



www.20file.org

فصل اول:

پیچیدگی زمانی و مرتبه اجرایی



فصل اول

پیچیدگی زمانی و مرتبه اجرایی

پیچیدگی زمانی (Time Complexity)

در ارزیابی یک الگوریتم دو فاکتور مهمی که باید مورد توجه قرار گیرد یکی حافظه مصرفی و دیگری زمان مصرفی الگوریتم است. یعنی الگوریتمی بهتر است که فضا و زمان کمتری را بخواهد. البته غالباً در الگوریتم‌های این کتاب فاکتور زمان مهمتر از فضا می‌باشد. از آنجا که کامپایل برنامه فقط یکبار صورت می‌گیرد، لذا در مورد زمان، فقط زمان اجرای برنامه (T_{Run}) را در نظر گرفته و از زمان کامپایل صرف نظر می‌کنیم.

معمولًا بازدهی الگوریتم‌ها را بر حسب زمان تحلیل می‌کنیم. در این تحلیل نمی‌خواهیم تک تک دستورات اجراء شده را شمارش کنیم زیرا تعداد دستورها به نوع زبان برنامه‌نویسی و نحوه نوشتن برنامه بستگی دارد. در عوض به میزانی نیاز داریم که مستقل از کامپیوتر و زبان برنامه‌نویسی باشد. به طور کلی زمان اجرای یک الگوریتم با افزایش اندازه ورودی (n) زیاد می‌شود و زمان اجراء با تعداد دفعاتی که عملیات اصلی انجام می‌شود تناسب دارد. بنابراین بازدهی الگوریتم را با تعیین تعداد دفعاتی که یک عمل اصلی انجام می‌شود، به عنوان تابعی از ورودی تحلیل می‌کنیم.

مثال ۱ : تابع زیر جمع عناصر یک آرایه را در زبان C محاسبه می‌کند.

```
float sum (float list[ ], int n)
{
    float s=0;    int i;
    for (i = 0; i<n; i++)
        s = s + list[i];
    return s;
}
```

در این برنامه اندازه ورودی همان n یا تعداد عناصر آرایه است و عمل اصلی $s=s+list[i]$; می‌باشد که n بار انجام می‌گیرد.

پس از تعیین اندازه ورودی یک دستور یا گروهی از دستورها را انتخاب می‌کنیم به طوری که کل کار انجام شده توسط الگوریتم تقریباً متناسب با تعداد دفعاتی باشد که توسط این دستور یا گروه دستورها انجام می‌شوند. این دستور یا گروه دستورها را «عمل اصلی» در الگوریتم می‌نامند.

به طور کلی تحلیل پیچیدگی زمانی یک الگوریتم عبارت از تعیین تعداد دفعاتی است که عمل اصلی به ازاء هر مقدار از اندازه ورودی انجام می‌شود. در واقع هیچ قاعدهٔ صریحی برای انتخاب عمل اصلی وجود ندارد و این کار معمولاً با تجربه و داوری درست صورت می‌پذیرد.



فصل اول : پیچیدگی زمانی و مرتبه اجرایی

عمولاً پیچیدگی زمانی الگوریتم را با $T(n)$ نمایش می‌دهند. در مثال فوق اگر عمل اصلی را دستور فرض کنیم $T(n) = n$; $s = s + \text{list}[i]$ ؛ مثال ۲: تعداد کل مراحل برنامه مثال ۱ را محاسبه کنید.

```
float sum (float list[ ], int n)
{
    float s = 0;
    int i;
    for (i = 0; i < n; i++)
        s = s + list[i];
    return s;
}
```

0	
0	
1	
0	
n+1	
n	
1	
0	
<hr/>	
2n+3	

در مثال فوق زمان اجرای هر عبارت ساده را مساوی ۱ واحد زمانی فرض می‌کنیم. عبارت ساده شامل زیر برنامه نمی‌باشد: یک عبارت ساده می‌تواند به اندازه یک دستور $x = 2x$ کوچک باشد و یا مشابه دستور زیر طولانی، در هر حال هر دو را ۱ واحد زمانی می‌گیریم:

$x = 5 * y + 6 * a - 5 / w;$ توجه کنید } و } و نیز خط اول تعریف تابع و تعریف متغیر دستوراتی نیستند که توسط CPU اجرا شوند پس مرحله اجرایی آنها صفر است. در خط $float s = 0;$ چون عدد صفر در s ریخته می‌شود پس یک مرحله می‌باشد. همچنین توجه کنید دستور داخل حلقه n بار انجام می‌شود ولی آزمایش کردن شرط حلقه در خط for به تعداد $n + 1$ بار صورت می‌گیرد. دستور $return$ نیز توسط CPU باید اجرا شود. همانطور که قبل اکنون اگر عمل اصلی را فقط خط $s = s + \text{list}[i];$ فرض کنیم آنگاه $T(n) = n$ خواهد بود. پس توجه داشته باشید که گاهی اوقات فقط می‌خواهیم بدانیم یک دستور ویژه چند بار تکرار می‌شود و گاهی اوقات نیز تعداد کل مراحل یا گام‌های برنامه را می‌خواهیم. البته عموماً تنها تعداد اجرای عمل اصلی مدنظر قرار می‌گیرد. نکته: هنگام محاسبه تعداد دفعاتی که یک دستور درون حلقه‌ها اجراء می‌گردد می‌توان از فرمولهای زیر استفاده کرد:

$$\sum_{i=1}^n 1 = n \quad \sum_{i=1}^n kf(i) = k \sum_{i=1}^n f(i) \quad K \text{ عدد ثابتی است.}$$

$$\sum_{i=1}^n i = 1 + 2 + 3 + \dots + n = \frac{n(n+1)}{2} \quad \sum_{i=1}^n i^2 = \frac{n(n+1)(2n+1)}{6}$$

a_1 جمله اول، a_n جمله آخر و n تعداد جملات است: $\frac{n(a_1 + a_n)}{2}$ جمع تصاعد عددی

راه دیگر Trace کردن برنامه است.



طراحی الگوریتم

۱۰

مثال ۳ : دستور اصلی $x := x + 1;$ در تکه برنامه زیر چند بار اجرا می شود؟ تعداد کل گامهای برنامه چقدر است؟

```
for i := 1 to m do
    for j := 1 to n do
        x := x + 1;
```

راه حل اول : حلقه های داده شده مستقل از یکدیگرند بنابراین طبق آنچه در زبانهای برنامه نویسی پاسکال و خوانده اید تعداد اجرای دستور درون حلقه ها برابر mn می باشد.

$$\text{راه حل دوم : } \sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^n 1 = \sum_{i=1}^m n = n \left(\sum_{i=1}^m 1 \right) = nm$$

حال برای محاسبه تعداد کل گامهای برنامه ابتدا حلقه بیرونی i را کنار گذاشته و در نظر نمی گیریم. در این حال دستور $x := x + 1;$ به تعداد n بار و عبارت j for به تعداد $(n+1)$ بار اجرا می گردد. یعنی تعداد کل $m(n+1)+mn$ از آنجا که عبارت i for $i := 1$ to $m+1$ بار اجرا می شود، پس :

$$\text{تعداد کل مرحله برنامه} = (m + 1) + m(n + 1) + mn$$

مثال ۴ : دستور اصلی $x := x + 1;$ در تکه برنامه زیر چند بار اجرا می شود؟

```
for j := 1 to n do
    for i := 1 to j do
        x := x + 1;
```

راه حل اول : حلقه های داده شده به یکدیگر وابسته اند :

j	i	تغییرات	تعداد اجرا شدن دستور اصلی
1	1	بار	1
2	1,2	بار	2
3	1,2,3	بار	3
.....		
n	1,2,3,...,n	بار	n

$$x := x + 1; = 1 + 2 + 3 + \dots + n = \frac{n(n + 1)}{2}$$

$$\text{راه حل دوم : } \sum_{j=1}^n \sum_{i=1}^j 1 = \sum_{j=1}^n j = \frac{n(n + 1)}{2}$$

مثال ۵ : تعداد اجرا شدن دستور اصلی $x := x + 1;$ در تکه برنامه زیر چیست؟

```
i:=n;
while (i>1) do begin
    x:=x+1;
    i := i div 2;
end;
```



۱۱

فصل اول : پیچیدگی زمانی و مرتبه اجرایی

اگر $n = 16$ باشد :

i	شرط	تعداد اجرا شدن دستور اصلی
16	درست	۱ بار
8	درست	۱ بار
4	درست	۱ بار
2	درست	۱ بار
1	غلط	-
		جمع‌آغاز ۴ بار

حال اگر n را برابر 14 فرض کنیم :

i	شرط	تعداد اجرا شدن دستور اصلی
14	درست	۱ بار
7	درست	۱ بار
3	درست	۱ بار
1	غلط	-
		جمع‌آغاز ۳ بار

پس در حالت کلی دستور اصلی به تعداد $\lfloor \log_2 n \rfloor$ بار اجرا می‌شود.

پادآوری : کف یک عدد اعشاری :

$$\lfloor 3.7 \rfloor = \lfloor 3.2 \rfloor = 3$$

$$\lceil 3.7 \rceil = \lceil 3.2 \rceil = 4$$

$$\lceil 3 \rceil = \lceil 3 \rceil = 3$$

سقف یک عدد اعشاری :

کف و سقف یک عدد صحیح با خود عدد برابر است :

تذکر : اغلب در کتاب‌های ساختمان داده‌ها منظور از $\text{Log}_2 n$ عبارت $\text{Log}_2 n$ می‌باشد.

تحلیل پیچیدگی زمانی برای حالات بهترین، بدترین و متوسط

برخی مسائل برای همه موارد یک تابع پیچیدگی دارند مثل الگوریتم جمع عناصر یک آرایه :

A : Array [1 .. n] of Integer;

S := 0;

For I := 1 To n do

 S := S + A[i];

در برنامه فوق عمل اصلی $S := S + A[i]$ به تعداد n بار اجرا شده و همواره $n = T(n)$ می‌باشد. ولی در الگوریتمی مثل جستجوی خطی (ترتیبی) تابع پیچیدگی برای حالات مختلف ممکن است متفاوت باشد. فرض کنید در آرایه A می‌خواهیم خانه به خانه از اول تا انتها به دنبال عدد معین x بگردیم. اگر x را در آرایه A پیدا کردیم بگوئیم Yes و در غیر این صورت بگوئیم No :



طراسی الگوریتم

```
A : Array [1 .. n] of Integer;  
For i := 1 to n do  
  if (x = A[i]) {  
    write ('Yes');  
    exit ();  
  }  
  write ('No');
```

در برنامه فوق عمل اصلی شرط ($x = A[i]$) می‌باشد.

در بدترین حالت عدد x ، در خانه آخر قرار دارد و یا اصلاً در آرایه نیست که در این حالت باید n بار عمل اصلی آزمایش کردن، انجام گیرد. برای بدترین حالت به جای نماد $T(n)$ از نماد $W(n)$ استفاده می‌کنیم که W مخفف Worst یعنی بدترین است. پس در برنامه فوق $W(n) = n$ می‌باشد.

در بهترین حالت عدد x در اولین خانه قرار دارد و تنها به یک عمل if مورد نیاز است. بهترین حالت را با

نمایش می‌دهیم که مخفف Best است لذا در برنامه فوق داریم: $B(n) = 1$

برای تحلیل برنامه فوق در حالت متوسط که آن را با A (مخفف Average) نشان می‌دهیم باید به صورت زیر عمل کنیم. ابتدا فرض می‌کنیم x در آرایه A وجود داشته باشد. بدیهی است احتمال آنکه x در خانه i باشد

برابر $\frac{1}{n}$ است و تعداد دفعات آزمایش کردن در این حالت برابر n است. لذا:

$$A(n) = \sum_{i=1}^n \frac{1}{n} \times i = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n i = \frac{1}{n} \frac{n(n+1)}{2} = \frac{n+1}{2}$$

پس به طور متوسط نیمی از عناصر آرایه باید جستجو شود.
حال موردنی را در نظر می‌گیریم که x ممکن است اصلاً در آرایه نباشد. فرض کنید احتمال وجود x در آرایه برابر p است. پس احتمال آنکه x در یکی از خانه‌های آرایه (مثل خانه i ام) باشد برابر $\frac{p}{n}$ است. احتمال آنکه x در آرایه نباشد برابر $1-p$ است. اگر x در خانه i ام باشد دستور اصلی i بار اجرا می‌شود و اگر x در آرایه نباشد دستور اصلی n بار اجرا می‌شود، لذا:

$$A(n) = \left(\sum_{i=1}^n \frac{p}{n} \times i \right) + (1-p)n = \frac{p}{n} \times \frac{n(n+1)}{2} + n(1-p) = n(1 - \frac{p}{2}) + \frac{p}{2}$$

توجه کنید که اگر $p = 1$ باشد همان حالت قبلی $A(n) = \frac{n+1}{2}$ بدست می‌آید و اگر $p = 0$ باشد

$$A(n) = \frac{3n}{4} + \frac{1}{4}$$
 می‌شود و این بدان معناست که حدود $\frac{3}{4}$ آرایه به طور میانگین باید جستجو شود.

برای الگوریتم‌هایی که فاقد پیچیدگی زمانی در هر حالت می‌باشند، اغلب تحلیل‌های بدترین و حالت متوسط را محاسبه می‌کنیم. در برخی الگوریتم‌ها مثل مرتب‌سازی که به طور مکرر برای داده‌های متفاوت ورودی اعمال می‌شوند تحلیل میانگین مناسب‌تر است. ولی مثلاً تحلیل حالت میانگین در سیستم کنترل نیروگاه هسته‌ای مناسب نیست و در این حالت تحلیل بدترین حالت مفیدتر است.

تمرین اول: تست‌های شماره ۱ تا ۲۴ با عنوان «تست‌های پیچیدگی زمانی» را حل کنید.

فصل اول : پیچیدگی زمانی و مرتبه اجرایی

مرتبه اجرایی الگوریتم (O آی بزرگ)

در قسمت قبلی به طور دقیق محاسبه کردیم که یک دستور اصلی دقیقاً چند بار اجرا می‌شود و یا اینکه تعداد کل مراحل برنامه چند کام است. در عمل، محاسبات دقیق فوق اغلب مشکل بوده و از طرف دیگر این محاسبه دقیق مورد نیاز نیست. در کاربردهای واقعی که سرعت کامپیوترها و نوع کامپایلر می‌تواند سرعت اجرای برنامه‌ها را چندین مرتبه کاهش یا افزایش دهد، بحث بر سر اینکه فلان دستور العمل ۱۰۰۰ بار اجرا می‌شود یا ۹۹۹ بار، لازم نیست.

به جای محاسبات دقیق ما به ابزاری نیاز داریم که زمان اجرای الگوریتم‌ها را به صورت حدودی و طبقه‌بندی شده نشان می‌دهد. این بحث تا حدی شبیه بحث همارزی‌ها در مسائل حد ریاضیات است. مثلاً در ریاضیات خوانده‌اید که $\lim_{n \rightarrow \infty} 5n^2 + 4n - 3$ همارز با عبارت $5n^2$ است یعنی هنگامی که n زیاد می‌شود عبارت $4n^2$ در مقابل $5n^2$ قابل صرف‌نظر بوده و می‌توانیم فقط $5n^2$ را در نظر بگیریم.

مرتبه اجرایی یک الگوریتم نیز شبیه همارزی فوق است. مثلاً الگوریتمی که پیچیدگی زمانی آن $T(n) = 5n^2 + 4n - 3$ می‌باشد از مرتبه n^2 است که آن را با $O(n^2)$ نمایش می‌دهیم. یا مثلاً الگوریتمی که پیچیدگی زمانی آن $6n^2 - 3n + 2$ می‌باشد از مرتبه $O(n^2)$ است. در ادامه این مفهوم مرتبه را به صورت دقیق ریاضی تعریف می‌کنیم.

تعریف : $f(n) = O(g(n))$ می‌باشد (خوانده می‌شود " $f(n)$ بیگ آی $(big O)$ $g(n)$ است") اگر و فقط اگر به ازای مقادیر ثابت و مثبتی از C و n_0 ، $f(n)$ برای تمامی مقادیر بزرگتر یا مساوی n_0 ، کمتر یا مساوی $Cg(n)$ باشد یعنی :

$$f(n) = O(g(n)) \Leftrightarrow \exists C, n_0 > 0 : \forall n \geq n_0 \quad f(n) \leq Cg(n)$$

$\exists C$ به معنی آن است که حداقل یک C وجود دارد. $\forall n$ به معنای همه مقادیر n می‌باشد.

f و g توابعی غیرمنفی می‌باشند. در این حال می‌گوییم مرتبه اجرایی تابع $f(n)$ ، تابع $g(n)$ می‌باشد.

مثال ۶ : $3n + 3 = O(n)$ می‌باشد چرا که اگر $n_0 = 3$ و $C = 4$ فرض کنیم، داریم :

$$3n + 3 \leq 4n \quad \text{برای } n \geq 3$$

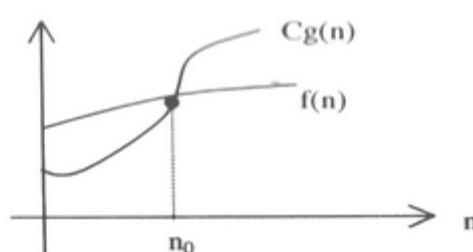
توجه کنید رابطه فوق برای $n = 1$ صادق نیست ولی طبق تعریف کافی است n_0 ی وجود داشته باشد (حداقل یک n_0) که از آن به بعد $f(n) \leq Cg(n)$ باشد. در این مثال می‌توانیم n_0 را برابر ۴ یا بیشتر نیز در نظر بگیریم. همچنین C را می‌توانیم ۵ یا ۶ یا بیشتر نیز در نظر بگیریم.

مثال ۷ : $100n + 6 = O(n)$ می‌باشد چرا که اگر $n_0 = 10$ و $C = 101$ فرض کنیم، داریم:

$$100n + 6 \leq 101n \quad \text{برای } n \geq 10$$

تذکر ۱ : گاهی اوقات عبارت $f(n) = O(g(n))$ را به صورت $f(n) \in O(g(n))$ نیز نمایش می‌دهند.

ظرفیت الگوریتم



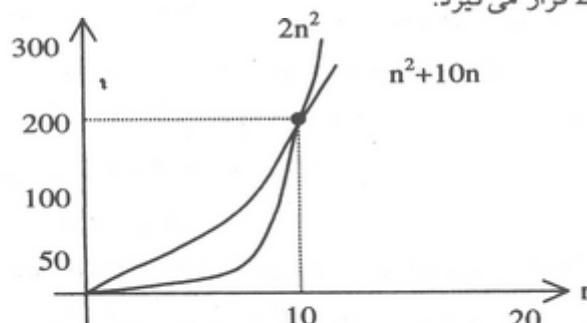
از نظر نموداری مفهوم آی بزرگ به صورت زیر است:

یعنی از n_0 به بعد عبارت $Cg(n)$ همواره بزرگتر از $f(n)$ می‌باشد.

مثال \wedge : $n^2 + 10n = O(n^2)$ چرا که برای $n^2 + 10n = 10$ و $C = 2$ داریم :

$$n^2 + 10n \leq 2n^2$$

یعنی شکل نمودار $n^2 + 10n$ سرانجام در زیر تابع $2n^2$ قرار می‌گیرد.



اثبات کلی : برای $n \geq 1$ می‌دانیم که $10n \leq 10n^2$ پس :

$$n \geq 1 : n^2 + 10n \leq n^2 + 10n^2 = 11n^2$$

پس اگر $n_0 = 1$ باشد رابطه $f(n) \leq Cg(n)$ درست خواهد بود.

پس در واقع O رفتار مجانبی تابع را توصیف می‌کند زیرا فقط با رفتار نهائی سر و کار دارد. در واقع O یک مرز بالایی مجانبی را روی تابع قرار می‌دهد.

قضیه اصلی : اگر $f(n) = O(n^m)$ باشد آنگاه $f(n) = a_m n^m + \dots + a_1 n + a_0$ خواهد بود.

مثال ۹ :

$$f(n) = \frac{n}{2}(n-1) = \frac{1}{2}n^2 - \frac{n}{2} = O(n^2)$$

مثال ۱۰ : مرتبه اجرائی برنامه های زیر را بدست آورید :

الف $x := x + 1 ; \Rightarrow O(1)$

ب) for i:= 1 to n do
 $x := x + 1 ; \Rightarrow O(n)$

فصل اول: پیچیدگی زمانی و مرتبه اجرایی

ج) $\text{for } i := 1 \text{ to } n \text{ do}$
 $\quad \text{for } j := 1 \text{ to } n \text{ do} \Rightarrow O(n^2)$
 $\quad \quad x := x + 1;$

(۱) زمان محاسبه ثابتی را نشان می‌دهد که تابعی از n نیست.

مثال ۱۱: تعداد دقیق اجرا شدن دستور `write('OK')` و مرتبه اجرایی آن را در تکه برنامه زیر بدست آورید:

```
for i:=1 to n do
  for j:=i to n do
    write('OK');
```

نکته: حلقه‌های فوق وابسته به یکدیگر بوده و همانطور که قبلاً دیدید تعداد دقیق اجرا شدن دستور `write`

برابر جمع تصاعد عددی از ۱ تا n می‌باشد یعنی $\frac{n(n+1)}{2}$ و بنابر قضیه اصلی مرتبه اجرایی آن $O(n^2)$ می‌باشد.

مثال ۱۲: مرتبه اجرایی حلقه زیر (۱) می‌باشد چرا که حلقه به تعداد معین و محدودی اجرا می‌شود:

```
for i:=5 to 13 do
  write('OK');
```

نکته ۱: با توجه به مثال‌های فوق می‌توان گفت ۲ حلقه `for` تودرتو (چه وابسته به هم باشند و چه مستقل)

همواره از مرتبه $O(n^3)$ و به همین ترتیب ۳ حلقه `for` تودرتو (مستقل یا وابسته) از مرتبه می‌باشد البته به شرطی که تمامی حلقه‌ها به نحوی تابعی از n باشند.

مثال ۱۳: مرتبه اجرایی برنامه زیر چیست؟

فرض کنید $n = 32$ باشد آنگاه

i	x
32	1
16	2
8	3
4	4
2	5
1	-

پس برای $n = 32$ عمل اصلی $x := x + 1$ ۵ بار انجام می‌شود ($5 = \log_2 32$). پس در حالت کلی مرتبه اجرایی الگوریتم فوق برابر $O(\log n)$ می‌باشد. توجه کنید در درس ساختمنداده عموماً منظور از \log یعنی \log_{10} است.

نکته ۲: در حلقه `while` که به طور طبیعی شمارنده آن از ۱ تا n تغییر می‌کند اگر مرتبه شمارنده آن با دستور $i := i \text{ div } k$; بر عدد k تقسیم شود مرتبه اجرایی آن $O(\log_k^n)$ خواهد بود. به همین ترتیب اگر شمارنده با دستور $i := i * k$; از ۱ تا n تغییر کند باز هم مرتبه اجرایی آن $O(\log_k^n)$ می‌باشد:



طراحی الگوریتم

$i := n;$	$i := 1;$	$\Rightarrow O(\log_k^n)$
while ($i > 1$) {	while ($i < n$) {	
عمل اصلی	عمل اصلی	
$i := i \text{ div } k;$	$i := i * k;$	
}	}	

نکته ۳: در جدول زیر مرتبه اجرایی چند تابع به ترتیب صعودی از چپ به راست نوشته شده است:

نام تابع	ثابت	لگاریتمی	خطی	—	مرتبه ۲	توانی	فاکتوریل
مرتبه اجراء	$O(1)$	$O(\log n)$	$O(n)$	$O(n \log n)$	$O(n^2)$	$O(2^n)$	$O(n!)$

نکته ۴: نماد O زمان اجرای الگوریتم را برابر سد بالای n نشان می‌دهد و برای n های کمتر از حد خاصی ممکن است اطلاعات مناسبی را به ما ندها. مثلًا زمان اجرای یک الگوریتم $1000n^2$ و زمان اجرای الگوریتمی دیگر $10n^3$ می‌باشد. با نماد O الگوریتم اول از مرتبه $O(n^2)$ و الگوریتم دوم از مرتبه $O(n^3)$ است. ولی برای n های کمتر از ۱۰۰ الگوریتم اول سریعتر از الگوریتم دوم خواهد بود:

$$1000n^2 \leq 10n^3 \Rightarrow 100 \leq n$$

لذا هنگام مقایسه دقیق سرعت اجرای الگوریتم‌ها به محدوده n نیز باید توجه داشته باشیم.

نکته ۵: برنامه‌هایی با پیچیدگی نمایی تنها برای مقادیر کوچک n (اغلب $40 \leq n \leq 400$) سودمند هستند.

نکته ۶: از نظر عملی برای n های بزرگ ($n \geq 100$) تنها برنامه‌هایی با پیچیدگی کم (مانند n^2 ، $n \log n$ و n^3) سودمند می‌باشند.

نکته ۷: برای اعداد صحیح a, b, r , بزرگتر از صفر، از نظر مرتبه داریم:

$$\log n < (\log n)^r < n^b < a^n < n! < n^n$$

نکته ۸: به عنوان مثال همان‌طور که $n^2 \in O(n^2 + 10n)$ و $n^2 + 10n \in O(n^2)$ می‌باشد، همچنین

است چرا که به ازای $n > 0$ داریم: $n^2 \leq 1 \times (n^2 + 10n) = C$ و $n \geq n_0 = 1$. رابطه مذکور همواره صحیح است. این مثال نشان می‌دهد که تابع درون O نباید الزاماً یک تابع ساده باشد ولی عموماً آن را تابع ساده‌ای مثل $O(n^2)$ در نظر می‌گیریم.

نکته ۹: اگر $O(n_1)$ و V_1 به ترتیب مرتبه اجرایی و زمان اجرایی الگوریتمی در کامپیوتری با سرعت t_1 باشند و به همین ترتیب $O(n_2)$ و V_2 به ترتیب مرتبه اجرایی و زمان اجرایی الگوریتمی دیگر t_2 باشند، در کامپیوتری با سرعت V_2 باشند، خواهیم داشت:

$$\frac{O(n_2)}{O(n_1)} = \frac{t_2}{t_1} \times \frac{V_2}{V_1}$$

مثال ۱۴: الگوریتمی با مرتبه زمانی $O(n \log n)$ در کامپیوتری در مدت زمان ۱ ثانیه اجرا می‌شود. همان الگوریتم روی کامپیوتر دیگری با سرعت ۱۰۰ برابر در چه مدت زمانی اجرا خواهد شد؟

فصل اول : پیچیدگی زمانی و مرتبه اجرایی

حل :

$$\frac{O(n_2)}{O(n_1)} = 1 \Rightarrow \frac{t_2}{t_1} \times \frac{V_2}{V_1} = \frac{t_2}{1} \times \frac{100}{1} \Rightarrow t_2 = \frac{1}{100} = 10^{-2} \text{ sec}$$

مثال ۱۵ : برنامه‌ای با اندازه 10^2 و مرتبه اجرایی $O(n^2)$ روی سیستمی در مدت زمان ۱ msec اجرا می‌شود. همان مسئله با اندازه ۱۰۰ روی همان کامپیوتر در چه مدت زمان اجرا می‌شود؟

حل :

$$\frac{O(n_2)}{O(n_1)} = \frac{(100)^2}{(10)^2} = \frac{t_2 \times V_2}{t_1 \times V_1} = \frac{t_2}{1} \Rightarrow t_2 = 10^2 = 100 \text{ msec}$$

نماهای Ω و Θ (آئی کوچک و امگای کوچک)

همانطور که قبلاً گفته‌یم نماد Ω حد بالایی را برای یک تابع مشخص می‌سازد ولی در مورد مطلوب بودن این حد چیزی را نشان نمی‌دهد. مثلاً دیدید که $3n + 3 \in O(n)$ ولی در عین حال عبارت $3n + 3 \leq O(n^2)$ نیز درست می‌باشد چرا که مثلاً به ازای $C = 4$ و $n_0 = 2$ همواره رابطه $3n + 3 \leq 4n^2$ برقرار است. به همین صورت عبارت $3n + 3 \in O(n^3)$ یا $3n + 3 \in O(2^n)$ نیز درست هستند. ولی در عمل منظور ما از مرتبه اجرایی $3n + 3$ عبارت $O(n)$ می‌باشد. لذا تعریف O چندان دقیق نیست. به همین دلیل تعریف دقیق‌تری به نام Θ (تتا) ارائه شده است که قبل از آن بهتر است تعریف Ω را نیز بیان کنیم.

تعریف (امگا) : $f(n) = \Omega(g(n))$ می‌باشد (خوانده می‌شود $f(n)$ امگای $g(n)$ است) اگر و فقط اگر به ازای مقادیر ثابت مثبت C و n_0 ، $f(n)$ برای تمامی مقادیر بزرگتر یا مساوی n_0 بزرگتر یا مساوی $Cg(n)$ باشد،

یعنی:

$$f(n) = \Omega(g(n)) \Leftrightarrow \exists C, n_0 > 0 : \forall n \geq n_0 \quad f(n) \geq Cg(n)$$

با مقایسه تعریف Ω با تعریف O درمی‌باییم که Ω برعکس O یک مرز پائینی را برای $f(n)$ مشخص می‌سازد.

مثال ۱۶ : $3n + 2 \in \Omega(n)$ می‌باشد چرا که اگر $n_0 = 1$ و $C = 3$ باشد آنگاه به ازای همه مقادیر $n \geq 1$ رابطه $3n + 2 \geq 3n$ برقرار است.

مثال ۱۷ : نشان دهید که $5n^2 \in \Omega(n^2)$

حل : می‌دانیم که به ازای $n \geq 0$ داریم :

پس با در نظر گرفتن $C = 1$ و $n_0 = 1$ رابطه فوق درست است.

مثال ۱۸ : نشان دهید که $\frac{n(n-1)}{2} \in \Omega(n^2)$

حل : به ازای $n \geq 2$ داریم $n-1 \geq \frac{n}{2}$ چرا که :

طراسی الخوریم

$$n - 1 \geq \frac{n}{2} \Leftrightarrow 2n - 2 \geq n \Leftrightarrow n \geq 2$$

حال داریم :

$$\frac{n(n-1)}{2} \geq \frac{n}{2} \times \frac{n}{2} = \frac{1}{4} n^2$$

پس به ازای $n_0 = 2$ و $C = \frac{1}{4}$ رابطه فوق درست است.

قضیه : اگر $f(n) = \Omega(n^m)$ باشد آنگاه $a_m > 0, f(n) = a_m n^m + \dots + a_1 n + a_0$ خواهد بود.
تعریف Ω نیز همان مشکل تعریف O را دارد چرا که با آنکه $10n^2 + 4n \in \Omega(n^2)$ است ولی روابط $10n^2 + 4n \in \Omega(1)$ و $10n^2 + 4n \in \Omega(n)$ نیز درست می‌باشند.

تعریف (تا) : $f(n) = \theta(g(n))$ می‌باشد (خوانده می‌شود $f(n)$ تایی $g(n)$ است) اگر و فقط اگر به ازای $C_1 g(n), C_2 g(n)$ برای تمامی مقادیر بزرگتر یا مساوی n_0 ، مابین $C_1 g(n) \leq f(n) \leq C_2 g(n)$ است یعنی :

$$f(n) = \theta(g(n)) \Leftrightarrow \exists C_1, C_2, n_0 > 0 : \forall n \geq n_0 \quad C_1 g(n) \leq f(n) \leq C_2 g(n)$$

مثال ۱۹ : $3n + 2 \in \theta(n)$ چرا که اگر $C_2 = 4, C_1 = 3, n_0 = 2$ باشد آنگاه به ازای همه مقادیر $n \geq 2$ رابطه $3n \leq 3n + 2 \leq 4n$ برقرار است.

قضیه : اگر $f(n) = \theta(n^m)$ باشد آنگاه $a_m > 0, f(n) = a_m n^m + \dots + a_1 n + a_0$ خواهد بود.
نشانه‌گذاری θ از نشانه‌گذاری‌های O و Ω دقیق‌تر است چرا که :

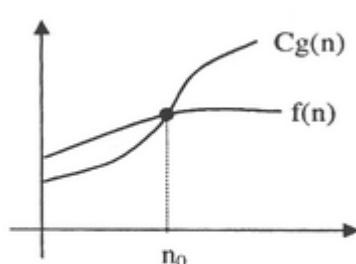
$$3n + 2 \in O(n) , \quad 3n + 2 \in O(n^2)$$

$$3n + 2 \in \Omega(n) , \quad 3n + 2 \in \Omega(1)$$

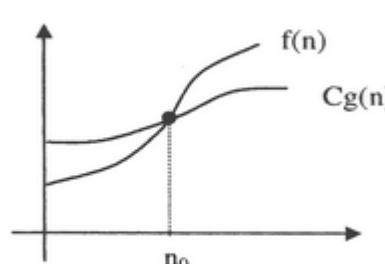
$$3n + 2 \in \theta(n) , \quad 3n + 2 \notin \theta(n^2) , \quad 3n + 2 \notin \theta(1)$$

تذکر : در اغلب موارد مطلوب از O همان θ می‌باشد.

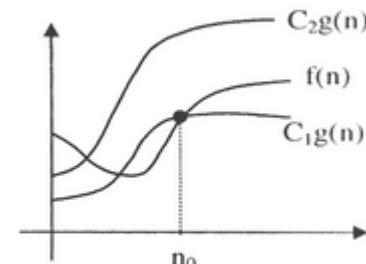
نمودارهای زیر مقایسه تعاریف O ، Ω و θ را نشان می‌دهند :



$$f(n) \in O(g(n))$$



$$f(n) \in \Omega(g(n))$$



$$f(n) \in \theta(g(n))$$

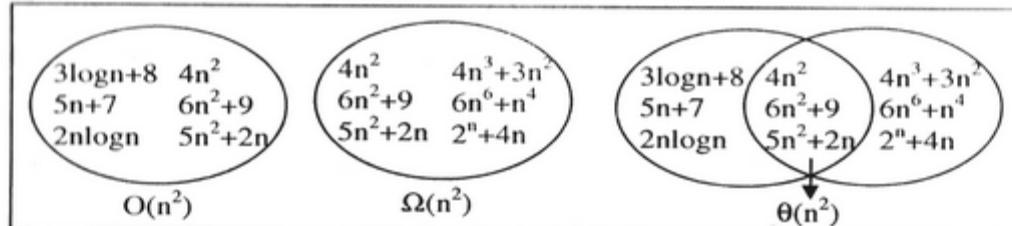
فصل اول : پیچیدگی زمانی و مرتبه اجرایی

فر واقع با توجه به تعاریف فوق داریم :

$$\Theta(f(n)) = O(f(n)) \cap \Omega(f(n))$$

باشد می گویند $f(n) \in \Theta(g(n))$ از مرتبه $g(n)$ است.

مثال ۱۰ :



نکته ۱ : $f(n) \in \Omega(g(n))$ اگر و فقط اگر $g(n) \in O(f(n))$

نکته ۲ : $f(n) \in \Theta(g(n))$ اگر و فقط اگر $g(n) \in \Theta(f(n))$

نکته ۳ : اگر $a > b$ باشد آنگاه $\log_a^n \in \Theta(\log_b^n)$

نهان همه توابع پیچیدگی لگاریتمی در یک دسته پیچیدگی قرار دارند. به عبارتی دیگر $\Theta(\log_3^n)$ فرقی با $\Theta(\log_2^n)$ ندارد ولی عموماً در کتابهای ساختمان داده‌ها منظور از $\Theta(\log n)$ همان $\Theta(\log_2^n)$ می‌باشد.

$$f(n) + g(n) \in O(\max(f(n), g(n)))$$

$$f^2(n) \in \Omega(f(n))$$

نکته ۶ : اگر $c, d > 0$ آنگاه برای $h(n) \in \Theta(f(n))$ و $g(n) \in O(f(n))$

$$cg(n) + dh(n) \in \Theta(f(n))$$

$$5n + 3n^2 \in \Theta(n^2) \quad \text{و} \quad 3n^2 \in \Theta(n^2) \quad \text{پس داریم} : \quad 5n \in O(n^2)$$

مثال ۲۱ : عبارات زیر همگی درست بی‌باشند :

$$n! = O(n^n) \quad (۱) \quad 5n^2 - 6n = \Theta(n^2) \quad (۲)$$

$$\sum_{i=0}^n i^2 = \Theta(n^3) \quad (۳) \quad 2n^2 2^n + n \log n = \Theta(n^2 2^n) \quad (۴)$$

$$n^{2^n} + 6 \times 2^n = \Theta(n^{2^n}) \quad (۵) \quad \sum_{i=0}^n i^3 = \Theta(n^4) \quad (۶)$$

$$6n^3 / (\log n + 1) = O(n^3) \quad (۷) \quad n^3 + 10^6 n^2 = \Theta(n^3) \quad (۸)$$

$$10n^3 + 15n^4 + 100n^2 2^n = O(n^2 2^n) \quad (۹)$$

$$n^{1.001} + n \log n = \Theta(n^{1.001}) \quad (۱۰)$$

$$33n^3 + 4n^2 = \Omega(n^3) \quad (۱۱)$$

$$33n^3 + 4n^2 = \Omega(n^2) \quad (۱۲)$$

$$6n^2 + 20n \in O(n^3) \quad (۱۳)$$



طراحی الگوریتم

۲۰

مثال ۲۲ : عبارات زیر همگی نادرست هستند :

$$n^2 \log n = \Theta(n^2) \quad (۱)$$

$$10n^2 + 9 = O(n) \quad (۲)$$

$$3^n = O(2^n) \quad (۳)$$

$$n^2 / \log n = \Theta(n^2) \quad (۴)$$

$$6n^2 + 20n \in \Omega(n^3) \quad (۵)$$

$$n^3 2^n + 6n^2 3^n = O(n^3 2^n) \quad (۶)$$

نمادهای o و ω (أی کوچک و امگای کوچک)

موضوع را با یک مثال شروع می‌کنیم.

مثال ۲۳ : نشان دهید که n در $\Omega(n^2)$ نیست.

حل : از روش برهان خلف می‌رویم. فرض کنید $n \in \Omega(n^2)$ باشد، در این حالت یک ثابت مثل C و یک عدد غیرمنفی n_0 وجود دارند به گونه‌ای که : $(n \geq n_0)$

$$n \geq Cn^2 \rightarrow Cn \geq n \Rightarrow \frac{1}{C} \geq n$$

ولی بدیهی است که به ازای هر $n \geq n_0$ نامساوی فوق نمی‌تواند برقرار باشد. پس شرط اولیه نادرست بوده و در $\Omega(n^2)$ نیست.

برای اینکه روابطی مانند رابطه n و n^2 را بتوانیم نشان دهیم (که مثلاً $n \notin \Omega(n^2)$) نماد o یعنی ای کوچک را تعریف می‌کنیم.

تعریف : $f(n) = o(g(n))$ می‌باشد اگر این شرط را برآورده سازد که به ازای هر ثابت حقیقی مثبت C ، یک عدد غیرمنفی n_0 وجود داشته باشد به قسمی که به ازای $n \geq n_0$ داشته باشیم : $f(n) \leq Cg(n)$. توجه کنید که O بزرگ بدان معناست که باید حداقل یک ثابت مثبت C وجود داشته باشد ولی o کوچک می‌گوید که شرط باید به ازای هر ثابت مثبت C برقرار باشد.

مثال ۲۴ : نشان دهید که $n \in o(n^2)$

حل : برای هر $C > 0$ باید یک n_0 پیدا کنیم به قسمی که برای $n \geq n_0$ داشته باشیم (اگر $n \leq C(n^2)$)

طرفین نامعادله مذکور را به Cn تقسیم کنیم یعنی باید داشته باشیم $\frac{1}{C} \leq n$. پس کافی است که برای هر C

مقدار n_0 را بزرگتر از $\frac{1}{C}$ بگیریم. مثلاً اگر $C = 0.01$ باشد باید n_0 را برابر 100 بگیریم و برای اعداد $n \geq 100$ داریم : $n \leq 0.01n^2$.

مثال ۲۵ : نشان دهید $n \notin o(5n)$ یعنی n در $o(5n)$ نیست.

حل : از برهان خلف استفاده می‌کنیم. فرض کنید $C = \frac{1}{6}$ باشد اگر $n \in o(5n)$ باشد، می‌بایست n_0

وجود داشته باشد به گونه‌ای که برای مقادیر $n \geq n_0$ داشته باشیم :

فصل اول : پیچیدگی زمانی و مرتبه اجرایی

$$n \leq \frac{1}{6} \times 5n \Rightarrow n \leq \frac{5}{6}n$$

در صورتی که رابطه فوق همواره غلط است پس فرض اولیه نادرست بوده و n در $O(5n)$ نیست.

قضیه :

$$g(n) \in o(f(n)) \Rightarrow g(n) \in O(f(n))$$

$$g(n) \in o(f(n)) \Rightarrow g(n) \in [o(f(n)) - \Omega(f(n))]$$

یعنی $g(n)$ در $O(f(n))$ هست ولی در $\Omega(f(n))$ نیست.

در برخی کتاب‌ها تعریف O کوچک به صورت زیر آمده است.

است، اگر و تنها اگر عبارت زیر برقرار باشد :

$$f(n) = o(g(n)) \Leftrightarrow \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{g(n)} = 0$$

مثال ۲۶ : $3n + 2 = o(n^2)$ است چرا که :

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{3n + 2}{n^2} = 0$$

مثال ۲۷ : مشابه مثال فوق می‌توان نشان داد که :

$$6 * 2^n + n^2 = o(3^n) , \quad 3n + 2 = o(n \log n)$$

$$6 * 2^n + n^2 \neq o(2^n) , \quad 3n + 2 \neq o(n)$$

$$6 * 2^n + n^2 = o(2^n \log n)$$

مثال ۲۸ : $5n^2 - 3n + 4 \neq o(n^2)$ ولی $5n^2 - 3n + 4 = O(n^2)$

نکته : همان‌طور که قبلاً گفتیم دسته‌های پیچیدگی معروف به ترتیب از چپ به راست عبارتند از :

$(2 < i < k , 1 < a < b)$

$\Theta(\log n), \Theta(n), \Theta(n \log n), \Theta(n^2), \Theta(n^i), \Theta(n^k), \Theta(a^n), \Theta(b^n), \Theta(n!)$

اگر تابع $g(n)$ در طرف چپ تابع $f(n)$ باشد آنگاه $(f(n) = o(g(n)))$

مثالاً برای $a < b$ داریم $a^n \in o(b^n)$ چرا که :

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{a^n}{b^n} = \lim_{n \rightarrow \infty} \left(\frac{a}{b}\right)^n = 0$$

زیرا $\frac{a}{b} < 1$ می‌باشد :

بر عکس ω کوچک، می‌توان ω کوچک را به صورت زیر تعریف کرد :

$$f(n) = \omega(g(n)) \Leftrightarrow \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{g(n)}{f(n)} = 0$$

$$f(n) = \omega(g(n)) \Leftrightarrow \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{g(n)} = \infty$$

یا :



طرایی الگوریتم

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{n}{5n^2 - 3n + 4} = 0 \quad \text{مثال ۲۹ : چرا که } 5n^2 - 3n + 4 = \omega(n)$$

توجه کنید که $5n^2 - 3n + 4 \neq \Theta(n^2)$ و لی $5n^2 - 3n + 4 = \Omega(n^2)$

مقایسه خواص O, Ω, o, ω و Θ

۱- خاصیت تقارنی : این خاصیت را فقط Θ دارد :

$$f(n) = \Theta(g(n)) \Leftrightarrow g(n) = \Theta(f(n))$$

۲- خاصیت بازتابی :

$$f(n) = \Theta(f(n)) , \quad f(n) = \Omega(f(n)) , \quad f(n) = O(f(n))$$

خاصیت بازتابی را O و Ω ندارند.

۳- خاصیت ترانهاده تقارنی :

$$f(n) = O(g(n)) \Leftrightarrow g(n) = \Omega(f(n))$$

$$f(n) = o(g(n)) \Leftrightarrow g(n) = \omega(f(n))$$

۴- خاصیت تعدی :

$$f(n) = O(g(n)) , \quad g(n) = O(h(n)) \Rightarrow f(n) = O(h(n))$$

$$f(n) = \Omega(g(n)) , \quad g(n) = \Omega(h(n)) \Rightarrow f(n) = \Omega(h(n))$$

$$f(n) = \theta(g(n)) , \quad g(n) = \theta(h(n)) \Rightarrow f(n) = \theta(h(n))$$

$$f(n) = o(g(n)) , \quad g(n) = o(h(n)) \Rightarrow f(n) = o(h(n))$$

$$f(n) = \omega(g(n)) , \quad g(n) = \omega(h(n)) \Rightarrow f(n) = \omega(h(n))$$

تذکر : با توجه به خواص گفته شده می‌توان تشابهات مفهومی زیر را در نظر گرفت :

$$f \leq g \approx f(n) = O(g(n)) , \quad f \geq g \approx f(n) = \Omega(g(n))$$

$$f < g \approx f(n) = o(g(n)) , \quad f > g \approx f(n) = \omega(g(n))$$

$$f = g \approx f(n) = \theta(g(n))$$

تمرین : تست‌های ۲۵ تا ۵۹ با عنوان «مرتبه اجرایی» را حل کنید.

مرتبه اجرایی توابع بازگشته

از آنجا که بسیاری از الگوریتم‌های مطرح شده در این کتاب از نوع بازگشته می‌باشند، لازم است نحوه بدست آوردن مرتبه اجرایی توابع بازگشته را فراگیریم. عموماً منظور از مرتبه اجرایی توابع بازگشته آن است که این توابع در حالت کلی n چند بار خودشان را فراخوانی می‌کنند. یعنی عمل اصلی را صدای زدن تابع می‌گیریم. روش کلی برای بدست آوردن مرتبه اجرایی اینگونه توابع آن است که ابتدا آنها را به فرم تابع ریاضی بازگشته درآورده و سپس به کمک اصول معادلات بازگشته (که در ریاضی گسته مطرح می‌شود) آنها را حل کنیم. البته در موارد ساده‌ای می‌توان با ترسیم درخت بازگشته مسئله را حل کرد.



فصل اول : پیچیدگی زمانی و مرتبه اجرایی

مثال ۳۰ : مرتبه اجرایی الگوریتم بازگشتنی محاسبه فاکتوریل را بدست آورید :

```
int fact (int n)
{
    if (n == 1) return 1;
    return (n*fact(n-1));
}
```

روش اول : ترسیم درخت بازگشتی : اگر مثلاً $n = 4$ باشد :
همانطور که مشاهده می شود به ازای $n = 4$ تابع به تعداد ۳ بار خودش را فراخوانی می کند که با احتساب بار اول یعنی $\text{fact}(4)$ تابع مذکور ۴ بار فراخوانی می شود. پس در حالت کلی به ازای n ، تابع n بار فراخوانی می شود. لذا مرتبه اجرایی این الگوریتم $T(n)=O(n)$ می باشد. دراقع مرتبه تعداد گره های درخت بازگشتی، همان مرتبه اجرایی الگوریتم است.

روش دوم : تابع پیچیدگی الگوریتم را به صورت ریاضی می نویسیم. اگر $n = 1$ باشد تنها یکبار خط $\text{if}(n==1)\text{return } 1;$ اجرا شده و در نتیجه اگر $n = 1$ باشد آنگاه $T(n)=1$ است.

اگر $n > 1$ باشد آنگاه پس از آزمایش $\text{if fact}(n-1)$ صدا زده می شود. اگر پیچیدگی زمانی $\text{fact}(n)$ برابر $T(n)$ باشد پس پیچیدگی زمانی $\text{fact}(n-1)$ برابر $T(n-1)$ است لذا در این حالت $T(n)=T(n-1)+C$ است. توجه کنید مقدار زمان ثابت C که محدود است مربوط به عملیات if و ضرب می باشد. پس داریم :

$$T(n) = 1 \quad \text{اگر } n = 1$$

$$T(n) = T(n - 1) + C \quad \text{در غیر اینصورت}$$

معادله فوق یک معادله بازگشتی است که روش های استانداردی برای حل آن وجود دارد از جمله روش جایگذاری:

$$\begin{aligned} T(n) &= T(n - 1) + C = T(n - 2) + 2C = T(n - 3) + 3C = \dots \\ &= T(1) + (n - 1)C = 1 + (n - 1)C = O(n) \end{aligned}$$

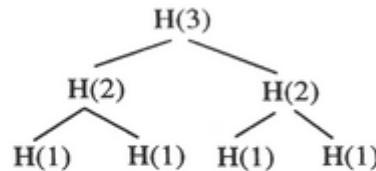
پس $T(n) = O(n)$ است.

مثال ۳۱ : مرتبه اجرایی الگوریتم بازگشتنی برج های هانوی را بدست آورید:

```
void Hanoi (int n, A, B, C)
{
    if (n==1) Move a disk from A to C;
    else {
        Hanoi (n - 1, A, C, B);
        Move a disk from A to C;
        Hanoi (n-1, B, A, C);
    }
}
```



روش اول : ترسیم درخت بازگشتی. مثلاً اگر $n = 3$ باشد، تعداد کل گره‌های درخت ۷ عدد است :



به همین ترتیب اگر $n = 4$ باشد، تعداد کل گره‌های درخت بازگشتی ۱۵ می‌شود و در حالت کلی برای n تعداد کل گره‌ها $2^n - 1$ یعنی از مرتبه $O(2^n)$ است.

تذکر : تعداد کل گره‌های درخت دودویی پر با n سطح، از مرتبه $O(2^n)$ می‌باشد.

روش دوم : اگر $n = 1$ باشد فقط یک انتقال صورت می‌گیرد. در غیر اینصورت علاوه بر یک انتقال تابع دو بار با مقدار $1 - n$ فراخوانی می‌گردد. لذا :

$$T(n) = \begin{cases} 1 & \text{اگر } n = 1 \\ T(n-1) + T(n-1) + 1 & \text{اگر } n > 1 \end{cases}$$

حال با روش جایگذاری معادله بازگشتی فوق را حل می‌کنیم :

$$\begin{aligned} T(n) &= 2T(n-1) + 1 = 2(2T(n-2) + 1) + 1 = 2^2 T(n-2) + 2 + 1 \\ &= 2^3 T(n-3) + 2^2 + 2 + 1 = \dots \end{aligned}$$

$$= 2^{n-1} T(1) + 2^{n-2} + 2^{n-3} + \dots + 2 + 1 \quad \left(\frac{t_1(q^n - 1)}{q - 1} \right) \quad \text{جمع تصاعد هندسی}$$

$$\frac{1 \times (2^n - 1)}{2 - 1} = 2^n - 1 \quad \Rightarrow \quad T(n) = O(2^n)$$

مثال ۳۲ : مرتبه اجرایی تابع زیر کدام است؟

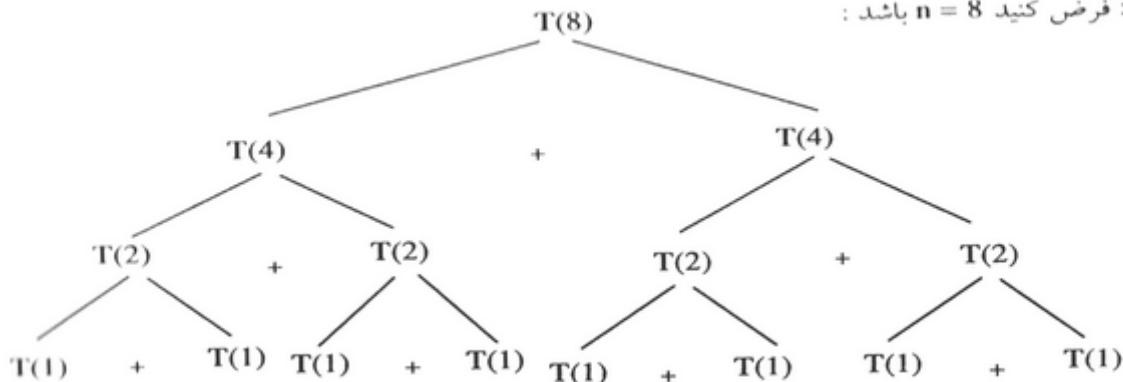
```
int T(int n)
{
    if (n <= 1) return 1;
    else return T(n/2) + T(n/2) ;
```

}

$$O(2^n) \quad (\textcircled{1}) \quad O(2^{\frac{n}{2}}) \quad (\textcircled{2}) \quad O(n) \quad (\textcircled{3}) \quad O(\log n) \quad (\textcircled{4})$$

فصل اول : پیچیدگی زمانی و مرتبه اجرایی

حل : فرض کنید $n = 8$ باشد :



عمل اصلی همان فراخوانی است که در مثال بالا به تعداد ۱۵ بار (با احتساب فراخوانی اولیه $T(8)$) صورت پذیرد. تعداد فراخوانی‌ها با توجه به مقادیر مختلف n برابر است با :

$$T(1) = 1, \quad T(2) = 3, \quad T(4) = 7, \quad T(8) = 15, \quad T(16) = 31$$

پس در حالت کلی $T(n) = O(n)$ است یعنی $T(n) = 2n - 1$ می‌باشد.

نکته : الگوریتم بازگشتی محاسبه ب.م.م به صورت زیر از مرتبه $O(\log_2^a)$ است :

```
int BMM (int a, int b)  (a > b > 0)
{
    if (b==0) return a;
    else return BMM (b, a mod b);
}
```

$$BMM(30,26) = BMM(26, 4) = BMM(4, 2) = BMM (2, 0) = 2$$

مثال داریم :

البات : دنباله اعداد تولید شده توسط فراخوانی تابع فوق از چپ به راست به صورت زیر است :

$$m_1, m_2, \dots, m_{i-1}, m_i, m_{i+1}, \dots, 0$$

که در دنباله فوق $m_{i+1} = m_{i-1} \bmod m_i$ و $m_2 = b$ و $m_1 = a$ است. بدیهی است برای حالت

$$a \bmod b < \frac{a}{2} \text{ داریم } a > b > 3$$

هر همین ترتیب در دنباله فوق داریم $m_{i-1} \bmod m_i < \frac{m_{i-1}}{2}$ می‌باشد. پس :

$$m_{i+1} = m_{i-1} \bmod m_i < \frac{m_{i-1}}{2} \Rightarrow m_{i+1} < \frac{m_{i-1}}{2}$$

یعنی در بدترین شرایط در هر بار فراخوانی بازگشتی، پیچیدگی نصف می‌شود لذا مرتبه الگوریتم مذکور $O(\log_2 a)$ است.

تو же کنید که حل معادلات بازگشتی در حالت کلی جزو مباحث ریاضی گستته بوده که در اینجا از ذکر آن خودداری کرده و فقط جدولی از الگوریتم‌های معروف را که عموماً با آن برخورد خواهیم کرد را آورده‌ایم. البته



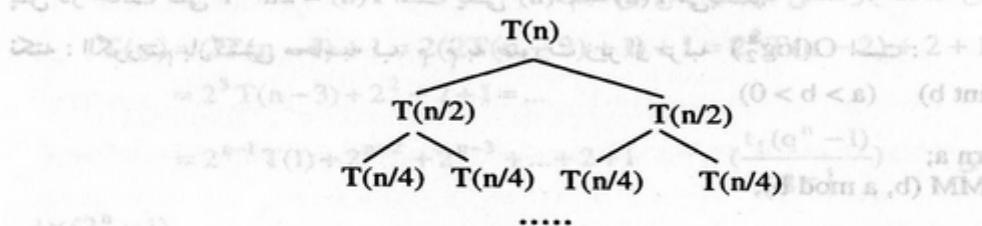
طراحی الگوریتم

۲۶

با ترسیم درخت بازگشتی و پیدا کردن مرتبه تعداد گره‌های آن می‌توانید به سادگی فرمول‌های زیر را نتیجه بگیرید:

رابطه بازگشتی تابع	مرتبه اجرایی
$T(n) = T(n/2)$	$O(\log_2^n)$
$T(n) = T(n/2) + T(n/2)$	$O(2^{\log_2^n}) = O(n)$
$T(n) = T(n-1) \times T(n-1)$	$O(2^n)$
$T(n) = 2T(n-1)$	$O(n)$
$T(n) = T(n-2) \times T(n-2)$	$O(2^{\frac{n}{2}})$
$T(n) = T(n-1) + T(n-1)$	$O(2^n)$

به عنوان مثال برای دومین رابطه یعنی $T(n) = T(n/2) + T(n/2)$ درخت بازگشتی به صورت زیر است:



فصل اول : پیچیدگی زمانی و مرتبه اجرایی

۳- (حکم استقرای ثابت می کنیم به ازای عدد $k + n$ نیز درست خواهد بود.
استقرای قوی : می خواهیم ثابت کنیم حکم $A(n)$ به ازای $n \geq n_1$ درست است (n عدد صحیح است) .
کار به صورت زیر است :

- ۱- (پایه استقرای ثابت می کنیم $A(n) = n_1$ به ازای درست می باشد.
- ۲- (فرض استقرای فرض می کنیم $A(n)$ به ازای همه مقادیر صحیح $i \leq n_1 < k$ درست است.
- ۳- (حکم استقرای ثابت می کنیم $A(n)$ به ازای عدد صحیح k نیز درست خواهد بود.

روش تقسیم و غلبه و روش پویا

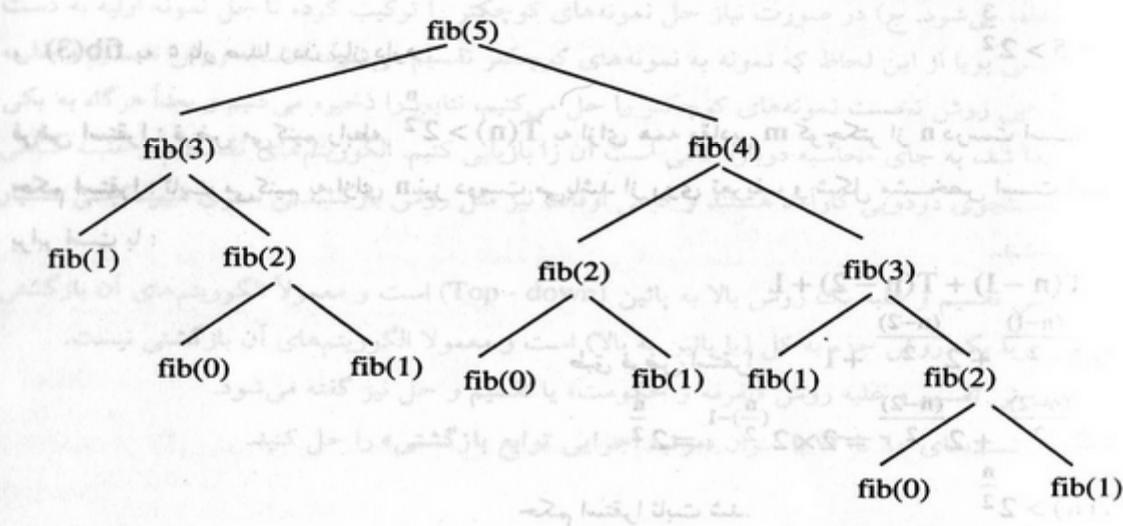
اصطلاحاً می گویند بعضی از الگوریتم ها از نوع «تقسیم و غلبه» (Divide and Conquer) یا از نوع «پویا» می باشند. در ابتدا با مثال فرق بین این دو دسته الگوریتم ها را نشان می دهیم.

مثال ۳۳ : تابع زیر به صورت بازگشتی جمله n ام سری فیبو ناچی را محاسبه می کند. در سری فیبوناچی هر جمله، جمع دو جمله قبلی خود است و دو جمله اولیه برابر "1" می باشند یعنی :

1, 1, 2, 3, 5, 8, 13, 21, 34, ...

```
int fib (int n)
{
    if (n <= 1)
        return n;
    else
        return fib (n-1) + fib (n-2);
}
```

درخت بازگشتی این الگوریتم برای محاسبه fib(5) به صورت زیر است:



با توجه به درخت بازگشتی مشاهده می کنید که fib(2) سه بار و fib(3) دوبار محاسبه شده است و همین محاسبات تکراری زمان اجرای این الگوریتم را بسیار زیاد می کند.



طراحی الگوریتم

۱۸

برای تعیین $n \leq 6$ به ازای $\text{fib}(n)$ تعداد جملات زیر باید محاسبه شود :

n	۰	۱	۲	۳	۴	۵	۶
تعداد جملاتی که باید محاسبه شود	۱	۱	۳	۵	۹	۱۵	۲۵

اگر $T(n)$ تعداد جملات موجود در درخت بازگشتی فوق باشد در آن صورت اثبات می شود برای $n \geq 2$ $T(n) > 2^{n/2}$ می باشد یعنی مرتبه اجرای الگوریتم فوق $O(2^{n/2})$ است.

برای اثبات این موضوع به شکل فوق نگاه کنید. مثلاً $\text{fib}(4)$ دو بار $\text{fib}(2)$ را صدا می زند و $\text{fib}(5)$ دوبار $\text{fib}(3)$ را صدا می زند، پس داریم :

$$\begin{aligned} T(n) &> 2 \times T(n-2) \\ &> 2 \times 2 \times T(n-4) \\ &> 2 \times 2 \times 2 \times T(n-6) \\ &\vdots \\ &> 2 \times 2 \times 2 \dots \times 2 \times T(0) \\ &\quad \frac{n}{2} \text{ مرتبه} \end{aligned}$$

با توجه به اینکه $T(0) = 1$ است پس $T(n) > 2^{n/2}$ می شود. البته برای اثبات دقیق باید از استقراء (مثلاً استقرای قوی) استفاده کنیم.

پایه استقراء : رابطه فوق به ازای $n=2$ و $n=3$ درست است چرا که $\text{fib}(2)$ سه بار به صدا زدن تابع نیاز دارد:

$$\begin{aligned} T(2) &= 3 > 2 = 2^{\frac{2}{2}} \\ T(3) &= 5 > 2^{\frac{3}{2}} \end{aligned}$$

و $\text{fib}(3)$ به ۵ بار صدا زدن نیاز دارد :

فرض استقراء : فرض می کنیم رابطه $T(n) > 2^{\frac{n}{2}}$ به ازای همه مقادیر m کوچکتر از n درست است.
حکم استقراء : ثابت می کنیم به ازای n نیز درست می باشد از روی تعریف و شکل مشخص است که $T(n)$ برابر است با :

$$\begin{aligned} T(n) &= T(n-1) + T(n-2) + 1 \\ &> 2^{\frac{(n-1)}{2}} + 2^{\frac{(n-2)}{2}} + 1 \quad \text{طبق فرض استقراء} \\ &> 2^{\frac{(n-2)}{2}} + 2^{\frac{(n-2)}{2}} = 2 \times 2^{\frac{(n-2)}{2}-1} = 2^{\frac{n}{2}} \\ \Rightarrow T(n) &> 2^{\frac{n}{2}} \quad \text{حکم استقراء ثابت شد.} \end{aligned}$$





فصل اول : پیچیدگی زمانی و مرتبه اجرایی

مثال ۳۴ : حال جمله n ام سری فیبوناچی را به کمک آرایه و بدون استفاده از روش بازگشتنی به دست می آوریم.

```
for k
int fib2 (int n)
{
    int i, f[0..n];
    f[0] = 0;
    if (n>0) {
        f[1]=1;
        for (i=2; i<=n; i++)
            f[i] = f[i-1] + f[i-2];
    }
    return f[n];
}
```

در این الگوریتم برای تعیین $fib2(n)$ ، جمله محاسبه می شود پس مرتبه اجرایی این الگوریتم $O(n)$ می باشد که بسیار سریعتر از روش قبلی است.

هدف ما از این دو مثال دو چیز بوده است:

۱) با آنکه الگوریتم های بازگشتنی در مواردی دارای مفهوم ساده ای هستند و به راحتی پیاده سازی می شوند و گاهی اوقات نیز دارای سرعت و کارایی بالایی می باشند ولی گاهی اوقات نیز مانند مثال ۳۳ دارای کارایی بسیار کمی هستند.

۲) مثال ۳۳ نمونه ای از الگوریتم های « تقسیم و غلبه » و مثال ۳۴ نمونه ای از الگوریتم های « پویا » می باشند. الگوریتم های تقسیم و غلبه شامل مراحل زیر می شود : (الف) تقسیم نمونه ای از یک مسئله به یک یا چند نمونه کوچکتر (ب) حل هر نمونه کوچکتر: اگر نمونه های کوچکتر به قدر کافی کوچک نبودند، برای این مظور از بازگشت استفاده می شود. (ج) در صورت نیاز حل نمونه های کوچکتر را ترکیب کرده تا حل نمونه اولیه به دست آید. برنامه نویسی پویا از این لحظه که نمونه به نمونه های کوچکتر تقسیم می شود، مشابه روش تقسیم و غلبه است ولی در این روش نخست نمونه های کوچکتر را حل می کنیم، نتایج را ذخیره می کنیم و بعداً هرگاه به یکی از آنها نیاز پیدا شد، به جای محاسبه دوباره کافی است آن را بازیابی کنیم. الگوریتم های تقسیم و غلبه گاهی اوقات مثل جستجوی دودویی کارآمد هستند و گاهی اوقات نیز مثل روش بازگشتنی سری فیبوناچی بسیار ناکارآمد می باشند.

لذکر ۱ : روش تقسیم و غلبه یک روش بالا به پائین (Top - down) است و معمولاً الگوریتم های آن بازگشتنی است. روش پویا یک روش جزء به کل (یا پائین به بالا) است و معمولاً الگوریتم های آن بازگشتنی نیست.

لذکر ۲ : به روش تقسیم و غلبه روش « تفرقه و حکومت » یا تقسیم و حل نیز گفته می شود.

تمرین سوم : تست های ۶۰ تا ۷۳ با عنوان « مرتبه اجرایی توابع بازگشتنی » را حل کنید.