MAC 6711 - Tópicos de Análise de Algoritmos

Departamento de Ciência da Computação

Primeiro semestre de 2010

Análise Amortizada do Union-Find

Considere a seguinte implementação da estrutura de dados para armazenar uma coleção de conjuntos disjuntos, conhecida como *union-find*:

```
MAKESET(x)
1. pai[x] ← x
2. rank[x] ← 0

FINDSET(x)
1. se x ≠ pai[x]
2.    então pai[x] ←FINDSET(pai[x])
3. devolva pai[x]

UNION(x, y)
1. x' ←FINDSET(x)
2. y' ←FINDSET(y)
3. LINK(x', y')

LINK(x, y)
1. se rank[x] > rank[y]
2.    então pai[y] ← x
3.    senão pai[x] ← y
4.          se rank[x] = rank[y]
5.             então rank[y] ← rank[y] + 1
```

Seja $\lg^{(1)} x = \lg x$ e, para $i \geq 2$, seja $\lg^{(i)} = \lg(\lg^{(i-1)} x)$. A função $\lg^* n$ é definida da seguinte maneira:

$$\lg^* n \;=\; \min\{i : \lg^{(i)} n \leq 1\}.$$

Qualquer seqüência de operações MAKESET, FINDSET e UNION pode ser convertida em uma seqüência de operações MAKESET, FINDSET e LINK. Considere portanto uma seqüência de m operações MAKESET, FINDSET e LINK das quais n são MAKESET. Vamos mostrar que o custo amortizado de cada operação nessa seqüência é $O(\lg^* n)$.

Para um nó x da floresta de árvores enraizadas, associamos um conjunto de nós $G(x) = \{y : \lg^*(\text{rank}[y]) = \lg^*(\text{rank}[x])\}$, que é chamado de *grupo* de x. Usaremos a seguinte função potencial nesta análise amortizada:

$$\Phi \;=\; |\{x : G(x) = G(\text{pai}[x])\}|.$$

Note que $\Phi \geq 0$. Denote por Φ_0 o valor inicial de Φ, ou seja, o valor de Φ antes da primeira operação ser executada. Claro que $\Phi_0 = 0$, pois não há nenhum conjunto na coleção inicialmente.

Abaixo, vamos denotar por Φ_d a função potencial *depois* da operação em questão ser executada e por Φ_a a função potencial *antes* da operação ser executada.

O custo amortizado de cada operação é:

1. MAKESET(x):

$$\hat{c} \;=\; c + \Phi_d - \Phi_a \;=\; 1 + 1 \;=\; 2.$$

2. LINK(x, y):

$$\hat{c} \;=\; c + \Phi_d - \Phi_a \;\leq\; 1.$$

   De fato, para esta operação, $c = 1$ e de fato $\Phi_d - \Phi_a \leq 0$ pois o campo pai é alterado para um nó que é raiz de uma subárvore e já contribuia com 1 para o potencial. Ou este nó deixa de contribuir e $\Phi_d - \Phi_a = -1$, ou continua contribuindo e $\Phi_d - \Phi_a = 0$. Por outro lado, devido ao possível incremento sofrido por rank[y], a função potencial pode diminuir ainda mais numa execução da função LINK, ou seja, $\Phi_d - \Phi_a \leq 0$.

3. FINDSET(x):

   Seja $z =$ FINDSET(x) e k o comprimento do caminho entre x e z. O custo real de FINDSET(x) é k. Então temos que

$$\hat{c} \;=\; c + \Phi_d - \Phi_a \;=\; k + \Phi_d - \Phi_a.$$

   Para determinar o valor de $\Phi_d - \Phi_a$, considere a seguinte partição das arestas da floresta corrente. Para cada vértice u da floresta, dizemos que

   - a aresta entre u e *pai*$[u]$ é *vermelha* se $G(\text{pai}[u]) = G(u) = G(r)$, onde r é a raiz da árvore em que u se encontra.
   - a aresta entre u e *pai*$[u]$ é *azul* se $G(\text{pai}[u]) \neq G(u)$.
   - a aresta entre u e *pai*$[u]$ é *amarela* se $G(\text{pai}[u]) = G(u) \neq G(r)$, onde r é a raiz da árvore em que u se encontra.

   Como, ao final da execução de FINDSET(x), todos os nós do caminho entre x e z têm z como pai, temos que o valor de Φ decresce exatamente do número de arestas amarelas no caminho de x a z. Mas então $\hat{c} = v + a$, onde v é o número de arestas vermelhas e a é o número de arestas azuis no caminho de x a z.

   A função rank cresce estritamente a medida que subimos nas árvores. Uma aresta azul indica que passamos de um grupo para outro. Portanto, o número de arestas azuis no caminho de qualquer nó até uma raiz é no máximo o número de grupos, que é não mais que $1 + \lg^* n$. De fato, a função rank assume valores entre 0 e $\lg n$, o que implica que os grupos vão de 0 até $\lg^*(\lg n) \leq \lg^* n$. Ou seja, $a \leq 1 + \lg^* n$ e o custo amortizado do FINDSET fica

$$\hat{c} \;=\; v + a \;\leq\; v + 1 + \lg^* n.$$

Vamos usar essas delimitações superiores nos custos amortizados para demonstrar que

$$\sum_{i=1}^{m} \hat{c}_i \;=\; \mathrm{O}(m \lg^* n), \tag{1}$$

onde $\hat{c}_i$ é o custo amortizado da i-ésima operação da seqüência. Assim, teremos que o custo amortizado por operação da seqüência é $\mathrm{O}(\lg^* n)$, como queríamos.

Lembre-se que, denotando-se por c_i o custo real da i-ésima operação,

$$\sum_{i=1}^{m} \hat{c}_i \;=\; \sum_{i=1}^{m} c_i + \Phi_f - \Phi_0,$$

onde Φ_f é o potencial final da floresta. Como $\Phi_0 = 0$ e $\Phi_f \geq 0$, temos que $\sum_{i=1}^{m} c_i \;\leq\; \sum_{i=1}^{m} \hat{c}_i$.

Das deduções anteriores, temos que

$$\sum_{i=1}^{m} \hat{c}_i \;\leq\; 2(m - f) + f(1 + \lg^* n) + \sum_{i=1}^{m} v_i,$$

onde f é o número de operações FINDSET na seqüência, $v_i = 0$ se a i-ésima operação não é um FINDSET e é o número de arestas vermelhas no caminho de x a z se a i-ésima operação é um FINDSET(x) que devolve z como resposta.

Para calcular $\sum_{i=1}^{m} v_i$, observe que, se um nó deixa de ser ponta inferior de uma aresta vermelha, nunca mais ele volta a ser ponta inferior de uma aresta vermelha.

Todos os nós visitados num FINDSET, exceto os dois últimos (a raiz e o filho dela no caminho), têm o seu campo pai alterado no FINDSET. Toda vez que o campo pai de um nó é alterado, o valor do

rank do seu pai aumenta. Isso porque a função rank cresce estritamente a medida que subimos nas árvores da floresta.

Quantas vezes um nó y que é ponta inferior de uma aresta vermelha pode sofrer alteração do seu campo pai num FINDSET? Se $g = \lg^*(\text{rank}[y])$, então isso pode ocorrer no máximo $t(g+1) - t(g) \leq t(g+1)$ vezes, onde $t(s) = \min\{k \in Z : \lg^* k \geq s\}$. (A função $t(s)$ é uma espécie de inversa da função $\lg^* n$.)

Assim sendo,

$$\sum_{i=1}^{m} v_i \;\leq\; 2f + \sum_{g=0}^{\lg^* n} |\{y : \lg^*(\text{rank}[y]) = g\}| t(g+1).$$

Lembre-se agora que o número de nós y tais que $\text{rank}[y] = r$ é no máximo $n/2^r$. Além disso, $t(g) = \min\{k \in Z : \lg^* k \geq g\} \leq \text{rank}[y]$. Disso, tiramos que

$$\begin{aligned}
|\{y : \lg^*(\text{rank}[y]) = g\}| &\leq \sum_{r=t(g)}^{\infty} |\{y : \text{rank}[y] = r\}| \\
&\leq \sum_{r=t(g)}^{\infty} \frac{n}{2^r} \\
&= \frac{n}{2^{t(g)}} \sum_{r=0}^{\infty} \frac{1}{2^r} \\
&= \frac{2n}{2^{t(g)}}.
\end{aligned}$$

Portanto concluímos que

$$\sum_{i=1}^{m} v_i \;\leq\; 2f + \sum_{g=0}^{\lg^* n} |\{y : \lg^*(\text{rank}[y]) = g\}| t(g+1) \;\leq\; 2f + 2n \sum_{g=0}^{\lg^* n} \frac{t(g+1)}{2^{t(g)}}.$$

Mas, note que $t(g+1) \leq 2^{t(g)}$. Ou seja,

$$\sum_{i=1}^{m} v_i \;\leq\; 2f + 2n(1 + \lg^* n).$$

Então podemos concluir que $\sum_{i=1}^{m} c_i \;\leq\; \sum_{i=1}^{m} \hat{c}_i \;\leq\; 2m + 2n + 2m \lg^* n \;\leq\; 4m + 2m \lg^* n \;=\; \mathrm{O}(m \lg^* n)$. Assim sendo, o custo amortizado por operação é $\mathrm{O}(\lg^* n)$.