Распределённые алгоритмы

mk.cs.msu.ru → Лекционные курсы → Распределённые алгоритмы

Блок 20

Алгоритм Чанди-Мисры

Лектор:
Подымов Владислав Васильевич
E-mail:
valdus@yandex.ru

ВМК МГУ, 2025, февраль–май

Чтобы справиться с «нелокальностью» обновления вектора расстояний и необходимостью рассылки таблиц маршрутизации по всей сети в алгоритме Туэга, можно использовать такое соотношение для вычисления расстояния между узлами:

$$\rho[s,d] = \begin{cases} 0, & \text{если } s = d; \\ \min_{v \in Neigh_s}(\omega(s,v) + \rho[v,d]) & \text{иначе} \end{cases}$$

Алгоритм Чанди-Мисры предназначен для тех же основных допущений, что и алгоритм Туэга, кроме допущения о знании порядка опорных узлов, и вычисляет таблицы маршрутизации

- независимо для каждого адресата d,
- основываясь на соотношении пересчёта расстояний, изображённом выше, и
- так, что для заданного d вычисление «распространяется» наподобие волны:
  - «запускается» в адресате и
  - постепенно «вовлекает» в вычисление всё более и более далёкие узлы

В начале вычисления в каждом узле s устанавливаются значение $r_s[s] = 0$, остальные значения $r_s[w] = \infty$ и все значения $\tau_s[w] = \perp$

Каждое значение $r_s[d]$, отличное от ∞ и ещё не отправлявшееся, отправляется всем соседям

Получив значение $r = r_w[d]$ от соседа w, узел s проверяет соотношение $r_s[d] > \omega(s, w) + r$

Если это соотношение выполнено, то узел s обновляет свои знания о расстоянии до d и следующей вершине в пути, наиболее оптимальном из известных сейчас ему:

- $r_s[d] := \omega(s, w) + r;,$
- $\tau_s[d] := w;$ —

и отправляет обновлённое расстояние всем соседям, кроме w

Процедура инициализации для вершины-адресата d:

1. $r_d[d] := 0$;
2. Для всех $v \in Neigh_d$:
   2.1 $\mathrm{send}_v(\mathbf{dist}, d, 0)$

Процедура вовлечения для узла s и адресата d

Предусловие: в коммуникационной подсистеме есть сообщения вида $(\underline{\mathbf{mydist}}, \underline{d}, r)$ с адресатом s

1. $\mathrm{receive}_w(\underline{\mathbf{dist}}, \underline{d}, r)$ для любого $w \in Neigh_s$
2. Если $r_s[d] > \omega(s, w) + r$:
   2.1 $r_s[d] := \omega(s, w) + r$;
   2.2 $\tau_s[d] := w$;
   2.3 Для каждого $u \in Neigh_v \setminus \{w\}$:
      2.3.1 $\mathrm{send}_u(\mathbf{dist}, d, r_s[d])$

Процедура вовлечения выполняется многократно — каждый раз, когда становится истинным предусловие

Д.з. 1 (трудное). Доказать корректность алгоритма Чанди-Мисры (с той же формулировкой, что и для алгоритма Туэга).

Д.з. 2 (попроще). Доказать, что если веса всех каналов равны 1, то алгоритм Чанди-Мисры имеет коммуникационную сложность $O(n^2 m)$ и битовую сложность $O(n^2 mk)$ относительно числа узлов n, числа каналов m и числа битов k для записи одного имени вершины и одного веса пути

Д.з. 3 (среднее). Доказать, что коммуникационная сложность алгоритма Чанди-Мисры в худшем случае не менее чем экспоненциальна относительно числа узлов сети