Распределённые алгоритмы

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

Блок 17

Основные допущения в задаче маршрутизации
Маршрутизация и свойства графов

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

ВМК МГУ, 2023/2024, весенний семестр

Основные допущения

Независимо от конкретного определения стоимости пути, при обсуждении задачи маршрутизации будем использовать следующие допущения (соглашения) о свойствах этой стоимости

Пусть $C(P)$ — вес (стоимость) пути P

Тогда:

1. Значение $C(P)$ зависит только от P и определяется однозначно
   В частности, вес маршрута (для заданного пакета) не зависит от устройства других маршрутов (для других пакетов)
2. Вес последовательного сцепления путей равен сумме весов этих путей
   В частности тривиальный путь имеет вес 0
3. В графе топологии нет циклов отрицательного веса

Будем называть этот набор ограничений основными допущениями

Свойства графов

Путь в графе из заданной вершины s в заданную вершину d будем называть оптимальным для заданной функции стоимости, если не существует путей из s в d меньшего веса

Лемма (о простых путях). **В основных допущениях для любых вершин s, d любого графа G, таких что d достижима из s в G, существует оптимальный простой путь из s в d**

Лемма (о подпутях). **В основных допущениях для любого оптимального пути $v_1 - \dots - v_n$ любой его подпуть $v_i - \dots - v_j$, $1 \leq i \leq j \leq n$, также оптимален**

Д.з. 1:

1. Докажите эти леммы
2. Верно ли, что в основных допущениях **каждый** оптимальный путь является простым?
3. Насколько существенно в этих леммах требование отсутствия циклов отрицательной стоимости?

Свойства графов

Дерево оптимальных путей в вершину d в графе G — это остовное дерево T графа G с корнем d, в котором любой простой путь в d оптимален в G

Теорема (о дереве оптимальных путей). В основных допущениях для любой вершины d любого связного графа $G = (V, E)$ существует дерево оптимальных путей в d в G

Доказательство. Пронумеруем вершины графа: $V = \{s_1, \ldots, s_n\}$

Построим последовательность деревьев $T_0 = (V_0, E_0), T_1 = (V_1, E_1), \ldots, T_n = (V_n, E_n)$ следующего вида:

1. Каждое дерево T_i является подграфом G и подграфом T_{i+1}
2. В каждом дереве T_i содержится соответствующая вершина s_i, если считать, что $s_0 = d$
3. Каждый простой путь в d в каждом дереве T_i является оптимальным в G

Очевидно, что если получится построить такую последовательность, то T_n — искомое дерево

Свойства графов

Доказательство.

$T_0 = (\{d\}, \emptyset)$ — очевидно, что это дерево подходит в качестве T_0

Для уже построенного дерева $T_{i-1} = (V_{i-1}, E_{i-1})$, $1 \leq i \leq n$, зададим $T_i = (V_i, E_i)$ так

Если $s_i \in V_{i-1}$, то $T_i = T_{i-1}$

Иначе $s_i \notin V_{i-1}$, и тогда устроим дерево T_i следующим образом

По лемме о простых путях, существует оптимальный простой путь из $s_i = v_1$ в $d = v_k$:

$$v_1 - v_2 - \cdots - v_k$$

Пусть m — наименьший номер из $\{1, \ldots, k\}$, такой что $v_m \in V_{i-1}$ ($m > 1$, т.к. $v_1 = s_i \notin V_{i-1}$)

Примем $V_i = V_{i-1} \cup \{v_1, \ldots, v_{m-1}\}$ и $E_i = E_{i-1} \cup \{(v_1, v_2), (v_2, v_3), \ldots, (v_{m-1}, v_m)\}$

Свойства графов

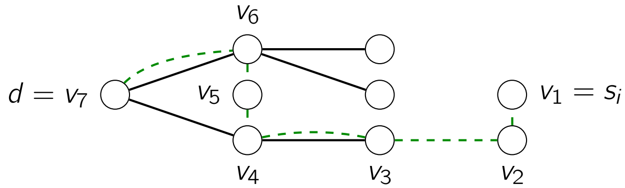
Доказательство.

$s_i = v_1 - v_2 - \cdots - v_k = d$ — оптимальный путь в G; $\quad m = \min(\ell \mid v_\ell \in V_{i-1})$;

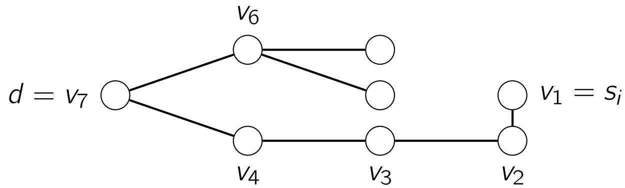
$V_i = V_{i-1} \cup \{v_1, \ldots, v_{m-1}\}$; $\quad E_i = E_{i-1} \cup \{(v_1, v_2), (v_2, v_3), \ldots, (v_{m-1}, v_m)\}$

Иллюстрация:

T_{i-1}:



T_i:



Свойства графов

Доказательство.

$$s_i = v_1 - v_2 - \dots - v_k = d \text{ — оптимальный путь в } G; \quad m = \min(\ell \mid v_\ell \in V_{i-1});$$
$$V_i = V_{i-1} \cup \{v_1, \dots, v_{m-1}\}; \quad E_i = E_{i-1} \cup \{(v_1, v_2), (v_2, v_3), \dots, (v_{m-1}, v_m)\}$$

По построению, T_{i-1} — подграф T_i и T_i — подграф G

T_i — дерево, так как этот граф связен и

$|E_i| = |E_{i-1}| + (m-1) = |V_{i-1}| - 1 + (m-1) = |V_i| - 1$

Осталось показать, что все простые пути в d в T_i оптимальны

Предположим от противного, что это не так: в одном из деревьев T_i существует неоптимальный путь P вида $w_1 - w_2 - \dots - w_k = d$

Рассмотрим наименьший такой номер i ($i > 0$, т.к. все простые пути в T_0 оптимальны)

Тогда P не содержится в T_{i-1}

Значит, P начинается в вершине $v_\ell \in \{v_1, \dots, v_{m-1}\}$: $P = v_\ell - \dots - v_k$

Подпуть $v_m - \dots - v_k$ пути P (содержится в T_i и) оптимален, а значит, по лемме о подпутях путь $v_\ell - \dots - v_m$ неоптимален

Но тогда по лемме о подпутях неоптимален и путь $v_1 - \dots - v_\ell - \dots - v_m - \dots - w_k$ (*противоречие*) ▼

Маршрутизация и деревья оптимальных путей

Пусть в узле v вычислено какое-либо дерево T_u оптимальных путей из u в G

Тогда записью $table_v(u)$ обозначим родителя вершины v в T_u

Отображение $table_v$ можно считать таблицей маршрутизации узла v, и процедуру продвижения пакета с адресатом w в узле v можно устроить так:

- Если $v = w$, то продвижение завершено, пакет доставлен
- Иначе отправить пакет узлу $table_v(w)$

Но в разных узлах могут быть сохранены разные деревья T_u: не случится ли так, что из-за этого пакет будет бесконечно передаваться по сети и не дойдёт до адресата?

Маршрутизация и деревья оптимальных путей

Последовательность узлов сети $v_1, \ldots, v_k$ назовём

- путём доставки из узла v для адресата w, если верно следующее:
  - $v_1 = v$, $v_k = w$
  - $\forall i \in \{1, \ldots, k-1\} : table_{v_i}(w) = v_{i+1}$
- циклом для адресата w, если верно следующее:
  - все узлы v_i отличны от w
  - $\forall i \in \{1, \ldots, k-1\} : table_{v_i}(w) = v_{i+1}$
  - $table_{v_n}(w) = v_1$

Будем говорить, что таблицы маршрутизации узлов сети

- гарантируют доставку пакета адресату w, если для любого узла v существуют путь доставки из v для w
- содержат цикл, если существует цикл для адресата w

Лемма (об ациклических таблицах). Если каждая вершина графа топологии сети инцидентна хотя бы одному ребру, то таблицы маршрутизации узлов сети гарантируют доставку пакета адресату $\Leftrightarrow$ в этих таблицах нет циклов для w

Маршрутизация и деревья оптимальных путей

Доказательство.

($\Rightarrow$) Пусть в таблицах маршрутизации содержится цикл $v_1, \ldots, v_k$ для адресата w

Тогда $\forall i \in \{1, \ldots, k\} : table_{v_i}(w) \in \{v_1, \ldots, v_k\}$

При этом $w \notin \{v_1, \ldots, v_k\}$

Значит, пакет, поступивший в узел v_1, не будет доставлен адресату w

($\Leftarrow$) Пусть таблицы маршрутизации не гарантируют доставку пакета адресату w

Тогда существует узел v, из которого не существует пути доставки для адресата w

Следовательно, среди значений $v_1 = v, v_2 = table_{v_1}(w), v_3 = table_{v_2}(w), \ldots$ не встречается w

Так как в сети содержится конечное число узлов, то среди значений $v_1, v_2, v_3, \ldots$ есть по крайней мере два одинаковых: $v_i = v_j$, где $i < j$

Тогда $v_i, v_{i+1}, \ldots, v_j$ — цикл для w ▼

Маршрутизация и деревья оптимальных путей

Д.з. 2.

Допустим, что

- топология сети может произвольно изменяться во время выполнения сети,
- в начале выполнения и после каждого изменения сохраняются связность графа топологии и основные допущения и
- между изменением топологии и следующим за ним продвижением пакета узлом обязательно выполняется вычисление таблиц в этом узле

Докажите, что в таких условиях никакой распределённый алгоритм с асинхронным обменом сообщениями не способен гарантировать доставку пакетов всем адресатам