منطق پیشرفته

محسن خانی

۱۹ مهر ۱۳۹۸

چکیده

هدفهم در درس منطق پیشرفته، اثبات دو قضیه‌ی مهم گودل است: قضیه‌ی تمامیت و قضیه‌ی ناتمامیت. بنا به قضیه‌ی تمامیت، در منطق مرتبه‌ی اول، اگر حکمی در تمامی مدل های یک تئوری درست باشد، آن حکم با استفاده از اصول آن تئوری اثبات می شود. مثلاً اگر حکمی مرتبه‌ی اول در تمامی گروه‌های آبلی برقرار باشد، آنگاه قطعاً اثباتی برای آن حکم با استفاده از اصول موضوعه‌ی گروه‌های آبلی پیدا می‌شود. ابتدا تمامیت را تحت عنوان قضیه‌ی فشردگی، با رویکردی کاملاً نظریه‌ی مدلی ثابت خواهم کرد و سپس اثباتی برای آن با استفاده از حساب رشته‌ها ارائه خواهم کرد.

در بخش دوم درس، به قضایای ناتمامیت گودل خواهم پرداخت. بنا به ناتمامیت اول گودل، امکان ارائه یک اصل بندی کامل برای حساب توسط یک الگوریتم وجود ندارد. نیز بنا به قضیه‌ی ناتمامیت دوم گودل، یک قضیه‌ای مرتبه‌ی اول درباره اعداد طبیعی وجود دارد این قضیه (با این که در مورد اعداد طبیعی درست است، از اصول پئانو نتیجه نمی شود). رویکردم در این قسمت از درس، بررسی مدلهای مختلف حساب، به ترتیب پیچیدگی زبان خواهد بود.

فهم دقیق قضیه‌های بالا، البته نیازمند پشت سر گذاشتن چندین جلسه از درس است. برای خواندن یک مقدمه‌ی مفصل‌تر برای درس منطق، لطفاً به جزوه‌ی درس مبانی منطق و نظریه‌ی مجموعه‌ها، در تارنمای شخصیم مراجعه کنید. [۱]

فهرست مطالب

[۱] تایپ اولیه‌ی جلسات به ترتیب توسط: ج۱ آرمان عطائی، ج۲ افشین زارعی، ج۳و۴و۵ آرمان عطائی، ج۶ درسا پیری، صورت گرفته است.

۱ الفبا، بدون معانی

مطالعه‌ی هر مفهوم جبری در منطق مرتبه‌ی اول، نخست نیازمند انتخاب یک زبان مناسب است. زبان، حکمِ حروف الفبای فارسی را دارد که کلمات قرار است با استفاده از آنها ساخته شوند.

تعریف ۱ (یک زبان مرتبه‌ی اول). *منظور از یک زبان مرتبه اول L، یک مجموعه متشکل از* ***نمادهایی*** *برای توابع،* ***نمادهایی*** *برای روابط و* ***نمادهایی*** *برای ثوابت است. برای هر نماد تابعیِ $f \in L$ یک* ***عدد طبیعیِ*** *n_f به نام* ***تعداد مواضع تابع*** *f در نظر گرفته شده است و برای نماد رابطه‌ایِ R نیز یک* ***عدد طبیعیِ*** *n_R به نام* ***تعداد مواضع رابطه‌ی*** *R در نظر گرفته شده است.*

توجه ۲.

۱. *نماد تابعی با تابع فرق می‌کند. بعداً قرار است متناظر با هر نماد تابعی، یک تابع واقعی پیدا کنیم که ترجمه‌ی آن نماد باشد.*

۲. *در یک زبانِ مرتبه‌ی اولِ L، نمادهای منطقی مانند $\wedge$، $\vee$، $\forall$، $\exists$ و $\cdots$ قرار ندارند. بعداً درباره‌ی جایگاه اینها در منطق مرتبه‌ی اول سخن خواهیم گفت.*

برای مطالعه یک پدیده، باید زبانی را انتخاب کنیم که از پس بیان ویژگی‌های جبری آن پدیده برآید. در درسهای آینده این سخن را روشنتر خواهم کرد. در زیر مثالی از چند زبان مرتبه‌ی اول آورده‌ام.

مثال ۳ (مثالهائی از زبانهای مرتبه‌ی اول).

۱. *زبان تهی: $L = \phi$ که شامل هیچ نمادی برای تابع، ثابت یا رابطه نیست.*

۲. *زبان گروه‌های جمعی آبلی: $L_{AbG} = \{+, -, ۰\}$. در این زبان، $+$ یک نماد تابعی دو موضعی است، $-$ یک نماد تابعی تک موضعی است و ۰ نمادی برای یک ثابت است.*

۳. *زبان نظریه‌ی گروه‌ها: $L_{Group} = \{\cdot, ^{-۱}, e\}$. در این زبان، $^{-۱}$ یک نماد تابعی تک‌موضعی، $\cdot$ یک نماد تابعی دوموضعی و e یک نماد برای یک ثابت است.*

۴. *زبان نظریه‌ی گراف: $L_{Graph} = \{R\}$. در این زبان، R یک نماد رابطه‌ای دو موضعی است.*

۵. *زبان حلقه‌ها: $L_{Ring} = \{+, -, \cdot, ۰, ۱\}$ که در آن ۱ , ۰ دو نماد برای دو ثابت هستند. این زبان در واقع از افزودنِ $\cdot$ و ۱ به زبان گروه‌های جمعی آبلی به دست می‌آید.*

۶. *زبان نظریه‌ی مجموعه‌ها: $L_{Set} = \{\in\}$. در این زبان، علامت $\in$ یک نماد رابطه‌ای دوموضعی است.*

۷. *زبان نظریه‌ی اعداد: $L_{\mathbb{N}} = \{+, \cdot, ۰, ۱, s\}$ در این زبان، s یک نماد تابعی تک‌موضعی (برای تابع تالی) است.*

۸. *زبانِ $L = \{\leq\}$ زبان مطالعه‌ی مجموعه‌های مرتب است؛ در این زبان، $\leq$ یک نماد رابطه‌ای دوموضعی است.*

۹. *زبان $L_{oring} = L_{Ring} \cup \{\leq\}$ زبانی برای مطالعه‌ی حلقه‌های مرتب است.*

طبیعت برخی پدیده‌ها، بخصوص فضاهای توپولوژیک، مرتبه‌ی اول نیست ولی در عین حال برخی فضاهای توپولوژیک که ساختار جبری دارند،مرتبه‌ی اول هستند.

تمرین ۱. برای مطالعه‌ی فضاهای برداری چه زبان مرتبه‌ی اولی را پیشنهاد می‌کنید؟

بحث زبان را فعلاً رها می‌کنم. در جلسات آینده، دوباره به زبان (به بیان بهتر، به نحو) بازخواهیم گشت.

۲ جبر ساختارها

در منطق مرتبه‌ی اول، جملات باید در ساختارها **معنا** شوند. مثلاً این را که «هر عنصری دارای یک وارون ضربی است» باید در یک گروه ضربی معنا کرد. آنچه در منطق (یا بهتر بگویم در نظریه‌ی مدلها) یک ساختار نامیده می‌شود، تعمیمی از تعریف همه‌ی ساختمانهای مرتبه‌ی اول جبری، مانند حلقه و گروه و غیره است.

تعریف ۴ (Lساختار). *فرض کنید L یک زبان مرتبه‌ی اول باشد. منظور از یک Lساختار جفتی به صورت زیر است:*

$$\mathfrak{M} = (M, (z^{\mathfrak{M}})_{z \in L})$$

که متشکل از یک مجموعه‌ی M است به نام جهان آن Lساختار، و همچنین برای هر نماد $z \in L$ یک مابازای $z^{\mathfrak{M}}$ وجود دارد که به آن تعبیر(معنای) نماد z در ساختار $\mathfrak{M}$ گفته می‌شود. این تعبیر به صورت دقیقِ زیر تعریف می‌شود.

- *اگر z یک نماد ثابت باشد آنگاه $z^{\mathfrak{M}} \in M$ یک عنصر است که به آن تعبیر ثابت z گفته می شود.*
- *اگر z یک نماد تابعی و n تعداد مواضع آن باشد آنگاه*

$$z^{\mathfrak{M}} : M^n \to M$$

یک تابع است که به آن تعبیر نماد تابعیِ z گفته می‌شود.

- *اگر z یک نماد رابطه‌ای n موضعی باشد آنگاه $z^{\mathfrak{M}} \subseteq M^n$ یک رابطه است که به آن تعبیرِنماد رابطه‌ی z گفته می‌شود.*

به طور خاص دقت کنید که جهان یک ساختار مرتبه‌ی اول، تحت تابع‌های تعبیرشده بسته است. همچنین این تابعها بردشان زیرمجموعه‌ی M (و نه M^n است).

تمرین ۲. برای هر کدام از زبان‌های L در مثالِ ۳ بررسی کنید که L ساختارهای مربوطه چگونه‌اند.

تعریف ۵ (Lهومورفیسم). *فرض کنید $\mathfrak{M}$ و $\mathfrak{N}$ دو Lساختار باشند. تابع $h : M \longrightarrow N$ را یک Lهومورفیسم می‌نامیم هرگاه حافظ ساختار باشد، به بیان دقیق هرگاه این گونه باشد که*

- *برای هر نماد ثابت $z \in L$*

$$h(z^{\mathfrak{M}}) = z^{\mathfrak{N}}$$

- *برای هر نماد تابعیِ n موضعی $f \in L$ و هر $a_1, \ldots, a_n \in M$*

$$h(f^{\mathfrak{M}}(a_1, \cdots, a_n)) = f^{\mathfrak{N}}(h(a_1), \cdots, h(a_n))$$

- *وبرای هر نماد رابطه‌ای n موضعی $R \in L$ و هر $a_1, \cdots, a_n \in M$*

$$R^{\mathfrak{M}}(a_1, \cdots, a_n) \Rightarrow R^{\mathfrak{N}}(h(a_1), \cdots, h(a_n))$$

به یک طرفه بودن فلشِ بالا دقت کنید. اگر h یک به یک باشد و فلش بالا دو طرفه باشد، آنگاه h را یک نشاندن می‌نامیم. اگر h یک نشاندنِ پوشا باشد، آن را یک ایزومرفیسم می‌نامیم.

تمرین ۳. مفهوم هomomorفیسم بین Lساختارها را برای هر یک از زبانهای مثال ۳ بررسی کنید.

دقت کنید که مفاهیم بالا، تعمیم مفاهیم همنام خود در جبر گروه‌ها، حلقه‌ها، فضاهای برداری و غیره هستند.

تعریف ۶. *فرض کنید $\mathfrak{M}$ یک Lساختار باشد. نگاشت $h : M \to M$ را یک اتومرفیسم می‌نامیم هرگاه h یک ایزومرفیسم باشد.*

مجموعه‌ی همه‌ی اتومرفیسم‌های یک ساختار $\mathfrak{M}$ تشکیل یک گروه می‌دهد که آن را با $\mathrm{Aut}(\mathfrak{M})$ نشان می‌دهیم.

تعریف ۷. *فرض کنید $\mathfrak{M}$ و $\mathfrak{N}$ دو Lساختار باشند. می‌گوییم $\mathfrak{M}$ یک زیرساختار[۲] از $\mathfrak{N}$ است و می‌نویسیم $\mathfrak{M} \subseteq \mathfrak{N}$، هرگاه نگاشت شمول (یعنی نگاشت همانی) $i : M \to N$ یک نشاندن باشد.*

دقت کنید که در صورتی که $\mathfrak{M}$ زیر ساختاری از $\mathfrak{N}$ باشد، برای هر تابعِ n موضعیِ $f \in L$ داریم

$$f^{\mathfrak{M}} = f^{\mathfrak{N}} \restriction M$$

همچنین برای هر رابطه‌ی n موضعیِ $R \in L$ داریم

$$R^{\mathfrak{M}} = R^{\mathfrak{N}} \cap M^n$$

همچنین برای هر ثابتِ $c \in L$ داریم

$$c^{\mathfrak{N}} = c^{\mathfrak{M}}$$

همه‌ی عبارتهای بالا بیانگر این هستند که نگاشتِ همانی یک نشاندن است.

حال فرض کنید که $\mathfrak{M}$ یک Lساختار باشد و $A \subseteq M$؛ یعنی A یک مجموعه باشد که زیرمجموعه‌ای از جهانِ $\mathfrak{M}$ است. دقت کنید که A خودش یک Lساختار نیست و فقط یک مجموعه است. در ادامه می‌خواهیم بگوییم که در چه صورت A جهان زیرساختار از $\mathfrak{M}$ می‌تواند باشد. یعنی در چه صورتی یک ساختارِ $\mathfrak{A}$ وجود دارد به طوری که $\mathfrak{A} \subseteq \mathfrak{M}$ و جهان $\mathfrak{A}$ مجموعه‌ی A است.

طبیعتاً اگر A جهان یک زیرساختار از $\mathfrak{M}$ باشد، اولاً برای هر ثابت $c \in L$ داریم $c^{\mathfrak{M}} \in A$؛ ثانیاً برای هر تابع n موضعی $f \in L$ و برای هر $a_1, \ldots, a_n \in A$ داریم $f^{\mathfrak{M}}(a_1, \ldots, a_n) \in A$. به بیانی دیگر A باید تحت ثوابت و توابع زبان بسته است.

تمرین ۴. نشان دهید که همین کافی است؛ یعنی اگر $\mathfrak{M}$ یک Lساختار باشد و $A \subseteq M$، آنگاه A جهان یک زیرساختارِ $\mathfrak{A} \subseteq \mathfrak{M}$ است اگروتنهااگر تحت ثوابت و توابعِ $\mathfrak{M}$ بسته باشد.

[۲] substruture

پس اگر زبان L شامل هیچ نماد تابعی و نماد ثابتی نباشد (یعنی فقط شامل نمادهای رابطه‌ای باشد) آنگاه هر زیرمجموعه‌ی ناتهی $A \subseteq M$ جهان یک زیرساختار از $\mathfrak{M}$ است.

لم ۸. *فرض کنید $(\mathfrak{M}_i)_{i\in I}$ خانواده‌ای از زیرساختارهای یک Lساختار $\mathfrak{N}$ باشد. در این صورت $\bigcap M_i$ جهان یک زیرساختار از $\mathfrak{N}$ است (اگر تهی نباشد).*

اثبات. برای هر ثابتِ $c \in L$ عنصر $c^{\mathfrak{N}}$ در تمام M_i ها قرار دارد. همچنین برای عناصرِ $(a_1, \dots, a_n) \in \bigcap M_i$ بنا به زیرساختار بودن تک‌تکِ $\mathfrak{M}_i$ ها می‌دانیم که $f^{\mathfrak{N}}(a_1, \dots, a_n) \in \bigcap M_i$. همین دوشرط بنا به تمرین بالا کافی است. □

زیرساختاری را که در لم قبل بدان اشاره شد با $\bigcap \mathfrak{M}_i$ نشان می‌دهیم.

گفتیم که اشتراک هر خانواده از زیرساختارها، یک زیرساختار است. اگر $\mathfrak{N}$ یک Lساختار باشد و $A \subseteq N$ (زیرمجموعه) آنگاه زیرساختار تولید شده توسط A در $\mathfrak{N}$ را اشتراک همه‌ی زیرساختارهائي از $\mathfrak{N}$ می‌گیریم که جهانشان شامل A است. به بیان دیگر تعریف می‌کنیم

$$\langle A\rangle^{\mathfrak{N}} = \bigcap\{\mathfrak{M} | \mathfrak{M} \subseteq \mathfrak{N}, A \subseteq M\}$$

به بیان دیگر $\langle A\rangle^{\mathfrak{N}}$ کوچکترین زیرساختاری از $\mathfrak{N}$ است که جهان آن شامل A است. اگر A متناهی باشد و $\mathfrak{M} = \langle A\rangle^{\mathfrak{N}}$ می‌گوییم $\mathfrak{M}$ یک زیرساختار متناهیاًتولید شونده از $\mathfrak{N}$ است. در جلسات آینده اعضای این زیرساختار را به طور صریح مشخص خواهیم کرد.

توجه ۹. *اگر زبان L شامل حداقل یک نماد ثابت باشد و $A = \emptyset$ آنگاه*

$$\langle \emptyset\rangle^{\mathfrak{N}} = \bigcap_{\mathfrak{M} \subseteq \mathfrak{N}} \mathfrak{M}.$$

یعنی در زبانی که ثابت دارد، ساختار تولید شده توسط تهی، تهی نیست.

لم ۱۰. *فرض کنید $A \neq \emptyset$ و $\mathfrak{M} = \langle A\rangle^{\mathfrak{M}}$، (دقت کنید که لزوماً M برابر با A نیست؛ یعنی جهان ساختار تولید شده توسط A شاید از خودِ مجموعه‌ی A بزرگتر باشد) آنگاه هر هومومرفیسم $h : \mathfrak{M} \to \mathfrak{N}$ تنها توسط مقادیر h روی A تعیین می‌شود؛ یعنی اگر $h_1 : \langle A\rangle^{\mathfrak{M}} \to \mathfrak{N}$ و $h_2 : \langle A\rangle^{\mathfrak{M}} \to \mathfrak{N}$ دو هومومرفیسم باشند، در این صورت اگر برای هر $a \in A$ داشته باشیم $h_1(a) = h_2(a)$، آنگاه برای هر $x \in M$ داریم $h_1(x) = h_2(x)$.*

اثبات. فرض کنید $h_1, h_2 : \langle A\rangle^{\mathfrak{M}} \to \mathfrak{N}$ دو هومومرفیسم باشند که روی A مقادیر یکسانی دارند. قرار دهید

$$B = \{x \in M | h_1(x) = h_2(x)\}.$$

می‌خواهیم نشان دهیم که $B = M$. (یعنی می‌خواهیم نشان دهیم که روی تمام نقاطِ ساختار تولیدشده، این دو هومومرفیسم با هم برابرند). واضح است که $A \subseteq B$ زیرا فرض کرده‌ایم که روی A این دو هومومرفیسم مقادیر یکسانی دارند.

ادعا می‌کنیم که مجموعه‌ی B جهان یک زیرساختار از $\mathfrak{M}$ است.

برای اثبات ادعای بالا کافی است نشان دهیم که B تحت ثوابت و روابطِ $\mathfrak{M}$ بسته است.

اولاً برای هر ثابت c داریم $h_1(c^{\mathfrak{M}}) = h_2(c^{\mathfrak{M}})$. پس $c^{\mathfrak{M}} \in B$ و همچنین بنا به هومومرفیسم بودن داریم $c^{\mathfrak{N}} = c^{\mathfrak{M}}$. ثانیاً برای عناصر $b_1, \dots, b_n \in B$ داریم $f^{\mathfrak{M}}(b_1, \dots, b_n) \in B$؛ زیرا $h_1(b_i) = h_2(b_i)$ و بنابراین

$$h_1(f^{\mathfrak{M}}(b_1, \dots, b_n)) = f^{\mathfrak{N}}(h_1(b_1), \dots, h_1(b_n)) = f^{\mathfrak{N}}(h_2(b_1), \dots, h_2(b_n)) = h_2(f^{\mathfrak{M}}(b_1, \dots, b_n)).$$

تا اینجا نشان دادیم که B جهان یک زیرساختار از $\mathfrak{M}$ است. کوچکترین زیرساختار شاملِ A همان $\mathfrak{M}$ است پس $M \subseteq B$. از آنجا که $B \subseteq M$ داریم $M = B$. □

لم ۱۱. *فرض کنید $\mathfrak{M}' \subseteq \mathfrak{N}'$ ساختار L به همراه $h : \mathfrak{M} \xrightarrow{\sim} \mathfrak{M}'$ یک ایزومرفیسم باشد و $\mathfrak{M} \subseteq \mathfrak{N}$. در این صورت ایزومرفیسم $h' : \mathfrak{N} \to \mathfrak{N}'$ موجود است به طوری که h' توسیعی از h است.*

اثبات. یک مجموعه‌ی $M' \subseteq N'$ و یک تابع یک‌به‌یک و پوشای h' بین N و N' پیدا کنید که توسیع h باشد. آنگاه با استفاده از h' مجموعه‌ی N' را تبدیل به جهان یک Lساختار بکنید. مثلاً تعریف کنید:

$$f^{\mathfrak{N}'}(h'(a_۱), h'(a_۲)) := h'(f^{\mathfrak{N}}(a_۱, a_۲)).$$

□

آنچه که در لم زیر بدان پرداخته‌ایم، تعمیمی از مفاهیم جبری حد مستقیم و حد معکوس [۳] است.

لم ۱۲. *فرض کنید $(I, \leq)$ یک مجموعه‌ی مرتب جزئی جهتدار [۴] باشد. همچنین فرض کنید $(\mathfrak{M}_i)_{i\in I}$ یک خانواده‌ی جهتدار از Lساختارها باشد؛ یعنی به گونه‌ای باشد که اگر $i_۱ \leq i_۲$ آنگاه $\mathfrak{M}_i \subseteq \mathfrak{M}_j$. در این صورت $\bigcup M_i$ جهان یک Lساختار است که همه‌ی $\mathfrak{M}_i$ها زیرساختاری از آن هستند.*

اثبات. باید بتوانیم تمامی علائم زبانی را در $\bigcup M_i$ تعبیر کنیم. در زیر این کار برای روابط انجام داده‌ام؛ با توابع و ثوابت می‌توان رفتار مشابهی داشت:

فرض کنید $a_۱, \ldots, a_n \in \bigcup M_i$ و $R \in L$. در این صورت $j \in I$ موجود است به طوری که تمام a_i ها در M_j هستند. تعریف می‌کنیم

$$R^{\bigcup \mathfrak{M}_i}(a_۱, \ldots, a_n) \iff R^{\mathfrak{m}_j}(a_۱, \ldots, a_n)$$

تعریف بالا، خوش‌تعریف است؛ یعنی به j بستگی ندارد. زیرا اگر تمام a_i ها در یک $\mathfrak{M}_k$ دیگر باشند، آنگاه ساختاری مانند $\mathfrak{M}_l$ شامل $\mathfrak{M}_k, \mathfrak{M}_j$ در کلاس هست و این موجب می‌شود که تعبیر این رابطه در هر سه‌ی این ساختارها یکسان شود:

$$R^{\mathfrak{M}_j}(a_۱, \ldots, a_n) \Leftrightarrow R^{\mathfrak{M}_l}(a_۱, \ldots, a_n) \Leftrightarrow R^{\mathfrak{M}_k}(a_۱, \ldots, a_n).$$

□

در بالا درباره‌ی زیرساختار بودن سخن گفتیم. دقت کنید که مثلاً

$$(\mathbb{Q}, +, \cdot) \subseteq (\mathbb{R}, +, \cdot)$$

در بالا (یعنی در تعریف زیرساختار) زبانها یکسانند ولی جهانها تغییر کرده‌اند. در مفهوم تعریف‌شده‌ی زیر، جهانها یکسانند ولی زبان بزرگتر شده است.

[۳] direct/inverse limit

[۴] مجموعه‌ای مرتب به‌طوری که برای هر $i_۱, i_۲ \in I$ عنصر $j \in I$ موجود است به طوری که $j \geq i_۱$ و همچنین $j \geq i_۲$.

تعریف ۱۳. *فرض کنید $K \subseteq L$ دو زبان مرتبه‌ی اول باشند. در این صورت Kساختار $\mathfrak{N}$ را یک تقلیل از Lساختار $\mathfrak{M}$ می‌نامیم هرگاه جهانهای M و N یکسان باشند و $\mathfrak{M}\restriction_K = \mathfrak{N}$. دقت کنید که در این صورت $\mathfrak{M}$ را بسطی از $\mathfrak{N}$ می‌نامیم.*[۵]

در زیر چند مثال از بسط زبان آورده‌ایم.

مثال ۱۴. *فرض کنید $\mathfrak{M}$ یک Lساختار و R یک رابطه روی M^n باشد. قرار دهید $L' = L \cup \{R\}$. در این صورت $\mathfrak{M}$ تقلیلی از L'ساختارِ $\mathfrak{M}' = (\mathfrak{M}, R)$ است که در آن $R^{\mathfrak{M}'}$ همان رابطه‌ی R تعبیر شده است.*

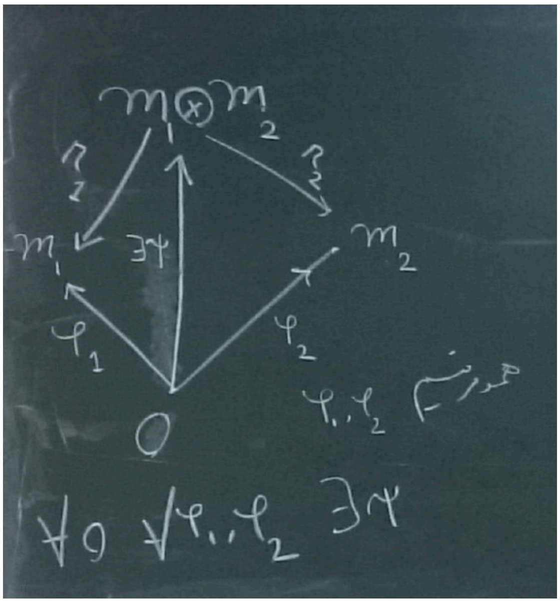
مثال ۱۵. *فرض کنید $\mathfrak{M}$ یک Lساختار باشد و $m_1, \ldots, m_n \in M$. زبان $L' = L \cup \{c_{m_1}, \ldots, c_{m_n}\}$ را در نظر بگیرید که در آن ثوابتی برای این اعضای M وجود دارد. حال $\mathfrak{A} = (\mathfrak{M}, m_1, \ldots, m_n)$ را به عنوان یک L'ساختار در نظر بگیرید که در آن $c^{\mathfrak{A}}_{c_{m_i}} = m_i$.*

مثال ۱۶. *فرض کنید $\mathfrak{M}$ یک Lساختار باشد و $A \subseteq M$. قرار دهید $L \subseteq L_A = L \cup \{c_a | a \in A\}$. در این صورت یک بسط از Lساختارِ $\mathfrak{M}$ به زبان L_A وجود دارد:*

$$\mathfrak{M}_A = (\mathfrak{M}, \{a\}_{a \in A}), \qquad c_a^{\mathfrak{M}} = a$$

در این صورت گروه اتومرفیسم‌های روی $\mathfrak{M}_A$ یعنی $\mathrm{Aut}(\mathfrak{M}_A)$ در زبان L_A برابر است با اتومرفیسم‌هایی از M که روی اعضای A ثابت هستند. این گروه را با $\mathrm{Aut}(\frac{\mathfrak{M}}{A})$ نیز نشان می‌دهیم.

تمرین ۵ (حاصل‌ضرب در کاتگوری Lساختارها و Lهومورفیسم‌ها)**.** فرض کنید $\mathfrak{M}_1$ و $\mathfrak{M}_2$ دو Lساختار باشند. روی $M_1 \times M_2 = \{(x, y) | x \in M_1, y \in M_2\}$ یک Lساختار تعریف کنید (یعنی اجزای زبانِ L را به گونه‌ای تعبیر کنید که $\mathfrak{M}_1 \otimes \mathfrak{M}_2$ (نامی که شما روی Lساختار جدید گذاشته‌اید) ویژگی جهانی زیر را داشته باشد.



دقت کنید که π_i نگاشتهای هومورفیسمِ پوشای طبیعیِ

$$\pi_i : \mathfrak{M}_1 \times \mathfrak{M}_2 \to \mathfrak{M}_i$$

[۵] وقتی که $\mathfrak{N} \subseteq \mathfrak{M}$ در انگلیسی گفته به این نوع گسترش یک *extension* گفته می‌شود. وقتی مانند تعریف بالا، $\mathfrak{M}$ بسطی از $\mathfrak{N}$ باشد، در انگلیسی به این نوع گسترش *expansion* گفته می‌شود. در فارسی شاید خوب باشد اولی را توسیع و دومی را بسط بنامیم.

هستند. تصویر بیان اگر این است که برای هر Lساختارِ $\mathfrak{D}$ و هومورفیسمهای $\phi_i : \mathfrak{D} \to \mathfrak{M}_i$، هومورفیسمِ $\psi : \mathfrak{D} \to \mathfrak{M}_۱ \times \mathfrak{M}_۲$ موجود باشد به طوری که دیاگرام کشیده شده جابه‌جائی باشد.

تمرین ۶. فرض کنید $f : \mathfrak{M} \to \mathfrak{M}$ یک نشاندن باشد. نشان دهید که یک Lساختار $\mathfrak{M} \subseteq \mathfrak{N}$ و یک اتومرفیسم $g : \mathfrak{N} \to \mathfrak{N}$ موجود است به طوری که $g|_{\mathfrak{M}} = f$ و $(\mathfrak{N}, g)$ تحت شرط زیر یکتاست.

$$M \subseteq g^{-۱}(N) \subseteq g^{-۲}(N) \subseteq \dots$$

زبان و ساختار چندبخشی

تا کنون هر ساختار مرتبه‌ی اولی که مشاهده کردیم دارای یک جهان مشخص بود و توابع و روابط روی همان جهان تعریف شده بودند. اما در بسیاری ساختارهای ریاضی، بیش از یک جهان وجود دارد و میان جهانها توابع و روابطی وجود دارد. این خواسته به راحتی در ساختارهای مرتبه‌ی اول قابل گنجاندن است. در زیر ساختارها و زبانهای چند بخشی را تعریف کرده‌ایم. در درس دوباره به آنها بازنخواهیم گشت ولی هر قضیه‌ای که درس ثابت کنیم درباره‌ی آنها نیز درست است.

تعریف ۱۷. *زبان L را یک زبان S بخشی گوییم هرگاه دارای روابط از نوع $(s_۱, \dots, s_n)$ ، توابع از نوع $(s_۱, \dots, s_n, t)$ و ثوابت از نوع s_i باشد. متناظر با یک زبان S بخشیِ L، Lساختارهای S بخشی به صورت زیر هستند.*

$$\mathfrak{M} = ((A_s)_{s \in S}, (z^{\mathfrak{M}})_{z \in L})$$

که در آن هر A_s یک جهان از نوع s نامیده می‌شود و

- *اگر $z \in L$ یک نماد ثابت از نوع s_i باشد، $z^{\mathfrak{M}} \in A_{s_i}$.*
- *اگر $z \in L$ یک نماد تابعی از نوع $(s_۱, \dots, s_n, t)$ باشد،*

$$z^{\mathfrak{M}} : A_{s-۱} \times A_{s_۲} \times \dots \times A_{s_n} \to A_t$$

یک تابع است.

- *اگر $z \in L$ یک نماد رابطه‌ای از نوع $(s_۱, \dots, s_n)$ باشد،*

$$z^{\mathfrak{M}} \subseteq A_{s-۱} \times A_{s_۲} \times \dots \times A_{s_n}$$

یک رابطه است.

در نوشتن فرمولهای چندبخشی، سورها و متغیرها می‌توانند مربوط به بخشهای خاصی باشند.

مثال ۱۸. *گروه‌های جایگشتی را می‌توان به عنوان ساختارهای دوبخشی در نظر گرفت.*

$$(X, G, g : G \times X \to X, e^G, .^G, ()^{-۱^G})$$

در یک گروه جایگشتی، یک مجموعه‌ی X داریم که یک گروه G اعضای آن را جابه‌جا می‌کند.

مثال ۱۹. *میدان های ارزیابی را می‌توان به عنوان ساختارهای سه‌بخشی در نظر گرفت:* [6]

$$(K, \Gamma, k, V : K \to \Gamma)$$

یک میدان ارزیابی از یک میدان K تشکیل شده است و یک گروه Γ و یک نگاشت ارزیابیِ $v : K \to \gamma$. این نگاشت منجر به ایجاد یک میدانِ k به نام میدان پیمانه‌ها می‌شود. [7]

۳ ادامه‌ی مبحث زبان

فرض کنید L یک زبان مرتبه اول باشد.یک مجموعه $x_1, x_2, \cdots$ از متغیرها را در نظر بگیرید. به هر دنباله متناهی‌ای که از علائم زبانیِ تابع، ثابت و با استفاده از این متفیرها، و البته با قوانین خاصی، ساخته شود یک Lترم یا یک Lکلمه گفته می‌شود. هر دنباله‌ی دلخواه از ثوابت و توابع و متغیرها ترم نیست. در زیر به صورت استقرائی بیان کرده‌ایم که دقیقاً کدام دنباله‌ها ترم هستند.

تعریف ۲۰ (تعریف دقیق). *مجموعه‌ی Lترم‌ها به صورت استقرایی زیر تعریف می شود.*

- *هر ثابت $c \in L$ و هر متغیر x_i یک Lترم محسوب می شود.*
- *هرگاه بدانیم که $t_1, \cdots, t_n$ چند L ترم هستند و $f \in L$ یک تابع n موضعی باشد، آنگاه $f(t_1, \cdots, t_n)$ یک Lترم است.*

مثال ۲۱. *در زبانِ $L_{AbG} = \{+, (-), 0\}$ موارد زیر Lترم هستند.*

- 0
- $0 + 0$
- $x + \cdots + x$ *(گاهی به جای این به طور خلاصه می‌نویسیم nx.)*
- $x_1 + x_2 + x_3$
- $nx_1 + mx_2 + kx_3$.

دقت کنید که در نوشتن ترمهای بالا ساده‌سازیهای استفاده شده است. مثلاً به جای دنباله‌ی $++x_1x_2x_3$ نوشته‌ایم $x_1+x_2+x_3$.

مثال ۲۲. *در زبانِ $L_{ring} = \{+, \cdot, 0, 1, (-)\}$ موارد زیر Lترم هستند.*

- $1 + 0$
- $1 \cdot 0$
- $1 + 1 + 1$

[6] valued field

[7] ان‌شاءالله زمانی درباره‌ی میدانهای ارزیابی درس خواهم داد!

- $x_1 + x_2 + x_3$

- $x_1 \cdot x_2 \cdot x_3$

- $5x_1x_2^2 + 6x_4x_7^3x_8$ (دقت کنید که عدد ۵ جزو ترم نیست. تنها منظورم پنج بار نوشتن جمع بوده است. توان هم به همین صورت).

تعریف ۲۳ (تعبیرترمهادرساختارها). *فرض کنید که $\mathfrak{M}$ یک Lساختار باشد. فرض کنید $t(x_1, \cdots, x_n)$ یک Lترم باشد و $a_1, \cdots, a_n \in M$. در این صورت عنصری در جهان ساختارِ $\mathfrak{M}$ ،جود دارد که آنرا با $t^{\mathfrak{M}}(a_1, \cdots, a_n)$ (تعبیر ترم t در ساختار $\mathfrak{M}$ با جایگذاریِ a_i به جای x_i) نشان می‌دهیم. این عنصر به صورت استقرائی زیر تعریف می‌شود.*

- اگر $t = c$ یک ثابت باشد

$$c^{\mathfrak{M}}(a_1, \cdots, a_n) = c^{\mathfrak{M}}$$

- اگر $t = x_i$ یک متغیر باشد آنگاه

$$x_i^{\mathfrak{M}}(a_1, \ldots, a_n) = a_i.$$

- اگر $t_i^{\mathfrak{M}}(a_1, \cdots, a_n)$ دانسته باشند و f یک تابع n موضعی باشد آنگاه تعبیر $f(t_1, \ldots, t_n)$ در M با جایگذاریِ a_i به جای x_i به صورت زیر تعریف می‌شود:

$$[f(t_1, \ldots, t_n)]^{\mathfrak{M}}(a_1, \ldots, a_n) = f^{\mathfrak{M}}(t_1^{\mathfrak{M}}(a_1, \cdots, a_n), \ldots, t_n^{\mathfrak{M}}(a_1, \cdots, a_n))).$$

مثال ۲۴. *در زبان $L = L_{ring}$ در ساختار $R = (\mathbb{R}, +, \cdot, -, 0, 1)$ داریم*

$$[2x_1x_2^2 + x_3^4]^R(1, 2, 3) = 89$$

قبلاً درباره‌ی ساختار تولید شده توسط یک مجموعه صحبت کرده‌ایم. در لم زیر که اثبات آن جزو تمرینهاست، خواهیم دید که ساختار تولید شده توسط جایگذاری عناصرِ A در ترمها حاصل می‌شود.

لم ۲۵. *فرض کنید $\mathfrak{M}$ یک Lساختار باشد و $A \subseteq M$. آنگاه*

$$\langle A\rangle^{\mathfrak{M}} = \bigcap_{A\subseteq N, \mathfrak{N}\subseteq\mathfrak{M}} \mathfrak{N} = \{t^{\mathfrak{M}}(a_1, \cdots, a_n) | a_1, \cdots, a_n \in A, \text{یک ترم است} t, n \in \mathbb{N}\}$$

اثبات. تمرین. □

توجه ۲۶. *اگر زبان L حاوی ثوابت باشد، آنگاه*

$$\emptyset \neq \langle \phi\rangle^{\mathfrak{M}} = \{t^{\mathfrak{M}}(c_1^{\mathfrak{M}}, \cdots, c_n^{\mathfrak{M}}) | n \in \mathbb{N} \text{ و } c_i \text{ ها ثوابت هستند و } t \text{ ترم است}\}$$

بنا به لم قبلی، حداکثر اندازه‌ی ساختار تولید شده توسط A به صورت زیر تعیین می‌شود: (با توجه به این که هر ترم یک دنباله‌ی متناهی از علائم است، در صورتی که زبنا نامتناهی باشد، تعداد ترمهای بیشتر از اندازه‌ی زبان نمی‌شود)

نتیجه ۲۷. $\langle A\rangle^{\mathfrak{M}} \leq \max\{| L | + \aleph_0, | A |\}$

گفتیم که زبان حکم حروف الفبا را دارد و ترمها حکم کلمه‌ها را. آخرین چیزی که باید تعریف شود، جمله‌ها (یا فرمولها) هستند. Lفرمولها دنباله‌هائی متناهی هستند که با استفاده از ترم های زبان و علائم منطقی $\neg$ و $\wedge$ و $\exists$ و

و علامت تساوی ساخته می شوند. دوباره دقت کنید که هر دنباله‌ی متناهی این چنین یک فرمول نیست. پس باید فرمولها را به صورت دقیقتر تعریف کرد.

تعریف ۲۸ (فرمولها). *مجموعه L فرمولها کوچکترین مجموعه ای است که اعضایش از طریق زیر حاصل می شود.*

- *برای هر دو ترم t_1 و t_2 عبارت $t_1(x_1, \cdots, x_n) = t_2(x_1, \cdots, x_n)$ یک L فرمول است.*

- *برای ترم های $t_1, \cdots, t_n$ و رابطه ی n موضعیR عبارت $R(t_1, \cdots, t_n)$ یک L فرمول است.*

- *اگر ϕ فرمول باشد دراینصورت $\neg\phi$ نیز یک فرمول است.*

- *اگر ϕ و ψ دو L فرمول باشند در این صورت $\phi \wedge \psi$ یک L فرمول است.*

- *اگر ϕ یک فرمول باشد دراین صورت $\exists x\phi(x)$ نیز یک L فرمول است.*

یک سری کوتاه‌نوشت نیز به صورت زیر داریم:

۱. $\phi \vee \psi \equiv \neg(\neg\phi \wedge \neg\psi)$

۲. $\forall x\psi \equiv \neg(\exists x\neg\psi)$

۳. $\phi \to \psi \equiv \neg\phi \vee \psi$.

تعریف ۲۹ (متغیر های پایبند و آزاد). *متغیر x را در فرمول ϕ آزاد گوییم هرگاه تحت تاثیر هیچ سوری نباشد؛ در غیر این صورت آن را پایبند می‌نامیم.*

مثال ۳۰. *در فرمول زیر*

$$\forall x\psi(x) \wedge R(x, y)$$

متغیر x اول پای‌بند است و x دوم آزاد است و y آزاد است. برای تشخیص این نیاز به دانستن ترتیب اولویت نمادهاست. فرمول بالا به صورت زیر پرانتزگذاری می‌شود:

$$((\forall x\psi(x)) \wedge R(x, y))$$

آخرین چیزی که می‌خواهیم تعریف کنیم این است که چه زمانی می‌گوئیم یک فرمول در یک ساختار درست است.

تعریف ۳۱. *فرض کنید $\phi(x_1, \cdots, x_n)$ یک L فرمول و $\mathfrak{M}$ یک L ساختار باشند و $a_1, \cdots, a_n \in M$. در این صورت عبارت $\mathfrak{M} \models \phi(a_1, \cdots, a_n)$ (خوانده شود: فرمول ϕ با جایگذاری a_i به جای x_i در ساختار $\mathfrak{M}$ درست است، یا $\mathfrak{M}$ مدلی برای این فرمول است) به صورت استقرایی زیر تعریف می شود.*

- $\mathfrak{M} \models t_1(a_1, \cdots, a_n) = t_2(a_1, \cdots, a_n)$ هرگاه $t_1^{\mathfrak{M}}(a_1, \cdots, a_n) = t_2^{\mathfrak{M}}(a_1, \cdots, a_n)$

- $\mathfrak{M} \models R(t_1, \cdots, t_n)(a_1, \ldots, a_n)$ هرگاه $R^{\mathfrak{M}}(t_1^{\mathfrak{M}}(a_1, \ldots, a_n), \cdots, t_n^{\mathfrak{M}}(a_1, \ldots, a_n))$

- $\mathfrak{M} \models \phi \wedge \psi$ هرگاه $\mathfrak{M} \models \phi$ و $\mathfrak{M} \models \psi$
- $\mathfrak{M} \models \neg\phi$ هرگاه $\mathfrak{M} \not\models \phi$
- $\mathfrak{M} \models \exists x\psi(x)$ هرگاه $a \in M$ عنصر در M موجود باشد به طوری که $\mathfrak{M} \models \psi(a)$

توجه ۳۲. *دقت کنید که امکان دارد یک L فرمولِ یکسان در یک L ساختار درست باشد ولی در L ساختار دیگر غلط باشد. برای مثال در L_{ring} هم $(\mathbb{R}, +, \cdot, -, ۰, ۱)$ یک L ساختار است و $(\mathbb{C}, +, \cdot, -, ۰, ۱)$. با این حال*

$$(\mathbb{C}, +, \cdot, -, ۰, ۱) \models \exists x \quad x \cdot x = ۱$$

ولی

$$(\mathbb{R}, +, \cdot, -, ۰, ۱) \not\models \exists x \quad x \cdot x = ۱$$

۴ تئوریها

تمرین ۷. فرض کنید $h : \mathfrak{M} \longrightarrow \mathfrak{N}$ یک هممورفیسم باشد. نشان دهید که آنگاه برای هر ترم t داریم:

$$t^{\mathfrak{M}}(a_۱, \cdots, a_n) \longmapsto^h t^{\mathfrak{N}}(h(a_۱), \cdots, h(a_n)).$$

تعریف ۳۳. *فرض کنید $\phi(x_۱, ..., x_n)$ و $\psi(x_۱, ..., x_n)$ دو L فرمول باشند. میگوییم ایندو معادلند و مینویسیم*

$$\phi \equiv \psi$$

هرگاه در هر L ساختار $\mathfrak{M}$ داشته باشیم

$$\{(x_۱, ..., x_n) \in M^n \mid \phi(x_۱, ..., x_n)\} = \{(x_۱, ..., x_n) \in M^n \mid \psi(x_۱, ..., x_n)\}.$$

برای مثال دو L فرمول $\neg(\exists x\phi(x))$ و $\forall x\neg\phi(x)$ معادلند.

تمرین ۸. فرض کنید $\phi(x_۱, ..., x_n)$ یک L فرمول باشد که هیچ سوری ندارد. در این صورت نشان دهید که ϕ دارای معادلی به صورت نرمال عطفی و معادلی به صورت نرمال فصلی است. [۸]

تمرین ۹. فرض کنید $\mathfrak{M}$ و $\mathfrak{N}$ دو L ساختار باشند و $h : \mathfrak{M} \longrightarrow \mathfrak{N}$ یک ایزومرفیسم باشد. نشان دهید که در این صورت برای هر Lفرمول $\phi(x_۱, \cdots, x_n)$ و هر $a_۱, \cdots, a_n \in M$ داریم

$$\mathfrak{M} \models \phi(a_۱, \cdots, a_n) \Leftrightarrow \mathfrak{N} \models \phi(h(a_۱), \cdots, h(a_n)).$$

[۸] صورت نرمال عطفی یعنی به صورت $\bigwedge_{i=۱}^{n} \bigvee_{j=۱}^{m} \psi_{ij}$ و صورت نرمال فصلی یعنی به صورت $\bigvee_{i=۱}^{n} \bigwedge_{j=۱}^{m} \psi_{ij}$ که در ایندو ψ_{ij} ها فرمولهای اتمی یا نقیض اتمی هستند.

تمرین ۱۰. فرض کنید $h : \mathfrak{M} \longrightarrow \mathfrak{N}$ یک نشاندن باشد. نشان دهید که برای هر فرمول وجودی، یعنی هر فرمولی که در ابتدای آن فقط سورهای وجودی آمده است و پس از آن فرمولی بدون سور قرار گرفته است، مانندِ $\phi(x_۱, \cdots, x_n)$ و هر $a_۱, \cdots, a_n \in M$ داریم

$$\mathfrak{M} \models \phi(a_۱, \cdots, a_n) \Leftrightarrow \mathfrak{N} \models \phi(h(a_۱), \cdots, h(a_n)).$$

منظور از یک Lجمله یک L فرمولِ بدون متغیر آزاد است. برای مثال در زبان $L_{ring} = \{+, \cdot, (-), ۰, ۱\}$ فرمولهای زیر L_{ring} جمله‌اند.

- $\forall x \exists y \quad x + y = ۰$
- $\forall x \exists y \quad x \cdot y = ۰$

ممکن است یک Lجمله‌ی ϕ در یک Lساختار درست و در دیگری نادرست باشد، مثلاً

$$\mathbb{C} \models \exists x \quad x^۲ = -۱$$

در حالی که

$$\mathbb{R} \not\models \exists x \quad x^۲ = -۱.$$

با این حال چیزی که برای مهم است ارائه‌ی اصول موضوعه برای بخشهائی از ریاضی است که این کار تحت تئوری‌ها صورت می‌گیرد.

تعریف ۳۴. *منظور از یک Lتئوری مجموعه‌ای از L جمله‌هاست.*

مثال ۳۵. *اگر $L_{AbG} = \{+, -, ۰\}$ زبان گروه های آبلی باشد، آنگاه تئوری گروه‌های آبلی در این زبان، مجموعه‌ای از جملات به شکل زیر است:*

$$T_{AbG} = \{\forall xyz \quad x + (y + z) = (x + y) + z, \forall x \quad x + (-x) = x, \forall xy \quad x + y = y + x, \forall x \quad x + ۰ = x\}$$

اگر T یک تئوری مرتبه‌ی اول در زبان L و $\mathfrak{M}$ یک L ساختار باشد، در این صورت می‌گوئیم که $\mathfrak{M}$ مدلی برای T است، و می‌نویسم $\mathfrak{M} \models T$ هرگاه تمام جملات موجود در T در $\mathfrak{M}$ برقرار باشند. برای مثال $(\mathbb{R}, +, -, ۰) \models T_{AbG}$.

در زیر چند مثال از تئوریها را بررسی کرده‌ایم.

- در زبانِ $L_{ring} = L_{AbG} \cup \{\cdot, ۱\}$ تئوری زیر را تئوری حلقه‌های جابجائی می‌نامیم:

$$T_{ring} = T_{AbG} \cup \{\forall xyz \quad x \cdot (y \cdot z) = (x \cdot y) \cdot z, \forall x \quad x \cdot ۱ = x, \forall xyz \quad x \cdot (y + z) = (x \cdot y) + (x \cdot z),$$
$$\forall x \quad x \cdot y = y \cdot x\}$$

- در همان زبان تئوری میدانها به صورت زیر است: $T_{field} = T_{ring} \cup \{\forall x (x \neq ۰ \rightarrow \exists y x \cdot y = ۱)\}$

تمرین ۱۱. یک تئوری برای میدانهای بسته جبری بنویسید.

تمرین ۱۲ . یک تئوری در زبان $\{<\}$ برای مجموعه‌های مرتب خطی چگالِ بدون عنصر ابتدا و انتها بنویسید.

برای مثال یک تئوری برای مجموعه های نامتناهی می‌تواند بدین صورت نوشته شود. زبان را تهی می‌گیریم: $L = \emptyset$. و قرار می‌دهیم:

$$
\begin{aligned}
&T_{inf-set} = \{\exists x_1 x_2 \neg(x_1 = x_2),\\
&\exists x_1 x_2 x_3 \neg(x_1 = x_2) \wedge \neg(x_2 = x_3) \wedge \neg(x_3 = x_1)\\
&\vdots\\
&\}
\end{aligned}
$$

دقت کنید که اگر $\mathfrak{M}$ یک ساختار باشد که در آن تمام جمله‌های بالا برقرار باشند، آنگاه M نامتناهی است.

تمرین ۱۳ . آیا می توانید یک تئوری T

- الف. برای مجموعه‌های ۵ عضوی بنویسید.
- ب. برای مجموعه‌های متناهی بنویسید.

در تمرین بالا، با اولین نکته درباره‌ی تئوری‌های مرتبه‌ی اول آشنا شده‌ایم، و آن این است که برای چه پدیده‌هائی اصولاً می‌توان یک تئوری نوشت.

دومین نکته‌ای که در مورد یک تئوری مرتبه‌ی اول مهم است، این است که آیا این تئوری هیچ مدلی دارد یا نه. برای مثال، در زبانِ $L = L_{ring}$ تئوری $T = \{\forall x \exists y x + y = 1, \neg(\forall x \exists y x + y = 1)\}$ هیچ مدلی ندارد؛ زیرا در هیچ L ساختاری این دو جمله نمی‌توانند همزمان درست باشند. مدل داشتن یک تئوری را تحت عنوان سازگاری می‌شناسیم. به بیان دقیقتر می‌گوئیم گوییم L تئوری T سازگار است هرگاه حداقل یک مدل داشته باشد.

و سومین نکته‌ی مهم این است که آیا یک تئوریِ T می‌تواند نسبت به یک جمله‌ی ϕ بی‌تفاوت باشد؛ بدین معنی که در برخی مدلهای تئوریِ T جمله‌ی ϕ درست باشد و در برخی دیگر نباشد. برای مثال در زبانِ L_{ring} داریم $\mathbb{C} \models T_{ring}$
$\mathbb{R} \models T_{ring}$ با این حال
$\mathbb{C} \models \exists x x^2 = -1$
$\mathbb{R} \not\models \exists x x^2 = -1$.

این سومین نکته را تحت عنوان «کامل بودن» یک تئوری بررسی می‌کنیم که در ادامه تعریف شده است.

تعریف ۳۶. *فرض کنید T یک L تئوری و ϕ یک L جمله باشد. می گوییم $T \models \phi$ (جمله ϕ از تئوری T نتیجه می شود) هرگاه ϕ در تمام مدل های T درست باشد؛ به عبارت دیگر هرگاه داشته باشیم*

$$\mathfrak{M} \models T \Rightarrow \mathfrak{M} \models \phi.$$

برای مثال

$$T_{AbG} \models \forall x(\exists y_1 \exists y_2 (x + y_1 = 0 \wedge x + y_2 = 0) \rightarrow y_1 = y_2)$$

به بیان ساده‌تر، در هرگروه آبلی واورن هر عنصر یکتاست، پس این که وارون هر عنصر یکتاست از تئوری گروه‌های آبلی نتیجه می‌شود. اما جمله‌ی زیر

$$\exists xyz \quad \forall t \quad (t = x \vee t = y \vee t = z)$$

از تئوری گروه‌های آبلی نتیجه نمی‌شود؛ زیرا برخی گروه‌های آبلی حداکثر سه عضو دارند و برخی دیگر بیش از سه عضو دارند.
به بیان دیگر، تئوری گروه‌های آبلی هم با جمله‌ی بالا سازگار است و هم با نقیض آن سازگار است.

پس $T \not\models \phi$ هرگاه T مدلی داشته باشد که در آن $\neg\phi$ درست باشد؛ به بیان دیگر $T \not\models \phi$ اگروتنهااگر $T \cup \{\neg\phi\}$ مدل داشته باشد.

تعریف ۳۷. *فرض کنید T یک تئوری سازگار باشد، دراین صورت می‌گوییم T یک تئوریِ کامل است، هرگاه برای هر L جمله ϕ یا ϕ در تمام مدل های T برقرار باشد یا $\neg\phi$. به بیان دیگر T کامل است هرگاه برای هر جمله‌ی ϕ یا $T \models \phi$ یا $T \models \neg\phi$ (و این یا مانع جمع است زیرا تئوری مورد نظر ما سازگار است). باز به بیان دیگر، تئوری T کامل است هرگاه برای هر دو مدلِ $\mathfrak{M}, \mathfrak{N} \models T$ و هر جمله‌ی ϕ در زبانِ تئوری، داشته باشیم*

$$\mathfrak{M} \models T \Leftrightarrow \mathfrak{N} \models T.$$

پس تئوریِ سازگارِ T کامل نیست هرگاه L جمله ϕ پیدا شود به طوریِ $T \cup \{\phi\}$ و $T \cup \{\neg\phi\}$ هر دو سازگار باشند.

تمرین ۱۴ . یک جمله ϕ در زبان گروه‌های آبلی بنویسید به طوری‌که $\mathbb{Z} \models \phi$ و $\mathbb{Z} \oplus \mathbb{Z} \not\models \phi$.

گفته‌های این بخش را خلاصه می‌کنم: برای یک تئوری مرتبه‌ی اول، سازگاری و کامل بودن مهم است. برای هر پدیده‌ای، این امر که بتوان برای آن تئوری نوشت مهم است.

همین سوالات برای تئوری‌هایی که کل ریاضیات بر آنها بنا شده است مانند تئوری مجموعه‌های نیز پرسیده می‌شود: آیا تئوری نظریه‌ی مجموعه‌ها، مثلاً زدافسی سازگار است؟ آیا تئوری زدافسی در صورت سازگار بودن کامل است؟ در مورد سوال دوم، مثلا از درس مبانی ریاضی می‌دانید که فرضیه‌ی پیوستار، از نظریه‌ی مجموعه‌ها مستقل است؛ بدین معنی که اگر نظریه‌ی مجموعه‌ها سازگار باشد هم با فرضیه‌ی پیوستار و هم با نقیض آن سازگار است.

تعریف ۳۸. *دو L تئوری T و T' را معادل می نامیم و می نویسیم $T \equiv T'$ هرگاه مدلهای یکسانی داشته باشند.*

تمرین ۱۵ . اگر تئوری T کامل باشد آنگاه برای هر $T \subseteq T'$ به طوری که T' سازگار باشد، داریم $T \equiv T'$.

تمرین ۱۶ .

$$T \equiv Th(\mathfrak{M}) \Leftrightarrow \text{تئوری } T \text{ کامل است.}$$

که در آن $\mathfrak{M}$ یک L ساختار است و $Th(\mathfrak{M}) = \{\phi \mid \mathfrak{M} \models \phi\}$.

تمرین ۱۷ . در زبان $L = \{<\}$ یک تئوری کامل بنویسید.

تمرین ۱۸ . در زبان $L = \{E\}$ که در آن E یک رابطه‌ی دوموضعی است، یک تئوری کامل T بنویسید به طوری که

$$T \supseteq \text{تئوری روابط هم ارزی}$$

تمرین ۱۹ . آیا دو عبارت زیر با هم معادلند؟

$$T \models \phi \Rightarrow T \models \psi \qquad\qquad T \models \phi \rightarrow \psi$$

۵ وجود تئوری‌های هنکینی

در ادامه‌ی درس هدفمان اثبات قضیه‌ی فشردگی است که محکی برای سازگاری یک تئوری مرتبه‌ی اول فراهم می‌کند. بنا به این قضیه، اگر بی‌نهایت اتفاق داشته باشیم که هر تعداد متناهی آنها بتوانند با هم رخ دهند، همه‌ی این اتفاقها می‌توانند با هم رخ دهند. به بیان دقیق:

قضیه ۳۹ (فشردگی). *L تئوری T دارای مدل است اگر و تنها اگر هر زیرمجموعه متناهی $\Delta \subseteq T$ از آن دارای مدل باشد.*

دقت کنید که در این درس، برای اثبات قضیه‌ی فشردگی، از قضیه‌ی تمامیت گودل استفاده نکرده‌ام؛ با این حال اثباتی که برای اثبات این قضیه آمده است کاملاً مشابه همان اثبات است. در واقع اثبات زیر، تنها با استفاده از نظریه‌ی مدل بیان شده است.

منظور از یک تئوری هنکینی، تئوری‌ای است که برای همه‌ی فرمولهای وجودی، شاهدی از نوع ثابت دارد؛ به بیان دقیق:

تعریف ۴۰. *فرض کنید L یک زبان مرتبه اول و C یک مجموعه از ثوابت جدید باشد، در این صورت $L(C)$ تئوری T را یک تئوری هنکینی*[9] *می نامیم هرگاه برای هر $L(C)$*[10] *فرمول ϕ یک ثابت $c_\phi \in C$ موجود باشد، به طوری که*

$$“\exists x\phi(x) \to \phi(c_\phi)” \in T$$

لم ۴۱. *فرض کنید T یک L تئوری باشد که هر زیرمجموعه متناهی از آن دارای مدل باشد، در این صورت یک $L(C)$ تئوری T' با ویژگی های زیر پیدا می شود.*

- $T \subseteq T'$
- *T' متناهیا سازگار است(یعنی هر زیرمجموعه‌ی متناهی آن دارای مدل است)،*
- *T' هنکینی است،*
- *برای هر $L(C)$ جمله‌ی ϕ یا $\phi \in T'$ یا $\neg\phi \in T'$.*

اثبات لم. قراردهید

$$C_0 = \emptyset$$
$$C_1 = \{c_\phi \mid \phi \text{ یک فرمول } L \text{ است}\}$$
$$\vdots$$
$$C_{n+1} = \{c_\phi \mid \phi \text{ یک فرمول } L(C_n) \text{ است}\}$$
$$\vdots$$

در هر مرحله در بالا، به تعداد فرمولهای موجود، به زبان ثابت جدید افزوده‌ایم. حال قرار دهید $C = \bigcup_{n\in\mathbb{N}} C_n$. تئوری T^H را (در زبان $L(C)$) به صورت زیر درنظر بگیرید.

$$T^H = \{\exists x\phi \to \phi(c_\phi)\}.$$

[9] Henkin

[10] $L \cup \{c \mid c \in C\}$

دقت کنید که $T\cup T^H$ متناهیا سازگار است: فرض کنید $\Delta\cup\Delta' \subseteq T\cup T^H$ متناهی باشد به طوری که $\Delta \subseteq T$ و $\Delta' \subseteq T^H$. فرض کنید $\text{"}\exists x\phi(x) \to \phi(c_\phi)\text{"} \in \Delta'$ و (برای راحت شدن بحث) فرض کنید که فرمول ذکر شده در $L(C_۱)$ باشد. در این صورت اگر $\mathfrak{M}$ یک مدل از Δ باشد به طوری که $\mathfrak{M} \models \exists x\phi(x)$ آنگاه $a \in M$ موجود است به طوری که $\mathfrak{M} \models \phi(a)$. تعبیر کنید $c_\phi^{\mathfrak{M}} = a$. دراین صورت داریم.

$$(\mathfrak{M}, c_\phi) \models \Delta \cup \{\exists x\phi(x) \to \phi(c_\phi)\}$$

مجموعه $\mathcal{A}$ را به صورت زیر درنظر بگیرید (دقت کنید که این مجموعه، از تئوریها تشکیل شده است):

$$\mathcal{A} = \{T' \mid T \cup T^H \subseteq T' \text{ و } T' \text{متناهیا سازگار باشد}\}$$

اولاً $\mathcal{A} \neq \phi$ و ثانیاً اگر $T_۱ \subseteq T_۲ \subseteq \cdots$ زنجیری از تئوری‌های موجود در $\mathcal{A}$ باشد آنگاه $\bigcup T_i \in \mathfrak{A}$ (بررسی کنید که چرا این گونه است.) پس بنابر لم زرن یک تئوری $T^* \in \mathcal{A}$ موجود است که نسبت به $\subseteq$ ماکزیمال است. ادعا می‌کنیم که T^* تمام ویژگی های مورد نظر ما را دارد.

اولاً T^* متناهیا سازگار است. ثانیاً T^* هنکینی است زیرا در زبانِ $L(C)$ نوشته شده است و شاملِ T^H است.
همچنین برای هر جمله‌ی ϕ یا T^* با ϕ متناهیاً است و یا با $\neg\phi$. زیرا اگر ϕ یک $L(C)$ جمله باشد، و همزمان $T^* \cup \{\phi\}$ و $T^* \cup \{\neg\phi\}$ متناهیاً ناسازگار باشند، مجموعه‌های $\Delta, \Delta' \subseteq T^*$ یافت می‌شوند به طوری که

$\Delta \cup \{\phi\}$ ناسازگار است.

$\Delta' \cup \{\neg\phi\}$ ناسازگار است.

$\Delta \cup \Delta' \cup \{\phi\}$ ناسازگار است.

$\Delta \cup \Delta' \cup \{\neg\phi\}$ ناسازگار است.

بنابراین $\Delta \cup \Delta'$ ناسازگار است و این خلاف متناهیاً سازگار بودن T^* است.

از طرفی $T^* \cup \{\phi\}$ و $T^* \cup \{\neg\phi\}$ نیز نمی‌توانند هر دو سازگار باشند، زیرا (همان طور که در زیر توضیح داده شده است) هر جمله‌ای که با T^* سازگار است در این تئوری قرار دارد (و این تئوری متناهیاً سازگار است).

فرض کنید $T^* \cup \{\phi\}$ سازگار باشد، در این صورت اگر $\phi \notin T^*$ ماکزیمال بودن T^* نقض می‌شود، پس $\phi \in T^*$. به طور مشابه برای $T^* \cup \{\neg\phi\}$ می‌توان بحث کرد. □

یک نکته‌ی مهم در اثبات بالا این است که تئوری هنکینی‌ای که در نهایت ساخته می‌شود از لحاظ تعداد جملات هم‌اندازه‌ی تئوریِ اولیه است. هم‌چنین زبانی که تئوری هنکینی ساخته شده در آن نوشته شده است، دارای اندازه‌ی $|L| + \aleph_۰$ است.

۶ تکمیل اثبات قضیه‌ی فشردگی

قضیه ۴۲. *فرض کنید T یک تئوری هنکینیِ متناهیاً سازگار در زبانِ $L(C)$ باشد به طوری که برای هر L جمله‌ی φ یا $\varphi \in T$ یا $\neg\varphi \in T$؛ در این صورت T دارای مُدلِ است. (به بیان دقیقتر، تئوری یاد شده، یک مدل دارد که اعضای آن مجموعه C است و با این شرط، این مدل تحت ایزومرفیسم یکتاست.)*

اثبات. قرار دهید $M=\{a_c | c\in C\}$ روی M رابطه‌ی تساوی را به صورت زیر تعریف کنید.

$$a_c=a_d \Leftrightarrow c=d\in T$$

نخست جهانِ M را تبدیل به یک $L(C)$ساختار می‌کنیم. برای این کار باید اجزای زبانِ $L(C)$ در M تعبیر شوند. اساس این تعبیر، واگذاری همه چیز به تئوریِ T است.

تعبیر ثوابت مشخص است:

$$c^M=a_c.$$

فرض کنید f یک نماد تابع تابعی دو موضعی در L باشد (اگر n موضعی باشد هم همین روش کار می‌کند). قرار دهید:

$$f^M(a_c,a_d)=a_e \Leftrightarrow \underbrace{f(c,d)=e}_{\text{جمله}L(C)}\in T$$

توجه کنید که از آنجا که T متناهیاًسازگار است،

$$\text{“}\exists x \quad f(c,d)=x\text{”} \in T$$

زیرا در غیر این صورت نقیض جمله‌ی بالا در T است؛ اما نقیض جمله‌ی بالا نمی‌تواند مدل داشته باشد زیرا در هر $L(C)$ساختاری که ثوابتِ c,d تعبیر شوند، $f(c,d)$ نیز تعبیر می‌شود. حال از آنجا که تئوریِ T هنکینی است ثابت e وجود دارد به طوری که $f(c,d)=e\in T$. بنابراین تابعِ f^M قابل تعریف است. خوش‌تعریفی این تابع را به عنوان تمرین چک کنید.

تمرین ۲۰. حال که توابع و ثوابت در M تعریف شده‌اند، پس تعبیر ترمها نیز به صورت استقرائی ممکن می‌شود. نشان دهید که

$$t^M(a_{c_1},\ldots,a_{c_n})=c^a_{\cdot} \Leftrightarrow T\models t(c_1,\ldots,c_n)=c.$$

تعبیر روابط زبان نیز به صورت زیر صورت می‌گیرد:

$$R^M(a_{c_1},\ldots,a_{c_n}) \Leftrightarrow R(c_1,\ldots,c_n)\in T$$

بنابراین M با تعبیرهای صورت گرفته در بالا، یک Lساختار است که آن را با $\mathfrak{M}$ نشان می‌دهیم.

در ادامه‌ی کار هدفمان اثباتِ این است که $\mathfrak{M}\models T$. در واقع می‌خواهیم نشان دهیم که برای هر $L(C)$جمله‌ی φ داریم

$$\varphi\in T \Leftrightarrow \mathfrak{M}\models\varphi$$

(به بیان دیگر، ثابت خواهیم کرد که $T=Th(\mathfrak{M})$). این حکم را با استقراء روی پیچیدگی جملاتِ φ اثبات می‌کنیم.

الف) فرض کنید φ یک جمله‌ی اتمی به صورت زیر است.

$$t_1(c_1,\ldots,c_n)=t_2(c_1,\ldots,c_n)$$

اگر $\text{“}t_1(c_1,\ldots,c_n)=t_2(c_1,\ldots,c_n)\text{”}\in T$ آنگاه باید نشان دهیم که

$$\mathfrak{M}\models t_1^{\mathfrak{M}}(a_{c_1},\ldots,a_{c_n})=t_2^{\mathfrak{M}}(a_{c_1},\ldots,a_{c_n})$$

دقت کنید که بنا به سازگاری T داریم

$$\exists x \quad t_{1}(c_{1},\dots,c_n)=x\in T$$

و بنا به هنکینی بودن آن داریم

$$"t_{1}(c_{1},\dots,c_n)=c." \in T$$

دوباره بنا به سازگاری و هنکینی بودن T داریم

$$“t_{2}(c_{1},\dots,c_n)=c." \in T$$

و از اینها نتیجه می‌شود که

$$\mathfrak{M}\models t_{1}^{\mathfrak{M}}(a_{c_1},\dots,a_{c_n})=t_{2}^{\mathfrak{M}}(a_{c_1},\dots,a_{c_n})$$

همچنین روند بالا قابل بازگشت است.

تمرین ۲۱. به طور مشابه ثابت کنید که

$$\mathfrak{M}\models R(t_{1}^{M}(a_{c_1},\dots,a_{c_n}),\dots,t_{n}^{M}(a_{c_1},\dots,a_{c_n}))\Leftrightarrow R(t_{1}(c_{1},\dots,c_n),\dots,t_n(c_{1},\dots,c_n))\in T.$$

ب. فرض کنید ادعا برای جمله‌ی φ درست باشد. آنگاه

$$\mathfrak{M}\models\neg\varphi\Leftrightarrow$$
$$\mathfrak{M}\not\models\varphi\Leftrightarrow$$
$$T\not\models\varphi(\varphi\notin T)\Leftrightarrow$$
$$\neg\varphi\in T$$

ج. اگر ادعا برای φ و ψ درست باشد آنگاه

$$\mathfrak{M}\models\varphi\wedge\psi\Leftrightarrow$$
$$\mathfrak{M}\models\varphi \text{و} \mathfrak{M}\models\psi\Leftrightarrow$$
$$\varphi\in T \text{و} \psi\in T\Leftrightarrow$$
$$\varphi\wedge\psi\in T$$

فرض کنید φ به صورت $\exists x \quad \psi$ باشد و ادعا برای ψ برقرار باشد.

$$T\models\exists x \quad \psi\Leftrightarrow$$
$$\exists x \quad \psi\in T\Leftrightarrow$$
$$\psi(c_\psi)\in T\Leftrightarrow$$
$$\mathfrak{M}\models\psi(c_\psi)\Leftrightarrow$$
$$\mathfrak{M}\models\exists x \quad \psi(x)\Leftrightarrow$$
$$\mathfrak{M}\models\varphi$$

چند کاربرد ساده از قضیه‌ی فشردگی

از قضیه‌ی فشردگی گاهی برای تشخیص این استفاده می‌شود که برای چه کلاسهائی از Lساختارها می‌توان تئوری نوشت. در مثال گذشته، یک تئوری T برای مجموعه‌های نامتناهی نوشتیم. در زیر نشان داده‌ایم که نمی‌توان برای مجموعه‌های متناهی تئوری نوشت. به بیان دیگر نمی‌توان یک تئوری T نوشت به طوری که همه‌ی مجموعه‌های متناهی مدل آن باشند و هر چیزی که مدل آن باشد یک مجموعه‌ی متناهی باشد.

به برهان خلف، فرض کنید T یک تئوری برای مجموعه‌های متناهی باشد. تئوری T' را به صورت زیر در نظر بگیرید:

$$T' = T \cup \{\exists x_۱, x_۲ \quad x_۱ \neq x_۲, \exists x_۱, x_۲, x_۳ \quad x_۱ \neq x_۲ \quad x_۲ \neq x_۳ \quad x_۱ \neq x_۳, \ldots, \exists x_۱, \ldots, x_n \quad \bigwedge x_i \neq x_j, \ldots\}$$

تئوری T' متناهیاً سازگار است؛ زیرا اگر

$$\underbrace{\Delta}_{\text{متناهی}} \subseteq T'$$

آنگاه اگر فرض کنیم n بزرگترین عددی باشد که جمله‌ی $\exists x_۱, \ldots, x_n \bigwedge x_i \neq x_j \in \Delta$ آنگاه T دارای یک مدل $\mathfrak{M}$ با حداقل n عضو هست، پس

$$\mathfrak{M} \models \Delta$$

از این که هر بخش متناهیِ T' دارای مدل است، بنا به قضیه‌ی فشردگی نتیجه می‌شود که T' دارای مُدِل است. حال اگر

$$\mathfrak{N} \models T'$$

آنگاه از یک طرف $\mathfrak{N}$ متناهی است، زیرا مدلی برای T است؛ و از طرف دیگر نامتناهی است زیرا تمام جملاتی که وجود n عنصر را بیان می‌کنند در آن برقرار هستند؛ و این تناقض است. $\lightning$ $\square$

می‌گوییم یک میدان دارای مشخصه‌ی n است هرگاه n کوچکترین عددی باشد به طوری که برای عنصرِ x در آن میدان داشته باشیم $nx = ۰$. مشخصه‌ی یک میدان در صورت وجود یک عدد اول است (بررسی کنید که چرا). اگر چنین عدد n برای میدانی وجود نداشته باشد، آن میدان را میدانی با مشخصه‌ی صفر می‌نامیم.

در زیر نشان داده‌ایم که برای میدانهای با مشخصه‌ی ناصفر نمی‌توان یک تئوری نوشت. اگر فرض کنیم که T تئوری میدانهای با مشخصه‌ی ناصفر در یک زبانِ L است؛ آنگاه تئوریِ T' را به صورت زیر در نظر بگیرید:

$$T' = T \cup \{c + c \neq ۰, c + c + c \neq ۰, \ldots, \underbrace{c + c + \ldots + c}_{n\text{بار}} \neq ۰, \ldots\}$$

تئوریِ بالا در یک زبانِ $L \cup \{c\}$ نوشته شده است که c یک ثابت جدید است. دقت کنید که T' یک تئوری متناهیاًسازگار است. مثلا برای اثبات این که

$$T \cup \{c + c \neq ۰, c + c + c \neq ۰\}$$

مدل دارد کافی است یک مدل از T انتخاب کنیم که مشخصه‌ی آن بیش از ۳ است و در آن c را عنصری تعبیر کنیم که اگر سه بار با خودش جمع شود صفر نشود؛ این کار به آسانی در $\mathbb{Z}_۵$ میسر است. از آنجا که هر قسمت متناهی از T' دارای مدل است، پس T' دارای مدل است. این مدل، از یک طرف یک میدان با مشخصه‌ی ناصفر است، و از طرفی حاوی یک عنصر (تعبیر c) است که هر چه با خودش جمع شود صفر نمی‌شود؛ و این تناقض است.

به عنوان مثالی دیگر در زیر نشان داده‌ایم که برای گرافهای هم‌بند نمی‌توان یک تئوری نوشت. منظور از یک گراف همبند، گرافی است که بین هر دو راس آن یک مسیر متناهی وجود داشته باشد.

فرض کنید T یک تئوری برای گرافهای همبند باشد (در زبانی که یک رابطه‌ی دوتائی R برای وجود یال بین دو راس دارد). دو ثابتِ c, d به زبان اضافه کنید و تئوریِ T' را اجتماعِ T با نامتناهی جمله‌ی ϕ_n در نظر بگیرید که هر ϕ_n بیانگر این است که بین c, d مسیری به طول n وجود ندارد (یعنی فاصله‌ی بین آنها بیش از n است). نشان دهید که هر زیرمجموعه‌ی متناهی از این تئوری دارای مدل است؛ بنا به فشردگی، خودِ این تئوری دارای مدل است و در این مدل، میان تعبیرهای c, d فاصله‌ی نامتناهی وجود دارد.

مثال زیر و راه‌حل جالب آن توسط خانم سمنانی ارائه شد.

مثال ۴۳. *نشان دهید که برای گروه‌های دوری نمی‌توان یک تئوری نوشت. منظور از یک گروه دوری، گروهی است که توسط یک مجموعه‌ی تک‌عضوی تولید شده است.*

اثبات. فرض کنید که T یک تئوری برای گروه‌های دوری باشد. تئوریِ T' را به صورت زیر در نظر بگیرید:

$$T' = T \cup T_{inf-set} \cup \{\forall x \exists y \quad x = y + y\}$$

اگر تئوری T' دارای مدل باشد، آنگاه، بنا به قضیه‌ای که در درس آینده بدان خواهم پرداخت، دارای مدلی شماراست. اگر $\mathfrak{N}$ مدلی شمارا برای T' باشد، از یک طرف این مدل با $\mathbb{Z}$ ایزومرف است (زیرا دوری است) و از یک طرف تمام عناصر آن زوج هستند (بنا به اصل آخر) و این غیر ممکن است.

اما تئوری T' به دلیل زیر، متناهیاً سازگار است. هر بخش متناهی از این تئوری بیانگر وجود تعداد متناهی عنصر در در یک گروه که تمام عناصر آن گروه زوج هستند. $\mathbb{Z}_p$ ها برای p های به اندازه‌ی کافی، مدلهائی برای این تئوری هستند. زیرا در $\mathbb{Z}_p$ همه‌ی عناصر زوج هستند.

اگر $x \in \mathbb{Z}_p$ از دو حالت خارج نیست؛ یا x خود به عنوان عنصری از $\mathbb{Z}$ زوج است که مطلوب ماست. یا این که x به عنوان عنصری از $\mathbb{Z}$ فرد است که در این صورت $x + p = x$ زوج است. $\square$