.node[node]:
79                 color_map.append(g.node[node]['c'] * 10)
80         nx.draw(g, pos = nx.spring_layout(g, scale=2), node_color=
color_map, with_labels=True, cmap = plt.cm.jet)
81
82     def write_proof(file = "proof.txt", proof = []):
83         with open(file, 'w') as f:
84             for p in proof:
85                 f.write("%s\n" % str(p))
86
87     def zip_files(file = "archive.zip", files = []):
88         with ZipFile(file, 'w') as archive:
89             for f in set(files):
90                 if not (os.path.exists(file) and os.path.getsize(file) >
0):
91                     raise Exception("File " + file + " not found")
92                     archive.write(f)
93
94     def find_triangle(g = nx.Graph()):
95         for a in g:
96             for b, c in combinations(g[a], 2):
97                 if b in g[c]:
98                     return [a, b, c]
99         return []
100
101     #return set(frozenset([a, b, c]) for a in g for b, c in combinations(g
[a], 2) if b in g[c])
102
103
104     def find_isolates(g = nx.Graph()):
105         isolates = []
106         for n in g:
107             if g.degree(n) == 0:
108                 isolates.append(n)
109         return isolates
110
111     class ColMap:
112
113         def __init__(self, g = nx.Graph(), ncolors = 40):
114
115             self.ncolors = ncolors
116             self.cmap = dict()
117             self.cunmap = dict()
118
119             i = 1
120             for node in g.nodes():
121                 for color in range(1, ncolors + 1):
122                     self.cmap[(node, color)] = i
123                     self.cunmap[i] = (node, color)
124                     i += 1
125
126         def enc(self, node, color):
127             return self.cmap[(node, color)]
128
129         def dec(self, node_color):
130             return self.cunmap[node_color]
131
132     class ColSAT:
133
134         def __init__(self, g = nx.Graph(), ncolors = 10):
135
136             self.ncolors = ncolors
137             self.g = g.copy()
138             self.cmap = ColMap(g, ncolors)
139
140         def check_coloring(self):
141             for n1, n2 in self.g.edges():
142                 if 'c' not in self.g.node[n1] or 'c' not in self.g.node[n2]:
143                     return False
144                 if self.g.node[n1]['c'] == self.g.node[n2]['c']:
145                     return False
146             return True

```

```

147
148 def apply_model(self):
149
150     check = set()
151     for var in self.model[self.model > 0]:
152         node, color = self.cmap.dec(var)
153         self.g.node[node]['c'] = color
154         if (node, color) in check:
155             raise Exception("Two colors for one node???" )
156         else:
157             check.add((node, color))
158
159     self.colored = self.check_coloring()
160
161     if self.colored != self.solved:
162         raise Exception("Something went wrong!")
163
164     return self.colored
165
166 def build_cnf(self):
167
168     self.formula = CNF()
169     colors = list(range(1, self.ncolors + 1))
170
171     for n1, n2 in self.g.edges():
172         for c in colors:
173             self.formula.append([-self.cmap.enc(n1, c), -self.cmap.enc
(n2, c)])
174
175     #specials = [28, 194, 242, 355, 387, 397, 468]
176     #ii = 1
177     #for n in specials:
178     #    self.formula.append([self.cmap.enc(n, ii)])
179     #    ii += 1
180
181
182     for n in self.g.nodes():
183         #if not n in specials:
184         self.formula.append([self.cmap.enc(n, c) for c in colors])
185         for c1 in colors:
186             for c2 in colors:
187                 if c1 < c2:
188                     self.formula.append([-self.cmap.enc(n, c1), -self.
cmap.enc(n, c2)])
189
190     return self.formula
191
192 def solve_cnf(self, solver = ''):
193
194     triangle = find_triangle(self.g)
195     assumptions = []
196     if len(triangle) > 0:
197         assumptions = [self.cmap.enc(triangle[0], 1), self.cmap.enc(
triangle[1], 2), self.cmap.enc(triangle[2], 3)]
198
199     #Glucose3, Glucose4, Lingeling, MapleChrono, MapleCM, Maplesat,
Minisat22, MinisatGH
200     #with Glucose4(bootstrap_with=self.formula.clauses, with_proof=
True) as ms:
201     with Lingeling(bootstrap_with=self.formula.clauses) as ms:
202         self.solved = ms.solve(assumptions=assumptions)
203         if self.solved:
204             self.model = np.array(ms.get_model())
205             self.apply_model()
206         else:
207             self.proof = []#ms.get_proof()
208             self.colored = False
209
210     return self.solved
211
212 if __name__ == "__main__":
213
214     if len(sys.argv) < 4:
215         raise "I need in_file out_file ncolors"
216
217     infile = sys.argv[1]
218     outfile = sys.argv[2]
219     ncolors = int(sys.argv[3])
220     g = Utils.read_dimacs_graph(infile)

```

```
221     problem = ColSAT(g, ncolors)
222     problem.build_cnf().to_file(outfile)
```

ПРИЛОЖЕНИЕ 3. ВЫЧИСЛЕНИЕ ГРАНИЦ ДИАПАЗОНОВ ЗНАЧЕНИЙ РАДИУСА

```

1 import os
2 import numpy as np
3 import itertools
4 import networkx as nx
5 import scipy.optimize as opt
6 from numpy.linalg import norm
7 from scipy.spatial import SphericalVoronoi
8
9 def read_points2(filename):
10     points = []
11     f = open(filename, 'r')
12     k = int(f.readline())
13     f.readline()
14     for s in f:
15         s = ' '.join(s.split())
16         l = s.split(' ')
17         points.append(np.array([float(l[1]), float(l[2]), float(l[3])],
18 dtype=np.float64))
19     f.close()
20     return np.array(points)
21
22 def read_triang2(filename):
23     points = []
24     f = open(filename, 'r')
25     k = int(f.readline())
26     for s in f:
27         s = ' '.join(s.split())
28         l = s.split(' ')
29         points.append(np.array([int(l[0]), int(l[1]), int(l[2])], dtype=np
30 .int32))
31     f.close()
32     return np.array(points)
33
34 def write_dimacs(g, filename):
35     g1 = g #nx.convert_node_labels_to_integers(g, first_label=1)
36     f = open(filename, 'w')
37     f.write('p edges ' + str(g.number_of_nodes()) + ' ' + str(g.
38 number_of_edges()) + '\n')
39     for e in g1.edges():
40         f.write('e ' + str(e[0]) + ' ' + str(e[1]) + '\n')
41     f.close()
42
43 def write_faces(faces, filename):
44     f = open(filename, 'w')
45     for face in faces:
46         for p in face:
47             f.write(' '.join(map(str, p)) + '\n')
48         f.write('\n')
49     f.close()
50
51 ,,,
52 def build_g2(g):
53     paths = dict(nx.all_pairs_shortest_path(g, 2))
54
55     G2 = G.copy()
56     keys = list(paths.keys())
57     for key in keys:
58         for nn in list(paths.get(key).keys()):
59             G2.add_edge(key, nn)
60
61 ,,,
62 return G2
63
64 def connect_dist2(g):
65
66     gg = g.copy()
67
68     to_connect = []
69     for i in gg.nodes():
70         for j in gg.nodes():
71             if nx.shortest_path_length(gg, i, j) == 2:

```

```

69         to_connect.append([i,j])
70     for e in to_connect:
71         gg.add_edge(e[0], e[1])
72     return gg
73
74 def dist(u, v):
75     return norm(u - v)
76
77 # angle between radius vectors
78 def angle(p1, p2):
79     c = np.dot(p1, p2) / norm(p1) / norm(p2)
80     return np.arccos(np.clip(c, -1, 1))
81
82 # mid arc between x, y
83 def middle(x, y):
84     z = (x + y) / 2
85     return z / norm(z)
86
87 # area diameter
88 def get_diam(faces):
89     diam = 0.0
90     for f in faces:
91         ij = itertools.combinations(range(len(f)), 2)
92         dists = np.array([dist(f[i], f[j]) for i, j in ij])
93         diam = np.max([diam, np.max(dists)])
94     return diam
95
96 def plane_equation(x, y, z):
97     a1 = x[1] - x[0]
98     b1 = y[1] - y[0]
99     c1 = z[1] - z[0]
100    a2 = x[2] - x[0]
101    b2 = y[2] - y[0]
102    c2 = z[2] - z[0]
103    a = b1 * c2 - b2 * c1
104    b = a2 * c1 - a1 * c2
105    c = a1 * b2 - b1 * a2
106    d = (- a * x[0] - b * y[0] - c * z[0])
107    return np.array([a, b, c, d])
108
109 def foot(x,y,z,v):
110     p = plane_equation(x, y, z)
111     n = np.array([p[0], p[1], p[2]])
112     l = norm(n)
113     n = n / l # [n[0]/l, n[1]/l, n[2]/l]
114     h = p[0]*v[0] + p[1]*v[1] + p[2]*v[2] + p[3]
115     n1 = n * h / l # [n[0]*h/l, n[1]*h/l, n[2]*h/l]
116     return v - n1 # [v[0]-n1[0], v[1]-n1[1], v[2]-n1[2]]
117
118 def circ_dist(x,y,v,eps=1E-8):
119     z = np.array([0.0, 0.0, 0.0])
120     f = foot(x,y,z,v)
121
122     l = norm(f)
123     f = f / l # [f[0]/l, f[1]/l, f[2]/l]
124     a1 = angle(x,f)
125     a2 = angle(f,y)
126     a3 = angle(x,y)
127     d = min(dist(x,v), dist(y,v))
128     if abs(a1+a2-a3)<eps:
129         d = min(d, dist(f,v))
130     return d
131
132 # distance between areas
133 def faces_dist(face1, face2):
134     f1 = face1
135     f2 = face2
136     d = 2.0
137     for i in range(len(f1)):
138         for j in range(len(f2)):
139             v = f1[i]
140             x = f2[j]
141             if j==len(f2)-1:
142                 y = f2[0]
143             else:
144                 y = f2[j+1]
145             d = min(d, circ_dist(x,y,v))
146     for i in range(len(f2)):

```



```

147         for j in range(len(f1)):
148             v = f2[i]
149             x = f1[j]
150             if j==len(f1)-1:
151                 y = f1[0]
152             else:
153                 y = f1[j+1]
154             d = min(d, circ_dist(x,y,v))
155         return d
156
157 # center of the circumscribed circle of a spherical triangle, vertex of
158 # the Voronoi diagram
159 def center(x, y, z):
160     c = np.vstack([x, y, z])
161     x0 = np.mean(c, axis=0)
162     x0 = x0 / norm(x0)
163     f = lambda v: np.square(np.dot(v, x - y)) + np.square(np.dot(v, x - z))
164     ) + np.square(np.dot(v, y) - 1)
165     sol = opt.minimize(f, x0, method='nelder-mead')
166     return sol.x
167
168 def get_dual(g, points):
169     faces = []
170     for v in g.nodes():
171         neigh = g.neighbors(v)
172         try:
173             n_cyc = nx.cycle_basis(g.subgraph(neigh))[0] # adjacent
174             vertex cycle
175             n_cyc.append(n_cyc[0])
176             except IndexError:
177                 pass
178             #print(nx.cycle_basis(g.subgraph(neigh)))
179             face = [] # points of the area
180             for i in range(len(n_cyc) - 1):
181                 c = center(points[v - 1], points[n_cyc[i] - 1], points[n_cyc[i
182                 +1] - 1])
183                 face.append(c)
184             faces.append(face)
185         return faces
186
187 def get_dual2(g, points):
188     sv = SphericalVoronoi(points)
189     sv.sort_vertices_of_regions()
190     faces = []
191     for region in sv.regions:
192         face = sv.vertices[region]
193         faces.append(face)
194     return np.array(faces)
195
196 # minimum of distances between regions at a distance > 3
197 def faces_d3_dist2(g, faces):
198     n = g.number_of_nodes()
199     d = 2.0
200     for i in g.nodes():
201         for j in g.nodes():
202             if nx.shortest_path_length(g, i, j) == 3:
203                 d = np.min([d, faces_dist(faces[i - 1], faces[j - 1])])
204     return d
205
206 def faces_d3_dist(g, faces):
207     d = 2.0
208     paths = dict(nx.all_pairs_shortest_path_length(g, 3))
209
210     for i in g.nodes():
211         for j in g.nodes():
212             if i in paths:
213                 if j in paths[i]:
214                     if paths[i][j] == 3:
215                         d = np.min([d, faces_dist(faces[i - 1], faces[j -
216     1])])
217     return d
218
219

```

```

220 thomsons = [f.strip() for f in open('thomson/list_of_files.txt')]
221
222 thomsons.sort(key=lambda x: int(x.replace('.xyz', '')))
223
224 for thomson in thomsons:
225     try:
226         print(thomson)
227
228         n_thomson = int(thomson.replace('.xyz', ''))
229         points = read_points2('thomson/' + thomson)
230
231         f = open('tmp', 'w')
232         f.write('3 \n')
233         f.write(str(len(points)) + '\n')
234         for p in points:
235             f.write(' '.join(map(str, p)) + '\n')
236         f.close()
237
238         cmd = 'C:\\\\cpp\\qhull-2019.1\\bin\\qconvex.exe i < tmp > ' + '
thomson1/' + str(n_thomson) + '.g'
239         os.system(cmd)
240
241         triangles = read_triang2('thomson1/' + str(n_thomson) + '.g')
242
243         G = nx.Graph()
244
245         for t in triangles:
246             t = t + 1
247             G.add_edge(t[0], t[1])
248             G.add_edge(t[1], t[2])
249             G.add_edge(t[0], t[2])
250
251         write_dimacs(G, 'g/' + str(n_thomson) + '.g')
252
253         good = True
254
255         for v,d in G.degree:
256             if (d != 5) and (d != 6):
257                 good = False
258                 break
259
260         if good:
261             write_dimacs(connect_dist2(G), 'g2/' + str(n_thomson) + '.g2')
262
263             faces = get_dual2(G, points)
264             d0 = get_diam(faces)
265             d1 = faces_d3_dist(G, faces)
266
267             #if d1/d0 > 1:
268                 print(thomson + ' ' + str(d0) + ' ' + str(d1) + ' ' + str(d1/
d0))
269             write_faces(faces, 'vor/' + str(n_thomson) + '.vor')
270         except Exception as e:
271             print('err' + str(e))

```

ПРИЛОЖЕНИЕ 4. ПОСТРОЕНИЕ ДИАГРАММЫ ВОРОНОГО С ИКОСАЭДРАЛЬНОЙ СИММЕТРИЕЙ

```

1
2 import networkx as nx
3 import planarity as pl
4 import matplotlib.pyplot as plt
5 import numpy as np
6 import sys
7
8
9 #a,b = 2,2
10
11 edges_dist2 = True
12
13 dodec = nx.dodecahedral_graph()
14
15 par = [[], [], []]
16 npar = 0
17
18 n_contr = 0
19 #nei = np.zeros([20,3], dtype = 'i')
20 nei = []
21
22 node_list = []
23 node_cl = []
24
25 def valid(x,y,a,b):
26     return ((x>=0) and (y>=0) and (x<=a+b) and (y<=a+b) and (x+y>=b) and (
27         x+y<=a+2*b))
28
29 def hexagon_triangular_grid(a,b,z=0): # generate aq hexagon on the
30     triangular grid with sides a-b-a-b-a-b
31
32     g = nx.Graph()
33     for i in range(a+b+1):
34         for j in range(a+b+1):
35             if valid(i,j,a,b):
36                 g.add_node((i,j))
37                 if valid(i+1,j-1,a,b):
38                     g.add_edge((i,j,z),(i+1,j-1,z))
39                 if valid(i+1,j,a,b):
40                     g.add_edge((i,j,z),(i+1,j,z))
41                 if valid(i,j+1,a,b):
42                     g.add_edge((i,j,z),(i,j+1,z))
43                 if edges_dist2: # vertices u,v are adjanced if
44                     dist(u,v)=2 in the initial graph
45                     if valid(i+2,j-2,a,b):
46                         g.add_edge((i,j,z),(i+2,j-2,z))
47                     if valid(i+2,j-1,a,b):
48                         g.add_edge((i,j,z),(i+2,j-1,z))
49                     if valid(i+2,j,a,b):
50                         g.add_edge((i,j,z),(i+2,j,z))
51                     if valid(i+1,j+1,a,b):
52                         g.add_edge((i,j,z),(i+1,j+1,z))
53                     if valid(i,j+2,a,b):
54                         g.add_edge((i,j,z),(i,j+2,z))
55                     if valid(i-1,j+2,a,b):
56                         g.add_edge((i,j,z),(i-1,j+2,z))
57
58     return g
59
60 def fill_paral(a,b): # indices of vertices that belongs to other hexagon
61     global npar
62     for i in range(b+1):
63         for j in range(a+1):
64             par[0].append([j+b-i,i])
65     for i in range(b+1):
66         for j in range(a+1):
67             par[1].append([i,a+b-j])
68     for i in range(b+1):
69         for j in range(a+1):
70             par[2].append([a+b-j,b+j-i])
71     npar = len(par[0]) - 1

```

```

70 def equiv_nodes(u,v):      # check if two vertices in different hexagons are
    equivalent
71 #     global n_contr
72     e = (u[2],v[2])
73     u1 = [u[0],u[1]]
74     v1 = [v[0],v[1]]
75     if nei[e[0]].count(e[1])==0:
76         return False
77     i0 = nei[e[0]].index(e[1])
78     i1 = nei[e[1]].index(e[0])
79     if par[i0].count(u1)==0:
80         return False
81     if par[i1].count(v1)==0:
82         return False
83     res = (par[i0].index(u1)+par[i1].index(v1) == npar)
84     #     if res:
85     #         print(u,v)
86     #         n_contr += 1
87     return res
88
89 def tr_classes(g):         # defining classes of equivalence for networkx.
    union
90
91     def merge_classes(c):
92         for i in range(len(node_list)-1):
93             if c.count(node_cl[i])>0:
94                 node_cl[i] = c[0]
95
96     cln = 0
97     for u in g.nodes():
98         cur = []
99         for k in range(len(node_list)):
100             v = node_list[k]
101             if equiv_nodes(u,v):
102                 if cur.count(node_cl[k])==0:
103                     cur.append(node_cl[k])
104
105             node_list.append(u)
106             if len(cur)==0:
107                 cln+=1
108                 node_cl.append(cln)
109             else:
110                 if len(cur)>1:
111                     merge_classes(cur)
112                     node_cl.append(cur[0])
113
114 def contract_nodes(u,v):    # finally u,v are in the same class
115     i0 = node_list.index(u)
116     i1 = node_list.index(v)
117     return (node_cl[i0]==node_cl[i1])
118
119 def write_dimacs(g,filename):
120     g1 = nx.convert_node_labels_to_integers(g,first_label=1)
121     f = open(filename,'w')
122     f.write('p edges '+str(g.number_of_nodes())+' '+str(g.number_of_edges())+'\n')
123     for e in g1.edges():
124         f.write('e '+str(e[0])+' '+str(e[1])+'\n')
125 #     print(g1.degree([0,1,2,3,4,5,6,7,8,9,10]))
126     f.close()
127
128 def write_cnf(g,n,filename):
129     g1 = nx.convert_node_labels_to_integers(g,first_label=1)
130     f = open(filename,'w')
131     f.write('p cnf '+str(g1.number_of_nodes()*n)+' '+str(g1.number_of_nodes()*n)+g1.number_of_edges()*n+'\n')
132     for e in g1.edges():
133         for c in range(n):
134             f.write(str(-(int(e[0]-1)*n+c+1))+' '+str(-(int(e[1]-1)*n+c+1))
135 )+' 0\n')
136     for i in range(g1.number_of_nodes()):
137         for c in range(n):
138             f.write(str(i*n+c+1)+' ')
139         f.write('0\n')
140     f.close()
141
142

```

```

143 if __name__ == "__main__":
144     try:
145         a = int(sys.argv[1])
146         b = int(sys.argv[2])
147     except:
148         print('usage: sphere_triang.py a b \n where a,b are positive
integers')
149         sys.exit()
150
151     tr = nx.Graph()
152     for i in range(20):
153         h = hexagon_triangular_grid(a,b,i)
154         tr = nx.union(tr,h)
155
156     #print(tr.number_of_edges())
157     #tr = hexagon_triangular_grid(2,1)
158
159     L = pl.check_planarity(dodec)[1]
160     for i in range(20):
161         k = 0
162         nei.append([])
163         for v in L.neighbors_cw_order(i):
164             nei[i].append(v)
165             k += 1
166
167     fill_parallel(a,b)
168
169     tr_classes(tr)
170
171     #
172     tr_sphere = nx.quotient_graph(tr,contract_nodes)
173
174     tr_sphere = nx.quotient_graph(tr,contract_nodes)
175
176     fn = 'sph_'+str(a)+'_'+str(b)+'.cnf'
177
178     print('Generating icosahedral S^2 triangulation T({0},{1}) and CNF for
8-coloring...'.format(a,b),'\n')
179     print('Number of nodes (variables): {0} ({1}) '.format(tr_sphere.
number_of_nodes(),tr_sphere.number_of_nodes()*8),'\n')
180     print('Number of edges: ',tr_sphere.number_of_edges(),'\n')
181     print('Number of clauses: ',tr_sphere.number_of_edges()*8+tr_sphere.
number_of_nodes(),'\n')
182     print(fn+'\n')
183
184     #print(n_contr)
185     #print(len(np.unique(node_cl)))
186
187     #write_dimacs(tr_sphere,'tr_sphere_'+str(a)+'_'+str(b)+'_d2.txt')
188     write_cnf(tr_sphere, 8, fn)
189
190     #nx.draw(tr_sphere)
191     #plt.show()

```

ПРИЛОЖЕНИЕ 5. ВИЗУАЛИЗАЦИЯ РАСКРАСОК

```

1
2 #include "Utils.hpp"
3 #include <gl2ps-1.4.0-source/gl2ps.h>
4 #include <freeglut/include/GL/glut.h>
5 #include <glm/vec3.hpp>
6
7 Mouse mouse = {0, 0};
8 double cameraDistance = 3.5;
9 std::pair<double, double> cameraAngleXY(0, 0), cameraTransXY(0, 0);
10 std::pair<int, int> screenWH;
11
12 std::string fileName;
13 std::string nColors;
14 std::vector<Vec3d> points;
15 std::map<int, int> coloring;
16 std::set<std::pair<int, int>> sedges, sedges2, sedges3;
17 std::vector<std::pair<int, int>> edges, edges2;
18 std::vector<std::vector<Vec3d>> faces, faces2;
19 std::vector<GLfloat> facesTriangles;
20
21 std::string vshader =
22 "#version 330 core"
23 "layout(location = 0) in vec3 pos;"
24 "void main() {"
25     "gl_Position.xyz = pos;"
26 "}";
27
28 std::vector<Vec3d> palette =
29 {
30     { 0.0, 0.0, 0.0 },
31     { 1.0, 0.0, 0.0 },
32     { 0.0, 1.0, 0.0 },
33     { 1.0, 1.0, 0.0 },
34     { 0.0, 0.0, 1.0 },
35     { 0.60, 0.40, 0.12 },
36     { 1.0, 0.0, 1.0 },
37     { 0.75, 0.75, 0.75 },
38     { 0.0, 1.0, 1.0 },
39     { 0.25, 0.25, 0.25 },
40     { 0.98, 0.625, 0.12 },
41     { 0.98, 0.04, 0.7 },
42     { 0.60, 0.40, 0.70 },
43     { 1.0, 1.0, 1.0 },
44 };
45
46 bool drawPoints = false;
47 bool drawSphere = false;
48 bool drawG = false;
49 bool drawG2 = false;
50 bool drawFaces = true;
51 bool drawColors = true;
52 bool drawAxes = false;
53 bool drawFacesSkeletons = false;
54
55
56 void DisplayCallback();
57 void DoDraw();
58
59 void save(const std::string& fileName, int type = GL2PS_PDF)
60 {
61     FILE *fp;
62     GLint buffsize = 0, state = GL2PS_OVERFLOW;
63     fp = fopen(fileName.c_str(), "wb");
64     printf("Saving ... \n");
65     while (state == GL2PS_OVERFLOW) {
66         buffsize += 1024 * 1024;
67         gl2psBeginPage("test", "gl2psTestSimple", NULL,
68             GL2PS_PDF, GL2PS_SIMPLE_SORT,
69             GL2PS_DRAW_BACKGROUND | GL2PS_USE_CURRENT_VIEWPORT,
70             GL_RGBA, 0, NULL, 100, 100, 100, buffsize, fp, fileName.c_str
71             ());
72         DisplayCallback();
73         state = gl2psEndPage();
74     }
75     fclose(fp);

```

```

75     printf("Done \n");
76 }
77
78 void DisplayCallback()
79 {
80     glClear(GL_COLOR_BUFFER_BIT | GL_DEPTH_BUFFER_BIT |
81             GL_STENCIL_BUFFER_BIT);
82
83     /*
84     glPushMatrix();
85     glTranslatef(-2, -2, 0);
86     DoDraw();
87     glPopMatrix();
88
89     glPushMatrix();
90     glRotatef(180, 0, 1, 0);
91     glTranslatef(-2, 2, 0);
92     DoDraw();
93     glPopMatrix();
94
95     glPushMatrix();
96     glTranslatef(2, 2, 0);
97     DoDraw();
98     glPopMatrix();
99
100    glPushMatrix();
101    glTranslatef(2, -2, 0);
102    DoDraw();
103    glPopMatrix();
104    */
105
106    DoDraw();
107    glFlush();
108    glutSwapBuffers();
109 }
110
111 void DoDraw()
112 {
113     glPushMatrix();
114
115     //camera
116     {
117         glTranslatef(cameraTransXY.first, cameraTransXY.second, -
118                     cameraDistance);
119         glRotatef(cameraAngleXY.first, 1, 0, 0);
120         glRotatef(cameraAngleXY.second, 0, 1, 0);
121     }
122
123     if (drawSphere)
124     {
125         glColor4f(0.3f, 0.3f, 0.3f, 1.f);
126         //glPolygonMode(GL_FRONT_AND_BACK, GL_LINE);
127         glutSolidSphere(0.99f, 100, 100);
128     }
129
130     if (drawPoints)
131     {
132         int i = 0;
133         //auto p = points[15];
134         for (auto& p : points)
135         {
136             if (drawColors)
137             {
138                 const auto& clr = palette[coloring[i + 1]];
139                 glColor4f(clr.x, clr.y, clr.z, 1.f);
140             }
141             else
142             {
143                 glColor4f(0.0f, 0.0f, 1.0f, 1.f);
144             }
145
146             i++;
147             glPushMatrix();
148             glTranslatef(p.x, p.y, p.z);
149             glutSolidSphere(0.03f, 10, 10);
150             glPopMatrix();
151         }
152     }
153 }

```

```

150     }
151
152     if (drawG)
153     {
154         glColor4f(1.0f, 0.0f, 0.0f, 1.5f);
155
156         for (auto& e : edges)
157         {
158             //if (e.first - 1 != 15)
159             //{
160                 //    continue;
161             //}
162             auto& p1 = points[e.first - 1];
163             auto& p2 = points[e.second - 1];
164             glBegin(GL_LINES);
165             glVertex3f(p1.x, p1.y, p1.z);
166             glVertex3f(p2.x, p2.y, p2.z);
167             glEnd();
168         }
169     }
170
171     if (drawG2)
172     {
173         glColor4f(0.0f, 0.3f, 0.0f, 1.2f);
174
175         for (auto& e : sedges3)
176         {
177             //if (e.first - 1 != 15)
178             //{
179                 //    continue;
180             //}
181             auto& p1 = points[e.first - 1];
182             auto& p2 = points[e.second - 1];
183             glBegin(GL_LINES);
184             glVertex3f(p1.x, p1.y, p1.z);
185             glVertex3f(p2.x, p2.y, p2.z);
186             glEnd();
187         }
188     }
189
190     if (drawFacesSkeletons)
191     {
192         glPushMatrix();
193
194         for (auto& face : faces)
195         {
196             glColor4f(0.6f, 0.3f, 0.2f, 1.f);
197             for (size_t i = 0; i < face.size(); i++)
198             {
199                 auto& p1 = face[i];
200                 auto& p2 = face[(i + 1) % face.size()];
201
202                 glBegin(GL_LINES);
203                 glVertex3f(p1.x, p1.y, p1.z);
204                 glVertex3f(p2.x, p2.y, p2.z);
205                 glEnd();
206             }
207         }
208
209         glPopMatrix();
210     }
211
212     if (drawFaces)
213     {
214         glPushMatrix();
215
216         glLineWidth(2.f);
217
218         int i = 0;
219         glPolygonMode(GL_FRONT_AND_BACK, GL_FILL);
220         //auto& face = faces[15];
221         for (auto& face : faces2)
222         {
223             auto l = face.size();
224
225             if (drawColors)
226             {

```



```

227         const auto& clr = palette[coloring[i + 1]];
228         glColor4f(clr.x, clr.y, clr.z, 1.f);
229     }
230     else
231     {
232         glColor4f(0.6f, 0.3f, 0.2f, 1.f);
233     }
234
235     auto& c = points[i];
236     std::vector<GLfloat> triangles;
237     for (size_t j = 0; j < 1; j++)
238     {
239         auto& p1 = face[j];
240         auto& p2 = face[(j + 1) % 1];
241
242         //glBegin(GL_TRIANGLES);
243         //glVertex3f(p1.x, p1.y, p1.z);
244         //glVertex3f(p2.x, p2.y, p2.z);
245         //glVertex3f(c.x, c.y, c.z);
246         //glEnd();
247
248         triangles.push_back(p1.x);
249         triangles.push_back(p1.y);
250         triangles.push_back(p1.z);
251
252         triangles.push_back(p2.x);
253         triangles.push_back(p2.y);
254         triangles.push_back(p2.z);
255
256         triangles.push_back(c.x);
257         triangles.push_back(c.y);
258         triangles.push_back(c.z);
259     }
260     glEnableClientState(GL_VERTEX_ARRAY);
261     glVertexPointer(3, GL_FLOAT, 0, triangles.data());
262     glDrawArrays(GL_TRIANGLES, 0, triangles.size() / 3);
263     glDisableClientState(GL_VERTEX_ARRAY);
264
265     /*
266     glBegin(GL_POLYGON);
267     for (auto& p : face)
268     {
269         glVertex3f(p.x, p.y, p.z);
270     }
271     glEnd();
272     */
273
274     i++;
275 }
276 glPopMatrix();
277 }
278
279 if (drawAxes)
280 {
281     glPushMatrix();
282
283     glutSolidSphere(.01f, 100, 100);
284
285     //x
286     glColor4f(0.0f, 0.3f, 0.0f, 1.5f);
287     glBegin(GL_LINES);
288     glVertex3f(-2, 0, 0);
289     glVertex3f(2, 0, 0);
290
291     //arrow
292     glVertex3f(2.0, 0.0f, 0.0f);
293     glVertex3f(1.8, 0.1f, 0.0f);
294     glVertex3f(2.0, 0.0f, 0.0f);
295     glVertex3f(1.8, -0.1f, 0.0f);
296
297     glEnd();
298
299     //y
300     glColor4f(0.3f, 0.0f, 0.0f, 1.5f);
301     glBegin(GL_LINES);
302     glVertex3f(0, -2, 0);
303

```

```

304     glVertex3f(0, 2, 0);
305
306     //arrow
307     glVertex3f(0.0f, 2.0f, 0.0f);
308     glVertex3f(0.1f, 1.8f, 0.0f);
309     glVertex3f(0.0f, 2.0f, 0.0f);
310     glVertex3f(-0.1f, 1.8f, 0.0f);
311
312     glEnd();
313
314     //z
315     glColor4f(0.0f, 0.0f, 0.3f, 1.5f);
316     glBegin(GL_LINES);
317     glVertex3f(0, 0, -2);
318     glVertex3f(0, 0, 2);
319
320     //arrow
321     glVertex3f(0.0, 0.0f, -2.0f);
322     glVertex3f(0.0, 0.1f, -1.8f);
323     glVertex3f(0.0, 0.0f, -2.0f);
324     glVertex3f(0.0, -0.1f, -1.8f);
325
326     glEnd();
327
328     glPopMatrix();
329 }
330
331 glPopMatrix();
332 }
333
334 void MouseButtonCallback(int button, int state, int x, int y)
335 {
336     mouse = { x, y, button, state };
337 }
338
339 void MouseMotionCallback(int x, int y)
340 {
341     if ((mouse.button == GLUT_LEFT_BUTTON) && (mouse.state == GLUT_DOWN))
342     {
343         cameraAngleXY.first += (y - mouse.y) * 0.3f;
344         cameraAngleXY.second += (x - mouse.x) * 0.3f;
345         mouse.x = x;
346         mouse.y = y;
347     }
348     else if ((mouse.button == GLUT_MIDDLE_BUTTON) && (mouse.state ==
349 GLUT_DOWN))
350     {
351         cameraDistance -= (y - mouse.y) * 0.1f;
352         mouse.y = y;
353     }
354     glutPostRedisplay();
355 }
356
357 void KbCallBack(unsigned char key, int x, int y)
358 {
359     switch (key)
360     {
361     case 's':
362         save("test1.pdf");
363         glPushMatrix();
364         glRotatef(180, 0, 1, 0);
365         save("test2.pdf");
366         glPopMatrix();
367         break;
368     }
369     glutPostRedisplay();
370     std::cout << key;
371 }
372
373 void SpCallBack(int key, int x, int y)
374 {
375     const auto mods = glutGetModifiers();
376
377     if (GLUT_ACTIVE_CTRL & mods)
378     {
379         switch (key)

```

```

380     {
381     case GLUT_KEY_LEFT:
382         cameraTransXY.first -= 0.5;
383         break;
384     case GLUT_KEY_RIGHT:
385         cameraTransXY.first += 0.5;
386         break;
387     case GLUT_KEY_DOWN:
388         cameraTransXY.second += 0.5;
389         break;
390     case GLUT_KEY_UP:
391         cameraTransXY.second -= 0.5;
392         break;
393     case GLUT_KEY_PAGE_UP:
394         break;
395     }
396 }
397 }
398 else
399 {
400
401     switch (key)
402     {
403     case GLUT_KEY_LEFT:
404         cameraAngleXY.second -= 0.5;
405         break;
406     case GLUT_KEY_RIGHT:
407         cameraAngleXY.second += 0.5;
408         break;
409     case GLUT_KEY_DOWN:
410         cameraAngleXY.first += 0.5;
411         break;
412     case GLUT_KEY_UP:
413         cameraAngleXY.first -= 0.5;
414         break;
415     case GLUT_KEY_PAGE_UP:
416         break;
417     }
418 }
419 }
420 glutPostRedisplay();
421 std::cout << key;
422 }
423
424 void ReshapeCallback(int w, int h)
425 {
426     screenWH = { w, h };
427
428     glViewport(0, 0, (GLsizei)screenWH.first, (GLsizei)screenWH.second);
429     glMatrixMode(GL_PROJECTION);
430     glLoadIdentity();
431
432     gluPerspective(45.0f, (float)(screenWH.first) / screenWH.second, 1.0f,
433     100.0f); // FOV, AspectRatio, NearClip, FarClip
434
435     // switch to modelview matrix in order to set scene
436     glMatrixMode(GL_MODELVIEW);
437     glLoadIdentity();
438 }
439
440 void TimerCallback(int millisec)
441 {
442     glutTimerFunc(millisec, TimerCallback, millisec);
443     glutPostRedisplay();
444 }
445
446 void MenuCallback(int item)
447 {
448     switch (item)
449     {
450     case 1:
451         drawG = !drawG;
452         break;
453     case 2:
454         drawG2 = !drawG2;
455         break;
456     case 3:
457         drawSphere = !drawSphere;
458         break;
459     case 4:

```

```

459         drawFaces = !drawFaces;
460         break;
461     case 5:
462         drawColors = !drawColors;
463         break;
464     case 6:
465         drawAxes = !drawAxes;
466         break;
467     case 7:
468         drawPoints = !drawPoints;
469         break;
470     case 8:
471         drawFacesSkeletons = !drawFacesSkeletons;
472         break;
473     default:
474         break;
475 }
476
477 glutPostRedisplay();
478 }
479
480 int main(int argc, char *argv[])
481 {
482     std::cout << "xyz: "; std::cin >> fileName;
483     std::cout << "colors: "; std::cin >> nColors;
484
485     points = readXYZ(fileName + ".xyz");
486     edges = readTriangEdges(fileName + ".g");
487     edges2 = readTriangEdges(fileName + ".g2");
488     faces = readFaces(fileName + ".vor");
489     coloring = readColoring(fileName + "." + nColors + "c");
490
491     for (auto& f : faces)
492     {
493         faces2.push_back(upgrade_face(f));
494     }
495
496     sedges = std::set<std::pair<int, int>>(edges.begin(), edges.end());
497     sedges2 = std::set<std::pair<int, int>>(edges2.begin(), edges2.end());
498     std::set_difference(sedges2.begin(), sedges2.end(), sedges.begin(),
499                        sedges.end(),
500                        std::inserter(sedges3, sedges3.end()));
501
502     glutInit(&argc, argv);
503     glutInitDisplayMode(GLUT_RGBA | GLUT_DOUBLE | GLUT_DEPTH |
504                        GLUT_STENCIL);
505     glutInitWindowSize(1000, 800);
506     glutInitWindowPosition(0, 0);
507     glutCreateWindow((fileName + ".xyz").c_str());
508
509     {
510         glutDisplayFunc(DisplayCallback);
511         glutMouseFunc(MouseCallback);
512         glutMotionFunc(MouseMotionCallback);
513         glutTimerFunc(100, TimerCallback, 100);
514         glutSpecialFunc(SpCallBack);
515         glutKeyboardUpFunc(KbCallBack);
516         glutReshapeFunc(ReshapeCallback);
517     }
518
519     {
520         glClearColor(0, 0, 0, 0);
521         glShadeModel(GL_SMOOTH);
522         glEnable(GL_DEPTH_TEST);
523         glEnable(GL_POINT_SMOOTH);
524         glEnable(GL_LINE_SMOOTH);
525         glEnable(GL_POLYGON_SMOOTH);
526         //glEnable(GL_LIGHTING);
527         glEnable(GL_BLEND);
528         glBlendFunc(GL_SRC_ALPHA, GL_ONE_MINUS_SRC_ALPHA);
529         glHint(GL_LINE_SMOOTH_HINT, GL_NICEST);
530         glHint(GL_PERSPECTIVE_CORRECTION_HINT, GL_NICEST);
531         glHint(GL_LINE_SMOOTH_HINT, GL_NICEST);
532         glHint(GL_POLYGON_SMOOTH_HINT, GL_NICEST);
533         glHint(GL_POINT_SMOOTH_HINT, GL_NICEST);
534
535         //glPointSize(point_size);
536         //glLineWidth(line_width);

```

```

535     }
536
537     //light
538     {
539         GLfloat lightKa[] = { .3f, .3f, .3f, .9f }; // ambient light
540         GLfloat lightKd[] = { .7f, .7f, .7f, .9f }; // diffuse light
541         GLfloat lightKs[] = { .9f, .9f, .9f, .9f }; // specular light
542         glLightfv(GL_LIGHT0, GL_AMBIENT, lightKa);
543         glLightfv(GL_LIGHT0, GL_DIFFUSE, lightKd);
544         glLightfv(GL_LIGHT0, GL_SPECULAR, lightKs);
545
546         float lightPos[4] = { 0, 0, 1, 0 }; // directional light
547         glLightfv(GL_LIGHT0, GL_POSITION, lightPos);
548         glEnable(GL_LIGHT0);
549     }
550
551     //menu
552     {
553         glutCreateMenu(MenuCallback);
554         glutAddMenuEntry("Show G", 1);
555         glutAddMenuEntry("Show G2", 2);
556         glutAddMenuEntry("Show sphere", 3);
557         glutAddMenuEntry("Show faces", 4);
558         glutAddMenuEntry("Show colors", 5);
559         glutAddMenuEntry("Show axes", 6);
560         glutAddMenuEntry("Show points", 7);
561         glutAddMenuEntry("Show faces skeletons", 8);
562         glutAttachMenu(GLUT_RIGHT_BUTTON);
563     }
564
565     glutMainLoop();
566
567     return 0;
568 }

```