

به نام خدا

# طراحی الگوریتم‌ها

آرش شفیعی



# الگوریتم‌های حریصانه

# الگوریتم‌های حریصانه

- مسئله‌های بهینه‌سازی به دنبال جواب بهینه در مجموعه‌ای از جواب‌ها برای یک مسئله می‌گردد. یک جواب بهینه جوابی است که در یک معیار اندازه‌گیری بهترین باشد. برای مثال یک جواب بهینه می‌تواند کوچک‌ترین، بزرگ‌ترین، کوتاه‌ترین، بلند‌ترین و غیره باشد.
- برنامه‌ریزی پویا یکی از روش‌ها برای حل مسئله‌های بهینه‌سازی است.
- الگوریتم‌های حریصانه<sup>۱</sup> دسته‌ای دیگر از الگوریتم‌ها برای حل مسئله‌های بهینه‌سازی هستند.

---

<sup>۱</sup> greedy algorithms

## الگوریتم‌های حریصانه

- فرض کنید می‌خواهیم در مدت  $n$  روز به بیشترین دارایی ممکن دست پیدا کنیم. برای این کار کافی است که در هر روز بیشترین دارایی ممکن را کسب کنیم. بنابراین برای به دست آوردن بیشترین دارایی در مدت  $n$  روز باید در روز اول بیشترین دارایی را کسب کنیم و زیر مسئله‌ای که باید در گام بعد حل شود این است که چگونه در مدت  $1 - n$  روز بیشترین دارایی را کسب کنیم. پس در هر روز یک انتخاب حریصانه انجام می‌دهیم و آن انتخاب، کسب بیشترین دارایی در همان روز است. می‌دانیم که با این انتخاب حریصانه در مدت  $n$  روز بیشترین دارایی را کسب خواهیم کرد.
- یک الگوریتم حریصانه مسئله را از بالا به پایین حل می‌کند. برای حل یک مسئله به روش حریصانه در هر گام یک انتخاب بهینه انجام می‌شود و از یک مسئله یک زیرمسئله به دست می‌آید. این فرایند ادامه پیدا می‌کند تا زیرمسئله‌ای باقی نماند. در پایان جواب مسئله مجموعهٔ همهٔ انتخاب‌های بهینه است. به عبارت دیگر در هر گام یک انتخاب حریصانه برای به دست آوردن جواب بهینه صورت می‌گیرد و در پایان مجموعهٔ همهٔ انتخاب‌های حریصانه جواب مسئله است.

## الگوریتم‌های حریصانه

- تنها برخی از مسئله‌های بهینه‌سازی را می‌توان به روش حریصانه حل کرد.
- برای مثال مسئله درخت جستجوی دودویی بهینه را در نظر بگیرید. اگر در هر گام برای ساختن درخت جستجوی دودویی بهینه از بین همه کلیدها، کلیدی را به عنوان ریشه در نظر بگیریم که بیشترین احتمال وقوع را داشته باشد، درخت به دست آمده الزاماً بهینه نیست.
- همانطور که مشاهده کردیم ریشه یک درخت جستجوی دودویی بهینه ممکن است کلیدی باشد که بیشترین احتمال وقوع را نداشته باشد.

- فرض کنید تعدادی واحد کاری داریم که هر کدام به زمان مشخصی برای اجرا نیاز دارند. می‌خواهیم این واحدهای کاری را به گونه‌ای زمانبندی کنیم که مجموع زمان اجرا و زمان انتظار برای همه واحدهای کاری کمینه شود. به این زمانبندی یک زمانبندی بهینه می‌گوییم.
- به کل زمانی که برای سرویس دهی و انتظار صرف شده است، مدت زمان سیستم گفته می‌شود. بنابراین می‌خواهیم مدت زمان سیستم را کمینه کنیم.

- فرض کنید سه واحد کاری با زمان سرویس ۵ ، ۱۰ ، و ۴ در اختیار داریم.
- اگر ابتدا واحد کاری اول، سپس واحد کاری دوم و سپس سوم را اجرا کنیم، مدت زمان سیستم ۳۹ خواهد بود.
- می توانیم ابتدا واحد کاری سوم، سپس واحد کاری اول، و در نهایت واحد کاری دوم را اجرا کنیم که در اینصورت مدت زمان سیستم ۳۲ خواهد بود که مقدار بهینه است.

- اگر بخواهیم همه زمانبندی‌های ممکن را مقایسه کنیم، تعداد آنها نمایی خواهد بود و چنین الگوریتمی در زمان معقول به جواب نخواهد رسید.
- به نظر می‌رسد یک الگوریتم حریصانه برای حل این مسئله است که واحدهای کاری را به ترتیب زمان اجرا از کوچک به بزرگ مرتب کنیم و به ترتیب زمان اجرا آنها را زمانبندی کنیم. زمان اجرا چنین الگوریتمی برای  $n$  واحد کاری  $\Theta(n \lg n)$  خواهد بود.
- حال باید این الگوریتم را که به طور شهودی برای مسئله ارائه کردیم، اثبات کنیم.

- به ازای  $1 \leq i \leq n$  فرض کنید  $t_i$  زمان سرویس برای واحد کاری  $i$  ام در یک زمانبندی بهینه باشد. باید اثبات کنیم که در این زمانبندی، مدت زمان سرویس واحدهای کاری به ترتیب غیرنژولی مرتب شده‌اند.
- اگر واحدهای کاری به صورت غیرنژولی مرتب نشده باشند، حداقل ببرای یک  $i$  خواهیم داشت  $t_{i+1} > t_i$ .
- حال زمانبندی را به گونه‌ای تغییر می‌دهیم که  $t_i$  و  $t_{i+1}$  جابجا شوند. با این کار،  $t_i$  واحد زمان را از زمان انتظار واحد کاری  $i+1$  ام کسر کرده‌ایم و  $t_{i+1}$  واحد زمان را به زمان انتظار واحد کاری  $i$  ام اضافه کرده‌ایم. بقیه زمان‌ها تغییر نخواهند کرد. بنابراین مدت زمان سیستم در زمانبندی جدید  $t_i - t_{i+1} = T' - T$  خواهد بود و چون  $t_{i+1} > t_i$  بنابراین داریم  $T' < T$ ، که با فرض اولیه مبنی بر بهینه بودن زمانبندی  $T$  در تناقض است.

## مسئله انتخاب فعالیت‌ها

- در مسئله انتخاب فعالیت‌ها<sup>۱</sup>، تعدادی فعالیت به طور همزمان می‌خواهند انجام شوند به طوری که این فعالیت‌ها از یک منبع مشترک استفاده می‌کنند و این منبع مشترک نمی‌تواند به طور همزمان توسط فعالیت‌ها استفاده شود. می‌خواهیم مجموعه‌ای از فعالیت‌ها را انتخاب کنیم، به طوری که بیشترین تعداد فعالیت‌ها بتوانند اجرا شوند.
- فرض کنید شما مسئول زمانبندی یک اتاق کنفرانس هستید. به شما مجموعه  $S = \{a_1, a_2, \dots, a_n\}$  شامل  $n$  فعالیت داده شده است که می‌خواهند اتاق کنفرانس را رزرو کنند. در این اتاق در یک زمان تنها یک فعالیت می‌تواند صورت بگیرد.

---

<sup>۱</sup> activity selection problem

## مسئله انتخاب فعالیت‌ها

- هر فعالیت  $a_i$  یک زمان شروع  $s_i^1$  و یک زمان پایان  $f_i^2$  دارد به طوری که  $s_i < f_i < \infty$ . اگر فعالیت  $a_i$  انتخاب شود، آنگاه این فعالیت می‌تواند در بازه زمانی  $[s_i, f_i]$  انجام شود. دو فعالیت  $a_i$  و  $a_j$  سازگار<sup>3</sup> گفته می‌شوند اگر بازه‌های زمانی  $(s_i, f_i)$  و  $(s_j, f_j)$  تداخل نداشته باشند. دو فعالیت تداخل ندارند اگر  $s_i \geq f_j$  یا  $s_j \geq f_i$ . در مسئله انتخاب فعالیت‌ها، هدف این است که بیشترین تعداد فعالیت‌های سازگار از یک مجموعه فعالیت‌ها انتخاب شوند.
- فرض می‌کنیم فعالیت‌ها بر اساس زمان پایان‌شان مرتب شده‌اند. به عبارت دیگر :

$$f_1 \leq f_2 \leq f_3 \leq \dots \leq f_{n-1} \leq f_n$$

---

<sup>1</sup> state time

<sup>2</sup> finish time

<sup>3</sup> compatible

## مسئله انتخاب فعالیت‌ها

- برای مثال مجموعه‌ای از فعالیت‌ها در جدول زیر را در نظر بگیرید.

$i$	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
$s_i$	1	3	0	5	3	5	6	7	8	2	12
$f_i$	4	5	6	7	9	9	10	11	12	14	16

- مجموعه  $\{a_3, a_9, a_{11}\}$  مجموعه‌ای از فعالیت‌های سازگار است ولی بزرگ‌ترین مجموعه فعالیت‌های سازگار نیست چراکه  $\{a_1, a_4, a_8, a_{11}\}$  تعداد بیشتری فعالیت را شامل می‌شود. همچنین مجموعه  $\{a_2, a_4, a_9, a_{11}\}$  تعداد چهار فعالیت را شامل می‌شود.

## مسئله انتخاب فعالیت‌ها

- در اینجا ابتدا سعی می‌کنیم مسئله انتخاب فعالیت‌ها را توسط برنامه‌ریزی پویا حل کنیم.
- فرض کنید  $S_{ij}$  مجموعه‌ای از فعالیت‌ها باشد که پس از اتمام فعالیت  $a_i$  آغاز و قبل از شروع فعالیت  $a_j$  تمام می‌شوند. فرض کنید می‌خواهیم حداکثر فعالیت‌های سازگار  $S_{ij}$  را پیدا کنیم و فرض کنید  $A_{ij}$  مجموعه‌ای است که شامل حداکثر تعداد فعالیت‌های سازگار از مجموعه  $S_{ij}$  است.
- حال فرض کنید  $a_k$  یکی از فعالیت‌ها در مجموعه  $S_{ij}$  است. در اینجا دو زیر مسئله داریم : مسئله یافتن حداکثر فعالیت‌های سازگار در  $S_{ik}$  (که شامل فعالیت‌هایی می‌شود که پس از اتمام  $a_i$  آغاز و قبل از شروع  $a_k$  پایان می‌یابند) و مسئله یافتن حداکثر فعالیت‌های سازگار در  $S_{kj}$  (که شامل فعالیت‌هایی می‌شود که پس از اتمام  $a_k$  آغاز و قبل از شروع  $a_j$  پایان می‌یابند).

## مسئله انتخاب فعالیت‌ها

- در گام اول باید ثابت کنیم مسئله دارای زیرساختار بهینه است.
- فرض کنید  $a_k$  در مجموعه جواب  $A_{ij}$  است. حال فرض کنید  $A_{ik} = A_{ij} \cap S_{ik}$  و  $A_{kj} = A_{ij} \cap S_{kj}$  می‌شود که قبل از شروع  $a_k$  پایان می‌یابند و  $A_{kj}$  شامل فعالیت‌هایی در  $A_{ik}$  می‌شود که پس از اتمام  $a_k$  شروع می‌شوند.
- اگر  $a_k$  در  $A_{ij}$  باشد، الزاماً  $A_{ik}$  جواب مسئله  $S_{ik}$  و  $A_{kj}$  جواب مسئله  $S_{kj}$  است.
- با استفاده از برهان خلف می‌توانیم اثبات کنیم پاسخ بهینه برای  $S_{ij}$  شامل پاسخ بهینه برای دو زیرمسئله  $S_{ik}$  و  $S_{kj}$  می‌شود. اگر می‌توانستیم مجموعه  $A'_{kj}$  از حداقل فعالیت‌های سازگار  $S_{kj}$  را پیدا کنیم به طوری که  $|A'_{kj}| > |A_{kj}|$  آنگاه می‌توانستیم از  $A'_{kj}$  به جای  $A_{kj}$  در زیرمسئله  $S_{ij}$  استفاده کنیم و بنابراین داشتیم :  $|A_{ik}| + |A'_{kj}| + 1 > |A_{ik}| + |A_{kj}| + 1 = |A_{ij}|$  جواب بهینه است در تناقض است.

## مسئله انتخاب فعالیت‌ها

- طبق تعریف می‌دانیم حداکثر تعداد فعالیت‌ها در  $S_{ik}$  برابر است با  $A_{ik}$  و حداکثر تعداد فعالیت‌ها در  $S_{kj}$  برابر است با  $A_{kj}$ .
- بنابراین داریم  $|A_{ij}| = |A_{ik}| + |A_{kj}| + 1$  و در نتیجه  $A_{ij} = A_{ik} \cup \{a_k\} \cup A_{kj}$ .

## مسئله انتخاب فعالیت‌ها

- فرض کنید اندازه مجموعه جواب بهینه برای  $S_{ij}$  را با  $c[i, j]$  نشان دهیم، بنابراین  $|A_{ij}| = c[i, j]$ .
- آنگاه می‌توانیم بنویسیم:  $c[i, j] = c[i, k] + c[k, j] + 1$ .
- از آنجایی که نمی‌دانیم به ازای کدام  $a_k$  جواب بهینه به دست می‌آید، بنابراین باید همه  $a_k$ ‌ها را در نظر بگیریم تا جواب بهینه را به دست آوریم.

$$c[i, j] = \begin{cases} 0 & \text{اگر } S_{ij} = \emptyset \\ \max\{c[i, k] + c[k, j] + 1 : a_k \in S_{ij}\} & \text{اگر } S_{ij} \neq \emptyset \end{cases}$$

- سپس می‌توانیم این مسئله را به روش برنامه‌ریزی پویا حل کنیم.

## مسئله انتخاب فعالیت‌ها

- می‌توانیم رابطه به دست آمده را ساده‌تر کنیم.
- در مجموعه  $S_{ij}$  همیشه یکی از عناصر به عنوان اولین عنصری است که در مجموعه  $A_{ij}$  قرار می‌گیرد.
- می‌خواهیم اولین عنصر از مجموعه  $S_{ij}$  که در مجموعه  $A_{ij}$  قرار می‌گیرد را انتخاب کنیم.
- پس صورت مسئله را تغییر می‌دهیم.

## مسئله انتخاب فعالیت‌ها

- فرض کنید  $\{a_i \in S : s_i \geq f_k\}$  مجموعه‌ای از فعالیت‌ها باشد که پس از اتمام  $a_k$  آغاز می‌شوند.
- اولین فعالیت در  $S_k$  که در بزرگترین مجموعه سازگار فعالیت‌ها قرار می‌گیرد کدام است؟

## مسئله انتخاب فعالیت‌ها

- قضیه : فرض کنید  $S_k$  مجموعه‌ای غیر تهی از فعالیت‌های است و  $a_m$  فعالیتی است در  $S_k$  که کوچک‌ترین زمان پایان را دارد. آنگاه  $a_m$  در بزرگ‌ترین مجموعه فعالیت‌های سازگار  $S_k$  قرار دارد.
- اثبات : فرض کنید  $A_k$  بزرگ‌ترین مجموعه فعالیت‌های سازگار  $S_k$  باشد و  $a_j$  فعالیتی در  $A_k$  باشد که کوچک‌ترین زمان پایان را دارد. اگر  $a_j = a_m$  باشد به نتیجه مطلوب رسیده‌ایم یعنی در واقع  $a_m$  متعلق به بزرگ‌ترین مجموعه فعالیت‌های سازگار  $S_k$  است.
- حال فرض کنیم  $a_j \neq a_m$  باشد. مجموعه  $A'_k = (A_k - \{a_j\}) \cup \{a_m\}$  را به عنوان مجموعه‌ای که شامل  $a_j$  نیست ولی  $a_m$  را شامل می‌شود در نظر بگیرید. فعالیت‌های  $A'_k$  سازگار هستند، زیرا فعالیت‌های  $A_k$  سازگار هستند، و  $a_j$  اولین فعالیت در  $A_k$  است که به اتمام می‌رسد و  $f_m \leq f_j \leq f_m$ . از آنجایی که  $|A'_k| = |A_k|$  ، نتیجه می‌گیریم که  $A'_k$  نیز بزرگ‌ترین مجموعه فعالیت‌های سازگار  $S_k$  است که  $a_m$  را نیز شامل می‌شود.

## مسئله انتخاب فعالیت‌ها

- فرض کنید اندازه مجموعه جواب بهینه برای  $S_k$  را با  $c[k]$  نشان دهیم، بنابراین  $|A_k| = c[k]$ .

- اگر اولین عضو مجموعه  $S_k$  فعالیت  $a_m$  باشد، طبق قضیه قبل  $a_m$  در  $A_k$  است. مجموعه فعالیت‌های باقیمانده  $S_m$  است و در اینصورت می‌توانیم بنویسیم:  $c[k] = 1 + c[m]$ :

- بنابراین می‌توانیم بنویسیم:

$$c[k] = \begin{cases} 0 & \text{اگر } S_k = \emptyset \\ 1 + c[m] & \text{اگر } S_k \neq \emptyset \text{ و } a_m \text{ اولین عضو } S_k \text{ باشد.} \end{cases}$$

- در اینجا یک رابطه بازگشتی به دست آورده‌یم که همیشه تنها یک انتخاب بهینه در آن وجود دارد. در صورتی که بتوانیم چنین رابطه بازگشتی برای یک مسئله پیدا کنیم، که در آن همیشه یک انتخاب بهینه وجود داشته باشد، می‌توانیم مسئله را با استفاده از روش حریصانه حل کنیم.

## مسئله انتخاب فعالیت‌ها

- بنابراین در هر بار باید فعالیتی را انتخاب کنیم که زمان پایان آن از همه فعالیت‌های دیگر کوچک‌تر باشد.  
سپس تنها فعالیت‌هایی را نگهداریم که زمان شروع آنها از زمان پایان فعالیت انتخاب شده بزرگ‌تر است و فرایند را تکرار کنیم تا جایی که دیگر فعالیتی برای انتخاب نداشته باشیم.
- برای حل این مسئله می‌توانیم از یک الگوریتم بازگشتی استفاده کنیم.
- این الگوریتم یک الگوریتم حریصانه است، زیرا در هر مرحله به طور حریصانه فعالیتی انتخاب می‌شود که منجر به تعداد بیشتری فعالیت سازگار شود و در پایان برای مسئله کلی جواب بهینه پس از حل زیر مسئله‌ها به صورت بهینه به دست می‌آید.

## مسئله انتخاب فعالیت‌ها

- الگوریتم‌های حریصانه برخلاف الگوریتم‌های برنامه‌ریزی پویا، به صورت از بالا به پایین<sup>۱</sup> انجام می‌شوند. در روش حریصانه برای حل یک مسئله یک انتخاب حریصانه انجام می‌گیرد، و در گام بعدی مسئله برای زیرمسئله به دست آمده حل می‌شود. بنابراین الگوریتم از حل مسئله اصلی شروع می‌کند و سپس زیرمسئله‌ها را به ترتیب حل می‌کند. در روش برنامه‌ریزی پویا ابتدا زیرمسئله‌ها حل می‌شوند تا در پایان جواب مسئله اصلی به دست آید، پس این الگوریتم‌ها به صورت از پایین به بالا<sup>۲</sup> انجام می‌شوند.

---

<sup>1</sup> top-down

<sup>2</sup> bottom-up

# مسئله انتخاب فعالیت‌ها

- در الگوریتم زیر، مسئله انتخاب فعالیت توسط حریصانه حل می‌شود.

---

## Algorithm Recursive-Activity-Selector

---

```
function RECURSIVE-ACTIVITY-SELECTOR(s, f, k, n)
1: m = k + 1
2: while m <= n and s[m] < f[k] do ▷ find the first activity in S[k] to
   finish
3:   m = m + 1
4: if m <= n then
5:   return {a[m]} ∪ Recursive-Activity-Selector (s, f, m, n)
6: else
7:   return ∅
```

---

- برای شروع فرض کنید فعالیت  $a_0$  با زمان اتمام  $f_0 = 0$  در مجموعه  $S_0 = S$  وجود دارد. برای شروع،تابع Recursive-Activity-Selector( $s, f, 0, n$ ) فراخوانی می‌شود.

- با فرض اینکه فعالیت‌ها مرتب شده باشند، این الگوریتم در زمان  $\Theta(n)$  مسئله را حل می‌کند.

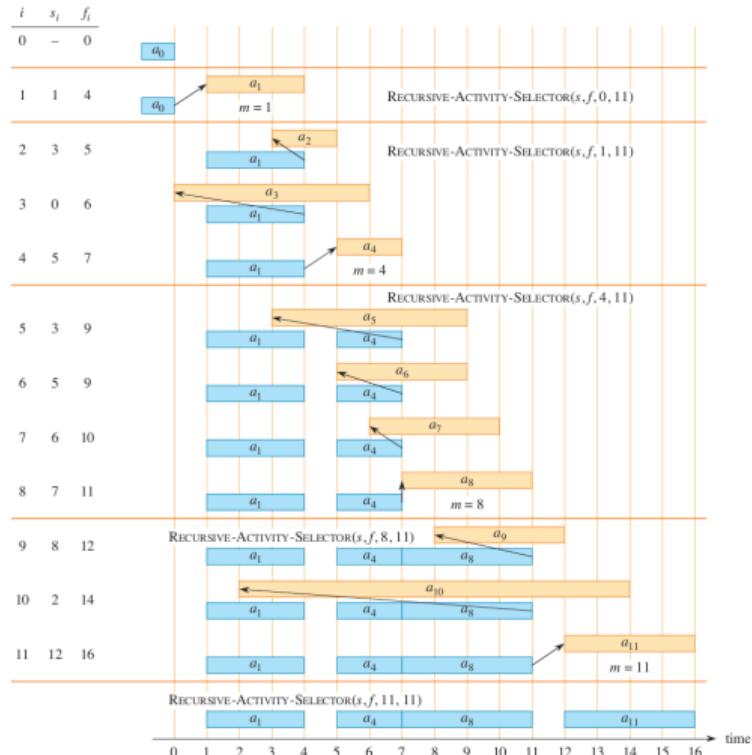
# مسئله انتخاب فعالیت‌ها

یک نمونه از مسئله انتخاب فعالیت را به صورت زیر در نظر بگیرید.

$i$	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
$s_i$	1	3	0	5	3	5	6	7	8	2	12
$f_i$	4	5	6	7	9	9	10	11	12	14	16

# مسئله انتخاب فعالیت‌ها

- در مثال زیر این نمونه از مسئله انتخاب فعالیت توسط الگوریتم حریصانه بازگشتی حل شده است.



– الگوریتم زیر مسئله انتخاب فعالیت را به صورت غیر بازگشتی حل می‌کند.

---

## Algorithm Greedy-Activity-Selector

---

```
function GREEDY-ACTIVITY-SELECTOR(s, f, n)
1: A = {a[1]}
2: k = 1
3: for m = 2 to n do
4:   if s[m] >= f[k] then      ▷ is a[m] in S[k] ?
5:     A = A ∪ {a[m]}          ▷ yes, so choose it
6:     k = m                  ▷ and continue from there
7: return A
```

---

## مسئله کوله‌پشتی

- یک الگوریتم حریصانه در هر مرحله انتخابی انجام می‌دهد که در لحظه بهترین انتخاب است و در پایان جواب بهینه نهایی مسئله از این انتخاب‌های بهینه تشکیل شده است. این رویکرد همیشه به جواب بهینه نمی‌رسد اما در برخی مسائل مانند مسئله انتخاب فعالیت جواب بهینه را پیدا می‌کند.
- برای حل یک مسئله به روش حریصانه ابتدا ساختار مسئله مشخص می‌شود و یک جواب بازگشته برای مسئله بر اساس زیر مسئله‌ها طراحی می‌شود. برخلاف روش برنامه‌ریزی پویا که در آن جواب یک مسئله به چند زیرمسئله بستگی پیدا می‌کند، در مسئله‌هایی که با روش حریصانه حل می‌شوند، جواب یک مسئله به یک زیرمسئله بستگی دارد. پس از یافتن چنین رابطه بازگشته که در آن جواب یک مسئله تنها به یک زیرمسئله بستگی دارد، یک الگوریتم بازگشته حریصانه برای مسئله پیدا می‌شود.

## مسئله کوله‌پشتی

- الگوریتم حریصانه مسئله را به صورت از بالا به پایین حل می‌کند، اما برنامه‌ریزی پویا مسئله را از پایین به بالا حل می‌کند.
- الگوریتم حریصانه در هر گام انتخابی انجام می‌دهد که بهترین انتخاب است و جواب بهینه از این انتخاب‌های بهینه تشکیل شده است.
- در مسئله‌هایی که با الگوریتم حریصانه حل می‌شوند جواب مسئله تنها به جواب یک زیرمسئله بستگی دارد، در حالی که در برنامه‌ریزی پویا، مسئله به چند زیرمسئله بستگی دارد.

## مسئله کوله‌پشتی

- از آنجایی که الگوریتم حریصانه و برنامه‌ریزی پویا شbahت زیادی به یکدیگر دارند و هر دو از زیر مسئله‌های بهینه برای یافتن جواب بهینه مسئله استفاده می‌کنند، ممکن است گاهی برای مسائلی که به روش حریصانه حل می‌شوند، از برنامه‌ریزی پویا استفاده کنیم و یا گاهی به خطأ ممکن است بخواهیم مسئله‌ای که به روش برنامه‌ریزی پویا حل می‌شود را به روش حریصانه حل کنیم.

## مسئله کوله‌پشتی

- مسئله کوله‌پشتی  $1 - 0^1$  را در نظر بگیرید. یک دزد که مشغول دزدی از یک فروشگاه است، می‌خواهد از بین تعدادی کالا که هر کدام ارزش و وزن مشخصی دارند، تعدادی کالا را در کوله‌پشتی خود که  $W$  کیلوگرم ظرفیت دارد بگذارد، به طوری که ارزش کالاهایی که با خود می‌برد حداکثر باشد.
- بنابراین این دزد می‌تواند هر زیر مجموعه‌ای از  $n$  کالا را بردارد. ارزش کالای  $i$  ام برابر است با  $v_i$  و وزن آن برابر است با  $w_i$  به طوری که  $v_i$  و  $w_i$  دو عدد صحیح هستند. ظرفیت کوله‌پشتی  $W$  است و هدف جمع‌آوری تعدادی کالا است که مجموع ارزش آنها حداکثر ممکن باشد.
- به این مسئله، مسئله کوله‌پشتی  $1 - 0^0$  گفته می‌شود، زیرا دزد به ازای هر کالا باید یا آن را بگذارد یا بردارد و نمی‌تواند قسمتی از کالا را ببرد و قسمتی را بگذارد.
- در مسئله کوله‌پشتی کسری  $2$  دزد می‌تواند یک کالا را به دو قسمت غیر مساوی تقسیم کند و قسمتی از آن را بردارد و قسمتی را با خود ببرد.

<sup>1</sup> 0-1 knapsack problem

<sup>2</sup> fractional knapsack problem

## مسئله کوله‌پشتی

- مسئله کوله‌پشتی ۱-۰ یک مسئله بهینه‌سازی است که ویژگی آن داشتن زیر ساختار بهینه است، بدین معنی که یک جواب بهینه برای یک مسئله، از جواب بهینه برای زیرمسئله‌های آن تشکیل شده است. درواقع اگر کالاهای پر ارزش با حداکثر مجموع وزن  $W$  را در نظر بگیریم که کالای  $j$  را در برگرفته‌اند، آنگاه کالاهای کوله‌پشتی بدون کالای  $j$  باید پر ارزش‌ترین کالاهای با حداکثر مجموع وزن  $W_j - W$  باشند.
- همچنین در مسئله کوله‌پشتی کسری، اگر مجموعه پر ارزش‌ترین کالاهای با حداکثر وزن  $W$  را در نظر بگیریم که مقدار  $w$  از کالای  $j$  را در برگرفته باشد، آنگاه بقیه کالاهای داخل کوله‌پشتی منهای قسمت  $w$  از کالای  $j$  با وزن  $W - w$  باید پر ارزش‌ترین کالاهایی باشند که دزد می‌توانند از بین کالاهای موجود انتخاب کند.
- با وجود اینکه این دو مسئله ساختار بسیار مشابهی دارند، روش حریصانه برای مسئله کوله‌پشتی کسری می‌تواند مورد استفاده قرار بگیرد، در حالی که برای مسئله کوله‌پشتی ۱-۰ راه حل حریصانه جواب بهینه به دست نمی‌دهد و باید از روش برنامه‌ریزی پویا استفاده کرد.

## مسئله کوله‌پشتی

- برای حل مسئله کوله‌پشتی توسط روش حریصانه، ابتدا ارزش یک کیلوگرم از هر کالا را به صورت  $v_i/w_i$  محاسبه می‌کنیم. وقتی ارزش هر کالا مشخص شد، دزد از با ارزش‌ترین کالا شروع می‌کند و سعی می‌کند کوله‌پشتی خود را پر کند. اگر پر ارزش‌ترین کالا به اتمام رسید و هنوز کوله‌پشتی فضای خالی داشت، دزد با دومین کالای پر ارزش ادامه می‌دهد و سعی می‌کند آنقدر از آن کالا بر دارد تا کوله‌پشتی پر شود و اگر کوله‌پشتی با کالای پر ارزش دوم پر نشد به سراغ کالای پر ارزش سوم می‌رود. این روند آنقدر ادامه پیدا می‌کند تا کوله‌پشتی پر شود. این الگوریتم حریصانه نیاز به مرتب‌سازی کالاهای بر اساس ارزش آنها در واحد وزن دارد که این کار با استفاده از یک الگوریتم مرتب‌سازی سریع در زمان  $O(n \lg n)$  برای  $n$  کالا انجام می‌شود.

## مسئله کوله‌پشتی

- برای اینکه در مسئله کوله‌پشتی کسری از الگوریتم توصیف شده استفاده کنیم، باید اثبات کنیم الگوریتم درست است.
- می‌توانیم درستی این الگوریتم را با استفاده از برهان خلف ثابت کنیم. فرض کنید کالاهای برداشته شده در کوله‌پشتی بهینه، شامل کالای  $m$  که بیشترین چگالی ارزشی<sup>۱</sup> را دارد نشود. به عبارت دیگر کالای  $m$  که چگالی ارزشی آن  $v_m/w_m$  است به طوری که  $v_i/w_i > v_m/w_m > v_i/w_i \forall i, i \neq m$  در کوله‌پشتی بهینه نباشد. وقتی که در مسئله کوله‌پشتی کسری، الزاماً کوله‌پشتی پر می‌شود.
- بنابراین در کوله‌پشتی کالای  $k$  وجود دارد که چگالی ارزشی آن از کالای  $m$  کمتر است، یعنی  $v_k/w_k < v_m/w_m$ . در اینصورت می‌توانیم  $x$  کیلوگرم از کالای  $k$  را از کوله‌پشتی برداریم و  $x$  کیلوگرم از کالای  $m$  را در کوله‌پشتی قرار دهیم.
- مقدار  $(v_k/w_k - x) \cdot v_m/w_m$  مثبت است، که با فرض اولیه مبنی بر اینکه کوله‌پشتی بهینه است در تناقض دارد، پس کوله‌پشتی الزاماً حاوی کالایی با بیشترین چگالی ارزشی است.

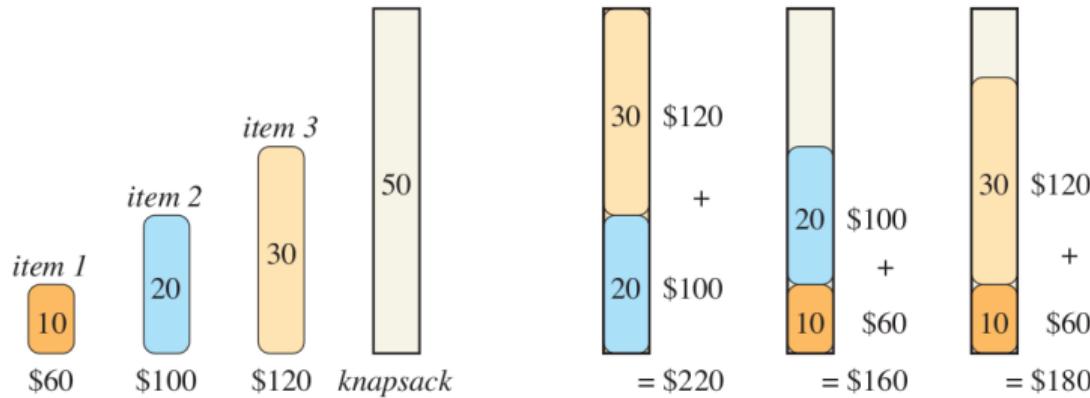
<sup>1</sup> value density

## مسئله کوله‌پشتی

- الگوریتم حریصانه برای مسئله کوله‌پشتی  $1 - n$  نمی‌تواند مورد استفاده قرار بگیرد.
- در مسئله کوله‌پشتی  $1 - n$  زیر مسئله‌ها باید با یکدیگر مقایسه شوند، در صورتی که جواب بهینه مسئله کوله‌پشتی کسری تنها به یک زیر مسئله بستگی دارد.
- می‌توان با استفاده از یک مثال نقض نشان داد که الگوریتم حریصانه نمی‌تواند در کوله‌پشتی  $1 - n$  مورد استفاده قرار بگیرد.

## مسئله کوله‌پشتی

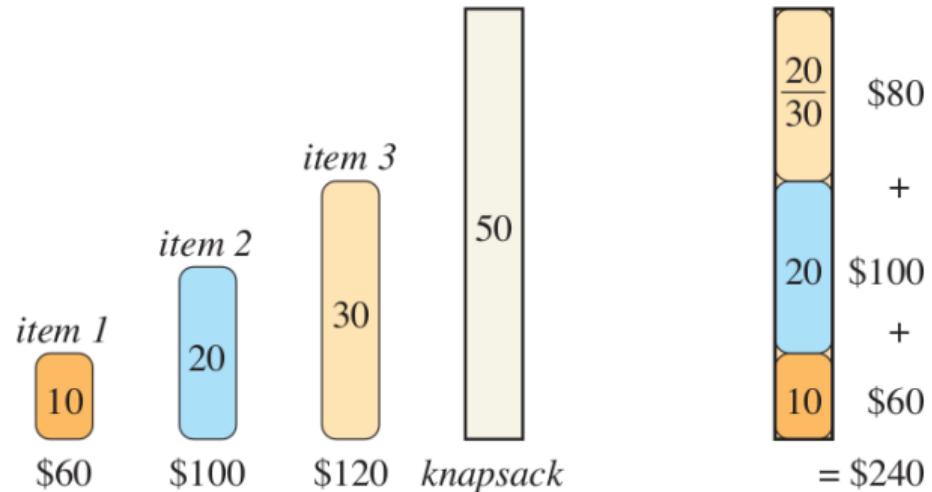
- مثال زیر نشان می‌دهد که روش حریصانه برای مسئله کوله‌پشتی ۱-۰ الزاماً جواب بهینه را به دست نمی‌آورد. با وجود اینکه کالای اول پر ارزش‌ترین کالاست ولی در مسئله کوله‌پشتی ۱-۰ در جواب بهینه انتخاب نمی‌شود.



- همچنین اگر پر کردن کوله‌پشتی را با کالاهایی آغاز کنیم که بیشترین قیمت را دارند، ممکن است کالاهای با قیمت بالا حجم زیادی را اشغال کرده و کوله‌پشتی را پر کنند، در صورتی که مجموع ارزش کالاهای کم ارزش‌تر بیشتر باشد.

# مسئله کوله‌پشتی

- در مسئله کوله‌پشتی کسری توسط یک الگوریتم حریصانه شروع به پر کردن کوله‌پشتی توسط پرارزش‌ترین کالاها می‌کنیم.



- کدهای هافمن<sup>۱</sup> برای فشرده‌سازی داده‌ها استفاده می‌شوند. این کدها بسته به ویژگی داده‌ها، می‌توانند بین ۲۰ تا ۹۰ درصد در میزان حافظه مورد نیاز برای ذخیره‌سازی داده‌ها صرفه جویی کنند.
- الگوریتم حریصانه هافمن جدولی شامل تعداد تکرار حروف دریافت کرده، سپس برای هر حرف یک کد تولید می‌کند، به طوری که ذخیره یک متن با استفاده از کدهای تولید شده کمترین میزان حافظه را اشغال کند.
- فرض کنید یک فایل داده‌ای داریم که شامل ۱۰۰،۰۰۰ حرف (کاراکتر) است و می‌خواهیم فایل را به صورت فشرده ذخیره کنیم و همچنین می‌دانیم ۶ حرف اول الفبا دارای تعداد تکرارهای ذکر شده در جدول زیر هستند.

	a	b	c	d	e	f
Frequency (in thousands)	45	13	12	16	9	5
Fixed-length codeword	000	001	010	011	100	101

<sup>1</sup> Huffman codes

- برای مثال حرف a در این فایل ۴۵،۰۰۰ بار و حرف b تعداد ۱۳،۰۰۰ بار تکرار شده‌اند.
- برای نمایش داده‌ها در این فایل راههای زیادی وجود دارد. در اینجا از یک کد گذاری دودویی استفاده می‌کنیم. به ازای هر یک از حروف الفبا یک عدد دودویی در نظر گرفته و آن حرف را با کد در نظر گرفته شده نمایش می‌دهیم. به این کدهای دودویی<sup>۱</sup>، به اختصار کد می‌گوییم.
- می‌توانیم از کدهایی با طول ثابت<sup>۲</sup> استفاده کنیم، که در اینصورت به تعداد  $\lceil \lg n \rceil$  بیت برای نمایش n حرف نیاز داریم. برای ۶ حرف به ۳ بیت نیاز داریم : a = 000, b = 001, c = 010, d = 011, e = 101 و f = 100.
- با استفاده از این روش کد گذاری برای یک فایل شامل ۱۰۰،۰۰۰ حرف به ۳۰۰،۰۰۰ بیت نیاز داریم. اما آیا می‌توانیم با تعداد کمتری بیت این فایل را ذخیره کنیم؟

<sup>1</sup> binary character code

<sup>2</sup> fixed-length code

- برای فشرده‌سازی این فایل متنی و ذخیره‌سازی حروف به طور کارامدتر از کدهایی با طول متغیر<sup>1</sup> استفاده می‌کنیم.
- برای نمایش حروفی که تعداد تکرار بیشتری دارند، از کدهای کوتاه‌تر و برای نمایش حروفی که تعداد تکرار کمتری دارند، از کدهای بلندتر استفاده می‌کنیم.

---

<sup>1</sup> variable-length code

## کدهای هافمن

- برای مثال یک روش کدگذاری با کدهای طول متغیر در شکل زیر نمایش داده شده است.

	a	b	c	d	e	f
Frequency (in thousands)	45	13	12	16	9	5
Fixed-length codeword	000	001	010	011	100	101
Variable-length codeword	0	101	100	111	1101	1100

- در اینجا از بیت صفر برای نمایش a و عدد چهاربیتی ۱۱۰۰ برای نمایش حروف f استفاده می‌کنیم.

- برای نمایش یک فایل شامل ۱۰۰،۰۰۰ حرف با تعدادهای تکرار ذکر شده به تعداد بیت زیر نیاز داریم :

$$(45 \times 1 + 13 \times 3 + 12 \times 3 + 16 \times 3 + 9 \times 4 + 5 \times 4) \times 1000 = 224000 \text{ bit}$$

- بنابراین با استفاده از این روش کدگذاری توانستیم به جای ۳۰ هزار بیت از ۲۲۴ هزار بیت استفاده کنیم و حدود ۲۵ درصد در فضای حافظه مورد نیاز صرفه‌جویی کنیم.

- در روش کدگذاری استفاده شده، هیچ یک از کدها پیشوند کدهای دیگر نبودند. بدین ترتیب به افزودن خط فاصله بین کدها نیازی نداریم و می‌توانیم کدهای یکتا را شناسایی کنیم. به این مجموعه کد، کدهای بدون پیشوند<sup>۱</sup> می‌گوییم.
- ثابت شده است که کدهای بدون پیشوند بهینه‌ترین روش برای فشرده‌سازی اطلاعات است و هیچ روش کدگذاری بهینه‌تری برای فشرده‌سازی بیشتر وجود ندارد.
- با استفاده از روش کدگذاری می‌توانیم کلمه face را به صورت

$$1100 \cdot 0 \cdot 100 \cdot 1101 = 110001001101$$

ذخیره کنیم. در اینجا عملگر ". " به معنی الحاق دو رشته است.

---

<sup>1</sup> prefix-free code

## کدهای هافمن

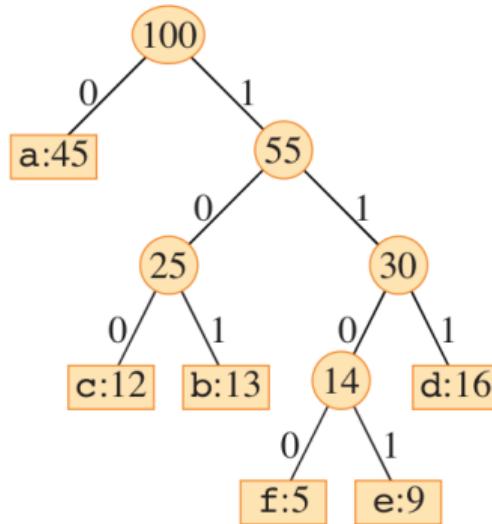
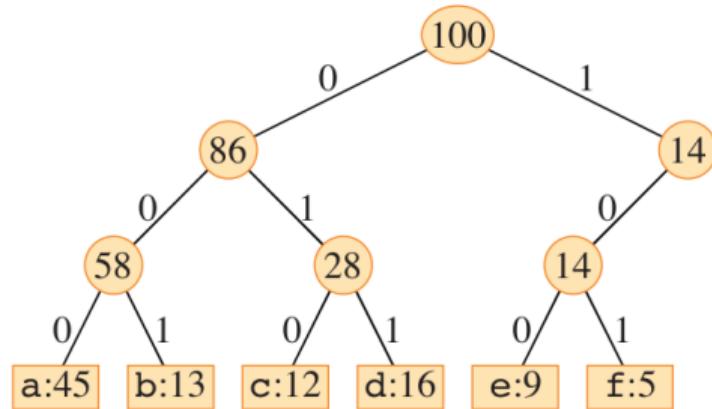
- کدهای بدون پیشوند فرایند کدگشایی را ساده می‌کنند. از آنجایی که هیچ کدی پیشوند کد دیگری نیست، کدگذاری یک فایل ابهام ایجاد نمی‌کند. برای کدگشایی یک فایل از ابتدای فایل شروع می‌کنیم و کدها را به ترتیب تبدیل به حروف می‌کنیم.
- برای مثال در کدگشایی رشته 100011001101 کد 1 یا 10 یا 1000 وجود ندارند و تنها کدی که می‌توان در ابتدای این رشته تشخیص داد، کد 100 است. این کد معادل کلمه cafe می‌باشد.

$$100011001101 = 100 \cdot 0 \cdot 1100 \cdot 1101 = \text{cafe}$$

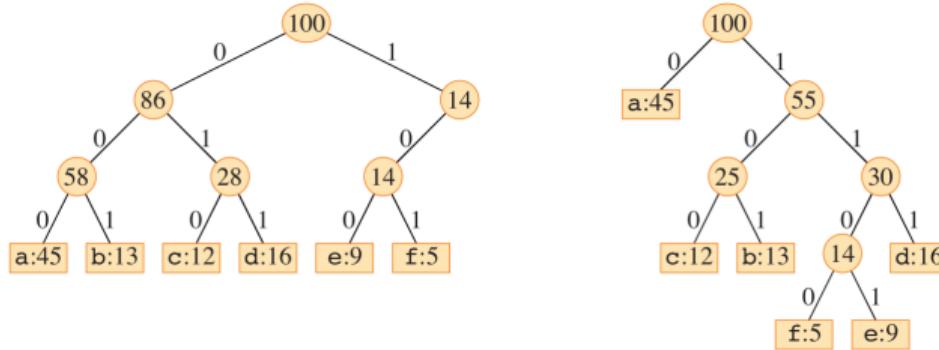
	a	b	c	d	e	f
Frequency (in thousands)	45	13	12	16	9	5
Fixed-length codeword	000	001	010	011	100	101
Variable-length codeword	0	101	100	111	1101	1100

- در فرایند کدگشایی برای جستجوی بهینه کدها و حروف متناظر آنها از یک درخت دودویی استفاده می‌کنیم.  
برگ‌های این درخت دودویی، حروف متناظر با کدهایی هستند که از الحاق کدهای روی یال‌ها از ریشه تا برگ مورد نظر به دست می‌آیند.
- به عبارت دیگر کد مربوط به یک حرف درواقع یک مسیر از ریشه تا حرف مورد نظر است به طوری که صفر به معنای رفتن به سمت فرزند سمت چپ و یک به معنای رفتن به فرزند سمت راست است.

- شکل‌های زیر دو درخت متفاوت برای کدگذاری حروف را نشان می‌دهند.



- می‌توان ثابت کرد که یک کدگذاری بهینه همیشه توسط یک درخت دودویی پُر<sup>۱</sup> (درخت اکیدا دودویی) نشان داده می‌شود، بدین معنی که هر رأس میانی در درخت بهینه الزاماً دارای دو فرزند است. در شکل زیر در سمت چپ، درخت دودویی پُر نیست، زیرا به ازای کد ۱۱ هیچ حرفی وجود ندارد، پس کدگذاری توسط این درخت نمی‌تواند یک کدگذاری بهینه باشد، اما درخت سمت راست یک درخت دودویی پُر را نشان می‌دهد.



<sup>۱</sup> full binary tree

- یک درخت دودویی پر با  $n$  برگ الزاما  $1 - n$  رأس غیربرگ دارد.
- اگر  $C$  الفبای مورد نظر برای کدگذاری باشد، درختی که برای کدهای بدون پیشوند بهینه به دست می‌آید، دارای  $|C|$  برگ است که هر برگ متناظر با یک حرف است و تعداد  $1 - |C|$  رأس میانی (غیربرگ) در درخت داریم.

- اگر درخت  $T$  درختی برای کدهای بدون پیشوند باشد، می‌توانیم تعداد بیت‌های مورد نیاز برای کدگذاری یک فایل را محاسبه کنیم. به ازای هر حرف  $c$  در الفبای  $C$ ، فرض کنید  $c.freq$  تعداد تکرار آن حرف در فایل باشد و فرض کنید  $d_T(c)$  عمق برگ متناظر با حرف  $c$  در درخت باشد. دقت کنید که  $d_T(c)$  طول کد متناظر با حرف  $c$  نیز هست. در اینصورت تعداد بیت‌های مورد نیاز برای کدگذاری فایل داده‌ای برابر است با

$$B(T) = \sum_{c \in C} c.freq \times d_T(c)$$

- به مقدار  $B(T)$  هزینه<sup>۱</sup> درخت  $T$  می‌گوییم.

---

<sup>1</sup> cost

# کدهای هافمن

- هافمن یک الگوریتم حریصانه ابداع کرد که کدهای بدون پیشوند بهینه تولید می‌کند. این کدها به کدهای هافمن مشهور هستند.
- ورودی الگوریتم هافمن مجموعه  $C$  شامل  $n$  حرف است، به طوری که هر عضو  $C \in C$  یک حرف است که ویژگی  $c.freq$  تعداد تکرار آن را نشان می‌دهد.
- این الگوریتم درخت  $T$  را برای تولید کدهای بهینه می‌سازد. این درخت از پایین به بالا تولید می‌شود، بدین معنی که الگوریتم با  $|C|$  برگ آغاز می‌کند و با ادغام این برگ‌ها به صورت ساختار درختی، کل درخت را تا ریشه می‌سازد.
- در این الگوریتم از یک صف اولویت استفاده می‌شود که حروف با کمترین تعدادهای تکرار به ترتیب از صف خارج می‌شوند.

الگوریتم هافمن به صورت زیر است.

---

## Algorithm Huffman

---

```
function HUFFMAN(C)
1: n = |C|
2: Q = C
3: for i = 1 to n - 1 do
4:   allocate a new node z
5:   x = Extract-Min(Q)
6:   y = Extract-Min(Q)
7:   z.left = x
8:   z.right = y
9:   z.freq = x.freq + y.freq
10:  Insert(Q,z)
11: return Extract-Min(Q) ▷ the root of the tree is the only node left
```

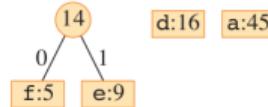
---

# کدهای هافمن

- برای مثالی که در قبل مطرح کردیم، الگوریتم هافمن به صورت زیر عمل می‌کند.

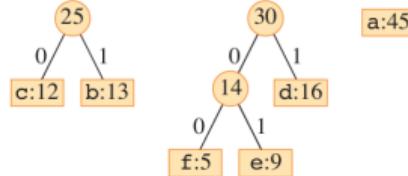
(a) f:5 e:9 c:12 b:13 d:16 a:45

(b) c:12 b:13 d:16 a:45



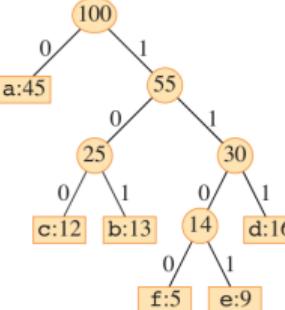
(c) d:16 a:45  
c:12 b:13

(d) a:45



(e) a:45

(f)



## کدهای هافمن

- زمان الگوریتم هافمن به نحوه پیاده‌سازی صفت اولویت بستگی دارد. فرض کنیم با بهینه‌ترین الگوریتم موجود، صفت اولویت برای یک الفبا با  $n$  حرف در زمان  $O(n)$  ساخته می‌شود.
- حلقة اصلی در الگوریتم هافمن  $1 - n$  بار تکرار می‌شود، زیرا تعداد رئوس غیربرگ  $1 - n$  است و از آنجایی که در هر بار استفاده از صفت اولویت به زمان  $\lg n$  نیاز داریم، بنابراین زمان اجرای الگوریتم  $O(n \lg n)$  است.
- بنابراین کل زمان اجرای الگوریتم هافمن برای الفبای  $n$  حرفی برابر است با  $O(n \lg n)$ .

# کدهای هافمن

- برای اثبات اینکه الگوریتم حریصانه هافمن درست است، نشان می‌دهیم مسئله تعیین کدهای بدون پیشوند بهینه دارای ویژگی انتخاب حریصانه است.
- به عبارت دیگر می‌خواهیم اثبات کنیم دو رأس با کمترین تعداد تکرار الزاما در درخت کدهای بهینه همزاد یکدیگرند و در بیشترین عمق قرار می‌گیرند.

- قضیه : فرض کنید  $C$  یک الفبا باشد به طوری که  $c \in C$  دارای تعداد تکرار  $c.freq$  باشد. فرض کنید  $x$  و  $y$  دو حرف در  $C$  با کمترین تعدادهای تکرار باشند. آنگاه یک کدگذاری بدون پیشوند بهینه برای  $C$  وجود دارد به طوری که  $x$  و  $y$  طول یکسانی دارند و تنها در بیت آخر متفاوت‌اند، یعنی همزاد یکدیگرند و همچنین در بیشترین عمق درخت قرار دارند.

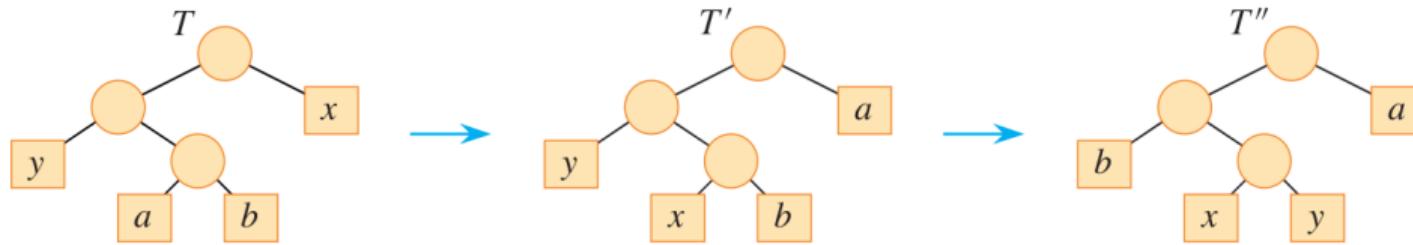
# کدهای هافمن

- اثبات : ایده اثبات این است که درخت  $T$  که یک درخت بهینه بدون پیشوند را در نظر بگیریم و آن را تغییر دهیم تا یک درخت دودویی بدون پیشوند دیگر ساخته شود به طوری که در درخت ساخته شده  $x$  و  $y$  همزاد<sup>۱</sup> و در عمق بیشینه در درخت  $T$  باشند. چنین درختی که در آن  $x$  و  $y$  همزاد یکدیگرند یعنی طول یکسان دارند و تنها در بیت آخر متفاوت‌اند، نیز یک درخت بهینه خواهد بود.
- فرض کنید  $a$  و  $b$  دو حرف باشند که در درخت  $T$  همزاد هستند و در بیشترین عمق درخت قرار دارند. حال فرض کنید  $a.freq \leq b.freq$  و  $a.freq \leq x.freq$ . از آنجایی که  $y.freq \leq x.freq$  و  $y.freq \leq b.freq$  کمترین تعدادهای تکرار هستند و  $a.freq \leq b.freq$  دو تعداد تکرار دلخواه هستند، بنابراین خواهیم داشت  $y.freq \leq b.freq$  و  $x.freq \leq a.freq$
- بنابراین می‌توانیم داشته باشیم  $y.freq = b.freq$  و  $x.freq = a.freq$  که در اینصورت قضیه به طور بدیهی درست است، زیرا  $a$  و  $b$  دارای کمترین تعداد تکرار هستند. پس فرض می‌کنیم تعداد تکرارهای  $x$  و  $y$  متفاوت از  $a$  و  $b$  هستند.

---

<sup>1</sup> sibling

- همانطور که شکل زیر نشان می‌دهد، فرض کنید جای  $a$  و  $x$  را در درخت  $T$  عوض می‌کنیم و درخت  $T'$  را به دست می‌آوریم و جای  $b$  و  $y$  را در درخت  $T'$  عوض کرده، درخت  $T''$  را به دست می‌آوریم.



- نشان می‌دهیم که هزینه درخت  $T''$  کوچکتر یا مساوی درخت  $T$  است. از آنجایی که فرض کردیم درخت  $T$  یک درخت بهینه است، بنابراین هزینه درخت  $T''$  و  $T$  باید برابر باشد.

- تفاوت هزینه درخت  $T$  و  $T'$  به صورت زیر خواهد بود.

$$B(T) - B(T')$$

$$\begin{aligned}
 &= \sum_{c \in C} c.freq \cdot d_T(c) - \sum_{c \in C} c.freq \cdot d_{T'}(c) \\
 &= x.freq \cdot d_T(x) + a.freq \cdot d_T(a) - x.freq \cdot d_{T'}(x) - a.freq \cdot d_{T'}(a) \\
 &= x.freq \cdot d_T(x) + a.freq \cdot d_T(a) - x.freq \cdot d_T(a) - a.freq \cdot d_T(x) \\
 &= (a.freq - x.freq)(d_T(a) - d_T(x)) \\
 &\geq 0
 \end{aligned}$$

- از آنجایی که  $a.freq - x.freq < d_T(a) - d_T(x)$  غیر منفی هستند، بنابراین مقدار  $B(T) - B(T')$  مثبت است.
- در واقع  $a.freq - x.freq < d_T(a) - d_T(x)$  غیر منفی است زیرا  $x$  یک برگ با حداقل تعداد تکرار است و  $a$  یک برگ با عمق بیشینه در درخت  $T$  است.
- به همین ترتیب تعویض  $y$  و  $b$  هزینه را افزایش نمی‌دهد و بنابراین  $B(T') - B(T'') \leq 0$  غیر منفی است.
- بنابراین  $B(T'') \leq B(T') \leq B(T)$  و چون  $T$  بهینه است بنابراین داریم  $B(T'') = B(T)$  و بنابراین  $B(T'') = B(T)$  در نتیجه  $T''$  یک درخت بهینه است که در آن  $x$  و  $y$  دو برگ همزاد با عمق حداقل هستند و قضیه ثابت می‌شود.

- این قضیه در واقع نشان می‌دهد که ساختن درخت بهینه، می‌تواند با انتخاب حریصانه ادغام دو حرف با کمترین تعداد تکرار آغاز شود و ادامه یابد. بنابراین از بین همه انتخاب‌ها برای ادغام الگوریتم هافمن دو حرف یا کمترین تعداد را در هر مرحله انتخاب می‌کند که یک انتخاب بهینه است، و همچنین درخت کلی به دست آمده در نهایت یک درخت بهینه خواهد بود.

- حال می‌خواهیم ثابت کنیم ساختن کدهای بدون پیشوند بهینه دارای ویژگی زیر ساختار بهینه است.
- به عبارت دیگر، می‌خواهیم اثبات کنیم اگر رأس  $z$  به عنوان پدر رئوس  $x$  و  $y$  با کمترین تعداد تکرار به همراه بقیه رئوس درخت به جز  $x$  و  $y$ ، یک درخت کدهای بهینه را تشکیل دهنده، آنگاه درختی که در آن  $x$  و  $y$  به عنوان فرزندان  $z$  اضافه شده‌اند نیز درخت کدهای بهینه است.

- قضیه : فرض کنید  $C$  یک الفبا باشد به طوری که برای هر حرف  $c \in C$  تعداد تکرار  $c$  برابر با  $c.freq$  باشد.

فرض کنید  $x$  و  $y$  دو حرف در  $C$  با تعداد تکرار حداقل باشند. فرض کنید  $C'$  همان الفبای  $C$  باشد به طوری که حروف  $x$  و  $y$  حذف شده و حرف  $z$  به آن اضافه شده است، بنابراین  $\{z\} \cup (C - \{x, y\}) = C'$

تعداد تکرار همه حروف در  $C'$  برابر با حروف  $C$  هستند و همچنین  $.z.freq = x.freq + y.freq$

فرض کنید  $T'$  درختی باشد که کدهای بدون پیشوند بهینه  $C'$  را نمایش می‌دهد. آنگاه درخت  $T$  که از درخت  $T'$  به دست آمده و در آن رأس  $z$  با یک رأس میانی با دو فرزند  $x$  و  $y$  به جایگزین شده است، کدهای بدون پیشوند بهینه برای الفبای  $C$  را نمایش می‌دهد.

## کدهای هافمن

- اثبات : ابتدا نشان می‌دهیم چگونه هزینه  $B(T')$  از درخت  $T$  بر اساس هزینه  $B(T)$  از درخت  $T'$  بیان می‌شود.
- به ازای هر حرف  $c \in C - \{x, y\}$  داریم  $d_T(c) = d_{T'}(c)$  و بنابراین  $c.freq \times d_T(c) = c.freq \times d_{T'}(c)$
- چون  $d_T(x) = d_T(y) = d_{T'}(z) + 1$  :  
$$\begin{aligned} x.freq \times d_T(x) + y.freq \times d_T(y) &= (x.freq + y.freq)(d_{T'}(z) + 1) \\ &= z.freq \times d_{T'}(z) + (x.freq + y.freq) \end{aligned}$$
- بنابراین نتیجه می‌گیریم  $B(T) = B(T') + x.freq + y.freq$  که برابر است با  $B(T') = B(T) - x.freq - y.freq$
- حال از برهان خلف استفاده می‌کنیم.

## کدهای هافمن

- فرض کنید  $T$  درخت بهینه بدون پیشوند برای  $C$  نیست. بنابراین یک درخت " $T'$ " بهینه وجود دارد به طوری که درخت " $T'$ " دو رأس  $x$  و  $y$  را به عنوان همزاد درخود دارد.
- حال فرض کنید " $T''$ " همان درخت " $T'$ " باشد که در آن پدر مشترک  $x$  و  $y$  با رأس برگ  $z$  جایگزین شده است  
به طوری که  $z.freq = x.freq + y.freq$
- بنابراین :

$$\begin{aligned}B(T'') &= B(T') - x.freq - y.freq \\&< B(T) - x.freq - y.freq \\&= B(T)\end{aligned}$$

- به این نتیجه رسیدیم که " $T''$ " یک درخت بهینه برای ' $C'$  است، اما با این نتیجه به تناقض می‌رسیم زیرا فرض کردیم ' $T'$  درخت بدون پیشوند بهینه برای ' $C'$  است. بنابراین  $T$  باید کدهای بدون پیشوند بهینه برای الفبای  $C$  را نمایش دهد.

- دو قضیه اثبات شده نشان می‌دهند الگوریتم هافمن کدهای بدون پیشوند بهینه تولید می‌کند.