для создания новой методики [6, 7], связанной с составлением психологического портрета личности (злоумышленника) на основе признаков почерка.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ:

1. *Кулик С. Д., Челышев М. М.* (от МИФИ), *Левицкий А. Б., Бажакин Г. А., Белоусова О. Д., Мурашова О. С., Колесова Е. Ю.* (от МВД). Методика вероятностно-статистической оценки совпадающих частных признаков почерка в прописных буквах русского алфавита: Справочное пособие. М.: ВНИИ МВД СССР, 1990. – 260 с.
2. *Кулик С. Д.* Патент на изобретение № 2208837, Российская Федерация (RU), кл. МПК^7 G 06 F 17/30. Устройство для имитационного моделирования значений функции выхода автоматизированной фактографической информационно-поисковой системы криминалистического назначения / С. Д. Кулик (Россия). Заявка № 2001129139/09; Заяв. 30.10.2001; Зарегистр. 20.07.2003; Приоритет от 30.10.2001; Опубл. 20.07.2003; Бюл. № 20. Ч. 3. С. 752–753. (РОСПАТЕНТ).
3. *Кулик С. Д.* Свидетельство на полезную модель № 23701, Российская Федерация (RU), кл. МПК^7 G 07 D 7/00. Устройство для объединения уголовных дел, определения фальшивых банкнот, ценных бумаг и документов при раскрытии преступлений в криминалистике / С. Д. Кулик (Россия). Заявка № 2001134790/20; Заяв. 26.12.2001; Зарегистр. 27.06.2002; Приоритет от 26.12.2001; Опубл. Бюл. № 18. Ч. 2. – 399 с. (РОСПАТЕНТ).
4. *Кулик С. Д., Никонец Д. А., Ткаченко К. И., Жижилев А. В.* Патент на полезную модель № 73750, Российская Федерация (RU), кл. МПК^7 G 07 D 7/00. Устройство определения фальшивых рукописных документов на русском языке / С. Д. Кулик, Д. А. Никонец, К. И. Ткаченко, А. В. Жижилев (Россия). Заявка № 2007147832/22; Заяв. 25.12.2007; Зарегистр. 27.05.2008; Приоритет от 25.12.2007. Опубл. Бюл. № 15. Ч. 3. – 860 с. (РОСПАТЕНТ).
5. *Кулик С. Д., Никонец Д. А., Ткаченко К. И., Лукьянов И. А., Гунько Н. Е.* Заявка на выдачу Патента на полезную модель, Российская Федерация (RU), кл. МПК7 G 07 D 7/00. Устройство определения рукописных документов, принадлежащих исполнителю текста на русском языке / С. Д. Кулик, Д. А. Никонец, К. И. Ткаченко, И. А. Лукьянов, Н. Е. Гунько (Россия). Заявка № 2011127077; Заяв. 04.07.2011; Приоритет от 04.07.2011. (РОСПАТЕНТ). (получено положительное решение о выдаче патента).
6. *Гунько Н. Е.* Биометрические признаки для обеспечения информационной безопасности // Безопасность информационных технологий. 2010. № 1. С. 64–65.
7. *Гунько Н. Е.* Использование признаков почерка для систем информационной безопасности // Безопасность информационных технологий. 2011. № 1. С. 87–88.

С. Н. Кяжин, В. М. Фомичев

АЛГОРИТМЫ АНАЛИЗА ПРИМИТИВНОСТИ ОРИЕНТИРОВАННЫХ ГРАФОВ

Для распознавания примитивности графа можно определить длины $a_1,\ldots,a_k$ всех простых циклов и проверить примитивность набора натуральных чисел $(a_1,\ldots,a_k)$, т. е. проверить выполнение равенства НОД$(a_1,\ldots,a_k) = 1$. Последнее можно выполнить, применив $k - 1$ раз алгоритм Евклида к набору $(a_1,\ldots,a_k)$. Можно также воспользоваться заранее составленными таблицами примитивных наборов.

Другой подход заключается в определении показателя примитивности графа с помощью возведения в степень матрицы смежности его вершин.

Для определения длин простых циклов используется известный алгоритм поиска в глубину [1]. Наиболее подходящим способом для реализации данного алгоритма является рекурсия. В этом случае все возвраты вдоль пройденного пути осуществляются автоматически.

Оценена вычислительная сложность реализации алгоритма на однопроцессорной системе. В качестве элементарной операции выбрано обращение к памяти и сравнение пары двух чисел.

Общее число операций при выполнении поиска в глубину на графе $G = (V, E)$ при использовании матрицы смежности оценивается величиной порядка $O(n^2)$.

Данный алгоритм поиска в глубину модифицирован с целью определения длин всех простых циклов. Для каждой вершины v в процессе поиска в глубину запоминаются еще два параметра: в $d[v]$ — «время» i-го попадания в вершину, а в $f[v]$ — «время» $i + 1$-го попадания. Здесь под «временем» понимается номер шага алгоритма (шаг — обращение к следующей вершине).

Если последнее найденное ребро обратное и $d[u]$ отлично от нуля, то данный цикл является простым, так как вершина u встретилась второй раз. Длиной цикла является разность $l_i = f[u] - d[u]$. Данная модификация не изменит порядка временной сложности алгоритма $O(n^2)$.

При записи в массив длин циклов во избежание избыточности получаемого набора проверяется, не записано ли данное значение ранее. Для этого используется один из известных алгоритмов упорядочивания массива при его формировании [2], сложность добавления одного числа в упорядоченный массив по порядку не превышает $O(\log n)$, так как длина l_i простого цикла в n-вершинном графе не превышает n. Следовательно, сложность увеличится не более чем в $O(\log n)$ раз, т. е. вычислительная сложность алгоритма определения длин всех простых циклов графа оценивается величиной порядка $O(n^2 \cdot \log n)$.

Оценена емкостная сложность алгоритма. В качестве элементарной ячейки памяти выберем ячейку размером в 1 бит. Для работы алгоритма необходимо хранить матрицу смежности вершин графа. Емкостная сложность составляет порядка $O(n^2)$ битов.

Определение экспонента графа связано с возведением в степень матрицы M смежности вершин графа и с проверкой положительности ее элементов.

Известна [3, 4] достижимая верхняя оценка экспонента матрицы: $\exp M \le n^2 - 2n + 2$, где n — порядок матрицы. Т. е. если матрица M^t имеет при $t > n^2 - 2n + 2$ хотя бы один нулевой элемент, то соответствующий граф не примитивен. Если $M^t > 0$, то матрица и граф примитивны и их экспоненты $\exp M = \exp \Gamma \le t$.

Оценена вычислительная сложность алгоритма. За элементарные операции выбраны сложение и умножение в кольце целых чисел. При умножении матриц положительные числа в произведении заменяются единицами, что позволяет, по существу, ограничиться вычислениями с нулями и единицами. Элементарной ячейкой памяти считаем ячейку размером 1 бит.

Сложность умножения квадратных матриц размера n имеет порядок $O(n^3)$. При этом для распознавания примитивности достаточно возвести матрицу в степень не выше 2^r, где $r = \lceil \log_2(n^2 - 2n + 2) \rceil$. С помощью алгоритма быстрого возведения в степень [2] потребуется порядка $O(rn^3) = O(n^3 \log_2 n)$ операций для определения примитивности матрицы.

Оценена емкостная сложность алгоритма. Для работы данного алгоритма в памяти достаточно хранить матрицы M^t, где $t = 1, \ldots, r = \lceil \log_2(n^2 - 2n + 2) \rceil$. Таким образом, емкостная сложность алгоритма составляет $O(n^2 \log_2 n)$.

В отличие от первого алгоритма второй алгоритм определяет значение показателя примитивности.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ:

1. *Лахно А. П.* Поиск в глубину и его применение. // Московские олимпиады по информатике. М.: МЦНМО, 2006.
2. *Порублев И. Н., Ставровский А. Б.* Алгоритмы и программы. Решение олимпиадных задач. М.: И. Д. «Вильямс», 2007.
3. *Wielandt H.* Unzerlegbare nicht negative Matrizen. // Mathematische Zeitschrift. 1950. № 52. S. 642–648.
4. *Сачков В. Н., Ошкин И. Б.* Экспоненты классов неотрицательных матриц.// Дискретная математика. 1993. № 2. С. 150–159.