

CLRS cap 21

Queremos uma ED boa para representar uma *partição de um conjunto* e as seguintes operações sobre a partição:

MAKESET (x): cria um conjunto unitário com o elemento x .

FINDSET (x): devolve o identificador do bloco da partição que contém x .

UNION (x, y): substitui os blocos da partição que contêm x e y pela união deles.

Idéia:

Usar um elemento do conjunto (o *representante*) como *identificador*.

Como analisar?

Uso típico:

$n - 1$ **UNION**, m **FINDSET**, $m \gg n$

em sequência arbitrária.

O custo de uma operação pode variar muito - é **muito** pessimista supor o pior caso em cada uma.

Vale a pena considerar uma sequência completa de operações, em vez de analisar uma a uma.

Isso se chama **Análise Amortizada**.

É um método especialmente útil para analisar estruturas adaptativas, em que uma operação pode preparar caminho para a execução de operações futuras.

Não é tão novidade assim

Numa busca em grafos:

- 1 para cada $u \in G.V$
- 2 para cada $v \in u$. **Estrela** faça

Análise ingênua:

Como cada estrela tem tamanho $O(n)$, os dois laços combinados levam $O(n^2)$.

Análise amortizada:

Como na linha 2 cada arco é examinado uma única vez, os dois laços combinados levam $O(m)$.

Implementação 1 do union-find

- ▶ Cada conjunto é uma lista ligada, com cabeçalho apontando início e fim - facilita UNION.
- ▶ Cada elemento da lista tem um apontador nome para o cabeçalho - facilita FINDSET.

MAKESET (x) cria uma lista contendo só x .

FINDSET respondido direto pelo nome.

UNION: juntar as duas listas é fácil, mas é preciso atualizar o nome dos membros de um dos conjuntos.

MAKESET e FINDSET levam $O(1)$, mas vários UNION podem gastar $\Omega(n^2)$ mudanças de nome.

Melhoria

Na UNION, pendure a lista menor na maior (cabeçalho precisa guardar o tamanho da lista).

Agora, cada vez que um elemento muda de nome, o conjunto em que ele está pelo menos dobra de tamanho. Assim, seu nome muda no máximo $\lg n$ vezes.

Tempo total de n UNION: $O(n \lg n)$.

Tempo total: $O(m + n \lg n)$

Implementação 2 do union-find

Cada conjunto é uma árvore apontando para a raiz.

MAKESET (x)
1 $x.pai \leftarrow x$

FINDSET (x)
1 se $x = x.pai$
2 devolva x
3 devolva FINDSET ($x.pai$)

FINDSET (x)
1 enquanto $x.pai \neq x$ faça
2 $x \leftarrow x.pai$
3 devolva x

UNION (x, y) $\triangleright x$ e y representantes distintos
1 $y.pai \leftarrow x$

Consumo de tempo: do FINDSET pode ser muito ruim... $\Theta(n)$.
Temos que fazer melhor...

Melhoria 1

Heurística das alturas

MAKESET (x)
1 $x.pai \leftarrow x$
2 $x.rank \leftarrow 0$

FINDSET (x): o mesmo de antes

UNION (x, y) $\triangleright x$ e y representantes distintos
1 se $x.rank \geq y.rank$
2 então $y.pai \leftarrow x$
3 se $x.rank = y.rank$
4 então $x.rank \leftarrow x.rank + 1$
5 senão $x.pai \leftarrow y$

INVARIANTE: $x.rank \geq$ altura da árvore pendurada em x .
Melhorou: FINDSET é $\Theta(\lg n)$. Total: $O(n + m \lg n)$
Um pouco pior que antes, mas dá para fazer melhor ainda!

Implementação 3

Heurística da compressão dos caminhos

```

FINDSET (x)
1  if x.pai ≠ x
2     então x.pai ← FINDSET (x.pai)
3  devolva x.pai

```

Consumo amortizado de tempo de cada operação:

$$O(\lg^* n),$$

onde $\lg^* n$ é o número de vezes que temos que aplicar o \lg até atingir um número menor ou igual a 1.

Na verdade, é melhor do que isso.

A análise desta ED é vista na disciplina MAC6711.

O que isso significa

Duas maneiras de entender o \lg^* :

$$\lg^{(0)}(n) = n$$

$$\lg^{(k)}(n) = \lg(\lg^{(k-1)}(n)), \quad k > 0$$

$$\lg^*(n) = \min\{k \mid \lg^{(k)}(n) \leq 1\}$$

$$b_0 = 1$$

$$b_k = 2^{b_{k-1}}, \quad k > 0$$

$$\lg^*(n) = \min\{k \mid n < b_k\}.$$

O que isso significa

$$b_n = \underbrace{2^{2^{2^{\dots}}}}_{n \text{ times}}^2$$

k	b_k
0	1
1	2
2	4
3	16
4	65536
5	$> 10^{19000}$

No mundo real, $\lg^* n \leq 5$.