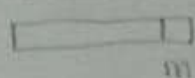


adiciona elemento



push: 1
alloc: $n+1$

Se m é a quantidade de elementos imediatamente após a expansão, teremos n push até a próxima expansão.

Cada push tem custo 1.

Após o vetor lotar novamente, teremos

$2m$ elementos para realocar
logo $\underbrace{\text{push}}_{1. m} + \underbrace{\text{realocar}}_{2m+1} = 3m+1$

Custo total de uma realocação para n extra sendo m a quantidade imediatamente após a expansão

$\therefore T(n) = 3m$. Seja m a quantidade de elementos no próximo término

$$\frac{3m+1}{m} = 3 + \frac{1}{m} \quad (*)$$

O tamanho do vetor, menor será o valor dessa adição $(*)$, logo

O custo amortizado por operação tende a 3 $\Rightarrow O(1)$.

remove elementos

Seja m a quantidade exata de elementos após uma remoção

Para que possamos deslocar em um vetor menor, teremos que ter $\frac{1}{4}m$ de elementos, pelo menos remover 2 custos!

deslocar: $1 + (m-1)$

logo teremos que fazer

$\frac{3}{4}m$ remoções de custo 1

$\frac{1}{m}$ deslocamentos de custo $1 + (m-1)$

logo

$$\underbrace{\frac{3}{4}m \cdot 1}_{\text{flops}} + \underbrace{\frac{1}{4}m - 1}_{\text{deslocar}} = 4m - 1$$

1 + flops
sobrou

O custo amortizado por operação

$$\text{Assim } \frac{4m-1}{m} = 4 - \frac{1}{m} \approx \boxed{4} \Rightarrow O(1)$$

Delimitação e solução (alternância)

tamanho do vetor: 2^m com n entradas

$$C = 4$$

$$C_i = \begin{cases} 0, & \text{se } i \leq 2^{m-1} \\ 2, & \text{se } 2^{m-1} < i \leq n \end{cases}$$

$$CT = 2 \cdot (n - 2^{m-1}) = 2n - 2 \cdot 2^{m-1} =$$

$$= 2n - 2^m$$

remoções e adicionamos 1 elemento:

$$(3 + C) - (1 + 1) = C + 1$$

e a quantidade de
de computadores não
diminui