Теорема 1. Вычислительная сложность алгоритма $\mathscr{R}$ для предфрактального (n,q,L)-графа (G_L) с числом вершин $|V_L| = N$ равна $\mathrm{O}(Nn^2)$.

Вычислительная сложность алгоритма Прима равна $\mathrm{O}(N^2)$. Сравнив её с вычислительной сложностью алгоритма $\mathscr{R}$, получаем, что при реализации алгоритма $\mathscr{R}$ на одном процессоре поиск ОДМВ на предфрактальном графе будет осуществлен быстрее, чем широко известным алгоритмом Прима.

ЛИТЕРАТУРА

1. *Емеличев В. А., Мельников О. И., Сарванов В. И., Тышкевич Р. И.* Лекции по теории графов. М.: Наука, 1990.
2. *Кочкаров А. А., Кочкаров Р. А.* Параллельный алгоритм поиска кратчайшего пути на предфрактальном графе // Журнал вычисл. матем. и матем. физики. 2004. Т. 44. № 6. С. 1157–1162.
3. *Кочкаров А. А., Сенникова Л. И.* Количественные оценки некоторых связностных характеристик предфрактальных графов // Прикладная дискретная математика. 2011. № 4(14). С. 56–61.

УДК 519.5

ВОССТАНОВЛЕНИЕ ГРАФА КОЛЛЕКТИВОМ АВТОМАТОВ

Е. А. Татаринов

Рассматривается задача [1] восстановления конечного связного неориентированного графа G без петель и кратных ребер при помощи агента, который перемещается по рёбрам графа G, считывает и изменяет метки на его вершинах и инциденторах. На основе собранной информации агент строит граф H, изоморфный графу G с точностью до меток на элементах графов. Требуется найти алгоритм обхода и разметки графа G для решения этой задачи.

Известен ряд алгоритмов, реализующих восстановление графа при помощи построения на его вершинах неявной нумерации [2] при помощи агента A, они подробно описаны в [3, 4]. Наиболее простым в реализации является Базовый Алгоритм [3], однако он имеет кубическую, от числа вершин в графе, верхнюю оценку временной сложности. Предлагается модификация Базового Алгоритма, понижающая эту оценку. При этом верхняя оценка временной сложности зависит от количества агентов, которые проводят восстановление графа.

В [4] показано, что верхняя оценка временной сложности зависит от длины максимального простого цикла t в графе, цикломатического числа q [5] и количества вершин n исследуемого графа и равна $\mathrm{O}(n+qt)$. В процессе восстановления агент разбивает рёбра графа на два множества: древесные и обратные [5], а все пройденные вершины, у которых не все рёбра восстановлены, образуют красный путь [3].

Наибольшего времени требуют обратные ребра, для восстановления которых агент выполняет проход по вершинам красного пути, длина которого соизмерима с длиной наибольшего простого цикла. Для сокращения этого прохода используются агенты A_i, $i = 1,\ldots,j$. Они двигаются вдоль красного пути, сохраняя между собой равное расстояние. Для этого они обмениваются сообщениями A с A_j, A_i с A_{i-1} для $i = 2,\ldots,j$. Для каждого агента A_i, $i = 1,\ldots,j$, фиксируется длина красного пути от его начала (конца) до вершины, в которой находится этот агент.

При восстановлении обратного ребра агенту A требуется проходить не весь красный путь (в прямом или обратном направлении), а до первого агента A_i, для которого известна длина пути от него до начала (конца) красного пути. Это позволит вычислить длину красного пути до вершины, которой инцидентно восстанавливаемое обратное ребро, и её неявный номер. После этого агент вернётся обратно в конец красного пути по пройденной его части и восстановленному обратному ребру.

Таким образом, обратное ребро будет однозначно восстановлено. При этом агент выполнит проход по вершинам красного пути (в прямом и обратном направлении), длина которого не превышает наибольшего расстояния между агентами A_i и A_{i-1}, $i = 2, \ldots, j$. Поскольку это расстояние поддерживается агентами A_{i-1} одинаковым, то агент сделает не более чем $\mathrm{O}(t/j)$ шагов.

Очевидна справедливость следующих утверждений.

Утверждение 1. При восстановлении графа коллективом агентов A, A_i, $i = 1, \ldots, j$, которые выполняют Базовый Алгоритм и находятся на равном расстоянии друг от друга, верхняя оценка временной сложности модификации базового алгоритма равна $\mathrm{O}(n + qt/j)$.

Если агенты A_i не поддерживают между собой равного расстояния, а это расстояние вычисляется при помощи некоторой функции $f(t, i)$, то для восстановления обратных рёбер агент использует не более чем $\mathrm{O}(qf(t, i))$ шагов.

Утверждение 2. При восстановлении графа коллективом агентов A, A_i, $i = 1, \ldots, j$, которые выполняют Базовый Алгоритм и находятся на расстоянии $f(t, i)$ друг от друга, верхняя оценка временной сложности модификации базового алгоритма равна $\mathrm{O}(n + qf(t, i))$

ЛИТЕРАТУРА

1. *Dudek G. and Jenkin M.* Computational principles of mobile robotic. Cambridge Univ. Press, 2000. 280 p.
2. *Татаринов Е. А.* М-нумерация, как метод распознавания графов // Збірник наукових праць «Питання прикладної математики та математичного моделювання». 2010. С. 260–272.
3. *Грунский И. С., Татаринов Е. А.* Распознавание конечного графа блуждающим по нему агентом // Вестник Донецкого университета. Сер. А. Естественные науки. 2009. Вып. 1. С. 492–497.
4. *Татаринов Е. А.* Базовый алгоритм восстановления графа // Труды ИПММ НАН Украины. 2010. Т. 21. С. 216–227.
5. *Харари Ф.* Теория графов. М.: Мир, 1973. 300 с.