

Точность и сложность вычислений, необходимые для проверки изоморфизма графов сравнением полиномов

А. В. ПРОЛУБНИКОВ

Омский государственный университет им. Ф.М. Достоевского, Россия

Контактный e-mail: a.v.prolubnikov@mail.ru

Обоснована возможность численной реализации проверки изоморфизма графов с помощью сведения ее к проверке равенства модифицированных характеристических полиномов графов. Показано, что при достаточно больших значениях параметра алгоритма, использующего такое сведение, вероятность ошибки при решении им задачи проверки изоморфизма графов пренебрежимо мала. Доказано, что для графов на n вершинах необходимое для численной реализации сравнение значений их модифицированных характеристических полиномов, имеющих экспоненциальное от n количество коэффициентов, может быть проведено за время $O(n^4)$ при растущей как $O(n^2)$ длине мантииссы используемых машинных чисел.

Ключевые слова: изоморфизм графов, вычислительная сложность, точность вычислений.

Введение

В задаче проверки изоморфизма графов (далее — задача ИГр) даны два невзвешенных неориентированных помеченных графа без петель (два обыкновенных графа) G и H . $V(G)$, $V(H)$ — множества вершин этих графов, $V(G) = V(H) = \{1, \dots, n\}$ ($|V(G)| = |V(H)| = n$), $E(G)$, $E(H)$ — множества их ребер. Необходимо проверить, существует ли биекция $\varphi : V(G) \rightarrow V(H)$ такая, что

$$(i, j) \in E(G) \quad \Leftrightarrow \quad (\varphi(i), \varphi(j)) \in E(H).$$

Если биекция φ существует, то графы G и H *изоморфны* (обозначается как $G \simeq H$), иначе — не изоморфны. Для решения задачи необходимо либо представить такую биекцию, называемую *изоморфизмом*, либо доказать ее отсутствие.

Задача может быть поставлена в матричной формулировке. Пусть $(A)_{ij}$ означает ij -й элемент матрицы A . *Матрицей смежности* графа G называется матрица $A(G)$ размерности $n \times n$, элементы которой определяются следующим образом:

$$(A(G))_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{если } (i, j) \in E(G), \\ 0, & \text{иначе.} \end{cases}$$

Пусть S_n обозначает симметрическую группу на множестве из n элементов. Биективному отображению $\varphi: V(G) \rightarrow V(H)$ может быть однозначно поставлена в соответствие перестановка $\varphi \in S_n$. P_φ — матрица, соответствующая перестановке φ :

$$(P_\varphi)_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{если } i = \varphi(j), \\ 0, & \text{иначе.} \end{cases}$$

Тогда

$$G \simeq H \Leftrightarrow \exists \varphi \in S_n : A(H) = P_\varphi A(G) P_\varphi^\top.$$

Исходя из этой постановки два графа изоморфны тогда и только тогда, когда матрица смежности одного из них может быть получена из матрицы смежности другого в результате некоторой перестановки ее рядов, т. е. при помощи некоторой перестановки строк матрицы, совмещенной с такой же перестановкой ее столбцов.

Задача ИГр — это задача проверки того, являются ли два графа принципиально отличными друг от друга, т. е. обладают структурными отличиями, определяемыми заданным на множестве вершин отношением смежности, либо эти графы эквивалентны и отличаются друг от друга только нумерацией вершин. Задачу ИГр надо решать, например, при поиске графов с заданными свойствами, используя для этого перебор на множестве всех помеченных графов. Поскольку одному непомеченному графу на n вершинах соответствует $n!$ помеченных изоморфных графов, не сохраняя изоморфные графы, обладающие заданным свойством, мы сокращаем объем используемой для такого поиска памяти и производим проверку этого свойства только для одного графа из класса изоморфных.

Задача ИГр принадлежит классу NP , так как проверка того, является ли изоморфизмом некоторое биективное отображение множества вершин одного графа на множество вершин второго, может быть произведена за квадратичное относительно n время. NP -полнота этой задачи не доказана, в то же время полиномиальных относительно n алгоритмов решения задачи для общего случая не разработано. Задача ИГр полиномиально разрешима для планарных графов и графов с ограниченным родом [1] в целом, для графов с ограниченной кратностью собственных значений матрицы смежности графа [2], для графов с ограниченной степенью вершин [3] и некоторых других классов графов. Изоморфизм графов тем сложнее проверить, чем более регулярна их структура. Регулярные, сильно-регулярные и изорегулярные графы дают примеры задач ИГр, которые не могут быть решены имеющимися алгоритмами за полиномиальное относительно n время.

Алгоритмы решения задачи ИГр могут быть разделены на два типа. Это алгоритмы, решающие задачу ИГр для графов из некоторого класса (например, алгоритмы для классов графов, упомянутых выше), и эвристические алгоритмы, предназначенные для решения общего случая задачи, экспоненциальные в общем случае, но обладающие небольшой вычислительной сложностью “в среднем”, такие как, например, алгоритмы Уллмана [4], Шмидта — Дрюффеля [5] и NAUTY Б. МакКэя [6]. Однако относительно простые случаи задачи ИГр могут потребовать экспоненциального времени для их решения этими алгоритмами [5, 7].

Алгоритмы решения задачи ИГр в ходе своей работы проверяют инвариантные относительно изоморфизма, т. е. равные для изоморфных графов, характеристики — *инварианты* графов. Примерами инвариантов графа являются такие его характеристики, как связность, род графа, степенная последовательность, характеристический полином

матрицы смежности графа и ее спектр. Инвариант является *полным* инвариантом графа, если из равенства его значений для двух графов следует их изоморфизм.

Представленная в [8] и используемая в этой работе модификация характеристического полинома графа является полным инвариантом графа в том смысле, что для неизоморфных графов никакая нумерация их вершин не дает одинаковых полиномов. Модифицированный характеристический полином — это полином от n переменных, имеющий 2^n коэффициентов, поэтому за полиномиальное время вычислить значение такого полинома в заданной точке невозможно.

В настоящей работе показано, что возможна численная реализация алгоритма, решающего задачу ИГр проверкой равенства значений модифицированных характеристических полиномов в заданных точках без вычисления самих этих значений. Доказано, что для графов на n вершинах сравнение значений их модифицированных характеристических полиномов от n переменных может быть реализовано за время $O(n^4)$ при растущей как $O(n^2)$ длине мантииссы используемых машинных чисел.

1. Модифицированный характеристический полином графа

Характеристический полином графа G — это полином

$$\chi_G(x) = \det(A(G) - xE),$$

где x — переменная, E — единичная матрица. Значение $\chi_G(x)$ представляет собой зависящий от переменной x ориентированный объем n -мерного параллелепипеда, стороны которого заданы вектор-столбцами матрицы $A(G) - xE$.

В [9–11] представлены модификации характеристического полинома графа, включая полиномы от нескольких переменных. Эти модификации характеристического полинома не являются полными инвариантами графа. Переменные в этих полиномах никак не связаны с вершинами графа. Мы модифицируем характеристический полином графа $\chi_G(x)$ для графа на n вершинах, переходя от полинома от одной переменной к полиному от n переменных так, что вершине $i \in V(G)$ соответствует переменная x_i . Пусть далее x_1, \dots, x_n — независимые переменные, $X = \text{diag}(x_1, \dots, x_n)$ — диагональная матрица с элементами x_i на диагонали.

Определение. $\eta_G(x_1, \dots, x_n)$ — полином следующего вида:

$$\eta_G(x_1, \dots, x_n) = \det(A(G) + X). \quad (1)$$

Если из равенства характеристических полиномов двух графов не следует того, что графы изоморфны, то, как будет показано далее, изоморфизм графов следует из равенства их модифицированных характеристических полиномов при некоторой перенумерации вершин одного из графов. То есть два графа изоморфны тогда и только тогда, когда существует такая перенумерация вершин, при которой объемы, задаваемые для них по (1) и являющиеся функциями от n независимых переменных, равны при всех возможных значениях переменных.

Пусть c — некоторое подмножество элементов из $V(G)$. Через x_c обозначим произведение вида $\prod_{i \in c} x_i$. Коэффициент $A(G)_c$ перед этим произведением в полиноме $\eta_G(x_1, \dots, x_n)$ — это определитель подматрицы $A(G)$, получаемой из $A(G)$ удалением

рядов с номерами, принадлежащими подмножеству c . Для подмножества c и отображения $\varphi : V(G) \rightarrow V(H)$, соответствующего перестановке $\varphi \in S_n$, через $\varphi(c)$ обозначим множество образов элементов из c . Для $x = (x_1, \dots, x_n) \in \mathbb{R}^n$ точка $x_\varphi = (x_{\varphi(1)}, \dots, x_{\varphi(n)})$ — это точка, полученная перестановкой координат x в соответствии с φ . Верна следующая

Теорема 1. $G \simeq H$ и $\varphi : V(G) \rightarrow V(H)$ — изоморфизм тогда и только тогда, когда

$$\eta_G(x_1, \dots, x_n) \equiv \eta_H(x_{\varphi(1)}, \dots, x_{\varphi(n)}). \quad (2)$$

Замечание 1. Равенство (2) имеет место тогда, когда равны коэффициенты полиномов η_G и η_H при произведениях переменных, соответствующих друг другу по φ , т. е. коэффициент $A(G)_c$ перед произведением $\prod_{i \in c} x_i$ равен коэффициенту $A(H)_{\varphi(c)}$ перед произведением $\prod_{i \in c} x_{\varphi(i)}$.

Доказательство. Если $G \simeq H$ и φ — изоморфизм, то выполняется (2), поскольку $A(H) = P_\varphi A(G) P_\varphi^\top$ и соответствующие друг другу по φ коэффициенты полиномов η_G и η_H равны.

Покажем, что если равенство (2) выполняется, то $G \simeq H$ и φ — изоморфизм. Обозначим $A(G)$ через $A = (a_{ij})$ и $B(G)$ — через $B = (b_{ij})$. Если выполняется (2), то коэффициент перед x_c равен коэффициенту $x_{\varphi(c)}$ для всех подмножеств $c \subseteq V(G)$. Значит, выбрав такое c , что $c = V(G) \setminus \{i, j\}$ для некоторой пары вершин $i, j \in V(G)$, мы имеем $A_c = B_{\varphi(c)}$. Это равносильно $\det \begin{pmatrix} 0 & a_{ij} \\ a_{ij} & 0 \end{pmatrix} = \det \begin{pmatrix} 0 & b_{\varphi(i)\varphi(j)} \\ b_{\varphi(i)\varphi(j)} & 0 \end{pmatrix}$. Таким образом, $a_{ij} = b_{\varphi(i)\varphi(j)}$ и $(i, j) \in E(G)$ тогда и только тогда, когда $(\varphi(i), \varphi(j)) \in V(H)$, т. е. $G \simeq H$ и φ — изоморфизм. ■

Замечание 2. Для того чтобы графы G и H были изоморфны, достаточно равенства коэффициентов перед произведениями x_c и $x_{\varphi(c)}$ для некоторой биекции $\varphi : V(G) \rightarrow V(H)$, где c — подмножества из $n-2$ вершин из $V(G)$. В случае, если это равенство имеет место, равенство остальных соответствующих друг другу коэффициентов обеспечивается тем, что они являются определителями подматриц, получаемых удалением соответствующих по φ рядов из $A(G)$ и $A(H)$, и равны, так как $A(H) = P_\varphi A(G) P_\varphi^\top$.

2. Решение задачи ИГр проверкой равенства значений модифицированных характеристических полиномов графов в заданных точках

Поскольку полином вида (1) имеет 2^n коэффициентов, алгоритм решения задачи ИГр, представленный в [8], требует экспоненциального времени для любых классов графов, так как проверка равенства всех соответствующих друг другу коэффициентов полиномов вида (1), в том числе и для полиномов графов, для которых задача ИГр разрешима за полиномиальное время, имеет, как и в худшем случае, экспоненциальную сложность. Представленный далее алгоритм — это алгоритм, решающий задачу ИГр проверкой равенства значений полиномов графов вида (1) в заданных точках, что позволяет эффективно решать многие индивидуальные задачи ИГр, включая приведенные в [12], а также задачи ИГр для сильно-регулярных графов из [13].

Пусть $N \in \mathbb{N}$, $M = \{k/10^N \mid 0 < k \leq 10^N, k \in \mathbb{N}\}$, $|M| = 10^N$, $M \subset]0, 1[$, ε_i — случайно равномерно и независимо выбираемые в ходе работы представленного далее алгоритма

значения из M , $\varepsilon^{(i)}$ — точки из \mathbb{R}^n , заданные следующим образом: $\varepsilon^{(0)} = (0, \dots, 0)$ и

$$\varepsilon^{(i)} = \varepsilon^{(i-1)} + \varepsilon_i e_i, \quad i = \overline{1, n},$$

где $\{e_i\}_{i=1}^n$ — стандартный базис в \mathbb{R}^n . То есть $\varepsilon^{(i)}$ — это точки

$$(\varepsilon_1, 0, 0, \dots, 0),$$

$$(\varepsilon_1, \varepsilon_2, 0, \dots, 0),$$

...

$$(\varepsilon_1, \varepsilon_2, \dots, \varepsilon_n).$$

В приводимом ниже алгоритме проверка двух графов на изоморфизм производится как попытка построения биекции $\varphi : V(G) \rightarrow V(H)$ такой, что $\eta_G(\varepsilon^{(i)}) = \eta_H(\varepsilon_\varphi^{(i)})$, $i = \overline{1, n}$, для чего в ходе итераций алгоритма для каждого $i \in V(G)$ ищется такое $j \in V(H)$, что

$$\eta_G(\varepsilon^{(i)}) = \eta_H(\varepsilon_\varphi^{(i-1)} + \varepsilon_i e_j). \quad (3)$$

УСТАНОВИТЬ СООТВЕТСТВИЕ (i)

```

1  if  $i = n$ 
2      begin
3           $flag := true$ ;
4           $\varphi[n] := k$ , где  $k$  такое, что  $J = \{k\}$ ;
5          выйти из процедуры.
6      end
7  else
8      begin
9          выбрать  $\varepsilon_i \in M$ ;
10         for  $j := 1$  to  $n$ 
11             begin
12                 if  $j \in J$  и  $\eta_G(\varepsilon^{(i)}) = \eta_H(\varepsilon_\varphi^{(i-1)} + \varepsilon_i e_j)$ 
13                     begin
14                          $\varphi[i] := j$ ,  $J := J \setminus \{j\}$ ;
15                         УСТАНОВИТЬ СООТВЕТСТВИЕ ( $i + 1$ );
16                         if  $flag = false$ 
17                              $J := J \cup \{j\}$ ,  $\varphi[i] := 0$ ;
18                     end
19             end
20         end
21     выйти из процедуры.
```

АЛГОРИТМ РЕШЕНИЯ ЗАДАЧИ ИГР (G, H)

```

1   $flag := false$ ;  $J := V(H)$ ;
2  for  $i := 1$  to  $n$ 
3       $\varphi[i] := 0$ ;
4  УСТАНОВИТЬ СООТВЕТСТВИЕ (1);
5  if  $flag$ 
6      выдать сообщение " $G \simeq H$ ,  $\varphi$  — изоморфизм", выдать  $\varphi$ ,
7  else
8      выдать сообщение " $G \not\simeq H$ ";
9  работу алгоритма завершить.
```

В ходе работы алгоритма элемент $\varphi[i]$ массива φ либо содержит номер некоторой вершины из $V(H) = \{1, \dots, n\}$, либо является неопределенным, что задается нами как $\varphi[i] = 0$. Если графы, поданные на вход алгоритма, изоморфны, то по окончании работы алгоритма этот массив содержит подстановку, задающую изоморфизм графов.

Рекурсивно вызываемая в ходе работы алгоритма процедура УСТАНОВИТЬ СООТВЕТСТВИЕ, получая на вход $i \in V(G)$, устанавливает $\varphi[i] = j$, где $j \in V(H)$ такое, что выполнено (3). Если такого j для i не оказывается и после выхода из процедуры УСТАНОВИТЬ СООТВЕТСТВИЕ мы имеем $flag = false$, то производится модификация значения $\varphi[i-1]$, назначенного нами ранее: мы полагаем $\varphi[i-1] = 0$, после чего рассматриваем другие варианты из J для того, чтобы задать значение $\varphi[i-1]$.

Если для графов G и H соответствие φ может быть построено за n последовательно выполняемых итераций, то из равенства полиномов в n парах точек $\varepsilon^{(i)}$ и $\varepsilon_{\varphi}^{(i)}$, $i = \overline{1, n}$, делается вывод о том, что $G \simeq H$ и φ — изоморфизм.

3. Вероятность ошибки

Предположим, что приведенный выше алгоритм может быть реализован численно, т. е. проверка равенства (3) может быть осуществлена за полиномиальное от n время и с полиномиально растущей от n длиной мантиссы. Предложенный алгоритм проверяет равенство полиномов от n переменных в n точках, чего недостаточно для того, чтобы делать вывод об их равенстве или неравенстве. Покажем, что при достаточной величине параметра N вероятность ошибки при проверке равенства полиномов графов, а значит, и ошибки при решении задачи ИГр будет пренебрежимо мала.

Для алгоритмов решения задачи ИГр возможны ошибки двух типов: 1) неверный вывод о $G \simeq H$ для $G \not\simeq H$; 2) неверный вывод о $G \not\simeq H$ для $G \simeq H$. Пусть $P(\cdot)$ означает вероятность события, указываемого в скобках. Известна [14, 15] следующая лемма:

Лемма 1. Пусть $f \in F[x_1, \dots, x_n]$ — ненулевой полином общей степени $d \geq 0$ над полем F . Пусть M — конечное подмножество F и пусть r_1, \dots, r_n — значения, случайно равномерно и независимо выбранные из M . Тогда

$$P(f(r_1, \dots, r_n) = 0) \leq \frac{d}{|M|}.$$

Если в ходе работы алгоритма для всех $i \in V(G)$ установлено φ , то $\eta_G(\varepsilon^{(n)}) = \eta_H(\varepsilon_{\varphi}^{(n)})$.

$$g(x_1, \dots, x_n) = \eta_G(x_1, \dots, x_n) - \eta_H(x_{\varphi(1)}, \dots, x_{\varphi(n)})$$

— полином общей степени n . Компоненты $\varepsilon^{(n)}$ — случайно равномерно и независимо выбранные из M значения ε_i . Если $\eta_G(\varepsilon^{(n)}) = \eta_H(\varepsilon_{\varphi}^{(n)})$, то по лемме 1 $g \equiv 0$ с вероятностью, не меньшей $1 - n/10^N$. Следовательно, если в результате выполнения алгоритма получено сообщение $G \simeq H$ и φ — изоморфизм, мы имеем $\eta_G \neq \eta_H$ с вероятностью, $P(\text{ошибка}) \leq n/10^N$. Если положить $N = n$, то $P(\text{ошибка}) \leq 1/10^{n-\lg n}$, и это сообщение верно с вероятностью, не меньшей $1 - 1/10^{n-\lg n}$. Выдаваемое алгоритмом сообщение о неизоморфизме графов всегда верно, поскольку означает, что искомого φ не существует, а значит, по теореме 1 графы неизоморфны.

4. Точность и сложность, необходимые для численной реализации алгоритма

4.1. Численная реализация алгоритма и ее корректность

Пусть d_i означает *степень* вершины $i \in V(G)$ — количество вершин, смежных с i . Будем считать, что графы G и H имеют один и тот же набор степеней вершин: $\{d_1, \dots, d_n\}$. Пусть d — максимальная степень вершин: $d = \max\{d_1, \dots, d_n\}$. Для численного решения задачи ИГр поставим в соответствие G и H модифицированные матрицы смежности A и B :

$$A := A(G) + 2dE, \quad B := A(H) + 2dE. \quad (4)$$

Имеем $A(H) = P_\varphi A(G) P_\varphi^\top$ для некоторого φ тогда и только тогда, когда $A = P_\varphi B P_\varphi^\top$.

При $d > 0$ матрица $A = (a_{ij})$ вида (4) обладает строгим диагональным преобладанием:

$$a_{ii} = 2d \geq 2d_i > d_i = \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^n a_{ij},$$

а значит,

$$a_{ii} - \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^n a_{ij} > 0,$$

$i = \overline{1, n}$. Таким образом, по критерию регулярности Адамара [16] матрицы A и B обратимы.

При численной реализации предложенных выше алгоритмов будем проверять равенство в заданных точках полиномов η_G и η_H вида

$$\eta_G(x_1, \dots, x_n) = \det(A + X), \quad \eta_H(x_{\varphi(1)}, \dots, x_{\varphi(n)}) = \det(B + X_\varphi), \quad (5)$$

где $X_\varphi = P_\varphi X P_\varphi^\top$. Переход к матрицам графов вида (4) и рассмотрение полиномов вида (5) эквивалентны замене переменных x_i полиномов вида (1) на переменные $x_i + 2d$.

Работу представленного выше алгоритма можно рассмотреть как попытку произвести согласованные изменения матриц A и B :

$$A^{(0)} := A, \quad B^{(0)} := A,$$

$$A^{(i)} := A^{(i-1)} + \varepsilon_i E_i, \quad B^{(i)} := B^{(i-1)} + \varepsilon_i E_j, \quad (6)$$

$i = 1, \dots, n$. Под согласованностью понимается выбор для $i \in V(G)$ такого $j \in V(H)$, что выполняется равенство

$$((A^{(i)})^{-1})_{ii} = \frac{A_{\{i\}}^{(i)}}{\det A^{(i)}} = \frac{(B^{(i-1)} + \varepsilon_i E_j)_{\{j\}}}{\det(B^{(i-1)} + \varepsilon_i E_j)} = ((B^{(i-1)} + \varepsilon_i E_j)^{-1})_{jj}, \quad (7)$$

где E_i — $n \times n$ -матрица, в которой равны нулю все элементы, за исключением i -го диагонального элемента, который равен 1. Идея проверки изоморфизма графов с помощью согласованных изменений элементов их матриц смежности принадлежит Р.Т. Файзуллину [17].

Из равенства (7) следует равенство

$$\eta_G(\varepsilon^{(i)}) = \eta_H(\varepsilon_\varphi^{(i-1)} + \varepsilon_i e_j) \quad (8)$$

для полиномов η_G и η_H вида (5), поскольку (7) для матриц $A^{(i)}$ и $B^{(i-1)} + \varepsilon_i E_j$ эквивалентно

$$\frac{\eta_{G \setminus \{i\}}(\varepsilon^{(i)})}{\eta_G(\varepsilon^{(i)})} = \frac{\eta_{H \setminus \{j\}}(\varepsilon_\varphi^{(i-1)} + \varepsilon_i e_j)}{\eta_H(\varepsilon_\varphi^{(i-1)} + \varepsilon_i e_j)}, \quad (9)$$

где через $G \setminus \{i\}$ обозначается подграф G , получаемый из G удалением вершины i и всех инцидентных ей ребер. Будем полагать $\eta_{G \setminus \{i\}}(\varepsilon^{(i)}) = \eta_{G \setminus \{i\}}(\varepsilon^{(i-1)})$. Так как значения $\eta_{G \setminus \{i\}}(\varepsilon^{(i)})$ и $\eta_{H \setminus \{j\}}(\varepsilon_\varphi^{(i-1)} + \varepsilon_i e_j)$ при варьировании значения ε_i не изменяются, то, имея равенство (9) для $\varepsilon_i \neq 0$, мы имеем и равенство (8).

Для обоснования корректности численной реализации алгоритма надо показать, что для поданных на вход алгоритма графов G и H в случае $G \simeq H$ численной реализацией алгоритма будет выдано сообщение об изоморфизме графов и их изоморфизм φ , а в случае $G \not\simeq H$ — сообщение о том, что графы не изоморфны. Для того чтобы обеспечить корректность работы алгоритма, необходимо:

- а) оценить необходимое количество итераций численного метода для достижения требуемой для проверки (9) точности;
- б) оценить требуемую для фиксирования результатов вычислений длину мантиссы машинных чисел.

В случае, если $G \not\simeq H$, имеем $\eta_G \neq \eta_H$. Возможные варианты перед запуском алгоритма:

- 1) $\eta_G(0, \dots, 0) \neq \eta_H(0, \dots, 0)$;
- 2) $\eta_G(0, \dots, 0) = \eta_H(0, \dots, 0)$.

Корректность работы численной реализации алгоритма в первом случае обосновывается утверждением 1, во втором — утверждением 2. Корректность работы численной реализации алгоритма для случая $G \simeq H$ следует также из утверждения 2. Докажем

Утверждение 1. Пусть $G \not\simeq H$ и $\eta_G(0, \dots, 0) \neq \eta_H(0, \dots, 0)$. Тогда при $N = n$ имеем

$$P(\text{ошибка}) \leq \frac{1}{10^{n(n-\lg n)}}.$$

Доказательство. Алгоритмом устанавливается соответствие φ для $i = \overline{1, n}$ и делается ошибочный вывод о том, что $G \simeq H$, когда на итерациях алгоритма последовательно имеем

$$\frac{\eta_{G \setminus \{i\}}(\varepsilon^{(i)})}{\eta_G(\varepsilon^{(i)})} = \frac{\eta_{H \setminus \{\varphi(i)\}}(\varepsilon_\varphi^{(i)})}{\eta_H(\varepsilon_\varphi^{(i)})},$$

тогда как $\eta_G \neq \eta_H$.

Если $\eta_G(0, \dots, 0) \neq \eta_H(0, \dots, 0)$ и выполнено

$$\frac{\eta_{G \setminus \{1\}}(\varepsilon^{(1)})}{\eta_G(\varepsilon^{(1)})} = \frac{\eta_{H \setminus \{\varphi(1)\}}(\varepsilon_\varphi^{(1)})}{\eta_H(\varepsilon_\varphi^{(1)})},$$

то для значения $t = \eta_{G \setminus \{1\}}(\varepsilon^{(1)}) / \eta_{H \setminus \{\varphi(1)\}}(\varepsilon_\varphi^{(1)})$ должно также выполняться

$$\eta_G(\varepsilon^{(1)}) = t\eta_H(\varepsilon_\varphi^{(1)}). \quad (10)$$

Поскольку ε_1 выбирается из M случайно и имеет место (10), для полиномов η_G и η_H , рассматриваемых как полиномы степени 1 от x_1 и $x_{\varphi(1)}$ при $x_i = 0$, $x_{\varphi(i)} = 0$, $i \neq 1$, по лемме 1 имеем

$$\begin{aligned} \mathbb{P}\left(\frac{\eta_{G \setminus \{1\}}(\varepsilon^{(1)})}{\eta_G(\varepsilon^{(1)})} = \frac{\eta_{H \setminus \{\varphi(1)\}}(\varepsilon_\varphi^{(1)})}{\eta_H(\varepsilon_\varphi^{(1)})}\right) &= \mathbb{P}\left(\eta_G(\varepsilon^{(1)}) = t\eta_H(\varepsilon_\varphi^{(1)})\right) = \\ &= \mathbb{P}\left(\eta_G(\varepsilon^{(1)}) - t\eta_H(\varepsilon_\varphi^{(1)}) = 0\right) \leq \frac{1}{10^N}. \end{aligned}$$

Аналогично для $i = \overline{2, n}$ получаем

$$\mathbb{P}\left(\frac{\eta_{G \setminus \{i\}}(\varepsilon^{(i)})}{\eta_G(\varepsilon^{(i)})} = \frac{\eta_{H \setminus \{\varphi(i)\}}(\varepsilon_\varphi^{(i)})}{\eta_H(\varepsilon_\varphi^{(i)})}\right) \leq \frac{i}{10^N}.$$

Таким образом, вероятность ошибки может быть оценена как

$$\mathbb{P}(\text{ошибка}) \leq \frac{1}{10^N} \cdot \dots \cdot \frac{i}{10^N} \cdot \dots \cdot \frac{n}{10^N}.$$

Полагая $N = n$, будем иметь

$$\mathbb{P}(\text{ошибка}) \leq \frac{1}{10^{n(n-\lg n)}}.$$

■

Замечание 3. Утверждение 1 доказывается в предположении, что проверка выполнения равенства (9) может быть реализована численно, т. е. с использованием машинных чисел с ограниченной полиномом от n длиной мантиссы и за полиномиальное от n время.

4.2. Вычислительная сложность решения СЛАУ с необходимой точностью

Нахождение элемента $((A^{(i)})^{-1})_{ii}$ обратной к $A^{(i)}$ матрицы будем производить, решая системы линейных уравнений вида

$$A^{(i)}y = e_i, \quad (11)$$

где $\{e_i\}_{i=1}^n$ — стандартный базис в \mathbb{R}^n . Диагональный элемент обратной матрицы $((A^{(i)})^{-1})_{ii}$ — это значение i -й компоненты y .

Нахождение сравниваемых в (9) значений как компонент вектора-решения СЛАУ позволяет оценить количество итераций методов их решения, которые надо выполнить для достижения необходимой точности. Точность должна быть достаточной для того, чтобы, исходя из неравенства (9) машинных чисел с ограниченной длиной мантиссы, можно было делать вывод о неравенстве представляемых ими чисел из \mathbb{R} .

Для решения СЛАУ (11) могут быть использованы итерационные методы, такие как метод Гаусса — Зейделя или метод простой итерации. Диагональное преобладание,

задаваемое (4), обеспечивает сходимость этих методов к точному решению со скоростью геометрической прогрессии. Для решения указанных выше тестовых задач при выборе значений ε_i из интервала $[10^{-3}, 1]$ достаточно использования стандартного числового типа `double`.

Использование итерационного метода решения СЛАУ, в отличие от, например, использования метода Гаусса, позволяет нам, как это будет сделано далее, оценить полиномом от n вычислительную сложность получения приближенных решений СЛАУ (11) с заданной точностью.

Оценим вычислительную сложность решения СЛАУ (11) с необходимой для проверки равенства (9) точностью в общем случае задачи ИГр. Пусть для решения СЛАУ (11) используется метод Гаусса — Зейделя. Пусть $y^{(k)}$ — приближение точного решения y на k -й итерации метода Гаусса — Зейделя. Можно показать [18], что если для СЛАУ $Ay = b$ матрица A такая, что $\sum_{j \neq i} |a_{ij}| \leq \gamma |a_{ii}|$, $\gamma < 1$, $i = \overline{1, n}$, то

$$\|y - y^{(k)}\|_1 \leq \gamma \|y - y^{(k-1)}\|_1.$$

Для матриц вида (4) $\gamma \leq 1/2$. Следовательно,

$$|y_i - y_i^{(k)}| \leq \|y - y^{(k)}\|_1 \leq \frac{\delta_0}{2^k},$$

где δ_0 — погрешность начального приближения.

Рассмотрим следующую задачу. Пусть $a, b \in \mathbb{R}$ — некоторые точные значения, а $a^{(k)}, b^{(k)} \in \mathbb{R}$ — такие их приближения, полученные за k первых итераций численного метода, что

$$|a - a^{(k)}| \leq \frac{\delta_0}{2^k}, \quad |b - b^{(k)}| \leq \frac{\delta_0}{2^k}.$$

Предположим, известно такое $\Delta > 0$, что если $a \neq b$, то $|a - b| > \Delta$. Надо определить, сколько требуется произвести итераций метода для того, чтобы неравенство машинных чисел $a^{(k)}$ и $b^{(k)}$ свидетельствовало о неравенстве точных значений $a, b \in \mathbb{R}$. Предполагая, что длина мантииссы используемых машинных чисел достаточна для фиксирования полученных результатов, если

$$|a - a^{(k)}| < \frac{\Delta}{4}, \quad |b - b^{(k)}| < \frac{\Delta}{4},$$

будем иметь

$$|a^{(k)} - b^{(k)}| > \frac{\Delta}{2},$$

и на последующих итерациях метода Гаусса — Зейделя модуль разности приближенных значений $a^{(k)}$ и $b^{(k)}$ будет только расти. А значит, можно утверждать, что $a \neq b$. Таким образом, если $|a - b| > \Delta > 0$, то для фиксирования с помощью машинных чисел с достаточной длиной мантииссы неравенства $a \neq b$ точных значений надо провести такое число итераций K , что

$$\frac{\delta_0}{2^K} < \frac{\Delta}{4}, \tag{12}$$

т. е. $K = O\left(\log \frac{1}{\Delta}\right)$. С учетом того, что вычислительная сложность одной итерации метода Гаусса — Зейделя составляет $O(n^2)$, при его использовании вычислительная сложность решения СЛАУ с необходимой точностью в ходе работы алгоритма составит $KO(n^2)$.

4.3. Вычислительная сложность нахождения приближенных решений СЛАУ и длина мантиисы используемых машинных чисел

Как было указано выше, для численной реализации предложенного алгоритма необходимо в ходе его работы проверять равенства вида (3), а значит, необходимо фиксировать неравенства

$$\eta_G(\varepsilon^{(i)}) \neq \eta_H(\varepsilon_\varphi^{(i)}) \quad (13)$$

за полиномиальное от n время, используя машинные числа с полиномиально растущей от n длиной мантиисы. То есть при таких ограничениях необходимо уметь сравнивать значения полиномов от n переменных с 2^n коэффициентами. Утверждения, доказываемые ниже, обосновывают возможность численной реализации этой операции сравнения.

Далее при доказательстве утверждений 2 и 3 нами используется известная теорема Гершгорина:

Теорема 2. Любое собственное значение матрицы $A = (a_{ij})$ лежит по крайней мере в одном из кругов с центрами a_{ii} и радиусами $\sum_{j \neq i} |a_{ij}|$.

Доказываемое ниже утверждение 2 обосновывает тот факт, что если $\eta_G(\varepsilon^{(i)}) = \eta_H(\varepsilon_\varphi^{(i)})$ для $i < k$ и на k -й итерации получаем неравенство $\eta_G(\varepsilon^{(k)}) \neq \eta_H(\varepsilon_\varphi^{(k)})$, то это неравенство будет установлено в ходе работы численной реализации представленного выше алгоритма решения задачи ИГр. Это означает, что возможность построения алгоритмом соответствия φ есть только в том случае, если графы изоморфны. Для доказательства утверждения 2 нам потребуется следующая лемма.

Лемма 2. Если верно (13), то $|\eta_G(\varepsilon^{(i)}) - \eta_H(\varepsilon_\varphi^{(i)})| = p/10^{iN} > 1/10^{iN}$, $p \in \mathbb{N}$.

Доказательство. Пусть $A = A^{(i)}$. Тогда

$$\eta_G(\varepsilon^{(i)}) = \det A = \sum_{\pi \in S_n} \left(\sigma(\pi) \prod_{j=1}^n a_{j\pi(j)} \right), \quad (14)$$

где $\sigma(\pi) = 1$, если π — четная, и $\sigma(\pi) = -1$ иначе. Имеем

$$\prod_{j=1}^n a_{j\pi(j)} = \frac{p}{10^{k(\pi)N}},$$

где $p \in \mathbb{N}$, а $k(\pi)$ — количество модифицированных на момент завершения i -й итерации диагональных элементов A в произведении, соответствующем π слева в (14). Следовательно,

$$\eta_G(\varepsilon^{(i)}) = \sum_{\pi \in S_n} \left(\sigma(\pi) \frac{p}{10^{k(\pi)N}} \right).$$

Так как A — матрица с диагональным преобладанием, то $\eta_G(\varepsilon^{(i)}) > 0$ и, следовательно, $\eta_G(\varepsilon^{(i)}) = p_1/10^{iN}$, $\eta_H(\varepsilon^{(i)}) = p_2/10^{iN}$ для некоторых $p_1, p_2 \in \mathbb{N}$. Получаем

$$\left| \eta_G(\varepsilon^{(i)}) - \eta_H(\varepsilon_\varphi^{(i)}) \right| = \left| \frac{p_1}{10^{iN}} - \frac{p_2}{10^{iN}} \right|.$$

Если $\eta_G(\varepsilon^{(i)}) \neq \eta_H(\varepsilon_\varphi^{(i)})$, то $p_1 \neq p_2$ и, следовательно, $|\eta_G(\varepsilon^{(i)}) - \eta_H(\varepsilon_\varphi^{(i)})| = p/10^{iN} \geq 1/10^{iN}$, $p \in \mathbb{N}$. ■

Утверждение 2. Если для некоторого $\varphi \in S_n$ имеем $\eta_G(\varepsilon^{(i)}) = \eta_H(\varepsilon_\varphi^{(i)})$ для $i < k$ и $\eta_G(\varepsilon^{(k)}) \neq \eta_H(\varepsilon_\varphi^{(k)})$, то

$$\frac{\eta_{G \setminus \{k\}}(\varepsilon^{(k)})}{\eta_G(\varepsilon^{(k)})} \neq \frac{\eta_{H \setminus \{j\}}(\varepsilon_\varphi^{(k)})}{\eta_H(\varepsilon_\varphi^{(k)})} \quad (15)$$

и (15) может быть зафиксировано с помощью машинных чисел с мантиссой длины $O(n^2)$ за время $O(n^4)$.

Доказательство. Пусть $a = \eta_G(\varepsilon^{(k)})$, $a' = \eta_{G \setminus \{k\}}(\varepsilon^{(k)})$. По лемме 2 $\eta_H(\varepsilon_\varphi^{(k)}) = a + p/10^{kN}$, $\eta_{H \setminus \{j\}}(\varepsilon_\varphi^{(k)}) = a' + q/10^{kN}$, $p, q \in \mathbb{N}$, $p \neq 0$. Следовательно,

$$\left| \frac{\eta_{G \setminus \{k\}}(\varepsilon^{(k)})}{\eta_G(\varepsilon^{(k)})} - \frac{\eta_{H \setminus \{j\}}(\varepsilon_\varphi^{(k)})}{\eta_H(\varepsilon_\varphi^{(k)})} \right| = \left| \frac{a'}{a} - \frac{a' + q/10^{kN}}{a + p/10^{kN}} \right| = \frac{1}{10^{kN}} \frac{|a'p - aq|}{\eta_G(\varepsilon^{(k)})\eta_H(\varepsilon_\varphi^{(k)})}.$$

Согласно теореме Гершгорина, с учетом модификации диагональных элементов $(A(G))_{ii}$ и $(A(H))_{\varphi(i)\varphi(i)}$ для $i < k$ добавлением значений $\varepsilon_i < 1$ получим $\eta_G(\varepsilon^{(k)}) < (3(d+1))^n$ и $\eta_H(\varepsilon_\varphi^{(k)}) < (3(d+1))^n$. Так как $a = p_1/10^{kN}$, $a' = p_2/10^{(k-1)N}$, где $p_1, p_2 \in \mathbb{N}$, то если $a'p - aq \neq 0$, имеем $|a'p - aq| \geq 1/10^{kN}$. Следовательно,

$$\left| \frac{\eta_{G \setminus \{k\}}(\varepsilon^{(k)})}{\eta_G(\varepsilon^{(k)})} - \frac{\eta_{H \setminus \{j\}}(\varepsilon_\varphi^{(k)})}{\eta_H(\varepsilon_\varphi^{(k)})} \right| > \frac{1}{10^{2kN}(3(d+1))^{2n}}. \quad (16)$$

Покажем, что $a'p - aq \neq 0$. Равенство $a'p - aq = 0$ равносильно равенству $a'/a = q/p$, которое равносильно

$$\begin{aligned} \frac{\eta_{G \setminus \{k\}}(\varepsilon^{(k)})}{\eta_G(\varepsilon^{(k)})} &= \frac{\eta_{H \setminus \{j\}}(\varepsilon^{(k)}) - \eta_{G \setminus \{k\}}(\varepsilon^{(k)})}{\eta_H(\varepsilon^{(k)}) - \eta_G(\varepsilon^{(k)})} = \\ &= \frac{p/10^{kN}}{\eta_G(\varepsilon^{(k)}) - \eta_H(\varepsilon_\varphi^{(k)})} = \frac{p/10^{kN}}{\eta_G(\varepsilon^{(k)}) - \eta_H(\varepsilon_\varphi^{(k)})} = \frac{p/10^{kN}}{\eta_G(\varepsilon^{(k-1)}) - \eta_H(\varepsilon_\varphi^{(k-1)}) + \varepsilon_k p/10^{kN}}. \end{aligned} \quad (17)$$

Поскольку по условию теоремы $\eta_G(\varepsilon^{(k-1)}) = \eta_H(\varepsilon_\varphi^{(k-1)})$, то (17) эквивалентно

$$\frac{\eta_{G \setminus \{k\}}(\varepsilon^{(k)})}{\eta_G(\varepsilon^{(k)})} = \frac{1}{\varepsilon_k},$$

т. е.

$$\frac{\eta_{G \setminus \{k\}}(\varepsilon^{(k)})}{\eta_G(\varepsilon^{(k-1)}) + \varepsilon_k \eta_{G \setminus \{k\}}(\varepsilon^{(k)})} = \frac{1}{\varepsilon_k},$$

что равносильно

$$\frac{\eta_G(\varepsilon^{(k-1)})}{\eta_{G \setminus \{k\}}(\varepsilon^{(k-1)})} = 0.$$

Но это невозможно, поскольку $\eta_G(\varepsilon^{(k-1)}) > 0$, так как по определению (4) матрица A обладает строгим диагональным преобладанием. Следовательно, $a'p - aq \neq 0$.

Покажем, что неравенство (15) может быть зафиксировано при указанных в формулировке утверждения 2 длине машинных чисел и времени, требуемом для вычислений.

Из (16) следует, что для того чтобы численно зафиксировать неравенство (15), требуется такая длина мантиссы L машинных чисел, чтобы выполнялось

$$\frac{1}{10^L} < \frac{1}{10^{2kN}(3(d+1))^{2n}},$$

что при $N = n$ с учетом того, что $d \leq n$, $k \leq n$, равносильно выполнению неравенства

$$L > 2n^2 + 2n \lg(3n + 1),$$

из которого следует, что (15) может быть зафиксировано машинными числами с длиной мантиссы, растущей от n как $O(n^2)$.

При $N = n$ из (12), где Δ — значение из правой части (16), следует, что для решения СЛАУ с точностью, необходимой для фиксирования неравенства (15), требуется $O(\log(10^{2kn}(3(d+1))^{2n}))O(n^2) = O(n^4)$ элементарных машинных операций, поскольку k и d могут принимать значения от 1 до n :

$$\begin{aligned} O(\log(10^{2kn}(3(d+1))^{2n})) &= O(\log(10^{2kn})) + O(\log 3^{2n}) + O(\log(d+1)^{2n}) = \\ &= O(n^2) + O(n) + O(n \log n) = O(n^2). \end{aligned}$$

■

5. Дерегуляризация графов в ходе работы алгоритма. Точность и сложность вычислений, необходимые для ее реализации

Группа автоморфизмов $\text{Aut}(G)$ графа G — это группа изоморфизмов графа на себя:

$$\text{Aut}(G) = \{\psi \in S_n \mid a_{ij} = a_{\psi(i)\psi(j)}, i, j = \overline{1, n}\}.$$

Орбитой вершины $i \in V(G)$ относительно $\text{Aut}(G)$ называется множество

$$O_i(G) = \{\varphi(i) \mid \varphi \in \text{Aut}(G)\}.$$

Вычислительно сложные индивидуальные задачи ИГр имеют группы автоморфизмов большой мощности, поскольку в этом случае имеется значительное число вариантов для перебора на множествах вершин графов при установлении изоморфизма алгоритмами решения ИГр. Чем меньше мощность группы автоморфизмов графа, тем менее регулярна структура графа. В ходе проведения итераций представленного алгоритма производится последовательная дерегуляризация графов, в ходе которой убывают мощности групп автоморфизмов последовательно получаемых в соответствии с (6) графов. То есть под дерегуляризацией графа нами понимается такая его модификация, при которой в нем уменьшается количество симметрий, представляемых изоморфизмами графа на себя. В нашем случае дерегуляризация графов G и H производится добавлением взвешенных петель, т. е. получением из них графов $G^{(i)}$ и $H^{(i)}$ таких, что $E(G^{(i)})$ и $E(H^{(i)})$ содержат ребра вида (j, j) .

Следующая лемма показывает, что различные варианты установления изоморфизма для двух графов имеются в том случае, если орбиты вершин графов не тривиальны, т. е. состоят более чем из одной вершины.

Лемма 3. Пусть $G \simeq H$, $i_1, i_2 \in V(H)$. Вершина $i_1 \in O_{i_2}(H)$ тогда и только тогда, когда существуют вершина $j \in V(G)$ и такие изоморфизмы $\varphi_1, \varphi_2 : V(G) \rightarrow V(H)$, что $\varphi_1(j) = i_1$, $\varphi_2(j) = i_2$.

Доказательство. Пусть $i_1 \in O_{i_2}(H)$. Значит, мы имеем $\psi \in \text{Aut}(G)$ такое, что $\psi(i_1) = i_2$. Пусть φ_1 — изоморфизм G на H и пусть $j = \varphi_1^{-1}(i_1)$, $j \in V(G)$. Тогда $\varphi_2 = \psi \circ \varphi_1$.

Имеем $\varphi_2(j) = (\psi \circ \varphi_1)(j) = \psi(i_1) = i_2$. Обратно, предположим, что есть такие $i_1, i_2 \in V(H)$, $j \in V(G)$ и изоморфизмы φ_1, φ_2 , что $\varphi_1(j) = i_1$, $\varphi_2(j) = i_2$. Тогда $\psi = \varphi_2 \circ \varphi_1^{-1} \in \text{Aut}(H)$ и $\psi(j) = i_2$, т. е. $i_1 \in O_{i_2}(H)$. ■

Из леммы 3 следует, что если $G \simeq H$, то при установлении изоморфизма этих графов наличие нескольких вариантов установления соответствия φ для вершины $i \in V(G)$ возможно только в том случае, если $|O_i(G)| > 1$.

Предположим, что устанавливаемое в ходе работы алгоритма соответствие φ совпадает с некоторым изоморфизмом графов G и H для $j < i$ для некоторого i . Вероятность того, что веса инцидентных вершинам графа петель, назначаемые алгоритмом, окажутся не уникальны, пренебрежимо мала при достаточной величине параметра N . В этом случае уникальность веса петель будет обеспечивать $|O_j(G^{(i)})| = 1$, $|O_{\varphi(j)}(H^{(i)})| = 1$ для $j < i$,

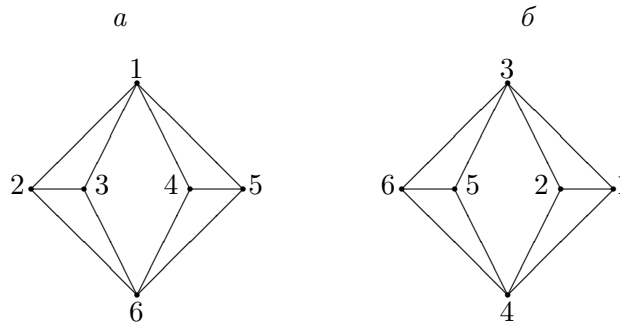
$$|\text{Aut}(G^{(i+1)})| \leq |\text{Aut}(G^{(i)})|, \quad |\text{Aut}(H^{(i+1)})| \leq |\text{Aut}(H^{(i)})|$$

для $i = 0, 1, \dots, t$ и

$$|\text{Aut}(G^{(t)})| = |\text{Aut}(H^{(t)})| = 1,$$

$t \leq n$, при этом $G^{(i)} \simeq H^{(i)}$. Такая последовательная дерегуляризация графов позволяет уменьшить количество перебираемых вариантов установления φ . Если устанавливаемое в ходе работы соответствие изоморфизмом не является, этот факт будет установлен в ходе работы алгоритма, как следует из теоремы 1 и утверждения 1.

Рассмотрим пример, иллюстрирующий эти рассуждения. Графы G и H , проверяемые на изоморфизм, представлены на рисунке. Уменьшение количества вариантов установления соответствия φ при работе алгоритма для этих графов отображено в табл. 1, где указаны вершины из $V(H)$ — варианты установления соответствия



Графы G (а) и H (б), проверяемые на изоморфизм

Т а б л и ц а 1. Уменьшение количества вариантов при установлении изоморфизма графов G и H

i	Варианты установления соответствия φ для вершин из $V(G)$						$ \text{Aut}(G^{(i)}) $
	1	2	3	4	5	6	
0	3, 4	1, 2, 5, 6	1, 2, 5, 6	1, 2, 5, 6	1, 2, 5, 6	3, 4	16
1	3	1, 2, 5, 6	1, 2, 5, 6	1, 2, 5, 6	1, 2, 5, 6	4	8
2	3	1	2	5, 6	5, 6	4	2
3	3	1	2	5, 6	5, 6	4	2
4	3	1	2	5	6	4	1

для вершин из $V(G) = \{1, 2, 3, 4, 5, 6\}$ и мощность $\text{Aut}(G^{(i)})$. После четвертой итерации имеем $|\text{Aut}(G^{(4)})| = 1$.

Для всех $i = \overline{1, n}$ после установления соответствия $\varphi(i)$ набор значений $((B^{(i)})^{-1})_{jj}$, $j = \overline{1, n}$, тот же, что и набор значений $((A^{(i)})^{-1})_{jj}$. Для нахождения представленных значений произведено 10 итераций метода Гаусса — Зейделя решения СЛАУ вида (11) при начальном приближении $y^{(0)} = (1, \dots, 1)$. В табл. 2 представлены рассчитанные на итерациях алгоритма значения $((A^{(i)})^{-1})_{jj}$.

Покажем, что уменьшение количества вариантов для перебора при установлении φ в ходе работы алгоритма может быть реализовано численно, т. е., имея после $(i-1)$ -й итерации равенство

$$\frac{\eta_{G \setminus \{i\}}(\varepsilon^{(i-1)})}{\eta_G(\varepsilon^{(i-1)})} = \frac{\eta_{G \setminus \{j\}}(\varepsilon^{(i-1)})}{\eta_G(\varepsilon^{(i-1)})}, \quad (18)$$

после проведения i -й итерации мы получим

$$\frac{\eta_{G \setminus \{i\}}(\varepsilon^{(i)})}{\eta_G(\varepsilon^{(i)})} \neq \frac{\eta_{G \setminus \{j\}}(\varepsilon^{(i)})}{\eta_G(\varepsilon^{(i)})}. \quad (19)$$

Покажем, что неравенство (19) может быть зафиксировано численно с помощью машинных чисел с полиномиально растущей от n длиной мантиссы за полиномиальное от n время.

Утверждение 3. Пусть верно (18). Тогда

$$\left| \frac{\eta_{G \setminus \{i\}}(\varepsilon^{(i)})}{\eta_G(\varepsilon^{(i)})} - \frac{\eta_{G \setminus \{j\}}(\varepsilon^{(i)})}{\eta_G(\varepsilon^{(i)})} \right| > \frac{1}{3^n 10^N d^2} \quad (20)$$

и (19) может быть зафиксировано с помощью машинных чисел с мантиссой длины $O(n)$ за время $O(n^3)$.

Доказательство.

$$\begin{aligned} \left| \frac{\eta_{G \setminus \{i\}}(\varepsilon^{(i)})}{\eta_G(\varepsilon^{(i)})} - \frac{\eta_{G \setminus \{j\}}(\varepsilon^{(i)})}{\eta_G(\varepsilon^{(i)})} \right| &= \left| \frac{\eta_{G \setminus \{i\}}(\varepsilon^{(i)}) - (\eta_{G \setminus \{j\}}(\varepsilon^{(i-1)}) + \varepsilon_i \eta_{G \setminus \{ij\}}(\varepsilon^{(i-1)}))}{\eta_G(\varepsilon^{(i)})} \right| = \\ &= \varepsilon_i \frac{\eta_{G \setminus \{ij\}}(\varepsilon^{(i-1)})}{\eta_G(\varepsilon^{(i)})}, \end{aligned} \quad (21)$$

поскольку $\eta_{G \setminus \{i\}}(\varepsilon^{(i)}) = \eta_{G \setminus \{i\}}(\varepsilon^{(i-1)})$ и, как следует из (18), $\eta_{G \setminus \{i\}}(\varepsilon^{(i-1)}) = \eta_{G \setminus \{j\}}(\varepsilon^{(i-1)})$.

Из выполнения условий Адамара следует, что $\eta_{G \setminus \{ij\}}(\varepsilon^{(i-1)}) \geq d^{n-2}$. С другой стороны, по теореме Гершгорина для собственных значений λ_t матрицы смежности $A(G^{(i)})$

Т а б л и ц а 2. Рассчитанные в ходе работы алгоритма значения $((A^{(i)})^{-1})_{jj}$, $i = \overline{1, 3}$

i	ε_i	$((A^{(i)})^{-1})_{11}$	$((A^{(i)})^{-1})_{22}$	$((A^{(i)})^{-1})_{33}$	$((A^{(i)})^{-1})_{44}$	$((A^{(i)})^{-1})_{55}$	$((A^{(i)})^{-1})_{66}$
0	0	0.078	0.094	0.094	0.094	0.094	0.078
1	0.861	0.070	0.095	0.095	0.095	0.095	0.078
2	0.672	0.070	0.087	0.095	0.095	0.095	0.079
3	0.372	0.071	0.087	0.091	0.094	0.094	0.079
4	0.475	0.072	0.087	0.091	0.089	0.095	0.080

имеем $d \leq \lambda_t \leq 3d$, $t = \overline{1, n}$, следовательно, $d^n \leq \eta_G(\varepsilon^{(i)}) = \prod_{r=1}^n \lambda_r \leq (3d)^n$. С учетом этого из (21) получаем

$$\left| \frac{\eta_{G \setminus \{i\}}(\varepsilon^{(i)})}{\eta_G(\varepsilon^{(i)})} - \frac{\eta_{G \setminus \{j\}}(\varepsilon^{(i)})}{\eta_G(\varepsilon^{(i)})} \right| \geq \varepsilon_i \frac{d^{n-2}}{(3d)^n} > \frac{1}{3^n 10^N d^2}.$$

Оценим длину мантиссы L машинных чисел, необходимую для того, чтобы численно зафиксировать неравенство (19). Для этого требуется выполнение неравенства

$$\frac{1}{10^L} < \frac{1}{3^n 10^N d^2},$$

которое равносильно неравенству

$$L > n \lg 3 + 2 \lg d + N.$$

Так как $d \leq n$, то при $N = n$, используя машинные числа с длиной мантиссы L такой, что

$$L > n + n \lg 3 + 2 \lg n,$$

мы можем фиксировать неравенство (19) численно, т. е. $L = O(n)$.

При $N = n$ из (12), где Δ — значение из правой части (20), следует, что для решения СЛАУ вида (11) с точностью, необходимой для фиксирования неравенства (19), требуется $O(\log(3^n 10^n d^2))O(n^2) = O(n^3)$ элементарных машинных операций. ■

Таким образом, из доказанных утверждений 2 и 3 следует, что для численной реализации представленного в работе алгоритма решения задачи ИГр требуется длина мантиссы машинных чисел, растущая как $\max\{O(n^2), O(n)\} = O(n^2)$, и время, оцениваемое как $\max\{O(n^4), O(n^2)\} = O(n^4)$ элементарных машинных операций.

Выводы

Доказаны утверждения, обосновывающие возможность численной реализации проверки изоморфизма графов при сведении ее к проверке равенства модифицированных характеристических полиномов графов. Показано, что при достаточно больших значениях параметра алгоритма, использующего такое сведение, вероятность ошибочности решения задачи ИГр, полученного им, пренебрежимо мала. Доказано, что вычислительная сложность процедуры сравнения значений модифицированных характеристических полиномов в заданной точке составляет $O(n^4)$ при растущей как $O(n^2)$ длине мантиссы используемых машинных чисел.

Список литературы / References

- [1] **Filotti, I.S., Mayer, J.N.** A polynomial-time algorithm for determining the isomorphism of graphs of fixed genus // Proc. of the 12th Annual ACM Symp. on Theory of Computing. 1980. P. 236–243.
- [2] **Babai, L., Grigoryev, D.Yu., Mount, D.M.** Isomorphism of graphs with bounded eigenvalue multiplicity // Proc. of the 14th Annual ACM Symp. on Theory of Computing. 1982. P. 310–324.

- [3] **Luks, E.M.** Isomorphism of graphs of bounded valence can be tested in polynomial time // J. of Computer and System Sci. 1982. Vol. 25, No. 1. P. 42–65.
- [4] **Ullman, J.R.** An algorithm for subgraph isomorphism // J. of the ACM. 1976. Vol. 23, No. 1. P. 31–42.
- [5] **Schmidt, D.C., Druffel, L.E.** A fast backtracking algorithm to test directed graphs for isomorphism using distance matrices // J. of the ACM. 1976. Vol. 23, No. 3. P. 433–445.
- [6] **McKay, B.D.** Practical graph isomorphism // 10th Manitoba Conf. on Numerical Mathematics and Computing, Winnipeg, 1980. Congressus Numerantium. 1981. Vol. 30. P. 45–87.
- [7] **Foggia, P., Sansone, C., Vento, M.** A performance comparison of five algorithms for graph isomorphism // Proc. of the 3rd IAPR TC-15 Intern. Workshop on Graph-based Representations in Pattern Recognition, Italy, 2001. Berlin; Heidelberg: Springer-Verlag, 2001. P. 188–199.
- [8] **Пролубников А.В.** Сведение задачи проверки изоморфизма графов к задаче проверки равенства полиномов от n переменных // Тр. Ин-та математики и механики УрО РАН. 2016. Т. 22, № 1. С. 235–240.
Prolubnikov, A.V. Reduction of the graph isomorphism problem to equality checking of polynomials of n -variables // Tr. In-ta Matematiki i Mekhaniki UrO RAN. 2016. Vol. 22, No. 1. P. 235–240. (In Russ.)
- [9] **Цветкович Д., Дуб М., Захс Х.** Спектры графов. Теория и применение. Киев: Наук. думка, 1984. 384 с.
Cvetkovic, D.M., Doob, M., Sachs, H. Spectra of Graphs. New York: Academic Press, 1980. 368 p.
- [10] **Seidel, J.J.** Strongly regular graphs with $(-1, 1, 0)$ adjacency matrix having eigenvalue 3 // Linear Algebra and its Applications. 1968. Vol. 1. P. 281–298.
- [11] **Lipton, R.J., Vishnoi, N.K., Zalcstein, Z.** A generalization of the characteristic polynomial of a graph // Georgia Institute of Technology, CC Technical Report, GIT-CC-03-51, 2003. Available at: <https://smartech.gatech.edu/bitstream/handle/1853/6511/GIT-CC-03-51.pdf> (accessed: 24.02.2016).
- [12] **Foggia, P., Sansone, C., Vento, M.** A database of graphs for isomorphism and sub-graph isomorphism benchmarking // Proc. of the 3rd IAPR TC-15 Intern. Workshop on Graphbased Representations, Italy, 2001. Springer-Verlag Berlin Heidelberg, 2001. P. 157–168.
- [13] Strongly regular graphs on at most 64 vertices.
Avaiialble at: <http://www.maths.gla.ac.uk/~es/srgraphs.php> (accessed: 24.02.2016).
- [14] **Schwartz, J.** Fast probabilistic algorithms for verification of polynomial identities // J. of the ACM. 1980. Vol. 27, No. 4. P. 701–717.
- [15] **Zippel, R.** Probabilistic algorithms for sparse polynomials // Intern. Symp. on Symbolic and Algebraic Manipulation. Proceedings, EUROSAM 79, Marseille, France, 1979. Lecture Notes in Computer Sci.: Springer-Verlag, 1979. Vol. 72. P. 216–226.
- [16] **Гантмахер Ф.Р.** Теория матриц. М.: Наука, 1967. 576 с.
Gantmacher, F.R. The theory of matrices. AMS Chelsea Publishing: Reprinted by American Mathematical Society. 2000. 660 p.
- [17] **Faizullin, R.T., Prolubnikov, A.V.** An algorithm of the spectral splitting for the double permutation cipher // Pattern Recognition and Image Analysis. 2002. Vol. 12, No. 4. P. 365–375.

- [18] Березин И.С., Жидков Н.П. Методы вычислений. Т. 2. М.: Гос. изд. физ.-мат. лит., 1962. 620 с.
Berezin, I.S., Zhidkov, N.P. Computing Methods. Vol. 2. Oxford: Pergamon Press, 1965. 678 p.

*Поступила в редакцию 20 апреля 2016 г.,
с доработки — 17 октября 2016 г.*

Precision and complexity of the computations that are needed to solve the graphs isomorphism problem by equality check of polynomials

PROLUBNIKOV, ALEXANDER V.

Omsk F.M. Dostoevsky State University, Omsk, 644077, Russia

Corresponding author: Prolubnikov, Alexander V., e-mail: a.v.prolubnikov@mail.ru

Purpose. To show that graph modified characteristic n -variable polynomial may be used to obtain an algorithm to numerically solve the graph isomorphism problem in the general case.

Methodology. We use methods of graph theory, linear algebra as well as numerical methods of linear algebra combined with the elements of group theory.

Findings. We present an algorithm for the graph isomorphism problem and show that it may be implemented numerically. For graphs on n vertices, we prove that the equality checking the values of the graphs modified characteristic polynomials at the predefined points may be implemented in $O(n^4)$ time, although such polynomial of n variables has 2^n coefficients and this fact makes direct computations of the polynomial value impossible in some point with the required accuracy in polynomial time. We also prove that to do this checking we need machine numbers with $O(n^2)$ mantissas length. It is shown that the algorithm may be seen as the process of the graphs modifications in the course of which we reduce cardinalities of automorphisms groups of the graphs that we obtained. Thus we reduce the time that is needed to solve the individual problems using presented backtracking scheme of the algorithm. We show that probability of a mistake for the algorithm is negligible if parameter of the algorithm is sufficiently large.

Originality/value. The new complete graph invariant is considered and it is proved that it may be used to solve the graph isomorphism problem numerically.

Keywords: graph isomorphism, complete invariant, computational complexity.

Received 20 April 2016

Received in revised form 17 October 2016