

# 树上 01 背包\*

张晴川

qzha536@aucklanduni.ac.nz

July 3, 2020

## 1 问题

给一棵  $N$  个点的有根树，每个节点  $i$  有一个物品，体积为  $C_i$ ，价值为  $W_i$ 。如果选第  $i$  个节点的物品，必须同时选他的父亲。给定背包容量上限  $V$ ，求最大价值。

复杂度要求  $O(NV)$

## 2 定义

**泛化物品** 一个泛化物品  $f$  是一个定义域为  $\{0, 1 \dots V\}$ ，值域为实数的函数，也可以看成是长度为  $V+1$  的数组。

**泛化物品的并** 给定两个泛化物品  $f$  和  $g$ ，定义泛化物品的并  $(f+g)$  为  $(f+g)[i] = \max(f[i], g[i])$ 。

**泛化物品的组合** 给定两个泛化物品  $f$  和  $g$ ，定义泛化物品的组合  $(f*g)$  为  $(f*g)[i] = \max_{0 \leq j \leq i} (f[j] + g[i-j])$ 。

## 3 一些特殊泛化物品

**加法单位元 0** 定义 **0** 为  $[-\infty, -\infty, \dots, -\infty]$ ，即在所有位置都取  $-\infty$ 。

**乘法单位元 1** 定义 **1** 为  $[0, -\infty, \dots, -\infty]$ ，即在 0 以外都取  $-\infty$ 。

**指示函数  $I_{C,W}$**  定义指示函数  $I_{C,W}$  为  $[-\infty, \dots, W, \dots, -\infty]$ ，即只  $C$  处取  $W$ ，其余取  $-\infty$ 。表示一个体积为  $C$ ，价值为  $W$  的物品。

---

\*更多内容请访问: <https://github.com/SamZhangQingChuan/Editorials>

## 4 性质

**加法单位元** 对于任意物品  $f$ ,  $f + \mathbf{0} = f$ 。

证明：由定义显然。

**乘法单位元** 对于任意物品  $f$ ,  $f * \mathbf{1} = f$ 。

证明：由定义显然。

**交换律** 对于任意物品  $f, g$ ,  $f + g = g + f$ ,  $f * g = g * f$ 。

证明：由定义显然。

**结合律** 对于任意物品  $f, g, h$ ,  $(f + g) + h = f + (g + h)$ ,  $(f * g) * h = f * (g * h)$ 。

证明：由定义显然。

**分配律** 对于任意物品  $f, g, h$ ,  $(f + g) * h = f * h + g * h$ 。

感性理解：先从  $f, g$  里面选优的再与  $h$  组合等价于先分别求  $f, g$  与  $h$  的组合再挑优的。

证明：

$$\begin{aligned} ((f + g) * h)[i] &= \max_{j=0}^i ((f + g)[j] + h[i - j]) \\ &= \max_{j=0}^i (\max(f[j], g[j]) + h[i - j]) \\ &= \max_{j=0}^i (\max(f[j], g[j]) + h[i - j]) \\ &= \max_{j=0}^i (\max(f[j] + h[i - j], g[j] + h[i - j])) \\ &= \max(\max_{j=0}^i (f[j] + h[i - j]), \max_{j=0}^i (g[j] + h[i - j])) \\ &= \max((f * h)[i], (g * h)[i]) \\ &= ((f * h) + (g * h))[i] \end{aligned}$$

## 5 算法

设以  $r$  为根的子树对应的泛化物品为  $dp_r$ , 即  $dp_r[C]$  等于这棵子树中总体积恰好为  $C$  时的最大价值。这里我们规定必须要拿根  $r$  对应的物品, 即  $dp_r[i < C_r] = -\infty$ 。假设  $r$  的儿子们分别为  $\{s_1, s_2, \dots\}$ 。

那么不难发现如下关系：

$$dp_r = I(C_r, W_r) * (1 + dp_{s_1}) * (1 + dp_{s_2}) * \dots$$

由于计算组合每次是  $O(V^2)$  的，总复杂度为  $O(NV^2)$ ，无法通过。

现在考虑如何增量加上一个儿子的贡献：  $f' = f * (1 + dp_s)$ ，其中  $f$  的初值为  $I(C_r, W_r)$ ，即只选根节点。

展开可以得到如下结果：

$$f' = f * (1 + dp_s) = f * 1 + f * dp_s = f + f * dp_s$$

$f$  是已知量，所以只需要求出  $f * dp_s$ 。

利用乘法的结合律，我们可以换一个形式：

$$\begin{aligned} f * dp_s &= f * (I(C_s, W_s) * (1 + dp_{s'_1}) * (1 + dp_{s'_2}) * \dots) \\ &= (f * I(C_s, W_s)) * (1 + dp_{s'_1}) * (1 + dp_{s'_2}) * \dots \end{aligned}$$

这相当于把  $s$  的初值从  $I(C_s, W_s)$  替换为  $f * I(C_s, W_s)$ ，由于  $I(C_s, W_s)$  形式简单，这相当于强行在  $f$  中加入一个物品。这一步是  $O(V)$  的，于是每多一个节点，复杂度只会多  $O(V)$ 。因此总复杂度是  $O(NV)$ 。

在 DFS 计算完  $f * dp_s$  之后，通过  $O(V)$  的时间更新  $f' = f + f * dp_s$  即可。

最终答案为  $dp_{root}$  中的最大值。

## 6 代码

HDOJ 3593