

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, 2026, 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:

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

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 значения $r_s[s] = 0$, 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 $send_v(d, 0)$

Процедура вовлечения для узла s и адресата d

Предусловие: в коммуникационной подсистеме есть сообщения (\underline{d}, \dots)

1. $receive_w(\underline{d}, r)$ 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 $send_u(d, r_s[d])$

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 $O(n^2m)$ и битовую сложность $O(n^2mk)$ 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