УДК 621.039

МАРШРУТИЗАЦИЯ ПЕРЕМЕЩЕНИЙ В НЕСТАЦИОНАРНЫХ РАДИАЦИОННЫХ ПОЛЯХ С УЧЕТОМ ПРЕПЯТСТВИЙ

ROUTING OF DISPLACEMENT IN NON-STATIONARY RADIATION FIELDS WITH THE OBSTACLE OF OBSTACLES

Григорьев Алексей Михайлович, заведующий отделом вычислительных сетей, Институт математики и механики УрО РАН, 620990, г. Екатеринбург, ул. Софьи Ковалевской, 16. Россия E-mail: ag@uran.ru Ph.: +7(343)375-34-38
Коробкин Владимир Владимирович, кандидат технических наук, руководитель лаборатории НИИ многопроцессорных вычислительных систем имени академика А.В. Каляева ФГАОУ ВО «Южный федеральный университет», E-mail: vvk@sfedu.ru, Тел.: +7-918-556-69-83
Ташлыков Олег Леонидович, кандидат технических наук, доцент каф. «Атомные станции и возобновляемые источники энергии», Уральский федеральный университет имени первого Президента России Б.Н. Ельцина, Россия, 620002, г. Екатеринбург, ул. Мира, 19. E-mail: o.l.tashlykov@urfu.ru

Alexey M. Grigoryev, Head of Department, Department «Computer networks», N. N. Krasovskii Institute of Mathematics and Mechanics, Ural Branch of the Russian Academy of Sciences, 620990, ul. S. Kovalevskoi, 16, Ekaterinburg, Russia. E-mail: ag@uran.ru, Ph.: +7(343)375-34-38
Vladimir V. Korobkin, Cand. Sci., Head of the Laboratory of the Scientific Research Institute of Multiprocessor Computer Systems named after academician A.V. Kalyaeva FGAOU VO "Southern Federal University". E-mail: vvk@sfedu.ru, Ph.: +7-918-556-69-83
Oleg L. Tashlykov, Cand. Sci., Associate professor, Department «Nuclear Power Plants and Renewable Energy Sources», Ural Federal University named after the first President of Russia B.N.Yeltsin,620002, Mira str., 19, Ekaterinburg. E-mail: otashlykov@list.ru. Ph.: +7(343)375-97-37

Аннотация: Рассмотрена задача маршрутизации перемещений с ограничениями и усложненными функциями стоимости. По постановке задачи имеются ограничения в виде условий предшествования. Ситуация такого рода возникает, в частности, при ликвидации последствий радиационных аварий на объектах использования атомной энергии. В условиях нормальной эксплуатации оптимизация маршрута перемещения актуальна для проведения инструментальных измерений радиационных параметров дозиметристами в заданных точках помещения АЭС. В представленном исследовании излагается подход к решению данной задачи параллельным алгоритмом, реализуемым на суперкомпьютере УРАН.
Abstract: The problem of routing of displacements with constraints and complicated cost functions is considered. The statement of the problem has limitations in the form of precedence conditions. A situation of this kind arises, in particular, in the liquidation of the consequences of radiation accidents at nuclear facilities. Under normal operation, the optimization of the movement route is relevant for performing instrumental measurements of radiation parameters by dosimeters at specified points in the NPP premises. In the presented research the approach to the decision of the given task by the parallel algorithm realized on the supercomputer URAN is stated.
Ключевые слова: доза облучения; радиационный параметр; динамическое программирование; маршрут; условия предшествования; слои пространства позиций; независимые вычисления, функция Беллмана.
Key words: dose of irradiation; radiation parameter; dynamic programming; route; conditions of precedence; layers of space positions; independent computation, Bellman function.

ВВЕДЕНИЕ

Дозы облучения персонала при проведении радиационно опасных работ снижают воздействием на факторы времени, расстояния и радиационный параметр [1], [2]. Эффективным способом сокращения дозовых затрат персонала (на 25-40 %) воздействием на фактор времени и радиационный параметр, не требующим значительных материальных затрат, является маршрутная оптимизация работ (оптимизация траектории перемещения в нестационарных радиационных полях, последовательности демонтажа элементов радиоактивных систем при выводе ОИАЭ из эксплуатации) [3]. В данной работе рассматривается реализация схемы независимых вычислений для решения маршрутной задачи с условиями предшествования и с функциями стоимости с учетом обхода препятствий. Разработанный алгоритм решения задачи, позволит автоматизировать построение оптимального маршрута перемещения между заданными точками в радиационно-опасной зоне. Рассматриваемая задача имеет своим прототипом известную NP-трудную задачу коммивояжера (ЗК). Большое число любопытных в прикладном отношении вариантов постановок ЗК обуславливает интерес к развитию методов эффективного (в том числе, параллельного) решения этой задачи, в том числе решение задач.

В настоящей работе рассматривается вариант динамического программирования, не предусматривающего построение полного массива значений функции Беллмана. Также рассматривается схема независимых вычислений слоев данной функции, и построение параллельного алгоритма вычисления значений функции Беллмана с применением суперкомпьютера. Данный алгоритм был реализован на вычислительном кластере супервычислителя «Уран». В работе проведен вычислительный эксперимент, показывающий работоспособность предлагаемого алгоритма.

Постановка задачи. Фиксируем число $N \in \mathbb{N}, N \geq 2$. Нашей целью является исследование перемещений следующего вида:

$$0 \to \alpha(1) \to \cdots \to \alpha(N), \qquad (1.1)$$

где α – перестановка индексов из $\overline{1,N}$. Мы должны посетить каждый город ровно один раз и в случае необходимости вернуться на базу. В дальнейшем упомянутые перестановки именуем маршрутами. Полагаем, что выбор α может быть стеснен дополнительными ограничениями, так называемыми условиями предшествования. Элементами $\mathbb{K}$ являются упорядоченные пары; будем условно именовать первую компоненту упорядоченной пары отправителем, а вторую – получателем; сами же элементы $\mathbb{K}$ называем адресными парами.

$$\forall \mathbb{K}_0 \in \mathcal{P}'(\mathbb{K})\, \exists z_0 \in \mathbb{K}_0 : pr_1(z_0) \neq pr_2(z) \;\; \forall z \in \mathbb{K}_0. \qquad (1.1)$$

Тогда множество всех допустимых маршрутов можно записать следующим образом. То есть нас удовлетворяют только такие маршруты, в которых для каждой адресной пары отправитель будет посещаться раньше получателя

$$\mathbb{A} \triangleq \{\alpha \in \mathbb{P} \,|\, \forall z \in \mathbb{K}\, \forall t_1 \in \overline{1,N}\, \forall t_2 \in \overline{1,N} \left(z = \big(\alpha(t_1), \alpha(t_2)\big)\right) \Rightarrow (t_1 < t_2)\}$$

где $\mathbb{P} \triangleq (bi)[\overline{1,N}]$.

Таким образом, имеем множество всех допустимых маршрутов в смысле условий предшествования, определяемых посредством $\mathbb{K}$. Итак, $\mathbb{A}$ определяет множество допустимых решений формулируемой задачи.

Теперь введем функцию стоимости. Полагаем заданными две не отрицательные функции со следующими областями определения, участвующие в формировании аддитивного критерия. $\boldsymbol{c}$ это стоимость перемещения а f терминальная функция, например возврат на базу.

$$\boldsymbol{c} \in \mathcal{R}_+[\overline{0,N} \times \overline{1,N}], \;\; \mathrm{f} \in \mathcal{R}_+[\overline{1,N}]$$

Тогда аддитивный критерий будет задаваться следующим соотношением:

$$\mathfrak{C}_\alpha \triangleq \boldsymbol{c}\Big(0,\, \alpha(1)\Big) + \sum_{t=1}^{N-1} \boldsymbol{c}\big(\alpha(t), \alpha(t+1)\big) + \mathrm{f}\big(\alpha(N)\big). \qquad (1.2)$$

В качестве основной рассматриваем задачу минимизации аддитивного критерия (1.2)

$$\mathfrak{C}_\alpha \to \min, \;\; \alpha \in \mathbb{A}. \qquad (1.3)$$

Поскольку $\mathbb{A}$ – непустое конечное множество, то задаче (1.3) сопоставляется значение (экстремум)

$$V \triangleq \min_{\alpha\in\mathbb{A}} \mathfrak{C}_\alpha \qquad (1.4)$$

и непустое множество оптимальных допустимых маршрутов:

$$\mathbb{A}_{\mathbf{opt}} \triangleq \{\boldsymbol{\alpha_0} \in \mathbb{A} \,|\, \boldsymbol{\mathfrak{C}_{\alpha_0}} = \boldsymbol{V}\} \in \boldsymbol{\mathcal{P}'}(\mathbb{A}) \qquad (\mathbf{1.5})$$

Нашей целью является определение значения экстремума V (1.4) и какого-либо элемента множества (1.5). Для решения задачи (1.3) будем использовать аппарат ДП, действуя в духе [4]. В следующем разделе конструкция решения на основе ДП излагается в краткой форме.

Динамическое программирование. Для использования ДП в задаче с возможными ограничениями в виде условий предшествования, определяемых множеством $\mathbb{K}$, мы прежде всего осуществляем редукцию соответствующих ограничений: допустимость по предшествованию заменяется допустимостью по вычеркиванию. С этой целью введем в рассмотрение оператор вычеркивания $\mathbf{I}$, действующий в семействе $\mathfrak{N}$ ($\mathfrak{N} \triangleq \mathcal{P}'\big(\overline{1,N}\big)$ множество всех не пустых подмножеств $\overline{1,N}$) по следующему правилу. Данный оператор позволяет соблюдать условия предшествования в процессе рекуррентного построения функции Беллмана. Он нам понадобиться для построения существенных списков.

$$\mathbf{I}(K) \triangleq K \setminus \{pr_2(z) : z \in \Xi[K]\}$$

где $\Xi[K] \triangleq \{z \in \mathbb{K} \,|\, (pr_1(z) \in K) \& (pr_2(z) \in K)\}$ при $K \in \mathfrak{N}$

Теперь перейдем к определению существенных списков. Речь идет о том, чтобы (при условиях предшествования) использовать только «часть» массива значений функции Беллмана, а потому при реализации ДП оказывается возможным ограничиться лишь этой «частью». Существенные списки удовлетворяет следующему условию: если в множестве K присутствует отправитель, то в нем обязательно должен присутствовать и получатель.

$$\mathbb{G} \triangleq \left\{K \in \mathfrak{N} \middle| \forall z \in \mathbb{K}\,(pr_1(z) \in K) \Rightarrow (pr_2(z) \in K)\right\}$$

Семейство $\mathbb{G}$, можно разбить по мощности $\mathbb{G}_s \triangleq \{K \in \mathbb{G} |\ s = |K|\} \quad \forall s \in \overline{1,N}$. Тогда в виде $\{\mathbb{G}_1; \dots; \mathbb{G}_N\}$ имеем разбиение $\mathbb{G}$ в конечную сумму семейств. Легко видеть, что $\mathbb{G}_N = \{\overline{1,N}\}$ (синглетон, содержащий множество $\overline{1,N}$).

Кроме того $\mathbb{G}_1$ состоит из одноэлементных множеств из которых исключены все отправители,

$$\mathbb{G}_1 = \left\{\{t\}: t \in \overline{1,N} \setminus \mathbb{K}_1\right\}$$

где $\mathbb{K}_1 \triangleq \{pr_1(z): z \in \mathbb{K}\}$.

Слой $\mathbb{G}_{s-1}$ можно определить из слоя $\mathbb{G}_s$ по следующему правилу.

$$\mathbb{G}_{s-1} = \{K \setminus \{t\}: K \in \mathbb{G}_s, t \in \mathbf{I}(K)\} \ \forall s \in \overline{2,N}.$$

Вышеупомянутые свойства естественно связать с рекуррентной процедурой

$$\mathbb{G}_N \to \mathbb{G}_{N-1} \to \dots \to \mathbb{G}_1$$

Где крайние слои определены явным образом.

Далее определим слои пространства позиций. Наиболее просто задаются крайние значения, они имеют следующий вид.

$$D_0 \triangleq \{(s, \emptyset):\ s \in \overline{1,N} \setminus \mathbb{K}_1\}$$

$$D_N \triangleq \{(0, \overline{1,N})\}$$

Для того, чтобы построить промежуточные слои пространства позиций потребуются некоторые вспомогательные понятия, а именно, при $K \in \mathbb{G}_s$ последовательно определяем множества

$$J_s(K) \triangleq \{j \in \overline{1,N} \setminus K | K \cup \{j\} \in \mathbb{G}_{s+1}\},$$

Это свойство позволяет при добавлении элемента к множеству K сохранять существенность списков. Таким образом, $\mathbb{D}_s[K]$ задается позициями, удовлетворяющих следующему свойству.

$$\mathbb{D}_s[K] \triangleq \{(j, K): j \in J_s(K)\};$$

Объединение таких списков по K из $\mathbb{G}_s$ дает нам слой s пространства позиций.

$$D_s \triangleq \bigcup_{K \in \mathbb{G}_s} \mathbb{D}_s[K]$$

Далее переходим к построению слоев функции Беллмана. Выделим следующее свойство. Это свойство позволяет связать между собой два соседних слоя пространства позиций, не нарушая при этом условия предшествования. Если $\mathrm{s} \in \overline{1,\mathrm{N}}$ и $(\mathrm{l},\mathrm{K}) \in \mathrm{D_s}$, то $(\mathrm{t}, \mathrm{K} \setminus \{\mathrm{t}\}) \in \mathrm{D_{s-1}}$ при $\mathrm{t} \in \mathbf{I}(\mathrm{K})$

Теперь можем выписать рекуррентную формулу преобразования функции v_{s-1} в v_s

$$v_s(l, K) = \min_{t \in \mathbf{I}(K)} [\mathbf{c}(l, t, K) + v_{s-1}(t, K \setminus \{t\})] \quad \forall (l, K) \in D_s$$

Нулевой слой задан. Таким образом, благодаря рекурсивной процедуре определяются последовательно все слои функции Беллмана.

$$\mathrm{v_0}(\mathrm{t}, \emptyset) = \mathrm{f}(\mathrm{t}) \ \ \forall \mathrm{t} \in \overline{1,\mathrm{N}} \setminus \mathbb{K}_1$$

$$\mathrm{v_0} \to \mathrm{v_1} \to \dots \to \mathrm{v_N}$$

На финальном этапе этой процедуры находим значение функции v_N. Из уравнения Беллмана следует, что это значение и является экстремумом нашей задачи.

$$\mathrm{V} = \mathrm{v_N}(0, \overline{1,\mathrm{N}})$$

Таким образом, экстремум задачи найден, далее мы можем строить оптимальный маршрут. Построение оптимального маршрута осуществляется традиционным для ДП способом.

Вычисление функций стоимости. Для нахождения функций стоимостей, учитывающих возможность обхода препятствий, применяется метод Дейкстры для нахождения кратчайшего пути в графе. Для этого предполагается задание сетки на плоскости и построение связанного графа из которого удаляются все ребра и вершины, попадающие в область препятствий. Полагается, что радиационное поле неоднородно, поэтому ребра графа могут иметь существенно различный вес. Рассмотрим подробно алгоритм нахождения функций стоимостей, учитывающих возможность обхода препятствий.

1. Выбираем план местности или помещения (в примере использован план бокса АЭС с радиационными параметрами, полученными при комплексном инженерном радиационном обследовании [5]). Отмечаем препятствия. Выделяем точки, которые необходимо посетить. Строим на плане сетку, полностью покрывающей его. В местах, где сетка покрывает препятствия, узлы сетки отбрасываются. Шаг сетки зависит от точности определения значения функции стоимости. Чем меньше шаг, тем точнее результат, но при этом увеличивается время счета.
2. Далее переходим к построению неориентированного графа. В качестве вершин графа выступают узлы построенной сетки, а в качестве ребер – грани.
3. Задача поиска кратчайшего пути на графе может быть определена для неориентированного, ориентированного или смешанного графа. Мы рассматриваем постановку задачи в простом виде для неориентированного графа. Для смешанного и ориентированного графа дополнительно нужно учитывать направления ребер. Граф представляет собой совокупность непустого множества вершин и ребер (наборов пар вершин). Две вершины на графе смежны, если они соединяются общим ребром. Путь в неориентированном графе представляет собой последовательность вершин $P = (k_1, k_2, \dots, k_n) \in K \times K \times \dots \times K$, таких что k_i смежна с k_{i+1} для $1 \le i \le n$. Такой путь P называется путём длиной n из вершины k_1 в k_n (i указывает на номер вершины пути и не имеет никакого отношения к нумерации вершин на графе). Пусть $e_{\mathrm{i,j}}$ - ребро соединяющее две вершины: k_{i} и k_j. Дана весовая функция $f: E \to \mathbb{R}$, которая отображает ребра на их веса, значения которых выражаются действительными числами, и неориентированный граф G. Тогда кратчайшим путём из вершины k в вершину k' будет называться путь $P = (k_1, k_2, \dots, k_n)$ (где $k_1 = k$ и $k_{\mathrm{n}} = k'$), который имеет минимальное значение суммы $\sum_{i=1}^{n-1} f(e_{i,i+1})$.

Вычислительный эксперимент. Для практической проверки теоретической работы была написана программа для суперкомпьютера "Уран" на языке программирования C++. Программа работает в среде 64-разрядной операционной системы семейства Linux. Вычислительный эксперимент проводился на вычислительных узлах кластера ”Уран”.

В эксперименте было использовано 16 узлов кластера, каждый узел содержит 12 вычислительных ядер. Таким образом, в нашей практической реализации алгоритма было задействовано 192 вычислительных ядра. Стоимость перемещения из одного узла сетки в соседний узел генерировалась случайным образом в пределах от 0,3 до 1. Точка старта и точка финиша являются фиксированными (будем считать, что это вход в помещение или радиационную зону и выход).

В результате вычислений был найден маршрут: ($i_1 = 1,\ i_2 = 2,\ i_3 = 15,\ i_4 = 6,\ i_5 = 14,\ i_6 = 11,$ $i_7 = 7,\ i_8 = 12,\ i_9 = 4,\ i_{10} = 3,\ i_{11} = 9,\ i_{12} = 10,$ $i_{13} = 17,\ i_{14} = 5,\ i_{15} = 16,\ i_{16} = 13,\ i_{17} = 8,$ $i_{18} = 18$) (см. рис.1).

Были получены следующие результаты: V= 192,87001 (экстремум задачи), время счета 10 секунд.

Таблица 1

Количество посещаемых точек	Результат оптимального алгоритма	Результат жадного алгоритма	Средний результат по 10 случайным маршрутам
18	192,8701	265,4498	459,8245
19	195,4645	266,1398	461,5859
20	208,6862	279,3585	560,5076
21	211,8374	279,7115	548,4311
22	213,8181	279,8134	548,9661
23	218,7188	285,2727	565,7486
24	220,6421	289,1884	571,9717
25	227,4421	300,8431	604,3114
26	232,6213	306,0214	636,3959
27	235,2052	308,6053	654,5088

Был проведен вычислительный эксперимент для сравнения результатов предложенного оптимального алгоритма с простейшим эвристическим алгоритмом – жадным (иди в ближайший) и результатом, полученным в случае случайного выбора маршрута. В табл. 1 представлены результаты сравнения. Жадный алгоритм в среднем дает результат больше на 32,7%, чем оптимальный. Результат, полученный при выборе случайного маршрута на 159,42% больше оптимального. Следовательно, в случае случайного выбора маршрута доза полученная работником может быть более чем в 2,5 раза выше, чем при движении по рассчитанному оптимальному маршруту.

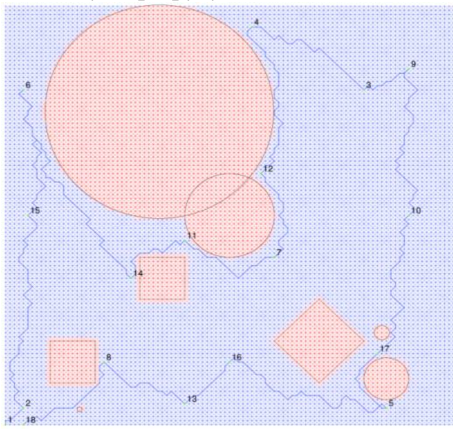

Рис. 1. Оптимальный маршрут, полученный в результате вычислительного эксперимента

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Построен параллельный алгоритм решения задачи курьера, т.е. задачи коммивояжера с условиями предшествования и усложненными функциями стоимости, допускающими учет обхода имеющихся препятствий. Такая зависимость возникает в задачах, связанных со снижением облучаемости персонала АЭС. В основе алгоритма находится параллельный вариант метода ДП, реализующий построение слоев функции Беллмана (построение всего массива данной функции не предполагается).

Работа выполнена при поддержке гранта РФФИ № 17-08-01385.

БИБЛИОГРАФИЧЕСКИЙ СПИСОК

1. Наумов А.А., Ташлыков О.Л. Минимизация дозовых затрат при ремонтном обслуживании систем и оборудования АЭС // Известия вузов. Ядерная энергетика. 2010. №1. С.80-88.

2. Ташлыков О.Л. Методы оценки и снижения дозовых нагрузок при ремонте АЭС: учеб. пособие. -Екатеринбург: УГТУ-УПИ, 2009. 118 с.

3. Коробкин В.В., Сесекин А.Н., Ташлыков О.Л., Ченцов А.Г. Методы маршрутизации и их приложения в задачах повышения безопасности и эффективности эксплуатации атомных станций. М.: Новые технологии, 2012. 234 с.

4. Ченцов А.Г. Экстремальные задачи маршрутизации и распределения заданий: вопросы теории. М. - Ижевск: НИЦ «Регулярная и хаотическая динамика», 2008. 240 с.

5. Кропачев Ю. А., Ташлыков О. Л. Оптимизация радиационной защиты на этапе вывода энергоблоков АЭС из эксплуатации // Перспективные энергетические технологии. Экология, экономика, безопасность и подготовка кадров – 2016: материалы научно-практической конференции – Екатеринбург: УрФУ, 2016. С.50-57