

بِسْمِ اللَّهِ الرَّحْمَنِ الرَّحِيمِ

# مقدمه‌ای بر نظریه زبانها و ماشینها

---

پیترو لینز

دکتر مهدی صادق‌زاده

## فهرست مطالب

فصل ۱: مقدمه‌ای بر تئوری محاسبات.....	۱
۱-۱ مقدمات ریاضی و علامت گذاری.....	۳
مجموعه‌ها.....	۳
توانع و روابط.....	۵
گراف‌ها و درخت‌ها.....	۷
روش‌های اثبات.....	۹
۲-۱ سه مفهوم اساسی.....	۱۴
زبان‌ها.....	۱۴
گرامرها.....	۱۸
ماشین‌ها.....	۲۴
۳-۱ برخی کاربردها *.....	۲۸
فصل ۲: ماشین‌های منتهای.....	۳۵
۱-۲ پذیرنده‌های منتهای قطعی.....	۳۵
پذیرنده‌های قطعی و گراف‌های انتقال.....	۳۵
زبان‌ها و پذیرنده‌های منتهای قطعی.....	۳۸
زبان‌های منظم.....	۴۳
۲-۲ پذیرنده‌های منتهای غیر قطعی.....	۴۷
تعریف یک پذیرنده غیر قطعی.....	۴۷
چرا عدم قطعیت؟.....	۵۲
۳-۲ معادل بودن پذیرنده‌های منتهای قطعی و غیر قطعی.....	۵۴
۴-۲ کاهش تعداد حالات در ماشین‌های منتهای *.....	۶۲
فصل ۳: زبان‌های منظم و گرامرهای منظم.....	۷۰
۱-۳ عبارات منظم.....	۷۰
تعریف رسمی یک عبارت منظم.....	۷۰
زبان‌های مرتبط با عبارات منظم.....	۷۱
۲-۳ ارتباط بین عبارات منظم و زبان‌های منظم.....	۷۶
عبارات منظم بر زبان‌های منظم دلالت دارند.....	۷۶
عبارات منظم برای زبان‌های منظم.....	۷۸
عبارات منظم برای توصیف الگوهای ساده.....	۸۳
۳-۳ گرامرهای منظم.....	۸۷
گرامرهای خطی راست و خطی چپ.....	۸۷
گرامرهای خطی راست زبان‌های منظم را تولید می‌کنند.....	۸۸
گرامرهای خطی راست برای زبان‌های منظم.....	۹۰

۹۲	هم ارزی بین زبان‌های منظم و گرامرهای منظم
<b>فصل ۴: خواص زبان‌های منظم</b>	
۹۵	خواص بستاری زبان‌های منظم
۹۶	بستار تحت عملیات ساده روی مجموعه
۹۸	بستار تحت سایر عملیات
۱۰۶	سوالات مقدماتی درباره زبان‌های منظم
۱۰۹	تشخیص زبان‌های غیر منظم
۱۰۹	استفاده از اصل لانه کبوتر
۱۱۰	یک کم تریق
<b>فصل ۵: زبان‌های مستقل از متن</b>	
۱۲۰	گرامرهای مستقل از متن
۱۲۰	مثال‌هایی از زبان‌های مستقل از متن
۱۲۲	اشتقاق‌های چپ‌ترین و راست‌ترین
۱۲۳	درخت‌های اشتقاق
۱۲۴	ارتباط بین شکل‌های جمله‌ای و درخت‌های اشتقاق
۱۲۹	تجزیه و ابهام
۱۲۹	تجزیه و عضویت
۱۳۴	ابهام در گرامرها و زبان‌ها
۱۳۸	گرامرهای مستقل از متن و زبان‌های برنامه نویسی
<b>فصل ۶: ساده سازی گرامرهای مستقل از متن</b>	
۱۴۱	روش‌های تبدیل گرامرها
۱۴۲	یک قانون جایگزینی سودمند
۱۴۴	حذف قوانین بی‌فایده
۱۴۷	حذف قوانین $\lambda$
۱۴۹	حذف قوانین واحد
۱۵۵	دو شکل نرمال مهم
۱۵۵	شکل نرمال چامسکی
۱۵۸	شکل نرمال گریباخ
۱۶۱	یک الگوریتم عضویت برای گرامرهای مستقل از متن *
<b>فصل ۷: ماشین‌های پشته‌ای</b>	
۱۶۵	ماشین‌های پشته‌ای غیر قطعی
۱۶۵	تعریف یک ماشین پشته‌ای
۱۶۸	زبان پذیرفته شده توسط یک ماشین پشته‌ای

۱۷۳	ماشین‌های پشته‌ای و زبان‌های مستقل از متن
۱۷۳	ماشین پشته‌ای برای زبان‌های مستقل از متن
۱۷۸	گرامرهای مستقل از متن برای ماشین‌های پشته‌ای
۱۸۳	ماشین‌های پشته‌ای قطعی و زبان‌های مستقل از متن قطعی
۱۸۸	گرامرهایی برای زبان‌های مستقل از متن قطعی *

#### فصل ۸: خواص زبان‌های مستقل از متن

۱۹۳	۱-۸ دو لم تزریق
۱۹۳	یک لم تزریق برای زبان‌های مستقل از متن
۱۹۷	یک لم تزریق برای زبان‌های خطی
۲۰۱	۲-۸ خواص بستاری و الگوریتم‌های تصمیم‌گیری برای زبانهای مستقل از متن
۲۰۱	بستار زبان‌های مستقل از متن
۲۰۵	برخی خواص تصمیم‌پذیر زبان‌های مستقل از متن

#### فصل ۹: ماشین‌های تورینگ

۲۰۸	۱-۹ ماشین تورینگ استاندارد
۲۰۹	تعریف یک ماشین تورینگ
۲۱۴	ماشین‌های تورینگ به عنوان پذیرنده‌های زبان
۲۱۸	ماشین‌های تورینگ به عنوان تراگذرها
۲۲۴	۲-۹ ترکیب ماشین‌های تورینگ برای انجام وظایف پیچیده
۲۲۹	۳-۹ تر تورینگ

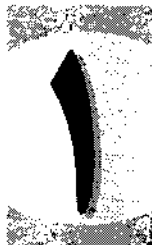
#### فصل ۱۰: مدل‌های دیگر ماشین‌های تورینگ

۲۳۴	۱-۱۰ گونه‌های جزئی در زمینه ماشین تورینگ
۲۳۵	معادل بودن رده‌های ماشین‌ها
۲۳۶	ماشین‌های تورینگ با انتخاب توقف
۲۳۸	ماشین‌های تورینگ با نوار نیمه نامحدود
۲۴۰	ماشین تورینگ برون خط
۲۴۳	۲-۱۰ ماشین‌های تورینگ با حافظه پیچیده‌تر
۲۴۳	ماشین‌های تورینگ چند نواره
۲۴۵	ماشین‌های تورینگ چند بعدی
۲۴۸	۳-۱۰ ماشین‌های تورینگ غیر قطعی
۲۵۱	۴-۱۰ یک ماشین تورینگ عمومی
۲۵۵	۵-۱۰ ماشین‌های کراندار خطی

#### فصل ۱۱: سلسله مراتبی از زبان‌های صوری و ماشین‌ها

۲۵۹	۱-۱۱ زبان‌های بازگشتی و شمارش‌پذیر بازگشتی
۲۶۰	

۲۶۱	زبان‌هایی که شمارش پذیر بازگشتی نیستند
۲۶۳	یک زبان که شمارش پذیر بازگشتی نیست
۲۶۴	یک زبان که شمارش پذیر بازگشتی است ولی بازگشتی نیست
۲۶۶	۲-۱۱ گرامرهای بدون محدودیت
۲۷۲	۳-۱۱ گرامرها و زبان‌های حساس به متن
۲۷۳	زبان‌های حساس به متن و ماشین‌های کراندار خطی
۲۷۵	ارتباط بین زبان‌های بازگشتی و حساس به متن
۲۷۷	۴-۱۱ سلسله مراتب چامسکی
۲۸۰	<b>فصل ۱۲: محدودیت‌های محاسبات الگوریتمی</b>
۲۸۰	۱-۱۲ برخی مسائلی که نمی‌توانند توسط ماشین‌های تورینگ حل شوند
۲۸۱	مسئله توقف در ماشین تورینگ
۲۸۵	کاهش یک مسئله تصمیم ناپذیر به دیگری
۲۹۰	۲-۱۲ مسائل تصمیم ناپذیر برای زبان‌های شمارش پذیر بازگشتی
۲۹۳	۳-۱۲ مسئله پس تناظر
۲۹۹	۴-۱۲ مسائل تصمیم ناپذیر برای زبان‌های مستقل از متن
۳۰۴	<b>فصل ۱۳: مدل‌های دیگر محاسبات</b>
۳۲۶	۱-۱۳ توابع بازگشتی
۳۰۷	توابع بازگشتی اولیه
۳۱۰	تابع آکرمن
۳۱۴	۲-۱۳ سیستم‌های پست
۳۱۷	۳-۱۳ سیستم‌های بازنویسی
۳۱۸	الگوریتم‌های مارکوف
۳۲۰	سیستم‌های L
۳۲۲	<b>فصل ۱۴: مقدمه‌ای بر پیچیدگی محاسباتی</b>
۳۲۳	۱-۱۴ کارآیی محاسبات
۳۲۵	۲-۱۴ ماشین‌های تورینگ و پیچیدگی
۳۲۸	۳-۱۴ خانواده‌های زبان و رده‌های پیچیدگی
۳۳۱	۴-۱۴ رده‌های پیچیدگی P و NP
۳۳۴	پاسخ‌ها به تمرینات انتخاب شده
۳۸۱	مراجع
۳۸۲	واژه‌نامه فارسی به انگلیسی
۳۸۶	واژه‌نامه انگلیسی به فارسی



## مقدمه‌ای بر نظریه محاسبات

رشته کامپیوتر یک زمینه کاربردی است. کسانی که در این رشته کار می‌کنند اغلب مسائل علمی سودمند را بر مسائل نظری ترجیح می‌دهند. این امر واقعاً در مورد دانشجویان رشته کامپیوتر که علاقه‌مند به کار بر روی مسائل مشکل در دنیای واقعی هستند صدق می‌کند. راه حل‌های خوب نظری فقط زمانی مورد علاقه دانشجویان این رشته قرار می‌گیرند که در پیدا کردن راه حل خوب کمک کنند. این نگرش درست است، زیرا بدون کاربرد، علاقه‌مندان کمی به کامپیوتر وجود خواهند داشت. اما با این جهت‌گیری کاربردی، یک سوال مطرح می‌شود "چرا به مطالعه تنوری می‌پردازیم؟"

اولین پاسخ این است که نظریه، مفاهیم و اصولی را مطرح می‌کند که در درک ماهیت عمومی این رشته به ما کمک می‌کند. عرصه رشته کامپیوتر شامل دامنه وسیعی از موضوعات خاص از طراحی ماشین تا برنامه‌سازی است. کاربرد کامپیوتر در دنیای واقعی وابسته به جزئیات زیادی است که برای کاربرد موفقیت‌آمیز باید آموخته شود. این مورد، رشته کامپیوتر را به یک زمینه بسیار وسیع و متنوع تبدیل کرده است. اما برخلاف این گوناگونی، مفاهیم و اصول مشترک وجود دارند. برای مطالعه در این خصوص، ما مدل‌های مجردی از کامپیوتر و محاسبه را ساختیم. این مدل‌ها خواص مشترکی در سخت‌افزارها و نرم‌افزارها و مسائل مهمی که در ساختارهای پیچیده‌ای که در هنگام کار با آنها برخورد می‌کنیم، دارا می‌باشند. همین گونه با این مدل‌ها به سادگی و بی‌درنگ با دنیای واقعی ارتباط برقرار می‌کنند، با مطالعه آنها بینشی که به ما می‌دهند، باعث ایجاد پیشرفت واضحی در این زمینه می‌شود. این روش مختص رشته کامپیوتر نبوده و در سایر رشته‌های علمی نیز مدل‌سازی مرسوم بوده و سودمندی یک رشته اغلب به یک ساختار ساده بستگی دارد. اکنون برتری با قوانین و نظریه‌هاست.

دومین پیشنهاد و پاسخ روشن این است که ایده‌هایی که بیان و مطرح می‌کنیم کاربردهای مهمی دارند. عرصه‌های طراحی دیجیتال، برنامه‌نویسی و کامپایلرها مثال‌های ساده ولی بسیار مختلف هستند. اصولی که ما در این جا مطالعه می‌کنیم مثل نخ‌بیشتر مفاهیم کامپیوتر از سیستم عامل تا شناسایی الگوها را به هم پیوند می‌زنند.

سومین پاسخی که ما امیدواریم خواننده را راضی کند، این است که این موضوع سرگرم کننده و مفرح می‌باشد. این موضوع مثل مسائلی که در هنگام خواب، انسان را به خواب می‌برند به پرس و جو می‌پردازد. این مسئله حل کردن به جای خود بسیار ضروری است.

در این کتاب ما به مدل‌هایی نظر داریم که شکل درونی کامپیوترها را نشان می‌دهند و کاربردشان را به نمایش می‌گذارند. برای مدل کزدن سخت افزار یک کامپیوتر ما تصویری از یک هاشین (جمع آن، ماشین‌ها) را معرفی می‌کنیم.

یک ماشین، ساختاری است که تمام ویژگی‌های یک کامپیوتر دیجیتال را داراست. ماشین ورودی را دریافت می‌کند، خروجی تولید می‌کند، ممکن است انواع مختلفی از ذخیره سازی را داشته باشد، و می‌تواند در مورد انتقال و تبدیل ورودی به خروجی تصمیم گیری نماید. یک زبان صوری انتزاعی است از خصیصه‌های عمومی یک زبان برنامه سازی. یک زبان صوری، مجموعه‌ای است از نشاندن علائم و بعضی قوانین پیکربندی که بوسیله آن‌ها علائم ترکیب شده و به صورت موجودیت‌هایی به نام جمله در می‌آیند. یک زبان صوری، مجموعه تمام رشته‌هایی است که قوانین شکل دهی را تایید می‌کنند. گرچه بسیاری از زبان‌های صوری که ما در اینجا مطالعه می‌کنیم ساده تر از زبان‌های برنامه سازی هستند، اما دارای ویژگی‌های یکسانی هستند. ما می‌توانیم مطالب زیادی را در مورد زبان‌های برنامه سازی با یادگیری زبان‌های صوری فرا بگیریم. سرانجام، ما می‌توانیم با بدست آوردن تعریف دقیقی از اصطلاح الگوریتم و یادگیری انواع مختلفی از مسائل که مناسب برای حل توسط وسایل مکانیزه هستند (یا نیستند)، مفهوم محاسبه مکانیزه را شکل دهی و پیکربندی کنیم. با پیشرفت مطالعه ما تمامی اتصالات میان این جداسازی‌ها یا مشخص کردن‌ها و بررسی نتایج حاصل از آن‌ها را نشان خواهیم داد.

در فصل اول، ما این پهنه عریض روشن کار را شاهد هستیم. در بخش ۱-۱ ما بازنگری خواهیم داشت بر نظریه‌های مهم محاسبات که نیازمند آنها خواهیم بود. مادامیکه شیوه گرایبی راهنمای ما در جستجوی کردن ایده‌ها باشد سرانجام ما به مباحثات سخت کشیده خواهد شد. این شامل مقداری تکنیک محاسبات خواهد بود اگر چه این نیاز بسیار نخواهد بود. خواننده به یک فهم خوب و معقولانه از اصطلاحات علمی و نتایج ابتدایی از نظریه مجموعه‌ها، توابع و روابط احتیاج خواهد داشت. درخت‌ها و نمودارها به طور مکرر به کار خواهند رفت و چون احتیاج کمی به تعریف یک برچسب وجود داشت، گراف طراحی شد. شاید بزرگترین و شدیدترین نیاز، توانایی در استفاده و یافتن مدارک و مستندات و فهمیدن این که چه برهان محاسباتی مناسب است می‌باشد و ما فرض می‌کنیم که خواننده این ذهنیت لازم را داراست. بخش ۱-۱ شامل نگرش دوباره‌ای بر بعضی از نتایج و قوانین مورد استفاده و جاگذاری علائم مرسوم در بحث‌های وابسته می‌باشد.

در بخش ۲-۱ ما ابتدا نگاهی خواهیم داشت بر مفهوم اصلی زبان‌های گرامری و آتاماتا. این مفاهیم به شکل واضح در سرتاسر کتاب وجود دارند. در بخش ۱-۳ ما استفاده ساده‌ای از این نظرات عمومی برای نتیجه گیری نشان خواهیم داد که این مفهوم استفاده بسیار گسترده‌ای در رشته کامپیوتر دارد. بحث موجود در این دو بخش به شکل محسوسی دقیق و موشکافانه خواهد بود. سپس، از این ظرائف استفاده خواهیم کرد. اما برای مواقعی، نتیجه، بدست آوردن تصویر واضح و روشنی از مفاهیمی است که ارائه خواهیم داد.

## 1-1 مقدمات ریاضی و علامت گذاری مجموعه‌ها

یک مجموعه، دسته‌ای از اعضاء است، که به جز عضویت دارای هیچ ساختاری نمی‌باشند. برای نشان دادن این که  $x$  یک عضو از مجموعه  $S$  است، می‌نویسیم  $x \in S$ . برای نشان دادن این که  $x$  عضو مجموعه  $S$  نیست، می‌نویسیم  $x \notin S$ . یک مجموعه با محصور کردن اعضایش در نشان ابروهای پیچیده (آکولاد) نشان داده می‌شود. برای مثال، مجموعه اعداد صحیح،  $\mathbb{Z}$  و این گونه نمایش داده می‌شود:

$$S = \{0,1,2\}$$

نقطه چین زمانی استفاده می‌شود که معنای آن واضح و روشن باشد. مثلاً  $\{a,b,\dots,z\}$  برای همه حروف الفبای کوچک انگلیسی،  $\{2,4,6,\dots\}$  نشان دهنده همه اعداد صحیح زوج می‌باشد. در زمانی که توضیح احتیاج داریم، ما از اشارات نزدیک‌تر و صریح‌تری استفاده می‌کنیم. در اینصورت می‌نویسیم:

$$S = \{i : i > 0, i \text{ is even}\} \quad (1-1)$$

برای مثال اخیر، این گونه می‌خوانیم: "  $S$  مجموعه‌ای است از همه  $i$  هایی که  $i$  بزرگتر از صفر بوده و  $i$  زوج است،" در ضمن روشن است که  $i$  یک عدد صحیح است. عملیات معمول بر روی مجموعه‌ها اجتماع ( $\cup$ )، اشتراک ( $\cap$ )، و تفاضل ( $-$ ) است، که بصورت زیر تعریف می‌شوند:

$$S_1 \cup S_2 = \{x : x \in S_1 \text{ or } x \in S_2\},$$

$$S_1 \cap S_2 = \{x : x \in S_1 \text{ and } x \in S_2\},$$

$$S_1 - S_2 = \{x : x \in S_1 \text{ and } x \notin S_2\}.$$

عمل اساسی دیگر متمم است. متمم مجموعه  $S$  با  $\bar{S}$  نمایش داده می‌شود.  $\bar{S}$  شامل تمامی عناصری است که در  $S$  نیست. برای یافتن این مفهوم، نیازمند شناخت مجموعه جهانی  $U$  شامل تمامی عناصر ممکن هستیم. اگر  $U$  مشخص باشد، آنگاه:

$$\bar{S} = \{x : x \in U, x \notin S\}$$

مجموعه‌ای که هیچ عضوی ندارد، یا نامیده می‌شود و به شکل  $\emptyset$  نمایش داده می‌شود. از تعریف مجموعه روشن است که:

$$S \cup \emptyset = S - \emptyset = S,$$

$$S \cap \emptyset = \emptyset,$$

$$\overline{\emptyset} = U,$$

$$\overline{\overline{S}} = S.$$

قوانین مفید زیر، به قوانین دمورگان مشهورند:

$$\overline{S_1 \cup S_2} = \overline{S_1} \cap \overline{S_2}, \quad (2-1)$$

$$\overline{S_1 \cap S_2} = \overline{S_1} \cup \overline{S_2}, \quad (3-1)$$

که در موارد زیادی استفاده می‌شوند.

یک مجموعه  $S_1$  زیر مجموعه  $S$  گفته می‌شود، اگر تمامی عناصر  $S_1$  همگی در  $S$  موجود باشند. ما این گونه می‌نویسیم:

$$S_1 \subseteq S.$$

اگر  $S_1 \subseteq S$  اما  $S$  دارای عنصری بود که در  $S_1$  وجود نداشت، آن گاه گوئیم  $S_1$  یک زیر مجموعه محض از  $S$  است و می‌نویسیم:

$$S_1 \subset S.$$

اگر  $S_1$  و  $S_2$  دارای هیچ عضو مشترکی نباشند، بطوریکه  $S_1 \cap S_2 = \emptyset$ ، آنها را دو مجموعه جدا از هم گویند.

یک مجموعه را متاهی گویند اگر شامل تعداد محدودی از عناصر باشد، در غیر این صورت نامتاهی نامیده می‌شود. اندازه یک مجموعه متاهی، تعداد اعضای موجود در آن می‌باشد و بصورت  $|S|$  نمایش داده می‌شود.

یک مجموعه دارای تعداد زیادی زیرمجموعه است. مجموعه همه زیر مجموعه‌های مجموعه  $S$ ، مجموعه توانی  $S$  نامیده می‌شود و با  $2^S$  نمایش داده می‌شود.

**مثال ۱-۱:** اگر مجموعه  $S$ ،  $\{a, b, c\}$  باشد، آنگاه مجموعه توانی آن اینگونه است:

$$2^S = \{\emptyset, \{a\}, \{b\}, \{c\}, \{a, b\}, \{a, c\}, \{b, c\}, \{a, b, c\}\}.$$

در اینجا  $|S| = 3$  و  $|2^S| = 8$ . این از یک نتیجه کلی حاصل می‌شود، اگر  $S$  مجموعه‌ای متاهی باشد، در این صورت:  $|2^S| = 2^{|S|}$ .

در بسیاری از مثال‌ها، عناصر یک مجموعه دنباله‌ای از عناصر چیده شده و مرتب شده مجموعه‌های دیگر هستند. به این گونه مجموعه‌ها، حاصلضرب دکارتی گویند. برای حاصلضرب دکارتی دو مجموعه، که خود مجموعه‌ای است از زوجهای مرتب، می‌نویسیم:

$$S = S_1 \times S_2 = \{(x, y) : x \in S_1, y \in S_2\}$$

مثال ۲-۱: فرض میکنیم  $S_1 = \{2,4\}$  و  $S_2 = \{2,3,5,6\}$  آنگاه:

$$S_1 \times S_2 = \{(2,2), (2,3), (2,5), (2,6), (4,2), (4,3), (4,5), (4,6)\}.$$

توجه کنید که ترتیب قرار گرفتن اعضای هر زوج که نوشته می‌شوند، مهم است، زوج (2,4) در  $S_1 \times S_2$  وجود ندارد.

علامت گذاری برای تعمیم حاصلضرب دکارتی به بیش از دو مجموعه در حالت کلی زیر است:

$$S_1 \times S_2 \times \dots \times S_n = \{(x_1, x_2, \dots, x_n) : x_i \in S_i\}.$$

## توابع و روابط

یک تابع، قانون یا ضابطه‌ای است که عناصر یک مجموعه را بصورت یکتا به عناصر مجموعه دیگری مربوط می‌سازد. اگر  $f$  نشان دهنده یک تابع باشد، مجموعه اول را دامنه و مجموعه دوم را بود  $f$  گویند. می‌نویسیم:

$$f : S_1 \rightarrow S_2$$

که بیانگر این است که دامنه  $f$  یک زیر مجموعه  $S_1$  و برد آن یک زیر مجموعه از  $S_2$  می‌باشد. اگر دامنه تابع  $f$  همه  $S_1$  باشد، گوئیم  $f$  یک تابع کلی روی  $S_1$  است، در غیر اینصورت  $f$  را تابع جزئی گویند.

در بسیاری از کاربردها، دامنه و برد توابع، مجموعه اعداد صحیح مثبت است. بعلاوه، ما اغلب علاقمند به بررسی رفتار این توابع به ازای مقادیر خیلی بزرگ آرگومانهایشان هستیم. در چنین مواردی، درکی از نرخ رشد ضروری است، و مرتبه مرسوم از علامت دامنه قابل استفاده است. فرض کنید  $f(n)$  و  $g(n)$  توابعی باشند که دامنه آنها زیر مجموعه‌ای از اعداد صحیح مثبت است. اگر یک ثابت مثبت  $c$  وجود داشته باشد طوری که برای همه  $n$  ها داشته باشیم:

$$f(n) \leq cg(n),$$

گوئیم  $f$  از مرتبه حداکثر  $g$  است، و می‌نویسیم:

$$f(n) = O(g(n)).$$

اگر

$$f(n) \geq cg(n),$$

در اینصورت  $f$  از مرتبه حداقل  $g$  است، و از نماد زیر استفاده میکنیم:

$$f(n) = \Omega(g(n)).$$

در نهایت، اگر ثابت  $c_1$  و  $c_2$  وجود داشته باشند طوری که

$$c_1|g(n)| \leq |f(n)| \leq c_2|g(n)|,$$

$f$  و  $g$  از مرتبه دامنه یکسانی هستند، و می‌نویسیم:

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

در این نماد مرتبه دامنه، ما از ضرایب ثابت و جملات از مرتبه پایین تر صرف نظر می کنیم، که با افزایش  $n$  قابل چشم پوشی می باشند.

مثال ۳-۱: فرض کنید

$$f(n) = 2n^2 + 3n,$$

$$g(n) = n^3,$$

$$h(n) = 10n^2 + 100.$$

در این صورت

$$f(n) = O(g(n)),$$

$$g(n) = \Omega(h(n)),$$

$$f(n) = \Theta(h(n)).$$

در نماد مرتبه دامنه، نشانه = نباید به معنای تساوی تفسیر شود و عبارات مرتبه دامنه، نباید شبیه عبارات معمولی نگریسته شوند. دستکاری هایی مانند

$$O(n) + O(n) = 2O(n)$$

قابل قبول نیستند، و می توانند به نتایج نادرست منجر شوند. هنوز، اگر بدرستی استفاده شود، آرگومان های مرتبه دامنه می توانند موثر باشند، چنانچه در فصول بعدی در تحلیل الگوریتم ها خواهیم دید.

یک تابع را می توان بصورت مجموعه ای از زوج ها نمایش داد:

$$\{(x_1, y_1), (x_2, y_2), \dots\},$$

که  $x_i$  یک عضو در دامنه تابع و  $y_i$  مقدار متناظر با آن در برد آن می باشد. برای آنکه یک مجموعه تابع باشد، هر  $x$  می تواند حداکثر یکبار به عنوان اولین مولفه یک زوج ظاهر شود. اگر این گونه نباشد، مجموعه یک رابطه نامیده می شود. رابطه بسیار کلی تر از تابع می باشد. در یک تابع، هر عضو دامنه فقط دارای یک عنصر متناظر در برد می باشد، در رابطه ممکن است چندین عنصر متناظر در برد وجود داشته باشد. یک نوع رابطه، رابطه هم اوزی می باشد که مشتقی از مفهوم تساوی (برابری) است. برای نمایش این که زوج  $(x, y)$  رابطه هم ارزی دارند، می نویسیم:

$$x \equiv y.$$

رابطه هم ارزی با  $\equiv$  نمایش داده می شود، اگر سه شرط زیر برقرار باشد:

قانون بازتابی

$$x \equiv x \text{ ها،}$$

قانون تقارنی

$$\text{اگر } x \equiv y \text{، آنگاه } y \equiv x$$

قانون تعدی

اگر  $x \equiv y$  و  $y \equiv z$ ، آنگاه  $x \equiv z$

مثال ۴-۱: رابطه روی مجموعه اعداد غیر منفی صحیح که بصورت زیر تعریف می شود را در نظر بگیرید:

$$x \equiv y$$

اگر و فقط اگر  $x \bmod 3 = y \bmod 3$

در اینصورت  $2 \equiv 5$ ،  $12 \equiv 0$  و  $0 \equiv 36$ . واضح است که این یک رابطه هم ارزی است و سه قانون بازتابی، تقارنی، و تعدی را ارضا می نماید.

### گرافها و درختها

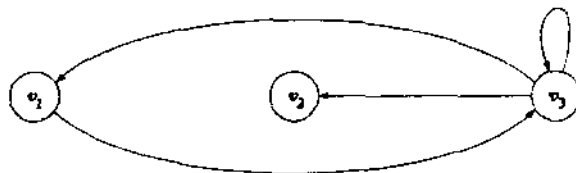
یک گراف، ساختاری است دارای دو مجموعه منتهای، مجموعه  $V = \{v_1, v_2, \dots, v_n\}$  از رئوس و مجموعه  $E = \{e_1, e_2, \dots, e_m\}$  از یالها. هر یال زوجی از رئوس  $V$  است، برای نمونه:

$$e_i = (v_j, v_k)$$

یالی از  $v_j$  به  $v_k$  است. گوییم که یال  $e_i$ ، یک یال خروجی از  $v_j$  و یال ورودی به  $v_k$  است. چنین ساختاری را گراف جهت دار گوییم، زیرا ما به هر یال جهتی را (از  $v_j$  به  $v_k$ ) نسبت داده ایم. گرافها می توانند دارای برجسب باشند. برجسب می تواند نام و یا اطلاعات دیگری در بخش های دیگر گراف باشد. هر دوی یالها و رئوس می توانند دارای برجسب باشند.

گرافها برای سهولت با نمودار نشان داده می شوند. به این صورت که رئوس بصورت دایره و یالها بصورت پیکانهایی رئوس را به هم متصل می کنند. گراف با رئوس  $\{v_1, v_2, v_3\}$  و یالهای  $\{(v_1, v_3), (v_3, v_1), (v_3, v_2), (v_2, v_3), (v_3, v_3)\}$  در شکل ۱-۱ نشان داده شده است.

به دنباله ای از یالهای  $(v_1, v_3), (v_3, v_1), \dots, (v_m, v_n)$  راهی از  $v_1$  به  $v_n$  گویند. طول یک راه مساوی با تمام یالهایی است که از راس مبدا خارج و به راس مقصد می رسند. راهی که هیچ یالی در آن تکرار نشود، یک مسیر نامیده می شود. مسیر را ساده گویند هرگاه هیچ راسی در آن تکرار نشود. یک راه از  $v_i$  به خودش، بدون هیچ یال تکراری، یک چرخه با پایه  $v_i$  نامیده می شود. در یک چرخه با پایه



شکل ۱-۱

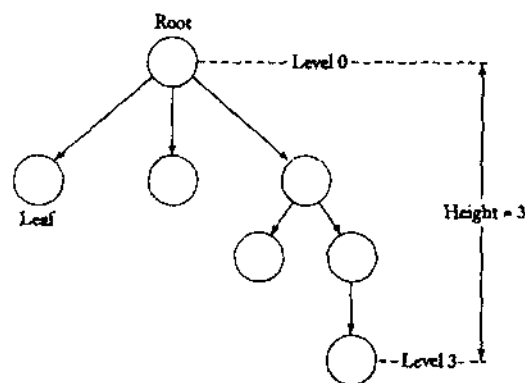
۷

مقدمه ای بر نظریه محاسبات

$v_i$  اگر بجز پایه هیچ راسی تکرار نشود آنگاه چرخه، ساده نامیده می‌شود. در شکل ۱-۱،  $(v_1, v_3), (v_3, v_2), (v_3, v_3), (v_3, v_1)$  دنباله یال‌های یک چرخه غیر ساده است. اگر یال‌های گراف دارای برچسب باشند، آنگاه می‌توان در مورد برچسب یک راه صحبت کرد. این برچسب شامل یک رشته از برچسب یال‌هایی است که در طول مسیر پیمایش می‌شوند. سرانجام، یالی از یک راس به خودش را یک طوقه گویند. در شکل ۱-۱ طوقه‌ای روی راس  $v_3$  وجود دارد.

در چند فرصت، به الگوریتمی برای یافتن همه مسیرهای ساده بین دو راس مفروض (یا همه چرخه‌های ساده با پایه یک راس) مراجعه خواهیم کرد. اگر خودمان را چندان درگیر کار آبی نکنیم، می‌توانیم به راحتی از روشی که گفته خواهد شد استفاده کنیم. با شروع از یک راس مفروض مثل  $v_i$ ، همه یال‌های خروجی از این نقطه را لیست می‌کنیم مانند  $(v_i, v_1), (v_i, v_2), \dots$ . ما همه مسیرهایی با طول یک که از  $v_i$  آغاز می‌شوند را داریم. برای تمامی رئوس  $v_1, v_2, \dots$  که به آنها رسیده‌ایم، تمامی یال‌های خروجی را مادامیکه در مسیر به هیچ یک از رئوسی که قبلاً در مسیر استفاده شده‌اند نرسیده باشیم، لیست می‌کنیم. بعد از انجام این عمل ما تمامی مسیرهای ساده‌ای را که با مبدا  $v_i$  هستند، خواهیم داشت. این عمل را تا جایی که امکان داشته باشد، ادامه می‌دهیم. از آنجایی که فقط تعداد محدودی از رئوس وجود دارد، تمامی مسیرهای ساده شروع شده از  $v_i$  را لیست کرده‌ایم. از بین مسیرهای ساده بدست آمده، آنهایی را انتخاب می‌کنیم که با راس مطلوب خاتمه یافته‌اند.

درخت‌ها نوع خاصی از گراف هستند. درخت، گراف جهت داری است که چرخه ندارد، و یک گره خاص دارد که به آن ریشه گویند، طوریکه فقط یک مسیر از ریشه به سایر رئوس وجود دارد. روشن است که هیچ گونه یالی به ریشه وارد نمی‌شود، و رئوسی هستند که هیچ یالی از آنها خارج نمی‌شود. این رئوس بوته‌های درخت نامیده می‌شوند. اگر یک یال از  $v_i$  به  $v_j$  وجود داشته باشد، آنگاه  $v_i$  را والد  $v_j$  نامند، و  $v_j$  فرزند  $v_i$  خواهد بود. سطح هر راس، برابر با تعداد یال‌هایی است که در مسیر موجود از ریشه تا آن راس وجود دارند. ارتفاع درخت، بزرگترین شماره سطح همه رئوس است. این اصطلاحات همگی در شکل ۲-۱ مشخص شده‌اند.



شکل ۲-۱

اکنون ما می‌خواهیم ارتباط دقیقی میان گره‌ها و سطوح مختلف برقرار کنیم. در مراحل دیگر، ما در مورد درخت‌های مرتب، بحث خواهیم کرد.  
مطالب زیادی در مورد گراف‌ها و درخت‌ها در کتاب‌هایی با موضوعات ریاضیات گسسته می‌توان یافت.

## روش‌های اثبات

نیاز مهمی که برای خواندن مطالب این متن وجود دارد، استفاده و پیروی از مدارک و مستندات است. در اثبات‌های ریاضی ما بسیاری از قوانین مرسوم کاهشی و بسیاری از قوانین ساده که بصورت قدم به قدم می‌باشند را به کار می‌بریم. دو روش اثبات بسیار معمول وجود دارد که به شرح مختصر آنها می‌پردازیم. آنها اثبات بوسیله استقرا و اثبات بوسیله برهان خلف می‌باشند.

استقرا، روشی است که در آن درستی تعدادی از جملات، از درستی چند نمونه خاص استنتاج می‌شود. فرض کنید که ما زنجیره‌ای از جملات  $P_1, P_2, \dots$  را داریم که می‌خواهیم ثابت کنیم آنها درست می‌باشند. بعلاوه فرض کنید که شرایط زیر برقرار است:

۱- برای برخی  $k \geq 1$ ، ما می‌دانیم که  $P_1, P_2, \dots, P_k$  درست هستند.

۲- مسئله طوری است که برای هر  $n \geq k$ ، درستی  $P_1, P_2, \dots, P_n$  درستی  $P_{n+1}$  را ایجاب می‌نماید.

ما می‌توانیم از استقرا برای نمایش اینکه هر جمله در زنجیره درست است، استفاده نماییم. در یک اثبات بوسیله استقرا، ما بصورت زیر بیان می‌کنیم: از شرط ۱ می‌دانیم که  $k$  جمله درست است. سپس شرط ۲ به ما می‌گوید که  $P_{k+1}$  نیز باید درست باشد. ولی اکنون ما می‌دانیم که  $k+1$  جمله اول درست هستند، بنابراین می‌توانیم شرط ۲ را بکار ببریم تا ادعا کنیم که  $P_{k+2}$  باید درست باشد، و مانند آن. ما صریحاً به این آرگومان ادامه نمی‌دهیم، زیرا الگو واضح است. زنجیره استدلال می‌تواند به هر جمله‌ای توسعه یابد. بنابراین، هر جمله درست است.

جملات شروع  $P_1, P_2, \dots, P_k$  پایه استقرا نامیده می‌شوند. گامی که  $P_n$  را با  $P_{n+1}$  مرتبط می‌سازد، گام استقرا نامیده می‌شود. گام استقرا عموماً بوسیله فرض استقرا یعنی فرض درست بودن  $(P_1, P_2, \dots, P_n)$ ، ساده‌تر می‌شود. در یک استدلال استقرائی صوری، ما هر سه بخش را صریحاً نشان می‌دهیم.

**سوال ۱-۵:** یک درخت دودویی، درختی است که هیچ والدی نمی‌تواند بیش از دو فرزند داشته باشد. ثابت کنید که یک درخت دودویی با ارتفاع  $n$  دارای حداکثر  $2^n$  برگ است.  
**کلمات اثبات:** اگر ما بیشترین تعداد برگ‌های یک درخت دودویی با ارتفاع  $n$  را بوسیله  $l(n)$  تعریف کنیم، می‌خواهیم نشان دهیم که:

$$l(n) \leq 2^n.$$

پایه: روشن است که  $l(0) = 1 = 2^0$  زیرا درخت با ارتفاع ۰ دارای گره‌ای به جز ریشه نیست، یعنی حداکثر یک برگ دارد.

فرض استقرا: برای  $i = 0, 1, \dots, n$   $l(i) \leq 2^i$

گام استقرا: برای بدست آوردن یک درخت دودویی با ارتفاع  $n+1$  از درختی دودویی با ارتفاع  $n$ ، می‌توانیم حداکثر دو برگ را به هر برگ در درخت قبلی اضافه نماییم، بنابراین

$$l(n+1) = 2l(n)$$

حالا با استفاده از فرض استقرا خواهیم داشت:

$$l(n+1) \leq 2 \times 2^n = 2^{n+1}$$

بنابراین، ادعای ما برای  $n+1$  نیز درست است. از آنجایی که  $n$  هر عددی می‌تواند باشد، این جمله باید برای همه  $n$  ها درست باشد. ■

در اینجا ما نشانه ■ معرفی می‌کنیم که در این کتاب بمنظور نمایش انتهای اثبات استفاده شده است.

مثال ۶-۱: نشان دهید که

$$S_n = \sum_{i=1}^n i = \frac{n(n+1)}{2} \quad (۴-۱)$$

ابتدا میدانیم که:

$$S_{n+1} = S_n + n + 1.$$

می‌دانیم که فرض استقرا (۴-۱) برای هر  $S_n$  برقرار است، در اینصورت:

$$\begin{aligned} S_{n+1} &= \frac{n(n+1)}{2} + n + 1 \\ &= \frac{(n+2)(n+1)}{2}. \end{aligned}$$

بنابراین (۴-۱) برای  $S_{n+1}$  نیز صحیح است و ما مرحله استقرا را گذرانندیم. از آنجایی که (۴-۱) برای  $n=1$  درست است، ما یک پایه و رابطه (۴-۱) اثبات شده برای همه  $n$  ها بوسیله استقرا داریم.

در این مثال آخر، شناسایی پایه، فرض استقرا، و مرحله استقرا کمتر صوری شده‌اند، ولی آنها وجود دارند و الزامی نیز هستند. برای اینکه نتیجه بحث بسیار صوری نباشد، ما عموماً سبک مثال دوم را ترجیح می‌دهیم. به هر حال، اگر شما در ادامه یا ساخت یک اثبات مشکلی داشتید، برای صراحت بیشتر به عقب به مثال ۵-۱ برگردید.

استدلال بوسیله استقرا می‌تواند مشکل باشد، و به توجه داشتن به ارتباط نزدیکی بین استقرا و بازگشت پذیری در برنامه نویسی کمک می‌نماید. برای مثال، تعریف بازگشتی از یک تابع  $f(n)$ ، که  $n$

هر عدد صحیح مثبت است، اغلب دارای دو بخش است. یک بخش شامل تعریف  $f(n+1)$  بر حسب  $f(1), f(2), \dots, f(n)$  می‌باشد که متناظر با مرحله استقرا است. بخش دوم "فرار" از بازگشتی است، که بوسیله تعریف  $f(1), f(2), \dots, f(k)$  به صورت غیر بازگشتی انجام می‌پذیرد، و متناظر با پایه استقرا است. مانند استقرا، بازگشت پذیری نیز به ما اجازه نتیجه گیری درباره همه نمونه‌های مسئله را با تعدادی مقادیر آغازین و استفاده از طبیعت بازگشتی مسئله می‌دهد.

اثبات بوسیله برهان خلف، روش قدرتمند دیگری است و هنگامی بکار می‌رود که هر چیز دیگری با شکست روبرو می‌شود. فرض کنید ما می‌خواهیم ثابت کنیم که جمله  $P$  درست است. برای لحظه‌ای فرض می‌کنیم که  $P$  نادرست باشد و می‌بینیم که این فرض به کجا منجر می‌شود. اگر ما به نتیجه‌ای برسیم که می‌دانیم نادرست است، ما می‌توانیم فرض آغازی را زیر سوال ببریم و نتیجه بگیریم که  $P$  باید درست باشد. در ادامه مثال کلاسیک و مربوطه می‌آید.

**مثال ۷-۱:** یک عدد گویا عددی است که می‌تواند بصورت حاصل تقسیم دو عدد صحیح  $m$  و  $n$  نوشته شود طوری که  $m$  و  $n$  عامل مشترکی ندارند. عدد حقیقی که گویا نباشد، گنگ نامیده می‌شود. نشان دهید که  $\sqrt{2}$  گویا نیست.

در همه اثبات‌ها بوسیله تناقض، ما نفیض آنچه را که می‌خواهیم نشان دهیم، فرض می‌کنیم. در اینجا فرض می‌کنیم که  $\sqrt{2}$  یک عدد گویا باشد، طوری که می‌توانیم آن را بصورت زیر بنویسیم:

$$\sqrt{2} = \frac{n}{m}, \quad (5-1)$$

چونکه  $m$  و  $n$  اعداد صحیح بدون عامل مشترک باشند. با مرتب کردن دوباره (5-1) داریم:

$$2m^2 = n^2.$$

بنابراین  $n^2$  باید زوج باشد. این امر، زوج بودن  $n$  را ایجاب می‌کند، بنابراین می‌توانیم بنویسیم  $n = 2k$  یا

$$2m^2 = 4k^2,$$

و

$$m^2 = 2k^2.$$

بنابراین  $m$  زوج است. اما این فرض اولیه ما که  $m$  و  $n$  عامل مشترکی ندارند، نقض می‌کند. بنابراین،  $m$  و  $n$  در (5-1) وجود ندارند و  $\sqrt{2}$  یک عدد گویا نیست.

در این مثال از برهان خلف استفاده کردیم. با ساخت یک فرض به یک تناقضی از فرض یا حقایق معلوم می‌رسیم. اگر همه مراحل در آرگومان ما از نظر منطقی درست باشند، ما باید نتیجه بگیریم که فرض اولیه ما نادرست بوده است.

تمرین‌ها □

۱- با استفاده از استقرا بر روی اندازه  $S$  نشان دهید که اگر  $S$  مجموعه متناهی باشد آنگاه

$$|2^S| = 2^{|S|}$$

۲- نشان دهید که اگر  $S_1$  و  $S_2$  مجموعه‌های متناهی باشند بطوریکه  $|S_1| = n$  و  $|S_2| = m$  باشد، آنگاه

$$|S_1 \cup S_2| \leq n + m.$$

۳- اگر  $S_1$  و  $S_2$  مجموعه‌های متناهی باشند، نشان دهید که  $|S_1 \times S_2| = |S_1| |S_2|$ .

۴- رابطه بین دو مجموعه بصورت  $S_1 \equiv S_2$  اگر و فقط اگر  $|S_1| = |S_2|$  تعریف شده است. نشان دهید که این رابطه، یک رابطه هم ارزی است.

۵- قوانین دمورگان، معادلات (۱-۲) و (۱-۳) را ثابت کنید. ●

۶- گاهی اوقات مجبور می‌شویم که از علائم اجتماع و اشتراک مانند علامت جمع  $\Sigma$  استفاده کنیم. تعریف می‌کنیم

$$\bigcup_{p \in \{i, j, k, \dots\}} S_p = S_i \cup S_j \cup S_k \dots$$

که با نماد اشتراک چندین مجموعه مشابه است. با این نماد، قوانین کلی دمورگان بصورت زیر

نوشته می‌شوند:

$$\overline{\bigcup_{p \in P} S_p} = \bigcap_{p \in P} \bar{S}_p$$

و

$$\overline{\bigcap_{p \in P} S_p} = \bigcup_{p \in P} \bar{S}_p.$$

ثابت کنید که این تساوی‌ها هنگامی که  $P$  یک مجموعه متناهی باشد، برقرار است. ●

۷- نشان دهید که

$$S_1 \cup S_2 = \overline{\bar{S}_1 \cap \bar{S}_2}.$$

۸- نشان دهید که  $S_1 = S_2$  اگر و فقط اگر

$$(S_1 \cap \bar{S}_2) \cup (\bar{S}_1 \cap S_2) = \emptyset.$$

۹- نشان دهید که

$$\bullet S_1 \cup S_2 - (S_1 \cap \bar{S}_2) = S_2.$$

۱۰- نشان دهید که

$$S_1 \times (S_2 \cup S_3) = (S_1 \times S_2) \cup (S_1 \times S_3).$$

۱۱- نشان دهید که اگر  $S_1 \subseteq S_2$ ، آنگاه  $\bar{S}_2 \subseteq \bar{S}_1$ .

۱۲- شرایطی لازم و کافی روی  $S_1$  و  $S_2$  بیاید طوری که

$$S_1 = (S_1 \cup S_2) - S_2.$$

۱۳- نشان دهید که اگر  $f(n) = O(g(n))$  و  $g(n) = O(f(n))$  در اینصورت  $f(n) = \Theta(g(n))$ .

۱۴- نشان دهید که  $2^n = O(3^n)$  ولی  $2^n \neq \Theta(3^n)$ .

۱۵- نشان دهید که مرتبه دامنه زیر برقرار است.

$$\text{الف) } n^2 + 5 \log n = O(n^2)$$

$$\text{ب) } 3^n = O(n!)$$

$$\text{ج) } n! = O(n^n)$$

۱۶- ثابت کنید که اگر  $f(n) = O(g(n))$  و  $g(n) = O(h(n))$  در اینصورت  $f(n) = O(h(n))$ .

۱۷- نشان دهید که اگر  $f(n) = O(n^2)$  و  $g(n) = O(n^3)$  در اینصورت

$$f(n) + g(n) = O(n^3)$$

و

$$f(n)g(n) = O(n^6).$$

۱۸- در تمرین ۱۷، آیا  $g(n)/f(n) = O(n)$  درست است؟

۱۹- فرض کنید که  $f(n) = 2n^2 + n$  و  $g(n) = O(n^2)$ . چه چیزی در جمله زیر نادرست است؟

$$f(n) = O(n^2) + O(n).$$

طوریکه

$$f(n) - g(n) = O(n^2) + O(n) - O(n^2).$$

بنابراین

$$f(n) - g(n) = O(n).$$

۲۰- تصویری از یک گراف با رئوس  $\{v_1, v_2, v_3\}$  و یال‌های

$\{(v_1, v_1), (v_1, v_2), (v_2, v_3), (v_2, v_1), (v_3, v_1)\}$  رسم کنید. همه چرخه‌ها با پایه  $v_1$  را بشمارید.

۲۱- فرض کنید  $G = (V, E)$  هر گراف دلخواهی باشد. ادعای زیر را ثابت کنید: اگر هر راهی بین  $v_i \in V$  و  $v_j \in V$  وجود داشته باشد، در اینصورت باید مسیری با طول نایبتر از  $|V| - 1$  بین این دو راس موجود باشد.

۲۲- گراف‌هایی را در نظر بگیرید که حداکثر یک یال بین هر دو راس موجود باشد. نشان دهید که تحت این شرط، یک گراف با  $n$  راس، دارای حداکثر  $n^2$  یال خواهد بود.

۲۳- نشان دهید که

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

۲۴- نشان دهید که

$$\sum_{i=1}^n \frac{1}{i^2} \leq 2 - \frac{1}{n}$$

۲۵- ثابت کنید که برای همه  $n \geq 4$  نامعادله  $n! < 2^n$  برقرار است.

۲۶- نشان دهید که  $\sqrt{8}$  یک عدد گویا نیست.

۲۷- نشان دهید که  $2 - \sqrt{2}$  گویا نیست. ●

۲۸- جملات زیر را اثبات و یا عدم اثبات نمایید.

الف) مجموع یک عدد گویا و یک عدد غیر گویا، غیر گویا است.

ب) مجموع دو عدد مثبت غیر گویا، باید غیر گویا باشد.

ج) حاصلضرب یک عدد گویا و یک عدد غیر گویا، باید غیر گویا باشد.

۲۹- نشان دهید که هر عدد صحیح مثبت می تواند بصورت حاصلضرب اعداد اول بیان شود. ●

۳۰- ثابت کنید که مجموعه همه اعداد اول نامتناهی است. \*

۳۱- یک زوج اول شامل دو عدد اول است که اختلاف آنها دو می باشد. زوجهای اول زیادی وجود

دارند، مانند ۱۱ و ۱۳، ۱۷ و ۱۹، و غیره. سه تایی های اول، سه عدد  $n$ ،  $n+2$ ، و  $n+4$

می باشند که همگی اول هستند. نشان دهید که تنها سه تایی های اول  $(1,3,5)$  و  $(3,5,7)$

می باشند.

## ۲-۱ سه مفهوم اساسی

سه ایده اصلی، موضوعات اصلی این کتاب هستند: زبانها، گرامرها، و ماشینها. در دوره مورد مطالعه ما، نتایج زیادی درباره این مفاهیم و درباره ارتباطشان با یکدیگر مورد بررسی قرار می گیرند. ابتدا، باید معنای این واژهها را درک نماییم.

### زبانها

ما همگی با زبانهای ملی، مانند انگلیسی و فرانسه آشنا هستیم. هنوز هم اغلب ما احتمالاً در یافتن معنای دقیق لغت "زبان" مشکل داریم. فرهنگ لغات یک واژه را غیر صوری تعریف می کنند، چنانچه یک سیستم برای بیان ایده های مشخص، حقایق، یا مفاهیم شامل مجموعه ای از نمادها و قوانین برای دستکاری آنها مناسب است. اگر چه این یک ایده ظاهری در مورد آنچه که یک زبان هست به ما می دهد، به عنوان تعریفی جهت مطالعه زبانهای صوری کافی نیست. ما به یک تعریف دقیق برای این واژه نیاز داریم.

ما با یک مجموعه متناهی غیر تهی  $\Sigma$  از نمادها به نام الفبا آغاز می کنیم. از نمادهای مجزا، رشته ها را می سازیم، که که دنباله های متناهی از نمادهای الفبا می باشند. برای مثال، اگر الفبا  $\Sigma = \{a, b\}$  باشد،

آنگاه  $abab$  و  $aaabbb$  رشته‌هایی روی  $\Sigma$  هستند. به جز موارد استثنائی، ما از حروف کوچک  $a, b, c, \dots$  برای نمایش عناصر  $\Sigma$  و حروف  $u, v, w, \dots$  برای نامگذاری رشته‌ها استفاده می‌نماییم. برای مثال، می‌نویسیم:

$$w = abaaa$$

تا نشان دهیم که رشته‌ای با نام  $w$  دارای مقدار خاص  $abaaa$  می‌باشد. اتصال دو رشته  $w$  و  $v$  رشته‌ای است که بوسیله الحاق نمادهای  $v$  به انتهای سمت راست  $w$  حاصل می‌شود، یعنی اگر

$$w = a_1 a_2 \dots a_n$$

و

$$v = b_1 b_2 \dots b_m,$$

آنگاه اتصال دو رشته  $w$  و  $v$ ، بوسیله  $wv$  تعیین می‌شود و عبارت است از:

$$wv = a_1 a_2 \dots a_n b_1 b_2 \dots b_m.$$

معکوس یک رشته بوسیله نوشتن نمادها به ترتیب معکوس حاصل می‌شود، اگر  $w$  رشته نمایش داده شده در بالا باشد، آنگاه معکوس آن  $w^R$  عبارت است از:

$$w^R = a_n \dots a_2 a_1.$$

طول رشته  $w$ ، که بوسیله  $|w|$  نمایش داده می‌شود، تعداد نمادها در رشته می‌باشد. ما غالباً نیاز به مراجعه به رشته تهی داریم، که رشته‌ای بدون هیچ نمادی است. آن را بوسیله  $\lambda$  نمایش می‌دهیم. روابط ساده زیر را داریم:

$$|\lambda| = 0,$$

$$\lambda w = w \lambda = w,$$

که برای هر  $w$  صادق است.

هر رشته‌ای از بخشی از حروف متوالی رشته  $w$  را زیررشته  $w$  گویند. اگر

$$w = vu,$$

آنگاه زیررشته‌های  $v$  و  $u$  را بترتیب پیشوند و پسوند  $w$  نامند. برای مثال، اگر  $w = abbab$  آنگاه  $\{\lambda, a, ab, abb, abba, abbab\}$  مجموعه همه پیشوندهای  $w$  است، درحالی‌که  $\{bab, ab, b\}$  برخی از پسوندهای آن می‌باشند.

خصوصیات ساده رشته‌ها، مانند طول آنها خیلی ظاهری است و احتمالاً به کمی دقت نیاز دارد. برای مثال، اگر  $u$  و  $v$  رشته باشند، آنگاه طول اتصال آنها برابر مجموع طول‌های تک تک آنها می‌باشد، یعنی:

$$|uv| = |u| + |v|. \quad (6-1)$$

اگرچه این ارتباط، واضح است، ولی برای درستی و اثبات آن مفید است. روش‌ها برای انجام آن در حالات پیچیده‌تر اهمیت پیدا می‌کنند.

مثال ۸-۱: نشان دهید (۶-۱) برای هر  $u$  و  $v$  برقرار است. برای اثبات این، ما ابتدا به تعریف طول یک رشته نیاز داریم. ما چنین تعریفی را بصورت بازگشتی می‌سازیم:

$$|a| = 1,$$

$$|wa| = |w| + 1,$$

برای هر  $u \in \Sigma^*$  و هر رشته‌ای روی  $\Sigma$  است. این تعریف یک جمله صوری از فهم شهودی ما درباره طول یک رشته است: طول یک نماد تنها یک است، و طول هر رشته‌ای با اضافه کردن یک نماد به آن، یک واحد افزایش می‌یابد. با این تعریف صوری، ما آماده هستیم تا (۶-۱) را بوسیله استقرا ثابت کنیم. از روی تعریف، (۶-۱) برای هر  $u$  با هر طول و هر  $v$  با طول ۱، برقرار است، بنابراین ما یک پایه داریم. به عنوان فرض استقرا، ما می‌دانیم که (۶-۱) برای هر  $u$  با هر طولی و هر  $v$  با طول  $1, 2, \dots, n$  برقرار است. اکنون هر  $v$  با طول  $n+1$  را بگیریم و آن را بصورت  $v = wa$  بنویسید. آنگاه،

$$|v| = |w| + 1,$$

$$|uv| = |uwa| = |uw| + 1.$$

ولی از روی فرض استقرا (که قابل کاربرد است زیرا  $w$  دارای طول  $n$  است)، داریم:

$$|uw| = |u| + |w|,$$

طوری‌که

$$|uv| = |u| + |w| + 1 = |u| + |v|.$$

بنابراین، (۶-۱) برای هر  $u$  و هر  $v$  با طول حداکثر  $n+1$  برقرار است، و مرحله استقرا و آرگومان را تکمیل می‌کند. ■

اگر  $w$  یک رشته باشد، آنگاه  $w^n$  نشاندهنده رشته‌ای است که بوسیله تکرار  $w$  به تعداد  $n$  بار حاصل می‌شود. برای یک مورد خاص، ما تعریف می‌کنیم:

$$w^0 = \lambda,$$

برای هر  $w$ .

اگر  $\Sigma$  یک الفبا باشد، آنگاه از  $\Sigma^*$  برای نمایش مجموعه رشته‌هایی که از اتصال صفر یا بیشتر از نمادهای  $\Sigma$  حاصل می‌شود، استفاده می‌شود. مجموعه  $\Sigma^*$  همیشه شامل  $\lambda$  است. برای خارج کردن رشته نهمی تعریف می‌کنیم:

$$\Sigma^+ = \Sigma^* - \{\lambda\}.$$

درحالی‌که  $\Sigma$  بفرض محدود است،  $\Sigma^+$  و  $\Sigma^*$  همیشه نامتناهی هستند، زیرا هیچ محدودیتی روی طول رشته‌ها در این مجموعه‌ها وجود ندارد.

یک زبان بصورت خیلی عمومی به عنوان زیر مجموعه‌ای از  $\Sigma^*$  تعریف می‌شود. یک رشته در یک زبان  $L$  را یک جمله در  $L$  گویند. این تعریف کاملاً وسیع است، هر مجموعه‌ای از رشته‌های روی

یک الفبای  $\Sigma$  می‌تواند یک زبان در نظر گرفته شود. بعداً ما روشهایی را مطالعه می‌کنیم که توسط آنها زبانهای خاص می‌توانند تعریف و توصیف شوند، این امر ما را قادر می‌سازد تا ساختاری برای این مفهوم وسیع ارائه دهیم. برای لحظه‌ای، تفکر، ما به تعدادی مثال خاص نظر می‌کنیم.

مثال ۹-۱: فرض کنید  $\Sigma = \{a, b\}$ . آنگاه

$$\Sigma^* = \{\lambda, a, b, aa, ab, ba, bb, aaa, aab, \dots\}.$$

مجموعه

$$\{a, aa, aab\}$$

یک زبان روی  $\Sigma$  است. بدلیل اینکه آن زبان تعداد محدودی جمله دارد، آن را یک زبان منتهای نامیم. مجموعه

$$L = \{a^n b^n : n \geq 0\}$$

نیز یک زبان روی  $\Sigma$  است. رشته‌های  $aabb$  و  $aaaabbbb$  در زبان  $L$  هستند، ولی رشته  $abb$  در  $L$  نیست. این زبان نامنتاهی است. اکثر زبان‌های مورد علاقه نامنتاهی می‌باشند.

از آنجایی که زبان‌ها مجموعه هستند، اجتماع، اشتراک، و تفاضل دو زبان بلافاصله قابل تعریف است. مکمل یک زبان با توجه به  $\Sigma^*$  تعریف می‌شود، یعنی مکمل زبان  $L$  عبارت است از:

$$\bar{L} = \Sigma^* - L.$$

معکوس زبان، مجموعه همه رشته‌های معکوس شده است، یعنی

$$L^R = \{w^R : w \in L\}.$$

اتصال دو زبان  $L_1$  و  $L_2$ ، مجموعه همه رشته‌هایی است که بوسیله اتصال هر عنصری از  $L_1$  به هر عنصری از  $L_2$  حاصل می‌شود، خصوصاً،

$$L_1 L_2 = \{xy : x \in L_1, y \in L_2\}.$$

ما  $L^n$  را به عنوان زبان  $L$  که  $n$  بار به خودش متصل شده است، تعریف می‌کنیم، با موارد خاص

$$L^0 = \{\lambda\}$$

و

$$L^1 = L$$

برای هر زبان  $L$ .

در نهایت، ما بستار ستاره‌ای یک زبان را بصورت

$$L^* = L^0 \cup L^1 \cup L^2 \dots$$

و بستار مثبت را بصورت

$$L^+ = L^1 \cup L^2 \dots$$

تعریف می‌کنیم.

مثال ۱۰-۱: اگر

$$L = \{a^n b^n : n \geq 0\},$$

آنگاه

$$L^2 = \{a^n b^n a^m b^m : n \geq 0, m \geq 0\}.$$

توجه کنید که  $n$  و  $m$  در بالا غیر وابسته‌اند، رشته  $aabbbaabbb$  در  $L^2$  می‌باشد. معکوس  $L$  به سادگی بوسیله مجموعه زیر توصیف می‌شود.

$$L^R = \{b^n a^n : n \geq 0\},$$

ولی توصیف  $\bar{L}$  یا  $L^*$  بدین روش به میزان قابل توجهی مشکل‌تر است. تلاش اندکی شما را به محدودیت نماد مجموعه برای مشخص کردن زبان‌های پیچیده واقف می‌گرداند.

### گرامرها

برای مطالعه زبان‌ها از نظر ریاضی، ما به مکانیزمی جهت توصیف آنها نیازمندیم. زبان هر روزه غیر دقیق و مبهم است، بنابراین غالباً توصیفات غیر صوری در انگلیسی، غیر کافی می‌باشند. نماد مجموعه استفاده شده در مثال‌های ۹-۱ و ۱۰-۱ مناسب‌تر است، ولی محدود است. در ادامه، ما درباره چندین مکانیسم تعریف زبان می‌آموزیم که در شرایط مختلف، مفید هستند. در اینجا، ما یک مکانیزم رایج و قوی، یعنی نماد گرامر را معرفی می‌نماییم.

یک گرامر برای زبان انگلیسی به ما می‌گوید که آیا یک جمله خاص خوش ساخت هست یا خیر. یک قانون نمونه در گرامر انگلیسی عبارت است از: "یک جمله می‌تواند شامل یک عبارت اسمی باشد که بوسیله یک گزاره دنبال می‌شود." بصورت دقیق‌تر ما می‌توانیم بنویسیم:

$$\langle \text{sentence} \rangle \rightarrow \langle \text{noun\_phrase} \rangle \langle \text{predicate} \rangle,$$

با تفسیر آشکار. این امر، البته برای بحث درباره جملات واقعی کافی نیست. اکنون، ما باید تعاریفی برای ساختارهای جدیداً معرفی شده  $\langle \text{noun\_phrase} \rangle$  و  $\langle \text{predicate} \rangle$  مهیا نماییم. این تعاریف را بصورت زیر خواهیم داشت:

$$\langle \text{noun\_phrase} \rangle \rightarrow \langle \text{article} \rangle \langle \text{noun} \rangle,$$

$$\langle \text{predicate} \rangle \rightarrow \langle \text{verb} \rangle,$$

و اگر ما لغات واقعی "a" و "the" را با  $\langle \text{article} \rangle$ ، "boy" و "dog" را با  $\langle \text{noun} \rangle$ ، و "runs" و "walks" را با  $\langle \text{verb} \rangle$  ارتباط دهیم، آنگاه گرامر به ما می‌گوید که جملات "a boy runs" و "the

”dog walks“ شکل درستی دارند. اگر ما یک گرامر کامل بدهیم، آنگاه در تئوری، هر جمله درست می‌تواند بدین روش تشریح شود.

این مثال تعریف یک مفهوم عمومی بر حسب مفاهیم ساده را روشن کرد. ما با مفهوم سطح بالا آغاز می‌کنیم، که در اینجا (*sentence*) است، و متناوباً آن را کاهش می‌دهیم تا به بلوک‌های ساختمانی غیر قابل کاهش در زبان برسیم. تعمیم این ایده‌ها، ما را به گرامرهای صوری رهنمون می‌سازد.

تعریف ۱-۱: یک گرامر  $G$  بصورت چهارتایی زیر تعریف می‌شود:

$$G = (V, T, S, P),$$

جاییکه  $V$  یک مجموعه متناهی از اشیاء به نام متغیرها است،

$T$  یک مجموعه متناهی از اشیاء به نام نمادهای پایانی است،

$S \in V$  یک نماد خاص به نام متغیر شروع است،

$P$  یک مجموعه متناهی از قوانین تولید است.

فرض می‌شود که مجموعه‌های  $V$  و  $T$  غیر تهی و مجزا هستند.

قوانین تولید، قلب یک گرامر می‌اشند، آنها مشخص می‌کنند که یک گرامر چگونه یک رشته را به رشته دیگر تبدیل می‌کند، و از این طریق، زبان وابسته به گرامر را تعریف می‌کنند. در بحث ما، ما فرض می‌کنیم که همه قوانین تولید به شکل

$$x \rightarrow y,$$

باشند، جاییکه  $x$  عنصری از  $(V \cup T)^+$  و  $y$  عنصری در  $(V \cup T)^*$  باشد. قوانین تولید به روش زیر به کار می‌روند: رشته  $w$  را به شکل زیر در نظر بگیرید:

$$w = uxv,$$

ما می‌گوییم قانون تولید  $x \rightarrow y$  روی این رشته قابل کاربرد است، و ما می‌توانیم از آن برای جایگزینی  $x$  توسط  $y$  استفاده نماییم، بدین ترتیب رشته جدیدی حاصل می‌شود:

$$z = uyv.$$

این امر بصورت زیر نوشته می‌شود:

$$w \Rightarrow z.$$

ما می‌گوییم  $w$ ،  $z$  را مشتق می‌کند، یا  $z$  از  $w$  مشتق شده است. رشته‌های متوالی با بکارگیری قوانین تولید از گرامر با ترتیب دلخواه مشتق می‌شوند. یک قانون تولید می‌تواند هر جایی که قابل کاربرد باشد، استفاده شود، و می‌تواند هر جایی که مطلوب باشد، بکار رود. اگر

$$w_1 \Rightarrow w_2 \Rightarrow \dots \Rightarrow w_n,$$

گوییم رشته  $w_1$ ،  $w_n$  را مشتق می‌کند، و می‌نویسیم:

$$w_1 \Rightarrow w_n$$

\* نشان می‌دهد که یک تعداد نامشخصی از مراحل (شامل صفر) می‌تواند برای اشتقاق  $w_1$  از  $w_n$  استفاده شود. بنابراین

$$w \Rightarrow w$$

نیز یک نمونه است.

با کاربرد قوانین تولید در ترتیب متفاوت، یک گرامر داده شده می‌تواند بطور طبیعی رشته‌های زیادی را تولید نماید. مجموعه همه چنین رشته‌های پایانی، زبان تعریف شده و یا تولید شده بوسیله گرامر می‌باشد.

تعریف ۱-۲: فرض کنید  $G = (V, T, S, P)$  یک گرامر باشد. آنگاه مجموعه

$$L(G) = \{w \in T^* : S \Rightarrow w\}$$

زبان تولید شده بوسیله  $G$  است.

اگر  $w \in L(G)$ ، آنگاه دنباله

$$S \Rightarrow w_1 \Rightarrow w_2 \Rightarrow \dots \Rightarrow w_n \Rightarrow w$$

اشتقاقی از جمله  $w$  است. رشته‌های  $S, w_1, w_2, \dots, w_n$ ، که شامل متغیرها به همراه پایانه‌ها می‌باشند، شکل‌های جمله‌ای از اشتقاق نامیده می‌شوند.

مثال ۱-۱۱: گرامر زیر را در نظر بگیرید:

$$G = (\{S\}, \{a, b\}, S, P),$$

که  $P$  بصورت زیر داده شده است

$$S \rightarrow aSb,$$

$$S \rightarrow \lambda.$$

آنگاه

$$S \Rightarrow aSb \Rightarrow aaSbb \Rightarrow aabb,$$

بنابراین ما می‌توانیم بنویسیم

$$S \Rightarrow aabb.$$

رشته  $aabb$  جمله‌ای در زبان تولید شده بوسیله  $G$  است، در حالیکه  $aaSbb$  یک شکل جمله‌ای است.

یک گرامر  $G$  کاملاً زبان  $L(G)$  را تعریف می‌کند، ولی ممکن است بدست آوردن یک توصیف بسیار صریح از زبان از طریق گرامر، ساده نباشد. در اینجا، جواب نسبتاً واضح است. سخت نیست که ببینیم

$$L(G) = \{a^n b^n : n \geq 0\},$$

و اثبات آن، ساده می‌باشد. اگر ما توجه کنیم که قانون  $S \rightarrow aSb$  بازگشتی است، یک اثبات بوسیله استقرا، خودش را پیشنهاد می‌کند. ما ابتدا نشان می‌دهیم که همه شکل‌های جمله‌ای باید به شکل زیر باشند

$$w_i = a^i S b^i. \quad (7-1)$$

فرض کنید که (7-1) برای هر شکل جمله‌ای  $w_i$  با طول  $2i+1$  با کمتر برقرار باشد. برای بدست آوردن شکل جمله‌ای دیگر (که یک جمله نیست)، ما می‌توانیم فقط قانون تولید  $S \rightarrow aSb$  را بکار ببریم. از این کاربرد داریم

$$a^i S b^i \Rightarrow a^{i+1} S b^{i+1},$$

طوری‌که هر شکل جمله‌ای به طول  $2i+3$  نیز به شکل (7-1) است. از آنجایی که (7-1) برای  $i=1$  آشکارا درست است، بوسیله استقرا برای هر  $i$  نیز برقرار است. در نهایت، برای بدست آوردن یک جمله، ما باید قانون تولید  $S \rightarrow \lambda$  را بکار ببریم، و می‌بینیم که

$$S \Rightarrow a^n S b^n \Rightarrow a^n b^n$$

همه اشتقاق‌های ممکن را ارائه می‌دهد. بنابراین،  $G$  می‌تواند فقط رشته‌هایی به شکل  $a^n b^n$  را مشتق نماید.

ما همچنین باید نشان دهیم که همه رشته‌ها از این شکل قابل اشتقاق هستند. این کار آسان است. ما به سادگی قانون  $S \rightarrow aSb$  را به تعداد دفعات مورد نیاز به کار می‌بریم، و بوسیله کاربرد قانون  $S \rightarrow \lambda$  آن را دنبال می‌نماییم.

مثال ۱۲-۱: گرامری پیدا کنید که زبان زیر را تولید کند.

$$L = \{a^n b^{n+1} : n \geq 0\}.$$

پشت مثال قبلی می‌تواند در این مورد توسعه یابد. همه آنچه‌ی که نیاز داریم تولید یک  $b$  اضافی است. این کار می‌تواند بوسیله قانون تولید  $S \rightarrow Ab$  انجام شود، در حالیکه دیگر قوانین تولید باید طوری انتخاب شوند که  $A$  بتواند زبان مثال قبل را مشتق کند. با استدلال به این سبک، ما می‌توانیم گرامر  $G = (\{S, A\}, \{a, b\}, S, P)$  را با قوانین تولید زیر بدست آوریم

$$S \rightarrow Ab,$$

$$A \rightarrow aAb,$$

$$A \rightarrow \lambda.$$

تعدادی جمله خاص را مشتق کنید تا مطمئن شوید که گرامر بدست آمده، کار می‌کند.

مثال‌های بالا نسبتاً آسان هستند، آرگومان‌های سخت ممکن است سخت بنظر برسند. ولی اغلب پیدا کردن یک گرامر برای زبانی که به یک روش غیر صوری توصیف می‌شود، یا دادن یک مشخصه ذاتی از زبان تعریف شده توسط یک گرامر آسان نیست. برای نشان دادن اینکه یک زبان داده شده واقعاً

بوسیله یک گرامر خاص  $G$  تولید می‌شود، ما باید بتوانیم نشان دهیم که الف) هر  $w \in L$  می‌تواند از  $S$  با استفاده از  $G$  حاصل شود، و ب) هر رشته تولید شده توسط گرامر در  $L$  می‌باشد.

مثال ۱۳: فرض کنید  $\Sigma = \{a, b\}$ ، و  $n_a(w)$  و  $n_b(w)$  به ترتیب نشان‌دهنده تعداد  $a$  ها و  $b$  ها در رشته  $w$  باشند. گرامر  $G$  با قوانین تولید

$$\begin{aligned} S &\rightarrow SS, \\ S &\rightarrow \lambda, \\ S &\rightarrow aSb, \\ S &\rightarrow bSa, \end{aligned}$$

زبان زیر را تولید می‌کنند

$$L = \{w : n_a(w) = n_b(w)\}.$$

این ادعا خیلی واضح نیست، و ما نیاز به فراهم نمودن آرگومانهای اطمینان داریم. ابتدا، واضح است که هر شکل جمله‌ای از  $G$  به تعداد مساوی  $a$  و  $b$  دارد، زیرا تنها قوانینی که یک  $a$  را تولید می‌کنند، به نام‌های  $S \rightarrow aSb$  و  $S \rightarrow bSa$  بطور همزمان یک  $b$  را نیز تولید می‌نمایند. بنابراین هر عنصر از  $L(G)$  در  $L$  نیز هست. مشکل تر است که بینیم هر رشته‌ای در  $L$  می‌تواند با  $G$  تولید شود.

فرض کنید از نگرش روی مسئله آغاز کنیم، و فرض کنید  $w \in L$  می‌تواند شکل‌های مختلفی داشته باشد. فرض کنید  $w$  با یک  $a$  آغاز و به یک  $b$  ختم می‌شود. آنگاه آن دارای شکل زیر است

$$w = aw_1b,$$

چاییکه  $w_1$  نیز در  $L$  است. ما می‌توانیم این مورد را مشتقی بدانیم که از قاعده زیر آغاز شده است

$$S \Rightarrow aSb,$$

اگر  $S$  واقعاً هر رشته‌ای در  $L$  را مشتق نماید. آرگومان مشابهی می‌تواند انجام شود اگر  $w$  با یک  $b$  آغاز و به یک  $a$  ختم شود. ولی این شامل همه موارد نیست، زیرا یک رشته در  $L$  می‌تواند با نماد یکسانی آغاز شده و نیز خاتمه یابد. اگر بخواهیم رشته‌ای از این نوع بنویسیم، گوئیم  $aabbba$ ، می‌بینیم که این رشته می‌تواند به عنوان اتصال دو رشته کوتاه‌تر  $aabb$  و  $ba$  در نظر گرفته شود که هر دو نیز در  $L$  می‌باشند. آیا این در کل درست است؟ برای نمایش این که این مطلب واقعاً درست است، ما می‌توانیم از آرگومان زیر استفاده کنیم: فرض کنید که از انتهای سمت چپ رشته آغاز می‌کنیم، و برای هر  $a$ ،  $+1$  و برای هر  $b$ ،  $-1$  را می‌شماریم. اگر یک رشته  $w$  با  $a$  آغاز شده و خاتمه یابد، آنگاه شمارش پس از سمت چپ ترین نماد  $+1$  و بلافاصله قبل از سمت راست ترین نماد  $-1$  خواهد بود. بنابراین، شمارش در جایی در وسط رشته از صفر می‌گذرد، و نشان‌دهنده این مطلب است که رشته باید به شکل زیر باشد

$$w = w_1w_2,$$

چاییکه  $w_1$  و  $w_2$  در  $L$  هستند. این مورد می‌تواند بوسیله قانون تولید  $S \rightarrow SS$  حاصل شود.

از آنجایی که ما آرگومان حدسی را دیدیم، آماده هستیم تا ادامه دهیم. مجدداً از استقرا استفاده می‌کنیم. فرض کنید که هر  $w \in L$  یا  $|w| \leq 2n$  می‌تواند از  $G$  مشتق شود. هر  $w \in L$  یا طول  $2n+2$  را بگیرد. اگر  $w = aw_1b$ ، آنگاه  $w_1$  در  $L$  است، و  $|w_1| = 2n$ . بنابراین، بنا به فرض داریم:

$$S \Rightarrow \dot{w}_1.$$

آنگاه

$$S \Rightarrow aSb \Rightarrow aw_1b = w$$

ممکن است، و  $w$  می‌تواند از  $G$  مشتق شود. آشکارا آرگومان‌های مشابه می‌تواند انجام گیرد اگر  $w = bw_1a$ .

اگر  $w$  به این شکل نباشد، یعنی با نماد یکسانی آغاز شده و خاتمه یابد، آنگاه آرگومان شمارش به ماسی گوید که این رشته باید به شکل  $w = w_1w_2$  باشد که  $w_1$  و  $w_2$  هر دو در  $L$  می‌باشند و دارای طول کمتر یا مساوی  $2n$  می‌باشند. بنابراین می‌بینیم که

$$S \Rightarrow SS \Rightarrow w_1S \Rightarrow w_1w_2 = w$$

ممکن است.

از آنجایی که فرض استقرا برای  $n=1$  آشکارا برقرار است، یک پایه داریم، و ادعا برای هر  $n$  درست است، و آرگومان ما تکمیل می‌شود.

معمولاً، یک زبان داده شده دارای گرامرهای زیادی است که آن را تولید نماید. هر چند این گرامرها مختلف باشند، آنها از بعضی جهات معادلند. ما می‌گوییم که دو گرامر  $G_1$  و  $G_2$  معادل هستند، اگر آنها زبان یکسانی را تولید نمایند. یعنی، اگر

$$L(G_1) = L(G_2).$$

همچنانچه ما بعداً خواهیم دید، همیشه ساده نیست که بینیم دو گرامر معادل می‌باشند.

**مثال ۱-۱۴:** گرامر  $G_1 = (\{A, S\}, \{a, b\}, S, P_1)$  را در نظر بگیرید، که  $P_1$  شامل قوانین تولید زیر است:

$$S \rightarrow aAb \mid \lambda,$$

$$A \rightarrow aAb \mid \lambda.$$

در اینجا ما یک نماد کوتاه نوشته قراردادی را معرفی می‌کنیم که در آن چندین قانون تولید با سمت چپ یکسان روی یک خط نوشته می‌شوند، که موارد طرف راست بوسیله | مجزا می‌شوند. در این نماد،  $S \rightarrow aAb \mid \lambda$  به جای دو قانون  $S \rightarrow aAb$  و  $S \rightarrow \lambda$  استفاده می‌شود. این گرامر معادل با گرامر  $G$  در مثال ۱-۱ می‌باشد. اثبات معادل بودن آسان است، زیرا کافی است نشان دهیم که

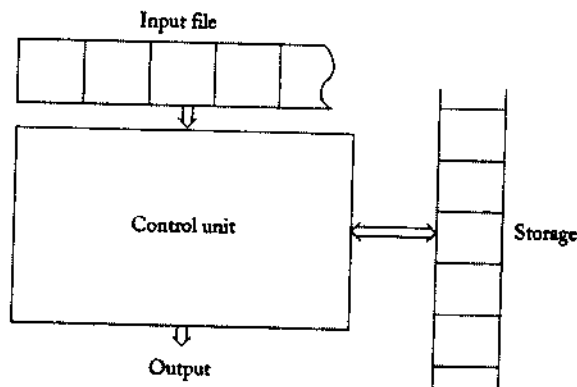
$$L(G_1) = \{a^n b^n : n \geq 0\}.$$

ما این را به عنوان یک تمرین باقی می‌گذاریم.

### ماشین‌ها

یک ماشین، یک مدل انتزاعی از یک کامپیوتر رقمی است. هر ماشین، شامل برخی ویژگی‌های ضروری است. دارای مکانیسمی برای خواندن ورودی است. فرض می‌شود که ورودی، رشته‌ای روی الفبای داده شده است، و روی یک فایل ورودی نوشته شده است، که ماشین می‌تواند آن را بخواند ولی قادر به تغییر آن نیست. فایل ورودی به سلول‌هایی تقسیم شده است که هر یک از آنها قادر به نگهداری یک نماد می‌باشند. مکانیسم ورودی می‌تواند فایل ورودی را از چپ به راست و در هر لحظه یک نماد بخواند. مکانیسم ورودی می‌تواند انتهای رشته ورودی را (بوسیله حس شرط انتهای فایل) کشف نماید. ماشین می‌تواند خروجی را به چندین شکل تولید نماید. ماشین می‌تواند دارای یک دستگاه ذخیره سازی موقت باشد که شامل تعداد نامحدودی از سلول‌ها است که هر یک قادر به نگهداری یک نماد واحد از الفبا می‌باشند (لزوماً با الفبای ورودی یکسان نیست). ماشین می‌تواند محتوای سلول‌های حافظه را خوانده و تغییر دهد. در نهایت، ماشین دارای واحد کنترل است، که می‌تواند در هر یک از تعداد محدود از حالات داخلی باشد، و می‌تواند حالت را با روشی تعریف شده تغییر دهد. شکل ۳-۱ یک ارائه شماتیکی از ماشین عمومی را نمایش می‌دهد.

فرض می‌شود که یک ماشین در یک قاب زمان گسسته عمل می‌نماید. در هر زمان مفروضی، واحد کنترل در برخی حالت داخلی است، و مکانیسم ورودی یک نماد خاص را بر روی فایل ورودی پویش می‌نماید. حالت داخلی واحد کنترل در مرحله بعدی زمانی بوسیله حالت بعدی یا تابع انتقال تعیین می‌گردد. این تابع انتقال، حالت بعدی را بر حسب حالت فعلی، نماد فعلی ورودی، و اطلاعاتی که اکنون در حافظه



شکل ۳-۱

موقت هستند، می‌دهد. در حین انتقال از یک بازه زمانی به بعدی، خروجی ممکن است تولید شود یا اطلاعات در حافظه موقت تغییر کند. واژه پیکربندی برای مراجعه به یک حالت خاص از واحد کنترل، فابل ورودی، و حافظه موقت استفاده می‌شود. انتقال ماشین از یک پیکربندی به بعدی، یک حرکت نامیده می‌شود.

این مدل عمومی همه ماشین‌هایی که در این کتاب بحث می‌شود، پوشش می‌دهد. یک کنترل حالت متناهی برای همه موارد خاص رایج خواهد بود، ولی تفاوت‌ها از روشی که خروجی‌ها تولید می‌شوند، و طبیعت حافظه موقت ناشی می‌شود. طبیعت حافظه موقت تاثیر قوی تری روی انواع خاص ماشین‌ها دارد.

برای بحث‌های بعدی، لازم است تا بین ماشین‌های قطعی و ماشین‌های غیر قطعی تمایز قائل شویم. یک ماشین قطعی، ماشینی است که هر حرکت منحصرأ بوسیله پیکربندی فعلی تعیین می‌گردد. اگر ما حالت داخلی، ورودی، و محتوای حافظه موقت را بدانیم، ما می‌توانیم رفتار آینده ماشین را دقیقاً پیش بینی نماییم. در یک ماشین غیر قطعی، چنین نیست. در هر نقطه، یک ماشین غیر قطعی ممکن است دارای چندین حرکت ممکن باشد، بنابراین ما می‌توانیم فقط مجموعه‌ای از عملیات ممکن را پیش‌بینی نماییم. رابطه بین ماشین قطعی و غیر قطعی از انواع مختلف، نقش مهمی در مطالعه ما ایفا می‌نماید.

پذیرنده ماشینی است که پاسخ خروجی آن به یک "بلی" یا "خیر" ساده محدود می‌شود. بسته به رشته ورودی، یک پذیرنده ممکن است آن را پذیرفته و یا رد نماید. یک ماشین عمومی تر که قادر به تولید رشته‌هایی از نمادها به عنوان خروجی باشد، یک تولید نامیده می‌شود. اگر چه ما چند مثال ساده از تراگذرها در بخش بعدی ارائه می‌دهیم، علاقه اصلی ما در این کتاب، پذیرنده‌ها می‌باشند.

## تمرین‌ها

- ۱- با استفاده از استقراری روی  $n$  نشان دهید که  $|u^n| = n|u|$  برای هر رشته  $u$  و هر  $n$ .
- ۲- معکوس یک رشته، که در بالا غیر صوری معرفی گردید، می‌تواند بوسیله نقش‌های بازگشتی دقیق‌تر تعریف گردد

$$a^R = a,$$

$$(wa)^R = aw^R,$$

برای هر  $a \in \Sigma, w \in \Sigma^*$ . از رابطه زیر برای اثبات آن استفاده نمایید

$$(uv)^R = v^R u^R,$$

برای هر  $u, v \in \Sigma^*$ .

$$-3 \quad \text{ثابت کنید که } (w^R)^R = w \text{ برای هر } w \in \Sigma^*.$$

-4 فرض کنید  $L = \{ab, aa, baa\}$ . کدام یک از رشته‌های زیر در  $L^*$  می‌باشند:

$$\text{? } abaubaaba, aaaabaaaa, baaaaabaaaab, baaaaabaa$$

۵- زبان‌های مثال‌های ۱۲-۱ و ۱۳-۱ را در نظر بگیرید. برای کدامیک  $L = L^*$  درست است؟

۶- آیا زبان‌هایی وجود دارند که  $\overline{L^*} = \overline{L}$ ؟

۷- ثابت کنید که

$$(L_1 L_2)^R = L_2^R L_1^R$$

برای همه زبان‌های  $L_1$  و  $L_2$ .

۸- نشان دهید که  $(L^*)^* = L^*$  برای همه زبان‌ها.

۹- ادعاهای زیر را ثابت یا رد کنید.

الف)  $(L_1 \cup L_2)^R = L_1^R \cup L_2^R$  برای همه زبان‌های  $L_1$  و  $L_2$ .

ب)  $(L^R)^* = (L^*)^R$  برای همه زبان‌های  $L$ .

۱۰- گرامرهای روی  $\Sigma = \{a, b\}$  پیدا کنید که مجموعه‌های زیر را تولید کنند.

الف) همه رشته‌هایی که دقیقاً یک  $a$  دارند،

ب) همه رشته‌هایی که حداقل یک  $a$  دارند،

ج) همه رشته‌هایی که بیش از سه  $a$  ندارند.

د) همه رشته‌هایی که حداقل سه  $a$  دارند. ●

در هر مورد، دلایل متقاعد کننده‌ای بیاورید که گرامری را که شما ارائه داده‌اید واقعاً زبان مورد نظر را تولید می‌کند.

۱۱- یک توصیف ساده از زبانی ارائه دهید که بوسیله گرامری با قوانین تولید زیر تولید می‌شود

$$S \rightarrow aA,$$

$$\bullet A \rightarrow bS.$$

$$S \rightarrow \lambda.$$

۱۲- چه زبانی توسط گرامری با قوانین تولید زیر تولید می‌شود؟

$$S \rightarrow Aa,$$

$$\bullet A \rightarrow B,$$

$$B \rightarrow Aa.$$

۱۳- برای هر یک از زبان‌های زیر، گرامری بیابید که آن را تولید نماید.

$$\bullet L_1 = \{a^n b^m : n \geq 0, m > n\}$$
 الف)

$$L_2 = \{a^n b^{2^n} : n \geq 0\}$$
 ب)

$$L_3 = \{a^{n+2} b^n : n \geq 1\}$$
 ج)

$$\bullet L_4 = \{a^n b^{n-3} : n \geq 3\}$$
 د)

$$L_5$$
 ه)

و)  $L_1 \cup L_2$

ز)  $L_1^3$

ح)  $L_1^*$

ط)  $L_1 - \overline{L_1}$

۱۴- گرامرهایی برای زبان‌های زیر روی  $\Sigma = \{a\}$  بیابید.\*

الف)  $L = \{w : |w| \bmod 3 = 0\}$

ب)  $L = \{w : |w| \bmod 3 > 0\}$

ج)  $L = \{w : |w| \bmod 3 \neq |w| \bmod 2\}$

د)  $L = \{w : |w| \bmod 3 \geq |w| \bmod 2\}$

۱۵- گرامری بیابید که زبان زیر را تولید کند.

$$L = \{ww^R : w \in \{a,b\}^+\}$$

برای پاسخ خود توجیه کاملی ارائه دهید.

۱۶- با استفاده از نماد مثال ۱-۱۳، گرامرهایی برای زبان‌های زیر پیدا کنید. فرض کنید

$$\Sigma = \{a,b\}$$

الف)  $L = \{w : n_a(w) = n_b(w) + 1\}$

ب)  $L = \{w : n_a(w) > n_b(w)\}$

ج)  $L = \{w : n_a(w) = 2n_b(w)\}$

د)  $L = \{w \in \{a,b\}^* : |n_a(w) - n_b(w)| = 1\}$

۱۷- تمرین ۱۶(الف) و ۱۶(د) را برای  $\Sigma = \{a,b,c\}$  تکرار کنید.

۱۸- با تکمیل دلایل مثال ۱-۱۴ نشان دهید که  $L(G_1)$  حقیقتاً زبان داده شده را تولید می‌کند.

۱۹- آیا دو گرامر با قوانین تولید

$$S \rightarrow aSb \mid ab \mid \lambda,$$

و

$$S \rightarrow aAb \mid ab,$$

$$A \rightarrow aAb \mid \lambda,$$

معادند؟ فرض کنید که در هر دو مورد،  $S$  نشانه شروع باشد.

۲۰- نشان دهید که گرامر  $G = (\{S\}, \{a,b\}, S, P)$  با قوانین تولید

$$S \rightarrow SS \mid SSS \mid aSb \mid bSa \mid \lambda,$$

با گرامر ارائه شده در مثال ۱-۱۳ معادل است.  
 ۲۱- تا کنون، ما مثال‌هایی از گرامرهای نسبتاً ساده ارائه دادیم، هر قانون تولید دارای تنها یک متغیر در سمت چپ بود. همچنانچه خواهیم دید، چنین گرامرهایی خیلی مهم می‌باشند، ولی تعریف ۱-۱ شکل‌های عمومی‌تری را نشان می‌دهد.  
 گرامر  $G = (\{A, B, C, D, E, S\}, \{a\}, S, P)$ ، با قوانین تولید زیر را در نظر بگیرید:

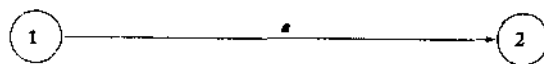
$$\begin{aligned} S &\rightarrow ABaC, \\ Ba &\rightarrow aaB, \\ BC &\rightarrow DC \mid E, \\ aD &\rightarrow Da, \\ AD &\rightarrow AB, \\ aE &\rightarrow Ea, \\ AE &\rightarrow \lambda. \end{aligned}$$

سه جمله متفاوت در  $L(G)$  را مشتق کنید. از روی این جملات،  $L(G)$  را حدس بزنید.\*

### ۳-۱ برخی کاربردها\*

اگر چه ما روی خلاصه و قسمت‌های ریاضی از زبان‌های صوری و ماشین‌ها تاکید می‌کنیم، اینگونه برداشت می‌شود که این مفاهیم کاربرد گسترده‌ای در علم کامپیوتر دارند. در حقیقت یک موضوع معمولی است که به همه قسمت‌های خاص مرتبط می‌شود. در این قسمت ما با برخی از مثال‌ها آشنا می‌شویم که به خواننده این اطمینان را می‌دهد که اینهایی را که ما می‌خوانیم، مجموعه‌ای از انتزاعات نیست، بلکه چیزی است که در فهمیدن مسائل مهم و حقیقی به ما کمک می‌کند.  
 زبانهای صوری و گرامرها در ارتباط با زبانهای برنامه نویسی کاربرد زیادی دارند. در بیشتر برنامه نویسی‌ها ما با درک شهودی کم یا زیاد درباره زمانی که می‌نویسیم کار می‌کنیم. اگر چه ممکن است در آینده دور از آن استفاده کنیم. ما نیاز داریم به شرح دقیقی از جدول دستورات رجوع کنیم تا بیشتر متن‌های برنامه را بفهمیم. اگر ما یک کامپایلر یا برنامه تصحیح کننده را بنویسیم، یک شرح دقیق از زبانهای مورد نیاز در هر مرحله داریم. در این میان راهی که زبانهای برنامه نویسی می‌توانند تعریف شوند، گرامرهایی هستند که بطور گسترده مورد استفاده قرار می‌گیرند.  
 گرامرهایی که یک نوع زبان خاص مانند پاسکال را شرح می‌دهند بسیار گرانقیمت هستند. توجه کنید که یک زبان کوچک بخشی از یک زبان بزرگتر است.

\* چنانکه در مقدمه عنوان شد، ستاره‌ای که به دنبال عنوان باید نشان دهنده موضوع اختیاری است.



شکل ۴-۱

**مثال ۱-۱۵:** مجموعه‌ای از شناسه‌های مجاز در زبان پاسکال، یک زبان است. بطور غیر صوری، مجموعه‌ای از همه رشته‌هایی است که با یک حرف آغاز می‌شوند و بوسیله تعداد دلخواهی از حروف یا ارقام دنبال می‌شوند. گرامر زیر این تعریف غیر رسمی را دقیق می‌سازد.

$$\begin{aligned} \langle id \rangle &\rightarrow \langle letter \rangle \langle rest \rangle, \\ \langle rest \rangle &\rightarrow \langle letter \rangle \langle rest \rangle | \langle digit \rangle \langle rest \rangle | \lambda, \\ \langle letter \rangle &\rightarrow a | b | \dots | z \\ \langle digit \rangle &\rightarrow 0 | 1 | \dots | 9 \end{aligned}$$

در این گرامر،  $\langle id \rangle$ ،  $\langle letter \rangle$ ،  $\langle digit \rangle$  و  $\langle rest \rangle$  متغیر و  $0, 1, \dots, 9, a, b, \dots, z$  پایانه هستند. یک اشتقاق شناسه  $a0$  عبارت است از

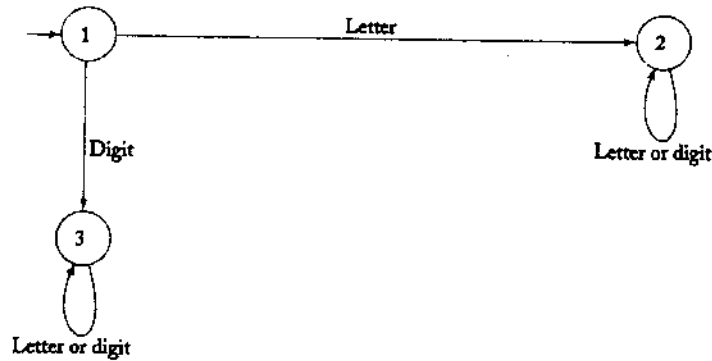
$$\begin{aligned} \langle id \rangle &\Rightarrow \langle letter \rangle \langle rest \rangle \\ &\Rightarrow a \langle rest \rangle \\ &\Rightarrow a \langle digit \rangle \langle rest \rangle \\ &\Rightarrow a0 \\ &\Rightarrow a0. \end{aligned}$$

نیم،  
ضوع  
شویم  
بلکه  
سی‌ها  
دور  
مه‌را  
در هر  
ن که  
کنید

تعریف زبانهای برنامه نویسی از بین گرامرها معمول و خیلی مفید است، اما وجود دیگر چیزهایی که در دسترس هستند. مثلاً ما می‌توانیم یک زبان را بوسیله یک پردازنده شرح دهیم. هر قسمت از رشته قسمتی از زبان را می‌پذیرد. در مورد یک روش دقیق بحث خواهیم کرد که ما به یک تعریف صوری‌تر از یک ماشین نیاز داریم. برای مثال می‌توانیم یک روش شهودی ارائه دهیم. یک ماشین می‌تواند بصورت یک گراف دارای رئوس که نمایش دهنده حالات داخلی است، ارائه شود. برجسب‌های روی یال‌ها نشان می‌دهد که در این حالت چه اتفاقی افتاده است (بر حسب ورودی و خروجی). برای مثال شکل ۴-۱ انتقالی از حالت ۱ به حالت ۲ را نشان می‌دهد، هنگامی که نماد ورودی  $a$  باشد. با داشتن این تصویر شهودی در ذهن، اجازه دهید تا به روشی دیگر از توصیف شناسه‌های پاسکال بنگریم.

**مثال ۱-۱۶:** شکل ۵-۱ یک ماشین است که همه شناسه‌های معتبر پاسکال را می‌پذیرد. برخی تفسیرها ضروری است. فرض می‌کنیم که ماشین ابتدا در حالت ۱ باشد. ما این مطلب را بوسیله رسم یک فلش (که از هیچ راسی آغاز نشده است) به این حالت نشان داده‌ایم. مطابق همیشه، رشته از چپ به راست خوانده

می‌شود، هر کاراکتر در یک مرحله. هنگامی که اولین کاراکتر، یک حرف باشد ماشین به حالت ۲ می‌رود، و پس از آن محتوای باقیمانده رشته اهمیتی ندارد. بنابراین حالت ۲ نشان دهنده حالت "بله" از



شکل ۵-۱

پذیرنده است. بر عکس، اگر اولین نماد، یک رقم باشد، ماشین به حالت ۳ که نشان دهنده حالت "نه" هست می‌رود، و در آنجا باقی می‌ماند. در راه حل ما، فرض می‌کنیم که هیچ ورودی به جز حروف یا ارقام امکان پذیر نیست.

کامپایلرها و دیگر مترجم‌ها که یک برنامه را از یک زبان به زبان دیگر تغییر می‌دهند، در مثال‌ها استفاده گسترده‌ای دارند. زبانهای برنامه نویسی می‌توانند بوسیله گرامرها تعریف شوند. در مثال ۱-۱۵ گرامرها و ماشین‌ها نقش اساسی در فرآیند تصمیم‌گیری بوسیله قطعه‌کد خاص که بوسیله یک زبان برنامه نویسی پذیرفته شده ایفا می‌کند. مثال بالا یک اشاره به چگونگی انجام آن می‌نماید. مثال‌های بعدی را نیز مشاهده خواهید کرد.

یک زمینه مهم دیگر کاربرد طراحی رقمی است که در آنجا مفاهیم مربوط به تراگذرها مطرح می‌شود. اگر چه این موضوع در اینجا مورد بحث گسترده واقع نخواهد شد، اما یک مثال ساده داده خواهد شد. اصولاً به کامپیوتر می‌توان به عنوان یک ماشین نگریست. اگر چه چنین نگرشی ممکن است که خیلی مناسب نباشد. فرض کنید که ثبات داخلی و حافظه اصلی کامپیوتر، واحد کنترل ماشین باشد، آنگاه ماشین دارای  $2^n$  حالت داخلی است که  $n$  در اینجا تعداد بیت‌های ثبات و حافظه است. حتی با یک  $n$  کوچک، این عدد آنقدر بزرگ می‌شود که با این تعداد حالت، امکان کار کردن وجود ندارد، اما اگر به یک واحد خیلی کوچکتر از این نگاه کنیم، آنگاه نظریه ماشین، یک ابزار طراحی سودمند است.

**مثال ۱-۱۷:** یک جمع‌کننده دودویی جزء لاینفک هر کامپیوتر همه منظوره است. چنین جمع‌کننده‌ای دو رشته از بیت‌ها را که نمایانگر دو عدد هستند به عنوان ورودی دریافت می‌کند، و مجموع آنها را به عنوان خروجی تولید می‌نماید. برای سادگی کار فرض کنید که فقط اعداد مثبت را جمع می‌زنیم و از نمایشی بصورت زیر استفاده می‌کنیم

$$x = a_0 a_1 \dots a_n$$

که نمایانگر عدد صحیح  $v(x) = \sum_{i=0}^n a_i 2^i$  می باشد. این نحوه نمایش، عکس نمایش معمول اعداد دودویی است.

یک جمع کننده سری، دو عدد مانند  $x = a_0 a_1 \dots a_n$  و  $y = b_0 b_1 \dots b_n$  را بصورت بیت به بیت از چپ به راست جمع می زند. جمع هر بیت، یک رقم برای جمع و یک رقم نقلی برای موقعیت بالاتر تولید می نماید. جدول جمع دودویی (شکل ۶-۱) این فرآیند را نشان می دهد.

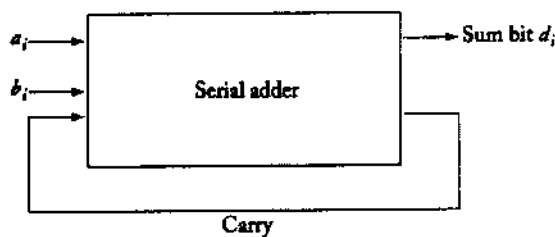
یک بلوک دیاگرام از نوعی که ما هنگامیکه کامپیوترها را در ابتدا مطالعه می کردیم، دیدیم در شکل ۷-۱ نشان داده شده است. این شکل نشان می دهد که یک جمع کننده، جعبه ای است که دو بیت را به عنوان ورودی می پذیرد، و مجموع و بیت نقلی آنها را تولید می نماید. این تصویر، عملکرد یک جمع کننده را توضیح می دهد، اما چیزی در مورد ساختار درونی آن نمی گوید. یک ماشین (در اینجا یک تراکدر) می تواند این مسئله را واضح تر بیان نماید.

ورودی به تراکدر زوج بیت های  $(a_i, b_i)$  می باشد و خروجی آن بیت مجموع  $d_i$  است. باز هم می توانیم ماشین را بصورت گراف نمایش دهیم. البته یالهای آن را با  $(a_i, b_i) / d_i$  علامت گذاری می کنیم. رقم نقلی از یک بیت به بیت بعدی توسط ماشین از طریق دو حالت داخلی "نقلی" و "بدون

انه"  
رقام

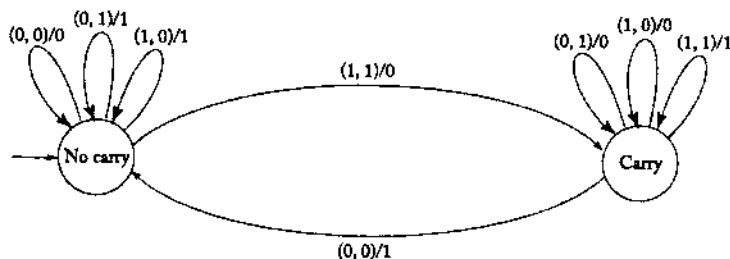
		$b_i$	
		0	1
$a_i$	0	0 No carry	1 No carry
	1	1 No carry	0 Carry

شکل ۶-۱



شکل ۷-۱

▲  
ها  
۱۵-  
نامه  
نیز  
ح  
هد  
لی  
نی  
n  
ه  
و  
ن  
ن



شکل ۸-۱

نقلی "بخاطر سپرده شود. در ابتدا تراگذر در حالت "بدون نقلی" خواهد بود. ماشین در این حالت باقی می ماند تا زمانی که با زوج بیت (1,1) مواجه شود، که در اینصورت یک رقم نقلی تولید می شود و باعث می شود ماشین به حالت "نقلی" منتقل شود. وجود رقم نقلی در جمع زوج بیت بعدی به حساب می آید. تصویر کاملی از جمع کننده سری در شکل ۸-۱ نشان داده شده است. آن را با چندین مثال دنبال کنید تا طرز عملکرد آن را دقیقاً بفهمید.

همچنانچه این مثال نشان می دهد، ماشین به عنوان پلی بین توصیف بسیار سطح بالا و تابعی از یک مدار و پیاده سازی منطقی آن توسط ترانزیستورها، گیت ها، و فلیپ فلاپ ها عمل می نماید. ماشین نشان می دهد که منطق تصمیم به اندازه کافی رسمی است تا خودش را بر عملیات ریاضی منطبق سازد. بدین دلیل، روشهای طراحی منطقی بر مفاهیمی از نظریه ماشین استوارند. خوانندگان علاقه مند می توانند به مطالب مربوط به این موضوع مثلاً Kovahi 1978 مراجعه کنند.

## تمرینها

- ۱- یک گرامر برای مجموعه اعداد صحیح در C بنویسید.
- ۲- یک پذیرنده برای اعداد صحیح در C طراحی کنید.
- ۳- یک گرامر که همه اعداد حقیقی در C را تولید کند، بنویسید.
- ۴- فرض کنید در یک زبان برنامه نویسی، شناسههایی را که با یک حرف شروع می شوند و شامل حداقل یک و حداکثر سه رقم هستند و می توانند هر تعداد حرف را دارا باشند، مجاز باشند. یک گرامر و یک پذیرنده برای چنین مجموعه ای از شناسه ها را ارائه کنید.
- ۵- یک گرامر برای اعلان var در پاسکال بنویسید.
- ۶- در سیستم اعداد رومی، اعداد بوسیله رشته هایی روی الفبای {M, D, C, L, X, V, I} ارائه می شوند. پذیرنده ای طراحی کنید که رشته هایی را بپذیرد که اعداد رومی را بدرستی نشان دهند. برای سادگی، عمل "تفریق" عادی را که در آن عدد نه بوسیله IX ارائه می شود، بوسیله عمل "جمع" معادل که از VIII استفاده می کند، جایگزین نمایید.

۷- ما فرض می‌کنیم که یک ماشین در چارچوبی از مراحل زمانی گسسته کار می‌کند، ولی این منظر تاثیر اندکی روی بحث بعدی ما دارد. اگر چه در طراحی منطقی، عنصر زمان اهمیت قابل توجهی دارد.

به منظور همزمان شدن سیگنال‌هایی که از نقاط مختلف کامپیوتر می‌آیند، مدارات تاخیر مورد نیازند. یک تراگذر تک-تاخیره، وسیله‌ای است که ورودی (که به عنوان رشته‌ای پیوسته از نمادها نگریسته می‌شود) را یک واحد زمانی دیرتر، مجدداً تولید می‌کند. بخصوص، اگر تراگذر، نماد  $a$  را به عنوان ورودی در زمان  $t$  بخواند، آن نماد را به عنوان خروجی در زمان  $t+1$  مجدداً تولید خواهد کرد. در زمان  $t=0$ ، تراگذر هیچ خروجی ندارد. ما این مطلب را بدین گونه بیان می‌کنیم که تراگذر ورودی را  $a_1 a_2 \dots$  به خروجی  $\lambda a_1 a_2 \dots$  ترجمه می‌کند.

گرافی رسم کنید که نشان می‌دهد چگونه چنین تراگذر تک-تاخیره‌ای ممکن است روی  $\Sigma = \{a, b\}$  طراحی شود. ●

۸- یک تراگذر  $n$ -واحد تاخیره، تراگذری است که ورودی را  $n$  واحد زمانی دیرتر، مجدداً تولید می‌کند. یعنی ورودی  $a_1 a_2 \dots$  به  $\lambda^n a_1 a_2 \dots$  ترجمه می‌شود بدین معنا که تراگذر برای  $n$  قطعه زمانی نخست، هیچ خروجی تولید نمی‌کند.

الف) یک تراگذر با دو-واحد تاخیر روی  $\Sigma = \{a, b\}$  بسازید.

ب) نشان دهید که یک تراگذر با  $n$ -واحد تاخیر باید حداقل دارای  $|\Sigma|^n$  حالت باشد.

۹- مکمل دوی یک رشته دودویی، که یک عدد صحیح مثبت را نشان می‌دهد ابتدا بوسیله مکمل کردن هر بیت، و سپس افزودن یک به کم ارزش‌ترین بیت حاصل می‌شود. تراگذری طراحی کنید که رشته‌های بیتی را به مکمل دوی آنها ترجمه کند، فرض کنید که عدد دودویی مانند مثال ۱-۱۷ ارائه شده است، که در آن بیت‌های کم ارزش‌تر در سمت چپ رشته قرار دارند.

۱۰- تراگذری طراحی کنید که یک رشته دودویی را به معادل مبنای هشت آن تبدیل کند. برای

مثال، رشته بیتی  $001101110$  باید خروجی  $156$  را تولید کند. ●

۱۱- فرض کنید  $a_1 a_2 \dots$  یک رشته بیتی ورودی باشد. تراگذری طراحی کنید که توازن هر

زیررشته سه بیتی را محاسبه نماید. بخصوص، تراگذر باید خروجی زیر را تولید کند

$$\pi_1 = \pi_2 = 0,$$

$$\pi_i = (a_{i-2} + a_{i-1} + a_i) \bmod 2, i = 3, 4, \dots$$

برای مثال، ورودی  $110111$  باید خروجی  $000001$  را تولید نماید. ●

۱۲- تراگذری طراحی کنید که رشته‌های بیتی  $a_1 a_2 a_3 \dots$  را پذیرفته و مقدار دودویی باقیمانده

حاصل تقسیم هر مجموعه از سه بیت متوالی بر پنج را محاسبه نماید. بخصوص، تراگذر باید

$m_1, m_2, m_3, \dots$  را تولید کند، که

$$m_1 = m_2 = 0,$$

$$m_i = (4a_i + 2a_{i-1} + a_{i-2}) \bmod 5, \quad i = 3, 4, \dots$$

۱۳- کامپیوترهای رقمی معمولاً با استفاده از انواع روش‌های کدگذاری همه اطلاعات را بوسیله رشته‌های بیتی نمایش می‌دهند. برای مثال، اطلاعات کاراکتری می‌تواند با استفاده از سیستم شناخته شده ASCII کدگذاری شود.

برای این تمرین، بترتیب دو مجموعه الفبای  $\{a, b, c, d\}$  و  $\{0, 1\}$  و یک کدگذاری از اولی به دومی رادر نظر بگیرید، که بوسیله  $a \rightarrow 00, b \rightarrow 01, c \rightarrow 10, d \rightarrow 11$  به تعریف شده است. تراگذاری برای کدگشایی رشته‌های روی  $\{0, 1\}$  به پیام اصلی بسازید. برای مثال، ورودی ۰۱۰۰۱۱ باید خروجی *bad* را تولید نماید.

۱۴- فرض کنید  $x$  و  $y$  دو عدد دودویی مثبت باشند. تراگذاری طراحی کنید که خروجی آن  $\max(x, y)$  باشد.



## ماشین های متناهی

را بوسیله  
از سیستم

ما از اولی  
یغ شده  
، ورودی

رجی آن

بحث مقدماتی ما در فصل اول در مورد مفاهیم اساسی محاسبات، بخصوص بحث ماشین، مختصر و غیر مصوری بود. در این نقطه، فقط یک درک کلی از ماشین و چگونگی ارائه آن بوسیله یک گراف داریم. در ادامه، باید دقیق تر بوده و تعاریف مصوری را مهیا نموده، و شروع به توسعه نتایج بسیار دقیق نماییم. ما با پذیرنده های متناهی که نوع خاص و ساده ای از شمای عمومی تعریف شده در فصل قبل است، آغاز می کنیم. این نوع از ماشین، دارای هیچ حافظه موقتی نیست. بدلیل اینکه فایل ورودی نمی تواند بازنویسی شود، یک ماشین متناهی به شدت دارای ظرفیت محدودی در به یاد آوردن اطلاعات در طول محاسبه می باشد. مقدار کمی از اطلاعات می تواند در واحد کنترل بوسیله قرار گرفتن این واحد در یک حالت خاص نگهداری شود. ولی بدلیل اینکه تعداد حالات، متناهی است، یک ماشین متناهی فقط با حالاتی سر و کار دارد که اطلاعات مورد ذخیره در آنها در هر زمان به شدت محدود باشد. ماشین موجود در مثال ۱-۱۶ نمونه ای از یک پذیرنده متناهی است.

### ۱-۲ پذیرنده های متناهی قطعی

اولین نوع ماشینی که به همراه جزئیات مطالعه می کنیم پذیرنده های متناهی هستند که دارای عملکرد قطعی می باشند. با تعریف مصوری دقیقی از پذیرنده های قطعی آغاز می نماییم.

### پذیرنده های قطعی و گراف های انتقال

تعریف ۱-۲: یک پذیرنده متناهی قطعی یا dfa بوسیله پنج تایی

$$M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$$

تعریف می شود که

$Q$  مجموعه‌ای متناهی از حالات داخلی است،  
 $\Sigma$  مجموعه‌ای متناهی از نمادها به نام الفبای ورودی است،  
 $\delta : Q \times \Sigma \rightarrow Q$  یک تابع کلی به نام تابع انتقال است،  
 $q_0 \in Q$  حالت اولیه است،  
 $F \subseteq Q$  مجموعه‌ای از حالات نهایی است.

یک پذیرنده متناهی قطعی با روش زیر عمل می‌کند. فرض می‌شود که در ابتدا در حالت  $q_0$  باشد، و مکانیسم ورودی روی سمت چپ‌ترین نماد از رشته ورودی باشد. در حین هر حرکت ماشین، مکانیسم ورودی یک موقعیت به سمت راست جلو می‌رود، طوری‌که هر حرکت یک نماد ورودی را مصرف می‌کند. هنگامی که به انتهای رشته برسیم، اگر ماشین در یکی از حالات نهایی اش باشد، رشته پذیرفته است، در غیر اینصورت رشته پذیرفته نمی‌شود. مکانیسم ورودی می‌تواند فقط از چپ به راست حرکت کرده، و در هر مرحله دقیقاً یک نماد را بخواند. انتقالات از یک حالت داخلی به دیگری بوسیله تابع انتقال  $\delta$  نمایش داده می‌شود. برای مثال، اگر

$$\delta(q_0, a) = q_1$$

باشد، در اینصورت اگر پذیرنده متناهی قطعی در حالت  $q_0$  بوده، و نماد ورودی فعلی  $a$  باشد، ماشین به حالت  $q_1$  خواهد رفت.

در بحث ماشین‌ها، ضروری است که یک تصویر شفاف و شهودی برای کار با آنها داشته باشیم. برای بصری سازی و نمایش ماشین متناهی، از **گراف‌های انتقال** که در آن رئوس، نشان دهنده حالات و یال‌ها نشان دهنده انتقالات می‌باشند، استفاده می‌کنیم. برچسب‌های روی رئوس، نام‌های حالات هستند، درحالی‌که برچسب‌های روی یال‌ها، مقادیر فعلی نماد ورودی هستند. برای مثال، اگر  $q_0$  و  $q_1$  حالات داخلی یک پذیرنده متناهی قطعی  $M$  باشند، در اینصورت گراف مربوط به  $M$  دارای یک گره با برچسب  $q_0$  و گره دیگری با برچسب  $q_1$  خواهد بود. یک یال  $(q_0, q_1)$  با برچسب  $a$  نشان دهنده انتقال  $\delta(q_0, a) = q_1$  می‌باشد. حالت اولیه بوسیله فلش ورودی بدون برچسب که از هیچ راسی آغاز نشده، شناسایی می‌شود. حالات نهایی با دو دایره نمایش داده می‌شوند.

به شیوه صوری تر، اگر  $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$  یک پذیرنده متناهی قطعی باشد، گراف انتقال مربوطه آن یعنی  $G_M$  دارای دقیقاً  $|Q|$  راس بوده که هر یک با  $q_i \in Q$  مختلفی برچسب گذاری شده‌اند. برای هر قانون انتقال  $\delta(q_i, a) = q_j$ ، گراف دارای یال  $(q_i, q_j)$  با برچسب  $a$  می‌باشد. راس مربوط به  $q_0$  راس اولیه نامیده می‌شود، در حالی‌که رئوسی با برچسب  $q_f \in F$  رئوس نهایی هستند. موضوع تبدیل از روی تعریف  $(Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$  یک پذیرنده متناهی قطعی به نمایش گراف انتقال آن و بالعکس، اهمیت ناچیزی دارد.

$$M = (\{q_0, q_1, q_2\}, \{0, 1\}, \delta, q_0, \{q_1\})$$

را نمایش می‌دهد که  $\delta$  بصورت زیر تعریف شده است.

$$\begin{aligned} \delta(q_0, 0) &= q_0, & \delta(q_0, 1) &= q_1, \\ \delta(q_1, 0) &= q_0, & \delta(q_1, 1) &= q_2, \\ \delta(q_2, 0) &= q_2, & \delta(q_2, 1) &= q_1. \end{aligned}$$

این پذیرنده متناهی قطعی رشته ۰۱ را می‌پذیرد. با شروع از حالت  $q_0$ ، ابتدا نماد ۰ خوانده می‌شود. با نگاه به یال‌های گراف می‌بینیم که ماشین در حالت  $q_0$  باقی می‌ماند. سپس با خواندن ۱ ماشین به حالت  $q_1$  می‌رود. حالا در انتهای رشته و در عین حال در حالت نهایی  $q_1$  هستیم. بنابراین رشته ۰۱ پذیرفته می‌شود. پذیرنده متناهی قطعی رشته ۰۰ را نمی‌پذیرد، زیرا پس از خواندن دو ۰ متوالی، در حالت  $q_0$  خواهد بود. با استدلال مشابه، می‌بینیم که ماشین رشته‌های ۰۱، ۱۱۱ و ۱۱۰۰۱ را خواهد پذیرفت، ولی ۱۰۰ یا ۱۱۰۰ را نمی‌پذیرد.

می‌توان تابع انتقال توسعه یافته  $\delta^*: Q \times \Sigma^* \rightarrow Q$  را معرفی کرد. آرگومان دوم  $\delta^*$ ، به جای یک نماد تنها، یک رشته است، و مقدار آن حالت ماشین را پس از خواندن آن رشته می‌دهد. برای مثال، اگر

$$\delta(q_0, a) = q_1$$

و

$$\delta(q_1, b) = q_2,$$

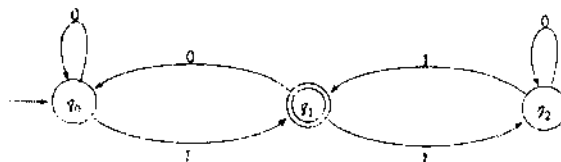
آنگاه

$$\delta^*(q_0, ab) = q_2.$$

بطور صوری، می‌توانیم  $\delta^*$  را بصورت بازگشتی تعریف کنیم:

$$\delta^*(q, \lambda) = q, \quad (1-2)$$

$$\delta^*(q, wa) = \delta(\delta^*(q, w), a), \quad (2-2)$$



شکل ۱-۲

برای همه  $q \in Q, w \in \Sigma^*, a \in \Sigma$  برای دیدن اینکه چرا این تعاریف مناسب است، این تعاریف را برای مورد ساده بالا بکار می‌بریم. ابتدا از رابطه (۲-۲) استفاده می‌کنیم تا بدست آوریم

$$\delta^*(q_0, ab) = \delta(\delta^*(q_0, a), b). \quad (۳-۲)$$

ولی

$$\begin{aligned} \delta^*(q_0, a) &= \delta(\delta^*(q_0, \lambda), a) \\ &= \delta(q_0, a) \\ &= q_1. \end{aligned}$$

با جایگزینی این در رابطه (۳-۲) داریم

$$\delta^*(q_0, ab) = \delta(q_1, b) = q_2,$$

همانطور که انتظار می‌رفت.

### زبان‌ها و پذیرنده‌های متناهی قطعی

با ارائه تعریف دقیقی از یک پذیرنده، آماده هستیم تا آنچه را که می‌خواهیم بوسیله زبان مربوطه بصورت صوری تعریف کنیم. ارتباط واضح است: زبان مجموعه‌ای از همه رشته‌های پذیرفته شده بوسیله ماشین است.

**تعریف ۲-۲:** زبان پذیرفته شده بوسیله یک پذیرنده متناهی قطعی  $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$  مجموعه همه رشته‌هایی روی  $\Sigma$  است که بوسیله ماشین  $M$  پذیرفته می‌شود. با نماد رسمی،

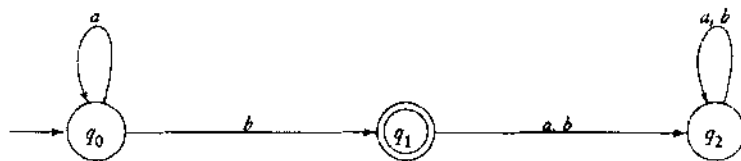
$$L(M) = \{w \in \Sigma^* : \delta^*(q_0, w) \in F\}.$$

توجه کنید که توابع  $\delta$  و  $\delta^*$  باید توابع کلی باشند. در هر مرحله، یک حرکت منحصر بفرد تعریف می‌شود، بنابراین آن را ماشین قطعی می‌نامیم. یک پذیرنده متناهی قطعی هر رشته‌ای در  $\Sigma^*$  را پردازش می‌کند و یا آن را می‌پذیرد و یا نمی‌پذیرد. عدم پذیرش بدین معنا است که پذیرنده متناهی قطعی در یک حالت غیر نهایی متوقف می‌شود، طوریکه

$$\overline{L(M)} = \{w \in \Sigma^* : \delta^*(q_0, w) \notin F\}.$$

**مثال ۲-۲:** پذیرنده متناهی قطعی در شکل ۲-۲ را در نظر بگیرید.

در رسم شکل ۲-۲ از دو برجسب روی یک یال واحد استفاده نموده‌ایم. چنین یال‌هایی با چندین برجسب برای تند نویسی در مورد دو یا چند انتقال مجزا استفاده می‌شوند: هرگاه نماد ورودی با هر یک از برجسب‌های یال مطابقت داشته باشد، انتقال انجام می‌شود.



شکل ۲-۲

ماشین شکل ۲-۲ در حالت اولیه  $q_0$  می‌ماند تا با اولین  $b$  مواجه شود. اگر این نماد، آخرین نماد ورودی باشد، در اینصورت رشته پذیرفته می‌شود. در غیر اینصورت، پذیرنده متناهی قطعی به حالت  $q_2$  می‌رود که هرگز نمی‌تواند از آن خارج شود. حالت  $q_2$  را حالت تله گویند. ما بوضوح از روی گراف می‌بینیم که ماشین همه رشته‌هایی را می‌پذیرد که شامل تعداد دلخواهی از  $a$  بوده و بوسیله یک  $b$  دنبال شوند. همه رشته‌های دیگر پذیرفته نخواهند شد. زبان پذیرفته شده بوسیله ماشین با نماد مجموعه عبارت است از

$$L = \{a^n b^n : n \geq 0\}.$$

این مثال‌ها نشان می‌دهند که گراف‌های انتقال برای کار با ماشین‌های متناهی، مناسب می‌باشند. در عین حالیکه امکان استدلال بر پایه خواص تابع انتقال و توسعه آنها بر طبق روابط (۱-۲) و (۲-۲) می‌باشد، دنبال کردن نتایج مشکل می‌باشد. در بحث ما، تا حد امکان از گراف‌ها استفاده می‌کنیم که شهودی‌تر است. بدین منظور باید مطمئن باشیم که بوسیله نمایش، منحرف نمی‌شویم، و بحث‌های بر پایه گراف مانند استفاده از خواص صوری تابع  $\delta$  معتبر هستند. نتیجه مقدماتی زیر این اطمینان را می‌دهد.

**قضیه ۱-۲:** فرض کنید  $M = (Q, \Sigma, \delta, q_i, F)$  یک پذیرنده متناهی قطعی بوده، و  $G_M$  گراف انتقال مربوط به آن باشد. در اینصورت برای هر  $q_i, q_j \in Q$  و  $w \in \Sigma^+$  داریم  $\delta^*(q_i, w) = q_j$  اگر و فقط اگر راهی با برچسب  $w$  در  $G_M$  از  $q_i$  به  $q_j$  وجود داشته باشد.

**اثبات:** این ادعا با بررسی موارد ساده‌ای مانند مثال ۱-۲ آشکار است، و می‌تواند با استفاده از مقدمه‌ای روی طول  $w$  ثابت شود. فرض کنید که ادعا برای همه رشته‌های  $v$  که  $|v| \leq n$  باشد، درست است. در اینصورت هر رشته  $w$  با طول  $n+1$  را در نظر می‌گیریم و آن را بصورت زیر می‌نویسیم

$$w = va.$$

حالا فرض کنید  $\delta^*(q_i, v) = q_k$ . بدلیل اینکه  $|v| = n$  می‌باشد، پس باید راهی در  $G_M$  با برچسب  $v$  از  $q_i$  به  $q_k$  وجود داشته باشد. ولی اگر  $\delta^*(q_i, w) = q_j$  باشد، در اینصورت  $M$  باید دارای انتقال  $\delta(q_k, a) = q_j$  باشد، طوریکه با ساخت  $G_M$  یا  $(q_k, q_j)$  را با برچسب  $a$  خواهیم

داشت. بنابراین راهی در  $G_M$  بین  $q_i$  و  $q_j$  با برچسب  $w$  وجود دارد. بدلیل اینکه درستی نتایج برای  $n = 1$  آشکار است، می‌توانیم بوسیله استقرا ادعا کنیم که برای هر  $w \in \Sigma^+$  داریم

$$\delta^*(q_i, w) = q_j \quad (4-2)$$

این رابطه اشاره دارد که راهی در  $G_M$  از  $q_i$  به  $q_j$  با برچسب  $w$  وجود دارد. استدلال می‌تواند با روش مستقیم ادامه یابد تا نشان دهد وجود چنین مسیری بر رابطه (4-2) اشاره دارد، بنابراین اثبات کامل می‌شود. ■

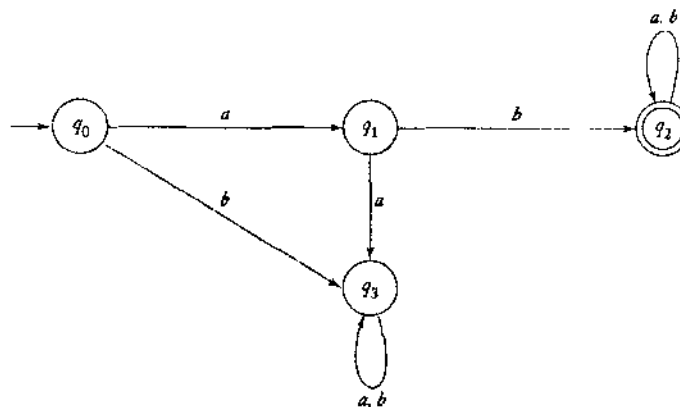
مجدداً، نتایج قضیه بطور شهودی آشکار است بطوریکه یک اثبات صوری، غیر ضروری بنظر می‌رسد. ما به دو دلیل به جزئیات می‌پردازیم. اولاً با وجود مثال نمونه از اثباتی بوسیله استقرا در رابطه با ماشین‌ها، ساده است. ثانیاً نتیجه، به دفعات مورد استفاده قرار می‌گیرد، بنابراین شروع و اثبات آن به عنوان تنوری، اجازه می‌دهد تا با اطمینان کامل با استفاده از گراف‌ها استدلال نماییم. این امر مثال‌ها و اثبات‌های ما را شفاف تر از زمانی می‌سازد که از خواص  $\delta^*$  استفاده کنیم.

در حالیکه گراف‌ها برای بصری سازی ماشین‌ها مرسوم هستند، روشهای مفید دیگر نمایش نیز وجود دارند. برای مثال، ما می‌توانیم تابع  $\delta$  را به صورت یک جدول نمایش دهیم. جدول شکل 3-2 معادل با شکل 2-2 می‌باشد. در اینجا برچسب سطر، حالت فعلی است، در حالیکه برچسب ستون نماد ورودی فعلی را ارائه می‌دهد. عنصر موجود در جدول، حالت بعدی را تعریف می‌کند.

از این مثال آشکار است که یک پذیرنده منتهی قطعی می‌تواند به سادگی به عنوان یک برنامه کامپیوتری پیاده‌سازی شود، برای مثال، به عنوان یک جدول جستجوی ساده و یا به عنوان یک دنباله از جملات "if". بهترین پیاده‌سازی یا ارائه به کاربرد خاص بستگی دارد. گراف‌های انتقال برای انواع استدلال‌هایی که می‌خواهیم داشته باشیم، بسیار مرسوم هستند، بنابراین ما از آنها در اکثر بحثمان استفاده می‌کنیم.

	a	b
$q_0$	$q_0$	$q_1$
$q_1$	$q_2$	$q_2$
$q_2$	$q_2$	$q_2$

شکل 3-2



شکل ۲-۴

در ساخت ماشین‌ها برای زبانهایی که بطور غیر صوری تعریف شده‌اند، از استدلالی مشابه با آنچه که برای برنامه‌نویسی در زبانهای سطح بالاتر دیده‌ایم، بهره می‌بریم. ولی برنامه‌نویسی یک پذیرنده متناهی قطعی، کسل‌آور و گاهی اوقات از نظر مفهومی بخاطر این حقیقت که یک ماشین دارای چندین ویژگی قوی می‌باشد، پیچیده است.

**مثال ۲-۳:** یک پذیرنده متناهی قطعی بیابید که مجموعه همه رشته‌هایی روی  $\Sigma = \{a, b\}$  شروع شده با  $ab$  را تشخیص دهد.

تنها موضوع در اینجا، دو نماد نخست رشته می‌باشد. پس از خوانده شدن آنها، نیاز به تصمیم‌گیری دیگری نمی‌باشد. بنابراین ما می‌توانیم مسئله را با یک ماشین که دارای چهار حالت می‌باشد حل نماییم، یک حالت اولیه، دو حالت برای تشخیص  $ab$  که به یک حالت نهایی تله ختم می‌شود، و یک حالت غیر نهایی تله. اگر اولین نماد یک  $a$  و دومی یک  $b$  باشد، ماشین به حالت نهایی تله می‌رود، جایکه بدلیل عدم اهمیت بقیه ورودی در آن می‌ماند. از طرف دیگر، اگر نماد اول یک  $a$  نبوده و یا نماد دوم یک  $b$  نباشد، ماشین وارد یک حالت غیرنهایی دام می‌شود. این راه حل ساده در شکل ۲-۴ نمایش داده شده است.

**مثال ۲-۴:** یک پذیرنده متناهی قطعی بیابید که همه رشته‌های روی  $\{0, 1\}$  به جز آنهایی که شامل زیر رشته  $001$  باشند را بپذیرد.

در تصمیم‌گیری در مورد وقوع زیر رشته  $001$ ، نه تنها به دانستن نماد ورودی جاری، بلکه به یادآوری اینکه یک یا دو  $0$  مقدم بر آن نماد آمده است یا خیر، نیاز داریم. ما می‌توانیم این کار را با گذاشتن ماشین در حالات خاص و برجسب گذاری آنها مطابق آن انجام دهیم. مشابه با نام‌های متغیرها در یک زبان برنامه‌نویسی، نام‌های حالت به دلخواه بوده و می‌توانند به دلایل یادگیری انتخاب شوند. برای مثال، حالتی که دو  $0$  بر نمادها مقدم باشد می‌تواند به سادگی بصورت  $00$  برجسب گذاری شود.

اگر رشته با ۰۰۱ آغاز شود، در اینصورت باید پذیرفته نشود. این مطلب اشاره دارد که باید مسیری با برچسب ۰۰۱ از حالت اولیه به حالت غیر نهایی وجود داشته باشد. برای سهولت، این حالت غیر نهایی با ۰۰۱ برچسب گذاری می‌شود. این حالت باید یک حالت دام باشد، زیرا نمادهای بعدی اهمیتی ندارند. همه حالات دیگر حالات مورد پذیرش هستند.

تا اینجا ساختار اساسی راه حل را ارائه کردیم، ولی هنوز باید امکاناتی برای رخداد زیررشته ۰۰۱ در وسط ورودی اضافه کنیم. ما باید  $Q$  و  $\delta$  را تعریف کنیم طوری که هر آنچه در تصمیم‌گیری صحیح نیاز داریم توسط ماشین به یاد آورده شود. در این مورد، هنگامی که یک نماد خوانده می‌شود، ما نیاز به دانستن بخشی از رشته به سمت چپ می‌باشیم، برای مثال، آیا دو نماد قبلی ۰۰ بوده اند یا خیر. اگر ما این حالات را بوسیله نمادهای مربوطه برچسب گذاری نماییم، دیدن اینکه چه انتقالی باید صورت پذیرد بسیار آسان است. برای مثال،

$$\delta(00,0) = 00,$$

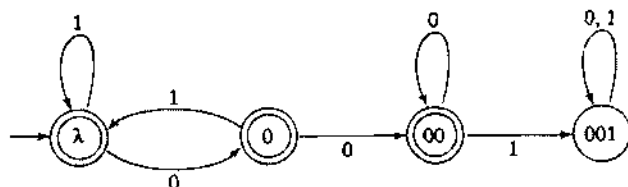
زیرا این وضعیت فقط زمانی رخ می‌دهد که سه ۰ متوالی وجود داشته باشد. ما فقط به دو تایی آخری علاقه مندیم، حقیقتی که بوسیله نگهداشتن پذیرنده متناهی قطعی در حالت ۰۰ به یاد می‌آوریم. یک راه حل کامل در شکل ۲-۵ نمایش داده شده است. از این مثال می‌بینیم که چگونه برچسب‌های یادگیری مفید در مورد حالات برای نگهداری اطلاعات استفاده می‌شوند. با ردیابی چندین رشته مانند ۱۰۱۰۱۰۰ و ۱۰۱۰۱۰۰ می‌بینیم که راه حل واقعاً درست است.

### زبان‌های منظم

هر ماشین متناهی زبانی را می‌پذیرد. اگر ما همه ماشین‌های متناهی را در نظر بگیریم، مجموعه‌ای از زبان‌های مرتبط با آنها بدست می‌آوریم. چنین مجموعه‌ای از زبانها را یک خانواده گوئیم. خانواده زبان‌هایی که بوسیله پذیرنده‌های متناهی قطعی پذیرفته می‌شود، کاملاً محدود است. ساختار و خواص زبانها در این خانواده همچنانچه مطالعه ما ادامه می‌یابد، واضح‌تر می‌گردد. در این زمان ما نامی به این خانواده منتسب می‌کنیم.

**تعریف ۲-۳:** زبان  $L$  را منظم گویند اگر و فقط اگر پذیرنده متناهی قطعی  $M$  وجود داشته باشد طوری که

$$L = L(M).$$



شکل ۲-۵

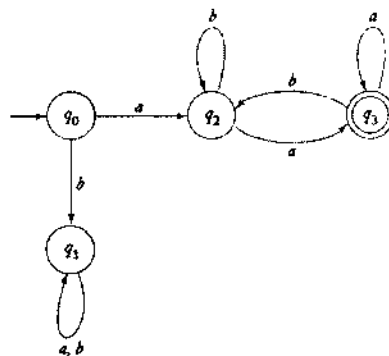
$$L = \{awa : w \in \{a,b\}^*\}$$

منظم است. برای نشان دادن اینکه این زبان یا هر زبان دیگری منظم است، همه کاری که باید انجام دهیم یافتن یک پذیرنده متناهی قطعی برای آن است. ساخت یک پذیرنده متناهی قطعی برای این زبان مشابه مثال ۲-۳ است، ولی کمی پیچیده تر است. آنچه که این پذیرنده متناهی قطعی باید انجام دهد، بررسی رشته‌ای است که با  $a$  شروع و به  $a$  ختم شود، و آنچه که بین آنها می‌آید اهمیتی ندارد. راه حل بوسیله این حقیقت که هیچ راه صریحی برای آزمایش انتهای رشته وجود ندارد، پیچیده می‌شود. به این مشکل اینگونه غلبه می‌کنیم که هر گاه پذیرنده متناهی قطعی با دومین  $a$  مواجه شود به حالت نهایی رود. اگر اینجا انتهای رشته نباشد، و  $b$  دیگری یافت شود، پذیرنده متناهی قطعی از حالت نهایی خارج می‌شود. پوش بدین طریق ادامه می‌یابد، هر  $a$  ماشین را به حالت نهایی اش بر می‌گرداند. راه حل کامل در شکل ۲-۶ نشان داده شده است. مجدداً تعدادی مثال را ردیابی نمایید تا ببینید چرا این ماشین درست کار می‌کند. پس از یک یا دو آزمایش، آشکار خواهد بود که پذیرنده متناهی قطعی یک رشته را می‌پذیرد اگر و فقط اگر با  $a$  شروع و به  $a$  ختم شود. بدلیل اینکه ما یک پذیرنده متناهی قطعی برای این زبان ساختیم، می‌توانیم از روی تعریف ادعا کنیم که این زبان، منظم است.

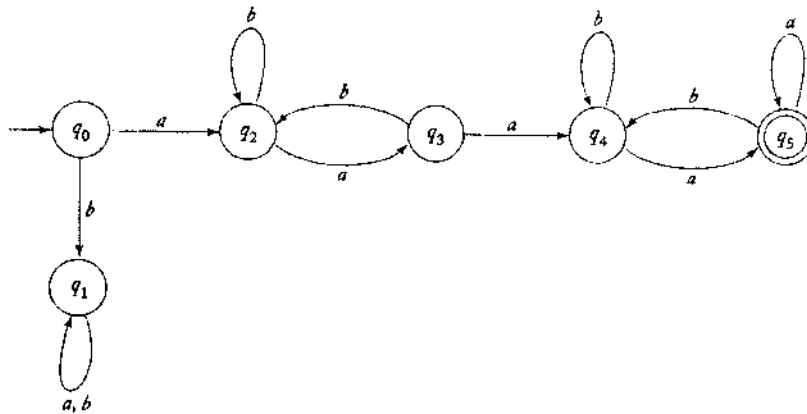
مثال ۲-۶: فرض کنید  $L$  زبان موجود در مثال ۲-۵ باشد. نشان دهید که  $L^2$  منظم است. مجدداً بوسیله ساخت یک پذیرنده متناهی قطعی برای این زبان نشان می‌دهیم که این زبان، منظم است. می‌توانیم یک عبارت صریح برای زبان  $L^2$  بنویسیم

$$L^2 = \{aw_1aaw_2a : w_1, w_2 \in \{a,b\}^*\}.$$

بنابراین، نیاز به یک پذیرنده متناهی قطعی داریم که دو رشته متوالی با شکل ضرورتاً یکسان (ولی نه الزاماً مقادیر یکسان) را تشخیص دهد. دیاگرام شکل ۲-۶ می‌تواند به عنوان نقطه شروع استفاده شود، ولی راس



شکل ۲-۶



شکل ۷-۲

$q_3$  باید تغییر کند. این حالت دیگر حالت نهایی نیست، در اینجا ما باید نظر به زیررشته دوم را آغاز کنیم که به شکل  $awa$  می‌باشد. برای تشخیص زیررشته دوم، حالات اولین بخش را (با نام‌های جدید) تکرار می‌کنیم، در حالیکه  $q_3$  به عنوان آغاز بخش دوم می‌باشد. بدلیل اینکه رشته کامل می‌تواند هر کجا که  $aa$  رخ دهد، به بخش‌های جزئی‌اش تقسیم شود، اجازه می‌دهیم که اولین رخداد دو  $a$  متوالی باعث شود تا ماشین وارد بخش دومش شود. اینکار را می‌توانیم بوسیله  $\delta(q_3, a) = q_4$  انجام دهیم. راه حل کامل در شکل ۷-۲ نشان داده شده است. این پذیرنده منتهای قطعی زبان  $L^2$  را می‌پذیرد، بنابراین این زبان، منظم است.

مثال آخر این حدس را پیشنهاد می‌کند که اگر زبان  $L$ ، منظم باشد، در اینصورت  $L^2, L^3, \dots$  نیز منظم هستند. ما بعداً خواهیم دید که این حدس واقعاً درست است.

### تمرین‌ها

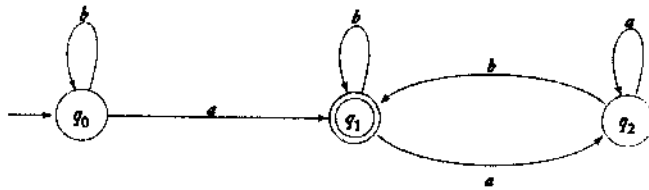
- ۱- کدام یک از رشته‌های  $000110, 01001, 0001$  بوسیله پذیرنده منتهای قطعی شکل ۱-۲ پذیرنده می‌شود؟
- ۲- روی  $\Sigma = \{a, b\}$ ، پذیرنده‌های منتهای قطعی بسازید که مجموعه‌های زیر را بپذیرد
  - (الف) همه رشته‌هایی با دقیقاً یک  $a$ ،
  - (ب) همه رشته‌هایی با حداقل یک  $a$ ،
  - (ج) همه رشته‌هایی که بیش از سه  $a$  ندارند،
  - (د) همه رشته‌هایی با حداقل یک  $a$  و دقیقاً دو  $b$ ،
  - (ه) همه رشته‌هایی با دقیقاً دو  $a$  و بیش از دو  $b$ ،
- ۳- نشان دهید اگر شکل ۶-۲ را تغییر دهیم، به گونه‌ای که  $q_3$  به حالت غیر نهایی و  $q_1, q_2$  به حالات نهایی تبدیل شوند، پذیرنده منتهای قطعی بدست آمده،  $\bar{L}$  را می‌پذیرد.

- ۴- نتایج تمرین قبلی را تعمیم دهید. بخصوص، نشان دهید اگر  $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$  و  $\bar{L}(M) = L(\bar{M})$  پذیرنده های متناهی قطعی باشند، آنگاه  $L(M) = L(\bar{M})$  پذیرنده های متناهی قطعی برای زبانهای زیر بدهید.

الف)  $L = \{ab^5wb^4 : w \in \{a,b\}^*\}$

ب)  $L = \{w_1abw_2 : w_1 \in \{a,b\}^*, w_2 \in \{a,b\}^*\}$

- ۶- یک توصیف بصورت نماد مجموعه‌ای برای زبانی که بوسیله ماشین نشان داده شده در دیاگرام زیر پذیرفته می‌شود، بدهید. آیا می‌توانید توصیف متنی از این زبان ارائه دهید؟



پذیرنده های متناهی قطعی برای زبانهای زیر روی  $\Sigma = \{a,b\}$  بیابید.

الف)  $L = \{w : |w| \bmod 3 = 0\}$

ب)  $L = \{w : |w| \bmod 5 \neq 0\}$

ج)  $L = \{w : n_a(w) \bmod 3 > 1\}$

د)  $L = \{w : n_a(w) \bmod 3 > n_b(w) \bmod 3\}$

ه)  $L = \{w : (n_a(w) - n_b(w)) \bmod 3 > 0\}$

و)  $L = \{w : |n_a(w) - n_b(w)| \bmod 3 < 2\}$

- ۷- یک دوره در یک رشته، زیر رشته‌ای با طول حداقل دو می‌باشد که دارای نمادهای یکسانی باشد. برای نمونه، رشته  $abbbaab$  شامل دوره‌ای از  $b$  ها به طول سه و دوره‌ای از  $a$  ها به طول دو می‌باشد. پذیرنده‌های متناهی قطعی برای زبانهای زیر روی  $\Sigma = \{a,b\}$  بیابید. \*

الف)  $L = \{w : w \text{ شامل هیچ دوره ای با طول کمتر از چهار نباشد}\}$

ب)  $L = \{w : w \text{ هر دوره ای از } a \text{ ها دارای طول دو یا سه باشد}\}$

ج)  $L = \{w : w \text{ حداکثر دو دوره از } a \text{ ها با طول سه وجود داشته باشد}\}$

د)  $L = \{w : w \text{ دقیقاً دو دوره از } a \text{ ها با طول سه وجود داشته باشد}\}$

- ۸- مجموعه رشته‌های روی  $\{0,1\}$  که بوسیله نیازمندیهای زیر تعریف می‌شوند، در نظر بگیرید. برای هر کدام، یک پذیرنده متناهی قطعی بسازید.

الف) پس از هر  $00$  بلافاصله یک  $1$  دنبال بیاید. برای مثال، رشته‌های  $101, 0010, 001001001$  در زبان هستند، ولی  $0001$  و  $00100$  در زبان نیستند.

- (ب) همه رشته‌هایی که شامل ۰۰ بوده ولی شامل ۰۰۰ نباشند. ۲۱-  
 (ج) سمت چپ ترین نماد با سمت راست ترین نماد متفاوت باشد.  
 (د) هر زیر رشته‌ای از چهار نماد که حداکثر دارای دو ۰ باشد. برای مثال، ۰۰۱۱۱۱۰ و ۰۱۱۰۰۱ در زبان هستند، ولی ۱۰۰۱۰ در زبان نیست زیرا یکی از زیر رشته‌های آن، یعنی ۰۰۱۰ دارای سه ۰ می‌باشد. ●

(ه) همه رشته‌هایی با طول پنج یا بیشتر که در آنها چهارمین نماد از سمت راست از سمت چپ ترین نماد متفاوت باشد.

(و) همه رشته‌هایی که دو نماد سمت چپ یا دو نماد سمت راست یکسان باشند.

- ۲۲- یک پذیرنده متناهی قطعی بسازید که رشته‌های روی  $\{0,1\}$  را بپذیرد، اگر و فقط اگر مقدار رشته که به عنوان نمایش دودویی از یک عدد صحیح تفسیر می‌شود، به پیمانه پنج برابر صفر شود. برای مثال، ۰۱۰۱ و ۱۱۱۱ که برتریب نشان‌دهنده اعداد صحیح ۵ و ۱۵ می‌باشند، پذیرفته می‌شوند. \*

۱۰- نشان دهید که زبان  $L = \{vww : v, w \in \{a,b\}^*, |v| = 2\}$  منظم است.

۱۱- نشان دهید که زبان  $L = \{a^n : n \geq 4\}$  منظم است.

۱۲- نشان دهید که زبان  $L = \{a^n : n \geq 0, n \neq 4\}$  منظم است. ●

۱۳- نشان دهید که زبان  $L = \{a^n : n = i + jk, i, k \text{ fixed}, j = 0,1,2,\dots\}$  منظم است.

۱۴- نشان دهید مجموعه همه اعداد حقیقی در  $C$  یک زبان منظم است.

۱۵- نشان دهید اگر  $L$  منظم باشد، آنگاه  $L - \{\lambda\}$  نیز منظم است.

۱۶- با استفاده از روابط (۱-۲) و (۲-۲) نشان دهید که برای هر  $w, v \in \Sigma^*$  داریم:

$$\delta^*(q, ww) = \delta^*(\delta^*(q, w), v)$$

۱۷- فرض کنید  $L$  زبان پذیرفته شده بوسیله ماشین شکل ۲-۲ باشد. یک پذیرنده متناهی قطعی بیابید که  $L^2$  را بپذیرد.

۱۸- فرض کنید  $L$  زبان پذیرفته شده بوسیله ماشین شکل ۲-۲ باشد. یک پذیرنده متناهی قطعی بیابید که  $L - L^2$  را بپذیرد.

۱۹- فرض کنید  $L$  زبان مثال ۲-۵ باشد، نشان دهید که  $L^*$  منظم است.

۲۰- فرض کنید  $G_M$  یک گراف انتقال برای پذیرنده متناهی قطعی  $M$  باشد. موارد زیر را ثابت کنید.

الف) اگر  $L(M)$  نامتناهی باشد، آنگاه  $G_M$  باید دارای حداقل یک چرخه باشد که مسیری از راس ابتدایی به راس دیگری در چرخه و مسیری از آن راس در چرخه به راس نهایی موجود باشد.

ب) اگر  $L(M)$  متناهی باشد، آنگاه چنین چرخه‌ای وجود ندارد. ●

که د  
۲۳-

۲-

اجازه  
ن، قدر  
لا قطع  
غیر قه

تلف  
تلفیت

حالت،  
انجام

۲

۲۱- فرض کنید عملیات قطع را تعریف کرده‌ایم که سمت راست ترین نماد از رشته را حذف می‌کند. برای مثال،  $truncate(aaaba)$  برابر  $aaab$  می‌باشد. این عملیات می‌تواند به زبانها تعمیم یابد:

$$truncate(L) = \{ truncate(w) : w \in L \}.$$

نشان دهید که چگونه با داشتن یک پذیرنده منتهای قطعی برای هر زبان منظم  $L$ ، می‌توان یک پذیرنده منتهای قطعی برای زبان  $truncate(L)$  ساخت. سپس ثابت کنید اگر  $L$  زبانی منظمی باشد که شامل رشته  $\lambda$  نباشد، آنگاه  $truncate(L)$  نیز منظم است.

۲۲- فرض کنید  $x = a_0 a_1 \dots a_n, y = b_0 b_1 \dots b_n, z = c_0 c_1 \dots c_n$  اعداد دودویی باشند به گونه‌ای که در مثال ۱-۱۷ تعریف شد. نشان دهید که مجموعه رشته‌هایی از سه تایی‌های

$$\left( \begin{matrix} a_0 \\ b_0 \\ c_0 \end{matrix} \right) \left( \begin{matrix} a_1 \\ b_1 \\ c_1 \end{matrix} \right) \dots \left( \begin{matrix} a_n \\ b_n \\ c_n \end{matrix} \right),$$

که در آن  $a_i, b_i, c_i$  به گونه‌ای هستند که  $x + y = z$  می‌باشد، یک زبان منظم است.  
 ۲۳- با وجود آنکه زبان پذیرفته شده بوسیله یک پذیرنده منتهای قطعی داده شده، منحصر بفرد است، ولی بطور معمول پذیرنده‌های منتهای قطعی زیادی وجود دارند که یک زبان را می‌پذیرند. یک پذیرنده منتهای قطعی بیابید که دقیقاً دارای شش حالت بوده و همان زبانی را بپذیرد که پذیرنده منتهای قطعی در شکل ۲-۴ قبول می‌کند. ●

## ۲- پذیرنده‌های منتهای غیر قطعی

هر اجازه دهم پذیرنده‌های منتهای بصورت غیر قطعی عمل نمایند، پیچیده‌تر خواهند شد. غیر قطعی بودن، قدرت می‌دهد، ولی در نخستین نگاه، ایده غیر معمولی است. ما بطور معمول به کامپیوترها بصورت کاملاً قطعی فکر می‌کنیم، و عنصر انتخاب نابجا بنظر می‌رسد. با این وجود، همچنانکه در ادامه خواهیم دید، غیر قطعی بودن، یک نماد مفید است.

### تعریف یک پذیرنده غیر قطعی

هر قطعیت به معنای انتخاب حرکات در یک ماشین می‌باشد. به جای مجوز یک حرکت منحصر بفرد در هر حالت، اجازه مجموعه‌ای از حرکات ممکن را می‌دهیم. بطور صوری، ما این امر را بوسیله تعریف تابع انتقال انجام می‌دهیم بطوریکه برد آن مجموعه‌ای از حالات ممکن باشد.

تعریف ۲-۴: یک پذیرنده منتهای غیر قطعی یا nfa بوسیله پنج تایی

$$M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$$

تعریف می‌شود که  $Q, \Sigma, q_0, F$  همان تعریفی را دارند که در پذیرنده‌های متناهی قطعی داشتند، ولی

$$\delta: Q \times (\Sigma \cup \{\lambda\}) \rightarrow 2^Q$$

توجه کنید که سه تفاوت اساسی بین این تعریف و تعریف پذیرنده متناهی قطعی وجود دارد. در یک پذیرنده غیر قطعی، برد  $\delta$  در مجموعه توانی  $2^Q$  است، بطوریکه مقدار آن یک عنصر واحد از  $Q$  نیست، بلکه زیرمجموعه‌ای از آن است. این زیرمجموعه، مجموعه همه حالات ممکنه که بوسیله انتقال مفروض قابل دسترسی هستند را تعریف می‌کند. برای نمونه، اگر حالت فعلی  $q_1$  باشد، نماد  $a$  خوانده شود، و

$$\delta(q_1, a) = (q_0, q_2)$$

باشد، آنگاه یا  $q_0$  یا  $q_2$  می‌توانند حالت بعدی در پذیرنده متناهی غیر قطعی باشند. همچنین، اجازه می‌دهیم  $\lambda$  به عنوان دومین شناسه از  $\delta$  ظاهر شود. این امر بدین معناست که پذیرنده متناهی غیر قطعی می‌تواند انتقالی بدون مصرف یک نماد ورودی انجام دهد. اگرچه ما هنوز فرض می‌کنیم که مکانیسم ورودی فقط می‌تواند از چپ به راست حرکت کند، ولی امکان توقف در برخی حرکات وجود دارد. سرانجام، در یک پذیرنده متناهی غیر قطعی، مجموعه  $\delta(q_i, a)$  ممکن است تهی باشد، بدین معنا که هیچ انتقالی برای این حالت خاص تعریف نشده است.

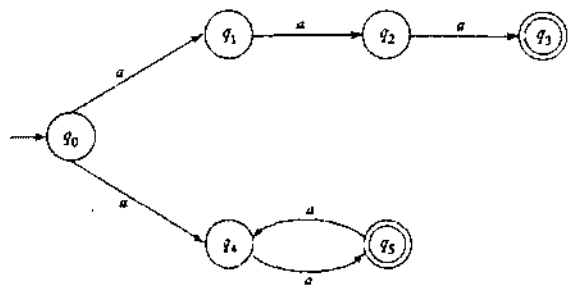
مشابه پذیرنده‌های متناهی قطعی، پذیرنده‌های غیر قطعی می‌توانند بوسیله گراف‌های انتقال نمایش داده شوند. رئوس بوسیله مجموعه  $Q$  تعیین می‌شوند، در حالیکه یال  $(q_i, q_j)$  با برچسب  $a$  در گراف است اگر و فقط اگر  $\delta(q_i, a)$  شامل  $q_j$  باشد. توجه کنید از آنجایی که  $a$  ممکن است رشته تهی باشد، برخی از یال‌ها می‌توانند دارای برچسب  $\lambda$  باشند.

یک رشته بوسیله یک پذیرنده متناهی غیر قطعی پذیرفته می‌شود اگر دنباله‌ای از حرکات ممکن وجود داشته باشد که در انتهای رشته، ماشین را در یک حالت نهایی قرار دهد. یک رشته رد می‌شود (یعنی پذیرفته نمی‌شود) اگر هیچ دنباله ممکنه از حرکات وجود نداشته باشد که بتواند به یک حالت نهایی برسد. بنابراین، غیر قطعیت می‌تواند به عنوان دید حدسی نگریسته شود که بوسیله آن در هر حالت بهترین حرکت می‌تواند انتخاب شود (فرض کنید که پذیرنده متناهی غیر قطعی می‌خواهد هر رشته‌ای را بپذیرد).

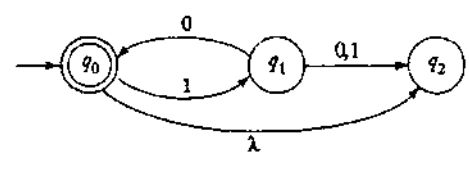
**مثال ۷-۲:** گراف انتقال موجود در شکل ۸-۲ را در نظر بگیرید. این گراف یک پذیرنده غیر قطعی را توصیف می‌نماید، زیرا دو انتقال با برچسب  $a$  داریم که از حالت  $q_1$  خارج شده است.

**مثال ۸-۲:** یک ماشین غیر قطعی در شکل ۹-۲ نشان داده شده است. این ماشین غیر قطعی است زیرا نه تنها چندین یال با برچسب یکسان دارد که از یک راس خارج شده‌اند، بلکه دارای حرکت  $\lambda$  می‌باشد. برخی انتقالها: مانند  $\delta(q_2, a)$  در گراف مشخص نشده‌اند. این موضوع به عنوان یک انتقال به مجموعه تهی تفسیر می‌شود، یعنی  $\delta(q_2, a) = \emptyset$ . ماشین رشته  $\lambda, a, a, a$  و  $\lambda, a, a, a$  را می‌پذیرد، ولی  $\lambda, a$  و

در  
Q  
قال  
نده  
  
بازه  
می  
سم  
رد.  
که  
  
نال  
ر.  
لته  
  
کن  
نی  
بی  
ین  
(  
  
را  
  
نه  
د.  
عه



شکل ۸-۲



شکل ۹-۲

۱۰۱۰۰ را نمی‌پذیرد. توجه کنید که برای ۱۰ دو راه مختلف وجود دارد، که یکی به  $q_2$  و دیگری به  $q_3$  منجر می‌شود. اگرچه  $q_3$  یک حالت نهایی نیست، ولی این رشته پذیرفته می‌شود زیرا یک راه وجود دارد که به یک حالت نهایی منجر می‌شود.

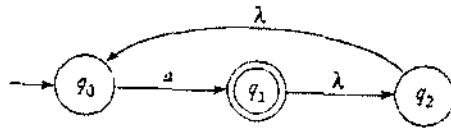
مجدداً، تابع انتقال می‌تواند تعمیم یابد بطوریکه شناسه دوم آن یک رشته باشد. ما به تابع انتقال تعمیم یافته  $\delta^*$  نیاز داریم که اگر

$$\delta^*(q_i, w) = Q_j,$$

باشد آنگاه  $Q_j$  مجموعه همه حالات ممکن است که ماشین می‌تواند با شروع از حالت  $q_i$  پس از خواندن رشته  $w$  در آنها باشد. یک تعریف بازگشتی از  $\delta^*$  مشابه روابط (۱-۲) و (۲-۲) ممکن است، ولی فوق العاده آموزنده نیست. یک تعریف باارزش ساده‌تر می‌تواند بوسیله گراف‌های انتقال ارائه شود.

**تعریف ۵-۲:** برای یک پذیرنده منتهای غیرقطعی، تابع انتقال تعمیم یافته تعریف می‌شود بطوریکه  $\delta^*(q_i, w)$  شامل  $q_j$  خواهد بود اگر فقط اگر راهی در گراف انتقال از  $q_i$  به  $q_j$  با برچسب  $w$  وجود داشته باشد. این امر برای همه  $q_i, q_j \in Q$  و  $w \in \Sigma^*$  برقرار است.

**مثال ۹-۲:** شکل ۱۰-۲ یک پذیرنده منتهای غیرقطعی را نمایش می‌دهد که دارای چندین انتقال  $\lambda$  و چندین انتقال تعریف نشده ماننا.  $\delta(q_2, a)$  می‌باشد.



شکل ۱-۲

فرض کنید می‌خواهیم  $\delta^*(q_1, a)$  و  $\delta^*(q_2, \lambda)$  را پیدا کنیم. راهی با برچسب  $a$  شامل دو انتقال  $\lambda$  از  $q_1$  به خودش وجود دارد. با استفاده از برخی یال‌های  $\lambda$  به تعداد دوباره، می‌بینیم که راه‌هایی شامل انتقالات  $\lambda$  به  $q_2$  و  $q_0$  وجود دارد. بنابراین

$$\delta^*(q_1, a) = \{q_0, q_1, q_2\}.$$

از آنجایی که یک یال  $\lambda$  بین  $q_0$  و  $q_2$  وجود دارد، بلافاصله داریم که  $\delta^*(q_2, \lambda)$  شامل  $q_0$  می‌باشد. همچنین، از آنجایی که هر حالتی می‌تواند از خودش بوسیله هیچ حرکتی قابل دسترسی باشد، و در نتیجه از هیچ نماد ورودی استفاده نکند،  $\delta^*(q_2, \lambda)$  شامل  $q_2$  نیز می‌باشد. بنابراین

$$\delta^*(q_2, \lambda) = \{q_0, q_2\}.$$

با استفاده از چندین انتقال  $\lambda$  مورد نیاز، می‌توانید بررسی کنید که

$$\delta^*(q_2, aa) = \{q_0, q_1, q_2\}.$$

تعریف  $\delta^*$  بوسیله راه‌های برچسب دار تا حدودی غیر صوری است، بنابراین مفید خواهد بود اگر نگاه دقیق‌تری به آن داشته باشیم. تعریف ۲-۵ مناسب است. از آنجایی که بین هر یک از رئوس  $v_i$  و  $v_j$  یا راهی با برچسب  $w$  وجود دارد و یا راهی وجود ندارد، نشان دهنده آن است که  $\delta^*$  بصورت کامل تعریف شده است. آنچه که دیدن آن شاید کمی مشکل‌تر باشد آن است که این تعریف می‌تواند همیشه برای یافتن  $\delta^*(q_i, w)$  استفاده شود.

در بخش ۱-۱، ما الگوریتمی برای یافتن همه مسیرهای ساده ممکن بین دو راس را توصیف کردیم. ما نمی‌توانیم از این الگوریتم مستقیماً استفاده نماییم، زیرا همچنانچه مثال ۲-۹ نشان می‌دهد، همیشه یک راه برچسب گذاری شده، یک مسیر ساده نیست. ما می‌توانیم الگوریتم مسیر ساده را با حذف این محدودیت که هیچ راس یا یالی نمی‌تواند تکرار شود، تغییر دهیم. حالا الگوریتم جدید با موفقیت همه راه‌های بطول یک، بطول دو، بطول سه و مانند آن را تولید می‌نماید.

هنوز یک مشکل وجود دارد. برای یک رشته مفروض  $w$ ، راهی با برچسب  $w$  چه طولی می‌تواند داشته باشد؟ این مطلب فوراً واضح نیست. در مثال ۲-۹، راهی با برچسب  $a$  بین  $q_1$  و  $q_2$  دارای طول چهار است. مشکل بوسیله انتقالات  $\lambda$  ایجاد می‌شود، که راه را طولانی می‌نماید ولی در برچسب اثری ندارد. وضعیت بوسیله این نگرش ذخیره می‌شود: اگر بین دو راس  $v_i$  و  $v_j$  هر راهی با برچسب  $w$  وجود

داشته باشد، آنگاه باید راهی با برجسب  $w$  با طول نایبتر از  $\Lambda + (1 + \Lambda)|w|$  وجود داشته باشد، که  $\Lambda$  تعداد یال‌های  $\Lambda$  در گراف است. استدلال در این مورد عبارت است از: با وجود آنکه یال‌های  $\Lambda$  ممکن است تکرار شوند، همیشه راهی وجود دارد که در آن هر یال  $\Lambda$  تکراری از یالی با برجسب یک نماد غیرتهی مجزا شده است. در غیر اینصورت، راه شامل حلقه‌ای با برجسب  $\Lambda$  است، که می‌تواند بوسیله یک مسیر ساده بدون تغییر برجسب راه جایگزین شود. ما اثبات صوری این ادعا را به عنوان یک تمرین باقی می‌گذاریم.

با این مشاهده، ما روشی برای محاسبه  $\delta^*(q_i, w)$  خواهیم داشت. ما همه راه‌ها بطول حداکثر  $\Lambda + (1 + \Lambda)|w|$  که از  $q_i$  آغاز می‌شوند ارزیابی می‌نماییم. از بین آنها راه‌هایی را انتخاب می‌کنیم که دارای برجسب  $\Lambda$  باشند. گره‌های انتهایی راه‌های انتخاب شده عناصر مجموعه  $\delta^*(q_i, w)$  می‌باشند. همچنان که اشاره کردیم، ممکن است که  $\delta^*$  بصورت بازگشتی تعریف شود همانند آنچه که برای مورد قطعی انجام دادیم. متأسفانه، نتیجه خیلی شفاف نیست، و دنبال کردن استدلال با تابع انتقال توسعه یافته تعریف شده بدین طریق مشکل است. ما ترجیح می‌دهیم که از تعریف شهودی‌تر و قابل مدیریت‌تر دیگر در تعریف ۲-۵ استفاده نماییم.

همانند پذیرنده‌های محدود قطعی، زبان پذیرفته شده بوسیله یک پذیرنده منتهای غیر قطعی بطور صوری بوسیله تابع انتقال تعمیم یافته تعریف می‌شود.

**تعریف ۲-۶:** زبان  $L$  پذیرفته شده بوسیله یک پذیرنده منتهای غیر قطعی  $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$  به عنوان مجموعه همه رشته‌های پذیرفته شده با مفهوم بالا تعریف می‌شود،

$$L(M) = \{w \in \Sigma^* : \delta^*(q_0, w) \cap F \neq \emptyset\}.$$

به عبارت دیگر، زبان شامل همه رشته‌های  $w$  است که برای آن راهی با برجسب  $w$  از راس اولیه گراف انتقال به راسی نهایی وجود دارد.

**مثال ۲-۱۰:** زبان پذیرفته شده بوسیله ماشین شکل ۲-۹ چیست؟ از روی گراف به سادگی می‌بینیم که تنها راهی که پذیرنده منتهای غیر قطعی می‌تواند در یک حالت نهایی متوقف شود آن است که ورودی یا تکرار رشته  $10$  یا رشته تهی باشد. بنابراین ماشین زبان  $L = \{(10)^n : n \geq 0\}$  را می‌پذیرد.

اگر به این ماشین رشته  $w = 110$  ارائه شود، چه اتفاقی می‌افتد؟ پس از خواندن پیشوند  $11$ ، ماشین خود را در حالت  $q_2$  می‌یابد، که در آن انتقال  $\delta(q_2, 0)$  تعریف نشده است. ما چنین حالتی را یک پیکربندی مرده نامیم، و می‌توانیم آن را به عنوان حالتی تصور کنیم که ماشین بسادگی بدون انجام عملیات بیشتری متوقف می‌شود. ولی ما باید همیشه به خاطر داشته باشیم که چنین تصوراتی غیر دقیق هستند و با خود خطر تفسیر نادرست را به همراه دارند. آنچه که می‌توانیم دقیق بگوییم آن است که

$$\delta^*(q_0, 110) = \emptyset.$$

بنابراین، با پردازش  $w = 110$  نمی‌توان به هیچ حالت نهایی رسید، و بنابراین رشته پذیرفته نیست.

## چرا عدم قطعیت؟

در استدلال در مورد ماشین‌های غیر قطعی باید در استفاده از عقاید شهودی کاملاً محتاط باشیم. شهود می‌تواند به سادگی به گمراهی منجر شود، و ما باید قادر به ارائه استدلال‌های دقیق جهت اثبات نتایجمان باشیم. غیر قطعیت یک مفهوم مشکل‌است. کامپیوترهای رقمی کاملاً قطعی هستند، حالت آنها در هر زمان از روی ورودی و حالت اولیه بطور واحد قابل پیش‌بینی است. بنابراین طبیعی است که پرسیم چرا ما ماشین‌های غیر قطعی را مطالعه می‌نماییم؟ ما سعی می‌کنیم سیستم‌های واقعی را مدل‌نماییم، بنابراین چرا شامل چنین ویژگی‌های غیر مکانیکی انتخابی هستند؟ ما به این پرسش می‌توانیم به راه‌های مختلف پاسخ دهیم.

بسیاری از الگوریتم‌های قطعی در چند مرحله نیازمند انتخاب هستند. یک مثال نمونه، برنامه بازی است. غالباً، بهترین حرکت مشخص نیست، ولی می‌تواند با استفاده از یک جستجوی کامل با بازگشت به عقب یافت شود. هنگامی که چندین انتخاب ممکن باشد، ما یکی را انتخاب کرده و آنرا دنبال می‌نماییم تا آنجا که واضح شود که آیا بهترین انتخاب بوده است یا خیر. اگر چنین نبود، ما به آخرین نقطه تصمیم عقب‌نشینی می‌کنیم و دیگر انتخاب‌ها را بررسی می‌کنیم. یک الگوریتم غیر قطعی که بتواند بهترین انتخاب را انجام دهد، قادر خواهد بود مسئله را بدون بازگشت به عقب حل نماید، ولی یک ماشین قطعی می‌تواند با کمی کار بیشتر غیر قطعیت را شبیه‌سازی نماید. بدین دلیل، ماشین‌های غیر قطعی می‌توانند به عنوان مدل‌هایی از الگوریتم‌های جستجو و بازگشت به عقب عمل کنند.

گاهی اوقات غیر قطعیت در حل آسان مسائل مفید است. به پذیرنده متناهی غیر قطعی در شکل ۲-۸ بنگرید. واضح است که باید انتخابی صورت گیرد. اولین انتخاب به پذیرش رشته  $a^3$  منجر می‌شود، در حالیکه دومین انتخاب همه رشته‌هایی را می‌پذیرد که دارای تعداد زوج  $a$  ها باشند. زبان پذیرفته شده بوسیله پذیرنده متناهی غیر قطعی  $\{a^{2n} : n \geq 1\} \cup \{a^3\}$  می‌باشد. با وجود آنکه یافتن یک پذیرنده متناهی قطعی برای این زبان ممکن است، غیر قطعیت کاملاً طبیعی است. زبان، اجتماع دو مجموعه کاملاً متفاوت است، و غیر قطعیت به ما اجازه می‌دهد در آغاز تصمیم بگیریم که کدام مورد را می‌خواهیم. راه حل قطعی به این وضوح به تعریف زبان مربوط نمی‌شود. همچنانچه جلو می‌رویم، مثال‌های دیگر و پذیرفته‌تر از قابل استفاده بودن عدم قطعیت را خواهیم دید.

به همان سبک، غیر قطعیت مکانیسمی موثر برای توصیف مختصر برخی زبان‌های پیچیده می‌باشد. توجه کنید که تعریف یک گرامر شامل یک عنصر غیر قطعی است. در

$$S \rightarrow aSb \mid \lambda$$

ما می‌توانیم در هر نقطه‌ای یا قانون اول یا قانون دوم را انتخاب کنیم. این به ما اجازه می‌دهد تا رشته‌های متفاوت بسیاری را با استفاده از فقط دو قانون، مشخص نماییم.

سرانجام، یک دلیل تکنیکی برای معرفی غیر قطعیت وجود دارد. همچنانچه خواهیم دید، نتایج مشخصی را برای پذیرنده‌های متناهی غیر قطعی ساده‌تر از پذیرنده‌های متناهی قطعی بنا می‌نماییم. نتیجه مهم بعدی ما نشان می‌دهد که هیچ تفاوت عمده‌ای بین این دو نوع از ماشین‌ها وجود ندارد. در نتیجه، استفاده از عدم قطعیت اغلب استدلال‌های صوری را بدون تاثیر بر کلیت نتایج آسان می‌کند.

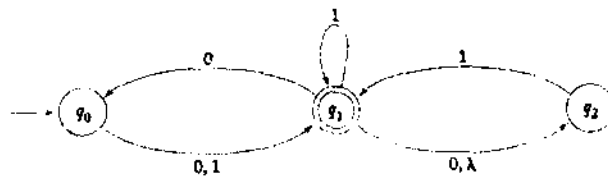
## تمرین‌ها

- ۱- با تمام جزئیات ادعای عنوان شده در بخش قبلی را ثابت کنید که اگر در یک گراف انتقال راهی با برجسب  $w$  وجود داشته باشد، آنگاه باید راهی با برجسب  $w$  با طول نایبتر از  $|w| + (1 + \Lambda)|w|$  موجود باشد.
- ۲- یک پذیرنده منتهای قطعی بیابید که زبان تعریف شده بوسیله پذیرنده منتهای غیر قطعی در شکل ۸-۲ را بپذیرد.
- ۳- در شکل ۹-۲،  $\delta^*(q_0, 1011)$  و  $\delta^*(q_1, 01)$  را بیابید.
- ۴- در شکل ۱۰-۲،  $\delta^*(q_0, a)$  و  $\delta^*(q_1, \lambda)$  را بیابید.  $\S$
- ۵- برای پذیرنده منتهای غیر قطعی در شکل ۹-۲،  $\delta^*(q_0, 1010)$  و  $\delta^*(q_1, 00)$  را بیابید.
- ۶- بسک پذیرنده منتهای غیر قطعی با حداکثر پنج حالت بسرای مجموعه  $\{abab^n : n \geq 0\} \cup \{aba^n : n \geq 0\}$  طراحی کنید.
- ۷- یک پذیرنده منتهای غیر قطعی با سه حالت بسازید که زبان  $\{a^i b, abc\}^*$  را بپذیرد.  $\S$
- ۸- آیا شما فکر می‌کنید تمرین ۷ می‌تواند با کمتر از سه حالت حل شود؟  $\S$
- ۹- الف یک پذیرنده منتهای غیر قطعی با سه حالت بیابید که زبان

$$L = \{a^n : n \geq 1\} \cup \{b^m a^k : m \geq 0, k \geq 0\}$$

را بپذیرد.

- ب) آیا فکر می‌کنید که زبان بخش الف می‌تواند بوسیله یک پذیرنده منتهای غیر قطعی با کمتر از سه حالت پذیرفته شود؟
- ۱۰- یک پذیرنده منتهای غیر قطعی با چهار حالت برای  $L = \{a^n : n \geq 0\} \cup \{b^n a : n \geq 1\}$  بیابید.
  - ۱۱- کدامیک از رشته‌های ۰۰، ۰۱۰۰۱، ۰۱۰۰۱۰، ۰۱۰۰۱۰۱، ۰۰۰۰ و ۰۰۰۰۰ بوسیله پذیرنده منتهای غیر قطعی زیر پذیرفته می‌شوند؟



- ۱۲- مکمل زبان پذیرفته شده بوسیله پذیرنده منتهای غیر قطعی در شکل ۱۰-۲ چیست؟
- ۱۳- فرض کنید  $L$  زبان پذیرفته شده بوسیله پذیرنده منتهای غیر قطعی در شکل ۸-۲ باشد. یک پذیرنده منتهای غیر قطعی بیابید که  $L \cup \{a^5\}$  را بپذیرد.
- ۱۴- توصیف ساده‌ای از زبان تمرین ۱۲ ارائه دهید.

- ۱۵- یک پذیرنده متناهی غیر قطعی بیابید که  $\{a\}^*$  را بپذیرد بطوریکه اگر در گراف انتقال آن یک یال تنها حذف شود (بدون هیچ تغییر دیگری)، ماشین بدست آمده  $\{a\}$  را بپذیرد. ❁
- ۱۶- آیا تمرین ۱۵ می‌تواند با استفاده از یک پذیرنده متناهی قطعی حل شود؟ اگر چنین است، راه حل را ارائه دهید، اگر نیست استدلالاتی قانع کننده برای نتیجه‌تان ارائه دهید.
- ۱۷- تغییر زیر در تعریف ۲-۶ را در نظر بگیرید. یک پذیرنده متناهی غیر قطعی با چندین حالت اولیه بوسیله پنج تایی

$$M = (Q, \Sigma, \delta, Q_0, F),$$

تعریف می‌شود که  $Q_0 \subseteq Q$  مجموعه‌ای از حالات اولیه ممکن است. زبان پذیرفته شده بوسیله چنین ماشینی بصورت زیر تعریف می‌شود

$$L(M) = \{w \text{ برای هر } q_0 \in Q_0, q_f \in F \text{ شامل } q_f \text{ باشد } \delta^*(q_0, w)\}$$

نشان دهید که برای هر پذیرنده متناهی غیر قطعی با چندین حالت اولیه یک پذیرنده متناهی غیر قطعی با یک حالت اولیه تنها وجود دارد که همان زبان را می‌پذیرد. ❁

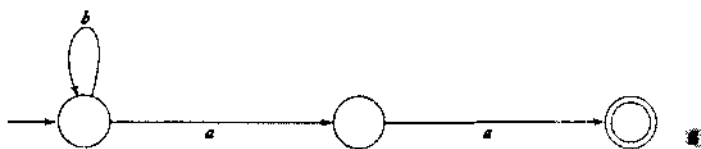
۱۸- فرض کنید در تمرین ۱۷ محدودیت  $Q_0 \cap F = \emptyset$  را اعمال می‌کنیم. آیا این محدودیت تاثیری در نتیجه دارد؟

۱۹- با استفاده از تعریف ۲-۵ نشان دهید که برای هر پذیرنده متناهی غیر قطعی داریم

$$\delta^*(q, wv) = \bigcup_{p \in \delta^*(q, w)} \delta^*(p, v),$$

برای همه  $q \in Q$  و همه  $w, v \in \Sigma^*$ .

۲۰- یک پذیرنده متناهی غیر قطعی که الف) دارای هیچ انتقال  $\lambda$  نباشد، و ب) برای همه  $q \in Q$  و همه  $a \in \Sigma$ ،  $\delta(q, a)$  شامل حداکثر یک عنصر باشد، گاهی اوقات یک پذیرنده متناهی غیر قطعی غیر کامل نامیده می‌شود. این امر معقول است زیرا شرایطی قابل تصور است که هیچ انتخابی جهت حرکت وجود نداشته باشد. برای  $\Sigma = \{a, b\}$ ، پذیرنده متناهی غیر کامل زیر را به یک پذیرنده متناهی قطعی استاندارد تبدیل کنید.



### ۳-۲ معادل بودن پذیرنده‌های متناهی قطعی و غیر قطعی

ما اکنون به یک سوال اساسی می‌رسیم. پذیرنده‌های متناهی قطعی و پذیرنده‌های متناهی غیر قطعی از چه جهت متفاوتند؟ آشکارا، تعریف آنها تفاوت دارد، ولی این مطلب موجب هیچ تمایز اساسی بین آنها نمی‌شود. برای بررسی این سوال، ما عقیده معادل بودن ماشین‌ها را معرفی می‌کنیم.

تعریف ۲-۷: دو پذیرنده متناهی  $M_1$  و  $M_2$  را معادل گویند اگر

$$L(M_1) = L(M_2),$$

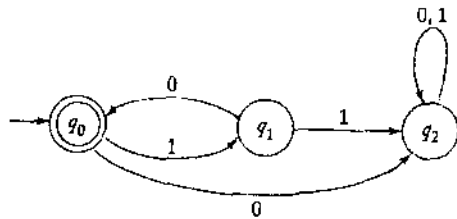
یعنی، اگر هر دو زبان یکسانی را بپذیرند.

همچنانچه ذکر شد، عموماً پذیرنده‌های بسیاری برای یک زبان مفروض وجود دارند، بنابراین هر پذیرنده متناهی قطعی یا پذیرنده متناهی غیر قطعی پذیرنده‌های معادل بسیاری دارند.

مثال ۲-۱۱: پذیرنده متناهی قطعی در شکل ۲-۱۱ معادل با پذیرنده متناهی غیر قطعی در شکل ۲-۹ می‌باشد، زیرا هر دو زبان  $\{0^n : n \geq 0\}$  را می‌پذیرند.

هنگامی که ما رده‌های مختلف ماشین‌ها را مقایسه می‌کنیم، سوالی که همیشه مطرح می‌شود این است که آیا یک رده از رده‌های دیگر قوی‌تر است. منظور ما از قوی‌تر بودن آن است که یک ماشین از یک نوع می‌تواند چیزی را انجام دهد که بوسیله هیچ ماشینی از نوع دیگر قابل انجام نباشد. اجازه دهید به این سوال در مورد پذیرنده‌های متناهی نگاه کنیم. از آنجایی که یک پذیرنده متناهی قطعی در اصل یک نوع محدود شده از پذیرنده متناهی غیر قطعی است، واضح است که هر زبانی بوسیله یک پذیرنده متناهی قطعی پذیرفته شود، بوسیله چند پذیرنده متناهی غیر قطعی نیز پذیرفته می‌شود. ولی معکوس آن اینقدر آشکار نیست. ما غیر قطعیت اضافه شده را داریم، بنابراین حداقل قابل تصور است زبانی وجود داشته باشد که بوسیله برخی پذیرنده متناهی غیر قطعی پذیرفته شود، ولی نتوانیم برای آن هیچ پذیرنده متناهی قطعی بیابیم. ولی اینطور نیست. رده‌های پذیرنده‌های متناهی قطعی و پذیرنده‌های متناهی غیر قطعی دارای قدرت یکسانی هستند: برای هر زبان پذیرفته شده بوسیله چند پذیرنده متناهی غیر قطعی، یک پذیرنده متناهی قطعی وجود دارد که همان زبان را بپذیرد.

این نتیجه آشکار نیست و بخصوص باید اثبات شود. استدلال، مشابه اکثر استدلال‌های این کتاب، استنباطی خواهد بود. این بدین معنی است که ما واقعاً راهی برای تبدیل هر پذیرنده متناهی غیر قطعی به پذیرنده متناهی قطعی معادل آن ارائه می‌دهیم. درک ساختار آن سخت نیست، به محض اینکه اصل آشکار شد نقطه شروعی برای استدلالی بسیار دقیق خواهد بود. دلیل منطقی ساخت در ادامه می‌آید. پس از اینکه یک پذیرنده متناهی غیر قطعی یک رشته  $w$  را خواند، ما ممکن نیست که دقیقاً بدانیم پذیرنده در چه حالتی خواهد بود، ولی می‌توانیم بگوییم که آن در یک حالت از مجموعه حالات ممکن  $\{q_1, q_2, \dots, q_k\}$  خواهد بود. یک پذیرنده متناهی قطعی معادل پس از خواندن همان رشته باید در



شکل ۲-۱۱

برخی حالت متناهی باشد. چگونه می‌توانیم این دو وضعیت را تطبیق دهیم؟ جواب یک حقه عالی است: حالات پذیرنده متناهی قطعی را با مجموعه‌ای از حالات برجسب گذاری نمایید بطوریکه پس از خواندن  $w$ ، پذیرنده متناهی قطعی معادل در یک حالت تنهای برجسب گذاری شده بصورت  $\{q_1, q_2, \dots, q_k\}$  خواهد بود. از آنجایی که برای مجموعه‌ای با  $|Q|$  حالت، دقیقاً  $2^{|Q|}$  زیرمجموعه وجود دارد، پذیرنده متناهی قطعی متناظر تعداد متناهی از حالات را خواهد داشت.

اکثر کار موجود در این ساختار پیشنهادی در تحلیل پذیرنده متناهی غیر قطعی برای بدست آوردن تطابق بین حالات و ورودی‌های ممکن است. قبل از توصیف رسمی این روش، اجازه دهید تا آن را با یک مثال ساده روشن کنیم.

**مثال ۲-۱۲:** پذیرنده متناهی غیر قطعی در شکل ۲-۱۲ را به پذیرنده متناهی قطعی معادل تبدیل کنید. پذیرنده متناهی غیر قطعی با حالت  $q_0$  شروع می‌شود، بطوریکه حالت اولیه پذیرنده متناهی قطعی با  $\{q_0\}$  برجسب گذاری می‌شود. پس از خواندن یک  $a$ ، پذیرنده متناهی غیر قطعی می‌تواند در حالت  $q_1$ ، و یا با انجام انتقال  $\lambda$  در حالت  $q_2$  باشد. بنابراین پذیرنده متناهی قطعی متناظر دارای حالتی با برجسب  $\{q_1, q_2\}$  و انتقال

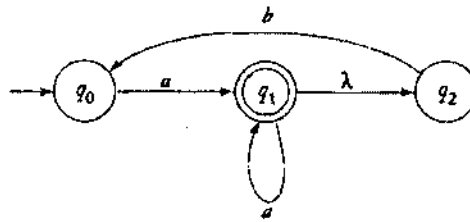
$$\delta(\{q_0\}, a) = \{q_1, q_2\}.$$

می‌باشد. در حالت  $q_0$ ، پذیرنده متناهی غیر قطعی با ورودی  $b$  انتقال مشخصی ندارد، بنابراین

$$\delta(\{q_0\}, b) = \emptyset.$$

حالتی با برجسب  $\emptyset$  نشان دهنده یک حرکت غیر ممکن برای پذیرنده متناهی غیر قطعی می‌باشد، و بنابراین به معنای عدم پذیرش رشته می‌باشد. در نتیجه، این حالت در پذیرنده متناهی قطعی باید یک حالت تله غیر نهایی باشد.

ما اکنون به پذیرنده متناهی قطعی حالت  $\{q_1, q_2\}$  را معرفی می‌نماییم، بنابراین ما نیاز به یافتن انتقال‌های خروجی از این حالت داریم. به یاد داشته باشید که این حالت از ماشین متناهی قطعی مطابق با دو حالت ممکن از پذیرنده متناهی غیر قطعی است، بنابراین باید مجدداً به پذیرنده متناهی غیر قطعی مراجعه کنیم. اگر پذیرنده متناهی غیر قطعی در حالت  $q_1$  باشد و یک  $a$  را بخواند، می‌تواند به  $q_1$  برود. علاوه بر این



شکل ۲-۱۲

، پذیرنده متناهی غیر قطعی می‌تواند با انجام انتقال  $\lambda$  از  $q_1$  به  $q_2$  برود. اگر پذیرنده متناهی غیر قطعی برای همان ورودی در حالت  $q_2$  باشد، آنگاه انتقال مشخصی وجود ندارد. بنابراین

$$\delta(\{q_1, q_2\}, a) = \{q_1, q_2\}.$$

بطور مشابه،

$$\delta(\{q_1, q_2\}, b) = \{q_0\}.$$

در این نقطه، برای هر حالت همه انتقال‌ها تعریف شده است. نتیجه، که در شکل ۲-۱۳ نشان داده شده است، یک پذیرنده متناهی قطعی معادل با پذیرنده متناهی غیر قطعی است که ما از آن شروع نموده‌ایم. پذیرنده متناهی غیر قطعی در شکل ۲-۱۲ هر رشته‌ای که برای آن  $\delta^*(q_0, w)$  شامل  $q_1$  باشد می‌پذیرد. برای پذیرنده متناهی قطعی متناظر جهت پذیرش هر رشته مانند  $w$ ، هر حالتی که برچسب آن شامل  $q_1$  باشد، باید یک حالت نهایی شود.

**قضیه ۲-۲:** فرض کنید  $L$  زبان پذیرفته شده توسط یک پذیرنده متناهی غیر قطعی

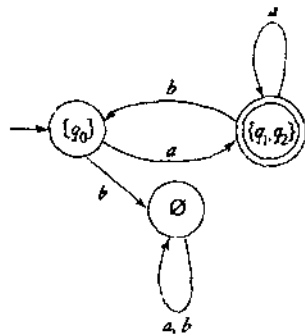
$M_N = (Q_N, \Sigma, \delta_N, q_0, F_N)$  باشد. در این صورت یک پذیرنده متناهی قطعی

$$M_D = (Q_D, \Sigma, \delta_D, \{q_0\}, F_D)$$
 وجود دارد بطوریکه  $L = L(M_D)$ .

**اثبات:** ماشین  $M_N$  داده شده است، از رویه تبدیل پذیرنده متناهی غیر قطعی به پذیرنده متناهی قطعی زیر جهت ساخت گراف انتقال  $G_D$  برای  $M_D$  استفاده می‌کنیم. برای درک این ساخت، به یاد داشته باشید که  $G_D$  باید دارای ویژگی‌های خاصی باشد. هر راس باید دقیقاً دارای  $|\Sigma|$  یال خروجی باشد، که هر یک با عنصر متفاوتی از  $\Sigma$  برچسب گذاری شده‌اند. در حین ساخت، برخی یال‌ها ممکن است حذف شوند، ولی رویه آنقدر ادامه می‌یابد تا همگی در آنجا قرار گیرند.

رویه: تبدیل پذیرنده متناهی غیر قطعی به پذیرنده متناهی قطعی

۱- یک گراف  $G_D$  با راس  $\{q_0\}$  بسازید. این راس را به عنوان راس ابتدایی شناسایی کنید.



شکل ۲-۱۳

۲- مراحل زیر را تکرار کنید تا هیچ یالی کم نباشد.  
 هر راس  $\{q_1, q_2, \dots, q_k\}$  از  $G_D$  که هیچ یال خروجی برای برخی  $a \in \Sigma$  ندارد در نظر بگیرید.

$\delta^*(q_i, a), \delta^*(q_j, a), \dots, \delta^*(q_k, a)$  را محاسبه کنید.

سپس اجتماع همه این  $\delta^*$  ها تشکیل دهید که منجر به مجموعه  $\{q_1, q_2, \dots, q_n\}$  می شود. یک راس برای  $G_D$  با برچسب  $\{q_1, q_2, \dots, q_n\}$  ایجاد کنید البته اگر قبلاً بوجود نیامده نباشد.

به  $G_D$  یک یال از  $\{q_1, q_2, \dots, q_k\}$  به  $\{q_1, q_2, \dots, q_n\}$  اضافه کنید و آن را با  $a$  برچسب گذاری نمایید.

۳- هر حالت از  $G_D$  که برچسب آن شامل هر  $q_j \in F_N$  باشد به عنوان یک راس نهایی شناسایی کنید.

۴- اگر  $M_N$  ورودی  $\lambda$  را می پذیرد، راس  $\{q_0\}$  در  $G_D$  را نیز به عنوان یک راس نهایی بسازید.

واضح است که این رویه همیشه خاتمه می یابد. هر گذر حلقه در مرحله ۲ یک یال به  $G_D$  اضافه می کند. ولی  $G_D$  حداکثر دارای  $|\Sigma|^{2|Q_N|}$  یال می باشد، بطوریکه حلقه سرانجام متوقف می شود. برای نمایش اینکه ساختار نیز جواب صحیح می دهد، ما بوسیله استقرا روی طول رشته ورودی استدلال می کنیم.

فرض کنید که برای هر  $v$  با طول کوچکتر یا مساوی  $n$ ، وجود راهی با برچسب  $v$  از  $q_0$  به  $q_i$  در  $G_N$ ، ایجاب کند که راهی با برچسب  $v$  از  $\{q_0\}$  به یک حالت  $Q_i = \{\dots, q_i, \dots\}$  در  $G_D$  وجود داشته باشد. اکنون هر  $w = va$  را در نظر بگیرید و به راهی در  $G_N$  با برچسب  $w$  از  $q_0$  به  $q_i$  بنگرید. در اینصورت باید راهی با برچسب  $v$  از  $q_0$  به  $q_i$  و یالی (یا دنباله ای از یال ها) با برچسب  $a$  از  $q_i$  به  $q_i$  وجود داشته باشد. برطبق فرض استقرا، در  $G_D$  راهی با برچسب  $v$  از  $\{q_0\}$  به  $Q_i$  وجود خواهد داشت. ولی برطبق ساختار، یالی از  $Q_i$  به یک حالت وجود خواهد داشت که برچسب آن شامل  $q_i$  باشد. بنابراین فرض استقرا برای همه رشته ها با طول  $n+1$  برقرار است. همچنانچه این مطلب برای  $n=1$  درست است، برای همه  $n$  ها نیز درست خواهد بود. در نتیجه هر گاه  $\delta_N^*(q_0, w)$  شامل یک

حالت نهایی  $q_f$  باشد، برچسب  $\delta_D^*(q_0, w)$  نیز شامل آن خواهد بود. برای تکمیل اثبات، استدلال را معکوس می‌کنیم تا نشان دهیم که اگر برچسب  $\delta_D^*(q_0, w)$  شامل  $q_f$  باشد، آنگاه  $\delta_N^*(q_0, w)$  نیز باید شامل آن باشد. ■

استدلال‌های این اثبات اگرچه صحیح و تا اندازه‌ای مختصر هستند، فقط مراحل اصلی را نمایش می‌دهند. ما در بقیه این کتاب این کار را با تأکید روی ایده‌های اساسی در یک اثبات و حذف جزئیات فرعی که خودتان ممکن است بخواهید تکمیل کنید، دنبال می‌نماییم. ساختار اثبات بالا خسته کننده ولی مهم است. اجازه دهید مثال دیگری بزنیم تا مطمئن شویم که همه مراحل را درک کرده‌ایم.

مثال ۲-۱۳: پذیرنده متناهی غیر قطعی در شکل ۲-۱۴ را به یک ماشین قطعی معادل تبدیل کنید. از آنجا که  $\delta_N(q_0, 0) = \{q_0, q_1\}$ ، حالت  $\{q_0, q_1\}$  را در  $G_D$  معرفی کرده و یالی با برچسب ۰ بین  $\{q_0\}$  و  $\{q_0, q_1\}$  اضافه می‌کنیم. به همین ترتیب، در نظر گرفتن  $\delta_N(q_0, 1) = \{q_1\}$  حالت جدید  $\{q_1\}$  و یالی با برچسب ۱ بین آن و  $\{q_0\}$  را به ما معرفی می‌کند. اکنون تعدادی از یال‌ها کم است، بنابراین با استفاده از ساختار قضیه ۲-۲ ادامه می‌دهیم. با داشتن  $a = 0, i = 0, j = 1$ ، محاسبه می‌کنیم

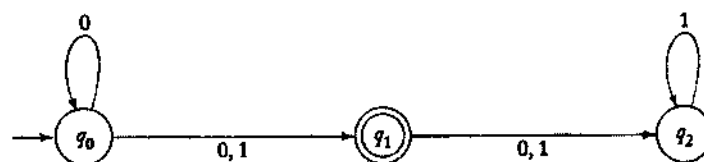
$$\delta_N^*(q_0, 0) \cup \delta_N^*(q_1, 0) = \{q_0, q_1, q_2\}.$$

این به ما حالت جدید  $\{q_0, q_1, q_2\}$  و انتقال

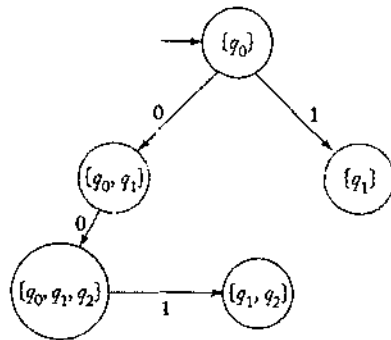
$$\delta_D(\{q_0, q_1\}, 0) = \{q_0, q_1, q_2\}$$

را ارائه می‌دهد. سپس، با استفاده از  $a = 1, i = 0, j = 1, k = 2$ ،

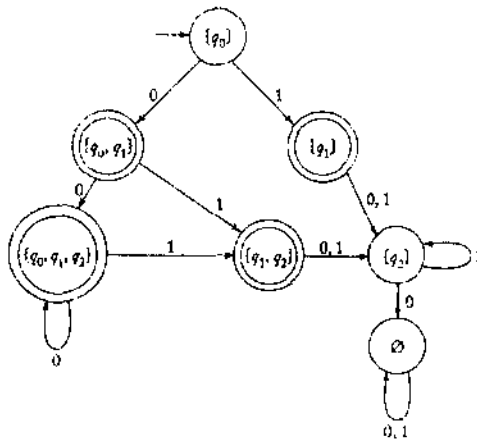
$$\delta_N^*(q_0, 1) \cup \delta_N^*(q_1, 1) \cup \delta_N^*(q_2, 1) = \{q_1, q_2\}$$



شکل ۲-۱۴



شکل ۱۵-۲



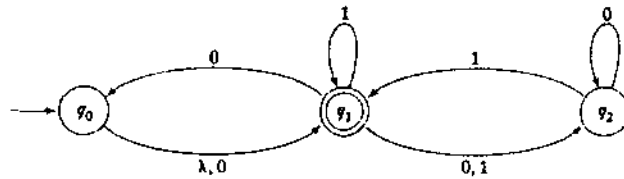
شکل ۱۶-۲

که ضرورت معرفی حالت دیگر  $\{q_1, q_2\}$  را می‌دهد. تا اینجا ما یک ماشین ساخته شده جزئی داریم که در شکل ۱۵-۲ نشان داده شده است. از آنجایی که هنوز برخی از یال‌ها کم هستند، ما ادامه می‌دهیم تا به راه حل کامل در شکل ۱۶-۲ برسیم.

نتیجه مهمی که می‌توانیم از قضیه ۲-۲ بدست آوریم آن است که هر زبان پذیرفته شده بوسیله یک پذیرنده منتهی غیر قطعی، منظم است.

### تمرین‌ها

- ۱- با استفاده از ساختار قضیه ۲-۲ برای تبدیل پذیرنده منتهی غیر قطعی در شکل ۱۰-۲ به یک پذیرنده منتهی قطعی استفاده کنید. آیا می‌توانید جواب درست ساده‌تری پیدا کنید؟
- ۲- پذیرنده منتهی غیر قطعی در تمرین ۱۱، بخش ۲-۲ را به یک پذیرنده منتهی قطعی معادل تبدیل کنید.
- ۳- پذیرنده منتهی غیر قطعی زیر را به یک پذیرنده منتهی قطعی معادل تبدیل کنید.



- ۴- استدلال مربوط به اثبات قضیه ۲-۲ را با دقت کامل کنید. به همراه جزئیات نشان دهید که اگر برجسب  $\delta_D^*(q_0, w)$  شامل  $q_f$  باشد، آنگاه  $\delta_N^*(q_0, w)$  نیز شامل  $q_f$  است.
- ۵- آیا درست است که برای هر پذیرنده منتهای غیر قطعی  $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$  مکمل  $L(M)$  برابر مجموعه  $\{w \in \Sigma^* : \delta^*(q_0, w) \cap F = \emptyset\}$  است؟ اگر چنین است، آن را اثبات کنید. در غیر اینصورت، یک مثال نقض ارائه دهید.
- ۶- آیا درست است که برای هر پذیرنده منتهای غیر قطعی  $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$  مکمل  $L(M)$  برابر مجموعه  $\{w \in \Sigma^* : \delta^*(q_0, w) \cap (Q - F) \neq \emptyset\}$  است؟ اگر چنین است، آن را اثبات کنید. در غیر اینصورت، یک مثال نقض ارائه دهید.
- ۷- ثابت کنید برای هر پذیرنده منتهای غیر قطعی با تعداد دلخواه حالات نهایی، یک پذیرنده منتهای غیر قطعی معادل با فقط یک حالت نهایی وجود دارد. آیا می‌توانیم ادعای مشابهی برای پذیرنده های منتهای قطعی داشته باشیم؟
- ۸- یک پذیرنده منتهای غیر قطعی بدون انتقال  $\lambda$  و با تنها یک حالت نهایی بیابید که مجموعه  $\{a\} \cup \{b^n : n \geq 1\}$  را بپذیرد.
- ۹- فرض کنید  $L$  زبان منظمی باشد که شامل  $\lambda$  نیست. نشان دهید که یک پذیرنده منتهای غیر قطعی بدون انتقال  $\lambda$  و با تنها یک حالت نهایی وجود دارد که  $L$  را می‌پذیرد.\*
- ۱۰- یک پذیرنده منتهای قطعی با چندین حالت اولیه به روشی مشابه با پذیرنده منتهای غیر قطعی مربوط به تمرین ۱۷، بخش ۲-۲ تعریف کنید. آیا همیشه یک پذیرنده منتهای قطعی معادل با تنها یک حالت اولیه وجود دارد؟
- ۱۱- ثابت کنید که همه زبان های منتهای منظم هستند.
- ۱۲- نشان دهید که اگر  $L$  منظم باشد، آنگاه  $L^R$  نیز منظم است.
- ۱۳- یک توصیف ساده متنی از زبان پذیرفته شده توسط پذیرنده منتهای قطعی در شکل ۲-۱۶ ارائه کنید. از این توصیف برای یافتن پذیرنده منتهای قطعی دیگری معادل با پذیرنده منتهای قطعی داده شده ولی با تعداد حالات کمتر استفاده نمایید.
- ۱۴- فرض کنید  $L$  هر زبانی باشد.  $even(w)$  را به عنوان رشته بدست آمده بوسیله استخراج حروف با موقعیت‌های دارای شماره زوج از  $w$  تعریف کنید. یعنی، اگر

$$w = a_1 a_2 a_3 a_4 \dots$$

آنگاه

$$\text{even}(w) = a_2 a_4 \dots$$

مطابق با این تعریف، ما می‌توانیم زبان زیر را تعریف کنیم

$$\text{even}(L) = \{\text{even}(w) : w \in L\}.$$

ثابت کنید که اگر  $L$  منظم باشد، آنگاه  $\text{even}(L)$  نیز منظم است.  $\textcircled{15}$

۱۵- از روی زبان  $L$  می‌توانیم زبان جدید  $\text{chop2}(L)$  را بوسیله حذف دو نماد سمت چپ از هر رشته‌ای در  $L$  ایجاد کنیم. بخصوص،

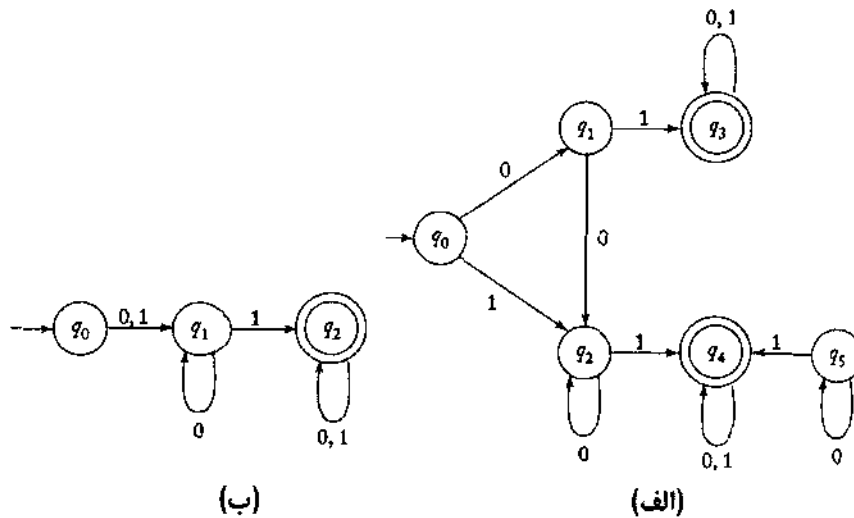
$$\text{chop2}(L) = \{w : vw \in L, \text{ with } |v| = 2\}.$$

نشان دهید که اگر  $L$  منظم باشد، آنگاه  $\text{chop2}(L)$  نیز منظم است.  $\textcircled{16}$

## ۴-۲ کاهش تعداد حالات در ماشین‌های متناهی\*

هر پذیرنده متناهی قطعی زبان منحصر بفردی را تعریف می‌کند، ولی عکس آن درست نیست. برای یک زبان داده شده، پذیرنده‌های متناهی قطعی بسیاری وجود دارند که آن را می‌پذیرند. ممکن است تفاوت قابل توجهی در تعداد حالات چنین ماشین‌های معادل وجود داشته باشد. بر حسب مسائلی که ما بعداً در نظر خواهیم گرفت، همه راه حل‌ها بصورت یکسان رضایت بخش هستند، ولی اگر نتایج در عمل بکار روند، ممکن است دلایلی برای ترجیح یکی بر دیگری موجود باشد.

**مثال ۲-۱۴:** دو پذیرنده متناهی قطعی نشان داده شده در شکل (a) ۲-۱۷ و (b) ۲-۱۷ معادل هستند، همچنان که چند رشته آزمایشی سریعاً این موضوع را آشکار می‌کند. به چند ویژگی آشکارای غیر ضروری در شکل (a) ۲-۱۷ توجه می‌کنیم. حالت  $q_5$  مطلقاً هیچ نقشی در ماشین ایفا نمی‌کند، زیرا هرگز از حالت اولیه  $q_0$  نمی‌توان به آن رسید. چنین حالتی غیر قابل دسترس است، و می‌تواند (به همراه همه انتقال‌های وابسته به آن) حذف شود، بدون اینکه تاثیری روی زبان پذیرفته شده توسط ماشین داشته باشد. ولی حتی پس از حذف  $q_5$ ، اولین ماشین دارای قسمت‌های زاید است. حالات قابل دسترس در نتیجه اولین حرکت  $\delta(q_0, 0)$  عیناً همان حالات قابل دسترس از اولین حرکت  $\delta(q_0, 1)$  می‌باشد. ماشین دوم این دو انتخاب را با هم ترکیب می‌کند.



شکل ۱۷-۲

از نقطه نظر صرفاً تئوری، دلیلی برای ترجیح ماشین شکل ۱۷-۲(b) بر ماشین شکل ۱۷-۲(a) وجود ندارد. به هر حال، از نظر سادگی، آشکارا ماشین دوم ارجحیت دارد. نمایش یک ماشین به منظور محاسبه نیاز به فضایی متناسب با تعداد حالات دارد. برای کارآیی حافظه، کاهش تعداد حالات تا حد امکان مطلوب است. ما اکنون الگوریتمی را توصیف می‌کنیم که این کار را انجام می‌دهد.

تعریف ۸-۲: دو حالت  $p$  و  $q$  از یک پذیرنده متناهی قطعی را نامتمایز گویند اگر

$$\delta^*(p, w) \in F \Rightarrow \delta^*(q, w) \in F,$$

و

$$\delta^*(p, w) \notin F \Rightarrow \delta^*(q, w) \notin F,$$

برای همه  $w \in \Sigma^*$ . از طرف دیگر، اگر رشته ای مانند  $w \in \Sigma^*$  وجود داشته باشد بطوریکه

$$\delta^*(p, w) \in F, \delta^*(q, w) \notin F.$$

بایر عکس، آنگاه حالات  $p$  و  $q$  را متمایز بواسطه رشته  $w$  گویند.

واضح است که دو حالت یا نامتمایز و یا متمایز هستند. نامتمایز بودن دارای ویژگی یک رابطه هم ارزی است: اگر  $p$  و  $q$  نامتمایز باشند و اگر  $q$  و  $r$  نیز نامتمایز باشند، آنگاه  $p$  و  $r$  نیز نامتمایز بوده، و هر سه وضعیت نامتمایز هستند.

یک روش برای کاهش حالات یک پذیرنده متناهی قطعی بر اساس یافتن و ترکیب حالات نامتمایز می‌باشد. ابتدا روشی برای یافتن زوج‌هایی از حالات متمایز توصیف می‌کنیم.

## رویه: علامت گذاری

- ۱- همه حالات غیر قابل دسترسی را حذف کنید. این کار می‌تواند با برشمردن همه مسیرهای ساده از گراف پذیرنده منتهای قطعی که از حالت اولیه آغاز می‌شوند، انجام شود. هر حالتی که در بخشی از هیچ از این مسیرها نیست، غیر قابل دسترسی است.
- ۲- همه زوج‌های حالات  $(p, q)$  را در نظر بگیرید. اگر  $p \in F$  و  $q \notin F$  و یا برعکس، زوج  $(p, q)$  را به عنوان متمایز علامت بزنید.
- ۳- مرحله زیر را آنقدر تکرار کنید تا زوج‌هایی که قبلاً دارای علامت نبودند، علامت گذاری شوند.  
برای همه زوج‌های  $(p, q)$  و همه  $a \in \Sigma$ ،  $\delta(p, a) = P_a$  و  $\delta(q, a) = q_a$  را محاسبه نمایید. اگر زوج‌های  $(p_a, q_a)$  به عنوان متمایز علامت گذاری شده باشند، آنگاه  $(p, q)$  را به عنوان متمایز علامت گذاری نمایید.

ما ادعا می‌کنیم که این رویه الگوریتمی را برای یافتن همه زوج‌های متمایز بوجود می‌آورد.

**قضیه ۲-۳:** رویه علامت گذاری، به هر پذیرنده منتهای قطعی  $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$  اعمال شود، خاتمه یافته و همه زوج‌های حالات متمایز را تعیین می‌کند.

**که اثبات:** آشکارا، رویه خاتمه می‌یابد، زیرا فقط تعداد منتهای از زوج‌ها وجود دارند که می‌تواند علامت گذاری شوند. همچنین آسان است ببینیم که حالات هر زوج علامت گذاری شده، متمایز هستند. تنها ادعایی که به شرح نیاز دارد آن است که این رویه همه زوج‌های متمایز را می‌یابد. ابتدا توجه کنید که حالات  $q_i$  و  $q_j$  بواسطه رشته‌ای با طول  $n$  متمایز هستند اگر و فقط اگر انتقال‌های زیر وجود داشته باشند.

$$\delta(q_i, a) = q_k \quad (5-2)$$

و

$$\delta(q_j, a) = q_l \quad (6-2)$$

برای یک  $a \in \Sigma$ ، که  $q_i$  و  $q_k$  بواسطه رشته‌ای با طول  $n-1$  متمایز هستند. ما ابتدا از این استفاده می‌کنیم تا نشان دهیم که در تکمیل  $n$  امین گذر در حلقه مرحله ۳، همه حالات متمایز بواسطه رشته‌هایی با طول  $n$  با کمتر علامت گذاری شده‌اند. در مرحله ۲، همه زوج‌های نامتمایز بواسطه  $\delta$  را علامت گذاری می‌نماییم، بنابراین ما پایه‌ای با  $n=0$  برای استقرا داریم. اکنون فرض می‌کنیم که ادعا برای همه  $i = 0, 1, \dots, n-1$  درست است. با این فرض استقرا، در شروع  $n$  امین گذر حلقه، همه حالات متمایز بواسطه رشته‌هایی با طول حداکثر  $n-1$  علامت گذاری شده‌اند. بدلیل روابط (۵-۲) و (۶-۲) بالا، در انتهای این گذر، همه حالات متمایز بواسطه رشته‌هایی با طول حداکثر  $n$  علامت گذاری

خواهند شد. سپس بوسیله استقرا می‌توانیم ادعا نماییم که برای هر  $n$ ، در تکمیل  $n$  امین گذر، همه زوج‌های متمایز بواسطه رشته‌هایی با طول  $n$  یا کمتر علامت گذاری شده‌اند. برای نمایش اینکه این رویه همه حالات متمایز را علامت گذاری می‌کند، فرض کنید که حلقه پس از  $n$  گذر خاتمه یابد. این بدین معنی است که در حین  $n$  امین گذر، هیچ حالات جدیدی علامت گذاری نمی‌شوند. از روی روابط (۲-۵) و (۲-۶) در می‌یابیم که هیچ حالات متمایزی بواسطه رشته‌ای با طول  $n$  نمی‌تواند موجود باشد، ولی نه متمایز بواسطه رشته‌ای کوتاه‌تر. ولی اگر هیچ حالات متمایزی بواسطه رشته‌هایی با طول فقط  $n$  وجود نداشته باشد، نمی‌تواند حالاتی متمایز بواسطه رشته‌هایی با طول فقط  $n+1$  و مانند آن وجود داشته باشد. به عنوان نتیجه، هنگامی که حلقه خاتمه می‌یابد، همه زوج‌های متمایز علامت گذاری شده‌اند. ■

پس از اجرای الگوریتم علامت گذاری، از نتایج آن برای افزایش مجموعه حالت  $Q$  از پذیرنده منتهی قطعی به زیر مجموعه‌های مجزای  $\{q_1, q_m, \dots, q_n\}, \dots, \{q_i, q_j, \dots, q_k\}$  استفاده می‌کنیم بطوریکه هر  $q \in Q$  در دقیقاً یکی از این زیر مجموعه‌ها ظاهر می‌شود که عناصر در هر زیر مجموعه نامتمایز هستند، و هر دو عنصر از زیر مجموعه‌های متفاوت، متمایز هستند. با استفاده از نتایج مشروح در تمرین ۱۱ در انتهای این بخش، می‌توان نشان داد که چنین افزایشی می‌تواند همیشه یافت شود. از روی این زیر مجموعه‌ها ماشین کمینه را بوسیله رویه بعدی می‌سازیم.

### رویه: کاهش

یک پذیرنده منتهی قطعی  $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$  داده شده است، یک پذیرنده منتهی قطعی کاهش یافته  $\bar{M} = (\bar{Q}, \Sigma, \bar{\delta}, \bar{q}_0, \bar{F})$  به شرح زیر می‌سازیم.

- ۱- از رویه علامت گذاری برای یافتن همه زوج‌های حالات متمایز استفاده می‌کنیم. سپس از روی این، مجموعه‌های همه حالات نامتمایز را بصورت  $\{q_i, q_j, \dots, q_k\}, \{q_l, q_m, \dots, q_n\}$  و غیره چنانچه در بالا توصیف شد، می‌یابیم.
- ۲- برای هر مجموعه  $\{q_i, q_j, \dots, q_k\}$  از چنین حالات نامتمایز، حالتی با برچسب  $ij \dots k$  برای  $\bar{M}$  ایجاد کنید.
- ۳- برای هر قانون انتقال از  $M$  به شکل

$$\delta(q_r, a) = q_p,$$

مجموعه‌هایی که  $q_r$  و  $q_p$  به آنها تعلق دارند بیابید. اگر  $q_r \in \{q_i, q_j, \dots, q_k\}$  و  $q_p \in \{q_l, q_m, \dots, q_n\}$  باشد، قانون

$$\bar{\delta}(ij \dots k, a) = lm \dots n.$$

را به  $\bar{\delta}$  اضافه کنید.

- ۴- حالت اولیه  $\bar{q}_0$  حالتی از  $\bar{M}$  است که برچسب آن شامل ۰ است.
- ۵-  $\bar{F}$  مجموعه همه حالاتی است که برچسب آنها شامل  $i$  باشد بطوریکه  $q_i \in F$ .

مثال ۲-۱۵: ماشین نشان داده شده در شکل ۲-۱۸ را در نظر بگیرید.

در مرحله ۲، رویه علامت گذاری زوج های متمایز  $(q_0, q_4)$ ،  $(q_1, q_4)$ ،  $(q_2, q_4)$  و  $(q_3, q_4)$  را شناسایی می نماید. در گذری در حین انجام حلقه مرحله ۳، این رویه

$$\delta(q_1, 1) = q_4$$

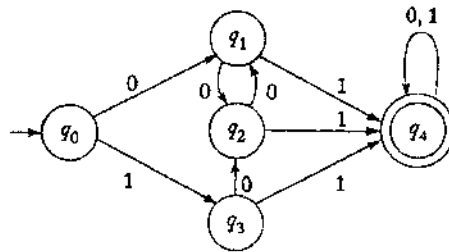
و

$$\delta(q_0, 1) = q_3$$

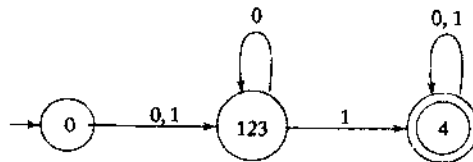
را محاسبه می کند.

از آنجایی که  $(q_3, q_4)$  یک زوج متمایز است، زوج  $(q_0, q_1)$  نیز علامت گذاری می شود. با ادامه این روش، سرانجام الگوریتم علامت گذاری زوج های

$$(q_0, q_1), (q_0, q_2), (q_0, q_3), (q_0, q_4),$$



شکل ۲-۱۸



شکل ۲-۱۹

$(q_1, q_4)$ ،  $(q_2, q_4)$  و  $(q_3, q_4)$  را به عنوان متمایز علامت گذاری می کند، و زوج های نامتمایز  $(q_1, q_2)$ ،  $(q_1, q_3)$  و  $(q_2, q_3)$  را باقی می گذارد. بنابراین حالات  $q_1, q_2, q_3$  همگی نامتمایز هستند، و همه حالات به مجموعه های  $\{q_0\}$ ،  $\{q_1, q_2, q_3\}$  و  $\{q_4\}$  افراز می شوند. اعمال مراحل ۲ و ۳ از رویه کاهش، به پذیرنده متناهی قطعی در شکل ۲-۱۹ منجر می شود.

یک پذیرنده متناهی قطعی  $M$  داده شده است، کاربرد رویه کاهش منجر به پذیرنده

متناهی قطعی دیگری به نام  $\hat{M}$  می‌شود بطوریکه

$$L(M) = L(\hat{M}).$$

بعلاوه،  $\hat{M}$  کمینه است بدین معنا که هیچ پذیرنده متناهی قطعی دیگری با تعداد حالات کمتری وجود ندارد که  $L(M)$  را بپذیرد.

**ک اثبات:** دو بخش وجود دارد. اول اینکه نشان دهیم که پذیرنده متناهی قطعی ایجاد شده بوسیله رویه کاهش معادل با پذیرنده متناهی قطعی اولیه است. این کار نسبتاً آسان است و می‌توانیم از استدلال‌های استقرائی مشابه با آنهایی که در اثبات معادل بودن پذیرنده‌های متناهی قطعی و پذیرنده‌های متناهی غیر قطعی به کار برده شد، استفاده کنیم. همه کاری که باید انجام دهیم آن است که نشان دهیم  $\delta^*(q_i, w) = q_j$  اگر و فقط اگر برچسب  $\delta^*(q_i, w)$  به شکل  $\dots j \dots$  باشد. این موضوع را به عنوان تمرین باقی می‌گذاریم.

بخش دوم، نمایش کمینه بودن  $\hat{M}$  است که مشکل‌تر است. فرض کنید  $\hat{M}$  دارای حالات  $\{p_0, p_1, p_2, \dots, p_m\}$  باشد که  $p_0$  حالت اولیه است. فرض کنید که یک پذیرنده متناهی قطعی به نام  $M_1$  با تابع انتقال  $\delta_1$  و حالت اولیه  $q_0$  وجود دارد که معادل با  $\hat{M}$  است، ولی دارای تعداد حالات کمتری است. از آنجایی که هیچ حالت غیر قابل دسترسی در  $\hat{M}$  وجود ندارد، باید رشته‌های مجزای  $w_1, w_2, \dots, w_m$  وجود داشته باشند بطوریکه

$$\delta^*(p_0, w_i) = p_i, i = 1, 2, \dots, m.$$

ولی از آنجایی که  $M_1$  تعداد حالات کمتری نسبت به  $\hat{M}$  دارد، باید حداقل دو تا از این رشته‌ها مانند  $w_1$  و  $w_k$  وجود داشته باشند، بطوریکه

$$\delta_1^*(q_0, w_k) = \delta_1^*(q_0, w_1).$$

از آنجایی که  $p_1$  و  $p_k$  متمایز هستند، باید رشته‌ای مانند  $x$  موجود باشد بطوریکه  $\delta^*(p_0, w_k x) = \delta^*(p_k, x)$  و  $\delta^*(q_0, w_1 x) = \delta^*(p_1, x)$  است، و حالت غیر نهایی است (یا برعکس). به عبارت دیگر،  $w_k x$  بوسیله  $\hat{M}$  پذیرفته می‌شود و  $w_1 x$  پذیرفته نمی‌شود. ولی توجه کنید که

$$\begin{aligned} \delta_1^*(q_0, w_k x) &= \delta_1^*(\delta_1^*(q_0, w_k), x) \\ &= \delta_1^*(\delta_1^*(q_0, w_1), x) \\ &= \delta_1^*(q_0, w_1 x). \end{aligned}$$

بنابراین،  $M_1$  با هر دوی  $w_1 x$  و  $w_k x$  را می‌پذیرد با هر دو را نمی‌پذیرد، که با فرض اینکه  $\hat{M}$  و  $M_1$  معادلند تناقض دارد. این تناقض اثبات می‌کند که  $M_1$  نمی‌تواند وجود داشته باشد. ■

## تمرین‌ها □

- ۱- تعداد حالات پذیرنده متاهی قطعی در شکل ۲-۱۶ را کمینه سازید.
- ۲- پذیرنده متاهی قطعی کمینه برای زبان‌های زیر بیابید. در هر مورد اثبات کنید که نتیجه، کمینه است.

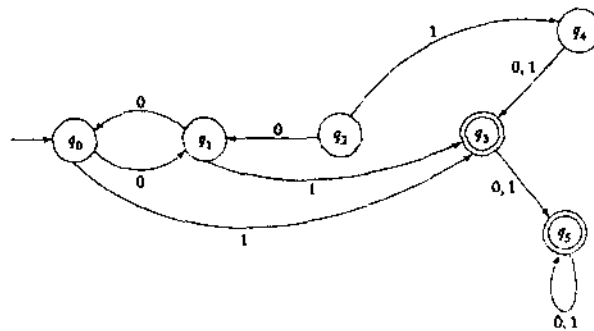
الف)  $L = \{a^n b^m : n \geq 2, m \geq 1\}$

ب)  $L = \{a^n b : n \geq 0\} \cup \{b^n a : n \geq 1\}$

ج)  $L = \{a^n : n \geq 0, m \neq 3\}$

د)  $L = \{a^n : n \neq 2 \text{ and } n \neq 4\}$

- ۳- نشان دهید که ماشین تولید شده بوسیله رویه کاهش، قطعی است.
- ۴- حالات پذیرنده متاهی قطعی نشان داده شده در دیاگرام زیر را کمینه کنید.



- ۵- نشان دهید اگر  $L$  یک زبان غیر تهی باشد بطوریکه هر  $w$  در  $L$  دارای طول حداقل  $n$  باشد، آنگاه هر پذیرنده متاهی قطعی پذیرنده  $L$  باید حداقل دارای  $n+1$  حالت باشد.
- ۶- فرضیه‌ای که در ادامه آمده را ثابت و یا رد کنید. اگر  $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$  یک پذیرنده متاهی قطعی کمینه برای زبان منظم  $L$  باشد، آنگاه  $\bar{M} = (Q, \Sigma, \delta, q_0, Q-F)$  یک پذیرنده متاهی قطعی کمینه برای  $\bar{L}$  خواهد بود.
- ۷- نشان دهید که نامتمايز بودن یک رابطه هم ارزی است ولی متمایز بودن نیست.
- ۸- مراحل صریح اثبات پیشنهادی از بخش اول قضیه ۲-۴ که در آن  $\bar{M}$  معادل با پذیرنده متاهی قطعی اولیه است را نشان دهید.
- ۹- یک برنامه کامپیوتری بنویسید که یک پذیرنده متاهی قطعی کمینه برای هر پذیرنده متاهی قطعی داده شده، تولید کند. \*\*

۱۰- ثابت کنید که اگر حالات  $q_a$  و  $q_b$  نامتمایز باشند، و اگر  $q_a$  و  $q_c$  متمایز باشند، آنگاه  $q_b$  و  $q_c$  باید متمایز باشند. \*

۱۱- فرآیند زیر را در نظر بگیرید، که پس از تکمیل رویه علامت گذاری انجام گیرد. با یکی از حالات مانند  $q_0$  شروع کنید. همه حالاتی که متمایز از  $q_0$  علامت گذاری نشده‌اند را در یک مجموعه هم ارز با  $q_0$  قرار دهید. سپس حالت دیگری را بگیرید، که در مجموعه هم ارزی ذکر شده نباشد، و همین کار را انجام دهید. این کار را آنقدر تکرار کنید تا دیگر حالتی باقی نماند. این پیشنهاد را برای ساخت یک الگوریتم تدوین کنید، و ثابت کنید که این الگوریتم واقعاً مجموعه حالت اولیه را به مجموعه‌های هم ارزی افراز می‌کند.



## زبان های منظم و گرامرهای منظم

طبق تعریف ما، زبانی منظم است که برای آن یک پذیرنده منتهای وجود داشته باشد. بنابراین هر زبان منظم می تواند توسط تعدادی پذیرنده منتهای قطعی یا پذیرنده منتهای غیرقطعی توصیف شود. چنین توصیفی می تواند بسیار مفید باشد، برای مثال، اگر بخواهیم منطق تصمیم گیری در خصوص تعلق یک رشته داده شده به یک زبان خاص را نشان دهیم. ولی در بسیاری از موارد، به روشهای دقیق تری از توصیف زبانهای منظم نیازمندیم. در این فصل، به روشهای دیگر ارائه زبانهای منظم می نگریم. این روشها دارای کاربردهای علمی مهمی هستند، موضوعی که در برخی از مثالها و تمرینها به آن خواهیم پرداخت.

### ۱-۲ عبارات منظم

یکی از راههای توصیف زبانهای منظم استفاده از علائم عبارات منظم می باشد. این علائم، شامل ترکیبی از رشته های نمادهایی از یک الفبای  $\Sigma$ ، پرانتزها و عملگرهای  $+$ ،  $\cdot$  و  $*$  است. ساده ترین مورد، زبان  $\{a\}$  می باشد، که بصورت عبارت منظم  $a$  نشان داده می شود. یک زبان پیچیده تر، زبان  $\{a, b, c\}$  است که با استفاده از  $+$  برای نشان دادن اجتماع، عبارت منظم  $a + b + c$  را داریم. از برای اتصال و به روش مشابه از  $*$  برای بستار ستاره ای استفاده می کنیم. عبارت  $(a + b \cdot c)^*$  نمایانگر بستار ستاره ای  $\{a\} \cup \{bc\}$  است، که همان زبان  $\{\lambda, a, bc, aa, abc, bca, bcba, aaa, aabc, \dots\}$  است.

### تعریف رسمی یک عبارت منظم

ما می توانیم عبارات منظم را با اعمال مکرر قوانین بازگشتی خاصی از روی اجزای سازنده ابتدایی بسازیم. این روش شبیه به روش ساخت عبارات آشنای ریاضی است.

تعریف ۱-۳: بفرض الفبای  $\Sigma$  داده شده باشد. آنگاه

- ۱-  $\emptyset, \lambda, a \in \Sigma$  همگی عبارات منظم هستند که آنها را عبارات منظم ابتدایی گویند.
- ۲- اگر  $r_1$  و  $r_2$  عبارات منظم باشند، آنگاه  $r_1 + r_2, r_1 \cdot r_2, r_1^*$  و  $(r_1)$  نیز عبارات منظم هستند.
- ۳- رشته ای عبارت منظم است اگر و فقط اگر بتوان آن را از عبارات منظم ابتدایی به وسیله اعمال دفعات متناهی قانون (۲) ایجاد کرد.

مثال ۱-۳: برای  $\Sigma = \{a, b, c\}$ ، رشته

$$(a + b.c)^* \cdot (c + \emptyset)$$

یک عبارت منظم است، زیرا بوسیله اعمال قوانین بالا ایجاد شده است. برای مثال، اگر  $r_1 = c$  و  $r_2 = \emptyset$  باشد،

در می‌یابیم که  $c + \emptyset$  و  $(c + \emptyset)$  نیز عبارات منظم هستند. با تکرار این، نهایتاً می‌توانیم همه رشته را تولید کنیم. از سوی دیگر،  $(a + b.c)$  یک عبارت منظم نیست، زیرا به هیچ طریقی نمی‌توان آن را از عبارات منظم ابتدایی ساخت.

### زبان‌های مرتبط با عبارات منظم

عبارات منظم می‌توانند برای توصیف برخی زبانهای ساده بکار روند. اگر  $r$  یک عبارت منظم باشد،  $L(r)$  را زبان مرتبط با  $r$  گوئیم. این زبان بصورت زیر تعریف می‌شود.

تعریف ۲-۳: زبان  $L(r)$  که با عبارت منظم  $r$  نشان داده می‌شود توسط قوانین زیر تعریف می‌شود.

۱-  $\emptyset$  یک عبارت منظم است که نشان دهنده یک مجموعه تهی است،

۲-  $\lambda$  یک عبارت منظم است که نشان دهنده  $\{\lambda\}$  است،

۳- برای هر  $a, u \in \Sigma$ ، یک عبارت منظم نشان دهنده  $\{a\}$  است.

اگر  $r_1$  و  $r_2$  عبارات منظم باشند، آنگاه

$$L(r_1 + r_2) = L(r_1) \cup L(r_2) \quad -4$$

$$L(r_1 \cdot r_2) = L(r_1)L(r_2) \quad -5$$

$$L((r_1)) = L(r_1) \quad -6$$

$$L(r_1^*) = (L(r_1))^* \quad -7$$

چهار قانون آخر از این تعریف برای کاهش  $L(r)$  به اجزای ساده‌تر بطور بازگشتی استفاده می‌شوند. سه قانون اول شرایط پایانی برای این بازگشت پذیری هستند. برای دیدن اینکه یک زبان چه عباراتی را نمایش می‌دهد، این قوانین را به طور مکرر اعمال می‌کنیم.

مثال ۲-۳: زبان  $L(a^* \cdot (a+b))$  را با نماد مجموعه‌ای نشان دهید.

$$\begin{aligned} L(a^* \cdot (a+b)) &= L(a^*)L(a+b) \\ &= (L(a))^*(L(a) \cup L(b)) \\ &= \{\lambda, a, aa, aaa, \dots\} \{a, b\} \\ &= \{a, aa, aaa, \dots, b, ab, aab, \dots\} \end{aligned}$$

در اینجا یک مشکل برای قانونهای ۴ تا ۷ در تعریف ۲-۳ وجود دارد. آنها اگر  $r_1$  و  $r_2$  داده شده باشند، دقیقاً یک زبان را تعریف می‌کنند، ولی ممکن است در شکستن یک عبارت پیچیده به اجزایش برخی ابهامات وجود داشته باشد. برای مثال، عبارت منظم  $a \cdot b + c$  را در نظر بگیرید. می‌توانیم ببینیم که این عبارت از  $r_1 = a \cdot b$  و  $r_2 = c$  تشکیل شده است. در این مورد،  $L(a \cdot b + c) = \{ab, c\}$  می‌باشد. ولی در تعریف ۲-۳ هیچ مانعی برای در نظر گرفتن  $r_1 = a$  و  $r_2 = b + c$  وجود ندارد. در این حال نتیجه متفاوتی می‌گیریم،  $L(a \cdot b + c) = \{ab, ac\}$ . برای غلبه بر این موضوع، می‌توانیم همه عبارات را پرانتزگذاری کامل نماییم، ولی این روش، نتایج پیچیده‌ای را میدهد. به جای آن، از قراردادهای آشنای ریاضیات و زبانهای برنامه نویسی استفاده می‌کنیم. ما مجموعه‌ای از قوانین تقدم را برای ارزیابی وضع کنیم که در آن ستار ستاره‌ای بر اتصال و اتصال بر اجتماع تقدم دارد. همچنین، نماد اتصال را می‌توان حذف کرد، یعنی می‌توانیم به جای  $r_1 \cdot r_2$  بنویسیم  $r_1 r_2$ .

با کمی تمرین، می‌توانیم سرعت ببینیم چه زبانی توسط یک عبارت منظم خاص نشان داده می‌شود.

مثال ۳-۳: برای  $\Sigma = \{a, b\}$  عبارت

$$r = (a+b)^*(a+bb)$$

منظم است که نمایانگر زبان

$$L(r) = \{a, bb, aa, abb, ba, bbb, \dots\}$$

است. ما می‌توانیم این را با در نظر گرفتن قسمتهای مختلف  $r$  ببینیم. اولین قسمت،  $(a+b)^*$  نمایانگر هر رشته از  $a$  ها و  $b$  ها است. دومین قسمت،  $(a+bb)$  نمایانگر یک  $a$  و یا دو  $b$  است. در نتیجه،  $L(r)$  مجموعه همه رشته‌های روی  $\{a, b\}$  است که به یک  $a$  یا یک  $bb$  ختم می‌شوند.

مثال ۴-۳: عبارت

$$r = (aa)^*(bb)^*b$$

نمایانگر مجموعه‌ای از رشته‌ها با تعداد زوج  $a$  است که بوسیله تعداد فردی  $b$  دنبال می‌شود. یعنی

$$L(r) = \{a^{2n}b^{2m+1} : n \geq 0, m \geq 0\}.$$

رفتن از یک توصیف غیر رسمی یا نماد مجموعه‌ای به یک عبارت منظم، کمی مشکل‌تر می‌باشد.

مثال ۳-۵: برای  $\Sigma = \{0,1\}$ ، یک عبارت منظم  $r$  بدهید به گونه‌ای که

$$L(r) = \{w \in \Sigma^* \mid w \text{ دارای حداقل یک زوج صفر متوالی باشد}\}$$

یک شخص می‌تواند بوسیله استدلالی شبیه این به یک جواب برسد: هر رشته در  $L(r)$  باید شامل 00 در جایی باشد، ولی اینکه قبل از آن یا بعد از آن چه بیاید کاملاً دلخواه است. هر رشته دلخواه روی  $\{0,1\}$  را می‌توان بوسیله  $(0+1)^*$  نشان داد. با قرار دادن این دیدگاه‌ها در کنار هم، ما به راه حل زیر می‌رسیم.

$$r = (0+1)^*00(0+1)^*$$

مثال ۳-۶: یک عبارت منظم را برای زبان زیر بیابید.

$$L = \{w \in \{0,1\}^* \mid w \text{ هیچ زوج صفر متوالی نباشد}\}$$

اگرچه این مشابه مثال ۳-۵ به نظر می‌رسد، اما ساخت جواب مشکلتر است. یک دیدگاه مفید آن است که هر گاه یک 0 ظاهر شود، باید فوراً بوسیله یک 1 دنبال شود. چنین زیر رشته‌ای ممکن است با تعداد دلخواهی از 1ها آغاز و یا دنبال شود. این موضوع پیشنهاد می‌کند که جواب، شامل تکرار رشته‌ها به شکل  $1\dots101\dots1$  باشد، یعنی زبان نشان داده شده توسط عبارت منظم  $(1^*011^*)^*$ . به هر حال، جواب هنوز کامل نیست، زیرا رشته‌های منتهی به 0 یا رشته‌هایی که تنها شامل 1ها باشد به حساب آورده نشده است. با در نظر گرفتن این موارد خاص به جواب می‌رسیم.

$$r = (1^*011^*)^*(0+\lambda) + 1^*(0+\lambda).$$

اگر کمی متفاوت استدلال کنیم، ممکن است ما به جواب دیگری برسیم. اگر  $L$  را به عنوان تکرار رشته‌های 1 و 01 در نظر بگیریم، به عبارت کوتاه‌تری می‌رسیم.

$$r = (1+01)^*(0+\lambda)$$

اگر چه دو عبارت، متفاوت به نظر می‌رسند، هر دو جواب صحیح هستند، زیرا نمایانگر زبان یکسانی هستند. عموماً تعداد نامحدودی عبارت منظم برای هر زبان داده شده وجود دارد. توجه کنید که این زبان مکمل زبان موجود در مثال ۳-۵ است. به هر حال، عبارات منظم خیلی شبیه نیستند و ارتباط نزدیکی بین زبانها را نشان نمی‌دهند.

مثال آخر علامت معادل بودن عبارات منظم را نشان می‌دهد. گوییم دو عبارت منظم باهم معادلند اگر زبان یکسانی را نشان دهند. یک شخص می‌تواند قوانین مختلفی را برای ساده سازی عبارات منظم وضع کند. (تمرین ۱۸ در تمرینات این بخش را ببینید)، ولی بدلیل اینکه ما نیاز کمی برای چنین دستکاری‌هایی داریم، آن را دنبال نمی‌کنیم.

## تمرین‌ها □

- ۱- تمامی رشته‌های موجود در  $L((a+b)^*b(a+ab)^*)$  با طول کمتر از 4 را بیابید.
- ۲- آیا عبارت  $(0+1)^*00(0+1)^*$  نمایانگر زبان موجود در مثال ۳-۵ است؟
- ۳- نشان دهید که  $r = (1+01)^*(0+1)^*$  بر زبان موجود در مثال ۳-۶ دلالت دارد. دو عبارت معادل دیگر بیابید.
- ۴- یک عبارت منظم برای مجموعه  $\{(n+m) \text{ زوج است} : a^n b^m\}$  بیابید.
- ۵- عبارات منظمی برای زبانهای زیر بدهید.
  - الف)  $L_1 = \{a^n b^m, n \geq 4, m \leq 3\}$
  - ب)  $L_2 = \{a^n b^m : n < 4, m \leq 3\}$
  - ج) مکمل زبان  $L_1$
  - د) مکمل زبان  $L_2$
- ۶- چه زبانهایی بوسیله عبارات  $(\emptyset^*)^*$  و  $a\emptyset$  نشان داده می‌شوند؟
- ۷- یک توصیف متنی ساده از زبان  $L((aa)^*b(aa)^* + a(aa)^*ba(aa)^*)$  بدهید.
- ۸- یک عبارت منظم برای  $L^R$  ارائه دهید، جایکه  $L$  زبان تمرین ۱ باشد.
- ۹- یک عبارت منظم برای  $L = \{a^n b^m : n \geq 1, m \geq 1, nm \geq 3\}$  بدهید.
- ۱۰- یک عبارت منظم برای  $L = \{ab^n w : n \geq 3, w \in \{a, b\}^+\}$  بیابید.
- ۱۱- یک عبارت منظم برای مکمل زبان مثال ۳-۴ بیابید.
- ۱۲- یک عبارت منظم برای  $L = \{vwv : v, w \in \{a, b\}^*, |v| = 2\}$  بیابید.
- ۱۳- یک عبارت منظم برای زبان زیر بیابید.
 

$w$  دارای دقیقاً یک جفت صفر متوالی باشد:  $L = \{w \in \{0,1\}^* : \dots\}$
- ۱۴- عبارات منظمی برای زبانهای زیر روی  $\Sigma = \{a, b, c\}$  بدهید.
  - الف) همه رشته‌هایی که دقیقاً شامل یک  $a$  باشند،
  - ب) همه رشته‌هایی که بیش از سه  $a$  نداشته باشند،
  - ج) همه رشته‌هایی که از هر نماد در  $\Sigma$  حداقل یک رخداد را دارا باشند،
  - د) همه رشته‌هایی که شامل هیچ دوره‌ای از  $a$  ها با طول بیش از دو نباشند،
  - ه) همه رشته‌هایی که طول همه دوره‌های  $a$  های آن مضارب سه باشند. \*
- ۱۵- عبارات منظمی را برای زبانهای زیر بر روی  $\Sigma = \{0,1\}$  بنویسید.
  - الف) همه رشته‌هایی که به 01 ختم می‌شوند،
  - ب) همه رشته‌هایی که به 01 ختم نمی‌شوند،
  - ج) همه رشته‌هایی که شامل تعداد زوج از 0 ها باشند،
  - د) همه رشته‌هایی با حداکثر دو بار رخداد زیر رشته 00 (توجه کنید که تحت تفسیر معمول زیررشته 000 دارای دو رخداد 00 می‌باشد)
  - ه) همه رشته‌هایی که شامل زیررشته 101 نباشند. \*

ه) همه رشته‌هایی که شامل زیررشته ۱۰۱ نباشند. \*  
 ۱۶- عبارات منظمی برای زبانهای زیر روی  $\{a, b\}$  بیابید.

الف)  $L = \{w : |w| \bmod 3 = 0\}$  \*

ب)  $L = \{w : n_a(w) \bmod 3 = 0\}$

ج)  $L = \{w : n_a(w) \bmod 5 > 0\}$

۱۷- قسمت‌های الف، ب، و ج از تمرین ۱۶ را برای  $\Sigma = \{a, b, c\}$  تکرار کنید.

۱۸- تعیین کنید آیا ادعاهای زیر برای همه عبارات منظم  $r_1$  و  $r_2$  درست هستند یا خیر. نماد  $\equiv$  نمایانگر معادل بودن عبارات منظم می‌باشد بدین معنی که هر دو عبارت بر زبان یکسانی دلالت می‌کنند.

الف)  $(r_1^*)^* \equiv r_1^*$

ب)  $r_1^*(r_1 + r_2)^* \equiv (r_1 + r_2)^*$

ج)  $(r_1 + r_2)^* \equiv (r_1^*r_2^*)^*$  \*

د)  $(r_1r_2)^* \equiv r_1^*r_2^*$

۱۹- یک روش عمومی ارائه کنید که بوسیله آن هر عبارت منظم  $r$  بتواند به  $\hat{r}$  تغییر یابد، بطوریکه  $(L(r))^R = L(\hat{r})$ .

۲۰- با دقت تمام ثابت کنید که عبارات مثال ۳-۶ واقعاً بر آن زبان مشخص شده دلالت دارند.

۲۱- در مورد عبارت منظم  $r$  که شامل  $\lambda$  یا  $\emptyset$  نباشد، مجموعه‌ای از شرایط لازم و کافی ارائه دهید که  $r$  باید داشته باشد تا  $L(r)$  نامتناهی باشد. \*

۲۲- زبانهای صوری می‌توانند برای توصیف انواع اشکال دوبعدی استفاده شوند. زبانهای کد-زنجیره‌ای بر روی الفبای  $\Sigma = \{u, d, r, l\}$  تعریف می‌شوند، جاییکه این نمادها بترتیب نمایانگر خطوط مستقیم به طول واحد در جهات بالا، پایین، راست، و چپ می‌باشند. یک مثال از این علائم  $urdl$  می‌باشد که نمایانگر مربعی با اضلاعی به طول واحد است. تصاویری از اشکال نشان داده شده بوسیله عبارات  $(rd)^*$ ،  $(urddru)^*$ ، و  $(ruldr)^*$  رسم کنید.

۲۳- در تمرین ۲۲ شرایط کافی روی عبارت برای اینکه شکل یک محیط بسته باشد یعنی نقاط ابتدایی و انتهایی یکسانی داشته باشد چیست؟ آیا این شرایط لازم هم می‌باشند؟ \*

۲۴- یک پذیرنده متناهی غیر قطعی بیابید که زبان  $L(aa^*(a+b))$  را بپذیرد.

۲۵- یک عبارت منظم بیابید که به همه رشته‌های بیتی که مقدارشان بصورت اعداد صحیح دودویی تفسیر شده، و بزرگتر یا مساوی ۴۰ باشند دلالت کند.

۲۶- یک عبارت منظم برای همه رشته‌های بیتی که با ۱ آغاز شده، و بعنوان یک عدد صحیح دودویی تفسیر شده، و مقادیرشان بین ۱۰ و ۳۰ نمی‌باشد بیابید.

### ۲-۳ ارتباط بین عبارات منظم و زبان‌های منظم

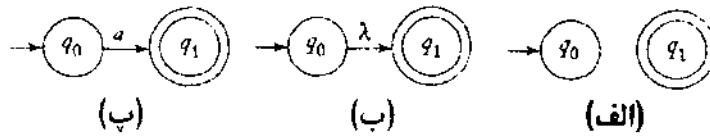
همانطور که از نام‌ها پیداست ارتباط بین عبارات منظم و زبانهای منظم، ارتباط نزدیکی است. این مفهوم اساساً یکسانند. برای هر زبان منظم یک عبارت منظم وجود دارد، و برای هر عبارت منظم یک منظم وجود دارد. ما این موضوع را در دو قسمت نشان می‌دهیم.

#### عبارات منظم بر زبان‌های منظم دلالت دارند

ابتدا نشان می‌دهیم که اگر  $P$  یک عبارت منظم باشد آنگاه  $L(P)$  یک زبان منظم است. طبق تعریف زبانی منظم است که توسط یک پذیرنده منتهی قطعی پذیرفته شود. به دلیل معادل بودن پذیرنده منتهی قطعی و پذیرنده های منتهی غیر قطعی، یک زبان همچنین منظم است اگر توسط یک پذیرنده منتهی غیر قطعی پذیرفته شود. اکنون نشان می‌دهیم که اگر هر عبارت منظم  $P$  را داشته باشیم، می‌توانیم یک پذیرنده منتهی غیر قطعی بسازیم که  $L(P)$  را بپذیرد. ساختار آن بر تعریف بازگشتی  $L(P)$  است. ما ابتدا یک ماشین خودکار ساده‌ای برای بخشهای (۱)، (۲)، و (۳) از تعریف ۲-۳ در صفحه می‌سازیم، سپس نشان می‌دهیم که آنها چگونه می‌توانند با هم ترکیب شوند تا بخشهای پیچیده‌تر (۵)، و (۷) را پیاده سازی نمایند.

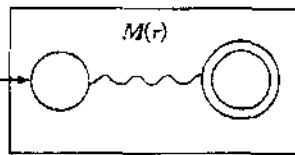
**قضیه ۱-۳:** فرض کنید  $P$  یک عبارت منظم باشد. آنگاه پذیرنده منتهی غیر قطعی وجود دارد که  $L(P)$  را می‌پذیرد. در نتیجه،  $L(P)$  یک زبان منظم است.

**کلمات اثبات:** ما با ماشینی آغاز می‌کنیم که عبارات منظم ساده  $\emptyset$ ،  $a$ ، و  $a \in \Sigma$  را می‌پذیرد. عبارات بترتیب در شکل ۱-۳، (a)، (b)، و (c) نشان داده شده‌اند. حال فرض کنید که ماشین  $M(P_1)$  و  $M(P_2)$  را داریم که بترتیب زبانهای نشان داده شده با عبارات منظم  $P_1$  و  $P_2$  را می‌پذیرد. نیازی به ساخت این ماشین‌ها نیست، ولی آنها را به اختصار مانند شکل ۲-۳ نشان می‌دهیم. در این کلی، راس گراف در سمت چپ، حالت اولیه را نشان می‌دهد و رأس گراف در سمت راست، نهایی را نشان می‌دهد. در تمرین ۷، بخش ۲-۳ ادعا کردیم که برای هر پذیرنده منتهی غیر قطعی، پذیرنده منتهی غیر قطعی معادلی با یک وضعیت نهایی وجود دارد. بنابراین بدون از دست دادن چیزی می‌توانیم فرض کرد که فقط یک حالت نهایی وجود دارد. با داشتن ماشین‌های  $M(P_1)$  و  $M(P_2)$  که بدین نمایش داده شده‌اند، می‌توانیم ماشین‌هایی برای عبارات منظم  $P_1 + P_2$ ،  $P_1 P_2$ ، و  $P_1^*$  بسازیم. ساختار شکل‌های ۳-۳ تا ۵-۳ نمایش داده شده‌اند. همچنانچه در شکل‌ها نشان داده شده است، حالات اولیه و نهایی حالتشان را از دست داده و بوسیله حالات اولیه و نهایی جدید جایگزین می‌شوند. با ردیف کردن چندین مرحله، می‌توانیم ماشین‌هایی برای عبارات منظم با پیچیدگی دلخواه بسازیم.

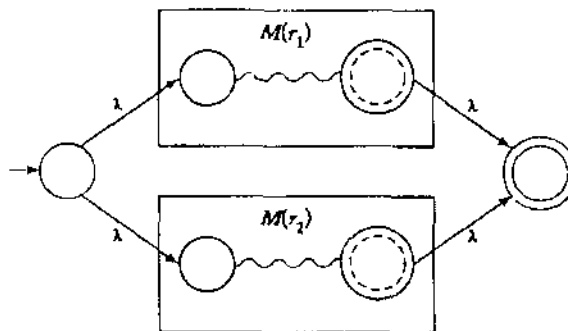


شکل ۱-۳ (الف) پذیرنده متناهی غیر قطعی که  $\emptyset$  را می‌پذیرد.

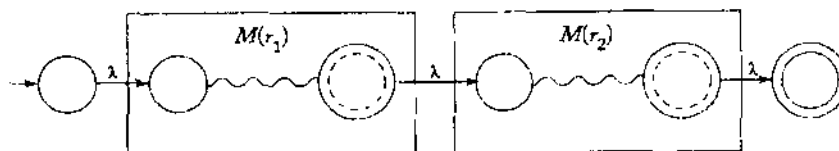
(ب) پذیرنده متناهی غیر قطعی که  $\{\lambda\}$  را می‌پذیرد. (پ) پذیرنده متناهی غیر قطعی که  $\{a\}$  را می‌پذیرد.



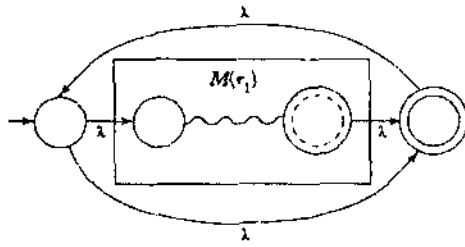
شکل ۳-۳ نمایش طرح کلی یک پذیرنده متناهی غیر قطعی که  $L(r)$  را می‌پذیرد.



شکل ۳-۳ ماشین برای  $L(r_1 + r_2)$ .



شکل ۴-۳ ماشین برای  $L(r_1 r_2)$ .



شکل ۳-۵ ماشین برای  $L(r_1^*)$ .

از روی تفسیر گراف‌های شکل های ۳-۳ تا ۳-۵ باید روشن باشد که این روش ساخت، کار می‌کند. به بیان دقیق‌تر، ما می‌توانیم یک روش صوری برای ساخت حالات و انتقالات ماشین ترکیبی از روی حالات و انتقالات بخش‌ها ارائه دهیم، سپس بوسیله استقرا روی تعداد عملگرها ثابت می‌کنیم که روش ساخت منجر به ماشینی خواهد شد که زبان نشان داده شده بوسیله هر عبارت منظم خاصی را می‌پذیرد. ما در اینجا روی این مسئله تاکید نمی‌کنیم، ولی واضح است که نتایج همواره درست است.

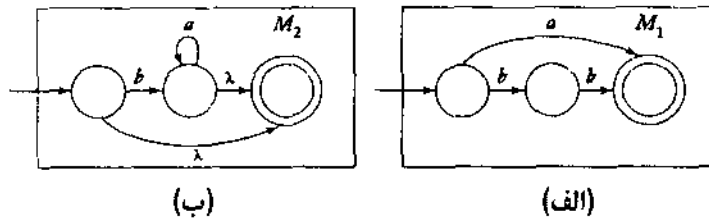
مثال ۳-۷: یک پذیرنده منتهی غیر قطعی بیابید که زبان  $L(r)$  را بپذیرد، در جایی که

$$r = (a + hb)^*(ba^* + \lambda).$$

ماشین‌ها برای عبارات  $(a + hb)$  و  $(ba^* + \lambda)$  مستقیماً از اصول اولیه ساخته می‌شوند، که در شکل ۳-۶ نشان داده شده‌اند. با قراردادن اینها با استفاده از قضیه ۳-۱ در کنار یکدیگر، به راه حل نمایش داده شده در شکل ۳-۷ خواهیم رسید.

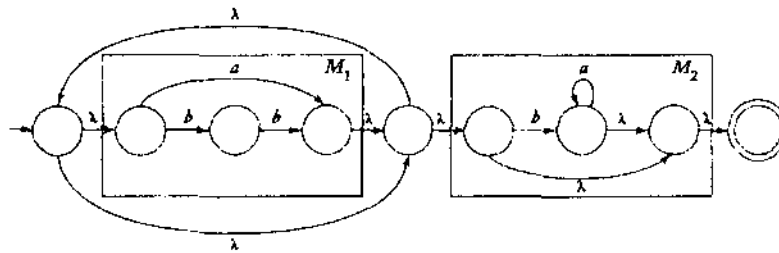
### عبارات منظم برای زبان‌های منظم

این حدس منطقی است که عکس قضیه ۳-۱ باید برقرار باشد، و برای هر زبان منظم باید یک عبارت منظم متناظر وجود داشته باشد. از آنجا که هر زبان منظم یک پذیرنده غیر قطعی مربوط به خود و از اینرو یک گراف انتقال دارد، همه آن کاری که لازم است انجام دهیم یافتن یک عبارت منظم با قابلیت تولید



شکل ۳-۶

(الف) زبان  $M_1$   $L(a + hb)$  را می‌پذیرد. (ب) زبان  $M_2$   $L(ba^* + \lambda)$  را می‌پذیرد.



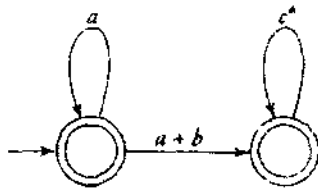
شکل ۳-۷ ماشینی که  $L((a+bb)^*(ba^*+\lambda))$  را می‌پذیرد.

برچسب‌های همه راه‌ها از  $q_0$  به هر حالت نهایی است. این کار چندان دشوار به نظر نمی‌رسد ولی به دلیل وجود چرخه‌هایی که اغلب می‌توانند بطور دلخواه و با هر ترتیبی پیمایش شوند، پیچیده است. این امر موجب ایجاد مسئله کتاب داری می‌شود که باید با دقت با آن برخورد کرد. چندین راه برای انجام این کار وجود دارد، یکی از شهودی‌ترین روشها نیازمند بررسی جابجایی در آن چیزی است که گراف‌های انتقال تعمیم یافته نامیده می‌شود. از آنجا که این ایده در این جا به طور محدودی به کار می‌رود و هیچ نقشی در بحث بعدی ما ندارد، ما به طور غیر رسمی به آن خواهیم پرداخت.

یک گراف انتقال تعمیم یافته، گراف انتقالی است که یال‌های آن با عبارات منظم برچسب گذاری شده‌اند، در غیر این صورت این گراف با گراف انتقال معمولی یکسان است. برچسب هر راه از حالت اولیه تا حالت نهایی عبارت است از اتصال چندین عبارت منظم، و در نتیجه خود نیز یک عبارت منظم است. رشته‌های نشان داده شده توسط این عبارات منظم، زیرمجموعه‌ای از زبانی است که توسط گراف انتقال تعمیم یافته پذیرفته شده باشد، و زبان کامل، اجتماع همه این زیرمجموعه‌های تولید شده است.

**مثال ۳-۸:** شکل ۳-۸ یک گراف انتقال تعمیم یافته را نشان می‌دهد. زبان پذیرفته شده توسط آن  $L(a^* + a^*(a+b)c^*)$  است که از روی مشاهده گراف باید آشکار باشد. یال  $(q_0, q_0)$  با برچسب  $a$  چرخه‌ای است که می‌تواند هر تعداد از  $a$  هارا تولید کند، یعنی  $L(a^*)$  را نشان می‌دهد. ما می‌توانیم این یال را توسط  $a^*$  برچسب گذاری نماییم بدون اینکه زبان پذیرفته شده توسط گراف تغییر یابد.

اگر برچسب یال‌های گراف هر پذیرنده متناهی غیر قطعی به طور مناسب تفسیر شوند آن را می‌توان به صورت یک گراف انتقال تعمیم یافته نشان داد. یک یال با برچسب یک نماد واحد  $a$  به عنوان یالی برچسب گذاری شده با عبارت  $a$  تفسیر می‌شود، در حالی که یالی با برچسب چندین نماد  $a, b, \dots$  به عنوان یالی برچسب گذاری شده با عبارت  $a + b + \dots$  تفسیر می‌شود. با این دید، نتیجه می‌گیریم که برای هر زبان منظم یک گراف انتقال تعمیم یافته وجود دارد که آن را می‌پذیرد. بالعکس، هر زبان پذیرفته شده توسط یک گراف انتقال تعمیم یافته، منظم است. از آنجا که برچسب هر راه در یک گراف انتقال تعمیم یافته یک عبارت منظم است، به نظر می‌رسد که این امر نتیجه فوری قضیه ۳-۱ می‌باشد. اگر چه



شکل ۸-۳

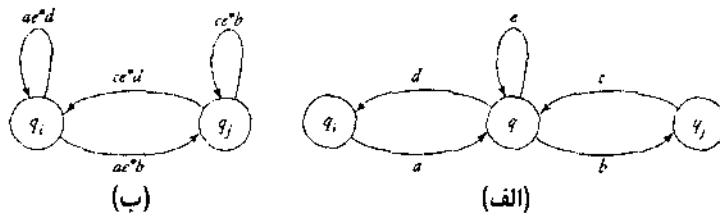
نکات ظریفی در این بحث وجود دارد. ما قصد پیگیری آنها را در اینجا نداریم، ولی خواننده را به تمرین ۱۶ بخش ۴-۳ برای جزئیات ارجاع می‌دهیم.

معادل بودن در گراف‌های انتقال تعمیم یافته بر حسب زبان پذیرفته شده تعریف می‌شود. یک گراف انتقال تعمیم یافته با حالات  $\{q_0, q_1, q_2, \dots\}$  را در نظر بگیرید، که در آن  $q_0$  نه یک حالت نهایی و نه یک حالت اولیه است، و ما می‌خواهیم یک گراف انتقال تعمیم یافته معادل با یک حالت کمتر بوسیله حذف  $q_1$  تولید کنیم. ما در صورتی می‌توانیم این کار را انجام دهیم که زبان نشان داده شده توسط مجموعه‌ای از برچسب‌ها که با حرکت ما از  $q_0$  به  $q_1$  به وجود می‌آیند را تغییر ندهیم. ساختاری که این کار را انجام می‌دهد در شکل ۳-۹ نشان داده شده است، که در آن حالت  $q_1$  حذف می‌شود و برچسب‌های  $a, b, \dots$  نشانگر عبارات کلی هستند. مورد نشان داده شده کلی‌ترین مورد است از این جهت که  $q_1$  یال‌هایی خروجی به هر سه رأس  $q_0, q_1, q_2$  دارد. در مواردی که یک یال در  $(a)$  حذف می‌شود ما یال معادل آنرا در  $(b)$  حذف می‌کنیم.

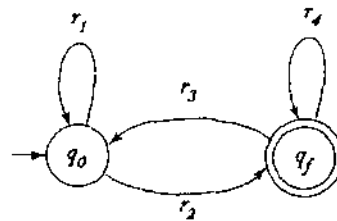
ساختار شکل ۳-۹ نشان می‌دهد که کدام یال‌ها باید معرفی شوند. طوریکه زبان گراف انتقال تعمیم یافته هنگام حذف  $q_1$  و همه یال‌های ورودی و خروجی آن تغییر نکند. فرآیند کامل نیازمند آن است که این کار در مورد همه جفت‌های  $(q_i, q_j)$  در  $\{q_i\} - \{q_j\}$  قبل از حذف  $q_1$  انجام شود. اگرچه ما این امر را رسماً ثابت نمی‌کنیم، ولی می‌توان نشان داد که این ساختار به یک گراف انتقال تعمیم یافته منجر می‌شود. با قبول این امر، ما آماده هستیم تا نشان دهیم چگونه هر پذیرنده متناهی غیر قطعی می‌تواند به یک عبارت منظم مربوط باشد.

**قضیه ۳-۲:** فرض کنید  $L$  یک زبان منظم باشد. آنگاه یک عبارت منظم  $r$  وجود دارد طوریکه  $L = L(r)$  باشد.

**که اثبات:** فرض کنید که  $M$  یک پذیرنده متناهی غیر قطعی باشد که  $L$  را می‌پذیرد. می‌توانیم بدون فقدان تعمیم فرض کنیم که  $M$  فقط یک حالت نهایی دارد و اینکه  $q_0 \notin F$ . ما از گراف  $M$  به عنوان یک گراف انتقال تعمیم یافته تفسیر می‌کنیم و ساختار بالا را روی آن اعمال می‌کنیم. برای حذف یک رأس با برچسب  $q$ ، از طرح کلی در شکل ۳-۹ برای همه زوج مرتب‌های  $(q_i, q_j)$  استفاده می‌کنیم. پس از آنکه همه یال‌های جدید اضافه شدند،  $q$  و همه یال‌های متعلق به آن می‌توانند حذف شوند. ما این فرآیند را ادامه می‌دهیم. یک رأس را پس از دیگری حذف می‌کنیم تا به وضعیتی برسیم که



شکل ۹-۲



شکل ۱۰-۳

در شکل ۱۰-۳ نشان داده شده است. یک عبارت منظم که زبان پذیرفته شده توسط این گراف را نشان می‌دهد عبارت است از

$$r = r_1^* r_2 (r_4 + r_3 r_1^* r_2)^* \quad (1-3)$$

از آنجایی که همه توالی گراف‌های انتقال تعمیم یافته معادل با گراف اولیه هستند، ما می‌توانیم بوسیله استقرای بر روی تعداد حالات در گراف انتقال تعمیم یافته ثابت کنیم که عبارت منظم در (۱-۳) زبان  $L$  را نشان می‌دهد. ■

**مثال ۹-۳:** پذیرنده منتهای غیر قطعی شکل ۱۱-۳ (a) را در نظر بگیرید. گراف انتقال تعمیم یافته متناظر پس از حذف حالت  $q_1$  در شکل ۱۱-۳ (b) نشان داده شده است. با شناسایی

$$r_1 = b + ab^*a, r_2 = ab^*b, r_3 = \emptyset, r_4 = a + b$$

$$r = (b + ab^*a)^* ab^*b(a + b)^*$$

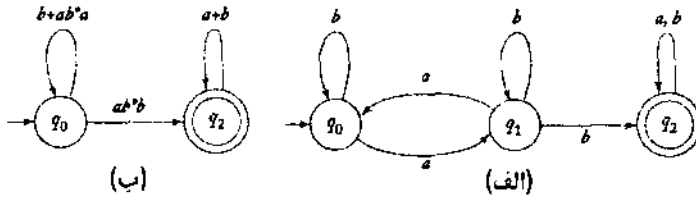
برای ماشین اولیه می‌رسیم. روش ساخت مشروح در قضیه ۲-۳ خسته کننده بوده و به جواب‌های خیلی طولانی منجر می‌شود، ولی کاملاً منظم بوده و همیشه کار می‌کند.

**مثال ۱۰-۳:** یک عبارت منظم برای زبان زیر بیابید.

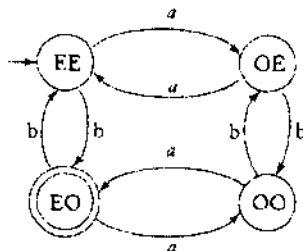
$$L = \{w \in \{a, b\}^* : n_a(w) \text{ زوج باشد و } n_b(w) \text{ فرد باشد}\}$$

یک تلاش برای ساخت یک عبارت منظم مستقیماً از روی توصیف به همه انواع مشکلات منجر می‌شود. از طرف دیگر، یافتن یک پذیرنده منتهای غیر قطعی برای آن مادامیکه از برجسب گذاری کارای رنوس

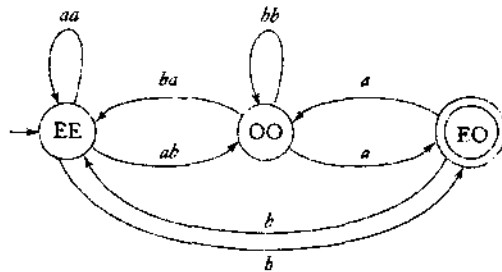
استفاده می‌کنیم، آسان است. ما رئوس را با EE برای نمایش تعداد زوج  $a$  ها و  $b$  ها، با OE برای تعداد فرد  $a$  ها و زوج  $b$  ها، با هاء و مانند آن برجسب گذاری می‌نماییم. بدین طریق ما به سادگی به راه حل شکل ۱۲-۳ می‌رسیم.



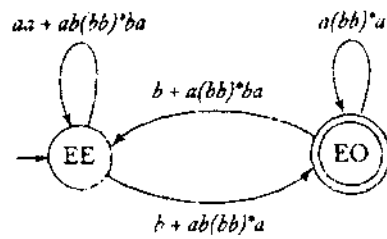
شکل ۱۱-۳



شکل ۱۲-۳



شکل ۱۳-۳



شکل ۱۴-۳

ما حالا می‌توانیم فرآیند تبدیل را روی یک عبارت منظم به روشی مکانیکی اعمال کنیم. ابتدا، حالتی با برجسب OE را حذف می‌کنیم، که گراف انتقال تعمیم یافته در شکل ۳-۱۳ را می‌دهد. سپس، ما راسی با برجسب OO را حذف می‌کنیم. این کار شکل ۳-۱۴ را نتیجه می‌دهد. سرانجام، رابطه (۳-۱) را با داشتن موارد زیر بکار می‌بریم.

$$r_1 = aa + ab(bb)^* ba,$$

$$r_2 = b + ab(bb)^* a,$$

$$r_3 = b + a(bb)^* ba,$$

$$r_4 = a(bb)^* a.$$

عبارت نهایی طولانی و پیچیده است، ولی راه بدست آوردن آن نسبتاً روشن و قابل فهم است.

### عبارات منظم برای توصیف الگوهای ساده

در مثال ۱۵-۱ و تمرین ۱۵ در بخش ۲-۱، ما ارتباط بین پذیرنده‌های منتهی و برخی از اجزای ساده‌تر زبانهای برنامه سازی مانند شناسه‌ها، یا اعداد صحیح و حقیقی را کشف کردیم. ارتباط بین ماشین‌های منتهی و عبارات منظم بدین معنا است که می‌توانیم از عبارات منظم برای توصیف این ویژگی‌ها استفاده نماییم. دیدن این مورد، آسان است، برای مثال مجموعه کلیه اعداد صحیح قابل قبول در پاسکال را میتوان با عبارت منظم زیر تعریف کرد

$$sdd^*,$$

که در آن  $s$  نمایانگر علامت، با مقادیر ممکن  $\{+, -, \lambda\}$ ، و  $d$  نمایانگر یک رقم از میان ارقام ۰ تا ۹ می‌باشد.

اعداد صحیح پاسکال یکی از موارد ساده‌ای است که گاهی اوقات یک "الگو" نامیده می‌شود، اصطلاحی که به معنای مجموعه‌ای از عناصر است که دارای صفات مشترک باشند. تطبیق الگو به معنای انتساب یک عنصر داده شده به یکی از چندین نوع است. اغلب، کلید تطبیق الگوی موفق، یافتن راهی موثر برای توصیف الگوهاست. این امر زمینه‌ای پیچیده و گسترده در علم کامپیوتر است که ما تنها می‌توانیم به طور مختصر بدان اشاره نماییم. گر چه مثال زیر یک مثال ساده شده است، ولی با وجود این آموزنده است، و چگونگی کاربرد ایده‌هایی که تا کنون در مورد آنها صحبت کرده‌ایم را در تطبیق الگوها تشریح می‌کند.

**مثال ۳-۱۱:** یکی از کاربردهای تطبیق الگوها ویرایش متن است. تمام ویرایشگرهای متن اجازه می‌دهند تا فایل‌ها برای رخدادهای یک رشته داده شده مورد پوش قرار گیرند. اغلب ویرایشگرها این مورد را به اجازه جستجوی الگوها توسعه می‌دهند. برای مثال، ویرایشگر ed در سیستم عامل یونیکس دستور زیر را تشخیص می‌دهد

$$(aba^*c)$$

و به عنوان دستور جستجوی فایل برای یافتن اولین رخداد از رشته  $ab$  که بدنبال آن به تعداد دلخواه  $u$  ها و بدنبال آن یک  $c$  بیاید تفسیر میکند. از این مثال در می‌یابیم که ویرایشگر یونیکس عبارات منظم را تشخیص میدهد (اگر چه از طریق دیگری به جز آنچه که در اینجا استفاده شد برای مشخص کردن عبارات منظم استفاده میکند).

یک وظیفه همراه با چالش در چنین کاربردی، نوشتن یک برنامه کارا برای تشخیص الگوهای رشته است. جستجو در یک فایل برای یافتن رخداد یک رشته داده شده یک تمرین برنامه سازی بسیار ساده است، ولی در اینجا وضعیت پیچیده‌تر است. ما با رشته‌های سروکار داریم که تعداد نامحدودی از الگوهای پیچیده را به دلخواه دارند، به علاوه این الگوها از قبل ثابت نیستند و در زمان اجرا ایجاد می‌شوند. توصیف الگوها بخشی از ورودی است، بنابراین فرآیند تشخیص باید منعطف باشد. برای حل این مشکلات، اغلب از ایده‌هایی در نظریه ماشین‌ها استفاده می‌شود.

اگر الگو توسط یک عبارت منظم مشخص شود، آنگاه برنامه تطبیق الگو می‌تواند این توصیف را دریافت نموده و آن را به یک پذیرنده منتهای غیر قطعی معادل با استفاده از روش ساخت در قضیه ۱-۳ تبدیل کند. سپس قضیه ۲-۲ می‌تواند جهت کاهش این پذیرنده منتهای غیر قطعی به پذیرنده منتهای قطعی استفاده شود. این پذیرنده منتهای قطعی، در قالب یک جدول انتقال یک الگوریتم تطبیق الگو کارا می‌باشد. همه کاری که برنامه نویس باید انجام دهد مهیا کردن راه‌اندازی است که چهار چوب عمومی برای استفاده از جدول را ارائه دهد. بدین طریق ما بطور خودکار می‌توانیم تعداد زیادی از الگوها را که در زمان اجرا تعریف می‌شوند مورد بررسی قرار دهیم.

همچنین کارآیی برنامه باید در نظر گرفته شود. ساخت ماشین‌های منتهای از روی عبارات منظم با استفاده از قضایای ۱-۲ و ۱-۳ به ماشین‌هایی با تعداد حالات زیاد منجر می‌شود. اگر فضای حافظه یک مسئله باشد، روش کاهش حالت توصیف شده در بخش ۲-۴ مفید خواهد بود.

## تمرین‌ها

۱- با استفاده از ساختار قضیه ۱-۳ یک پذیرنده منتهای غیرقطعی بیابید که زبان  $L(ab^*aa + bba^*ab)$  را بپذیرد.

۲- یک پذیرنده منتهای غیرقطعی بیابید که مکمل زبان تمرین ۱ را بپذیرد.

۳- یک پذیرنده منتهای غیرقطعی ارائه دهید که زبان  $L((a+b)^*b(a+bb)^*)$  را بپذیرد.  $\mathcal{S}$

۴- پذیرنده های منتهای غیر قطعی بیابید که زبان‌های زیر را بپذیرند.

$$\text{الف) } L(aa^* + aba^*b^*)$$

$$\text{ب) } L(ab(a+ab)^*(a+aa))$$

$$\text{ج) } L((ubab)^* + (aua^* + b)^*)$$

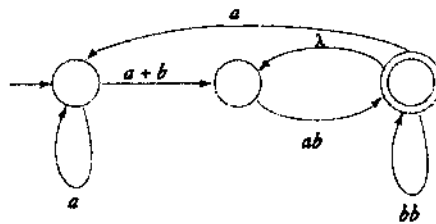
$$\text{د) } L(((aa^*)^*b)^*)$$

۵- پذیرنده‌های منتهای غیر قطعی بیابید که زبان‌های زیر را بپذیرند.

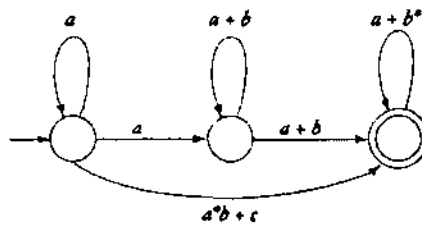
$$\text{الف) } L = L(ab^*a^*) \cup L((ab)^*ba)$$

(ب)  $L = L(ab^*a^*) \cap L((ab)^*ba)$ .

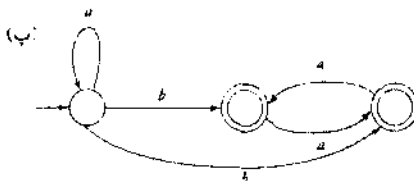
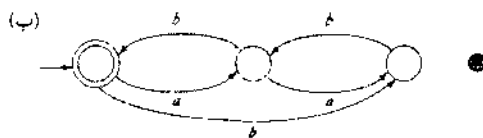
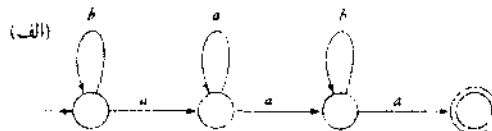
- ۶- یک پذیرنده متناهی غیرقطعی برای تمرین ۱۵(و)، بخش ۱-۳ بیابید. با استفاده از آن یک عبارت منظم برای زبان ارائه دهید.
- ۷- قوانین صریحی برای ساختاری پیشنهاد شده در شکل ۳-۹، در هنگامی که یال‌های مختلف در ۳-۹ الف) حذف شوند، ارائه دهید. **S**
- ۸- گراف انتقال تعمیم یافته زیر را در نظر بگیرید.



- الف) یک گراف انتقال تعمیم یافته معادل بیابید که فقط دارای دو حالت باشد. **S**
- ب) زبان پذیرفته شده بوسیله این گراف چیست؟ **S**
- ۹- چه زبانی توسط گراف انتقال تعمیم یافته زیر پذیرفته می‌شود؟



- ۱۰- عبارات منظمی برای زبان‌های پذیرفته شده بوسیله ماشین‌های زیر بیابید.



۱۱- مثال ۳-۱۰ را دوباره انجام دهید، که در آن ابتدا حالت  $\emptyset$  حذف شود.

۱۲- یک عبارت منظم برای زبان‌های زیر روی  $\{a, b\}$  بیابید.

الف)  $L = \{w : n_a(w) \text{ و } n_b(w) \text{ هر دو زوج باشند}\}$

ب)  $L = \{w : (n_a(w) - n_b(w)) \bmod 3 = 1\}$

ج)  $L = \{w : (n_a(w) - n_b(w)) \bmod 3 \neq 0\}$

د)  $L = \{w : 2n_a(w) + 3n_b(w) \text{ زوج باشد}\}$

۱۳- یک عبارت منظم بیابید که مجموعه همه رشته‌های سه تایی را تولید کند که جمع اعداد

دو دویی را بدرستی مانند تمرین ۲۳ بخش ۲-۱ تعریف می‌کند.

۱۴- ثابت کنید که ساختار پیشنهادی توسط شکل ۳-۹ گراف‌های انتقال تعمیم یافته را تولید می‌کند.

۱۵- یک عبارت منظم برای مجموعه همه اعداد حقیقی در پاسکال بنویسید.

۱۶- یک عبارت منظم برای مجموعه‌های پاسکال که اعضای آن اعداد صحیح هستند، بیابید.

۱۷- در برخی کاربردها، مانند برنامه نویسی که املا را بررسی می‌نمایند، ما ممکن است به تطبیق

دقیق الگو نیاز نداشته باشیم، و فقط یک تقریب کافی است. هنگامی که نماد یک تطابق تقریبی

مشخص شد، نظریه ماشین‌ها می‌تواند برای ساخت تطبیق دهنده‌های تقریبی الگو به کار رود.

برای تشریح این مورد، الگوهایی را در نظر بگیرید که از عبارت اصلی بوسیله درج یک نماد

مشتق شده‌اند. فرض  $L$  یک زبان منظم روی  $\Sigma$  باشد، تعریف می‌کنیم

$$\text{insert}(L) = \{uav : a \in \Sigma, uv \in L\}.$$

در حقیقت،  $\text{insert}(L)$  شامل همه رشته‌های ایجاد شده از  $L$  است که بوسیله درج یک نماد

ساختگی در هر جای کلمه ایجاد می‌شود.

الف) اگر یک پذیرنده متناهی غیر قطعی  $L$  داشته باشیم، نشان دهید که چگونه می‌توان یک

پذیرنده متناهی غیر قطعی برای  $\text{insert}(L)$  ساخت؟ \*

ب) بحث کنید چگونه می‌توان از این پذیرنده، برای نوشتن یک برنامه شناسایی الگو برای

$\text{insert}(L)$  استفاده کرد، که در آن ورودی یک عبارت منظم برای  $L$  است. \*

۱۸- مشابه تمرین قبل، همه کلماتی را در نظر بگیرید که می‌توانند از روی  $L$  بوسیله حذف یک

نماد تنها از رشته، شکل گیرند. بطور صوری این عملیات را *اره‌سازی* زبان‌ها تعریف می‌کنیم.  $\downarrow$

فرض داشتن یک پذیرنده متناهی غیرقطعی، یک پذیرنده متناهی غیرقطعی برای  $\downarrow(L)$

بسازید. \*

۱۹- با استفاده از ساختار قضیه ۳-۱، پذیرنده‌های متناهی غیر قطعی برای  $L(a^*)$  و  $L(\emptyset^*)$

بیابید. آیا نتیجه با تعریف این زبان‌ها سازگار است؟

### ۳-۳ گرامرهای منظم

روش سوم جهت توصیف زبان‌های منظم استفاده از گرامرهای ساده خاص است. گرامرها اغلب یک روش دیگر از مشخص کردن زبان‌ها است. هر گاه یک خانواده زبان را بوسیله ماشین یا روشی دیگر تعریف می‌کنیم، به دانستن اینکه چه نوع گرامری با آن خانواده ارتباط دارد علاقه‌مندیم. ابتدا، به گرامرهایی که زبان‌های منظم را تولید می‌کنند، نگاه می‌کنیم.

#### گرامرهای خطی راست و خطی چپ

تعریف ۳-۳: گرامر  $G = (V, T, S, P)$  را خطی راست گویند اگر همه قواعد به شکل

$$A \rightarrow xB,$$

$$A \rightarrow x,$$

که  $A, B \in V$  و  $x \in T^*$ . یک گرامر را خطی چپ گویند اگر همه قواعد آن به شکل

$$A \rightarrow Bx,$$

$$A \rightarrow x$$

باشند.

یک همواره منظم گرامری است که با خطی راست و یا خطی چپ باشد.

توجه کنید که در گرامر منظم، حداکثر یک متغیر در سمت راست هر قانون ظاهر می‌شود. بعلاوه، متغیر باید همواره سمت راست ترین یا سمت چپ ترین نماد در سمت راست هر قانون باشد.

مثال ۳-۱۲: گرامر  $G_1 = (\{S\}, \{a, b\}, S, P_1)$  که عبارت است از

$$S \rightarrow abS \mid a$$

خطی راست است. گرامر  $G_2 = (\{S, S_1, S_2\}, \{a, b\}, S, P_2)$  با قوانین

$$S \rightarrow S_1ab,$$

$$S_1 \rightarrow S_1ab \mid S_2,$$

$$S_2 \rightarrow a,$$

خطی چپ است. هم  $G_1$  و هم  $G_2$ ، گرامرهای منظم هستند.

دنباله

$$S \Rightarrow abS \Rightarrow ababS \Rightarrow ababa$$

اشتقاقی در  $G_1$  است. از روی تنها این نمونه حدس این مطلب آسان است که  $L(G_1)$  زبان نشان داده شده بوسیله عبارت منظم  $r = (ab)^*a$  می‌باشد. بطریق مشابه می‌توانیم ببینیم که  $L(G_2)$  زبان منظم  $L(aab(ab)^*)$  می‌باشد.

**مثال ۳-۱۳:** گرامر  $G = (\{S, A, B\}, \{a, b\}, S, P)$  با قوانین

$$\begin{aligned} S &\rightarrow A, \\ A &\rightarrow aB \mid \lambda, \\ B &\rightarrow Ab, \end{aligned}$$

منظم نیست. اگر چه هر قانونی یا به شکل خطی راست و یا خطی چپ است، ولی این گرامر نه خطی راست و نه خطی چپ است، و بنابراین منظم نیست. این گرامر مثالی از یک گرامر خطی است. یک گرامر خطی گرامری است که حداکثر یک متغیر می‌تواند در سمت راست هر قانون آن ظاهر شود، بدون اینکه محدودیتی در محل قرار گرفتن این متغیر وجود داشته باشد. واضح است که یک گرامر منظم، همیشه خطی است، ولی همه گرامرهای خطی، منظم نیستند.

هدف بعدی ما این است که نشان دهیم گرامرهای منظم یا زبان‌های منظم مرتبط هستند، و برای هر زبان منظم یک گرامر منظم وجود دارد. بنابراین، گرامرهای منظم روشی دیگر از بحث در مورد زبان‌های منظم هستند.

### گرامرهای خطی راست زبان‌های منظم را تولید می‌کنند

ابتدا، نشان می‌دهیم که زبان تولید شده بوسیله یک گرامر خطی راست، همواره منظم است. برای انجام این کار، یک پذیرنده منتهی غیر قطعی می‌سازیم که اشتقاق‌های یک گرامر خطی راست را تقلید می‌نماید. توجه کنید که شکل‌های جمله‌ای از یک گرامر خطی راست دارای شکل خاصی هستند که در آنها دقیقاً یک متغیر وجود دارد که به عنوان سمت راست ترین نماد ظاهر می‌شود. اکنون فرض کنید که یک مرحله در اشتقاقی را داریم

$$ab \dots cD \Rightarrow ab \dots cdE,$$

که با استفاده از قانون  $D \rightarrow dE$  تولید شده است. پذیرنده منتهی قطعی متناظر می‌تواند این مرحله را بوسیله رفتن از حالت  $D$  به حالت  $E$  هنگامی که با نماد ورودی  $d$  مواجه می‌شود، تقلید نماید. در این طرح کلی، حالت ماشین متناظر با متغیری در شکل جمله‌ای می‌باشد، در حالیکه قسمتی از رشته که تا کنون پردازش شده همان پیشوند پایانه‌ای از شکل جمله‌ای است. این ایده ساده پایه‌ای برای قضیه بعدی است.

**قضیه ۳-۳:** فرض کنید  $G = (V, T, S, P)$  یک گرامر خطی راست باشد. در اینصورت  $L(G)$  یک زبان منظم است.

**که اثبات:** فرض می‌کنیم  $V = \{V_0, V_1, \dots\}$  که  $S = V_0$  و قوانینی به شکل  $V_0 \rightarrow v_1 V_i, V_i \rightarrow v_2 V_j, \dots$  یا  $V_n \rightarrow v_1, \dots$  داریم. اگر  $w$  رشته‌ای در  $L(G)$  باشد، آنگاه بدلیل شکل قوانین در  $G$ ، اشتقاق باید به شکل زیر باشد

$$\begin{aligned} V_0 &\Rightarrow v_1 V_i \\ &\Rightarrow v_1 v_2 V_j \\ &\vdots \\ &\Rightarrow v_1 v_2 \dots v_k V_n \\ &\Rightarrow v_1 v_2 \dots v_k v_l = w. \end{aligned} \quad (2-3)$$

ماشینی که باید ساخته شود، اشتقاق را با مصرف به نوبت هر یک از این  $v$  ها مجدداً تولید می‌کند. حالت اولیه ماشین دارای برجسب  $V_0$  می‌باشد، و برای هر متغیر  $V_i$  یک حالت غیر نهایی با برجسب  $V_i$  وجود خواهد داشت. برای هر قانون

$$V_i \rightarrow a_1 a_2 \dots a_m V_j,$$

ماشین انتقال‌هایی برای اتصال  $V_i$  و  $V_j$  خواهد داشت، یعنی  $\delta$  بصورت زیر تعریف می‌شود

$$\delta^*(V_i, a_1 a_2 \dots a_m) = V_j.$$

برای هر قانون

$$V_i \rightarrow a_1 a_2 \dots a_m,$$

انتقال متناظر از ماشین بصورت زیر خواهد بود

$$\delta^*(V_i, a_1 a_2 \dots a_m) = V_f,$$

که  $V_f$  یک حالت نهایی است. حالات میانی که برای انجام این کار مورد نیاز می‌باشند، اهمیتی ندارند و می‌توانند دارای برجسب‌های دلخواه شوند. طرح کلی در شکل ۳-۱۵ نشان داده شده است. ماشین کامل از ردیف کردن چنین قسمت‌های مجزایی بدست می‌آید.

اکنون فرض کنید که  $w \in L(G)$  بطوریکه رابطه (۲-۳) ارضا شود. در پذیرنده متناهی غیر قطعی ساخته شده، مسیری از  $V_0$  به  $V_i$  با برجسب  $v_1$ ، مسیری از  $V_i$  به  $V_j$  با برجسب  $v_2$  و مانند آن وجود خواهد داشت بطوریکه

$$V_f \in \delta^*(V_0, w),$$

و  $w$  توسط  $M$  پذیرفته می‌شود.

بطور معکوس، فرض کنید که  $w$  توسط  $M$  پذیرفته می‌شود. بدلیل روشی که  $M$  ساخته می‌شود، ماشین برای پذیرش  $w$ ، باید گذری در دنباله حالات  $V_0, V_i, \dots$  تا  $V_f$  با استفاده از مسیرهایی با برجسب  $v_1, v_2, \dots$  داشته باشد. بنابراین  $w$  باید به شکل زیر باشد

$$w = v_1 v_2 \dots v_k v_l$$

و اشتقاق

$$V_0 \Rightarrow v_1 V_i \Rightarrow v_1 v_2 V_j \Rightarrow v_1 v_2 \dots v_k V_k \Rightarrow v_1 v_2 \dots v_k v_l$$

ممکن است. بنابراین  $w$  در  $L(G)$  هست، و قضیه اثبات می‌شود. ■

**مثال ۳-۱۴:** یک ماشین متناهی بسازید که زبان تولید شده بوسیله گرامر زیر را بپذیرد.

$$\begin{aligned} V_0 &\rightarrow aV_1, \\ V_1 &\rightarrow abV_0 \mid b. \end{aligned}$$

گراف انتقال را با رئوس  $V_0, V_1$  و  $V_f$  شروع می‌کنیم. اولین قانون تولید یک یال با برچسب  $a$  بین  $V_0$  و  $V_1$  ایجاد می‌کند. برای قانون دوم، ما نیاز به معرفی یک راس اضافی داریم بطوریکه بتوانیم مسیری با برچسب  $ab$  بین  $V_0$  و  $V_1$  داشته باشیم. سرانجام، ما نیاز به اضافه کردن یالی با برچسب  $b$  بین  $V_1$  و  $V_f$  داریم، که به ماشین نشان داده شده در شکل ۳-۱۶ منجر می‌شود. زبان تولید شده بوسیله گرامر و پذیرفته شده بوسیله ماشین، زبان منظم  $L((aab)^*ab)$  می‌باشد.

### گرامرهای خطی راست برای زبان‌های منظم

برای نشان دادن اینکه زبان منظم می‌تواند بوسیله یک گرامر خطی راست تولید شود، از پذیرنده متناهی قطعی برای زبان شروع می‌کنیم و ساختار نشان داده شده در قضیه ۳-۳ را معکوس می‌کنیم. اکنون حالات پذیرنده متناهی قطعی، متغیرهای گرامر، و نمادهایی که باعث انتقال می‌شوند پایانه‌های قوانین خواهند بود.

**قضیه ۳-۴:** اگر  $L$  یک زبان منظم روی الفبای  $\Sigma$  باشد، آنگاه یک گرامر خطی راست  $G = (V, \Sigma, S, P)$  وجود دارد بطوریکه  $L = L(G)$ .

**کلیه اثبات:** فرض کنید  $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$  یک پذیرنده متناهی قطعی باشد که  $L$  را می‌پذیرد. فرض می‌کنیم  $Q = \{q_0, q_1, \dots, q_n\}$  و  $\Sigma = \{a_1, a_2, \dots, a_m\}$  باشد. گرامر خطی راست  $G = (V, \Sigma, S, P)$  را با

$$V = \{q_0, q_1, \dots, q_n\}$$

و  $S = q_0$  بسازید. برای هر انتقال

$$\delta(q_i, a_j) = q_k$$

از  $M$ ، قانون زیر را در  $P$  قرار می‌دهیم

$$q_i \rightarrow a_j q_k \quad (۳-۳)$$

بعلاوه، اگر  $q_k$  در  $F$  باشد، به  $P$  قانون زیر را اضافه می‌کنیم

$$q_k \rightarrow \lambda \quad (۴-۳)$$

ما ابتدا نشان می‌دهیم که  $G$  تعریف شده بدین طریق می‌تواند هر رشته‌ای در  $L$  را تولید کند.  $w \in L$

$$w = a_i a_j \dots a_k a_l.$$

در نظر بگیرید. برای اینکه  $M$  این رشته را بپذیرد باید حرکات زیر را انجام دهد

$$\begin{aligned}\delta(q_0, a_1) &= q_p, \\ \delta(q_p, a_1) &= q_r, \\ &\vdots \\ \delta(q_s, a_k) &= q_t, \\ \delta(q_t, a_l) &= q_f \in F.\end{aligned}$$

با توجه به ساختار، گرامر برای هر یک از این  $\delta$  ها، یک قانون خواهد داشت. بنابراین می توانیم اشتقاق زیر را داشته باشیم

$$\begin{aligned}q_0 &\Rightarrow a_1 q_p \Rightarrow a_1 a_1 q_r \Rightarrow a_1 a_1 \dots a_k q_t \\ &\Rightarrow a_1 a_1 \dots a_k a_l q_f\end{aligned}\tag{5-3}$$

با داشتن گرامر  $G$  و  $w \in L(G)$

بر عکس، اگر  $w \in L(G)$  باشد، آنگاه اشتقاق آن باید به شکل (5-3) باشد، ولی این مطلب ایجاب می کند که

$$\delta^*(q_0, a_1 a_1 \dots a_k a_l) = q_f,$$

و اثبات تکمیل می شود. ■

به منظور ساخت یک گرامر، مفید است توجه کنید که محدودیت اینکه  $M$  پذیرنده منتهی قطعی باشد برای اثبات قضیه 3-4 ضروری نیست. اگر  $M$  یک پذیرنده منتهی غیر قطعی باشد، همان ساختار با اندکی تغییر می تواند استفاده شود.

**مثال 3-15:** یک گرامر خطی راست برای  $L(aab^*a)$  بسازید. تابع انتقال برای یک پذیرنده منتهی غیر قطعی، به همراه قوانین تولید گرامر متناظر در شکل 3-17 نشان داده شده است. این نتیجه بسادگی بوسیله دنبال کردن ساختار قضیه 3-4 بدست آمده است. رشته  $aaaba$  می تواند از روی گرامر ساخته شده بصورت زیر مشتق شود

$$q_0 \Rightarrow aq_1 \Rightarrow aaq_2 \Rightarrow aabq_3 \Rightarrow aabaq_f \Rightarrow aaba.$$

$\delta(q_0, a) = \{q_1\}$	$q_0 \xrightarrow{a} aq_1$
$\delta(q_1, a) = \{q_2\}$	$q_1 \xrightarrow{a} aaq_2$
$\delta(q_2, b) = \{q_3\}$	$q_2 \xrightarrow{b} aabq_3$
$\delta(q_3, a) = \{q_f\}$	$q_3 \xrightarrow{a} aabaq_f$
$q_f \in F$	$q_f \xrightarrow{\lambda}$

شکل 3-17

## هم ارزی بین زبان های منظم و گرامرهای منظم

دو قضیه قبلی ارتباط بین زبان های منظم و گرامرهای خطی راست را برقرار می سازد. می توان ارتباط مشابهی بین زبان های منظم و گرامرهای خطی چپ برقرار کرد، و بدین وسیله هم ارزی کامل بین گرامرهای منظم و زبان های منظم را نشان داد.

**قضیه ۳-۵:** زبان  $L$  منظم است اگر و فقط اگر یک گرامر خطی چپ  $G$  وجود داشته باشد بطوریکه  $L = L(G)$  باشد.

**اثبات:** ما فقط ایده اساسی را مطرح می کنیم. گرامر خطی چپ با قوانین تولید به شکل

$$A \rightarrow Bv,$$

یا

$$A \rightarrow v,$$

مفروض است. از روی آن یک گرامر خطی راست  $\hat{G}$  می سازیم که در آن هر قانون از  $G$  با

$$A \rightarrow v^R B,$$

یا

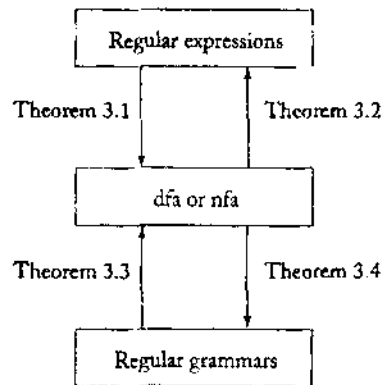
$$A \rightarrow v^R,$$

بترتیب جایگزین شده است. با چند مثال سریعاً روشن خواهد شد که  $L(G) = (L(\hat{G}))^R$ . سپس از تمرین ۱۲، بخش ۲-۳ استفاده می کنیم که می گوید معکوس هر زبان منظم نیز منظم است. از آنجایی که  $\hat{G}$  خطی راست است،  $L(\hat{G})$  منظم است. ولی در اینصورت  $L((\hat{G}))^R$  و  $L(G)$  نیز منظم هستند. ■

با قرار دادن قضایای ۳-۴ و ۳-۵ در کنار یکدیگر، به هم ارزی زبان های منظم و گرامرهای منظم می رسیم.

**قضیه ۳-۶:** یک زبان  $L$  منظم است اگر و فقط اگر یک گرامر منظم  $G$  وجود داشته باشد بطوریکه  $L = L(G)$  باشد.

اکنون چندین روش برای توصیف زبان های منظم داریم: پذیرنده های متناهی قطعی، پذیرنده های متناهی غیر قطعی، عبارات منظم، و گرامرهای منظم. اگر چه در هر مورد ممکن است یکی از این روش ها مناسب تر باشد، همه آنها دارای قدرت یکسانی هستند. همه آنها تعریف کامل و غیر مبهمی از یک زبان منظم ارائه می دهند. ارتباط بین همه این مفاهیم همچنانکه در شکل ۳-۱۸ نشان داده شده است، بوسیله چهار قضیه در این بخش برقرار می شود.



شکل ۳-۱۸

### تمرین‌ها □

۱- یک پذیرنده متناهی قطعی بسازید که زبان تولید شده بوسیله گرامر زیر را بپذیرد.

$$\begin{aligned} S &\rightarrow abA, \\ A &\rightarrow baB, \\ B &\rightarrow aA | bb. \end{aligned}$$

۲- یک گرامر منظم بیابید که زبان  $L(a^*u^*(ab+a)^*)$  را تولید کند.

۳- یک گرامر خطی چپ برای زبان تمرین ۱ بسازید.

۴- گرامرهای خطی راست و خطی چپ را برای زبان زیر بسازید.

$$L = \{a^n b^m : n \geq 2, m \geq 3\}. \mathcal{S}$$

۵- یک گرامر خطی راست برای زبان  $L((uab^*ab)^*)$  بسازید.

۶- یک گرامر منظم بیابید که زبان روی  $\Sigma = \{a, b\}$  را تولید کند بطوریکه شامل همه رشته‌هایی باشد که بیشتر از سه  $a$  نداشته باشند.

۷- در قضیه ۳-۵، ثابت کنید که  $\mathcal{S} \cdot L(\bar{G}) = (L(G))^*$ .

۸- ساختاری پیشنهاد کنید که بوسیله آن یک گرامر خطی چپ بتواند مستقیماً از روی یک پذیرنده متناهی غیر قطعی بدست آید.

۹- یک گرامر خطی چپ برای زبان تمرین ۵ بیابید.

۱۰- یک گرامر منظم برای زبان  $\{a^n b^m : n+m \text{ زوج است}\}$  بیابید.  $\mathcal{S}$

۱۱- یک گرامر منظم بیابید که زبان زیر را تولید کند.

$$L = \{w \in \{a, b\}^* : n_a(w) + 3n_b(w) \text{ زوج است}\}.$$

۱۲- گرامرهای منظمی برای زبان‌های زیر روی  $\{a, b\}$  بیابید.

الف)  $L = \{w : n_a(w) \text{ و } n_b(w) \text{ هر دو زوج هستند}\}$

ب)  $L = \{w : (n_a(w) - n_b(w)) \bmod 3 = 1\}$

ج)  $L = \{w : (n_a(w) - n_b(w)) \bmod 3 \neq 0\}$

د)  $L = \{w : |n_a(w) - n_b(w)| \text{ فرد است}\}$

۱۳- نشان دهید که برای هر زبان منظم که شامل  $\lambda$  نباشد، یک گرامر خطی راست وجود دارد که قوانین تولید آن به اشکال

$$A \rightarrow aB$$

یا

$$A \rightarrow u,$$

محدود باشد که  $a \in T$  و  $A, B \in V$ .

۱۴- نشان دهید که هر گرامر منظم  $G$  که برای آن  $L(G) \neq \emptyset$  باشد، باید حداقل دارای یک قانون تولید به شکل

$$A \rightarrow x,$$

باشد که  $A \in V$  و  $x \in T^*$ .

۱۵- یک گرامر منظم بیابید که مجموعه همه اعداد حقیقی پاسکال را تولید کند.

۱۶- فرض کنید  $G_1 = (V_1, \Sigma, S_1, P_1)$  یک گرامر خطی راست و  $G_2 = (V_2, \Sigma, S_2, P_2)$

یک گرامر خطی چپ باشد، و همچنین  $V_1$  و  $V_2$  مجزا باشند. گرامر خطی

$G = (\{S\} \cup V_1 \cup V_2, \Sigma, S, P)$  را در نظر بگیرید که  $S$  در  $V_1 \cup V_2$  نبوده و

$P = \{S \rightarrow S_1 \mid S_2\} \cup P_1 \cup P_2$  باشد. نشان دهید که  $L(G)$  منظم است.  $\odot$



## خواص زبان‌های منظم

ما زبان‌های منظم را تعریف کردیم، راه‌های ارائه آنها را مطالعه نمودیم، و چند مثال از کاربرد آنها دیدیم. اکنون این سوال را مطرح می‌کنیم که زبان‌های منظم تا چه حدی عمومیت دارند. آیا همه زبان‌های صوری، منظم هستند؟ شاید هر مجموعه‌ای بتواند بوسیله یک ماشین متناهی ولو پیچیده پذیرفته شود. همانگونه که به زودی خواهیم دید، پاسخ به این فرضیات قطعاً خیر هست. ولی برای درک اینکه چرا اینگونه است، باید بیشتر در مورد طبیعت زبان‌های منظم تحقیق کنیم و ببینیم که این خانواده چه خواصی دارد؟

اولین سوالی که مطرح می‌کنیم این است که وقتی عملیاتی روی زبان‌های منظم انجام می‌دهیم چه اتفاقی می‌افتد. عملیاتی که ما در نظر می‌گیریم عملیات ساده بر روی مجموعه‌ها است مانند اتصال، و همه عملیاتی است که هر رشته از زبان را تغییر می‌دهند مانند نمونه‌ای که در تمرین ۲۲، بخش ۱-۲ آورده شد. آیا زبان نتیجه شده هنوز منظم است؟ به این سوال به عنوان یک سوال بستاری مراجعه می‌کنیم. اگر چه خواص بستاری اغلب جنبه نظری دارد، به ما کمک می‌کند تا بین خانواده‌های زبان‌های مختلف که با آنها مواجه خواهیم شد، تمایز قائل شویم.

مجموعه دوم از سوالات مربوط به خانواده‌های زبان‌ها درباره توانایی تصمیم‌گیری ما در مورد خواص خاصی بحث می‌کند. برای مثال، آیا می‌توانیم بگوییم یک زبان متناهی است یا خیر؟ همچنانچه خواهیم دید، چنین سوالانی در مورد زبان‌های منظم بسادگی پاسخ داده می‌شوند، ولی پاسخ‌ها برای خانواده‌های دیگر زبان‌ها آسان نیست.

سرانجام، سوال مهمی را در نظر می‌گیریم: چگونه می‌توانیم بگوییم که آیا یک زبان داده شده منظم هست یا خیر؟ اگر زبانی در واقع منظم باشد، می‌توانیم همواره این مطلب را بوسیله ارائه یک پذیرنده متناهی قطعی، عبارت منظم، یا گرامر منظم برای آن نشان دهیم. ولی اگر چنین نباشد، ما نیاز داریم به گونه دیگری عمل کنیم. یک روش برای نشان دادن اینکه یک زبان منظم نیست، مطالعه صفات عمومی زبان‌های منظم یعنی خصصه‌هایی که در بین همه زبان‌های منظم مشترک هستند، می‌باشد. اگر برخی از چنین خواصی را بدانیم، و اگر بتوانیم نشان دهیم که زبان مورد بحث آن خاصیت را ندارد، آنگاه

می‌توانیم بگوییم که زبان منظم نیست.

در این فصل، به انواع خواص زبان‌های منظم می‌نگریم. این خواص به مقدار زیادی به ما می‌گویند که چه کارهایی را زبان‌های منظم می‌توانند و چه کارهایی را نمی‌توانند انجام دهند. بعداً، هنگامی که به همان سوالات در مورد خانواده‌های دیگر زبان‌ها بنگریم، شباهت‌ها و تفاوت‌هایی در این خواص به ما امکان می‌دهند تا بین خانواده‌های مختلف زبان‌ها تمایز قائل شویم.

#### ۴-۱ خواص بستاری زبان‌های منظم

این سوال را در نظر بگیرید: دو زبان منظم  $L_1$  و  $L_2$  مفروضند. آیا اجتماع آنها نیز منظم است؟ جواب در موارد خاصی ممکن است واضح باشد، ولی در اینجا می‌خواهیم مسئله را به طور کلی بررسی نماییم. آیا این مطلب برای همه زبان‌های منظم  $L_1$  و  $L_2$  درست است؟ پاسخ این سوال بلی هست، حقیقتی که بدین گونه بیان می‌کنیم که خانواده زبان‌های منظم تحت اجتماع بسته است. ما می‌توانیم سوالات مشابه را درباره انواع دیگر عملیات روی زبان‌ها پی‌ریسیم. این سوالات ما را به مطالعه عمومی خواص بستاری زبان‌ها رهنمون می‌سازد.

خواص بستاری خانواده‌های مختلف زبان‌ها تحت عملیات مختلف از لحاظ نظری قابل توجه است. در نگاه اول، ممکن است اهمیت عملی که این خواص دارا هستند، واضح نباشد. در حقیقت، برخی از این خواص اهمیت عملی بسیار کمی دارند، ولی نتایج کاربردی بسیاری دارند. بوسیله نگاه به طبیعت عمومی خانواده‌های زبان‌ها، خواص بستاری به ما در پاسخ به سوالات دیگر و عملی‌تر کمک می‌کنند. ما بعداً نمونه‌هایی از این را (قضیه ۴-۷ و مثال ۴-۱۳) در این فصل خواهیم دید.

#### بستار تحت عملیات ساده روی مجموعه

با نگاه به بسته بودن زبان‌های منظم تحت عملیات معمول مجموعه، مانند اجتماع و اشتراک شروع می‌کنیم.

**قضیه ۴-۱:** اگر  $L_1$  و  $L_2$  زبان‌های منظم باشند، آنگاه  $L_1 \cup L_2, L_1 \cap L_2, L_1 L_2, \bar{L}_1$  نیز منظم هستند. گوییم که خانواده زبان‌های منظم تحت اجتماع، اشتراک، اتصال، متمم‌گیری، و بستار ستاره‌ای بسته است.

**که اثبات:** اگر  $L_1$  و  $L_2$  منظم باشند، آنگاه عبارات منظم  $r_1$  و  $r_2$  وجود دارند بطوریکه  $L_1 = L(r_1)$  و  $L_2 = L(r_2)$  باشد. طبق تعریف،  $r_1 r_2, r_1 + r_2$  و  $r_1^*$  عبارات منظمی هستند که بترتیب زبان‌های  $L_1 L_2, L_1 \cup L_2$  و  $L_1^*$  را نشان می‌دهند. بنابراین، بسته بودن تحت اجتماع، اتصال، و بستار ستاره‌ای فوراً حاصل می‌شود.

برای نشان دادن بسته بودن تحت متمم‌گیری، فرض کنید  $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$  یک پذیرنده متناهی قطعی باشد که  $L_1$  را می‌پذیرد. در اینصورت پذیرنده متناهی قطعی

$$\bar{M} = (Q, \Sigma, \delta, q_0, Q - F)$$

$\bar{L}_1$  را می‌پذیرد. این مطلب نسبتاً قابل فهم است. ما قبلاً این نتیجه را در تمرین ۴ در بخش ۲-۱ پیشنهاد کرده بودیم. توجه کنید که در تعریف یک پذیرنده متناهی قطعی، فرض می‌کنیم  $\delta^*$  یک تابع کلی باشد، بطوریکه  $\delta^*(q_0, w)$  برای همه  $w \in \Sigma^*$  تعریف شده است. در نتیجه یا  $\delta^*(q_0, w)$  یک حالت نهایی است که در این مورد  $w \in L$  هست، یا  $\delta^*(q_0, w) \in Q - F$  و  $w \in \bar{L}$  می‌باشد.

نمایش بسته بودن تحت اشتراک، مقداری کار بیشتری می‌طلبد. فرض کنید  $L_1 = L(M_1)$  و  $L_2 = L(M_2)$  باشد، که  $M_1 = (Q, \Sigma, \delta_1, q_0, F_1)$  و  $M_2 = (P, \Sigma, \delta_2, p_0, F_2)$  پذیرنده های متناهی قطعی هستند. از روی  $M_1$  و  $M_2$  ماشین ترکیبی  $\bar{M} = (\bar{Q}, \Sigma, \bar{\delta}, (q_0, p_0), \bar{F})$  را می‌سازیم، که مجموعه حالت  $\bar{Q} = Q \times P$  شامل زوج‌های  $(q_i, p_j)$  می‌باشد، و تابع انتقال  $\bar{\delta}$  به گونه‌ای است که هرگاه  $M_1$  در حالت  $q_i$  و  $M_2$  در حالت  $p_j$  باشد،  $\bar{M}$  در حالت  $(q_i, p_j)$  است. این مطلب بدین گونه انجام می‌شود که

$$\bar{\delta}((q_i, p_j), a) = (q_k, p_l),$$

می‌باشد هر گاه

$$\delta_1(q_i, a) = q_k$$

و

$$\delta_2(p_j, a) = p_l$$

باشد.  $\bar{F}$  به عنوان مجموعه‌ای از همه  $(q_i, p_j)$  تعریف می‌شود، بطوریکه  $q_i \in F_1$  و  $p_j \in F_2$  می‌باشد. سپس موضوع ساده‌ای است که نشان دهیم  $w \in L_1 \cap L_2$  اگر و فقط اگر بوسیله  $\bar{M}$  پذیرفته شود، در نتیجه  $L_1 \cap L_2$  منظم است. ■

اثبات بسته بودن تحت اشتراک، مثال خوبی از اثبات ساختاری است. این اثبات نه تنها نتیجه مطلوب را برقرار می‌سازد، بلکه صریحاً چگونگی ساخت یک پذیرنده متناهی برای اشتراک دو زبان منظم را نشان می‌دهد. اثبات ساختاری که در طول این کتاب ظاهر شده است با اهمیت هستند زیرا بینشی در مورد نتایج به ما می‌دهند و اغلب به عنوان نقطه شروعی برای الگوریتم‌های عملی محسوب می‌شوند. در اینجا، همانند بسیاری از موارد، استدلال‌های کوتاه‌تری غیر ساختاری (یا حداقل صریحاً غیر ساختاری) وجود دارند. در مورد بسته بودن تحت اشتراک، با قانون دمورگان، معادله (۱,۳) شروع می‌کنیم، و از دو طرف متمم می‌گیریم. در اینصورت برای هر زبان  $L_1$  و  $L_2$  داریم

$$L_1 \cap L_2 = \overline{\bar{L}_1 \cup \bar{L}_2}$$

اکنون، اگر  $L_1$  و  $L_2$  منظم باشند، آنگاه با توجه به بسته بودن تحت متمم‌گیری،  $\bar{L}_1$  و  $\bar{L}_2$  نیز منظم هستند. با استفاده از بسته بودن تحت اجتماع، بدست می‌آوریم که  $\bar{L}_1 \cup \bar{L}_2$  نیز منظم است. با استفاده مجدد از بسته بودن تحت متمم‌گیری می‌بینیم که

$$\overline{\overline{L_1} \cup \overline{L_2}} = L_1 \cap L_2$$

منظم است.

مثال بعدی، تغییراتی روی همین ایده است.

**مثال ۴-۱:** نشان دهید که خانواده زبان‌های منظم تحت تفاضل بسته است. به عبارت دیگر، می‌خواهیم نشان دهیم که اگر  $L_1$  و  $L_2$  منظم باشند، آنگاه  $L_1 - L_2$  نیز ضرورتاً منظم است. هویت مجموعه مورد نیاز فوراً از تعریف تفاضل مجموعه واضح است، یعنی

$$L_1 - L_2 = L_1 \cap \overline{L_2}.$$

این حقیقت که  $L_2$  منظم است ایجاب می‌کند که  $\overline{L_2}$  نیز منظم باشد. سپس بدلیل بسته بودن زبان‌های منظم تحت اشتراک، می‌دانیم که  $L_1 \cap \overline{L_2}$  منظم است، و استدلال کامل می‌شود.

خواص بستاری دیگری می‌توانند مستقیماً بوسیله استدلال‌های مقدماتی، بدست آیند.

**قضیه ۴-۲:** خانواده زبان‌های منظم تحت معکوس کردن بسته است.

**کک اثبات:** اثبات این قضیه به عنوان تمرینی در بخش ۲-۳ پیشنهاد شده بود. در اینجا به جزئیات آن می‌پردازیم. فرض کنید که  $L$  یک زبان منظم باشد. در اینصورت یک پذیرنده منتهی غیر قطعی با تنها یک حالت نهایی برای آن می‌سازیم. طبق تمرین ۷، بخش ۲-۳ این کار همواره امکان‌پذیر است. در گراف انتقال برای این پذیرنده منتهی غیر قطعی، راس اولیه را راس نهایی، و راس نهایی را راس اولیه می‌سازیم، و جهت همه بال‌ها را معکوس می‌نماییم. موضوع نسبتاً ساده‌ای است که نشان دهیم پذیرنده منتهی غیر قطعی تغییر یافته  $L^R$  را می‌پذیرد اگر و فقط اگر پذیرنده منتهی قطعی اولیه  $L$  را بپذیرد. بنابراین، پذیرنده منتهی غیر قطعی تغییر یافته  $L^R$  را می‌پذیرد، و بسته بودن تحت معکوس کردن اثبات می‌شود. ■

### بستار تحت سایر عملیات

علاوه بر عملیات استاندارد روی زبان‌ها، می‌توان عملیات دیگری تعریف کرد و خواص بستاری آنها را مورد بررسی قرار داد. نتایج بسیاری در این زمینه وجود دارد که ما تنها دو نمونه را انتخاب می‌کنیم. بقیه نتایج در تمرینات انتهای این بخش بررسی می‌شوند.

**تعریف ۴-۱:** فرض کنید  $\Sigma$  و  $\Gamma$  الفبا باشند. در اینصورت تابع

$$h: \Sigma^* \rightarrow \Gamma^*$$

را همریختی نامند. به عبارتی، همریختی یک جایگزینی است که یک حرف تنها یا یک رشته جایگزین

می‌شود. دامنه تابع  $h$  به رشته‌ها با روشی واضح توسعه می‌یابد. اگر

$$w = a_1 a_2 \dots a_n.$$

آنگاه

$$h(w) = h(a_1)h(a_2)\dots h(a_n).$$

اگر  $L$  زبانی روی  $\Sigma$  باشد، آنگاه تصویر همریختی آن به صورت زیر تعریف می‌شود

$$h(L) = \{h(w) : w \in L\}.$$

**مثال ۲-۴:** فرض کنید  $\Sigma = \{a, b\}$  و  $\Gamma = \{a, b, c\}$  و  $h$  بصورت زیر تعریف شده باشد

$$h(a) = ab,$$

$$h(b) = bbc.$$

در اینصورت  $h(aba) = abbbcab$ . تصویر همریختی  $L = \{aa, aba\}$  زبان  $L$  می‌باشد.

اگر یک عبارت منظم  $r$  برای زبان  $L$  داشته باشیم، آنگاه یک عبارت منظم برای  $h(L)$  می‌تواند به سادگی با اعمال همریختی بر روی هر نماد  $\Sigma$  از  $r$  بدست آید.

**مثال ۳-۴:** فرض کنید  $\Sigma = \{a, b\}$  و  $\Gamma = \{b, c, d\}$  و  $h$  بصورت زیر تعریف شده باشد

$$h(a) = dbcc,$$

$$h(b) = bdc.$$

اگر  $L$  زبان منظمی باشد که با عبارت زیر نشان داده شود

$$r = (a + b^*)(aa)^*,$$

آنگاه

$$r_1 = (dbcc + (bdc)^*)(dbccdbcc)^*$$

نشان دهنده زبان منظم  $h(L)$  می‌باشد.

نتیجه عمومی زیر از بستار زبان‌های منظم تحت هر همریختی از این مثال با روشی واضح بدست می‌آید.

**قضیه ۳-۴:** فرض کنید  $h$  یک همریختی باشد. اگر  $L$  یک زبان منظم باشد، آنگاه تصویر همریختی آن یعنی  $h(L)$  نیز منظم است. بنابراین خانواده زبان‌های منظم تحت همریختی‌های دلخواه بسته است.

**کلمات:** فرض کنید  $L$  یک زبان منظم باشد که با عبارت منظم  $r$  نشان داده می‌شود.  $h(r)$  را با

جایگزینی  $h(a)$  به ازای هر نماد  $a \in \Sigma$  از  $r$  بدست می‌آوریم. می‌توان مستقیماً با مراجعه به تعریف یک عبارت منظم نشان داد که نتیجه، یک عبارت منظم است. به همین آسانی می‌توان دید که عبارت بدست آمده نشان دهنده  $h(L)$  است. همه آنچه‌ی که باید نشان دهیم این است که برای هر  $w \in L$ ،  $h(w)$  متناظر در  $L(h(r))$  است و برعکس برای هر  $v$  در  $L(h(r))$ ، یک  $w$  در  $L$  وجود دارد بطوریکه  $v = h(w)$  است. جزئیات را به عنوان تمرین باقی می‌گذاریم، و ادعا می‌کنیم که  $h(L)$  منظم است. ■

**تعریف ۴-۲:** فرض کنید  $L_1$  و  $L_2$  زبان‌هایی روی الفبای یکسانی باشند. در اینصورت خارج قسمت راست  $L_1$  به  $L_2$  بصورت زیر تعریف می‌شود

$$L_1 / L_2 = \{x : y \in L_2 \text{ برای برخی } xy \in L_1\}. \quad (1-4)$$

برای تشکیل خارج قسمت راست  $L_1$  به  $L_2$ ، همه رشته‌هایی در  $L_1$  را که دارای پسوندی متعلق به  $L_2$  هستند در نظر می‌گیریم. هر یک از چنین رشته‌هایی پس از حذف این پسوند، متعلق به  $L_1 / L_2$  می‌باشند.

مثال ۴-۴: اگر

$$L_1 = \{a^n b^m : n \geq 1, m \geq 0\} \cup \{ba\}$$

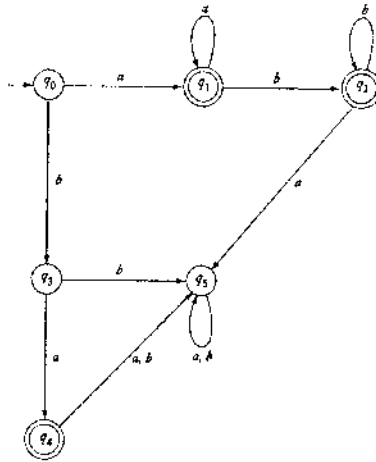
و

$$L_2 = \{b^m : m \geq 1\},$$

آنگاه

$$L_1 / L_2 = \{a^n b^m : n \geq 1, m \geq 0\}.$$

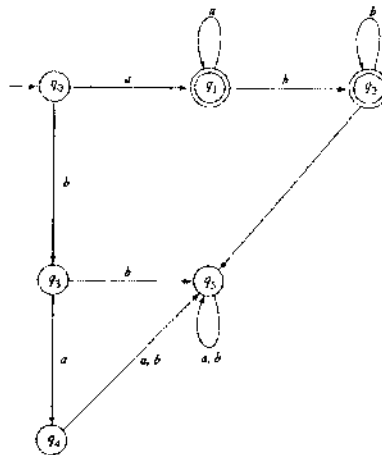
رشته‌های موجود در  $L_2$  شامل یک یا بیشتر  $b$  هستند. بنابراین، با حذف یک یا بیشتر  $b$  از رشته‌هایی در  $L_1$  که به حداقل یک  $b$  به عنوان پسوند ختم می‌شوند، به جواب می‌رسیم. توجه کنید که در اینجا  $L_1$ ،  $L_2$  و  $L_1 / L_2$  همگی منظم هستند. این مطلب پیشنهاد می‌کند که خارج قسمت راست هر دو عبارت منظم نیز منظم است. ما این را در قضیه بعد بوسیله ساختاری که پذیرنده‌های متناهی قطعی برای  $L_1$  و  $L_2$  را گرفته و از روی آنها پذیرنده متناهی قطعی برای  $L_1 / L_2$  می‌سازد، اثبات خواهیم کرد. قبل از اینکه ساختار را به طور کامل توصیف کنیم، اجازه دهید ببینیم چگونه در این مثال به کار می‌رود. با پذیرنده متناهی قطعی مانند ماشین  $M_1 = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$  در شکل ۴-۱ برای  $L_1$  شروع می‌کنیم. از آنجایی که یک ماشین برای  $L_1 / L_2$  باید هر پیشوندی از رشته‌های  $L_1$  را بپذیرد، سعی می‌کنیم  $M_1$  را به گونه‌ای تغییر دهیم که  $x$  را بپذیرد اگر یک  $y$  وجود داشته باشد که در رابطه (۴-۱) صدق کند.



شکل ۱-۴

مشکل زمانی رخ می‌دهد که بخواهیم یک  $y$  به گونه‌ای بیابیم که  $xy \in L_1$  و  $y \in L_2$  باشد. برای حل آن، برای هر  $q \in Q$  تعیین می‌کنیم که آیا راهی به یک حالت نهایی با برچسب  $y$  وجود دارد بطوریکه  $y \in L_2$  باشد. اگر چنین باشد، هر  $x$  بطوریکه  $\delta(q_0, x) = q$  باشد، در  $L_1/L_2$  خواهد بود. ما ماشین را مطابق آن تغییر می‌دهیم تا  $q$  یک حالت نهایی باشد.

برای کاربرد این در مورد مسئله ارائه شده، هر حالت  $q_0, q_1, q_2, q_3, q_4, q_5$  را بررسی می‌کنیم تا ببینیم آیا راهی با برچسب  $bb^*$  به هر یک از حالات  $q_1, q_2$  یا  $q_4$  وجود دارد. می‌بینیم که فقط  $q_1$  و  $q_2$  واجد شرایط هستند. این شرایط را ندارند. ماشین نتیجه شده برای  $L_1/L_2$  در شکل ۲-۴ نشان داده شده است. آن را بررسی کنید تا ببینید که ساختار به درستی کار می‌کند. این ایده را در قضیه بعد تعمیم می‌دهیم.



شکل ۲-۴

**قضیه ۴-۴:** اگر  $L_1$  و  $L_2$  زبان‌های منظم باشند، آنگاه  $L_1 / L_2$  نیز منظم است. می‌گوییم که خانواده زبان‌های منظم تحت خارج قسمت راست نسبت به یک زبان منظم، منظم است.

**کج اثبات:** فرض کنید  $L_1 = L(M)$  که  $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$  یک پذیرنده منتهی قطعی است. ما پذیرنده منتهی قطعی دیگر  $\bar{M} = (Q, \Sigma, \delta, q_0, \bar{F})$  را بصورت زیر می‌سازیم. برای هر  $q_i \in Q$ ، تعیین می‌کنیم آیا یک  $y \in L_2$  وجود دارد بطوریکه

$$\delta^*(q_i, y) = q_f \in F.$$

این کار می‌تواند بوسیله نگاه به پذیرنده‌های منتهی قطعی  $M_i = (Q, \Sigma, \delta, q_i, F)$  انجام شود. ماشین  $M_i$  همان ماشین  $M$  است که در آن حالت  $q_0$  با  $q_i$  جایگزین شده است. اکنون تعیین می‌کنیم آیا یک  $y$  در  $L(M_i)$  وجود دارد که در  $L_2$  نیز باشد. برای این کار، می‌توانیم از ساختاری که برای اشتراک دو زبان منظم که در قضیه ۴-۱ داده شد جهت یافتن گراف انتقال برای  $L_2 \cap L(M_i)$  استفاده کنیم. اگر هر مسیری بین راس اولیه آن و هر راس نهایی وجود داشته باشد، آنگاه  $L_2 \cap L(M_i)$  تهی نیست. در آن مورد،  $q_i$  را به  $\bar{F}$  اضافه کنید. با تکرار این کار برای هر  $q_i \in Q$ ،  $\bar{F}$  را تعیین نموده و بدین وسیله  $\bar{M}$  را می‌سازیم.

برای اثبات اینکه  $L(\bar{M}) = L_1 / L_2$  هست، فرض کنید  $x$  هر عنصری از  $L_1 / L_2$  باشد. در اینصورت باید یک  $y \in L_2$  وجود داشته باشد بطوریکه  $xy \in L_1$  باشد. این مورد ایجاب می‌کند که

$$\delta^*(q_0, xy) \in F,$$

بطوریکه باید یک  $q \in Q$  داشته باشیم بطوریکه

$$\delta^*(q_0, x) = q$$

و

$$\delta^*(q, y) \in F.$$

بنابراین، طبق ساختار،  $q \in \bar{F}$  و  $x$  را می‌پذیرد، زیرا  $\delta^*(q_0, x)$  در  $\bar{F}$  است. بر عکس برای هر  $x$  پذیرفته شده بوسیله  $\bar{M}$ ، داریم

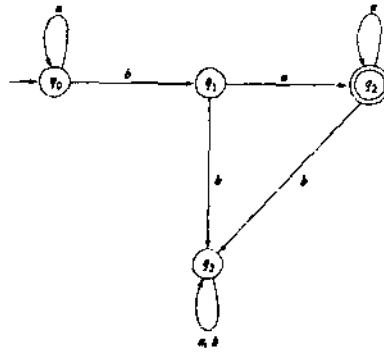
$$\delta^*(q_0, x) = q \in \bar{F}.$$

ولی مجدداً بر طبق ساختار، این مطلب ایجاب می‌کند که یک  $y \in L_2$  وجود داشته باشد بطوریکه  $\delta^*(q, y) \in F$  باشد. بنابراین  $xy$  در  $L_1$  و  $x$  در  $L_1 / L_2$  است. بنابراین نتیجه می‌گیریم که

$$L(\bar{M}) = L_1 / L_2,$$

و از این داریم که  $L_1 / L_2$  منظم است. ■

**مثال ۴-۵:**  $L_1 / L_2$  را برای زبان‌های زیر بیابید.



شکل ۳-۴

$$L_1 = L(a^*bau^*),$$

$$L_2 = L(ab^*).$$

ابتدا یک پذیرنده متناهی قطعی می‌یابیم که  $L_1$  را بپذیرد. این کار آسان است، و یک راه حل در شکل ۳-۴ داده شده است. مثال به اندازه کافی ساده است، بطوریکه می‌توانیم از مقررات ساختار صرف نظر کنیم. از روی گراف شکل ۳-۴ واضح است که

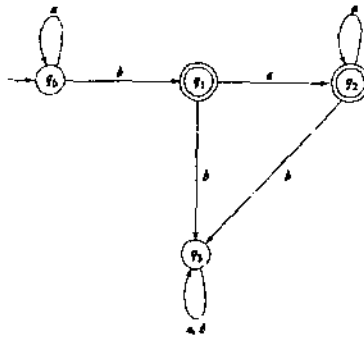
$$L(M_0) \cap L_2 = \emptyset,$$

$$L(M_1) \cap L_2 = \{a\} \neq \emptyset,$$

$$L(M_2) \cap L_2 = \{a\} \neq \emptyset,$$

$$L(M_3) \cap L_2 = \emptyset.$$

بنابراین، ماشینی که  $L_1 / L_2$  را می‌پذیرد، تعیین می‌شود. نتیجه در شکل ۴-۴ نشان داده شده است. این ماشین زبان نشان داده شده بوسیله عبارت منظم  $a^*b + a^*bau^*$  را می‌پذیرد، که می‌تواند بصورت  $a^*ba^*$  ساده شود. بنابراین  $L_1 / L_2 = L(a^*ba^*)$  می‌باشد.



شکل ۴-۴

## تمرین‌ها □

- ۱- جزئیات اثبات ساختاری در مورد بستار تحت اشتراک در قضیه ۱-۴ را مشخص نمایید.  
 ۲- از ساختار قضیه ۱-۴ برای یافتن پذیرنده‌های متاهی قطعی که زبان‌های زیر را بپذیرند، استفاده کنید.

$$\text{الف) } L((a+b)a^*) \cap L(baa^*)$$

$$\text{ب) } L(ab^*a^*) \cap L(a^*b^*a)$$

- ۳- در مثال ۱-۴ بستار تحت تفاضل برای زبان‌های منظم را نشان دادیم، ولی اثبات غیر ساختاری بود. یک استدلال ساختاری برای این نتیجه ذکر کنید.  
 ۴- در اثبات قضیه ۳-۴، نشان دهید که  $h(r)$  یک عبارت منظم است. سپس نشان دهید که  $h(r)$  نشان دهنده  $h(L)$  می‌باشد.  
 ۵- نشان دهید خانواده زبان‌های منظم تحت اجتماع و اشتراک متاهی، بسته است، یعنی اگر  $L_1, L_2, \dots, L_n$  منظم باشند، آنگاه

$$L_U = \bigcup_{i=1,2,\dots,n} L_i$$

و

$$L_I = \bigcap_{i=1,2,\dots,n} L_i$$

نیز منظم هستند.

- ۶- **تفاضل متقارن** دو مجموعه  $S_1$  و  $S_2$  بصورت زیر تعریف می‌شود  
 $S_1 \ominus S_2 = \{x : x \in S_1 \text{ یا } x \in S_2 \text{ نیست}\}$   
 نشان دهید که خانواده زبان‌های منظم تحت تفاضل متقارن بسته است.  
 ۷-  $nor$  دو زبان بصورت زیر تعریف می‌شود

$$nor(L_1, L_2) = \{w : w \notin L_1 \text{ and } w \notin L_2\}.$$

- نشان دهید که خانواده زبان‌های منظم تحت عملیات  $nor$  بسته است. **۸- مکمل** یا  $cor$  دو زبان بصورت زیر تعریف می‌شود

$$cor(L_1, L_2) = \{w : w \in \bar{L}_1 \text{ or } w \in \bar{L}_2\}.$$

- نشان دهید که خانواده زبان‌های منظم تحت عملیات  $cor$  بسته است.  
 ۹- کدام یک از روابط زیر برای همه زبان‌های منظم و همه هم‌ریختی‌ها درست است؟

$$\text{الف) } h(L_1 \cup L_2) = h(L_1) \cup h(L_2)$$

$$\text{ب) } h(L_1 \cap L_2) = h(L_1) \cap h(L_2)$$

$$\text{ج) } h(L_1 L_2) = h(L_1) h(L_2)$$

- ۱۰- فرض کنید  $L_1 = L(a^*baa^*)$  و  $L_2 = L(aba^*)$  باشد.  $L_1 / L_2$  را بیابید.
- ۱۱- نشان دهید که رابطه  $L_1 = L_1L_2 / L_2$  برای همه زبان‌های  $L_1$  و  $L_2$  درست نیست.
- ۱۲- فرض کنید می‌دانیم که  $L_1 \cup L_2$  منظم است و اینکه  $L_1$  متناهی است. آیا می‌توانیم نتیجه بگیریم که  $L_2$  منظم است؟ \*
- ۱۳- اگر  $L$  یک زبان منظم باشد، ثابت کنید که  $L_1 = \{uv : u \in L, |v| = 2\}$  نیز منظم است.
- ۱۴- اگر  $L$  یک زبان منظم باشد، ثابت کنید که  $\{uv : u \in L, v \in L^*\}$  نیز منظم است. S
- ۱۵- خارج قسمت چپ زبان  $L_1$  با توجه به  $L_2$  بصورت زیر تعریف می‌شود

$$L_2 / L_1 = \{y : x \in L_2, xy \in L_1\}.$$

- نشان دهید خانواده زبان‌های منظم تحت خارج قسمت چپ نسبت به یک زبان منظم بسته است.
- ۱۶- نشان دهید که اگر جمله "اگر  $L_1$  منظم باشد و  $L_1 \cup L_2$  نیز منظم باشد، آنگاه  $L_2$  باید منظم باشد" برای همه زبان‌های  $L_1$  و  $L_2$  درست باشد، آنگاه همه زبان‌ها باید منظم باشند. S
- ۱۷- دنباله یک زبان بصورت مجموعه همه پسوندهای رشته‌های آن تعریف می‌شود، یعنی

$$\text{tail}(L) = \{y : xy \in L, x \in \Sigma^*\}$$

- نشان دهید که اگر  $L$  منظم باشد،  $\text{tail}(L)$  نیز منظم است.
- ۱۸- عنوان یک زبان، مجموعه همه پیشوندهایی از رشته‌های آن است، یعنی

$$\text{head}(L) = \{x : xy \in L, y \in \Sigma^*\}$$

- نشان دهید که خانواده زبان‌های منظم تحت این عملیات بسته است. S
- ۱۹- یک عملیات سومین روی رشته‌ها و زبان‌ها بصورت زیر تعریف می‌کنیم

$$\text{third}(a_1a_2a_3a_4a_5a_6 \dots) = a_1a_6 \dots$$

به همراه توسعه مناسبی از این تعریف بر روی زبان‌ها. بستر خانواده زبان‌های منظم تحت این عملیات را ثابت کنید.

- ۲۰- برای رشته  $a_1a_2 \dots a_n$  عملیات جابجایی را بصورت زیر تعریف می‌کنیم

$$\text{shift}(a_1a_2 \dots a_n) = a_2 \dots a_n a_1.$$

از روی این، می‌توانیم عملیات مذکور را روی یک زبان بصورت زیر تعریف کنیم

$$\text{shift}(L) = \{v : v = \text{shift}(w), w \in L \text{ برای برخی}\}.$$

نشان دهید منظم بودن تحت عملیات جابجایی حفظ می‌شود.

- ۲۱- تعریف می‌کنیم

$$\text{exchange}(a_1 a_2 \dots a_{n-1} a_n) = a_n a_2 \dots a_{n-1} a_1,$$

و

$$\text{exchange}(L) = \{v : v = \text{exchange}(w), w \in L \text{ برای برخی}\}.$$

نشان دهید که خانواده زبان‌های منظم تحت تعویض بسته است.

۲۲- بر زدن دو زبان  $L_1$  و  $L_2$  بصورت زیر تعریف می‌شود

$$\text{shuffle}(L_1, L_2) = \{w_1 v_1 w_2 v_2 \dots w_m v_m : w_1 w_2 \dots w_m \in L_1, v_1 v_2 \dots v_m \in L_2, w_i, v_i \in \Sigma^*\}$$

نشان دهید که خانواده زبان‌های منظم تحت عملیات بر زدن بسته است. \*

۲۳- عملیات بدون  $k$  بر روی یک زبان  $L$  بصورت مجموعه همه رشته‌هایی از  $L$  که در آن

پنجمین نماد از سمت چپ حذف شده است (رشته‌هایی با طول کمتر از پنج تغییری نمی‌کنند)

تعریف شده است. نشان دهید که خانواده زبان‌های منظم تحت عملیات  $\text{minus}$  بسته است. \*

۲۴- عملیات سمت چپ زبان  $L$  بصورت زیر تعریف می‌شود

$$\text{leftside}(L) = \{w : ww^R \in L\}.$$

آیا خانواده زبان‌های منظم تحت این عملیات بسته است؟ \*

۲۵- کمینه یک زبان  $L$  بصورت زیر تعریف می‌شود

$$\text{min}(L) = \{w \in L : w = uv \text{ هیچ } u \in L, v \in \Sigma^+ \text{ وجود نداشته باشد بطوریکه}\}$$

نشان دهید خانواده زبان‌های منظم تحت عملیات کمینه بسته است.

۲۶- فرض کنید  $G_1$  و  $G_2$  دو گرامر منظم باشند. نشان دهید چگونه می‌توان گرامرهای منظمی

برای زبان‌های زیر بدست آورد.

$$\text{الف) } L(G_1) \cup L(G_2)$$

$$\text{ب) } L(G_1)L(G_2)$$

$$\text{ج) } L(G_1)^*$$

## ۲-۴ سوالات مقدماتی درباره زبان‌های منظم

اکنون به یک موضوع بسیار اساسی می‌رسیم: یک زبان  $L$  و یک رشته  $w$  داده شده است، آیا می‌توانیم تعیین کنیم که آیا رشته  $w$  یک عنصر از  $L$  هست یا خیر؟ این سوال، سوال عضویت است و روشی برای پاسخ به آن را الگوریتم عضویت نامند. از زبان‌هایی که نتوانیم الگوریتم‌های عضویت کارآیی برای آنها بیابیم استفاده بسیار کمی می‌توان نمود. سوال وجود و طبیعت الگوریتم‌های عضویت در بحث‌های بعدی، مورد علاقه بسیاری خواهد بود، موضوعی که غالباً مشکل است. اگر چه برای زبان‌های منظم، موضوع ساده‌ای است.

ابتدا باید در نظر بگیریم هنگامی که می‌گوییم " یک زبان منظم داده شده است ... " دقیقاً چه منظوری داریم. در بسیاری از استدلال‌ها، مهم است که این مورد غیر مبهم باشد. راه‌های متعددی برای توصیف زبان‌های منظم داریم: توصیف‌های کلامی غیر رسمی، نماد مجموعه، ماشین‌های منتهای، عبارات منظم، و گرامرهای منظم. فقط سه مورد اخیر برای استفاده در قضایب کاملاً خوب تعریف شده‌اند. بنابراین گوییم که یک زبان منظم بصورت نمایش استاندارد داده شده است اگر و فقط اگر بوسیله یک ماشین منتهای، یک عبارت منظم، یا یک گرامر منظم توصیف شده باشد.

**قضیه ۴-۵:** یک نمایش استاندارد از هر زبان منظم  $L$  روی  $\Sigma$  و هر  $w \in \Sigma^*$  داده شده است، الگوریتمی برای تعیین اینکه آیا  $w$  در  $L$  هست یا خیر، وجود دارد.

**که اثبات:** زبان را بوسیله پذیرنده منتهای قطعی ارائه می‌کنیم، سپس  $w$  را آزمایش می‌کنیم تا ببینیم آیا بوسیله این ماشین پذیرفته می‌شود. ■

سوالات مهم دیگری که مطرح است اینکه آیا یک زبان منتهای یا نامنتهای است، آیا دو زبان یکسان هستند، و آیا یک زبان زیر مجموعه دیگری است. حداقل برای زبان‌های منظم این سوالات بسادگی پاسخ داده می‌شوند.

**قضیه ۴-۶:** برای تعیین اینکه آیا یک زبان منظم، که بصورت نمایش استاندارد داده شده است تهی، منتهای یا نامنتهای است، الگوریتمی وجود دارد.

**که اثبات:** اگر زبان را بصورت یک گراف انتقال یک پذیرنده منتهای قطعی نمایش دهیم. جواب واضح است. اگر مسیر ساده‌ای از راس اولیه به هر راس نهایی وجود داشته باشد، آنگاه زبان تهی نیست. برای تعیین اینکه آیا یک زبان، نامنتهای هست یا خیر، همه رئوس که پایه یک چرخه هستند می‌یابیم. اگر هر یک از این‌ها روی مسیری از راس اولیه به یک راس نهایی باشند، زبان نامنتهای است. در غیر اینصورت منتهای است. ■

سوال هم ارزی دو زبان نیز یک موضوع مهم عملی است. اغلب چندین تعریف از یک زبان برنامه‌سازی وجود دارد، و نیاز داریم که بدانیم آیا بر خلاف ظاهر متفاوت آنها، زبان یکسانی را مشخص می‌کند. عموماً این مسئله مشکل است: استدلال حتی برای زبان‌های منظم، واضح نیست. امکان مقایسه جمله به جمله وجود ندارد، زیرا این کار فقط برای زبان‌های منتهای قابل انجام است. ضمناً جواب دادن بوسیله نگاه به عبارات منظم، گرامرهای منظم، یا پذیرنده‌های منتهای قطعی آسان نیست. یک راه حل دقیق از خواص بستاری که قبلاً اثبات شده است استفاده می‌کند.

**قضیه ۴-۷:** نمایش‌های استاندارد دو زبان منظم  $L_1$  و  $L_2$  داده شده است، الگوریتمی وجود دارد که تعیین می‌کند آیا  $L_1 = L_2$  هست یا خیر.

**که اثبات:** با استفاده از  $L_1$  و  $L_2$  زبان زیر را تعریف می‌کنیم

$$L_3 = (L_1 \cap \bar{L}_2) \cup (\bar{L}_1 \cap L_2).$$

بر طبق بستار،  $L_3$  منظم است، و ما می‌توانیم یک پذیرنده متناهی قطعی  $M$  بیابیم که  $L_3$  را بپذیرد. هنگامیکه  $M$  را داشتیم، می‌توانیم از الگوریتم قضیه ۴-۶ استفاده کنیم تا تعیین کنیم آیا  $L_3$  تهی است. ولی از روی تمرین ۸، بخش ۱-۱ می‌بینیم که  $L_3 = \emptyset$  اگر و فقط اگر  $L_1 = L_2$  باشد. ■

این نتایج بر خلاف اینکه واضح و غیر تعجب برانگیز هستند، اساسی هستند. برای زبان‌های منظم، سوالات مطرح شده بوسیله قضایای ۴-۵ تا ۴-۷ می‌توانند بسادگی پاسخ داده شوند، ولی در مواجهه با خانواده‌های بزرگتر زبان‌ها همیشه اینگونه نیست. به سوالاتی شبیه این‌ها در موارد متعددی برخورد خواهیم کرد. هنگامی کمی جلوتر برویم، خواهیم دید که جواب‌ها به طور فزاینده مشکل‌تر می‌شوند، و سرانجام یافتن آنها غیر ممکن خواهد بود.

#### □ تمرین‌ها

- برای همه تمرین در این بخش، فرض کنید که زبان‌های منظم به شکل نمایش استاندارد داده شده باشند.
- ۱- نشان دهید که برای هر  $w$  و هر زبان منظم  $L_1$  و  $L_2$  داده شده، الگوریتمی برای تعیین اینکه آیا  $w \in L_1 - L_2$  هست یا خیر، وجود دارد. ⚙
  - ۲- نشان دهید که برای هر زبان منظم  $L_1$  و  $L_2$ ، الگوریتمی برای تعیین آیا  $L_1 \subseteq L_2$  هست وجود دارد. ⚙
  - ۳- نشان دهید که برای هر زبان منظم  $L$ ، الگوریتمی برای تعیین اینکه آیا  $\lambda \in L$  هست وجود دارد.
  - ۴- نشان دهید که برای هر زبان منظم  $L_1$  و  $L_2$ ، الگوریتمی برای تعیین اینکه آیا  $L_1 = L_1 / L_2$  هست یا خیر، وجود دارد.
  - ۵- یک زبان را زبان مقلوب گویند اگر  $L = L^R$  باشد. الگوریتمی برای تعیین اینکه آیا یک زبان منظم داده شده، یک زبان مقلوب است بیابید. ⚙
  - ۶- الگوریتمی برای تعیین اینکه آیا یک زبان منظم  $L$  شامل هر رشته  $w$  هست یا خیر بطوریکه  $w^R \in L$  باشد ارائه دهید.
  - ۷- الگوریتمی ارائه دهید که با داشتن سه زبان منظم  $L, L_1, L_2$ ، تعیین کند آیا  $L = L_1 L_2$  هست یا خیر.
  - ۸- الگوریتمی ارائه دهید که با داشتن هر زبان منظم  $L$ ، تعیین کند آیا  $L = L^*$  هست یا خیر.

۹- فرض کنید  $L$  یک زبان منظم روی  $\Sigma$  و  $\bar{w}$  هر رشته ای در  $\Sigma^*$  باشد. الگوریتمی بیابید که تعیین کند آیا  $L$  شامل هر  $w$  هست بطوریکه  $\bar{w}$  زیر رشته‌ای از آن باشد، یعنی بطوریکه  $w = u\bar{w}v$  که  $u, v \in \Sigma^*$  باشد.

۱۰- نشان دهید برای تعیین اینکه برای هر زبان  $L$  آیا  $L = shuffle(L, L)$  هست، الگوریتمی وجود دارد.

۱۱- عملیات  $tail(L)$  بصورت زیر تعریف شده است

$$tail(L) = \{v : uv \in L, u, v \in \Sigma^*\}.$$

نشان دهید که برای تعیین اینکه آیا  $L = tail(L)$  برای هر زبان  $L$  هست یا خیر، الگوریتمی وجود دارد.

۱۲- فرض کنید  $L$  هر زبان منظمی روی  $\Sigma = \{a, b\}$  باشد. نشان دهید برای تعیین اینکه آیا  $L$  شامل رشته‌هایی با طول زوج است، الگوریتمی وجود دارد.  $\odot$

۱۳- الگوریتمی برای تعیین اینکه آیا یک زبان منظم  $L$  شامل تعداد نامتناهی از رشته‌هایی با طول زوج است بیابید.

۱۴- الگوریتمی توصیف کنید که با گرفتن یک گرامر منظم  $G$ ، بتواند به ما بگوید آیا  $L(G) = \Sigma^*$  هست یا خیر.

### ۳-۴ تشخیص زبان‌های غیرمنظم

زبان‌های منظم می‌توانند مانند اکثر مثال‌های مشروح ما نامتناهی باشند. حقیقت این است که زبان‌های منظم با ماشین‌هایی ارتباط دارند که دارای حافظه متناهی هستند، به هر حال، این باعث محدودیت‌هایی روی ساختار یک زبان منظم می‌گردد. برخی محدودیت‌های شدید باید رعایت شود اگر حفظ منظم بودن لازم باشد. حدس می‌زنیم که یک زبان منظم است فقط اگر در پردازش هر رشته، اطلاعاتی که باید در هر مرحله به خاطر آورده شود، کاملاً محدود باشد. این مطلب درست است، ولی باید دقیقاً نشان داده شود تا به روشی معنادار قابل استفاده باشد. چندین راه برای تحقق این دقت وجود دارد.

#### استفاده از اصل لانه کبوتر

اصطلاح "اصل لانه کبوتر" بوسیله ریاضی‌دانان برای مراجعه به مشاهده ساده زیر استفاده می‌شود. اگر ما  $n$  شی را در  $m$  جعبه (لانه کبوتر) قرار دهیم، و اگر  $n > m$  باشد، آنگاه حداقل یک جعبه باید بیش از یک قلم را در خود داشته باشد. این حقیقت به اندازه‌ای واضح است که نتایج عمیقی که می‌تواند از آن بدست آید باعث تعجب می‌شود.

مثال ۴-۶: آیا زبان  $L = \{a^n b^n : n \geq 0\}$  منظم است؟ جواب، چنانچه ما با استفاده از اثبات از طریق تناقض نشان می‌دهیم، خیر است.

فرض کنید  $L$  منظم باشد. در اینصورت یک پذیرنده متناهی قطعی

$M = (Q, \{a, b\}, \delta, q_0, F)$  برای آن وجود دارد. اکنون به  $\delta^*(q_0, a^i)$  به ازای  $i = 1, 2, 3, \dots$

بنگرید. از آنجایی که تعداد نامحدودی از  $i$  ها وجود دارند، ولی تعداد محدودی از حالات در  $M$  هستند، اصل لانه کبوتر به ما می گوید که باید یک حالت مانند  $q$  وجود داشته باشد، بطوریکه

$$\delta^*(q_0, a^n) = q$$

و

$$\delta^*(q_0, a^m) = q$$

که  $n \neq m$  می باشد. ولی از آنجایی که  $M$ ،  $a^n b^n$  را می پذیرد، باید داشته باشیم

$$\delta^*(q, b^n) = q_f \in F.$$

از این می توانیم نتیجه بگیریم که

$$\begin{aligned} \delta^*(q_0, a^m b^n) &= \delta^*(\delta^*(q_0, a^m), b^n) \\ &= \delta^*(q, b^n) \\ &= q_f. \end{aligned}$$

این با فرض اولیه در تناقض است که  $M$ ،  $a^m b^n$  را می پذیرد اگر  $n = m$  باشد، و ما را به این نتیجه رهنمون می کند که  $L$  نمی تواند منظم باشد.

در این استدلال، اصل لانه کبوتر روشی برای بیان دقیق این جمله است که یک ماشین متناهی دارای حافظه محدود است. برای پذیرش هر  $a^m b^n$ ، یک ماشین باید بین همه پیشوندهای  $a^m$  و  $a^n$  تمایز قائل شود. ولی از آنجا که تعداد حالات داخلی، متناهی است،  $m$  و  $n$  وجود دارند که نتوان بین آنها تمایزی قائل شد.

به منظور استفاده از این نوع استدلال در موقعیت های مختلف، مناسب است آن را به صورت یک قضیه عمومی تدوین کنیم. چندین راه برای انجام این کار وجود دارد. راهی که ما در اینجا ارائه می کنیم شاید مشهورترین آنها باشد.

### یک لم تزریق

نتیجه زیر، که به لم تزریق برای زبان های منظم معروف است، از اصل لانه کبوتر به شکل دیگری استفاده می کند. اثبات بر این پایه استوار است که در یک گراف انتقال با  $n$  راس، هر راهی با طول  $n$  یا بیشتر باید یک راس را تکرار کند، یعنی دارای یک چرخه باشد.

**قضیه ۴-۸:** فرض کنید  $L$  یک زبان منظم نامتناهی باشد. در اینصورت یک عدد صحیح مثبت  $m$

وجود دارد بطوریکه هر  $w \in L$  با  $|w| \geq m$  می تواند بصورت زیر تجزیه شود

$$w = xyz,$$

با

$$|xy| \leq m,$$

و

$$|y| \geq 1,$$

بطوریکه

$$w_i = xy^i z, \quad (۲-۴)$$

به ازای همه  $i = 0, 1, 2, \dots$  نیز در  $L$  باشد.

در تشریح این، هر رشته به طول کافی در  $L$  را می‌توان به سه قسمت تجزیه کرد بطوریکه تکرار به تعداد دلخواه در قسمت وسط منجر به رشته دیگری در  $L$  بشود. گوییم که رشته وسط "تزیق شده است"، از این رو اصطلاح لم تزیق برای این نتیجه انتخاب شده است.

**کلیه اثبات:** اگر  $L$  منظم باشد، یک پذیرنده منتهای قطعی وجود دارد که آن را تشخیص دهد. فرض کنید چنین پذیرنده منتهای قطعی دارای حالتی با برچسب‌های  $q_0, q_1, q_2, \dots, q_n$  باشند. اکنون رشته  $w$  در  $L$  را انتخاب کنید بطوریکه  $|w| \geq m = n + 1$  باشد. از آنجایی که  $L$  نامنتاهی فرض شده است، همواره می‌توان این کار را انجام داد. مجموعه حالاتی که ماشین در حین پردازش  $w$  طی می‌کند، بصورت زیر در نظر بگیرید

$$q_0, q_i, q_j, \dots, q_f.$$

از آنجایی که این دنباله دقیقاً دارای  $|w| + 1$  قلم است، حداقل یک حالت باید تکرار شده باشد، و چنین تکراری نباید پس از  $n$  امین حرکت صورت گیرد. بنابراین دنباله باید مشابه زیر باشد

$$q_0, q_i, q_j, \dots, q_r, \dots, q_r, \dots, q_f,$$

که نشان می‌دهد باید زیر رشته‌های  $x, y, z$  از  $w$  باشند بطوریکه

$$\delta^*(q_0, x) = q_r,$$

$$\delta^*(q_r, y) = q_r,$$

$$\delta^*(q_r, z) = q_f,$$

با  $|xy| \leq n + 1 = m$  و  $|y| \geq 1$ . از این فوراً داریم که

$$\delta^*(q_0, xz) = q_f,$$

و نیز

$$\delta^*(q_0, xy^2z) = q_f,$$

$$\delta^*(q_0, xy^3z) = q_f,$$

و مانند آن، و اثبات قضیه تکمیل می‌شود. ■

ما لم تزریق را فقط برای زبان‌های نامتناهی ارائه دادیم. اگر چه زبان‌های متناهی همواره منظم هستند، نمی‌توانند تزریق شوند زیرا تزریق بصورت خودکار مجموعه‌ای نامتناهی ایجاد می‌کند. این قضیه برای زبان‌های متناهی برقرار است، ولی بی معنا است. فرض می‌شود که  $m$  در لم تزریق بزرگتر از طولانی‌ترین رشته باشد، بطوریکه هیچ رشته‌ای نتواند تزریق شود.

لم تزریق، شبیه استدلال لانه کبوتر در مثال ۴-۶، برای نشان دادن اینکه زبان‌های خاصی منظم نیستند استفاده می‌شود. اثبات همواره بوسیله تناقض است. همچنان که در اینجا بیان کردیم، هیچ چیزی در لم تزریق وجود ندارد، و نمی‌توان از آن برای اثبات منظم بودن یک زبان استفاده کرد. اگر چه می‌توانیم نشان دهیم (و این معمولاً کاملاً مشکل است) که هر رشته تزریق شده باید در زبان اولیه باشد، هیچ چیزی در قضیه ۴-۸ بیان نشده است که بتوانیم از آن نتیجه بگیریم که زبان مورد بحث منظم است.

مثال ۴-۷: با استفاده از لم تزریق نشان دهید که  $L = \{a^n b^n : n \geq 0\}$  منظم نیست.

فرض کنید که  $L$  منظم باشد، بطوریکه لم تزریق برقرار باشد. ما مقدار  $m$  را نمی‌دانیم، ولی هر چه باشد، همواره می‌توانیم  $n = m$  را انتخاب کنیم. بنابراین، زیر رشته  $\lambda$  باید فقط از  $a$ ها تشکیل شده باشد. فرض کنید  $|a| = k$  باشد. در اینصورت رشته بدست آمده با استفاده از  $i = 0$  در معادله (۴-۲) عبارت است از

$$w_0 = a^{m-k} b^m$$

و مسلماً در  $L$  نیست. این با لم تزریق تناقض دارد و بدین وسیله نشان می‌دهد که فرض منظم بودن  $L$  نادرست است.

در کاربرد لم تزریق، باید به خاطر داشته باشیم که قضیه چه می‌گوید. ما وجود  $m$  و تجزیه  $xyz$  را تضمین می‌کنیم، ولی مقادیر آنها را نمی‌دانیم. ما به دلیل اینکه برای مقادیر خاصی از  $m$  یا  $xyz$  لم تزریق نقض می‌شود، نمی‌توانیم ادعا کنیم که به تناقض رسیدیم. از طرف دیگر، لم تزریق برای هر  $w \in L$  و هر  $i$  برقرار است. بنابراین، اگر لم تزریق حتی برای یک  $w$  یا  $i$  نقض شود، آنگاه زبان نمی‌تواند منظم باشد.

استدلال صحیح می‌تواند به عنوان یک بازی نگریسته شود که ما در مقابل یک رقیب بازی می‌کنیم. هدف ما برد بازی بوسیله برقراری یک تناقض در لم تزریق است، در حالیکه رقیب سعی در شکست ما دارد. چهار حرکت در بازی وجود دارد.

۱- رقیب  $m$  را انتخاب می‌کند.

۲- با داشتن  $m$ ، رشته  $w$  در  $L$  با طول بزرگتر یا مساوی  $m$  را انتخاب می‌کنیم. ما با توجه به  $w \in L$  و  $|w| \geq m$  آزاد هستیم که هر  $w$  انتخاب کنیم.

۳- رقیب تجزیه  $xyz$  را با توجه به  $|x| \leq m$ ،  $|y| \geq 1$ ،  $|z| \geq m$  انتخاب می‌کند. ما فرض می‌کنیم که رقیب انتخاب را به گونه‌ای انجام دهد که سخت‌ترین حالت برای ما جهت بردن بازی است.

۴- ما سعی می‌کنیم  $i$  را به گونه‌ای انتخاب کنیم که رشته تزریق شده  $w_i$ ، که در معادله (۴-۲) تعریف شد، در  $L$  نباشد. اگر بتوانیم این کار را انجام دهیم، بازی را برده‌ایم.

یک استراتژی که به ما با هر گونه انتخابی که حریف انجام دهد اجازه برد می‌دهد، اثبات این است که زبان منظم نیست. در اینجا، مرحله ۲ بسیار مهم است. در عین حال که نمی‌توانیم رقیب را به انتخاب تجزیه خاصی از  $w$  وادار نماییم، ممکن است بتوانیم  $w$  را به گونه‌ای انتخاب کنیم که رقیب در مرحله ۳ بسیار محدود باشد، بطوریکه مجبور به انتخاب  $x, y$  و  $z$  به گونه‌ای باشد که به ما اجازه تولید نقضی از لم تزریق روی حرکت بعدیمان را بدهد.

مثال ۴-۸: فرض کنید  $\Sigma = \{a, b\}$  باشد. نشان دهید که

$$L = \{ww^R : w \in \Sigma^*\}$$

منظم نیست.

هر مقداری را که رقیب برای  $m$  در مرحله ۱ انتخاب می‌کند، همواره می‌توانیم یک  $w$  را مطابق شکل ۴-۵ انتخاب کنیم. بدلیل این انتخاب، و لزوم اینکه  $|xy| \leq m$  باشد، رقیب در مرحله ۳ به انتخاب یک  $y$  محدود می‌شود که شامل تماماً  $a$ ها باشد. در مرحله ۴، از  $i = 0$  استفاده می‌کنیم. رشته بدست آمده از این طریق دارای  $a$ های کمتری در سمت چپ نسبت به سمت راست می‌باشد و بنابراین نمی‌تواند به شکل  $ww^R$  باشد. بنابراین  $L$  منظم نیست.

توجه کنید اگر  $w$  را خیلی کوتاه انتخاب کرده بودیم، آنگاه رقیب می‌توانست یک  $y$  با تعداد زوجی از  $b$ ها انتخاب کند. در آن صورت، نمی‌توانسیم در مرحله آخر به تناقضی در لم تزریق برسیم. همچنین اگر رشته‌ای شامل تماماً  $a$ ها مانند زیر انتخاب می‌کردیم

$$w = a^{2m},$$

که در  $L$  هست، شکست می‌خوریم. رقیب برای شکست دادن ما نیاز به انتخاب زیر داشت

$$y = aa.$$

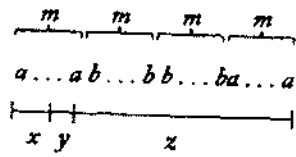
اکنون  $w_i$  برای هر  $i$  در  $L$  هست، و ما می‌بایسیم.

در اعمال لم تزریق نمی‌توانیم فرض کنیم که رقیب حرکتی اشتباه اشتباهی انجام دهد. اگر در

حالی که ما  $w = a^{2m}$  را انتخاب کردیم، رقیب

$$y = a,$$

را انتخاب نماید، آنگاه  $w_0$  رشته‌ای با طول فرد خواهد بود و بنابراین در  $L$  نخواهد بود. ولی هر استدلالی که فرض کند رقیب چنین کاری انجام می‌دهد، به طور خودکار نادرست است.



شکل ۴-۵

مثال ۴-۹: فرض کنید  $\Sigma = \{a, b\}$  باشد. زبان

$$L = \{w \in \Sigma^* : n_a(w) < n_b(w)\}$$

منظم نیست.

فرض کنید  $m$  به ما داده شده باشد. از آنجایی که ما در انتخاب  $w$  آزادی کامل داریم،  $w = a^m b^{m+1}$  را انتخاب می‌کنیم. اکنون، بدلیل اینکه  $|xy|$  نمی‌تواند بزرگتر از  $m$  باشد، رقیب به جز انتخاب یک  $y$  که شامل تماماً  $a$ ها باشد، نمی‌تواند کاری انجام دهد، یعنی

$$y = a^k, \quad 1 \leq k \leq m.$$

اکنون، با استفاده از  $i = 2$  عمل تزریق را انجام می‌دهیم. رشته حاصل شده

$$w_2 = a^{m+k} b^{m+1}$$

در  $L$  نیست. بنابراین، لم تزریق نقض می‌شود. و  $L$  منظم نیست.

مثال ۴-۱۰: زبان

$$L = \{(ab)^n a^k : n > k, k \geq 0\}$$

منظم نیست.

با داشتن  $m$ ، رشته مان را بصورت

$$w = (ab)^{m+1} a^m$$

انتخاب می‌کنیم که در  $L$  هست. بدلیل محدودیت  $|xy| \leq m$ ، هم  $x$  و هم  $y$  باید بخشی از رشته ساخته شده از  $ab$ ها باشند. انتخاب  $x$  روی استدلال تاثیری ندارد، بنابراین اجازه دهید ببینیم با  $y$  چه کاری می‌توانیم انجام دهیم. اگر رقیب ما  $y = a$  را انتخاب نماید، ما  $i = 0$  را انتخاب می‌کنیم و رشته‌ای را بدست می‌آوریم که در  $L((ab)^k a^*)$  نیست. اگر رقیب  $y = ab$  را انتخاب نماید، ما می‌توانیم مجدداً  $i = 0$  را انتخاب کنیم. اکنون رشته  $(ab)^m a^m$  را بدست می‌آوریم که در  $L$  نیست. به همین روش، می‌توانیم به ازای هر انتخاب ممکن بوسیله رقیب برخورد کنیم، و بدین وسیله ادعای ما اثبات می‌شود.

مثال ۴-۱۱: نشان دهید که

$$L = \{a^n : n \geq 0\}$$

منظم نیست.

با انتخاب  $m$  توسط رقیب، رشته  $a^m$  را به عنوان  $w$  انتخاب می‌کنیم ( مگر اینکه رقیب  $m < 3$  را انتخاب کرده باشد، که در این مورد می‌توانیم از  $a^3$  به عنوان  $w$  استفاده کنیم). واضح است که تجزیه‌های مختلف  $w$  فقط در طول زیر رشته‌ها با یکدیگر تفاوت دارند. رقیب  $z$  را به گونه‌ای انتخاب می‌کند که

$$|z| = k \leq m.$$

پس به  $xz$  می‌نگریم که دارای طول  $m! - k$  می‌باشد. این رشته در  $L$  هست اگر و فقط اگر یک  $z$  وجود داشته باشد بطوریکه

$$m! - k = z!$$

ولی این غیر ممکن است، زیرا برای  $m > 2$  و  $k \leq m$  داریم

$$m! - k > (m - 1)!$$

بنابراین زبان مذکور منظم نیست.

در برخی موارد، خواص بستاری می‌تواند برای ارتباط یک مسئله داده شده به مسئله‌ای که قبلاً حل شده مورد استفاده قرار گیرد. این کار ممکن است بسیار ساده‌تر از کاربرد مستقیم لم تزریق باشد.

مثال ۴-۱۲: نشان دهید که زبان

$$L = \{a^n b^k c^{n+k} : n \geq 0, k \geq 0\}$$

منظم نیست.

اعمال مستقیم لم تزریق مشکل نیست، ولی حتی آسان‌تر از آن استفاده از بستار تحت همربختی است. فرض کنید

$$h(a) = a, h(b) = a, h(c) = c$$

در اینصورت

$$\begin{aligned} h(L) &= \{a^{n+k} c^{n+k} : n+k \geq 0\} \\ &= \{a^i c^i : i \geq 0\}, \end{aligned}$$

ولی می‌دانیم که این زبان منظم نیست، بنابراین  $L$  نیز نمی‌تواند منظم باشد.

مثال ۴-۱۳: نشان دهید که زبان

$$L = \{a^n b^l : n \neq l\}$$

منظم نیست.

در اینجا برای اعمال مستقیم لم تزریق نیاز به کمی خلاقیت داریم. یک رشته با  $n = l + 1$  یا  $n = l + 2$  انتخاب نخواهد شد، زیرا رقیب ما می‌تواند همواره تجزیه‌ای را انتخاب کند که تزریق رشته خارج از زبان غیر ممکن باشد ( یعنی، تزریق آن نیز دارای تعداد مساوی از  $a$  ها و  $b$  ها باشد). ما باید خلاق‌تر باشیم. فرض کنید  $n = m!$  و  $l = (m + 1)!$  را انتخاب کنیم. اکنون اگر رقیب یک  $z$  ( که