Pior Caso:

$T^*(n)$	$=$	$T^*(n-1) + n - 1$
	$=$	$T^*(n-2) + (n-2) + (n-1)$
	$=$	$T^*(n-3) + (n-3) + (n-2) + (n-1)$
	$=$	$T^*(n-4) + (n-4) + (n-3) + (n-2) + (n-1)$
	$\vdots$	
	$=$	$T^*(0) + 0 + 1 + 2 + \ldots + (n-2) + (n-1)$
	$=$	$n(n-1)/2\,.$

$T^*(n) = \Theta(n^2)$, é tão ruim quanto o algoritmo de inserção.
Ilustração do puir caso, são feitas 28 comparações.

[1 2 3 4 5 6 7 8]

[1 2 3 4 5 6 7] 8

[1 2 3 4 5 6] 7 8

$\vdots$

[1] 2 3 4 5 6 7 8

1 2 3 4 5 6 7 8

Melhor Caso: (1) $T_*(n) = T_*(\lceil ½(n-1) \rceil) + T_*(\lfloor ½(n-1) \rfloor) + n-1$

(2) $S(n) = 2\,S(n/2) + n$

(2)

$S(n)$	$=$	$2\,S(n/2) + n$
	$=$	$2\left(2\,S(n/2/2) + n/2\right) + n$
	$=$	$4\,S(n/4) + n + n$
	$=$	$4\left(2S(n/8) + n/4\right) + n + n$
	$=$	$8\,S(n/8) + n + n + n$
	$=$	$2^k\,S(n/2^k) + n\,k\,.$

Quando k atinge $\lg n$, temos $S(n) = n\,S(1) + n \lg n$. Supondo que $S(1) = 1$, teremos $S(n) = n + n \lg n$.
Segue daí que $n \lg n \leq S(n) \leq 2\,n \lg n$ e portanto $S(n) = \Theta(n \lg n)$.

(1) Condição: $T_*(n) \leq n \lg n$

$T_*(n)$	$=$	$T_*\left(\lceil \frac{1}{2}(n-1) \rceil\right) + T_*\left(\lfloor \frac{1}{2}(n-1) \rfloor\right) + n - 1$
	$=$	$T_*(\lfloor n/2 \rfloor) + T_*(\lceil n/2 \rceil - 1) + n - 1$
	$\leq$	$\lfloor n/2 \rfloor \ \lg \lfloor n/2 \rfloor + (\lceil n/2 \rceil - 1) \lg (\lceil n/2 \rceil - 1) + n - 1$
	$<$	$(n/2) \lg (n/2) + (n/2) \lg (n/2) + n - 1$
	$=$	$n \lg (n/2) + n - 1$
	$=$	$n (\lg n - 1) + n - 1$
	$=$	$n \lg n - n + n - 1$
	$<$	$n \lg n$,

$T_*(n) = \mathrm{O}(n \lg n)$, O Teorema Mestre confirma que a solução da recorrência a cima está em $\Theta(n \lg n)$.