Greedy - Zaino_frazionario $(v[1..n], w[1..W], W)$

for $i \leftarrow 1$ to n do

$x_i \leftarrow 0$

$\overline{W} \leftarrow W$, $j \leftarrow 1$ % $\overline{W}$ è la capacità residua

XLAB: if $w[j] \leq \overline{W}$ then $x_j \leftarrow 1$

else $x_j \leftarrow \overline{W}/w[j]$

$\overline{W} \leftarrow \overline{W} - x_j w[j]$, $j \leftarrow j+1$

if $\overline{W} > 0$ then goto XLAB

Consideriamo una generica soluzione che prende $y_1 .. y_n$ frazioni degli oggetti. Siamo certi che $\sum_{i=1}^{n} y_i w[i] = W$ poiché l'algoritmo termina quando $\overline{W}=0$. Ora sia k il più piccolo intero : $y_k < 1$, ed l il più piccolo intero $k < l$: $y_l > 0$ (deve esistere per forza altrimenti la sol descritta è uguale a quella greedy). Riscriviamo una nuova soluzione uguale a quella delle y_i tranne che per y_k che viene aumentato a $\varepsilon / w[k]$, e per y_l che viene decrementato di valore pari a $\varepsilon / w[l]$ con $\varepsilon = \min\{w[k](1-y_k), v[l] y_l\} > 0$. La nuova soluzione rispetta i vincoli sulla capacità di carico, il suo valore non è inferiore a quello della sol. descritta dalle y_i. Nella nuova soluzione o $y_k = 1$ o $y_l = 0$, iterando ad ogni passo otteniamo una soluzione che assomiglia sempre di più all'algoritmo greedy. Al termine otteniamo la soluzione greedy, ed è quindi prova che essa è ottima