

مباحثی در منطق

مسعود پورمهدیان، محسن خانی

دانشگاه صنعتی امیرکبیر

۳۰ شهریور ۱۳۹۶

چکیده

هدف نهایی در این دوره‌ی درسی، اثبات «قضیه‌ی جازمیت»، ثابت‌شده توسط «مُرلی» است. بنا به این قضیه، هر تئوری الفیک‌جازم، در هر کاردینالِ ناشمارای κ ، جازم است. تئوری T را در کاردینالِ κ جازم می‌خوانند، هرگاه همه‌ی مدلهای با اندازه‌ی κ از آن، با یکدیگر یکرخت باشند. قضیه‌ی مُرلی را پس از پرداختن به همه‌ی پیشنهادها، نظریه‌ی مدلی آن، مانند تئوری‌های پایدار، مرتبه‌ی مرلی، و تئوری‌های بسیارکمینه، اثبات خواهیم کرد. پیشنهادها، گذراندن این درس، گذراندن این درس منطق ریاضی، و آشنایی مقدماتی با نظریه‌ی مدل هستند. علاوه بر جزوه‌ای که مدرس و دستیار برای درس تهیه خواهند کرد، منابع زیر را نیز به دانشجویان پیشنهاد می‌کنیم.

- A Course in Model Theory, Katrin Tent, Martin Ziegler, Cambridge University Press.
- Model Theory: An Introduction, David Marker, Springer Science and Business Media.
- Model Theory, Chen Chung Chang, H. Jerome Keisler, Dover Books on Mathematics

سپاسگزاری: در نیمسال دوم سال ۹۵-۹۶ یک دوره‌ی نظریه‌ی مدل توسط مسعود پورمهدیان در دانشگاه صنعتی امیرکبیر ارائه شد که من (محسن خانی) مسئولیت کلاس مکمل آن، یعنی کلاس بحث و تمرین و تدریس آنچه در وقت کلاس نمی‌گنجید، را به عهده داشتم. جزوه‌ی پیش‌رو یادداشتهای حاصل از آن کلاسهاست. از دانشجویان دانشگاه امیرکبیر بابت همکاریهای صمیمانه‌شان در طول آن ترم، و از شهاب میربهرسی به علت تصحیح دقیق اغلاط فراوان آن سپاسگزارم.

فهرست مطالب

۴	۱ پیشنهادهای نظریه‌ی مدلی
۴	۱.۱ جلسه‌ی اول
۴	۱.۱.۱ مقدمات
۷	۲.۱.۱ زبان
۹	۳.۱.۱ نحو
۱۱	۴.۱.۱ تئوری صدق تارسکی
۱۲	۵.۱.۱ نشانیدن مقدماتی
۱۵	۲.۱ جلسه‌ی دوم، مثالهایی از تئورها
۱۵	۱.۲.۱ گروهها
۱۶	۲.۲.۱ حلقه‌ها و میدانها
۲۱	۳.۲.۱ مدولها
۲۲	۴.۲.۱ مجموعه‌های مرتب
۲۲	۵.۲.۱ گروههای مرتب خطی
۲۳	۶.۲.۱ انحراف از بحث، جبر میدانهای بسته‌ی حقیقی
۲۳	۷.۲.۱ میدانهای بسته‌ی حقیقی
۲۴	۸.۲.۱ انحراف از بحث، حساب در نظریه‌ی مدل
۲۵	۹.۲.۱ تئوری حساب
۲۶	۱۰.۲.۱ گرافها
۲۶	۱۱.۲.۱ انحراف از بحث، گرافهای تصادفی و قاعده‌ی صفرویک

۲۶	۱۲.۲.۱ فضاهای متریک
۲۸	۳.۱ جلسه سوم
۳۳	۴.۱ فضای تاییها
۳۸	۵.۱ جلسه پنجم، مثالهایی از تاییها
۴۳	۶.۱ جلسه ششم، حذف تاییها
۴۸	۷.۱ جلسه هفتم
۴۹	۱۰.۷.۱ تئوری رابطه‌های تک‌موضعی مستقل
۵۰	۸.۱ جلسه هشتم
۵۴	۹.۱ جلسه نهم
۶۰	۱۰.۱ جلسه دهم، آکنَدِگی
۶۴	۱۱.۱ جلسه یازدهم
۶۸	۱۲.۱ جلسه دوازدهم
۷۳	۱۳.۱ جلسه سیزدهم

۷۶	۲ قضیه‌ی مُرلی
۷۶	۱.۲ جلسه چهاردهم، لم رمزی
۷۷	۱.۱.۲ لم رمزی
۸۱	۲.۲ جلسه پانزدهم، دنباله‌های بازشناختنی
۸۶	۳.۲ جلسه شانزدهم، توابع اسکولمی و اسکولمیزه کردن
۸۹	۴.۲ جلسه هفدهم
۹۲	۵.۲ جلسه هیجدهم
۹۲	۱.۵.۲ تئوری‌های پایدار
۹۴	۲.۵.۲ تئوری‌های کاملاً متعالی و مرتبه‌ی مُرلی
۹۶	۶.۲ جلسه نوزدهم
۹۹	۷.۲ جلسه بیستم
۱۰۵	۸.۲ جلسه بیست‌ویکم
۱۰۷	۹.۲ جلسه بیست و دوم
۱۱۱	۱۰.۲ جلسه بیست و سوم

۱۱۴	جلسه‌ی بیست و چهارم	۱۱.۲
۱۱۴	مدلهای ساخته‌شدنی	۱۲.۲
۱۱۷	جلسه‌ی بیست و پنجم	۱۳.۲
۱۲۱	جلسه‌ی بیست و ششم	۱۴.۲

۳ تمرینها ۱۲۳

۱۲۳	مفاهیم اولیه‌ی نظریه‌ی مدلی	۱.۳
۱۲۵	تایپها	۲.۳
۱۲۷	اصلبندی، فرافیلتر	۳.۳
۱۲۹	نوبت چهارم	۴.۳
۱۳۰	نوبت ششم، زمان تحویل ۲۱ اسفند	۵.۳
۱۳۱	نوبت هفتم	۶.۳
۱۳۲	نوبت هشتم	۷.۳
۱۳۳	نوبت نهم	۸.۳
۱۳۵	نوبت دهم	۹.۳
۱۳۷	نوبت یازدهم	۱۰.۳
۱۳۹	نوبت دوازدهم	۱۱.۳
۱۳۹	نوبت سیزدهم	۱۲.۳

۴ بحثهای جانبی و پاسخ برخی تمرینها ۱۴۱

۱۴۸	پاسخ تمرین ۸۸	۱.۴
۱۴۹	پاسخ تمرین ۹۶	۲.۴

۵ پروژه‌ها ۱۵۲

فصل ۱

پیشنیازهای نظریه‌ی مدلی

۱.۱ جلسه‌ی اول

۱.۱.۱ مقدمات

هدف از نظریه‌ی مدل^۱ به عنوان شاخه‌ای از منطق ریاضی، مطالعه‌ی ساختارهای ریاضیاتی است با بهره‌گیری از زبان و منطق صوری^۲ و با بررسی فرمولهائی که در آن ساختارها درستند. ساختارهای ریاضیاتی گاهی جبرینند، همچون گروهها، فضاهای برداری، مدولها، میدانها و حلقه‌ها، گاهی ترکیبیاتی، مانند گرافها، و گاه آنالیزی مانند فضاهای متریک. مطالعه‌ی هر نوع از این ساختارها، انتخاب **زبانی** مناسب می‌طلبد که در آن بتوان ویژگی‌های این ساختارها را اصلبندی کرد. به علاوه نیاز به انتخاب **منطقی** مناسب و وابسته به زبان است که قابلیت حمل مفاهیم مورد نیاز را داشته باشد.

در برخورد نظریه‌ی مدلی با ریاضیات دو رهیافت کلی وجود دارد، که اولی را رهیافت کلاسیک و دومی را رهیافت نوین می‌توان نامید. مطالعه‌ی بسیاری ساختارهای برآمده از جبر و آنالیز عموماً موضوع رهیافت نخست بوده است. در زیر ایندو را بیشتر واکاویده‌ایم:

رهیافت اول. در این رهیافت، ساختارهای معروف و حائز اهمیت را در ریاضیات در نظر گرفته زبان مناسبی برای مطالعه‌ی آنها انتخاب و آنها را در این زبان اصلبندی می‌کنیم. ساختارهایی را که دارای

^۱model theory

^۲formal logic

اصلبندی‌های کامل مناسبی باشند که خوشرفتاری جبری یا آنالیزی آنها را توجیه کند، اصطلاحاً رام^۳ می‌خوانند. ^۴ برای نمونه، میدان اعداد مختلط، به عنوان مدلی از تئوری کامل میدانهای بسته جبری مورد مطالعه قرار می‌گیرد و میدان اعداد حقیقی، به عنوان مدلی از تئوری کامل میدانهای بسته حقیقی. ایندو ساختار را نخستین بار تارسکی اصلبندی و خوشرفتاریهای جبریشان را از دیدگاه نظریه‌ی مدلی توجیه کرده است. روش تارسکی، اثبات حذف سور برای این تئوریه‌ها بوده است.

برای آشنا کردن بیشتر خواننده با طعم‌وبوی چنین رویکردی، درباره‌ی نتیجه‌ی تارسکی در میدانهای بسته حقیقی توضیح کوتاهی می‌دهیم. بنا به قضیه‌ی تارسکی، تئوری میدانهای بسته حقیقی سورها را حذف می‌کند؛ یعنی هر فرمولی را در این تئوری معادلی بدون سور دارد. یک مصداق آشنای این گفته، در زیر آمده است:

$$\exists x \quad ax^2 + bx + c = 0 \leftrightarrow b^2 - 4ac > 0.$$

فرمولهای بدون سور در میدانهای بسته حقیقی، دقیقاً مجموعه‌های شبه‌جبری را تعریف می‌کنند. از طرفی سور وجودی در منطق، معادل تصویرگیری در جبر است. از این رو، بیان جبری قضیه‌ی تارسکی، قضیه‌ی زیر است:

گزاره ۱: هر تصویر یک مجموعه‌ی شبه‌جبری، خود مجموعه‌ای است شبه‌جبری.

بسیاری مفاهیم در هندسه‌ی جبری مختلط و حقیقی با رهیافت اول تحت عنوان ساختارهای رام مطالعه شده‌اند.

رهیافت دوم. در این رهیافت، از یک تئوری نظریه‌ی مدلی دارای ویژگیهای مطلوب، آغاز و سعی بر رسته‌بندی^۵ مدل‌های این تئوری می‌کنیم. نیز می‌کوشیم تا جایگاه خود این تئوری را در رده‌بندی نظریه‌ی مدلی^۶ تئوریه‌ها مورد مطالعه قرار می‌دهیم.

قضیه‌ی مُرلی، که در این دوره‌ی درسی بدان پرداخته خواهد شد، قضیه‌ای از نوع رسته‌بندی است.

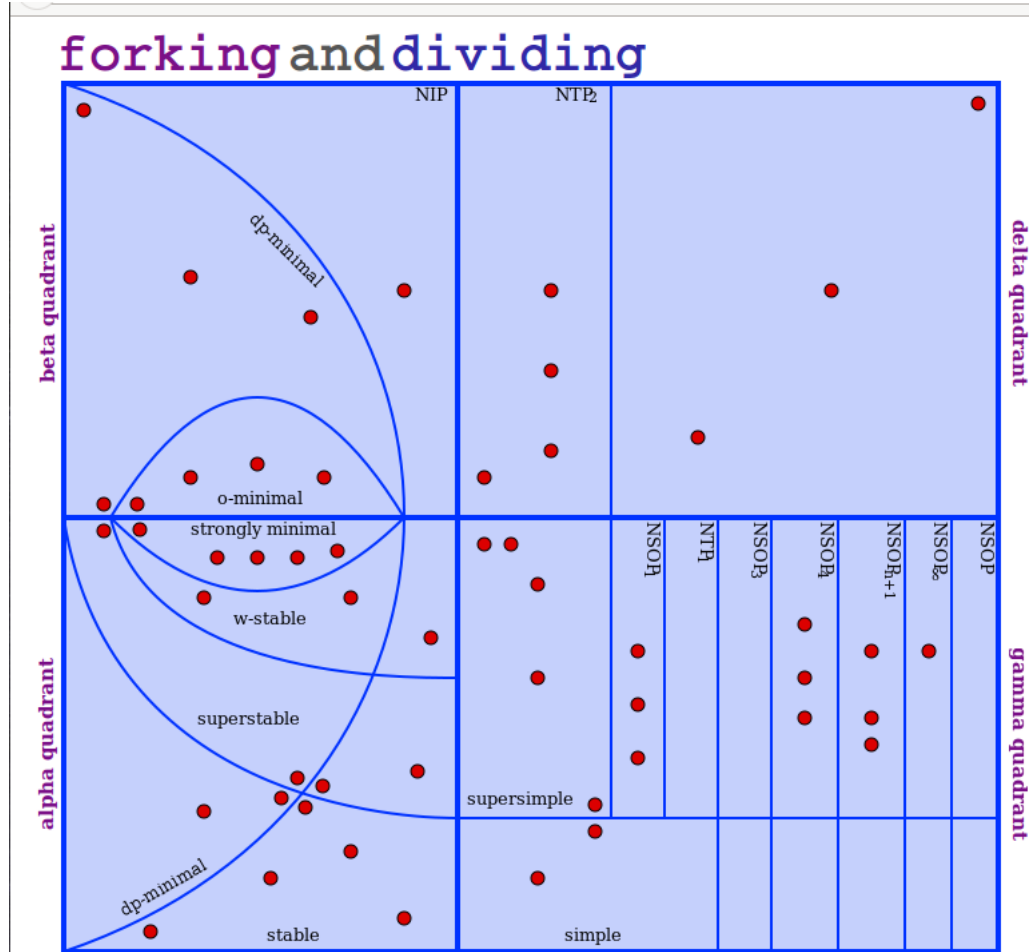
^۳tame

^۴شاید گروتندیک نخستین کسی باشد که از اصطلاح رام برای اطلاق به ساختارهای ریاضی استفاده کرده است. در مقدمه‌ی کتاب «توپولوژی رام» نوشته‌ی وِن‌دن‌دریز، یا در پایان‌نامه‌ی دکتری نویسنده‌ی دوم، درباره‌ی وجوه مختلف رام بودن یا نبودن ساختارها توضیح داده شده است.

^۵categoricity

^۶classification

شکل ۱.۱: رده‌بندی نظریه‌ی مدلی تئوریه‌ها



گزاره ۲ (قضیه‌ی مُرلی): اگر تئوری T در زبان شمارای L یک تئوری \aleph_1 - جازم باشد، آنگاه در هر کاردینال ناشمارای κ نیز جازم است.

قضیه‌ی بالا سرآغاز نظریه‌ی پایداری^۷ در نظریه‌ی مدل است که توسط شلاه بسط داده شده است. ادامه‌ی بسط نظریه‌ی پایداری نیز به نظریه‌ی رده‌بندی^۸ انجامیده است که آن نیز حاصل کار شلاه^۹ است. خواننده را برای آشنایی بیشتر با این رده‌بندی به تارنمای زیر ارجاع می‌دهیم:

<http://forkinganddividing.com/>

^۷stability

^۸classification theory

^۹Shelah, Shahron, Hebrew University of Jerusalem

۲.۱.۱ زبان

تعریف ۳ (زبان صوری): منظور از یک زبان صوری^{۱۰} مرتبه‌ی اول مجموعه‌ای است چون L متشکل از سه مجموعه‌ی جدا از هم F, R, C . اطلاعات زیر نیز همواره در چنین زبانی لحاظ می‌شوند.

۱. مجموعه‌ی F مجموعه‌ی نمادهای تابعی زبان نامیده می‌شود و برای هر نماد تابعی $f \in F$ یک عدد طبیعی n_f به نام تعداد متغیرهای نماد تابعی f در نظر گرفته می‌شود.

۲. مجموعه‌ی R مجموعه‌ی نمادهای محمولی زبان نامیده می‌شود و برای هر نماد محمولی $R \in R$ یک عدد طبیعی n_R به نام تعداد متغیرهای نماد محمولی R در نظر گرفته می‌شود.

۳. مجموعه‌ی C مجموعه‌ی ثوابت نامیده می‌شود.

مثال ۴: ۱. زبان تهی، $L = \emptyset$.

۲. $R = C = \emptyset, F = \{(f, 2), (g, 3)\}$.

۳. $L^1_{\text{گروه}} = \{*, e\}$.

۴. $L^2_{\text{گروه}} = \{*, e, ^{-1}\}$.

۵. $L_{\text{میدان}} = \{+, \times, \cdot, 1\}$.

۶. زبانهای محمولی مانند گراف L متشکل از $R = \{(R, 2)\}$ و $F = C = \emptyset$ و $\{ \leq \} = \text{ترتیب } L$ ؛ توجه کنید که ایندو در واقع یک زبانند.

۷. زبانهای ترکیبی مانند $\{+, \times, \cdot, 1, \leq\}$ حلقه‌های مرتب L .

در مواجهه با یک ساختار ریاضیاتی، نظریه‌مدل‌دان در انتخاب زبان مختار است؛ ولی این انتخاب را زمانی می‌توان معقول دانست که زبان یادشده گنجایش اطلاعات ریاضی ساختار مورد مطالعه را داشته باشد، و نیز تئوری‌ای که در این زبان اصلبندی می‌شود، با جبر، هندسه، آنالیز یا ترکیبات ساختار مورد نظر همسو باشد.

تعریف ۵ (ساختار): گیریم $L = F \cup R \cup C$ زبانی صوری باشد. منظور از یک L - ساختار، یا یک L - تعبیر،^{۱۱} چندتایی‌ای است چون \mathcal{M} که از گردهم‌آمدن موارد زیر حاصل شود.

^{۱۰} formal language

^{۱۱} L -structure, L -interpretation

۱. یک مجموعه‌ی ناتهی مانند M که بدان **عالم سخن**^{۱۲} یا **جهان ساخت** یا **دامنه‌ی ساخت** گفته می‌شود.

۲. به ازای هر $f \in F$ تابعی چون $f^{\mathfrak{M}} : M^{n_f} \rightarrow M$ ، که بدان **تعبیر تابع** f در ساختار \mathfrak{M} گفته می‌شود.

۳. به ازاء هر $R \in \mathbf{R}$ رابطه‌ای چون $R^{\mathfrak{M}} \subseteq M^{n_R}$ که آن را **تعبیر رابطه‌ی** یادشده در ساختار \mathfrak{M} می‌خوانیم. (به بیان دیگر، برای هر رابطه‌ی R ، تابعی چون $\{0, 1\}$ ، $R^{\mathfrak{M}} : M^{n_R} \rightarrow \{0, 1\}$ که آن را **تابع مشخصه‌ی رابطه‌ی** یادشده می‌خوانیم).

۴. به ازاء هر $c \in \mathbf{C}$ عنصری چون $c^{\mathfrak{M}} \in M$ که بدان **تعبیر ثابت** c در ساختار \mathfrak{M} می‌گوییم.

نمایش اطلاعات بالا عموماً به صورت زیر است:

$$\mathfrak{M} = \langle M, \{f^{\mathfrak{M}}\}_{f \in F}, \{R^{\mathfrak{M}}\}_{R \in \mathbf{R}}, \{c^{\mathfrak{M}}\}_{c \in \mathbf{C}} \rangle.$$

ممکن است خواننده دچار این ابهام شود که در فضاهای متریک، تابع متریک که از M به \mathbb{R} تعریف می‌شود، در تعریف بالا نمی‌تواند مصداق داشته باشد. پاسخ این است که برای مطالعه‌ی چنین فضایی، از زبانها و ساختارهای چندبخشی^{۱۳} استفاده می‌شود، که از پرداختن بدانها فعلاً خودداری می‌کنیم.^{۱۴} نیز در منطق پیوسته، که آن نیز در چارچوب این دوره نمی‌گنجد، تعبیر هر رابطه‌ی R تابعی است چون $R^{\mathfrak{M}} : M^{n_R} \rightarrow [0, 1]$.

مثال ۶:

۱. ساختارهای $\mathfrak{L} = \langle Z, +, 0 \rangle$ یا $\mathfrak{R} = \langle R, \times, 1 \rangle$ در زبان $L = \{*, e\}$.

۲. ساختار $\mathfrak{R} = \langle \mathbb{R}, \leq \rangle$ در زبان $L = \{(R, 2)\}$.

۳. ساختار $\mathfrak{Z} = \langle \mathbb{Z}, R^3 \rangle$ در زبان $\mathfrak{Z} = \{(R, 3)\}$ ، آنجا که $R^3 = \{(x, y, z) | x \leq y \leq z\}$.

^{۱۲}universe

^{۱۳}many-sorted

^{۱۴} به دانشجوی علاقه‌مند پیشنهاد می‌کنیم آنها را با کمک دستیار فراگرفته به کلاس عرضه کند.

تعریف ۷ (نشاندن): گیریم L زبانی صوری باشد و $\mathfrak{M}, \mathfrak{N}$ دو ساختار در این زبان. تابع یک به یک

$e : M \rightarrow N$ را یک L - نشاندن^{۱۵} می خوانیم هرگاه

$$1. \text{ برای هر } c \in C \text{ داشته باشیم } e(c^{\mathfrak{M}}) = c^{\mathfrak{N}}.$$

۲. برای هر نماد تابعی n موضعی $f \in F$ و هر $a_1, \dots, a_n \in M$ داشته باشیم

$$e(f^{\mathfrak{M}}(a_1, \dots, a_n)) = f^{\mathfrak{N}}(e(a_1), \dots, e(a_n)).$$

۳. برای هر نماد محمولی n موضعی $R \in R$ و هر $a_1, \dots, a_n \in M$ داشته باشیم

$$\langle a_1, \dots, a_n \rangle \in R^{\mathfrak{M}} \Leftrightarrow \langle e(a_1), \dots, e(a_n) \rangle \in R^{\mathfrak{N}}.$$

تعریف ۸ (زیرساخت): ساختار \mathfrak{M} را یک زیرساخت^{۱۶} از ساختار \mathfrak{N} می خوانیم، و آن را با $\mathfrak{M} \subseteq \mathfrak{N}$

نمایش می دهیم، هرگاه اولاً $M \subseteq N$ و ثانیاً تابع شمول، $i : M \rightarrow N$ ، یک L - نشاندن باشد.

معلوم است که هرگاه $\mathfrak{M} \subseteq \mathfrak{N}$ ، آنگاه برای هر $f \in F$ (با n موضع) داریم $f^{\mathfrak{M}}|_{M^n} = f^{\mathfrak{N}}|_{M^n}$ ، و برای هر $R \in R$ داریم $R^{\mathfrak{M}} \cap M^n = R^{\mathfrak{N}} \cap M^n$.

مثال ۹:

۱. ساختار $\langle \mathbb{Q}, \leq \rangle$ زیرساختاری از $\langle \mathbb{R}, \leq \rangle$ است.

۲. نگاشت

$$e : \langle \mathbb{R}, +, \cdot \rangle \rightarrow \langle \mathbb{R}^+, \times, 1 \rangle$$

با ضابطه $e(x) = e^x$ یک نشاندن است.

۳.۱.۱ نحو

در نحو^{۱۷}، هر زبان مرتبه اول L را به همراه نمادهای منطقی مرتبه اول زیر در نظر می گیریم.

۱. نمادهای موجود در مجموعه L .

^{۱۵} L -embedding

^{۱۶} L -substructure

^{۱۷} syntax

۲. یک نماد متمایزِ دوموضوعی به نام تساوی، که آن را با \approx نشان می‌دهیم.

۳. مجموعه‌ی متغیرها، که آن را با var نشان می‌دهیم.

۴. ادوات منطقی، شامل

• ادوات بولی یا گزاره‌ای: $\neg, \leftrightarrow, \leftarrow, \vee, \wedge$.

• سورها، \forall, \exists .

۵. پرانتزهای باز و بسته، $(,)$ که از آنها صرفاً برای رفع ابهام بهره می‌جوییم.

تعریف ۱۰ (ترمها): مجموعه‌ای را که از موارد زیر حاصل شود، مجموعه‌ی L – ترمها^{۱۸} می‌خوانیم.

۱. ثوابت و متغیرها جزو L – ترمها هستند.

۲. هرگاه f یک نماد تابعی n موضعی و t_1, \dots, t_n ترمهایی در زبان L باشند، آنگاه $f(t_1, \dots, t_n)$ نیز L – ترم است.

۳. L – ترمها تنها از موارد ۱ و ۲ حاصل می‌شوند.

تعریف ۱۱ (فرمولها): فرمولها در زبان L به طریق زیر تعریف می‌شوند.

۱. L – فرمولهای بسیط (یا اتمیک) یه یکی از دو صورت زیر هستند:

(آ) عباراتی چون $R(t_1, \dots, t_n)$ که در آن R رابطه‌ای است n موضعی و t_1, \dots, t_n ترمهایی در زبان L هستند.

(ب) عبارتی چون $t_1 \approx t_2$ که در آن t_1, t_2 ترم هستند.

۲. اگر ϕ_1 و ϕ_2 دو L – فرمول باشند، آنگاه $\phi_1 \wedge \phi_2, \phi_1 \vee \phi_2, \phi_1 \rightarrow \phi_2, \phi_1 \leftrightarrow \phi_2$ و $(\neg \phi_1)$ نیز L – فرمولند.

۳. اگر ϕ یک L – فرمول باشد و x یک متغیر، آنگاه $\forall x \phi$ و $\exists x \phi$ نیز L – فرمولند.

۴. L – فرمولها تنها از موارد بالا حاصل می‌شوند.

^{۱۸}term

به متغیرهایی که در دامنه‌ی هیچ سوری واقع نباشند، متغیرهای آزاد، و به آنهایی که تحت سورند، متغیر پایبند می‌گوییم. منظور از نماد $\phi(x_1, \dots, x_n)$ این است که متغیرهای آزاد فرمول ϕ در میان x_1, \dots, x_n (و نه لزوماً همه‌ی آنها) هستند. یک متغیر می‌تواند در یک فرمول، حضوری آزاد و حضوری پایبند داشته باشد؛ برای مثال، متغیر x در فرمول زیر.

$$(\exists x \ R(x, y)) \wedge R(x, z).$$

۴.۱.۱ تئوری صدق تارسکی

فرض کنید \mathcal{M} یک L - ساختار باشد، $\phi(x_1, \dots, x_n)$ یک L - فرمول و a_1, \dots, a_n عناصری باشند در M . این را که فرمول ϕ در مصادیق a_1, \dots, a_n در ساختار \mathcal{M} صادق است، به صورت

$$\mathcal{M} \models \phi(x_1, \dots, x_n)[a_1/a_1, \dots, a_n/a_n]$$

یا با تسامح، به صورت

$$\mathcal{M} \models \phi(a_1, \dots, a_n)$$

نشان داده به صورت استقرایی زیر تعریف می‌کنیم:

$$\bullet \mathcal{M} \models t_1 = t_2[\bar{a}] \Leftrightarrow t_1^{\mathcal{M}}(\bar{a}) = t_2^{\mathcal{M}}(\bar{a})$$

$$\bullet \mathcal{M} \models R(t_1, \dots, t_n)[\bar{a}] \Leftrightarrow R^{\mathcal{M}}(t_1^{\mathcal{M}}[\bar{a}], \dots, t_n^{\mathcal{M}}[\bar{a}])$$

$$\bullet \mathcal{M} \models \neg\phi[\bar{a}] \Leftrightarrow \mathcal{M} \not\models \phi[\bar{a}]$$

$$\bullet \mathcal{M} \models \phi_1[\bar{a}] \text{ و } \mathcal{M} \models \phi_2[\bar{a}] \Leftrightarrow \mathcal{M} \models (\phi_1 \wedge \phi_2)[\bar{a}]$$

$$\bullet \mathcal{M} \models \exists x \ \phi[\bar{a}] \text{ اگر عنصری چون } b \in M \text{ موجود باشد به طوری که } \mathcal{M} \models \phi[\bar{b}]$$

بدیهی است که تعریف بالا، به طور خاص، وقتی که ϕ یک جمله (یعنی فرمول بدون متغیر آزاد) باشد نیز کارگر است. در صورتی که $\mathcal{M} \models \phi$ گوئیم M مدلی برای ϕ است. نقیض این سخن را $\mathcal{M} \not\models \phi$ نشان می‌دهیم.

به یک مجموعه از L - جملات، تئوری^{۱۹} می‌گوییم. تئوری T را ارضاشدنی^{۲۰} می‌خوانیم هرگاه مدلی برای آن موجود باشد؛ یعنی ساختاری چون \mathfrak{M} موجود باشد، به طوری که برای هر $\phi \in T$ داشته باشیم $\phi \models \mathfrak{M}$. در این صورت می‌نویسیم $\mathfrak{M} \models T$.

۵.۱.۱ نشانیدن مقدماتی

در بخش ۲.۱.۱ درباره‌ی نشاندها و زیرساختها سخن گفتیم. در برخی تئوریا، زیرساختها همه‌ی ویژگی‌های مرتبه‌ی اول یک ساختار را به ارث می‌برند. به هر زیرساخت اینچنین، زیرساختی مقدماتی می‌گوییم (این مفهوم را در ادامه تعریف کرده‌ایم). برای مثال، اگر M_1, M_2 دو میدان بسته‌ی جبری باشند و $M_1 \subseteq M_2$ ، آنگاه هر چندجمله‌ای‌ای با ضرایب در M_1 اگر در M_2 ریشه داشته باشد، مسلماً در M_1 هم ریشه دارد.

در این بخش (در طی چند تمرین) نخست به بررسی این نکته پرداخته‌ایم که زیرساختها چه ویژگی‌هایی از ساختار شامل خود به ارث می‌برند، و سپس محکی برای واری این ارائه می‌کنیم که چه هنگام یک زیرساخت، مقدماتی است.

تمرین ۱: گیریم $M \subseteq N$ ؛ نشان دهید که $\mathfrak{M} \subseteq \mathfrak{N}$ اگر و تنها اگر برای هر فرمول بدون سور $\phi(x_1, \dots, x_n)$ و هر $a_1, \dots, a_n \in M$ داشته باشیم

$$\mathfrak{M} \models \phi(a_1, \dots, a_n) \Leftrightarrow \mathfrak{N} \models \phi(a_1, \dots, a_n).$$

مجموعه‌ی همه‌ی فرمولهای بدون سور با پارامتر در M را (منظور جمله‌هایی است به شکل $\phi(a_1, \dots, a_n)$ که در آن $a_1, \dots, a_n \in M$) با $\text{Diag}(\mathfrak{M})$ نشان می‌دهیم. مشخص است که $\text{Diag}(\mathfrak{M})$ (دیاگرام اتمیک \mathfrak{M}) را می‌توان به عنوان یک تئوری، ولی در زبان L_M - یعنی زبانی که از افزودن ثابت برای عنصر در M به L حاصل شده است - مورد مطالعه قرار داد. پس حکم تمرین بالا را می‌توان بدین صورت بازنوشت:

تمرین ۲: نشان دهید که $\mathfrak{N} \models^{L_M} \text{Diag}(\mathfrak{M})$ اگر و تنها اگر L - نشاندها از \mathfrak{M} در \mathfrak{N} موجود باشد.

به طور مشابه، با $\text{Diag}_{el}(\mathfrak{M})$ (دیاگرام مقدماتی \mathfrak{M}) مجموعه‌ی همه‌ی جمله‌هایی را در زبان L_M نشان می‌دهیم که در \mathfrak{M} درستند. نیز با $\text{Th}(\mathfrak{M})$ مجموعه‌ی همه‌ی جمله‌هایی را در زبان L

^{۱۹}theory

^{۲۰}satisfiable

نشان می‌دهیم که در ساختار \mathcal{M} درستند.

نشاندن $\mathcal{N} : \mathcal{M} \rightarrow \mathcal{N}$ را مقدماتی می‌خوانیم هرگاه همه‌ی فرمولها (و نه فقط فرمولهای بی‌سور) تحت آن حفظ شوند؛ به بیان دیگر هرگاه برای هر فرمول $\phi(x_1, \dots, x_n)$ و $a_1, \dots, a_n \in M$ داشته باشیم

$$\mathcal{M} \models \phi(a_1, \dots, a_n) \Leftrightarrow \mathcal{N} \models \phi(a_1, \dots, a_n).$$

هرگاه نگاشت شمول، یک نشاندن مقدماتی باشد، می‌نویسیم $\mathcal{M} \prec \mathcal{N}$ ، و می‌گوییم که \mathcal{M} زیرساختی مقدماتی از \mathcal{N} است (یا \mathcal{N} توسیعی مقدماتی از \mathcal{M} است).

تمرین ۳: نشان دهید که $\mathcal{N} \models^{L_M} \text{Diag}_{el}(\mathcal{M})$ اگر و تنها اگر نشاندنی مقدماتی از \mathcal{M} در \mathcal{N} در زبان L موجود باشد.

نشاندن $\mathcal{N} : \mathcal{M} \rightarrow \mathcal{N}$ را یک ایزومورفیسم می‌خوانیم هرگاه یک به یک و پوشا باشد.

تمرین ۴: نشان دهید که هرگاه $f : \mathcal{M} \rightarrow \mathcal{N}$ یک ایزومورفیسم باشد، آنگاه \mathcal{M} و \mathcal{N} هم‌ارز مقدماتی‌اند؛ یعنی هر L - جمله، در \mathcal{M} درست است اگر و تنها اگر در \mathcal{N} درست باشد (این را با نماد $\mathcal{M} \equiv \mathcal{N}$ نشان می‌دهیم).

توجه کنید که هم‌ارز مقدماتی بودن \mathcal{M} و \mathcal{N} معادل این است که $\mathcal{M} \models \text{Th}(\mathcal{N})$.

تمرین ۵: آیا عکس تمرین بالا درست است؟ نشان دهید هرگاه M, N هر دو متناهی باشند و $\mathcal{M} \equiv \mathcal{N}$ آنگاه M و N ایزومورفند.

تمرین ۶: تحقیق کنید که $\langle \mathbb{R}, \leq \rangle \not\prec \langle \mathbb{Z}, \leq \rangle$. نیز نشان دهید که $\langle \mathbb{R}, \leq \rangle \prec \langle \mathbb{Q}, \leq \rangle$. (اثبات این دومی با ابزارهایی که هم‌اکنون در دست داریم آسان نمی‌نماید!)

تمرین ۷ (محک تارسکی): گیریم $\mathcal{M} \subset \mathcal{N}$ ؛ نشان دهید که $\mathcal{M} \prec \mathcal{N}$ اگر و تنها اگر برای هر فرمول $\phi(x, \bar{y})$ (دقت کنید که x تک‌متغیر است و نگفته‌ایم که ϕ فرمولی بدون سور است) و هر $\bar{b} \in M$ اگر $\mathcal{N} \models \exists x \phi(x, \bar{b})$ آنگاه

$$\mathcal{N} \models \exists x \in M \phi(x, \bar{b}).$$

حتماً خود به زیرکی دریافته‌اید که نوشتن عبارت بالا در منطق مرتبه‌ی اول، حداقل در زبان L ، مجاز نیست. چنین جمله‌ای را تنها زمانی می‌توان نوشت که در زبان محمولی برای ساختار کوچکتر، در اینجا \mathcal{M} ، داشته باشیم. با این حال هدفمان از آنگونه نوشتن تأکید بر این نکته بوده که منظور $\mathcal{M} \models \exists x \phi(x, \bar{b})$ نبوده است، که در آن صورت محک تارسکی، بدیهی می‌بود!

تمرین ۸: گیریم $L = \{\leq\}$ ؛ نشان دهید که $\text{Th}(\langle \mathbb{Z}, \leq \rangle)$ دارای مدلی است که ترتیب اعداد گویا در آن می‌نشیند (یعنی ساختاری چون $\langle \mathbb{Z}, \leq \rangle \equiv \mathcal{M}$ به همراه نشاندهی از $\langle \mathbb{Q}, \leq \rangle$ به M موجود هستند).

تمرین ۹: گیریم $\mathcal{M}_1 \subseteq \mathcal{M}_2$ ، $\mathcal{M}_1 \prec \mathcal{M}_2$ و $\mathcal{M}_1 \prec \mathcal{M}_2$. نشان دهید که $\mathcal{M}_1 \prec \mathcal{M}_2$.

تمرین ۱۰: گیریم $f: \mathcal{M} \rightarrow \mathcal{M}$ یک L - نشانده باشد. نشان دهید زوج (\mathcal{N}, g) چنان موجود است که $\mathcal{M} \subseteq \mathcal{N}$ و g اتومرفیسمی از \mathcal{N} است که f را بگستراند.

تمرین ۱۱: در زبان گروه‌ها، برای $m \neq n$ نشان دهید که $\mathbb{Z}_{p^\infty}^m \not\equiv \mathbb{Z}_{p^\infty}^n$. منظور از \mathbb{Z}_{p^∞} گروه متشکل از همه‌ی ریشه‌های p^k اُم واحد است.

تمرین ۱۲: در زبان گروه‌ها، نشان دهید که برای $m \neq n$ داریم $\mathbb{Z}^m \not\equiv \mathbb{Z}^n$.

تمرین ۱۳ (ضرب مستقیم): دو L - ساختار $\mathcal{M}_1, \mathcal{M}_2$ را در نظر بگیرید. L - ساختار $\mathcal{M}_1 \otimes \mathcal{M}_2$ را طوری تعریف کنید که جهان آن $M_1 \times M_2$ باشد و توابع طبیعی تصویر، یعنی $\pi_i: \mathcal{M}_1 \times \mathcal{M}_2 \rightarrow \mathcal{M}_i$ ، نسبت بدان ویژگی جهانی زیر را داشته باشند:

برای هر L - ساختار \mathcal{N} و همومرفیسم‌های $\mathcal{N}_i: \mathcal{N} \rightarrow \mathcal{M}_i$ (برای $i = 1, 2$) همومرفیسم یکتای $\psi: \mathcal{N} \rightarrow \mathcal{M}_1 \otimes \mathcal{M}_2$ موجود باشد، به طوری که $\phi_i = \pi_i \circ \psi$.

تعریف همومرفیسم شبیه تعریف نشانده است (تعریف ۷)، با این تفاوت که شرط یک‌به‌یک بودن در آن نیاز نیست و مورد ۳ به صورت زیر است:

$$\langle a_1, \dots, a_n \rangle \in R^{\mathcal{M}} \Rightarrow \langle e(a_1), \dots, e(a_n) \rangle \in R^{\mathcal{N}}.$$

۲.۱ جلسه‌ی دوم، مثالهایی از تئوریا

۱.۲.۱ گروهها

در زبان $L_1 = \{*\}$ اصول زیر را تئوری گروهها می‌خوانیم و آن را با گروه $T_{\text{گروه}}$ نشان می‌دهیم.

$$\sigma_1 : \quad \forall x \forall y \forall z \quad ((x * y) * z = x * (y * z)) \quad \bullet$$

$$\sigma_2 : \quad \exists e (\forall x \quad x * e = e * x = x \quad \wedge \quad \forall x \exists y \quad x * y = e) \quad \bullet$$

به آسانی می‌توان دید که $T_{\text{گروه}} \models \langle G, * \rangle$ اگر و تنها اگر $\langle G, * \rangle$ یک گروه باشد. نیز داریم

$$T_{\text{گروه}} \models \text{«عنصر خنثی یکتاست.»}$$

$$T_{\text{گروه}} \models \text{«وارون هر عنصر یکتاست»}$$

تمرین ۱۴: بررسی کنید که هرگاه $T_{\text{گروه}} \models \langle G, * \rangle$ ، هر زیرساخت از $\langle G, * \rangle$ یک شبه‌گروه^{۲۱} است.

۲۲

در تمرین بالا مشاهده کردیم که در زبان L_1 ، گروه بودن (یعنی مدلی از $T_{\text{گروه}}$ بودن) از G به زیرساختهای آن به ارث نمی‌رسد. درباره‌ی این که در یک تئوری داده‌شده، زیرساختها چقدر به ساختارهای شامل خود شبیهند، در ادامه بیشتر خواهیم گفت.

گروهها را می‌توان در زبانهای مجهزتری نیز اصلبندی کرد. زبانهای $L_2 = \{*, e\}$ و $L_3 = \{*, ^{-1}, e\}$ را در نظر بگیرید. در زبان L_2 می‌توان تئوری $T_{\text{گروه}}^2$ را از اجتماع دو اصل زیر با اصل σ_1 حاصل کرد.

$$\theta_1 : \quad \forall x \quad x * e = e * x = x \quad \bullet$$

$$\theta_2 : \quad \forall x \exists y \quad x * y = y * x = e \quad \bullet$$

تمرین ۱۵: بررسی کنید هر زیرساخت از یک مدل از $T_{\text{گروه}}^2$ یک تکواره^{۲۳} است. ^{۲۴}

^{۲۱}semigroup

^{۲۲}منظور از شبه‌گروه ساختاری است به همراه یک عمل شرکت‌پذیر.

^{۲۳}monoid

^{۲۴}منظور شبه‌گروهی است دارای عنصر خنثی.

در زبان L_3 نیز می‌توان تئوری T^3 را اجتماع اصول σ_1, θ_1 و اصل زیر در نظر گرفت.

$$\bullet \theta_3 : \quad \forall x \quad x * x^{-1} = x^{-1} * x = e$$

تمرین ۱۶: بررسی کنید که هر زیرساخت از یک مدل از $T^3_{\text{گروه}}$ خود مدلی از T^3 (یعنی یک گروه) است.

۲.۲.۱ حلقه‌ها و میدانها

برای حلقه‌ها نیز می‌توان زبانهای مختلفی برگزید. ساختار $\langle R, +, \cdot, -, \cdot, 1 \rangle$ را در زبان $L^1 = \{+, \cdot, \cdot, 1\}$ مدلی از تئوری حلقه‌ها، یا به طور کوتاه، حلقه می‌خوانیم هرگاه از اصول زیر پیروی کند (که مجموعه‌ی آنها را حلقه T می‌خوانیم).

$$\bullet \langle R, +, \cdot \rangle \models T^1_{\text{گروه}} \cup \{\forall x \forall y \quad x + y = y + x\}$$

$$\bullet \forall x \forall y \forall z \quad (x \cdot (y + z) = x \cdot y + x \cdot z)$$

تمرین ۱۷: زبان $L^2_{\text{حلقه}} = \{+, -, \cdot, \cdot, 1\}$ را برای حلقه‌ها در نظر گرفته نقش اصول مربوط به $\{-\}$ را در شناسایی مدلها و زیرساختارهایشان بررسی کنید. برای مثال بررسی کنید که در این زبان، هر زیرساخت از یک مدل دلخواه، حوزه‌ای صحیح است.

بدین ترتیب تئوری حلقه‌های جابجایی، $T_{\text{جابجایی}}$ از اجتماع حلقه T با تک‌اصل $\{\forall x \forall y \quad x \cdot y = y \cdot x\}$ حاصل می‌شود؛ تئوری صحیح T ، برای حوزه‌های صحیح، از اجتماع $T_{\text{جابجایی}}$ با تک‌اصل $\{\forall x \forall y \quad x \cdot y = \cdot \rightarrow x = \cdot \vee y = \cdot\}$ ، و تئوری میدانها، میدان T از اجتماع $T_{\text{جابجایی}}$ با اصل زیر:

$$\forall x \quad (x \neq \cdot \rightarrow \exists y \quad x \cdot y = y \cdot x = 1).$$

میدانهای با مشخصه‌ی معین

دو میدان \mathbb{Z}_p و \mathbb{C} (به همراه عملهای جمع و ضرب و صفر و یکشان) مدلهایی ناهم‌ارز مقدماتیند از T ؛ در اولی جمله‌ی زیر برقرار است ولی در دومی خیر.

$$\forall x \quad \underbrace{x + x + \dots + x}_{p \text{ بار}} = \cdot.$$

«مشخصه‌ی میدانها» میدانها را بر اساس این تفاوت متمایز می‌کند. بنا به تعریف، مشخصه‌ی یک میدان F عددی اول چون p است، هرگاه

$$\forall x \quad \underbrace{x + x + \dots + x}_p = 0.$$

نیز گوییم مشخصه‌ی میدان F صفر است هرگاه چنین عدد اول p موجود نباشد. بدین ترتیب می‌توان با افزودن جمله‌هایی به تئوری میدانها، مشخصه‌ی آنها را نیز تعیین کرد.

تمرین ۱۸: میدانی نامتناهی با مشخصه‌ی عدد اول p بیابید.

«متناهی بودن یا نبودن» چشم‌اسفندیار نظریه‌ی مدل است؛ در درسهای بعد دانش مدل‌تئوریک کافی را برای تجربه‌کردن این سخن فراهم خواهیم آورد. برای حال، به تمرین زیر بسنده کرده‌ایم.

تمرین ۱۹: آیا می‌توان یک تئوری T نوشت، به طوری که $\langle F, +, \cdot, 0, 1 \rangle \models T$ اگر و تنها اگر F میدانی با مشخصه‌ی متناهی باشد؟

پیش از آن که بیشتر درباره‌ی تئوریهای مربوط به میدانها بگوییم، در بخش بعد اندکی درباره‌ی جبر میدانها یادآوری می‌کنیم. بخش بعد تنها یادآور برخی مفاهیم جبری است و خواندن آن اختیاری.

انحراف از بحث، جبر میدانها

فرض کنید F یک میدان با مشخصه‌ی $p < \infty$ باشد. آنگاه اشتراک همه‌ی زیرمیدانهای آن، که آن را با P نشان می‌دهیم، میدانی ایزومرف با \mathbb{Z}_p است. اگر مشخصه‌ی F صفر باشد، آنگاه $P \cong \mathbb{Q}$. میدان P را زیرمیدان اولیه‌ی F می‌خوانیم. اگر F میدانی متناهی باشد، آنگاه عددی اول چون p و عددی چون $n \in \mathbb{N}$ موجودند، به طوری که $|F| = p^n$ و $\text{char}(F) = p$. گروه ضربی متشکل از همه‌ی عناصر ناصفر یک میدان متناهی F گروهی دوری است. نیز چنین میدان F توسیعی ساده از زیرمیدان اولیه‌ی خود، \mathbb{Z}_p است؛ یعنی $F = \mathbb{Z}_p(u)$ برای یک $u \in F$.

اگر F میدانی با مشخصه‌ی p باشد، آنگاه برای هر $r \geq 0$ نگاشت $\phi : F \rightarrow F$ که هر x را به x^{p^r} می‌برد، یک \mathbb{Z}_p مونومرفیسم است. در صورتی که F متناهی باشد، این نگاشت یک \mathbb{Z}_p اتومرفیسم است.

گزاره ۱۲: میدان متناهی F دارای p^n عضو است اگر و تنها اگر میدان شکافنده‌ی (تعریف در زیر) چندجمله‌ای $x^{p^n} - x$ روی \mathbb{Z}_p باشد. برای هر عدد اول p و هر $n \in \mathbb{N}$ میدانی (یکتا به پیمانه‌ی

ایزومرفیسم) از اندازه‌ی p^n موجود است. اگر K یک توسیع میدانی از F با بُعد متناهی باشد، آنگاه K متناهی و گالوا (تعریف در زیر) روی F است. نیز گروه گالوای Aut_F^K (تعریف در زیر) دوری است.

فرض کنید $K \subseteq F$ یک توسیع میدانی باشد. عنصر $u \in F$ را روی K جبری می‌خوانیم هرگاه ریشه‌ای از یک چندجمله‌ای مانند $f \in K[x]$ باشد؛ در غیر این صورت، u را روی K متعالی می‌خوانیم. اگر همه‌ی عناصر F روی K جبری باشند، F را توسیعی جبری از K ، و در غیر این صورت آن را توسیعی متعالی از K می‌خوانیم.

اگر $u \in F$ روی K جبری باشد، آنگاه $K(u)$ ، میدان تولیدشده توسط u در K ، ایزومرف با $K(x)$ ، میدان متشکل از توابع گویا است. اگر u روی K جبری باشد آنگاه

$$1. K(u) = k[u].$$

2. $K(u) \cong K[x]/(f)$ که در آن f چندجمله‌ای کمینال u و فرضاً دارای درجه‌ی n است.

$$3. [K(u) : K] = n.$$

4. $K(u)$ به عنوان یک فضای برداری روی K توسط عناصر $\{1, u, u^2, \dots, u^{n-1}\}$ تولید می‌شود.

میدان F را یک توسیع گالوایی از K می‌خوانیم هرگاه

$$K = \{x \in F \mid \forall f \in \text{Aut}_K^F \quad f(x) = x\}.$$

منظور از Aut_K^F مجموعه‌ی همه‌ی اتومرفیسمهایی از F است که K را نقطه‌وار حفظ می‌کنند. **گزاره ۱۳ (قضیه‌ی بنیادین نظریه‌ی گالوا):** اگر F یک توسیع گالوایی با بُعد متناهی از K باشد، آنگاه میان دو مجموعه‌ی زیر تناظری یک‌به‌یک است:

- همه‌ی میدانهای H که $K \subseteq H \subseteq F$.

- همه‌ی زیرگروه‌های گروه Aut_K^F .

تناظر یادشده، نگاشتی است که هر میدان E را به Aut_E^F می‌فرستد و ویژگی‌های زیر را داراست:

• برای هر دو میدان $K \subseteq H_1 \subseteq H_2 \subseteq F$ داریم $[H_2 : H_1] = [\text{Aut}_{H_1}^F : \text{Aut}_{H_2}^F]$.
بنابراین مرتبه‌ی گروه Aut_K^F برابر است با $[F : K]$.

• روی هر میدان $K \subseteq H \subseteq F$ گالواست؛ ولی H روی K وقتی و تنها وقتی گالواست که $\text{Aut}_K^H \cong \text{Aut}_K^F / \text{Aut}_H^F$ باشد. در این صورت داریم $\text{Aut}_K^H \cong \text{Aut}_K^F / \text{Aut}_H^F$.

گوییم چندجمله‌ای $f \in F[x]$ روی میدان F شکافته می‌شود^{۲۵} هرگاه آن را بتوان به صورت $(x - u_1)(x - u_2) \dots (x - u_n)$ نوشت که در آن $u_i \in F$. به میدان $F(u_1, \dots, u_n)$ میدان شکافنده‌ی چندجمله‌ای f روی میدان F می‌گوییم. برای هر $f \in F[x]$ میدان شکافنده‌ی F_1 چون F_1 موجود است به طوری که $[F_1 : F] \leq n!$.

میدان F را بسته‌ی جبری می‌خوانیم هرگاه هر چندجمله‌ای $f \in F[x]$ در F ریشه داشته باشد (یعنی F میدان شکافنده‌ی همه‌ی چندجمله‌ایهای $f \in F[x]$ باشد). هر میدان K دارای یک بستار جبری است؛ یعنی میدانی بسته‌ی جبری چون $K \subseteq F$ موجود است که F روی K جبری است (معادلاً F میدان شکافنده‌ی همه‌ی چندجمله‌ایهای تحویل‌ناپذیر در $K[x]$ است).

اگر F روی K جبری باشد، آنگاه $|K| \leq \aleph_0$. هر دو بستار جبری از یک میدان K با هم K - ایزومرفند.

چندجمله‌ای تحویل‌ناپذیر $f \in K[x]$ را جدایی‌پذیر^{۲۶} خوانیم هرگاه در یک میدان شکافنده‌ی f روی K همه‌ی ریشه‌های این چندجمله‌ای، ساده باشند. عنصر جبری $u \in F - K$ را جدایی‌پذیر خوانیم هرگاه چندجمله‌ای کمینال آن جدایی‌پذیر باشد. توسیع F از K را جدایی‌پذیر خوانیم هرگاه همه‌ی عناصر آن روی K جدایی‌پذیر باشند. موارد زیر با هم معادلند:

• F توسیعی جبری و گالوا از K است.

• F میدان شکافنده‌ی مجموعه‌ای از چندجمله‌ای‌های جداشدنی در $K[x]$ است.

• F میدان شکافنده‌ی یک مجموعه از چندجمله‌ها در $K[x]$ است و F روی K جداشدنی است.

^{۲۵}splits

^{۲۶}separable

توسیع جبری F از K را نرمال می‌خوانیم هرگاه هر چندجمله‌ای $f \in K[x]$ که ریشه‌ای در F دارد، همه‌ی ریشه‌هایش در F باشند (معادلاً هرگاه F روی K جبری و میدان شکافنده‌ی مجموعه‌ای از چندجمله‌ها در $K[x]$ باشد).

گزاره ۱۴: توسیع جبری F از K گالواست اگر و تنها اگر نرمال و جدایی‌پذیر باشد. اگر مشخصه‌ی F صفر باشد، آنگاه F روی K گالواست اگر و تنها اگر نرمال باشد.

گیریم E توسیعی جبری از K باشد. میدان F را بستار نرمال^{۲۷} میدان E روی K می‌خوانیم هرگاه شرایط زیر برآورده شود:

- F روی K نرمال باشد.
- هیچ زیرمیدان سره از F شامل E ، روی K نرمال نباشد.
- اگر E روی K جدایی‌پذیر باشد، F روی K گالوا باشد.
- $[F : K]$ متناهی باشد اگر و تنها اگر $[E : K]$ متناهی باشد.

گزاره ۱۵ (قضیه‌ی اساسی جبر): میدان اعداد مختلط، بسته‌ی جبری است (و هر بستار جبری اعداد حقیقی با آن ایزومرف است).

گفتیم که هر میدانی دارای بستار جبری است. بستار جبری میدان \mathbb{F}_p میدان \mathbb{F}_{p^n} است (این میدان نیز دارای مشخصه‌ی p است).

میدانهای بسته‌ی جبری

تئوری میدانهای بسته‌ی جبری، که آن را با ACF نشان می‌دهیم از اجتماع میدان T با طرح‌اصول زیر حاصل می‌شود:

$$\theta_n : \quad \forall a_1 \dots a_n \quad \exists x \quad x^n + a_1 x^{n-1} + \dots + a_n = 0.$$

همانگونه که از توضیح پس از گزاره‌ی ۱۵ معلوم است، می‌توان میدانهای بسته‌ی جبری‌ای با مشخصه‌ی ناصفر داشت؛ بنابراین دو مدل از ACF لزوماً هم‌ارز مقدماتی نیستند. به بیان بهتر ACF کامل^{۲۸} نیست.

^{۲۷}normal closure

^{۲۸}complete

تئوری T را کامل می‌خوانیم هرگاه همه‌ی مدل‌های آن هم‌ارز مقدماتی باشند. به بیان دیگر هرگاه T سازگار باشد و برای هر جمله‌ی θ یا $T \models \theta$ یا $T \models \neg\theta$.
 با ACF_p و ACF به ترتیب تئوری میدان‌های بسته‌ی جبری با مشخصه‌ی p و با مشخصه‌ی صفر را نشان می‌دهیم.

گزاره ۱۶ (تارسکی): ACF_p و ACF تئوری‌هایی کامل هستند.

تمرین ۲۰: فرمول‌های بدون سور (بدون پارامتر، و با پارامتر) را در ساختار $\langle F, +, \cdot, 0, 1 \rangle$ شناسایی کنید.

۳.۲.۱ مدولها

گیریم R حلقه‌ای یک‌دار و نه لزوماً جابجایی باشد. گوییم M یک R - مدول است، هرگاه

۱. M گروهی باشد آبلی،

۲. نگاشتی $R \times M \rightarrow M$ موجود باشد، با ضابطه‌ی $(r, m) \mapsto rm$ به طوری که

$$r(m + n) = rm + rn \quad (\text{آ})$$

$$(r + s)m = rm + sm \quad (\text{ب})$$

$$r(sm) = (rs)m \quad (\text{ج})$$

مثال ۱۷:

۱. اگر K یک میدان باشد، هر K - مدول یک فضای برداری است.

۲. \mathbb{Z} - مدولها دقیقاً همان گروه‌های آبلی هستند: $na = a + \dots + a$ و $(-n)a = -(na)$.

۳. \mathbb{Q} - مدولها، دقیقاً همان گروه‌های آبلی بدون تاب هستند.

۴. \mathbb{F}_p - مدولها، گروه‌های آبلی دارای مرتبه‌ی p هستند (p عددی اول است).

زبان $L_{mod}(R) = \{+, -, \cdot, r\}_{r \in R}$ را در نظر بگیرید. هر R - مدول یک $L_{mod}(R)$ - ساختار است که در آن، تابع r به صورت $r(x) = rx$ تعبیر شده است (توجه کنید که در این زبان نمی‌توان

روی عناصر موجود در R سور بست). در زبان یادشده، R - مدولها تشکیل کلاسی مقدماتی می دهند، با اصولی شامل خانواده‌ی زیر از اصول (دریافتن سایر اصول این تئوری بر عهده‌ی خواننده است)

$$\{\forall x \quad (rs)x = r(s(x))\}_{r,s \in R}$$

تمرین ۲۱: فرمولهای بدون سور را در زبان مدولها بررسی کنید.

۴.۲.۱ مجموعه‌های مرتب

مجموعه‌های مرتب را در زبان $\{\leq\}$ = ترتیب L مطالعه می‌کنیم. تئوری مجموعه‌های جزئاً مرتب با اصول زیر اصلبندی می‌شود:

$$\bullet \quad \forall x \quad x \leq x$$

$$\bullet \quad \forall xy \quad (x \leq y \wedge y \leq x \rightarrow x = y)$$

$$\bullet \quad \forall xyz \quad (x \leq y \wedge y \leq z \rightarrow z \leq z)$$

اصل زیر، بیان «خطی» بودن ترتیب است:

$$\bullet \quad \forall x \forall y \quad x \leq y \vee y \leq x$$

اصل زیر بیانگر چگال بودن ترتیب است:

$$\bullet \quad \forall xy \quad (x < y \rightarrow \exists z \quad x < z < y)$$

تمرین ۲۲: تئوری مجموعه‌های مرتب خطی گسسته بدون ابتدا و انتها را اصل بندی کنید.

۵.۲.۱ گروههای مرتب خطی

تئوری گروههای مرتب خطی از افزودن دو اصل زیر به اصول تئوری گروهها حاصل می‌شود:

$$\bullet \quad \forall xyz \quad (x + y < x + z \rightarrow y < z)$$

$$\bullet \quad \forall xyz \quad (y + x < z + x \rightarrow y < z)$$

در این تئوری می‌توان ثابت کرد که گروه‌های مرتب خطی، بدون تاب هستند. به طور مشابه می‌توان تئوری میدانهای مرتب را نوشت که از آن نتیجه می‌شود که این میدانها مشخصه‌ی صفر دارند.

۶.۲.۱ انحراف از بحث، جبر میدانهای بسته‌ی حقیقی

میدان K را حقیقی می‌خوانند هرگاه در آن -1 را نتوان به صورت مجموعی از مربعات نوشت. برای مثال، هر میدان مرتب، حقیقی است. نیز، هر میدان حقیقی، ترتیب‌پذیر است. اگر R میدانی حقیقی باشد که هر توسیع جبری سره‌اش غیرحقیقی شود (یعنی هیچ توسیع جبری سره‌ای نداشته باشد که حقیقی باشد) به R یک میدان بسته‌ی حقیقی می‌گوییم. میدان اعداد حقیقی (بنا به قضیه‌ی اساسی جبر) یک چنین میدانی است. همان طور که می‌دانیم، تنها فاصله‌ی میدان اعداد حقیقی، تا بسته‌ی جبری شدن، $\sqrt{-1}$ است. همین، برای همه‌ی میدانهای بسته‌ی حقیقی برقرار است.

گزاره ۱۸: میدان حقیقی R ، بسته‌ی حقیقی است اگر و تنها اگر $R(i)$ یک میدان بسته‌ی جبری باشد (این گفته در واقع نتیجه‌ای از قضیه‌ی اساسی جبر است).

هر میدان حقیقی دارای یک بستار حقیقی است؛ یعنی اگر K حقیقی باشد، میدانی چون $K \subseteq R$ چنان موجود است که R توسیعی جبری از K و خود بسته‌ی حقیقی است. هر میدان بسته‌ی حقیقی دارای ترتیبی یکتاست.

گزاره ۱۹: یک میدان حقیقی، بسته‌ی حقیقی است اگر و تنها اگر ویژگی مقدار میانی داشته باشد؛ یعنی هر چند جمله‌ای p که در b مقداری مثبت دارد و در $a < b$ مقداری منفی، در نقطه‌ای در بازه‌ی (a, b) صفر شود.

گزاره‌ی زیر نیز محک دیگری برای بسته‌ی حقیقی بودن یک میدان ارائه می‌کند.

گزاره ۲۰: میدان R بسته‌ی حقیقی است اگر و تنها اگر برای هر $a \in R$ یکی از $a, -a$ دارای مجذور، و هر چند جمله‌ای از درجه‌ی فرد دارای ریشه باشد.

۷.۲.۱ میدانهای بسته‌ی حقیقی

گفتیم میدانهای بسته‌ی حقیقی، بنا تعریف میدانهایی هستند که در آنها -1 مجموعی از مربعات نیست ولی در هر توسیع جبریشان، -1 مجموعی از مربعات است. این گفته را نمی‌توان به صورت

مرتبه‌ی اول نوشت. با این حال، در بخش قبل تعاریف معادلی برای این میدانها عرضه کردیم که قابل بیان در زبان مرتبه‌ی اولند.

تئوری میدانهای بسته‌ی حقیقی، از اجتماع تئوری میدانهای مرتب با اصول زیر حاصل می‌شود (مورد سوم، طرح اصل است).

$$\bullet \quad \forall x \quad (x > 0 \rightarrow \exists y \quad y^2 = x)$$

$$\bullet \quad \forall xy \quad x^2 + y^2 = 0 \rightarrow x = y = 0$$

$$\sigma_n : \quad \forall \alpha_1 \dots \alpha_n \quad \forall a < b \quad (a^n + \alpha_1 a^{n-1} + \dots + \alpha_n > 0 \quad \wedge \quad b^n + \alpha_1 b^{n-1} + \dots + \alpha_n < 0 \rightarrow \exists a < x < b \quad x^n + \alpha_1 x^{n-1} + \dots + \alpha_n = 0)$$

تئوری یادشده را با RCF نمایش می‌دهیم.

گزاره ۲۱ (تارسکی): RCF کامل و دارای حذف سور و از این رو تصمیم‌پذیر است.

۸.۲.۱ انحراف از بحث، حساب در نظریه‌ی مدل

تا اینجا چند مثال از تئوریه‌ها دیده‌ایم. برخی از این مثالها تئوریه‌های کامل هستند، از این حیث که درستی یا نادرستی هر جمله‌ی داده شده از اصول آنها قابل استنتاج است. به درست آوردن يك تئوری کامل چندان دشوار نیست. برای هر L - ساختار \mathcal{M} تئوری $\text{Th}(\mathcal{M} = \{\phi \mid \mathcal{M} \models \phi\})$ يك تئوری کامل است که آن را تئوری کامل ساختار \mathcal{M} می‌خوانیم.

با این حال وجود يك اصلبندی مناسب برای تئوری کامل يك ساختار همواره مطلوب محقق نظریه‌ی مدل است. برای مثال دیدیم که تئوری ACF که معادل است با تئوری کامل ساختار اعداد مختلط دارای يك اصلبندی کامل محاسبه‌پذیر است. سوال این است که آیا ممکن است يك تئوری کامل مناسب برای کل دنیای ریاضیات نوشت. این اصلبندی باید آنقدر جامع باشد که دو روی متفاوت ریاضیات یعنی هندسه و حساب را دربرگیرد؛ درست همانگونه که چند اصل ساده‌ی هندسه‌ی اقلیدسی برای این هندسه مکفی است.

هیلبرت را شاید بتوان مهمترین ریاضیدان قائل به امکان ارائه‌ی دستگاهی از اصول برای ریاضیات دانست. او در سخنرانی تاریخی در کونیکسبرگ در سال ۱۹۳۰ تأکید کرده بود که هیچ سؤال بی‌پاسخی در ریاضیات باقی نخواهند ماند و به زودی ریاضیات دارای دستگاهی کامل از اصول

خواهد شد که درستی یا نادرستی هر جمله‌ای از آن اصول نتیجه شود. درست بودن این گفته معادل امکان ساخت رایانه‌ای است که اصولی اولیه را به دست گیرد و خود همه‌ی ریاضیات را تولید کند. در همان سال و گویا چندی بعد، در همان فراهمایی، گودل سایر ریاضیدانان را از قضیه‌ی ناتمامیت خود آگاه کرده بود. بنا به قضیه‌ی گودل برای هر اصلبندی مناسبی که برای حساب در نظر بگیریم جمله‌ای هست که نه از این اصلبندی اثبات و نه با کمک آن رد می‌شود. اثبات گودل، از نوع اثباتهای خودبازگشت بود؛ یعنی اثباتی با ایده‌های مشابه به تناقضات دروغگو یا راسل.

از قضیه تمامیت گودل نتیجه می‌شود که عاری بودن یا نبودن ریاضیات از تناقض قابل اثبات نیست. در واقع اصول زرمِلو – فرانکل که امروز به عنوان دستگاه کارآمدی برای مبانی ریاضیات در نظر گرفته می‌شود تنها در صورتی سازگار است که متناقض باشد! امروزه موضوع کار بسیاری منطقدانان بررسی سازگاری قضیه‌های معروف ریاضیاتی با اصول زرمِلو – فرانکل و بررسی اثباتپذیری یا عدم اثباتپذیری آنها در این دستگاه از اصول است.

برای حساب، و در ادامه‌ی اصول زرمِلو – فرانکل، اصول پئانو در نظر گرفته می‌شود که در زیر درباره‌ی آن توضیحی داده‌ایم. خواننده‌ی علاقه‌مند را به مطالعه‌ی مقاله‌ی «تجاهل بورباکی» ترجمه نویسنده‌ی دوم ترغیب می‌کنیم.

۹.۲.۱ تئوری حساب

برای ساختار $\langle \mathbb{N}, s, +, \times, \cdot, 1, \leq \rangle$ که در آن $s(x) = x + 1$ مجموعه‌ی اصول زیر (موسوم به اصول پئانو) را در نظر می‌گیریم.

$$\forall x \quad x + \cdot = x \quad \bullet$$

$$\forall xy \quad (x + s(y) = s(x + y)) \quad \bullet$$

$$\forall x \quad (x \times 1 = x) \quad \bullet$$

$$\forall xy \quad (x \times s(y) = s(x \times y) + x) \quad \bullet$$

$$\forall x \quad (x < s(x) \wedge \neg \exists y \quad x < y < s(x)) \quad \bullet$$

• برای هر فرمول $\phi(x, \bar{y})$ اصل $I_\phi(x, \bar{y})$ که به صورت زیر نوشته می‌شود:

$$\forall \bar{y} \quad \phi(\cdot, \bar{y}) \wedge \forall x (\phi(x, \bar{y}) \rightarrow \phi(s(x), \bar{y})) \rightarrow \forall x \phi(x, \bar{y}).$$

اصول پثانو را می‌توان بخش مقدماتی حساب به شمار آورد. همانگونه که در بخش قبل گفتیم، این اصول قابلیت در خود گنجانیدن همه‌ی حساب را ندارند. علاوه بر اثباتی که گودل بر گفته ارائه کرده است، جملاتی پیدا شده است که در اعداد طبیعی صادقند ولی از این اصول نتیجه نمی‌شوند (قضیه‌ی پاریس هرینگتون را ببینید). نیز قضیه‌ی آخر فرما که معادله‌ی $x^n + y^n = z^n$ برای $n > 2$ ریشه‌ی غیربدیهی ندارد، در اعداد طبیعی درست است، ولی نتیجه شدن یا نشدن آن از اصول پثانو، هنوز سوالی باز است. در واقع اثبات قضیه‌ی فرما، از منطق مرتبه‌ی اول فاصله‌ی زیادی دارد.

۱۰.۲.۱ گرافها

تئوری گرافها در زبان $\{R\}$ شامل اصول زیر است.

$$\bullet \quad \forall x \quad \neg R(x, x)$$

$$\bullet \quad \forall xy \quad (R(x, y) \rightarrow R(y, x))$$

گرافی که علاوه بر اصول فوق، از اصل زیر نیز پیروی کند، «تصادفی» خوانده می‌شود.

$$\forall x_1 \dots x_n \quad \forall y_1 \dots y_n \left(\bigwedge_{i,j \in \{1, \dots, n\}} x_i \neq y_j \rightarrow \exists x \left(\bigwedge_{i=1, \dots, n} R(x, x_i) \wedge \bigwedge_{j=1, \dots, n} \neg R(x, y_j) \right) \right)$$

۱۱.۲.۱ انحراف از بحث، گرافهای تصادفی و قاعده‌ی صفرویک

بعداً تکمیل خواهد شد.

۱۲.۲.۱ فضاهاى متریک

برای هر $r \in \mathbb{Q} \cap [0, 1]$ یک محمول $R_r(x, y)$ در زبان در نظر می‌گیریم، که قرار است نقش $d(x, y) \leq r$ را ایفا کند. اصول زیر را برای فضاهاى متریک با متر کراندار در نظر می‌گیریم.

$$\bullet \quad \forall xy \quad R_r(x, y) \leftrightarrow R_r(y, x)$$

$$\bullet \quad \forall xy (R_r(x, y) \leftrightarrow x = y)$$

$$\bullet \quad \forall xy (R_0(x, y))$$

$$\bullet \quad \forall xyz \quad (R_r(x, y) \wedge R_s(y, z) \rightarrow R_{r+s}(x, z))$$

$$\text{که در آن، } r \dot{+} s = \min\{1, r + s\}$$

تمرین ۲۳: نشان دهید که هر مدل از تئوری بالا را می‌توان به عنوان یک فضای متریک با مقادیر

متری واقع در بازه‌ی $[0, 1]$ در نظر گرفت (تعریف کنید $d(x, y) = \inf\{s \mid R_s(x, y)\}$).

۳.۱ جلسه‌ی سوم

کلاس \mathcal{K} از L - ساختارها را **مقدماتی**^{۲۹} می‌خوانیم هرگاه این کلاس، رده‌ی همه‌ی L - ساختارهایی باشد که مدل یک تئوری مانند T هستند؛ به بیان دیگر هرگاه یک تئوری T موجود باشد، به طوری که $\mathcal{K} = MOD(T)$ که در آن $MOD(T) = \{\mathcal{M} \mid \mathcal{M} \models T\}$.

تمرین ۲۴: ثابت کنید که کلاس میدانهای متناهی، مقدماتی نیست.

در زیر چند شرط لازم را برای مقدماتی بودن یک کلاس \mathcal{K} فهرست کرده‌ایم.

۱. اگر \mathcal{K} دارای مدل‌های متناهی باندازه‌ی کافی بزرگ باشد، آنگاه \mathcal{K} حاوی مدل‌هایی نامتناهی باشد.

۲. اگر \mathcal{K} حاوی مدلی نامتناهی باشد، آنگاه \mathcal{K} حاوی مدل‌های نامتناهی از هر اندازه‌ی دلخواه باشد.

۳. \mathcal{K} نسبت به هم‌ارزی مقدماتی بسته باشد.

۴. \mathcal{K} تحت فزاینده‌ها بسته باشد؛ یعنی هرگاه $\langle \mathcal{M}_i \rangle_{i \in I}$ دنباله‌ای از عناصر \mathcal{K} باشد و \mathbf{F} فرافیلتری روی I ، آنگاه $\prod_{\mathbf{F}} \mathcal{M}_i \in \mathcal{K}$.

مثال ۲۲: مفهوم کامل بودن یک میدان مرتب (یعنی اینکه هر زیرمجموعه از آن دارای سوپریمم و اینفیمم باشد) مفهومی مقدماتی نیست. در آنالیز مقدماتی ثابت می‌شود که هر میدان مرتب کامل با $\langle \mathbb{R}, +, \cdot, \leq \rangle$ ایزومرف است. پس مورد ۲ در بالا در این تئوری مصداق ندارد.

تئوری T را **ارضاپذیر**^{۳۰} می‌خوانیم هرگاه مدلی برای آن موجود باشد.

قضیه ۲۳ (فشردگی): تئوری T ارضاپذیر است اگر و تنها اگر هر زیرمجموعه‌ی متناهی از آن ارضاپذیر باشد.

اثبات قضیه‌ی فشردگی، جزو برنامه‌ی این درس نیست و فرض ما بر این است که دانشجوی پیشتر اثباتی از آن را در درس نظریه‌ی مدل ۱ دیده است. با این حال یادآوری می‌کنیم که قضیه‌ی فشردگی را می‌توان با روش‌های مختلفی ثابت کرد. نخستین روش استفاده از قضیه‌ی درستی و تمامیت گودل

^{۲۹}elementary class

^{۳۰}satisfiable

است؛ یعنی قضیه‌ای که بنا بر آن (برای هر مجموعه‌ی Σ از جمله‌ها)

$$\Sigma \models T \Leftrightarrow \Sigma \vdash T.$$

به ویژه، بنا به قضیه‌ی یادشده

$$\Sigma \models \perp \Leftrightarrow \Sigma \vdash \perp;$$

به بیان دیگر، Σ سازگار است اگر و تنها اگر دارای مدل باشد. از طرفی Σ سازگار است اگر و تنها اگر هر بخش متناهی از آن سازگار باشد، اگر و تنها اگر هر بخش متناهی از آن دارای مدل باشد. پس Σ دارای مدل است اگر و تنها اگر هر بخش متناهی از آن دارای مدل باشد.

روش دیگر برای اثبات فشردگی، بهره‌گیری از ساختمانهای هنکین^{۳۱} است. در این روش، تکنیکهای اثبات قضیه‌ی درستی و تمامیت، مستقیماً برای بنا کردن یک مدل برای Σ استفاده می‌شوند. روش سوم، که در تمرینهای درس بدان پرداخته خواهد شد، استفاده از فراضربهاست. در این روش مدل مورد نظر از فراضربی از مدلهای موجود برای هر بخش متناهی از Σ حاصل می‌شود. برای یک زبان داده‌شده‌ی L تعریف کنید $\|L\| := \max\{\aleph_0, |L|\}$ ؛ به بیان دیگر،

$$\|L\| = \begin{cases} |L| & |L| \geq \aleph_0, \\ \aleph_0 & |L| < \aleph_0. \end{cases}$$

قضیه ۲۴ (لونهایم اسکولم کاهش‌ی): اگر تئوری T ارضاپذیر باشد، مدلی با اندازه‌ی کمتریامساوی $\|L\|$ دارد.

قضیه ۲۵ (لونهایم اسکولم افزایش‌ی): اگر تئوری T ارضاپذیر و دارای مدلی نامتناهی باشد، آنگاه برای هر کاردینال نامتناهی $\kappa \geq \|L\|$ مدلی از اندازه‌ی κ دارد.

تمرین ۲۵: فرض کنید تئوری T دارای مدلی نامتناهی باشد. با استفاده از لمهای لونهایم اسکولم و فشردگی، نشان دهید که آنگاه T مدلی با اندازه‌ی دقیقاً برابر با κ دارد.

گفتیم که اگر کلاسی مقدماتی باشد، تحت فراضربها بسته است. در زیر شرطی لازم و کافی برای مقدماتی بودن یک کلاس آورده‌ایم.

قضیه ۲۶:

^{۳۱}Henkin

۱. کلاس \mathcal{K} از L - ساختارها مقدماتی است اگر و تنها اگر تحت فراضربها و تحت هم‌ارزی مقدماتی بسته باشد.

۲. کلاس \mathcal{K} از L - ساختارها مقدماتی است اگر و تنها اگر تحت فراضربها و تحت ایزومرفیسم بسته باشد.

مورد دوم، قضیه‌ای از شلاه و کیسلر^{۳۲} است که اثبات آن را به عنوان پروژه بر عهده‌ی دانشجویان وامی‌نهیم.

اثبات قسمت اول. گیریم \mathcal{K} تحت فراضربها و هم‌ارزی مقدماتی بسته باشد؛ هدفمان یافتن تئوری T است به طوری که

$$\mathcal{K} = MOD(T).$$

ادعا می‌کنیم که تئوری T در پایین، همانگونه است که می‌خواهیم:

$$T = \bigcap_{i \in I} Th(M_i) = \{\phi \mid \forall \mathfrak{M} \in \mathcal{K} \quad \mathfrak{M} \models \phi\}.$$

توجه ۲۷: بنابراین، ثابت خواهیم کرد که هرگاه $\langle \mathfrak{M}_i \rangle_{i \in I}$ خانواده‌ای از L - ساختارها باشد، آنگاه تئوری اشتراک آنها هم‌ارز مقدماتی با تئوری فراضربی از آنهاست.

نخست توجه کنید که T بوضوح ارضاپذیر است و $\mathcal{K} \subseteq MOD(T)$.

فرض کنید \mathfrak{N} مدلی از T باشد. نشان خواهیم داد که خانواده‌ی $\langle \mathfrak{M}_i \rangle_{i \in I}$ و فرافیلتر F روی I چنان موجودند که $\mathfrak{N} \equiv \prod_F \mathfrak{M}_i$. از آنجا که \mathcal{K} تحت هم‌ارزی مقدماتی و فراضربها بسته است، از این نتیجه خواهد شد که $\mathfrak{N} \in \mathcal{K}$.

برای هر گزاره‌ی $\theta \in Th(\mathfrak{N})$ مدلی چون \mathfrak{M}_θ چنان موجود است که $\mathfrak{M}_\theta \models \theta$ (در غیر این صورت $(\neg \theta \in \bigcap_{i \in I} Th(\mathfrak{M}_i) = T)$ حال می‌گیریم

$$I = \{\Delta \mid \Delta \subseteq_{\text{متناهی}} Th(\mathfrak{N})\}$$

و برای هر $\Delta \in I$ قرار می‌دهیم

$$\Sigma_\Delta = \{\Delta' \in I \mid \Delta \subseteq \Delta'\}.$$

^{۳۲}Shelah, Kiesler

مجموعه‌ی $X = \{\Sigma_\Delta | \Delta \in I\}$ ویژگی اشتراک متناهی ناتهی دارد و از این رو در فرافیلتری چون F روی I واقع می‌شود.

تمرین ۲۶: برای به پایان رساندن اثبات، نشان دهید که $\prod_F \mathfrak{M}_i \equiv \mathfrak{N}$.

□

در نظریه‌ی مدل، مدلها را با استفاده از فرمولهای صادق در آنها مطالعه می‌کنیم. در برخی تئوریه‌ها همه‌ی فرمولها معادل با نوع خاصی از فرمولهایند.

تعریف ۲۸: تئوری T را دارای حذف سور^{۳۳} می‌خوانیم هرگاه هر فرمولی به پیمانه‌ی آن معادلی بدون سور داشته باشد؛ یعنی برای هر فرمول $\phi(x_1, \dots, x_n)$ فرمولی بدون سور چون $\psi(x_1, \dots, x_n)$ موجود باشد، به طوری که

$$T \models \forall x_1, \dots, x_n \quad \phi(x_1, \dots, x_n) \leftrightarrow \psi(x_1, \dots, x_n).$$

برای اینکه تعریف بالا جمله‌ها را نیز در برگیرد، نیاز است که زبان L حاوی حداقل یک ثابت باشد.

حذف سور را از نظرگاههای زیر، یک «ویژگی جبری» از تئوریه‌ها به حساب می‌آورند. نخست این که هر فرمول بدون سور، در یک ساختار جبری، ترکیبی بولی از چندگوناها^{۳۴} را به دست می‌دهد. برای مثال، در تئوری ACF فرمولهای بدون سور، چندگوناها‌ی جبری را، یعنی ترکیبات بولی مجموعه‌های به شکل $\{\bar{x} | f_1(\bar{x}) = f_2(\bar{x}) = \dots = f_n(\bar{x}) = 0\}$ را به دست می‌دهند که در این نمایش f_i ها چندجمله‌ایند. نیز در RCF فرمولهای بدون سور، مجموعه‌های شبه‌جبری^{۳۵} را به دست می‌دهند؛ یعنی مجموعه‌هایی که از ترکیبات بولی مجموعه‌هایی به شکل زیر حاصل می‌شود: $\{\bar{x} | f_1(\bar{x}) > 0, \dots, f_n(\bar{x}) > 0\}$. پس حذف سور داشتن در این تئوریه‌ها یعنی برابر بودن مجموعه‌های تعریف‌پذیر با ترکیبات بولی چندگوناها.

دوم این که اگر $\mathfrak{M}, \mathfrak{N}$ دو مدل از یک تئوری دارای حذف سور T باشند به طوری که $\mathfrak{M} \subseteq \mathfrak{N}$ ، آنگاه $\mathfrak{M} \prec \mathfrak{N}$ (علت: می‌دانیم که اگر $\mathfrak{M} \subseteq \mathfrak{N}$ آنگاه \mathfrak{M} و \mathfrak{N} درباره‌ی فرمولهای بدون سور با پارامتر در M هم‌منظرند. حال بنا به حذف سور، همه‌ی فرمولها را می‌توان بدون سور در نظر گرفت).

^{۳۳}quantifier elimination

^{۳۴}variety

^{۳۵}semialgebraic

مثال ۲۹: تئوریهای ACF و RCF سورها را حذف می‌کنند.

در ساختار $\langle \mathbb{R}, +, \cdot, 0, 1, \leq \rangle$ فرمول $\exists x \quad ax^2 + bx + c = 0$ دارای معادل بدون سور $b^2 - 4ac \geq 0$ است. این را می‌توان با روشهای مقدماتی جبری ثابت کرد، اما یافتن معادل بدون سور برای همه‌ی فرمولها بدین سادگی نیست. عموماً برای بررسی حذف سور از محکهای استفاده می‌شود که در تمرینهای درس، به یکی از آنها یعنی وجود سامانه‌های رفت و برگشتی خواهیم پرداخت. تئوریهای دارای حذف سور را گاهی زیرساختار کامل می‌خوانند:

تمرین ۲۷: موارد زیر با هم معادلند:

۱. تئوری T سورها را حذف می‌کند.

۲. $\text{Diag}(\mathfrak{A}) \cup T$ برای هر مدل $\mathfrak{M} \models T$ و هر زیرساخت $\mathfrak{A} \subseteq \mathfrak{M}$ یک تئوری کامل است.

تئوری T را مدل کامل می‌خوانند هرگاه هر فرمول به پیمانه‌ی آن دارای معادلی وجودی باشد؛ یعنی برای هر فرمول $\phi(x_1, \dots, x_n)$ فرمولی بدون سور چون $\psi(x_1, \dots, x_n, y_1, \dots, y_m)$ موجود باشد، به طوری که

$$T \models \forall x_1, \dots, x_n \quad \phi(x_1, \dots, x_n) \leftrightarrow \exists y_1, \dots, y_m \quad \psi(x_1, \dots, x_n, y_1, \dots, y_m).$$

(واضح است که) حذف سور، مدل کامل بودن را نتیجه می‌دهد؛ ولی عکس این برقرار نیست.

تمرین ۲۸: نشان دهید که RCF در زبان $L = \{+, -, \cdot, 0, 1\}$ مدل کامل است ولی سورها را حذف نمی‌کند.

وجه تسمیه «مدل کامل» در تمرین زیر مشخص می‌شود.

تمرین ۲۹: نشان دهید که موارد زیر با هم معادلند:

۱. تئوری T مدل کامل است.

۲. برای هر مدل $\mathfrak{M} \models T$ تئوری $\text{Diag}(\mathfrak{M}) \cup T$ کامل است.

۳. برای هر دو مدل $\mathfrak{M}, \mathfrak{N} \models T$ داریم

$$\mathfrak{M} \subseteq \mathfrak{N} \Leftrightarrow \mathfrak{M} \prec \mathfrak{N}.$$

۴.۱ فضای تایپها

تایپها مصداق نظریه‌ی مدلی ایده‌ی آشنای شناخت «ذات» از روی «صفات» هستند. در نظریه‌ی مدل نیز گاهی میان ذات یک عنصر و مجموعه‌ی صفات آن تمایز قائل نمی‌شویم. مجموعه‌ی ویژگی‌های یک عنصر داده شده را در نظریه‌ی مدل، تایپ خواهیم نامید.

گیریم $\mathfrak{M}, \mathfrak{N} \models T$ و $\bar{a} \in M$ و $\bar{b} \in N$. هدف پاسخ به این سوال است که در چه صورتی تئوری T نمی‌تواند میان دنباله‌های (نه لزوماً متناهی) \bar{a}, \bar{b} تمایز بگذارد. خواهیم دید که این خواسته زمانی برآورده می‌شود که این دو دنباله نسبت به تئوری یادشده هم‌تایپ باشند.

بگذارید بحث را با مثالی پی بگیریم. اگر x, y دو عنصر متعالی روی میدان \mathbb{Q} باشند، آنگاه $\mathbb{Q}(x) \cong \mathbb{Q}(y)$ ؛ یعنی این دو عنصر از لحاظ جبری روی \mathbb{Q} ارزش یکسانی دارند. به زبان نظریه‌ی مدلی، این دو عنصر روی \mathbb{Q} هم‌تایپند. در ادامه، مطالب بالا را به زبان دقیق نظریه‌ی مدلی درآورده‌ایم. یادآوری می‌کنیم که منظور از عبارت

فرمول $\phi(x_1, \dots, x_n)$ با تئوری T سازگار است (*)

این است که $T \cup \{\exists x_1, \dots, x_n \phi(x_1, \dots, x_n)\}$ مجموعه‌ای سازگار از جمله‌هاست؛ به بیان دیگر، مدل \mathfrak{M} از T و عناصر $\alpha_1, \dots, \alpha_n \in M$ چنان موجودند که $\mathfrak{M} \models \phi(\alpha_1, \dots, \alpha_n)$. فرض کنید c_1, \dots, c_n ثوابتی جدید باشند و $L' = L \cup \{c_1, \dots, c_n\}$. آنگاه (*) معادل این است که L' – تئوری $T \cup \{\phi(c_1, \dots, c_n)\}$ سازگار باشد؛ یعنی L' – ساختار $\langle \mathfrak{M}, c_1, \dots, c_n \rangle$ موجود باشد به طوری که $\mathfrak{M}' \models T$ و $\mathfrak{M}' \models \phi(c_1, \dots, c_n)$. توجه کنید که هرگاه که $\mathfrak{M}' = \langle \mathfrak{M}, \dots \rangle$ بسطی از L – ساختار \mathfrak{M} به زبان $L' = L \cup \{\dots\}$ باشد، آنگاه برای هر L – جمله‌ی ϕ داریم

$$\mathfrak{M}' \models \phi \Leftrightarrow \mathfrak{M} \models \phi.$$

در سرتاسر ادامه‌ی این جلسه، فرض کرده‌ایم که T یک تئوری کامل باشد در زبان L که هیچ مدل از آن متناهی نیست. برای تعریف بعدی، دو مدل $\mathfrak{M}, \mathfrak{N} \models T$ و چندتایی‌های $\bar{a} = (a_1, \dots, a_n) \in M$ و $\bar{b} = (b_1, \dots, b_n) \in N$ را در نظر بگیرید.

تعریف ۳۰: دنباله‌های \bar{a} و \bar{b} را **گالواهم‌ارز** می‌خوانیم هرگاه مدل \mathbb{M} و نشاندهای مقدماتی $f : \mathfrak{M} \rightarrow \mathbb{M}$ و $g : \mathfrak{N} \rightarrow \mathbb{M}$ چنان موجود باشند که $f(\bar{a}) = g(\bar{b})$. در این صورت می‌نویسیم $\bar{a} \sim_{Gal} \bar{b}$ یا $\langle \mathfrak{M}, \bar{a} \rangle \sim_{Gal} \langle \mathfrak{N}, \bar{b} \rangle$.

توجه کنید که در نماد $\bar{a} \sim_{Gal} \bar{b}$ مدلها به چشم نمی‌آیند. بعدها خواهیم دید که در این نمادگذاری عمدی در کار است؛ مدلها، به پیمانه‌ی نشستهای مقدماتی در این تعریف بی‌نقشند.

مثال ۳۱: فرض کنید $\mathfrak{M} \models T$ و $f \in \text{Aut}(\mathfrak{M})$. آنگاه برای هر $a_1, \dots, a_n \in M$ داریم

$$a_1 \dots a_n \sim_{Gal} f(a_1) \dots f(a_n).$$

توجه ۳۲: اگر $\bar{a} \sim_{Gal} \bar{b}$ آنگاه برای هر L -فرمول $\phi(\bar{x})$ داریم $\mathfrak{M} \models \phi(\bar{a})$ اگر و تنها اگر $\mathfrak{M} \models \phi(\bar{b})$ ؛ به عبارت دیگر

$$\bar{a} \sim_{Gal} \bar{b} \Rightarrow \langle \mathfrak{M}, \bar{a} \rangle \equiv \langle \mathfrak{M}, \bar{b} \rangle.$$

رابطه‌ی \sim_{Gal} یک رابطه‌ی هم‌ارزی است. برای اثبات این گفته، به لم زیر نیاز داریم که آن را در جلسات تمرین اثبات خواهیم کرد.

تمرین ۳۰: فرض کنید تئوری T کامل باشد. نشان دهید در آن صورت

۱. T دارای ویژگیِ ادغام (یا ملغمه‌سازی)^{۳۶} است؛ بدین معنی که هرگاه $\mathfrak{A}, \mathfrak{B}, \mathfrak{C} \models T$ و $f_1 : \mathfrak{A} \rightarrow \mathfrak{C}$ و $f_2 : \mathfrak{A} \rightarrow \mathfrak{B}$ نشاندهای مقدماتی باشند، آنگاه مدل $\mathfrak{D} \models T$ و نشاندهای مقدماتی $g_1 : \mathfrak{B} \rightarrow \mathfrak{D}$ و $g_2 : \mathfrak{C} \rightarrow \mathfrak{D}$ چنان موجودند که $g_2 \circ f_1 = g_1 \circ f_2$.

۲. T دارای ویژگیِ امکان‌نشانندن همزمان^{۳۷} است؛ یعنی برای هر دو مدل $\mathfrak{A}, \mathfrak{B} \models T$ مدلی $\mathfrak{C} \models T$ و نشاندهایی مقدماتی چون $f : \mathfrak{A} \rightarrow \mathfrak{C}$ و $g : \mathfrak{B} \rightarrow \mathfrak{C}$ موجودند.

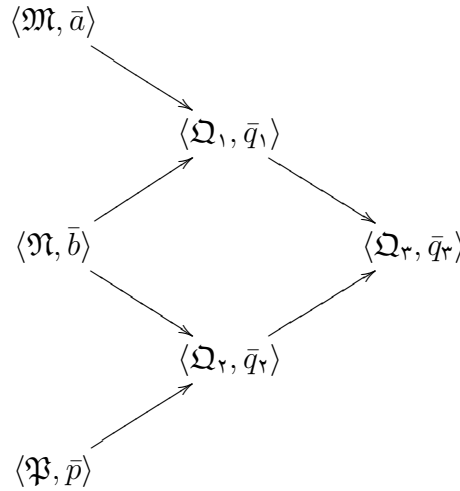
گزاره ۳۳: رابطه‌ی \sim_{Gal} هم‌ارزی است.

اثبات. بررسی انعکاسی و تقارنی بودن رابطه‌ی یادشده چندان دشوار نیست؛ در اینجا تنها به اثبات تعدی آن پرداخته‌ایم. گیریم $\bar{a} \sim_{Gal} \bar{c}$ و $\bar{b} \sim_{Gal} \bar{c}$. پس نگاشتهای مقدماتی $f_{\mathfrak{M}} : \langle \mathfrak{M}, \bar{a} \rangle \rightarrow \langle \mathfrak{N}_1, \bar{q}_1 \rangle$ و $f : \mathfrak{N} : \langle \mathfrak{N}, \bar{b} \rangle \rightarrow \langle \mathfrak{N}_1, \bar{q}_1 \rangle$ به همین ترتیب نگاشتهای مقدماتی $f_{\mathfrak{M}}(\bar{a}) = f_{\mathfrak{N}}(\bar{b}) = \bar{q}_1$ و $g_{\mathfrak{N}} : \langle \mathfrak{N}, \bar{b} \rangle \rightarrow \langle \mathfrak{N}_2, \bar{q}_2 \rangle$ چنان موجودند که $g_{\mathfrak{N}}(\bar{b}) = g_{\mathfrak{P}}(\bar{p}) = \bar{q}_2$. هدفمان پیدا کردن مدل

^{۳۶}amalgamation property (AP)

^{۳۷}joint embedding property

$\langle \mathfrak{P}, \bar{p} \rangle \rightarrow \langle \mathfrak{Q}_3, \bar{q}_3 \rangle$ و $h_{\mathfrak{M}} : \langle \mathfrak{M}, \bar{a} \rangle \rightarrow \langle \mathfrak{Q}_3, \bar{q}_3 \rangle$ به همراه نگاشتهای مقدماتی است به طوری که $h_{\mathfrak{M}}(\bar{a}) = h_{\mathfrak{P}}(\bar{p}) = \bar{q}_3$. بنا به ویژگی ادغام، می‌توان $L \cup \{c_1, \dots, c_n\}$ - ساختار $\langle \mathfrak{Q}_3, \bar{q}_3 \rangle$ و نشاندهای $\langle \mathfrak{Q}_3, \bar{q}_3 \rangle$ و $h_{\mathfrak{Q}_1} : \langle \mathfrak{Q}_1, \bar{q}_1 \rangle \rightarrow \langle \mathfrak{Q}_3, \bar{q}_3 \rangle$ را چنان یافت که $h_{\mathfrak{Q}_1} \circ f_{\mathfrak{M}} = h_{\mathfrak{Q}_2} \circ g_{\mathfrak{M}}$. حال $h_{\mathfrak{Q}_1} \circ f_{\mathfrak{M}}$ و $h_{\mathfrak{Q}_2} \circ g_{\mathfrak{M}}$ نشاندهای مورد نیاز هستند.



□

گفتیم که از $\bar{a} \sim_{Gal} \bar{b}$ نتیجه می‌شود که $\langle \mathfrak{M}, \bar{a} \rangle \equiv \langle \mathfrak{N}, \bar{b} \rangle$. عکس این گفته نیز برقرار است:

گزاره ۳۴: اگر $\langle \mathfrak{M}, \bar{a} \rangle \equiv \langle \mathfrak{N}, \bar{b} \rangle$ آنگاه $\bar{a} \sim_{Gal} \bar{b}$.

اثبات. فرض کنید $\langle \mathfrak{Q}, \bar{q} \rangle$ مدلی باشد از تئوری $Th(\mathfrak{M}, \bar{a}) = Th(\mathfrak{N}, \bar{b})$. نشاندهای مورد نیاز به آسانی پیدا می‌شوند.

□

تعریف ۳۵: گیریم $\mathfrak{M} \models T$ و $a_1, \dots, a_n \in M$. تعریف می‌کنیم

$$tp^{\mathfrak{M}}(a_1, \dots, a_n) = \{\phi(x_1, \dots, x_n) \mid \mathfrak{M} \models \phi(a_1, \dots, a_n)\}.$$

بنابر آنچه گفته شد

$$\bar{a} \sim_{Gal} \bar{b} \Leftrightarrow tp^{\mathfrak{M}}(\bar{a}) = tp^{\mathfrak{M}}(\bar{b});$$

به‌ویژه کلاسه‌های هم‌ارزی رابطه‌ی \sim_{Gal} تشکیل مجموعه می‌دهند: قرار دهید

$$S_n(T) = \{tp^{\mathfrak{M}}(a_1, \dots, a_n) \mid \mathfrak{M} \models T, a_1, \dots, a_n \in \mathfrak{M}\},$$

واضح است که $|S_n(T)| \leq 2^{\|L\|}$.

تعریف ۳۶ (تایپ جزئی): مجموعه‌ی $\Sigma(x_1, \dots, x_n)$ متشکل از L – فرمولهایی با متغیرهای در میان x_1, \dots, x_n را یک **تایپ جزئی**^{۳۸} می‌خوانیم هرگاه $T \cup \Sigma(x_1, \dots, x_n)$ سازگار باشد؛ یعنی $\mathfrak{M} \models T$ و عناصر $\alpha_1, \dots, \alpha_n \in M$ چنان موجود باشند که برای هر $\phi(x_1, \dots, x_n) \in \Sigma$ داشته باشیم $\mathfrak{M} \models \phi(\bar{\alpha})$.

یک تایپ جزئی را می‌توان به عنوان دستگاهی از معادلات دانست که محدودیتهای آن شروط تئوری T است. سازگاری، ضامن پاسخدار بودن این مجموعه از معادلات است. بنابراین، $\Sigma(x_1, \dots, x_n)$ یک تایپ جزئی است اگر و تنها اگر مدل $\mathfrak{M} \models T$ و عناصر $\alpha_1, \dots, \alpha_n \in M$ موجود باشند به طوری که

$$\Sigma(x_1, \dots, x_n) \subseteq tp^{\mathfrak{M}}(\alpha_1, \dots, \alpha_n).$$

در صورتی که در بالا، تساوی رخ دهد، Σ را یک **تایپ کامل**^{۳۹}، یا طور خلاصه یک **تایپ** می‌خوانیم.

نکته ۳۷: متناهی بودن تعداد متغیرها در تعریفهای بالا ضروری نیست. فرض کنید $\langle x_i : i \in I \rangle$ دنباله‌ای از متغیرها باشد. مجموعه‌ی $\Sigma(x_i \mid i \in I)$ متشکل از فرمولهایی چون $\phi(x_{i_1}, \dots, x_{i_n})$ را تایپ جزئی می‌خوانیم هرگاه با T سازگار باشد. بدینسان نیز می‌توان مجموعه‌ی $S_I(T)$ را متشکل از تایپهای کامل با این متغیرها تشکیل داد.

تعریف ۳۸ (توپولوژی استون): در یک زبان مشخص L قرار دهید

$$\text{Th}_L = \{T \mid T \text{ یک تئوری کامل است}\}$$

داریم $\text{Th}_L \subseteq 2^{\text{جمله‌ها}^L}$. برای هر L – جمله‌ی ϕ قرار دهید $[\phi] = \{T \in \text{Th}_L \mid \phi \in T\}$. مجموعه‌های $[\phi]$ تشکیل پایه‌ای برای یک توپولوژی روی Th_L می‌دهند که فضای توپولوژیک مربوط بدان، بنا به

^{۳۸}partial type

^{۳۹}complete type

قضیه‌ی فشردگی، فشرده است. به طور مشابه، می‌توان روی $S_n(T)$ توپولوژی ایجاد شونده توسط عناصر پایه‌ای زیر را در نظر گرفت:

$$[\phi(x_1, \dots, x_n)] = \{p \mid p = \text{tp}^{\mathfrak{M}}(a_1, \dots, a_n), \phi \in p, \mathfrak{M} \models T, a_1, \dots, a_n \in M\}.$$

توپولوژی یادشده را **توپولوژی استون** می‌خوانیم. این فضای توپولوژیک، فشرده، تماماً ناهمبند و هاسدورف است.

۵.۱ جلسه‌ی پنجم، مثالهایی از تایپها

پیش از آن که به هدف این جلسه، یعنی بررسی چند مثال از تایپها بپردازیم، نکته‌ی زیر را درباره‌ی توپولوژی استون متذکر می‌شویم.

نکته ۳۹: فرض کنید $\langle B, \wedge, \vee, \cdot, 1 \rangle$ یک جبر بولی باشد، که روی آن ترتیب $a \leq b \Leftrightarrow a \wedge b = a$ تعریف شده است. زیرمجموعه‌ی $A \subseteq B$ را یک فیلتر، یا یک پالایه می‌خوانیم هرگاه اصول زیر درباره‌ی آن صادق باشند.

$$a \in A \rightarrow \forall b \geq a \quad b \in A \quad \bullet$$

$$a, b \in A \rightarrow a \wedge b \in A \quad \bullet$$

$$1 \notin A \quad \bullet$$

مفهوم فیلتر، دوگان مفهوم ایده‌آل است (یک جبر بولی را می‌توان حلقه‌ای با مشخصه‌ی صفر در نظر گرفت. ایده‌آل در این بافتار معنا می‌یابد). فیلتر A را یک فرافیلتر می‌خوانیم هرگاه برای هر $a, b \in B$ از $a \wedge b \in A$ نتیجه شود که $a \in A$ یا $b \in A$.

برای جبر بولی B قرار می‌دهیم

$$\max(B) = \{A \subseteq B \mid A \text{ یک فرافیلتر روی } B \text{ است}\}$$

روی $\max(B)$ مجموعه‌های زیر تشکیل پایه‌ای برای یک توپولوژی می‌دهند که آن را توپولوژی استون می‌خوانند:

$$[a] = \{A \in \max(B) \mid a \in A\}.$$

این توپولوژی، فشرده و تماماً ناهمبند است.

توپولوژی استون در فضای $S_n(T)$ نیز از توپولوژی استون جبری به دست می‌آید روی جبر لیندنبام – تارسکی که به صورت زیر تعریف می‌شود:

$$B_n(T) = \{[\phi(\bar{x})]_{\sim} \mid \phi(\bar{x}) \in \text{Formul}\}$$

که در آن منظور از $[\phi(\bar{x})]_{\sim}$ کلاس فرمول ϕ تحت رابطه‌ی هم‌ارزی زیر است:

$$\phi(\bar{x}) \sim \psi(\bar{x}) \Leftrightarrow T \models \forall \bar{x} \quad \phi(\bar{x}) \leftrightarrow \psi(\bar{x})$$

و تعریف کرده‌ایم

$$[\phi]_{\sim} \wedge [\psi]_{\sim} = [\phi \wedge \psi]_{\sim}$$

$$[\phi]_{\sim} \vee [\psi]_{\sim} = [\phi \vee \psi]_{\sim}$$

$$\bullet = [x \neq x]_{\sim}$$

$$\text{!} = [x = x]_{\sim}$$

تمرین ۳۱: نشان دهید که ابرفیلترها در $B_n(T)$ همان تایپهای کامل هستند.

مثال ۴۰ (تایپها در DLO): تئوری DLO ، یا تئوری مجموعه‌های مرتب خطی چگال بدون ابتدا و انتها، در زبان $L = \{\leq\}$ به صورت زیر اصلبندی می‌شود.

$$\bullet \quad \forall x \quad x \leq x$$

$$\bullet \quad \forall xy \quad x \leq y \wedge y \leq x \rightarrow x = y$$

$$\bullet \quad \forall xyz \quad x \leq y \wedge y \leq z \rightarrow x \leq z$$

$$\bullet \quad \forall xy \quad x \leq y \vee y \leq x$$

$$\bullet \quad \forall xy \quad x \leq y \rightarrow \exists z \quad x < z < y$$

$$\bullet \quad \forall x \quad \exists y_1 y_2 \quad y_1 < x < y_2$$

به عنوان مثال $\langle \mathbb{Q}, \leq \rangle$ و $\langle \mathbb{R}, \leq \rangle$ دو مدل از DLO هستند.

با استفاده از سامانه‌های رفت و برگشتی (به تمرینهای سری نخست و دوم مراجعه کنید) می‌توان نشان داد که تئوری DLO سورها را حذف می‌کند و \aleph_1 – جازم است؛ این دومی یعنی هر دو مدل شمارا از DLO با هم ایزومرفند. در ادامه برآینم تا تایپها را در DLO بشناسانیم.

نخست به بررسی $S_1(DLO)$ می‌پردازیم. بنا به حذف سور، هر فرمول معادل است با فصلی متناهی از عطفهای متناهی فرمولهای اتمی. فرمولهای اتمی و نقیض اتمی با تک متغیر x (و بدون پارامتر) تنها به یکی از صور زیرند:

$$.x \leq x \bullet$$

$$.x = x \bullet$$

$$\neg(x \leq x) \bullet$$

$$.\neg(x = x) \bullet$$

توجه کنید که اگر p_1, p_2 دو تایپ متفاوت باشند، از آنجا که تایپ کامل، مجموعه‌ای ماکزیمال از فرمولهاست، باید فرمولی چون $\phi(x)$ موجود باشد که ایندو را از هم متمایز کند؛ یعنی $\phi \in p_1$ و $\neg\phi \in p_2$. سه نوع فرمول بالا با هم سازگارند (و فرمول آخر نمی‌تواند در هیچ تایپی باشد چون ناسازگار است)؛ پس $|S_1(DLO)| = |[x = x]| = |[x \leq x]| = 1$.

حال به $S_n(DLO)$ می‌پردازیم. گیریم $\mathfrak{M} \models DLO$ و $a_1, \dots, a_n \in M$. قرار می‌دهیم

$$\text{Diag}(x_1, \dots, x_n)_{a_1, \dots, a_n} := \text{qftp}(a_1, \dots, a_n) = \{\phi(x_1, \dots, x_n) \mid \mathfrak{M} \models$$

$$\phi(a_1, \dots, a_n)\}, \text{ یا نقیض اتمی است } \phi$$

بنا به حذف سور، $\text{tp}(a_1, \dots, a_n)$ را $\text{Diag}(x_1, \dots, x_n)_{a_1, \dots, a_n}$ به طور کامل مشخص می‌کند؛ یعنی

$$\{\text{tp}(a_1, \dots, a_n)\} = \left[\bigwedge_{\phi \in \text{Diag}(x_1, \dots, x_n)_{a_1, \dots, a_n}} \phi \right]$$

بنابراین برای هر $n \in \mathbb{N}$ مجموعه‌ی $S_n(DLO)$ متناهی است.

در جلسات آینده قضیه‌ی ریل – ناردووسکی^{۴۰} را ثابت خواهیم کرد که بنا به آن، هر تئوری کامل، \aleph_1 – جازم است اگر و تنها اگر تعداد n تایپها در آن متناهی باشد.

حال به بررسی تایپهای دارای پارامتر می‌پردازیم. مدل $T \models \langle \mathbb{Q}, \leq \rangle$ را در نظر گرفته قرار دهید $T_{\mathbb{Q}} = \text{Th}(\langle \mathbb{Q}, \leq, r \rangle_{r \in \mathbb{Q}})$. طبیعتاً زبان این تئوری دارای ثوابت $\{c_r\}_{r \in \mathbb{Q}}$ و از این رو هر مدل از تئوری یادشده، توسیعی مقدماتی از $\langle \mathbb{Q}, \leq \rangle$ است. به آسانی می‌توان تحقیق کرد که $T_{\mathbb{Q}}$ سورها را حذف می‌کند (از آنجا که DLO چنین است). فرمولهای اتمی و نقیض اتمی تک‌متغیره در این حالت، به یکی از صور زیرند:

$$x \leq x \bullet$$

^{۴۰}Ryll-Nardewski

$$.x = x \bullet$$

$$x \leq c_r \bullet$$

$$.x \geq c_r \bullet$$

$$.x = c_r \bullet$$

برای تایپ $p(x)$ در $S_1(T_{\mathbb{Q}})$ حالات زیر متصور است.
اگر $r \in \mathbb{Q}$ موجود باشد، به طوری که $"x = c_r" \in p$ ، آنگاه واضح است که

$$[x = c_r] = \{p(x)\}.$$

اگر برای هر $r \in \mathbb{Q}$ داشته باشیم $"x \neq c_r" \in p$ آنگاه مجموعه‌های زیر را در نظر بگیرید:

$$U_p = \{s \in \mathbb{Q} \mid "x < s" \in p\}$$

$$L_p = \{s \in \mathbb{Q} \mid "x > s" \in p\}$$

توجه کنید که $L_p \cap U_p = \emptyset$ ؛ نیز اگر $x < s \in p$ و $x > c_t \in p$ آنگاه $c_t < s \in p$. بنابراین
 $L_p < U_p$. نیز $L_p \cup U_p = \mathbb{Q}$.

اگر $U_p = \emptyset$ آنگاه $T_{\mathbb{Q}} \cup \{x > c_t\}_{t \in \mathbb{Q}}$ سازگار است و p را تایپ $+\infty$ می‌خوانیم. این تایپ
بیانگر بزرگتر بودن x از همه‌ی $r \in \mathbb{Q}$ است.

به طور مشابه تایپ $p = -\infty$ در حالتی که $L_p = \emptyset$ تعریف می‌شود.
اگر هر دوی L_p, U_p ناتهی باشند و L_p داری ماکزیمم باشد و $\max L_p = r$ آنگاه p را با r^+
نشان می‌دهیم. این تایپ بیانگر نزدیکی بودن x از طرف راست به عدد گویای r است.
به طور مشابه تایپ r^- در صورتی که U_p دارای عنصر کمینه باشد تعریف می‌شود.
در صورتی که نه U_p مینیموم داشته باشد و L_p ماکزیموم، تایپ p را تایپ اصم می‌خوانیم. تعداد
اینگونه تایپها 2^{\aleph_0} است.

مطالب بالا را به صورت زیر جمع‌بندی می‌کنیم:

$$S_1(\mathbb{Q}) = S_1(T_{\mathbb{Q}}) = \{-\infty\} \cup \{+\infty\} \cup \{x = r\}_{r \in \mathbb{Q}} \cup \{r^-\}_{r \in \mathbb{Q}} \cup \{r^+\}_{r \in \mathbb{Q}} \cup \{r\}_{\text{اصم } r}.$$

بنابراین $|S_1(T_{\mathbb{Q}})| = 2^{\aleph_0}$ ؛ یعنی در این تئوری تعداد تایپهای تک‌متغیره حداکثر ممکن است.

مثال ۴۱ (تایپها در حساب پئانو): هدفمان بررسی تایپهای تک متغیره در $T_{\mathbb{N}} := \text{Th}(\mathbb{N}, \{n\}_{n \in \mathbb{N}})$ است. فرمول $\theta(x, y)$ را در نظر بگیرید که

$$(\alpha, \beta) \models \theta \Leftrightarrow \alpha | \beta.$$

برای یک زیرمجموعه دلخواه A از اعداد اول، مجموعه‌ی زیر از فرمولها را در نظر بگیرید:

$$\pi_A = \{ "p|x" : p \in A \} \cup \{ "p \not|x" : p \notin A \}.$$

واضح است که $T_{\mathbb{N}} \cup \pi_A$ سازگار است، پس مجموعه‌ی یادشده یک تایپ جزئی است. توجه کنید که اگر $A_1 \neq A_2$ دو زیرمجموعه از اعداد اول باشند آنگاه $\pi_{A_1} \cup \pi_{A_2} \cup T_{\mathbb{N}}$ ناسازگار است. بنابراین تایپهای کامل $\mathbb{P}_{A_1}, \mathbb{P}_{A_2}$ که از تکمیل تایپهای جزئی یادشده حاصل می‌آیند، با هم متفاوتند؛ یعنی به اندازه‌ی تعداد زیرمجموعه‌های اعداد اول می‌توان تایپ کامل پیدا کرد. پس

$$|S_1(T_{\mathbb{N}})| = 2^{\aleph_0}.$$

در جلسات آینده علاوه بر آوردن مثالهای دیگری از تایپها، به تحلیل تئوریه با کمک توپولوژی استون روی فضای تایپهایشان خواهیم پرداخت.

تعریف ۴۲ (تایپهای ایزوله): تایپ $p(\bar{x}) \in S_n(T)$ را یک تایپ ایزوله^{۴۱} می‌خوانیم هرگاه به عنوان عنصری از $S_n(T)$ در توپولوژی استون ایزوله باشد؛ یعنی $\{p\}$ مجموعه‌ای باز باشد. بنابراین اگر p ایزوله باشد، آنگاه فرمول $\phi \in p$ چنان موجود است که $\{p\} = [\phi]$. وقتی تایپ p توسط فرمول ϕ ایزوله شود (یعنی هرگاه که $\{p\} = [\phi]$) فرمول یادشده تکلیف تایپ را به طور کامل مشخص می‌کند؛ به بیان دیگر برای هر فرمول $\psi(\bar{x}) \in p$ داریم

$$T \models \forall x \quad (\phi(\bar{x}) \rightarrow \psi(\bar{x})).$$

در DLO همه‌ی تایپها ایزوله‌اند، زیرا تعداد تایپها متناهی است و از این رو همه‌ی نقاط به لحاظ توپولوژیک ایزوله‌اند. اگر $S_n(T)$ نامتناهی باشد، حتماً دارای یک نقطه‌ی غیرایزوله است (زیرا توپولوژی استون فشرده است و اگر قرار باشد همه‌ی تایپها ایزوله باشند، پوششی نامتناهی متشکل از مجموعه‌های باز تک نقطه‌ای برای $S_n(T)$ یافت می‌شود که دارای هیچ زیرپوشش متناهی‌ای نباشد).

^{۴۱}isolated type

۶.۱ جلسه‌ی ششم، حذف تایپها

در جلسه‌ی پیش گفتیم که تایپ $p(\bar{x})$ ایزوله است هرگاه تنها تایپ شامل یک فرمول $\phi(\bar{x}) \in p$ باشد. هر تایپ ایزوله‌ی $p(\bar{x})$ در تمام مدل‌های T برآورده می‌شود^{۴۲}: عناصری چون a_1, \dots, a_n که فرمول ایزوله‌کننده‌ی ϕ را برآورده می‌کنند، کل تایپ را نیز برآورده می‌کنند. عکس این گفته تنها در صورتی برقرار است که زبان، شمارا باشد؛ یعنی اگر L زبانی شمارا باشد و T مدلی کامل در آن و $p(\bar{x})$ در همه‌ی مدل‌های T برآورده شود، آنگاه $p(\bar{x})$ ایزوله است. باز به بیانی دیگر، اگر $p(\bar{x})$ تایپی غیرایزوله باشد، آنگاه مدلی چون $\mathcal{M} \models T$ چنان موجود است که p در آن برآورده نمی‌شود؛ اصطلاحاً p در مدل \mathcal{M} حذف می‌شود^{۴۳}.

گفتیم که تایپ p را می‌توان مجموعه‌ای نامتناهی از فرمولها در نظر گرفت. پس برآورده شدن آن در \mathcal{M} یعنی

$$\mathcal{M} \models \exists \bar{x} \bigwedge_{\phi \in p} \phi(\bar{x}),$$

و حذف شدن آن یعنی

$$\mathcal{M} \models \forall \bar{x} \bigvee_{\phi \in p} \neg \phi(\bar{x});$$

پس حذف شدن p در \mathcal{M} معادل این است که برای هر $a_1, \dots, a_n \in M$ فرمولی چون $\phi(\bar{x}) \in p$ موجود باشد، به طوری که

$$\mathcal{M} \models \neg \phi(\bar{a}).$$

قضیه ۴۳ (حذف تایپها): گیریم L زبانی باشد شمارا و T یک تئوری کامل در آن. اگر تایپ $p(\bar{x})$ غیرایزوله باشد، آنگاه مدل شمارای $\mathcal{M} \models T$ چنان موجود است که p در آن حذف شود.

نکته ۴۴: قضیه‌ی بالا برای زبانهای ناشمارا برقرار نیست؛ مثال نقض آن را در جلسات بعد ارائه خواهیم کرد.

معمولاً برای اثبات قضیه‌ی یادشده از ساختهای هنکینی استفاده می‌شود. اثبات قضیه را بدین روش، به عنوان یکی از پروژه‌ها به دانشجویان واگذاشته‌ایم تا در این جا به اثباتی توپولوژیک^{۴۴}

^{۴۲}is realised

^{۴۳}is omitted

^{۴۴}هر چند در این اثبات نیز از ساختمانهای هنکینی بهره خواهیم جست!

بپردازیم.

نکته ۴۵: قضیه‌ی حذف تایپها^{۴۵} برای تعداد شمارا تایپ غیرایزوله به صورت همزمان و در تعدادی شمارا متغیر نیز برقرار است (و مدل مورد اشاره در آن همچنان شماراست).

یادآوری ۴۶: فضای توپولوژیک هاسدورف (X, τ) را دارای ویژگی بُر^{۴۶} می‌خوانیم هرگاه در آن هر اشتراک شمارا از مجموعه‌های باز چگال، چگال باشد.

معادلاً (X, τ) ویژگی بُر دارد هرگاه در آن هر اجتماع شمارا از مجموعه‌های بسته‌ی هیچچاچگال^{۴۷} هیچچاچگال باشد.^{۴۸} نیز از آنالیز مقدماتی به خاطر دارید که هر فضای متریک تام دارای ویژگی بُر است.

برای زبان شمارای L مجموعه‌ی

$$X_L := \text{Th}_L = \{T \mid T \text{ یک تئوری کامل در زبان } L \text{ است}\}$$

را به همراه پایه‌ی توپولوژیک

$$B = \{\phi \mid \phi \text{ یک جمله در زبان } L \text{ است}\}$$

در نظر بگیرید. فضای یادشده، فشرده و دارای پایه‌ای شمارا و از این رو جدایی‌پذیر^{۴۹} است.^{۵۰} هر فضای فشرده‌ی جدایی‌پذیر، لهستانی^{۵۱} است؛ یعنی هومئومرف است با یک فضای متریک کامل جدائی‌پذیر. پس X_L به ویژه دارای ویژگی بُر است. زبان شمارای L را با مجموعه‌ی شمارای C از ثوابت گسترش می‌دهیم تا به زبان $L(C) = L \cup C$ برسیم. تعریف می‌کنیم

$$X^{L(C)} = \{T(C) \mid T(C) \text{ شامل } T \text{ در زبان } L(C) \text{ است}\}.$$

^{۴۵}omitting type theorem

^{۴۶}Baire property

^{۴۷}nowhere-dense

^{۴۸}منظور از مجموعه‌ی هیچچاچگال آن است که بستارش هیچ نقطه‌ی درونی ندارد.

^{۴۹}separable

^{۵۰}جدائی‌پذیر بودن یعنی دارا بودن یک زیرمجموعه‌ی شمارای چگال.

^{۵۱}Polish space

تمرین ۳۲: (به طور مستقیم) نشان دهید که $X^{L(C)}$ فشرده است.

فضای $X^{L(C)}$ فشرده، جدائی‌پذیر و دارای ویژگی بئر است. قرار دهید

$$\Gamma_1 = \{T(C) \in X^{L(C)} \mid$$

$T(C)$ یک تئوری Henkinی در زبان $L(C)$ است که جهانش مجموعه‌ی C است و در همین مجموعه شاهددار است.

یادآوری می‌کنیم که تئوری T یک تئوری دارای شواهد در C است هرگاه برای هر فرمول $\phi(x, c_1, \dots, c_n)$ ثابت $c_\phi^{c_1, \dots, c_n}$ موجود باشد به طوری که

$$T(C) \models \exists x \phi(x, c_1, \dots, c_n) \rightarrow \phi(c_\phi^{c_1, \dots, c_n}, c_1, \dots, c_n).$$

تمرین ۳۳: روش Henkin را برای به دست آوردن یک تئوری دارای شواهد در یک مجموعه‌ی C مرور کنید.

تمرین ۳۴: نشان دهید (با استفاده‌ی مستقیم از تعاریف که) Γ_1 در $X^{L(C)}$ چگال است.

فرض کنید $p(\bar{x})$ تایی غیرایزوله باشد و قرار دهید

$$\Gamma_2 = \{T(C) \in X^{L(C)} \mid$$

$\neg \sigma(c_1, \dots, c_n) \in T(C)$ چنان موجود است که $\sigma(\bar{x}) \in p(\bar{x})$ فرمول $c_1, \dots, c_n \in C$ برای هر $\{$.

ادعای ۴۷: Γ_2 چگال است.

از ادعا نتیجه خواهد شد که $\Gamma_1 \cap \Gamma_2$ چگال، و بالاخص ناتهی است. هر مدلی از یک تئوری Henkinی $T(C) \in \Gamma_1 \cap \Gamma_2$ تایی p را حذف می‌کند.

اثبات ادعا. داریم

$$\Gamma_2 = \bigcap_{c_1, \dots, c_n \in C} \Gamma_2^{c_1, \dots, c_n}$$

که در آن گرفته‌ایم

$$\Gamma_2^{c_1, \dots, c_n} = \{T(C) \mid \neg \sigma(c_1, \dots, c_n) \in T(C) \text{ که } \sigma(\bar{x}) \in p \text{ به طوری که } \sigma(\bar{x}) \in p\}.$$

ادعا می‌کنیم که هر $\Gamma_{\forall}^{c_1, \dots, c_n}$ باز و چگال است؛ آنگاه ویژگی بئر ما را به مطلوب می‌رساند.

باز بودن. داریم

$$\Gamma_{\forall}^{c_1, \dots, c_n} = \bigcup_{\sigma \in p} \Gamma_{\forall}^{c_1, \dots, c_n, \sigma}$$

که در آن منظور از $\Gamma_{\forall}^{c_1, \dots, c_n, \sigma}$ مجموعه‌ی زیر است:

$$\{T(C) \mid \neg\sigma(c_1, \dots, c_n) \in T(C)\}.$$

مجموعه‌ی بالا یک باز پایه‌ای است.

چگال بودن. برای اثبات چگال بودن، باید نشان دهیم که $\Gamma_{\forall}^{c_1, \dots, c_n}$ با هر باز پایه‌ای $[\theta(c'_1, \dots, c'_n)]$ اشتراک ناتهی دارد. یعنی برای هر جمله‌ی $\theta(c'_1, \dots, c'_n)$ باید تئوری $T(C)$ و فرمول $\sigma(\bar{x}) \in p$ را چنان یافت که $\theta(c'_1, \dots, c'_n) \wedge \neg\sigma(c_1, \dots, c_n) \in T(C)$.

اگر $\theta \in p(\bar{x})$ آنگاه از آن جا که p غیرایزوله است فرمول $\sigma \in p$ یافت می‌شود که از نتیجه نشود. پس $T \cup \{\neg\sigma, \theta\}$ سازگار است. پس تئوریِ هنکینی‌ای شامل $T \cup \{\neg\sigma, \theta\}$ یافت می‌شود، و این همان مطلوب است.

اگر $\neg\theta \in p$ آنگاه اگر برای هر $\sigma \in p$ تئوریِ $T \cup \{\neg\sigma, \theta\}$ ناسازگار باشد، آنگاه برای هر $\sigma \in p$ داریم

$$T \models \theta \rightarrow \sigma;$$

□

یعنی تایپ p ایزوله است، که این تناقض است.

درست نبودن قضیه‌ی حذف تایپها در زبانهای ناشمارا

قضیه ۴۸ (انگلی): گیریم T یک تئوری کامل مرتبه‌ی اول باشد در زبانی شمارا. گیریم p تایپی کامل باشد و Σ زیرمجموعه‌ای از آن. اگر Σ در همه‌ی مدلهای T برآورده شود، آنگاه فرمولی در p آن را ایزوله می‌کند.

در ادامه نشان داده‌ایم که شرط شمارا بودن زبان برای قضیه‌ی انگلی لازم است. زبان $L = \{X, Y, (c_i)_{i \in \omega}, (d_i)_{i \in \omega_1}\}$ را در نظر بگیرید که در آن X, Y دو محمولند و $(c_i)_{i \in \omega}$ و $(d_i)_{i \in \omega_1}$ ثوابت. فرض کنیم که اصول تئوری T بیانگر متفاوت بودن دویه‌دوی همه‌ی ثوابت باشد. تایپ جزئی Σ متشکل از فرمولهای زیر را در نظر بگیرید:

$$x \in X \wedge \{x \neq c_i\}_{i \in \omega}.$$

گیریم تایپ جزئی یادشده دارای تکمیلی چون p باشد که در آن فرمولی چون $\phi(x, c, d)$ هست به طوری که $c \in X, d \in Y$ و $\phi \vdash \Sigma$. از آنجا که تایپ جزئی Σ هیچ ثابتی در Y ندارد، در زبان $\{X, Y, (c_i)_{i \in \omega}\}$ داریم $T \models (\forall y \phi(x, c, y)) \rightarrow \Sigma$. اما این تناقض است، زیرا تئوری T در این زبان دارای مدلی است که در آن بخش X شماراست.

۷.۱ جلسه‌ی هفتم

قضیه ۴۹: در زبان شمارای L اگر $|S_n(T)| > \aleph_0$ آنگاه $|S_n(T)| = 2^{\aleph_0}$.

در صورت پذیرش فرضیه‌ی پیوستار، قضیه‌ی بالا بدیهی است. بنا به فرضیه‌ی پیوستار اگر $\aleph_0 < \kappa \leq 2^{\aleph_0}$ آنگاه $\aleph_0 = 2^{\aleph_0}$ ؛ به بیان دیگر $\aleph_1 = 2^{\aleph_0}$. فرضیه‌ی پیوستار از اصول ZFC برای نظریه‌ی مجموعه‌ها مستقل است، یعنی خود و نقیضش با ZFC سازگارند. با وجود این، برخی زیرمجموعه‌های اعداد حقیقی در همان ZFC فرضیه‌ی پیوستار را برآورده می‌کنند. برای مثال اگر $X \subseteq \mathbb{R}$ مجموعه‌ای بسته باشد آنگاه X یا شماراست یا $|X| = 2^{\aleph_0}$. نیز اگر $X \subseteq \mathbb{R}$ بول باشد، آنگاه X فرضیه‌ی پیوستار را برآورده می‌کند. بررسی اینگونه خوشرفتاری زیرمجموعه‌های اعداد حقیقی رسالت شاخه‌ای از ریاضیات است به نام نظریه‌ی توصیفی مجموعه‌ها.^{۵۲}

قضیه ۵۰ (کانتور – بندیکسون): هر زیرمجموعه‌ی بسته‌ی A از فضای متریک تام^{۵۳} و جدائی‌پذیر (X, d) را می‌توان به صورت اجتماع مجزایی چون $U_1 \cup U_2$ نوشت که در آن U_1 مجموعه‌ای شمارا و باز (در A با توپولوژی زیرفضایی) است و U_2 یک مجموعه‌ی بسته‌ی کامل.^{۵۴}

مجموعه‌ی بسته‌ی C را کامل می‌خوانیم هرگاه همه‌ی نقاط آن حدی باشند؛ به بیان دیگر هرگاه هیچ نقطه‌ی ایزوله‌ای نداشته باشد. (ثابت کنید که) هر زیرمجموعه‌ی بسته‌ی کامل از X دارای اندازه‌ی 2^{\aleph_0} است. بنابر قضیه‌ی کانتور – بندیکسون،^{۵۵} هر زیرمجموعه‌ی بسته (تحت شرایط آن قضیه) یا شماراست یا دارای اندازه‌ی 2^{\aleph_0} .

اثبات قضیه‌ی ۴۹. می‌دانیم که $S_n(T)$ فشرده و جدائی‌پذیر، و از این رو لهستانی است. پس بنا به قضیه‌ی کانتور – بندیکسون، $S_n(T)$ یا شمارا و یا دارای اندازه‌ی 2^{\aleph_0} است. \square

^{۵۲}descriptive set theory

^{۵۳}complete

^{۵۴}perfect

^{۵۵}Cantor - Bendixon

۱.۷.۱ تئوری رابطه‌های تک‌موضوعی مستقل

تئوری T را در زبان $L = \{p_1(x), p_2(x), \dots\}$ مشتمل بر اصول موضوعه‌ی زیر، برای عناصرِ دوبه‌دو متفاوت $i_1, \dots, i_n, j_1, \dots, j_k \in \mathbb{N}$ در نظر بگیرید:

$$\theta_{i_1, \dots, i_n, j_1, \dots, j_k} : \exists x \left(\bigwedge_{i=i_1, \dots, i_n} p_i(x) \wedge \bigwedge_{j=j_1, \dots, j_k} \neg p_j(x) \right)$$

نخست توجه کنید که T سازگار است: ساختار $\langle \mathbb{N}, p_1^{\mathbb{N}}, p_2^{\mathbb{N}}, \dots \rangle$ که در آن گرفته‌ایم

مضارب $p_1^{\mathbb{N}} = 2$

\vdots

مضارب k اُمین عدد اول $p_k^{\mathbb{N}}$

مدلی برای T است.

تمرین ۳۵:

• نشان دهید که T دارای حذف سور است.

• نشان دهید که

$$T \models \exists^\infty x \quad p_n(x).$$

هر تایپ کامل در $S_1(T)$ دقیقاً تعیین می‌کند که x در کدام p_n ها واقع و در کدام ناواقع است. بنابراین برای هر $I \subseteq \mathbb{N}$ مجموعه‌ی $p_I(x)$ تعریف شده در زیر یک تایپ کامل مشخص می‌کند:

$$p_I(x) = \{p_i(x) | x \in I\} \cup \{\neg p_j(x) | j \notin I\}.$$

پس $|S_1(T)| = 2^{\aleph_0}$ ؛ و در نتیجه تئوری یادشده \aleph_1 - جازم نیست (بنا به قضیه‌ای که در جلسات بعد ثابت خواهیم کرد). هر p_I تایپی غیرایزوله است و در جلسه‌ی بعد نشان خواهیم داد که در نتیجه‌ی این، تئوری T هیچ مدل اولی ندارد.

۸.۱ جلسه‌ی هشتم

هدف از بحثهای این جلسه، ارائهی دسته‌بندی‌ای است برای تئوریها بر حسب برآورده شدن یا نشدن تایپها در آنها. در این نوع دسته‌بندی، مدلهایی را که حداقل تعداد تایپ در آنها محقق شود، کوچک، و آنهایی را که حداکثر تعداد تایپها را برآورده کنند، بزرگ خواهیم دانست.

تعریف ۵۱: گیریم T کامل باشد و $\mathcal{M} \models T$.

۱. مدل \mathcal{M} را اتمیک می‌خوانیم هرگاه برای هر $a_1, \dots, a_n \in M$ تایپ $\text{tp}^{\mathcal{M}}(a_1, \dots, a_n)$ ایزوله باشد. در یک مدل اتمیک، تعداد تایپهایی که برآورده می‌شوند، حداقل ممکن است.

۲. مدل \mathcal{M} را اول^{۵۶} می‌خوانیم هرگاه به صورت مقدماتی (یعنی به وسیله‌ی نگاشتی مقدماتی) در همه‌ی مدلهای T بنشیند.

در ادامه‌ی این بحث، زبان را شمارا در نظر گرفته‌ایم.

گزاره ۵۲: هر مدل اول، اتمیک است.

اثبات. مدل اول \mathcal{M} را در نظر بگیرید. اگر \mathcal{M} اتمیک نباشد، $a_1, \dots, a_n \in M$ چنان یافت می‌شوند که $\text{tp}^{\mathcal{M}}(a_1, \dots, a_n)$ ایزوله نباشد. از آنجا که زبان شماراست، بنا به قضیه‌ی حذف تایپها، تایپ یادشده در مدلی شمارا مانند $\mathcal{N} \models T$ حذف می‌شود. از طرفی \mathcal{M} در این مدل، مثلاً توسط نگاشت مقدماتی f ، به طور مقدماتی نشسته است؛ یعنی $\text{tp}^{\mathcal{M}}(a_1, \dots, a_n) = \text{tp}^{\mathcal{N}}(f(a_1), \dots, f(a_n))$ و این حذف شدن تایپ را ناقض است. \square

گزاره ۵۳: موارد زیر با هم معادلند:

۱. \mathcal{M} مدلی اول است.

۲. \mathcal{M} مدلی اتمیک و شماراست.

اثبات ۲ \rightarrow ۱ را به دانشجو وامی‌گذاریم. برای اثبات ۱ \rightarrow ۲ فرض کنید $M = (a_i)_{i \in \omega}$ مدلی اتمیک و شمارا باشد و $\mathcal{N} \models T$ مدلی دلخواه. از آنجا که $\text{tp}^{\mathcal{M}}(a.)$ ایزوله است، در هر مدلی و از

^{۵۶}prime

جمله در \mathfrak{N} برآورده می‌شود. از این رو عنصر $b_0 \in \mathfrak{N}$ چنان موجود است که $b_0 \equiv a_0$; که منظور از علامت یادشده، عبارت زیر است:

$$\langle \mathfrak{M}, a_0 \rangle \equiv \langle \mathfrak{N}, b_0 \rangle.$$

حال اگر $b_0, \dots, b_{n-1} \in N$ چنان یافت شده باشند که

$$b_0, \dots, b_{n-1} \equiv a_0, \dots, a_{n-1} \quad (*)$$

آنگاه، نشان می‌دهیم که عنصر $b_n \in N$ چنان موجود است که

$$a_0, \dots, a_n \equiv b_0, \dots, b_n.$$

فرض کنیم تایپ $\text{tp}^{\mathfrak{M}}(a_0, \dots, a_n)$ توسط فرمول $\phi(x_0, \dots, x_n)$ ایزوله شده باشد. از $\mathfrak{M} \models \phi(a_0, \dots, a_n)$ نتیجه می‌شود که

$$\mathfrak{M} \models \exists x \quad \phi(a_0, \dots, a_{n-1}, x).$$

بنا به (*) داریم

$$\mathfrak{N} \models \exists x \quad \phi(b_0, \dots, b_{n-1}, x)$$

تمرین ۳۶: نشان دهید که اگر $\mathfrak{N} \models \phi(b_0, \dots, b_n)$ آنگاه

$$\langle \mathfrak{N}, b_0, \dots, b_n \rangle \equiv \langle \mathfrak{M}, a_0, \dots, a_n \rangle$$

تمرین ۳۷: نشان دهید که نگاشت $f: M \rightarrow N$ که هر a_i را به b_i می‌برد، مقدماتی است.

دیدیم که طبق تعریف، هر مدل اول به طور مقدماتی در سایر مدلها می‌نشیند. بنابراین اگر $\mathfrak{M}, \mathfrak{N}$ دو مدل اول باشند، هر یک به طور مقدماتی در دیگری می‌نشیند؛ ولی از این ایزومرف بودن \mathfrak{M} و \mathfrak{N} نتیجه نمی‌شود.

تمرین ۳۸: مثالی از دو ساختار $\mathfrak{M}, \mathfrak{N}$ بزنید که ایزومرف نیستند ولی به طور مقدماتی در یکدیگر می‌نشینند.

با این همه، در زبان شمارا، این مطلوب برقرار است.

تمرین ۳۹: نشان دهید که اگر $\mathfrak{M}, \mathfrak{N}$ دو مدل اول برای T باشند، آنگاه $\mathfrak{M} \cong \mathfrak{N}$.

در ادامه به بررسی چند مثال پرداخته‌ایم.

مثال ۵۴: قبلاً دیده‌ایم که در $T = DLO$ مجموعه‌ی $S_n(T)$ متناهی است، و در نتیجه همه‌ی تایپها در این تئوری ایزوله هستند. از این رو همه‌ی مدل‌های DLO اتمیک هستند؛ به ویژه $\langle \mathbb{Q}, \leq \rangle$ یگانه مدل اول برای آن است.

بعداً ثابت خواهیم کرد که تمام مدل‌های یک تئوری \aleph_0 - جازم اتمیک هستند و یگانه مدل شمارای یک چنین تئوری‌ای، همواره اول است.

مثال ۵۵: در تئوری روابط تک‌موضعی مستقل دیدیم که $S_1(T)$ شامل هیچ تایپ ایزوله‌ای نیست. از این رو هیچیک از مدل‌های تئوری یادشده اتمیک نیستند، و به ویژه این تئوری دارای مدل اول نیست.

مثال ۵۶: در زبان $L = \{E\}$ تئوری T را به گونه‌ای در نظر بگیرید که بیانگر این باشد که E رابطه‌ای هم‌ارزی است با نامتناهی کلاس و هر کلاس از این رابطه نیز نامتناهی است.

تمرین ۴۰: نشان دهید تئوری یادشده کامل، دارای حذف سور، و \aleph_0 - جازم است (مورد آخر یعنی هر دو مدل شمارا از این تئوری با هم ایزومرفند).

حال زبان $L = \{E_1, E_2, \dots\}$ و تئوری T در آن را در نظر بگیرید که بگوید که هر E_i یک رابطه‌ی هم‌ارزی است و همه‌ی کلاسهای آن نامتناهی است و به‌علاوه هر E_i توسط E_{i+1} تقریف می‌شود؛ یعنی $E_{i+1} \subseteq E_i$.

تمرین ۴۱: نشان دهید T کامل و دارای حذف سور است ولی \aleph_0 - جازم نیست.

تمرین ۴۲: نشان دهید که تایپ جزئی $\Sigma(x, y)$ متشکل از فرمول‌های $\{E_i(x, y)\}_{i \in \omega}$ و فرمول $x \neq y$ غیرایزوله است.

تمرین ۴۳: نشان دهید تئوری یادشده دارای مدل اول است و در این مدل اول،

$$x = y \leftrightarrow \bigwedge_{i \in \omega} E_i(x, y).$$

دقت کنید که رابطه‌ی

$$E_\infty := \bigwedge E_i(x, y)$$

خود نیز یک رابطه‌ی هم‌ارزی است که بنا به تمرین بالا، تعبیر آن در مدل اول، تساوی است. (در مدل اشباع این تئوری، رابطه‌ی یادشده دارای نامتناهی کلاس است). تا اینجا با مدل اول آشنا شده‌ایم و دانسته‌ایم که هر مدل اتمیکِ شمارا اول است. در زیر محکی برای وجودِ چنین مدلی ارائه کرده‌ایم.

قضیه ۵۷ (وجود مدل اول): موارد زیر با هم معادلند.

۱. T دارای مدل اول است.

۲. T دارای مدل اتمیک است.

۳. برای هر $n \in \mathbb{N}$ مجموعه‌ی متشکل از تایپهای کامل ایزوله، در $S_n(T)$ چگال است.

توجه کنید که وجود مدل اول، متضمن کم بودن تعداد تایپها نیست؛ کمااینکه در $\text{Th}(\mathbb{N})$ دیدیم که $S_1(T) = 2^{\aleph_0}$ و داریم

تمرین ۴۴: نشان دهید که $\langle \mathbb{N}, +, \cdot, 0, 1 \rangle$ مدلی اول برای تئوری یادشده است.

۹.۱ جلسه‌ی نهم

تمرین زیر در جلسه‌ی آموختال به طور کامل مورد بحث قرار خواهد گرفت، ولی در اینجا ایده‌ای برای حل آن ارائه کرده‌ایم.

تمرین ۴۵: آیا تئوری ساختار $\langle \mathbb{R}, \mathbb{Q}, \leq \rangle$ دارای مدل اول است؟

برای پاسخ به سوال بالا، یک اصلبندی کامل برای ساختار یادشده بنویسید (کامل بودن اصلبندی مورد نظر را می‌توانید با به‌کارگیری یک سامانه‌ی رفت و برگشتی تحقیق کنید). ادعا می‌کنیم که ساختار $\langle \mathbb{Q}, P, \leq \rangle$ که در آن P به صورت زیر تعریف شده، یک مدل اول برای تئوری ساختار یادشده است.

$$P = \{ \frac{p}{q} \in \mathbb{Q} \mid \text{عدد اول } r_{2k} \text{ عاد می‌شود} \}$$

در بالا فرض کرده‌ایم که $\{r_n\}$ شمارشی از همه‌ی اعداد اول باشد. نیز در نمایش $\frac{p}{q}$ فرض کرده‌ایم که $(p, q) = 1$. با به‌کارگیری یک سامانه‌ی رفت و برگشتی، نشان دهید که تئوری یادشده \aleph_0 - جازم است و از این رو، مدلی که در بالا معرفی کرده‌ایم تنها مدل شمارای آن، و از این رو اول است. \square

حال به ادامه‌ی درس بازمی‌گردیم. فرض کنید T یک تئوری کامل و فاقد مدل متناهی در زبان شمارای L باشد. موارد زیر با هم معادلند:

۱. T دارای مدل اول است.

۲. T دارای مدلی اتمی است.

۳. برای هر $n \in \mathbb{N}$ مجموعه‌ی n - تایپهای ایزوله در فضای $S_n(T)$ چگال است.

اثبات. $۳ \rightarrow ۲$. فرض کنید $M \models T$ اتمی باشد و $[\phi(x_1, \dots, x_n)]$ بازی پایه‌ای در $S_n(T)$. معلوم است که $T \cup \{\phi(\bar{x})\}$ سازگار است و از این رو $\bar{a} \in M$ چنان موجود است که $M \models \phi(\bar{a})$. پس $\phi(\bar{x}) \in \text{tp}(\bar{a})$ ؛ بنا به اتمیک بودن مدل M تایپ $\text{tp}(\bar{a})$ ایزوله است.

$۲ \rightarrow ۱$. بنا بر آنچه در جلسه‌ی قبل ثابت کردیم، کافی است مدلی شمارا و اتمیک بیابیم. در این کار از رهیافتی توپولوژیک، اما بر پایه‌ی ساختمانهای هنکین بهره خواهیم گرفت. در جلسات قبل، قضیه حذف تایپ را به روش مشابهی ثابت کرده بودیم.

قرار دهید

$$X = \{T(C) \mid \text{یک تئوری کامل در زبان } L \cup C \text{ است که } T \text{ را دربردارد}\}$$

با توپولوژی استون، X فشرده و دارای ویژگیِ بئر است. (بررسی کنید که) مجموعه‌ی Γ_1 تعریف شده در زیر، در X چگال است.

$$\Gamma_1 = \{T(C) \mid T(C) \text{ هنکینی است}\}$$

نیز با کمک ویژگیِ بئر نشان می‌دهیم که مجموعه‌ی زیر چگال است.

$$\Gamma_2 = \{T(C) \mid \bar{c} \in C \text{ هر فرمولی کامل چون } \sigma(\bar{c}) \text{ در } T(C) \text{ واقع است}\}$$

(در ادامه به طور دقیق تعریف خواهیم کرد که) منظور از فرمولِ کامل، فرمولی است که تاییبی ایزوله کند. برای اثبات چگال بودنِ Γ_2 آن را به صورت زیر در نظر می‌گیریم

$$\Gamma_2 = \bigcap_{c_1, \dots, c_n \in C} \Gamma_2^{c_1, \dots, c_n}$$

که در آن

$$\Gamma_2^{c_1, \dots, c_n} = \{T(C) \mid \sigma(c_1, \dots, c_n) \text{ کاملی چون } T(C) \text{ است}\}$$

به بیان دیگر

$$\Gamma_2^{c_1, \dots, c_n} = \bigcup_{\sigma \text{ فرمولی کامل}} \{T(C) \mid \sigma(c_1, \dots, c_n) \in T(C)\}$$

یا $\Gamma_2^{c_1, \dots, c_n} = \bigcup_{\sigma \text{ فرمولی کامل}} [\sigma(c_1, \dots, c_n)]$. پس Γ_2 اشتراکی شمارا از مجموعه‌های باز و چگال، و از این رو چگال است. هر مدلِ واقع در $\Gamma_1 \cap \Gamma_2$ شمارا و اتمیک است. \square

تمرین ۴۶: $1 \rightarrow 3$ را مستقیماً با روشِ هنکین (و نه با استفاده از روشهای توپولوژیک) ثابت کنید.

تعریف ۵۸: فرمولِ $\theta(x_1, \dots, x_n)$ را نسبت به تئوریِ T کامل^{۵۷} می‌خوانیم هرگاه

$$1. \quad T \models \exists \bar{x} \quad \theta(\bar{x})$$

$$2. \quad \text{اگر } \phi(\bar{x}) \text{ و } T \models \exists \bar{x} \quad (\theta(\bar{x}) \wedge \phi(\bar{x})) \text{ آنگاه } T \models \forall \bar{x} \quad (\theta(\bar{x}) \rightarrow \phi(\bar{x}))$$

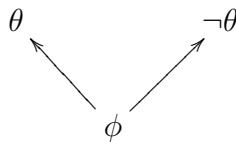
^{۵۷}complete

به عبارت دیگر، فرمول $\theta(\bar{x})$ کامل خوانده می‌شود، هرگاه تایپ کاملی ایزوله کند. روی چنین فرمولی، نمی‌توان توسط هیچ فرمول دیگری انشعاب زد؛ یعنی، برای هر فرمول $\phi(\bar{x})$ اگر $T \cup \{\theta \wedge \phi\}$ سازگار باشد، آنگاه $T \cup \{\theta \wedge \neg \phi\}$ لزوماً ناسازگار است. عموماً از تکنیک ساخت درخت، در اثبات قضایای مربوط به تعداد تایپها استفاده می‌شود. چنین رویکردی را در جلسه‌های آموختال بیشتر خواهیم کاوید، و در این جا تنها به مثالی از این نوع کاربرد بسنده کرده‌ایم.

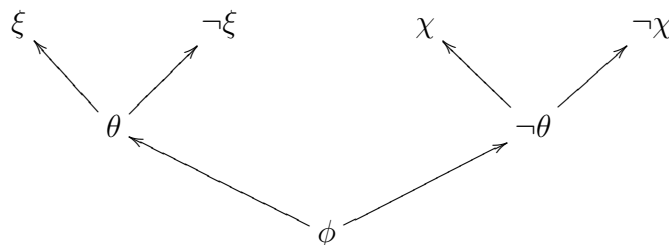
گزاره ۵۹: اگر تئوری T مدل اول نداشته باشد، آنگاه $n \in \mathbb{N}$ چنان موجود است که $|S_n(T)| \geq 2^n$.

به عبارت دیگر، اگر برای هر $n \in \mathbb{N}$ داشته باشیم $|S_n(T)| = 2^n$ آنگاه T دارای مدل اول است.

اثبات. اگر T دارای مدل اول نباشد، $n \in \mathbb{N}$ موجود است به طوری که $n -$ تایپهای ایزوله در $S_n(T)$ چگال نیستند. پس بازی چون $[\phi(\bar{x})]$ موجود است، فاقد هیچ تایپ ایزوله‌ای. پس فرمولی چون $\theta(\bar{x})$ چنان موجود است، که هر دو مجموعه‌ی $T \cup \{\phi\} \cup \{\theta\}$ و $T \cup \{\phi\} \cup \{\neg \theta\}$ سازگار باشند.



حال توجه کنید که هر دو فرمول $\phi \wedge \theta$ و $\phi \wedge \neg \theta$ ناکاملند. علت این است که اگر برای مثال، $\phi \wedge \theta$ تایپی ایزوله کند، این تایپ در $[\phi]$ واقع می‌شود، که این با فرض در تناقض است. بنابراین فرمولی چون ξ موجود است به طوری که $T \cup \phi \cup \{\theta\} \cup \{\xi\}$ و $T \cup \phi \cup \{\theta\} \cup \{\neg \xi\}$ هر دو سازگارند؛ نیز فرمول χ چنان موجود است که $T \cup \phi \cup \{\neg \theta\} \cup \{\chi\}$ و $T \cup \phi \cup \{\neg \theta\} \cup \{\neg \chi\}$ سازگارند. پس بر هر دو گره‌ی درخت بالا می‌توان انشعاب زد:

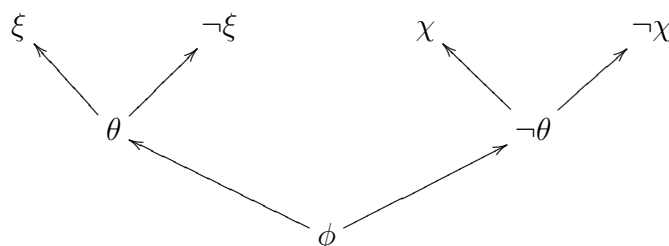


فراروند بالا را می‌توان ادامه داد و به یک درخت نامتناهی رسید. از آنجا که تعداد گره‌های هر درختِ اینچنین 2^k و تعداد شاخه‌های آن 2^{k-1} است و هر شاخه از درخت یک تایپ کامل مشخص می‌کند، تعداد تایپها، حداقل 2^k است.

□

تعداد تایپها و درخت

گفتیم که اگر $s \in {}^{<\omega}2$ یک درخت باشد، آنگاه تعداد گره‌های آن \aleph_0 و تعداد شاخه‌های آن 2^{\aleph_0} است. بنابراین اگر در تئوری T درختی از فرمولها مانند



موجود باشد که تا نامتناهی ادامه یابد، آنگاه تعداد تایپها در این تئوری بیشتر از یا مساوی با 2^{\aleph_0} است. نیز تأکید کردیم که برای ساخت درخت، همواره باید علتی برای شاخه زدن وجود داشته باشد. برای مثال در گزاره‌ی ۵۹ علت این که روی ϕ می‌شد انشعاب زد، این بود که $[\phi]$ تایپ ایزوله‌ای در برنداشت. همچنین (تحقیق کنید) که اگر ϕ تایپی ایزوله کند، روی آن نمی‌توان منشعب شد. در درختی که در اثبات گزاره‌ی زیر آمده است، با نوع دیگری از دلایل امکان انشعاب مواجهیم.

گزاره ۶۰: اگر $|S_n(T)| > \aleph_0$ آنگاه $|S_n(T)| \geq 2^{\aleph_0}$.

گزاره‌ی بالا را پیشتر در کلاس درس با روشی توپولوژیک ثابت کرده بودیم. در زیر (و در کلاس آموختل) دو اثبات مستقیم (با یک ایده‌ی واحد) برای آن آورده‌ایم.

اثبات اول. اگر تعداد تایپها ناشمارا باشد، فرمولی چون ϕ موجود است که در ناشمارا تایپ واقع شود؛ آن را در ریشه می‌گذاریم.

ادعای ۶۱: اگر $[\phi]$ ناشمارا باشد، آنگاه دو تایپ متفاوت p_1, p_2 شامل ϕ موجودند، به طوری که برای هر $p_i \in \psi$ مجموعه‌ی $[\psi]$ ناشمارا باشد.

اثبات ادعا. فرمول ψ را کوچک بخوانید هرگاه $[\psi]$ شمارا باشد. تعداد تایپهایی که حداقل یک فرمول کوچک را شاملند، شماراست؛ زیرا زبان شماراست و اندازه‌ی مجموعه‌ی زیر کرانی برای این تعداد است:

$$\bigcup_{\psi \text{ کوچک}} [\psi]$$

□ پس در $[\phi]$ تایپهایی یافت می‌شوند که هیچ فرمول کوچکی ندارند.

فرض کنیم که p_1, p_2 دو تایپ متمایز باشند، هر دو تنها متشکل از فرمولهای غیرکوچک و شامل ϕ . فرض کنیم $\psi \in p_1$ و $\neg\psi \in p_2$ دو سرشاخه‌ی یادشده باشند. روی آنها نیز می‌توان دوشاخه شد؛ زیرا آنها نیز فرمولهایی غیرکوچکند.

□ اثبات دوم. فرض کنید فرمول ϕ در ناشمارا تایپ واقع شده باشد. تحقیق کنید که مجموعه‌ی زیر یک تایپ کامل است:

$$p_1 = \{\psi \mid \phi \wedge \psi \text{ ناشماراست}\}$$

بنابراین اگر $\psi \in p_1$ آنگاه $[\phi \wedge \neg\psi]$ ناشماراست. پس می‌توان روی ϕ توسط $\neg\psi, \psi$ منشعب شد.

□ همین فراروند را برای فرمولهای $\phi \wedge \psi$ و $\phi \wedge \neg\psi$ و الی آخر اجرا کنید.

۱۰.۱ جلسه‌ی دهم، آکندگی

در جلسه‌ی پیش درباره‌ی مدل‌های اول و اتمیک، چونان مدل‌های حداقلی بحث کردیم. در این جلسه، به مدل‌های اشباع، بمثابة مدل‌های حداکثری خواهیم پرداخت.

پیش از شروع بحث اصلی، کمی به فلسفه‌ی آکندگی می‌پردازیم. قبلاً درباره‌ی شناخت ذات از روی صفات و تناظر فلسفی آن با مفهوم تایپها گفتگو کرده بودیم. گفتیم گاهی ذات یک موجود در دسترس نیست، ولی می‌توان آن را از روی مجموعه‌ی صفاتش شناخت. بزرگترین مجموعه‌ی ممکن از این صفات ثبوتیه و نقیض صفات سلبیه‌ی یک موجود را می‌توان با خود آن موجود یکی در نظر گرفت. در جهانهای اشباع، برای هر مجموعه‌ی سازگار از صفات، موجودی هست که آن صفات وصف اویند. در این جهان هر چه پیش آمدنش ممکن باشد، رخ می‌دهد و هر مجموعه از صفاتی که با هم در تناقض نباشند، در حقیقت مجموعه‌ی صفات یک ذات بخصوص است.

طبق تعریف، یک تایپ کامل در تئوری T مجموعه‌ای از فرمولهای سازگار با این تئوری است. این مجموعه از فرمولها لزوماً در هر مدلی برآورده نمی‌شود. در واقع اگر $p(x) \in S^M(A)$ تایپی کامل باشد در مدل M و روی مجموعه‌ی پارامتر A آنگاه مدلی چون $N \succ M$ و در آن عنصری a چون a موجودند به طوری که $p(x) = \text{tp}^N(a/A)$. اگر مدل M به اندازه اشباع باشد، عنصر a را می‌توان در خودش جست. به زبان دقیق بازگردیم:

فرض کنیم \mathcal{M} مدلی باشد از T و A زیرمجموعه‌ای از آن. زبان L_A توسعه‌ی از زبان L است که با افزودن یک ثابت c_a برای هر $a \in A$ حاصل می‌شود. بدیهی است که \mathcal{M} را می‌توان با تعبیر طبیعی عناصر A به عنوان یک L_A - ساختار $\langle \mathcal{M}, a \rangle_{a \in A}$ در نظر گرفت. قرار می‌دهیم $T_A := \text{Th}\langle \mathcal{M}, a \rangle_{a \in A}$ و تعریف می‌کنیم

$$S_n^{\mathcal{M}}(A) = S_n(T_A).$$

هر $p(\bar{x}) \in S_n^{\mathcal{M}}(A)$ را یک تایپ کامل با پارامتر در A می‌خوانیم. واضح است که اگر $p(\bar{x})$ یک تایپ کامل با پارامتر در A باشد، آنگاه $T_A \cup p(\bar{x})$ سازگار و از این رو برآورده‌شدنی در یک توسعه مقدماتی \mathcal{N} از \mathcal{M} است. به بیان دیگر، برای یکچنین تایپ $p(\bar{x})$ مجموعه‌ی $\text{Diag}_{el}(\mathcal{M}) \cup p$ سازگار است.

تعریف ۶۲ (مدل آکنده): مدل \mathcal{M} را ω - آکنده یا ω - اشباع^{۵۸} می‌خوانیم هرگاه برای هر

^{۵۸} ω -saturated

زیرمجموعه‌ی متناهی $A \subseteq M$ و هر $n \in \mathbb{N}$ ، هر تایپ کامل $p(\bar{x}) \in S_n^m(A)$ در M برآورده شود.

مثال ۶۳: مدل اول DLO یعنی $\langle \mathbb{Q}, \leq \rangle$ مدلی ω -آکنده است. فرض کنید $\alpha_1, \dots, \alpha_n \in \mathbb{Q}$ و تئوری $T = \text{Th}(\langle \mathbb{Q}, \leq, \alpha_1, \dots, \alpha_n \rangle)$ و تایپ $p(\bar{x}) \in S_n(T)$ در نظر بگیرید. با استفاده از سامانه‌ای رفت و برگشتی، (تحقیق کنید که) می‌توان نشان داد که T یک تئوری \aleph_0 -جازم است. تایپ $p(\bar{x})$ در مدلی شمارا باید برآورده شود. این مدل شمارا ایزومرف با مدل اول تئوری T است. یعنی یگانه (به پیمانه‌ی ایزومرفیسم) مدل شمارای این تئوری، اشباع نیز هست.

تمرین ۴۷: نشان دهید که یگانه مدل شمارای یک تئوری \aleph_0 -جازم، (هم اول است و هم) ω -اشباع است. (اثبات قسمت داخل پرانتز آسان نیست و بعداً بدان خواهیم پرداخت).

مثال ۶۴: دیدیم که ساختار $\langle \mathbb{N}, +, \cdot, <, \cdot, 1 \rangle$ مدلی اول برای تئوری حساب پتانو است. تایپ جزئی زیر را در نظر بگیرید

$$\pi(x) = \{x > 1, x > 1 + 1, x > 1 + 1 + 1, \dots\}$$

و فرض کنید $p(x)$ کامل‌شده‌ی آن باشد. واضح است که $p(x)$ در \mathbb{N} برآورده نمی‌شود؛ پس $\langle \mathbb{N}, +, \cdot, <, \cdot, 1 \rangle$ مدلی ω -آکنده نیست. نیز قبلاً ثابت کرده‌ایم که $|S_1(\text{Th}(\langle \mathbb{N}, +, \cdot, <, \cdot, 1 \rangle))| = 2^{\aleph_0}$ ؛ بنابراین تئوری یادشده هیچ مدل شمارای آکنده‌ای ندارد (تعداد تایپهای متفاوت ناشماراست و از این رو نمی‌توان آنها را با شمارا عنصر برآورده کرد).

تعریف ۶۵: مدل \mathfrak{M} را شمارای اشباع^{۵۹} می‌خوانیم هرگاه هم شمارا و هم اشباع باشد.

مطابق مثال بالا، شرط لازم برای این که یک تئوری مدلی شمارای اشباع داشته باشد این است که برای هر $n \in \mathbb{N}$ داشته باشیم $|S_n(T)| \leq \aleph_0$. (در جلسات بعد خواهیم دید که عکس این گفته نیز برقرار است. یعنی هر تئوری T که در آن $|S_n(T)| \leq \aleph_0$ یک مدل شمارای اشباع دارد. پس هر تئوری‌ای که یک مدل شمارای اشباع داشته باشد، دارای مدلی اول است (قبلاً ثابت کردیم که اگر یک تئوری مدل اول نداشته باشد، تعداد تایپهای آن ناشماراست). پس

گزاره ۶۶: اگر تئوری T دارای مدل شمارای اشباع باشد دارای مدل اول است.

هرگاه ویژگی‌ای بر حسب تایپها بیان شده باشد، رسم معمول در نظریه‌ی مدل تحقیق آن است که آیا برقراری این ویژگی برای تایپهای تک متغیره، برقراری آن را در حالت کلی نتیجه می‌دهد. برای

^{۵۹}countably saturated

مثال گفتیم که اگر برای هر $n \in \mathbb{N}$ مجموعه‌ی تایپهای ایزوله‌ی n - متغیره، در $S_n(T)$ چگال باشد، آنگاه تئوری مورد نظر دارای مدل اول است. آیا چگال بودن تایپهای ایزوله‌ی تک‌متغیره در $S_1(T)$ برای برقراری این حکم کافی است؟ پاسخ این سوال منفی است. از طرفی گفتیم که مدل \mathfrak{M} اشباع است هرگاه برای هر $n \in \mathbb{N}$ هر تایپ $p \in S_n^{\mathfrak{M}}(A)$ در آن برآورده شود. در زیر نشان داده‌ایم که آکندگی از برآورده شدن تنها تایپهای تک‌متغیره نیز نتیجه می‌شود. (مشابه این گفته برای ساده بودن یا وابسته بودن تئوریا نیز برقرار است، که پرداختن بدانها جزو چارچوب این درس نیست).

گزاره ۶۷: برای $\mathfrak{M} \models T$ موارد زیر با هم معادلند.

۱. \mathfrak{M} مدلی ω - اشباع است.

۲. برای هر مجموعه‌ی متناهی مانند $A \subseteq M$ هر n - تایپ جزئی $\pi(\bar{x})$ در $\text{Th}(\langle \mathfrak{M}, a \rangle_{a \in A})$ در M برآورده می‌شود.

۳. برای هر مجموعه‌ی متناهی $A \subseteq M$ هر تایپ کامل $p(x) \in S_1^{\mathfrak{M}}(A)$ در M برآورده می‌شود.

۴. حکم شماره‌ی ۳ برای تایپهای جزئی تک‌متغیره.

اثبات. $۱ \rightarrow ۳$. فرض کنید بدانیم که هر $p(\bar{x}) \in S_n^{\mathfrak{M}}(A)$ در M برآورده می‌شود و تایپ $p'(x_1, \dots, x_{n+1}) \in S_{n+1}^{\mathfrak{M}}$ داده شده باشد. تعریف کنید

$$\exists y p' = \{ \exists y \phi(x_1, \dots, x_n, y) \mid \phi(x_1, \dots, x_{n+1}) \in p' \}.$$

(بررسی کنید که $\exists y p'$ یک n - تایپ جزئی است، پس در M توسط عناصری چون $\alpha_1, \dots, \alpha_n$ برآورده می‌شود. روی مجموعه‌ی $A \cup \{\alpha_1, \dots, \alpha_n\}$ ادعا می‌کنیم که مجموعه‌ی زیر از فرمولهای دارای یک متغیر واحد تایپی جزئی است.

$$p'(\bar{\alpha}, x) = \{ \theta(\alpha_1, \dots, \alpha_n, x) \mid \theta(x_1, \dots, x_n, x_{n+1}) \in p' \}.$$

در این صورت این تایپ جزئی نیز بنا به فرض استقراء در M توسط عنصری چون α_{n+1} برآورده خواهد شد و به آسانی می‌توان دید که $\alpha_1, \dots, \alpha_{n+1}$ تایپ p' را برآورده می‌کنند.

برای اثبات ادعا، فرمولهای $\theta_i(\alpha_1, \dots, \alpha_n, x)$ را در مجموعه‌ی بالا در نظر بگیرید
 $(i = 1, \dots, k)$. برای هر i داریم

$$\exists y \quad \theta_i(x_1, \dots, x_n, y) \in \exists y p'$$

و از آنجا که p' تایپی کامل است،

$$\bigwedge_i \theta_i(x_1, \dots, x_n, x_{n+1}) \in p'.$$

بنابراین

$$\exists y \quad \bigwedge_i \theta_i(x_1, \dots, x_n, y) \in \exists y p'.$$

فرمول بالا بنا به فرض استقراء در M برآورده می‌شود. \square

برای هر تئوری کامل T مدلی ω - اشباع لزوماً موجود است:

گزاره ۶۸: اگر $\mathfrak{M} \models T$ آنگاه توسیعی مقدماتی مانند $\mathfrak{M} \succ \mathfrak{N}$ موجود است چنانکه \mathfrak{N} مدلی است ω - اشباع و $|N| \leq |M|^{\aleph_0}$.

با ترکیب گزاره‌ی بالا با لم لونهایم اسکولم، می‌توان مدل \mathfrak{N} را با اندازه‌ی دقیقاً برابر با $|M|^{\aleph_0}$ به دست آورد.

اثبات کامل را در جلسه‌ی بعد خواهیم دید؛ در این جا به یک راهنمایی برای اثبات بسنده می‌کنیم.
قدم اول: توسیع مقدماتی $\mathfrak{M} \succ \mathfrak{N}$ را چنان بیابید که اولاً $|N| \leq |M|^{\aleph_0}$ و ثانیاً برای هر زیرمجموعه‌ی متناهی $A \subseteq M$ ، هر تایپ $p \in S_1^{\mathfrak{M}}(A)$ در N برآورده شود.
قدم دوم. قدم اول را به مدل \mathfrak{N} اعمال کنید.

قدم سوم. بررسی کنید که اگر $\mathfrak{N}_1 \prec \mathfrak{N}_2 \prec \dots$ زنجیر حاصل شده بدین طریق باشد، آنگاه $\bigcup \mathfrak{N}_i$ مدل مطلوب است. \square

۱۱.۱ جلسه‌ی یازدهم

پیش از ورود به بحث، در زیر برای یادآوری تعاریفی معادل برای مفهوم تایپ آورده‌ایم. فرض کنید $\mathfrak{M} \models T$ و $\bar{a} \in M$ و $A \subseteq M$.

۱. می‌نویسیم $p(\bar{x}) \in S_n^{\mathfrak{M}}(A)$ ، و می‌گوییم که $p(\bar{x})$ یک تایپ کامل در \mathfrak{M} روی A است، هرگاه $p(\bar{x})$ یک مجموعه‌ی سازگار بیشینال از فرمولها باشد با متغیر \bar{x} که با $\text{Th}(\langle \mathfrak{M}, c \rangle)_{c \in A}$ سازگار است. طبق این تعریف، اگر $\mathfrak{M} \prec \mathfrak{N}$ آنگاه

$$p(\bar{x}) \in S_n^{\mathfrak{M}}(A) \Leftrightarrow p(\bar{x}) \in S_n^{\mathfrak{N}}(A)$$

می‌گوییم دو عنصر $a, b \in M$ روی A همتایند، و می‌نویسیم $a \equiv_A b$ هرگاه تایپی چون $p(x) \in S_n^{\mathfrak{M}}(A)$ چنان موجود باشد که هر دوی a, b آن را برآورده کنند؛ معادلاً هرگاه توسیع $\mathfrak{N} \succ \mathfrak{M}$ و تایپی چون $p(x) \in S_n^{\mathfrak{N}}(A)$ موجود باشد چنان که a, b هر دو $p(x)$ را برآورند. در این صورت، نیز می‌نویسیم $p(x) = \text{tp}^{\mathfrak{M}}(a/A) = \text{tp}^{\mathfrak{M}}(b/A)$.

فرض کنیم $\mathfrak{N} \supseteq A$ نه لزوماً توسیعی مقدماتی از \mathfrak{M} باشد و $b \in N$. در این صورت می‌نویسیم $a \equiv_A b$ هرگاه هر دوی a و b یک تایپ $p(x) \in S_n^{\mathfrak{M}}(A)$ را برآورده کنند.

۲. می‌نویسیم $p(\bar{x}) \in S_n^{\mathfrak{M}}(A)$ ، و می‌گوییم که $p(\bar{x})$ یک تایپ کامل در \mathfrak{M} روی A است، هرگاه توسیع مقدماتی $\mathfrak{N} \succ \mathfrak{M}$ و عنصر $\bar{b} \in N$ چنان موجود باشند که $p(\bar{x}) = \text{tp}^{\mathfrak{N}}(\bar{b}/A)$ در این جا، بنا به تعریف

$$\text{tp}^{\mathfrak{N}}(\bar{b}/A) = \{\phi(\bar{x}) \mid \mathfrak{N} \models \phi(\bar{b})\}.$$

۳. برای هر دو مدل $\mathfrak{M}, \mathfrak{N}$ که $A \subseteq M, N$ و هر $\bar{a} \in M$ و $\bar{b} \in N$ تعریف می‌کنیم $\bar{a} \equiv_A \bar{b}$ هرگاه مدل \mathfrak{K} و نگاشتهای مقدماتی $f : \mathfrak{M} \rightarrow \mathfrak{K}$ و $g : \mathfrak{N} \rightarrow \mathfrak{K}$ چنان موجود باشند که $f(\bar{a}) = g(\bar{b})$. در این صورت می‌نویسیم $\text{tp}^{\mathfrak{M}}(\bar{a}/A) = \text{tp}^{\mathfrak{N}}(\bar{b}/A)$.

۴. برای دو چندتایی $\bar{a}, \bar{b} \in M$ می‌نویسیم $\bar{a} \equiv_A \bar{b}$ هرگاه یک توسیع مقدماتی $\mathfrak{N} \succ \mathfrak{M}$ موجود باشد به همراه یک ائومرفیسم $\sigma : \mathfrak{N} \rightarrow \mathfrak{N}$ چنان که $\sigma(\bar{a}) = \bar{b}$.

همان گونه که از تعاریف بالا برمی آید، تعریف تایپ بسته به توسیعیهای مقدماتی یک مدل است. اگر یک مدل سترگ (فعلاً نه به معنای اصطلاحیش و تنها به معنی بسیار بزرگ)، مثلاً به نام \mathbb{M} داشتیم که همه‌ی مدلها به طور مقدماتی در آن می‌نشستند به راحتی می‌شد بگوییم هر تایپ $p(\bar{x}) \in S_n^{\mathbb{M}}(A)$ در واقع برابر است با $\text{tp}^{\mathbb{M}}(\bar{a}/A)$ برای یک $\bar{a} \in \mathbb{M}$. در جلسات بعد بدین نکته خواهیم پرداخت. در پایان جلسه‌ی پیش گزاره‌ی زیر را بیان و اثباتش را به این جلسه موکول کرده بودیم.

گزاره ۶۹: اگر $\mathfrak{M} \models T$ آنگاه T مدلی ω - اشباع مانند $\mathfrak{M} \succ \mathfrak{N}$ دارد چنان که $|N| \leq |M|^{\aleph_0}$.

اثبات. فرض کنید $\langle p_\gamma(x) \rangle_{\gamma \in \lambda}$ شمارشی از همه‌ی تایپهای روی زیرمجموعه‌های متناهی M باشد. تعداد این چنین تایپها، حداکثر $|M| \times 2^{\aleph_0}$ است. (تحقیق کنید که) $\text{Diag}_{el}(\mathfrak{M}) \cup \bigcup p_\gamma(c_\gamma)$ به طور متناهی ارضاء پذیر است (c_γ) را مجموعه‌ای از ثوابت در نظر گرفته‌ایم. بنا بر فشردگی، مجموعه‌ی یادشده دارای مدلی از اندازه‌ی حداکثر (ω) و بنا به لونه‌ایم اسکولم از اندازه‌ی دقیقاً برابر با $|M|^{\aleph_0}$ است. این مدل را \mathfrak{N}_1 می‌نامیم و روند بالا را بدان اعمال می‌کنیم تا به مدل \mathfrak{N}_1 برسیم. گیریم (\mathfrak{N}_i) زنجیری باشد که بدین رهگذر حاصل شده است و قرار می‌دهیم $\mathfrak{N}_\omega = \bigcup \mathfrak{N}_i$. اگر $\beta_1, \dots, \beta_n \in N_\omega$ و $p(x) \in S^{\mathfrak{N}_\omega}(\beta_1, \dots, \beta_n)$ باشد، آنگاه مدلی چون \mathfrak{N}_k برای یک $k < \omega$ همه‌ی β_i ها را دربردارد. بنابراین $p(x)$ در \mathfrak{N}_{k+1} (و از این رو در \mathfrak{N}_ω) برآورده می‌شود. \square

نکته ۷۰:

۱. اگر $\mathfrak{N} \models T$ مدلی ω - اشباع باشد و $\alpha_1, \dots, \alpha_n \in N$ آنگاه $\langle \mathfrak{N}, \alpha_1, \dots, \alpha_n \rangle$ مدلی ω - اشباع برای $\text{Th}(\langle \mathfrak{N}, \alpha_1, \dots, \alpha_n \rangle)$ است.

۲. اگر برای هر $n \in \mathbb{N}$ مجموعه‌ی $S_n(\text{Th}(\mathfrak{N}))$ شمارا باشد، آنگاه برای هر $n \in \mathbb{N}$ مجموعه‌ی $S_n(\text{Th}(\langle \mathfrak{N}, \alpha_1, \dots, \alpha_k \rangle))$ نیز شماراست.

اثبات شماره‌ی ۲. نگاشت

$$S_n(\text{Th}(\langle \mathfrak{N}, \alpha_1, \dots, \alpha_n \rangle)) \rightarrow S_{n+k}(\text{Th}(\mathfrak{N}))$$

$$p(x_1, \dots, x_n, \alpha_1, \dots, \alpha_k) \mapsto p(x_1, \dots, x_n, x_{n+1}, \dots, x_{n+k})$$

نگاشتی یک به یک است. شمارا بودن فضای دامنه‌ی آن از شمارا بودن فضای بُرد آن نتیجه می‌شود.

\square

بنا به تمرین زیر، ممکن است که در یک تئوری T مجموعه‌ی $S_1(T)$ شمارا باشد ولی $S_2(T)$ ناشمارا:

تمرین ۴۸:

۱. نشان دهید که در $\langle \mathbb{R}, +, \cdot \rangle$ تعداد تایپهای با یک متغیر، دو تاست و تعداد تایپهای با دو متغیر برابر با \aleph_0 .

۲. نشان دهید که در $\langle \mathbb{R}, +, \cdot, < \rangle$ تعداد تایپهای با یک متغیر، سه تاست و تعداد تایپهای با دو متغیر برابر با 2^{\aleph_0} .

در جلسه‌ی پیش همچنین اثبات قضیه‌ی زیر را وعده کرده بودیم.

قضیه ۷۱: تئوری T دارای یک مدل شمارای اشباع است اگر و تنها اگر $S_n(T)$ برای هر $n \in \mathbb{N}$ شمارا باشد.

اثبات. اگر T دارای مدل شمارای اشباع \mathcal{M} باشد، برای هر $n \in \mathbb{N}$ هر تایپ در $S_n(T)$ در M برآورده می‌شود. بنابراین $|S_n(T)| \leq \aleph_0$.

اگر هر $S_n(T)$ شمارا باشد، بنا بر مورد دوم در نکته‌ی بالا، برای هر $\alpha_1, \dots, \alpha_n \in M$ مجموعه‌ی $S_1(\text{Th}(\langle \mathcal{M}, \bar{\alpha} \rangle))$ نیز شماراست. پس مدل شمارای \mathcal{N}_1 چنان موجود است که هر تایپ متعلق به $S_1(\text{Th}(\langle \mathcal{M}, \bar{\alpha} \rangle))$ در آن برآورده شود. نیز مدلی شمارا چون \mathcal{N}_2 چنان موجود است که همه‌ی تایپهای متعلق به $S_1(\text{Th}(\langle \mathcal{N}_1, \bar{\alpha} \rangle))$ برای هر $\bar{\alpha} \in N$ در آن برآورده می‌شوند. اجتماع زنجیر \mathcal{N}_i هایی که از این رهگذر حاصل می‌شود، مدل مطلوب است. \square

تمرین ۴۹: نشان دهید که اگر T یک مدل اول داشته باشد که ω - اشباع باشد، آنگاه T یک تئوری \aleph_0 - جازم است.

گزاره ۷۲: اگر \mathcal{M}, \mathcal{N} دو مدل شمارای اشباع باشند آنگاه $\mathcal{M} \cong \mathcal{N}$.

اثبات. گیریم $M = (a_i)_{i \in \omega}$ و $N = (b_i)_{i \in \omega}$. از آنجا که \mathcal{N} اشباع است، عنصری چون b را چنان شامل است که

$$b \equiv a.$$

به همین ترتیب از آنجا که \mathfrak{M} اشباع است، عنصری چون a را چنان شامل است که

$$b, b \equiv aa.$$

برای اثبات این گفته، فرض کنید $\phi(x, b)$ فرمولی باشد که توسط b برآورده می‌شود. پس داریم $\mathfrak{M} \models \exists x \phi(x, b)$. از آنجا که $b \equiv a$ داریم $\mathfrak{N} \models \exists x \phi(x, a)$. از این رو، اگر $p(x, b) = \text{tp}(b, /b)$ آنگاه هر بخش متناهی از $p(x, a)$ در N برآورده می‌شود و از آنجا که \mathfrak{N} شماراست، این تایپ در آن به کلی برآورده می‌شود.

پس نگاشتِ مقدماتی f را با ضابطه‌ی $f.(a) = b$ و $f.(a) = b$ تعریف می‌کنیم (این نگاشت، a را در دامنه و b را در بُرد دارد). فرض کنیم نگاشتِ مقدماتی f_n ساخته شده است که $a_{i \leq n}$ را در دامنه و $b_{i \leq n}$ را در بُرد دارد. قرار می‌دهیم $p(x, \bar{c}) = \text{tp}(a_{n+1} / \text{dom } f_n)$ و بنا به مقدماتی بودنِ نگاشتِ f_n عنصری چون $b' \in N$ را چنان می‌یابیم که $b' \models p(x, f(\bar{c}))$. به همین ترتیب قرار می‌دهیم $q(x, b'f(\bar{c})) = \text{tp}(b_{n+1} / b'f(\bar{c}))$ و عنصری چون $a' \in N$ می‌یابیم که $a' \models q(x, a_{n+1}\bar{c})$. نگاشتِ مقدماتی f_{n+1} را توسیعی از f_n می‌گیریم که a_{n+1} را به b' می‌برد و a' را به b_{n+1} . نگاشتِ $f = \bigcup f_i$ نگاشتی یک و یک و پوشا و ضامنِ ایزومرف بودنِ $\mathfrak{M}, \mathfrak{N}$ است. \square

نکته ۷۳: مدل‌های اشباع را گاهی مدل‌های فشرده نیز می‌خوانند، از آن جهت که هرگاه $\pi(x)$ مجموعه‌ای از فرمول‌ها باشد که به طور متناهی در یک مدلِ اشباعِ \mathfrak{M} برآورده می‌شود، آنگاه M عنصری دارد که این تایپ را برآورده کند.

گزاره ۷۴: فرض کنیم $\{M_i\}_{i \in I}$ خانواده‌ای از مدل‌های تئوری T باشد و F فرافیلتری روی I . آنگاه $\prod_F M_i$ مدلی است ω - اشباع.

گزاره‌ی بالا را در جلسه‌ی بعد ثابت خواهیم کرد. پیش از آن بدین نکته توجه می‌دهیم که مدلی که در گزاره‌ی بالا بدان اشاره شده است، در حقیقت، ω_1 - اشباع است؛ بدین معنی که هر تایپ روی یک زیرمجموعه‌ی شمارا از آن در آن برآورده می‌شود.

۱۲.۱ جلسه‌ی دوازدهم

تعریف ۷۵: فرض کنید $\kappa \geq \aleph_1$ یک کاردینال نامتناهی دلخواه باشد. مدل \mathfrak{M} را κ - اشباع می‌خوانیم هرگاه برای هر زیرمجموعه‌ی $A \subseteq M$ با $|A| < \kappa$ ، هر n تایپ متعلق به $S_n^{\mathfrak{M}}(A)$ در خود M برآورده شود.

بنابراین مدل \mathfrak{M} را \aleph_1 - اشباع می‌خوانیم هرگاه همه‌ی تایپهای روی زیرمجموعه‌های شمارای M در آن محقق شوند. نیز واضح است که هرگاه \mathfrak{M} مدلی κ - اشباع باشد، آنگاه λ - اشباع نیز برای هر $\kappa < \lambda$ هست. منظور از مدل \aleph_1 - اشباع نیز، دقیقاً همان است که پیشتر به نام ω - اشباع معرفی کرده بودیم.

تعریف ۷۶: مدل \mathfrak{M} را اشباع می‌خوانیم هرگاه $|M|$ - اشباع باشد.

در تعریف آکندگی، این که مجموعه‌ی پارامتر اندازه‌ی اکیداً کمتر از κ داشته باشد ضروری است؛ برای مثال مجموعه‌ی زیر یک تایپ جزئی روی مجموعه‌ی پارامتر M است که برآورده شدنش در M میسر نیست:

$$p(x) = \{x \neq m \mid m \in M\}.$$

گزاره‌ای مشابه گزاره‌ی زیر در بحث ω - آکندگی اثبات کرده بودیم و از این رو در زیر به بیان گزاره بسنده می‌کنیم.

گزاره ۷۷: برای $T \models \mathfrak{M}$ موارد زیر با هم معادلند.

۱. \mathfrak{M} مدلی κ - اشباع است.

۲. برای هر مجموعه‌ی $A \subseteq M$ با اندازه‌ی اکیداً کمتر از κ هر n - تایپ جزئی $\pi(\bar{x})$ در $\text{Th}(\langle \mathfrak{M}, a \rangle_{a \in A})$ در M برآورده می‌شود.

۳. برای هر مجموعه‌ی $A \subseteq M$ با اندازه‌ی اکیداً کمتر از κ هر تایپ کامل $p(x) \in S_1^{\mathfrak{M}}(A)$ در M برآورده می‌شود.

۴. حکم شماره‌ی ۳ برای تایپهای جزئی تک متغیره.

تمرین ۵۰ (وجود مدل اشباع): برای هر $T \models \mathfrak{M}$ مدلی κ - اشباع چون $\aleph_1 > \aleph_0$ چنان موجود است که $|N| \leq |M|^\kappa$.

تمرین - قضیه‌ی بالا مشابه گزاره‌ی ۶۹ اثبات می‌شود با این تفاوت که در اینجا به اجتماع زنجیری از مدلها با طول κ^+ نیاز است. بررسی کنید که اگر κ کاردینالی منتظم^{۶۰} باشد، می‌توان با زنجیری از طول κ نیز به مطلوب رسید.

تمرین ۵۱: اگر $\mathfrak{M}, \mathfrak{N}$ دو مدل اشباع برای T باشند و $|M| = |N|$ آنگاه $\mathfrak{M} \cong \mathfrak{N}$.

مثال ۷۸: فرض کنید $T \models \mathfrak{M}$ و F یک فرافیلتر غیراصلی روی \mathbb{N} باشد. آنگاه $\prod_F \mathfrak{M}$ مدلی \aleph_1 - اشباع است.

مثال ۷۹ (حکمی کلّی‌تر): اگر F یک فرافیلتر غیراصلی روی \mathbb{N} باشد و $\{\mathfrak{M}^h\}_{h \in \mathbb{N}}$ خانواده‌ای از مدلها، آنگاه $\prod_F \mathfrak{M}^h$ مدلی \aleph_1 - اشباع است.

پیش از آنکه حکم مثال بالا را اثبات کنیم، یادآوری می‌کنیم که اگر $\{\mathfrak{M}_i\}_{i \in I}$ خانواده‌ای باشد از مدلهای یک تئوری T ، آنگاه عناصر $\prod_F \mathfrak{M}_i$ دنباله‌های $(a_i)_{i \in I}$ هستند به هنگ رابطه‌ی هم‌ارزی زیر:

$$(a_i) \sim (b_i) \Leftrightarrow \{i \mid a_i = b_i\} \in F.$$

کلاسهای هم‌ارزی اینچنین را با نمادی چون $[(a_i)]$ نمایش می‌دهیم. بنا به قضیه‌ی واش^{۶۱} (که آن را در کلاس آموختال ثابت خواهیم کرد) داریم

$$\prod_F \mathfrak{M}_i \models \phi([(a_i)_{i \in I}], \dots, [(b_i)_{i \in I}]) \Leftrightarrow \{i \in I \mid \mathfrak{M}_i \models \phi(a_i, \dots, b_i)\} \in F.$$

اثبات حکم مثال بالا. فرض کنید $\Sigma(x)$ تایی جزئی باشد با مجموعه‌ی پارامتر شمارای $A = (a_i)_{i \in \omega}$. فرض می‌کنیم $a_i = [(a_i^h)_{h \in \omega}]$. از آنجا که Σ با $\text{Th}(\prod_F \mathfrak{M}^h)$ سازگار است، برای هر $i \in \omega$ داریم $\prod_F \mathfrak{M}^h \models \exists x \quad \phi.(x, a.) \wedge \dots \wedge \phi_i(x, a_i)$ ؛ یعنی مجموعه‌های D_i ، تعریف‌شده در زیر، همه اعضایی از F هستند.

$$D_i := \{h \in \omega \mid \mathfrak{M}^h \models \exists x \quad \phi.(x, a.) \wedge \dots \wedge \phi_i(x, a_i^h)\}$$

برای این که نشان دهیم Σ در $\prod_F \mathfrak{M}^h$ برآورده می‌شود، کافی است عنصر $x = [(x^h)_{h \in \omega}]$ را چنان بیابیم که برای هر $i \in \omega$ داشته باشیم $\prod_F \mathfrak{M}^h \models \phi_i(x, a_i) \wedge \dots \wedge \phi.(x, a.)$ ؛ به بیان بهتر

^{۶۰}regular

^{۶۱}Łoś's theorem

چنان، که:

$$\{h \in \omega | \mathfrak{M}^h \models \phi_i(x^h, a_i^h) \wedge \phi_{i-1}(x^h, a_{i-1}^h) \wedge \dots \wedge \phi_0(x^h, a_0^h)\} \in F.$$

طبق تعریف داریم

$$D_0 = \{h \in \omega | \mathfrak{M}^h \models \exists x \quad \phi_0(x, a_0^h)\}$$

فرض کنیم $x_0 = (x_0^h)_{h \in \omega}$ به گونه‌ای باشد که

$$\forall h \in D_0. \quad \mathfrak{M}^h \models \phi(x_0^h, a_0^h).$$

نیز طبق تعریف داریم:

$$D_1 = \{h \in \omega | \mathfrak{M}^h \models \exists x \quad \phi_0(x, a_0^h) \wedge \phi_1(x, a_1^h)\}$$

فرض کنیم $x_1 = (x_1^h)_{h \in \omega}$ از رهگذر زیر حاصل شده باشد:

$$\cdot (x_1^h)_{h \leq \min D_0} = (x_0^h)_{h \leq \min D_0}. \quad \bullet$$

• برای $h > \min D_0$ اگر $h \in D_1$ آنگاه x_1^h را یکی از عناصری می‌گیریم که شاهد

$\mathfrak{M}^h \models \exists x \quad \phi_0(x, a_0^h) \wedge \phi_1(x, a_1^h)$ هستند. اگر $h \in D_0 - D_1$ آنگاه قرار می‌دهیم

$x_1^h = x_0^h$. به سایر $h > \min D_0$ دست نمی‌زنیم.

تا اینجا داریم $\{h \in \omega | \mathfrak{M}^h \models \phi_0(x_1^h, a_0^h)\} = D_1 \in F$. نیز

$$\{h \in \omega | \mathfrak{M}^h \models \phi_1(x_1^h, a_1^h) \wedge \phi_0(x_1^h, a_0^h)\} \quad (*)$$

از دو حال خارج نیست. یا برابر با D_1 است که در این صورت عضوی است از F ؛ و یا برابر است با $D_1 - \{\min D_0\}$. به دو نکته توجه کنیم. از آنجا که فیلتر مورد نظر غیر اصلی است، برداشتن یک عضو از یکی از عناصر آن موجب خارج شدن از فیلتر نمی‌شود. زیرا اولاً هر فیلتر غیر اصلی شامل فیلتر فرشه است؛ پس $\{i | i \geq \min D_0 + 1\} \in F$ ثانیاً $D_1 \cap \{i | i \geq \min D_0 + 1\} \in F$ همان $(*)$ است.

بدین ترتیب برای تعریف (x_2^h) قرار می‌دهیم:

$$\cdot (x_2^h)_{h \leq \min(D_1 - \{\min D_0\})} = (x_1^h)_{h \leq \min(D_1 - \{\min D_0\})} \quad \bullet$$

• برای $h > \min(D_1 - \{\min D.\})$ اگر $h \in D_1$ آنگاه x^h را یکی از عناصری می‌گیریم که

$$\text{ضامن } \mathcal{M}^h \models \exists x \quad \phi_0(x, a^h) \wedge \phi_1(x, a^h) \wedge \phi_2(x, a^h) \text{ هستند.}$$

بدینسان اگر $(x_\omega^h)_{h \in \omega}$ از ادامه‌ی همین روند به صورت استقرائی حاصل شود، در شرط مطلوب ما صدق می‌کند. \square

پیشتر درباره‌ی سامانه‌های رفت و برگشتی و رابطه‌ی آنها با حذف سور و هم‌ارز بودنِ مقدماتی صحبت کرده بودیم (بخش بحث‌های جانبی در تارنمای درس). گفته بودیم که سامانه‌های رفت و برگشتی، گاه از نگاشتهای مقدماتی جزئی تشکیل می‌شوند و گاه از ایزومرفیسمهای جزئی. گاه میان زیرمجموعه‌های یک مدل در نظر گرفته می‌شوند، گاه میان زیرمجموعه‌های دو مدل مختلف. گاه تحت اجتماعگیری بسته‌اند و گاه خیر، و آنجا که تحت اجتماعگیری بسته باشند، ایزومرفیسم یا اتومرفیسم به دست می‌دهند. در زیر با مدلهای همگن آشنا می‌شویم که در آنها، بنا به تعریف، هم‌ارزیهای کوچک در سامانه‌های رفت و برگشتی واقعند.

تعریف ۸۰ (مدل همگن): مدل \mathcal{M} را ω - همگن^{۶۲} می‌خوانیم یا \aleph_0 - همگن می‌خوانیم هرگاه برای هر $a_1, \dots, a_n \in M$ و $b_1, \dots, b_n \in M$ اگر

$$\langle \mathcal{M}, a_1, \dots, a_n \rangle \equiv \langle \mathcal{M}, b_1, \dots, b_n \rangle$$

آنگاه برای هر $c \in M$ عنصر $d \in M$ چنان یافت شود که

$$\langle \mathcal{M}, a_1, \dots, a_n, c \rangle \equiv \langle \mathcal{M}, b_1, \dots, b_n, d \rangle.$$

به بیان دیگر مدل \mathcal{M} وقتی ω - همگن است که مجموعه‌ی I در زیر یک سامانه‌ی رفت و برگشتی از نگاشتهای مقدماتی جزئی باشد:

$$\{(\bar{a}, \bar{b}) : |\bar{a}| = |\bar{b}|, \text{tp}^{\mathcal{M}}(\bar{a}) = \text{tp}^{\mathcal{M}}(\bar{b})\}.$$

یا به بیان دیگر، در یک مدل ω - همگن، هر نگاشت مقدماتی جزئی $\bar{b} \rightarrow \bar{a} : f$ در یک سامانه‌ی رفت و برگشتی از نگاشتهای جزئی مقدماتی واقع است.

^{۶۲}homogeneous

تعریف ۸۱: مدل \mathfrak{M} را κ - همگن می‌خوانیم هرگاه برای هر $\lambda < \kappa$ و هر دو دنباله‌ی $(a_i)_{i < \lambda}$ و $(b_i)_{i < \lambda}$ از عناصر M ، اگر

$$\langle \mathfrak{M}, (a_i)_{i < \lambda} \rangle \equiv \langle \mathfrak{M}, (b_i)_{i < \lambda} \rangle$$

آن گاه برای هر $c \in M$ عنصر $d \in M$ چنان موجود باشد که

$$\langle \mathfrak{M}, (a_i)_{i < \lambda}, c \rangle \equiv \langle \mathfrak{M}, (b_i)_{i < \lambda}, d \rangle.$$

به بیان دیگر هر نگاشت مقدماتی جزئی $f : (a_i)_{i < \lambda} \rightarrow (b_i)_{i < \lambda}$ در سامانه‌ای رفت و برگشتی از نگاشت‌های مقدماتی جزئی میان زیرمجموعه‌های M واقع شود.

تعریف ۸۲: مدل \mathfrak{M} را همگن می‌خوانیم هرگاه $|M|$ - همگن باشد.

تعریف ۸۳: مدل \mathfrak{M} را قویاً κ - همگن می‌خوانیم هرگاه برای هر $\lambda < \kappa$ چنانچه برای دو دنباله‌ی $(a_i)_{i < \lambda}$ و $(b_i)_{i < \lambda}$ از عناصر M داشته باشیم

$$\langle \mathfrak{M}, (a_i)_{i < \lambda} \rangle \equiv \langle \mathfrak{M}, (b_i)_{i < \lambda} \rangle$$

آنگاه اتومرفیسم $f \in \text{Aut}(\mathfrak{M})$ چنان موجود باشد که

$$\forall i < \lambda \quad f(a_i) = b_i.$$

به بیان دیگر هرگاه هر نگاشت مقدماتی جزئی میان زیرمجموعه‌های با اندازه‌ی کوچکتر از κ قابل گسترش به یک اتومرفیسم باشد. مدل \mathfrak{M} را قویاً همگن می‌خوانیم هرگاه $|M|$ - قویاً همگن باشد.

گزاره ۸۴: اگر \mathfrak{M} همگن باشد، قویاً همگن است.

قضیه‌ی بالا را در جلسه‌ی بعد ثابت خواهیم کرد. توجه کنید که در بالا ادعا نکرده‌ایم که اگر مدلی، κ - همگن باشد، آنگاه κ - قویاً همگن است.

۱۳.۱ جلسه‌ی سیزدهم

یادآوری ۸۵: مدل \mathfrak{M} را κ - همگن خواندیم هرگاه برای هر \bar{a} و \bar{b} با $|\bar{a}|, |\bar{b}| < \kappa$ اگر $\text{tp}^{\mathfrak{M}}(\bar{a}) = \text{tp}^{\mathfrak{M}}(\bar{b})$ آنگاه برای هر $c \in M$ عنصر $d \in M$ موجود باشد، به طوری که

$$\text{tp}^{\mathfrak{M}}(\bar{a}, c) = \text{tp}^{\mathfrak{M}}(\bar{b}, d).$$

به بیان دیگر، در یک مدل κ - همگن هر نگاشت مقدماتی میان دو زیرمجموعه‌ای از اندازه‌ی کمتر از κ در سامانه‌ای رفت و برگشتی از نگاشتهای مقدماتی جزئی واقع می‌شود.

در پایان جلسه‌ی قبل گفتیم (و در زیر ثابت خواهیم کرد) که اگرچنانچه هر نگاشت مقدماتی در سامانه‌ای رفت و برگشتی از نگاشتهای مقدماتی واقع شود، آنگاه هر نگاشت مقدماتی را می‌توان به یک اتومرفیسم گستراند:

گزاره ۸۶: اگر \mathfrak{M} همگن باشد، قویاً همگن است.

اثبات. شمارش $M = (m_i)_{i < |M|}$ را برای M در نظر گرفته فرض کنید $\text{tp}^{\mathfrak{M}}(\bar{a}) = \text{tp}^{\mathfrak{M}}(\bar{b})$ و $|\bar{a}| = |\bar{b}| < |M|$. دنباله‌ی $\langle f_i | i < |M| \rangle$ را از نگاشتهای مقدماتی جزئی به طریق زیر می‌سازیم. قرار می‌دهیم $f. = \{(a_t, b_t) : t < |\bar{a}|\}$. اگر برای یک $i < |M|$ دنباله‌ی $(f_\lambda)_{\lambda < i}$ ساخته شده باشد، آنگاه

• اگر i حدی باشد، قرار می‌دهیم $f_i = \bigcup_{\lambda < i} f_\lambda$.

• اگر $i = \lambda + 1$ آنگاه به طریق زیر، از قرارگرفتن m_λ در دامنه و برد f_i اطمینان حاصل می‌کنیم:

اگر m_λ هم در دامنه و هم در بُرد f_λ باشد، آنگاه قرار می‌دهیم $f_i = f_\lambda$. اگر m_λ در دامنه‌ی f_λ نباشد، آنگاه هم‌ارزی زیر را در نظر می‌گیریم:

$$\text{dom}(f_\lambda) \equiv \text{range}(f_\lambda).$$

از آنجا که \mathfrak{M} همگن است، می‌توان عنصر d را چنان یافت که

$$\text{dom}(f_\lambda)m_\lambda \equiv \text{range}(f_\lambda)d.$$

قرار می‌دهیم $f'_\lambda = f_\lambda \cup \{(m_\lambda, d)\}$. اگر $m_\lambda \in \text{range}(f'_\lambda)$ آنگاه قرار می‌دهیم $f_i = f'_\lambda$ و در غیر این صورت، از هم‌ارزی

$$\text{dom}(f_\lambda)m_\lambda \equiv \text{range}(f_\lambda)d$$

و همگنی \mathcal{M} استفاده کرده عنصر d' را چنان می‌یابیم که

$$\text{dom}(f_\lambda)m_\lambda d' \equiv \text{range}(f_\lambda)dm_\lambda$$

و قرار می‌دهیم $f_i = f'_\lambda \cup \{(d', m_\lambda)\}$.

تمرین ۵۲: نشان دهید که $f = \bigcup_{\lambda < |M|} f_\lambda$ اتومرفیسمی از \mathcal{M} است.

□

پیشتر ثابت کرده بودیم که هر مدل \mathcal{M} را می‌توان در یک مدل ω - اشباع نشان داد که اندازه‌ی آن بزرگتر از $|M|^{\aleph_0}$ نباشد. در زیر خواهیم دید که همگنی در همان اندازه‌ی M دست‌یافتنی است.

گزاره ۸۷: هر مدل \mathcal{M} در مدلی ω - همگن چون $\mathcal{N} \preceq \mathcal{M}$ می‌نشیند که $|N| = |M|$.

اثبات. نخست ادعا می‌کنیم که مدل \mathcal{N} چنان موجود است که $|N| = |M|$ و برای هر دو دنباله‌ی متناهی \bar{a}, \bar{b} از اعضای M اگر چنانچه $\text{tp}^{\mathcal{M}}(\bar{a}) = \text{tp}^{\mathcal{M}}(\bar{b})$ آنگاه برای هر $c \in M$ عنصر $d \in N$ چنان موجودند که

$$\text{tp}^{\mathcal{M}}(\bar{a}c) = \text{tp}^{\mathcal{M}}(\bar{b}d).$$

برای اثبات ادعا، مجموعه‌ی I را به صورت زیر در نظر بگیرید:

$$I = \{ \langle \bar{a}, \bar{b}, c \rangle : |\bar{a}| = |\bar{b}|, \bar{a}, \bar{b}, c \in M, \text{tp}^{\mathcal{M}}(\bar{a}) = \text{tp}^{\mathcal{M}}(\bar{b}) \}.$$

دقت کنید که $|I| = |M|$ و شمارش $\{ \langle \bar{a}_i, \bar{b}_i, c_i \rangle \}$ را برای I در نظر بگیرید. قرار دهید $\Sigma_i(\bar{x}, y_i) = \text{tp}^{\mathcal{M}}(\bar{a}_i, c_i)$ و توجه کنید که $\bigcup \Sigma_i(\bar{b}_i, y_i) \cup \text{Diag}_{el}(\mathcal{M})$ سازگار است (چرا؟) - توجه کنید که هر بخش متناهی آن، بنا به همتایی \bar{a}_i ها با \bar{b}_i ها در خود M برآورده می‌شود). بنابراین گسترشی مقدماتی از \mathcal{M} چون \mathcal{N} و عناصر d_i در آن چنان موجودند که

$$\langle a_i, c_i \rangle \equiv \langle b_i, d_i \rangle \quad \forall i < |M|.$$

برای راحت شدن ادامه‌ی بحث، مدلی را که با شروع از مدل \mathcal{M} و اعمال روند بالا حاصل می‌شود، با $H(\mathcal{M})$ نشان می‌دهیم.

یادآوری ۸۸: می‌شد برای اثبات ادعای بالا، مدل \mathcal{M} را از اجتماع زنجیری از مدل‌های \mathcal{M}_i' به دست آورد که در هر N_i' عنصری چون d_i هم‌تایپ با c_i موجود است.

تمرین ۵۳: ادعای بالا را با استفاده‌ی مستقیم از تعریف گالاتایپها ثابت کنید.

ادامه‌ی اثبات. زنجیر $\langle \mathcal{M}_i \rangle_{i \in \omega}$ را از مدل‌ها، با استقرا و با قرار دادن $\mathcal{M}_0 = \mathcal{M}$ و $\mathcal{M}_{i+1} = H(\mathcal{M}_i)$ می‌سازیم. (بررسی کنید که $\mathcal{M}_\omega = \bigcup \mathcal{M}_i$ مدل مطلوب است. \square)

تمرین ۵۴: هر مدل اتمیک، ω - همگن است؛ پس بویژه هر مدل اول، همگن است.

تمرین ۵۵: هر مدل κ - اشباع، κ - همگن است؛ به ویژه هر مدل اشباع، همگن است.

تعریف ۸۹ (مدل جهانی): مدل \mathcal{M} را κ - جهانی می‌خوانیم هرگاه برای هر T اگر $|N| < \kappa$ آنگاه بتوان نگاشتی مقدماتی مانند $\mathcal{M} \rightarrow \mathcal{N} : f$ یافت.

تمرین ۵۶: اگر \mathcal{M} مدلی κ - اشباع باشد، آنگاه κ^+ - جهانی است.

قضیه‌ی زیر را در جلسه‌ی بعد ثابت خواهیم کرد.

قضیه ۹۰: مدل \mathcal{M} مدلی κ - اشباع است اگر و تنها اگر κ - همگن و κ^+ جهانی باشد.

در حالت کلی اگر یک خانواده‌ی (\mathcal{K}, \leq) از مدل‌ها داشته باشیم که در آن \leq نوعی نشانش اعضای این خانواده باشد دارای ویژگیهای مطلوبی چون ادغام و هم‌نشانی، آنگاه با در نظر گرفتن گالاتایپها، مشابه بالا اشباع بودن با همگن و جهانی بودن معادل است. در این باره در یکی از پروژه‌های درس صحبت خواهد شد.

فصل ۲

قضیه‌ی مِرلی

۱.۲ جلسه‌ی چهاردهم، لم رمزی

در فصل قبل و در جلسات آموختال، با یادگیریِ پیشنیازهای نظریه‌ی مدلی، ورزیدگی لازم را برای ورود به بحث اصلی کسب کرده‌ایم. از این نقطه‌ی درس به بعد با یادگیریِ مقدمات پیشرفته‌تری به سمت بیان و اثبات قضیه‌ی مِرلی پیش خواهیم رفت. نخست، به طور خلاصه به تبیین ابزار ترکیباتی مورد نظر خود، یعنی قضیه‌ی رمزی می‌پردازیم.

عموماً در نظریه‌ی مدل، از قضیه‌ی رمزی^۱ و یا از تعمیمی از آن، به نام قضیه‌ی اردوش – رادو^۲ برای یافتن دنباله‌های بازنشاختنی استفاده می‌شود. دنباله‌های بازنشاختنی، که در جلسات بعد مفصلاً بدانها خواهیم پرداخت، دنباله‌هایی هستند که هر تعداد از اعضایشان، بسته به ترتیب قرارگیری‌شان در دنباله، از منظرِ تئوری مورد نظر، هم‌ارزش هستند. برای یافتن این چنین دنباله‌ای، عناصر یک دنباله‌ی دلخواه را، بسته به هم‌ارزش بودنشان نسبت به فرمولها، «رنگ‌آمیزی» می‌کنیم و با استفاده از لم رمزی، زیرمجموعه‌ای «تک‌رنگ» از این دنباله استخراج می‌کنیم.

^۱Ramsey

^۲Erdős - Rado

۱.۱.۲ لم رمزی

برای مجموعه‌ی دلخواه X و عدد طبیعی k تعریف می‌کنیم:

$$[X]^k = \{Y \subseteq X : |Y| = k\}.$$

برای هر عدد طبیعی $n \geq 1$ هر تابع

$$f : [X]^k \rightarrow n = \{0, 1, \dots, n-1\}$$

را یک رنگ‌آمیزی از زیرمجموعه‌های k عضوی مجموعه‌ی X توسط n رنگ می‌خوانیم. مجموعه‌ی $Y \subseteq X$ را برای رنگ‌آمیزی f همگن (یا تکرنگ) می‌خوانیم هرگاه همه‌ی زیرمجموعه‌های k عضوی آن، تحت f رنگ یکسان داشته باشند؛ به بیان دیگر، هرگاه $f|_{[Y]^k}$ ثابت باشد. پس اگر Y مجموعه‌ای تکرنگ برای رنگ‌آمیزی f باشد، عدد $i < n$ چنان موجود است که برای هر $Z \subseteq Y$ با $|Z| = k$ داریم $f(Z) = i$.

قضیه ۹۱ (رمزی): فرض کنید مجموعه‌ی نامتناهی X و اعداد $k, n \geq 1$ داده شده باشند. برای هر رنگ‌آمیزی $f : [X]^k \rightarrow n$ یک مجموعه‌ی تکرنگ نامتناهی $Y \subseteq X$ موجود است.

قضیه‌ی بالا، صورت نامتناهی لم رمزی است. عموماً در ترکیبیات، نخست صورت متناهی این لم را ثابت می‌کنند و از آن صورت نامتناهیش را نتیجه می‌گیرند، اما طرزفکر نظریه‌ی مدلی، ما را بر آن می‌دارد که همواره برای یافتن رابطه میان متناهی و نامتناهی از قضیه‌ی فشردگی استفاده کنیم.

یادآوری ۹۲: حکم قضیه‌ی بالا در نمادگذاری زیر خلاصه می‌شود:

$$\aleph_1 \rightarrow (\aleph_1)_k^n$$

پیش از اثبات قضیه به بیان چند مصداق آشنا از آن می‌پردازیم.

مثال ۹۳: در حالت $k = 1$ قضیه‌ی رمزی همان اصل لانه‌ی کبوتری است: اگر نامتناهی عنصر در متناهی جایگاه قرار گرفته باشند، حداقل در یک جایگاه، نامتناهی عنصر جای گرفته است.

مثال ۹۴: فرض کنید (V, R) گرافی نامتناهی باشد. روی $[V]^2$ یک رنگ‌آمیزی به صورت زیر تعریف کنید:

$$f(\{x, y\}) = \begin{cases} 1 & V \models R(x, y) \\ 0 & V \models \neg R(x, y). \end{cases}$$

بنا به قضیه رمزی، یا زیرگرافی نامتناهی از گراف V موجود است که همه رأسهای آن دوه‌دو به هم متصلند (زیرگراف کامل)، و یا زیرگرافی نامتناهی موجود است که هیچ یالی میان رأسهای آن وجود ندارد.

مثال ۹۵: با استفاده از قضیه رمزی ثابت کنید که هرگاه (X, \leq) یک مجموعه مرتب خطی نامتناهی باشد، آنگاه X شامل یک دنباله صعودی نامتناهی و یا شامل یک دنباله نزولی نامتناهی است.

در ادامه، قضیه رمزی را با استقراء روی k ثابت کرده‌ایم.

اثبات قضیه رمزی. اگر $k = 1$ آنگاه قضیه رمزی همان اصل لانه‌ی کبوتری است. فرض کنیم حکم قضیه برای k برقرار باشد؛ یعنی برای هر n داشته باشیم:

$$\mathbb{N}_0 \rightarrow (\mathbb{N}_0)_k^n.$$

می‌خواهیم درستی آن را برای $k + 1$ تحقیق کنیم. فرض کنیم که X مجموعه‌ای نامتناهی باشد و f یک رنگ‌آمیزی از زیرمجموعه‌های $k + 1$ عضوی آن با n رنگ. بدون کاسته شدن از کلیت، مجموعه‌ی X را شمارا و دارای ترتیب $x_1 < x_2 < \dots$ فرض می‌کنیم. در ادامه دو دنباله $(y_i)_{i \in \omega}$ از عناصر X و $(n_i)_{i \in \omega}$ از اعضای $\{0, 1, \dots, n\}$ خواهیم ساخت و مجموعه‌ی مورد نظر را از میان عناصر دنباله‌ی اول استخراج می‌کنیم. قرار می‌دهیم $y_1 = x_1$.

رنگ‌آمیزی $f_1 : [X - \{x_1\}]^k \rightarrow n$ را با ضابطه‌ی $f_1(Z) = f(Z \cup \{x_1\})$ در نظر می‌گیریم. بنا به فرض استقراء، این رنگ‌آمیزی دارای یک مجموعه‌ی همگن به نام Y_1 است. قرار می‌دهیم $y_2 = \min Y_1$ و n_2 را رنگ مشترک همه‌ی زیرمجموعه‌های k عضوی Y_1 فرض می‌کنیم. به همین ترتیب روی زیرمجموعه‌های k عضوی $Y_1 - \{y_2\}$ رنگ‌آمیزی $f_2(Z) = f(Z \cup \{y_2\})$ را در نظر گرفته فرض می‌کنیم که Y_2 مجموعه‌ی همگن آن و n_3 رنگ مشترک زیرمجموعه‌های k عضوی Y_2 باشند. نیز قرار می‌دهیم $y_3 = \min Y_2$. فراروند بالا را ادامه داده به عناصر

$$y_1 < y_2 < \dots$$

می‌رسیم. نیز داریم

$$Y_1 \subseteq Y_2 \subseteq \dots$$

قرار دهید $Y' = \{y_1, \dots\}$. هر زیرمجموعه‌ی $k+1$ عضوی از Y' اگر شامل y_1 باشد، به رنگ n_2 است و اگر شامل y_i باشد به رنگ n_{i+1} . از آنجا که تعداد رنگها متناهی است، یکی از رنگها بی‌نهایت بار تکرار می‌شود و مجموعه‌ی y_i های متناظر این رنگ، همان مجموعه‌ی مطلوب ماست. \square

قضیه ۹۶ (رمزی متناهی): برای اعداد طبیعی دلخواه n, m, k عددی طبیعی چون $r(n, m, k)$ موجود است، به طوری که

$$r(n, m, k) \rightarrow (m)_n^k;$$

یعنی بدان گونه که اگر X مجموعه‌ای با اندازه‌ی حداقل $r(n, m, k)$ باشد و f یک رنگ‌آمیزی از زیرمجموعه‌های k عضوی آن با استفاده از n رنگ، آنگاه زیرمجموعه‌ای از X با اندازه‌ی حداقل m یافت می‌شود که همه‌ی زیرمجموعه‌های k عضوی آن هم‌رنگ هستند.

اثبات. به برهان خلف، گیریم اعداد m, n, k چنان موجود باشند که مجموعه‌ای با هیچ‌اندازه‌ی متناهی یافت نشود که اگر زیرمجموعه‌های k عضوی آن را n رنگ کنیم زیرمجموعه‌ای همگن و m عضوی پیدا شود. زبان $L = \{R_1(v_1, \dots, v_k), \dots, R_n(v_1, \dots, v_k)\}$ و تئوری T را در آن با اصول زیر در نظر بگیرید:

$$\forall x_1, \dots, x_k \quad R_i(x_1, \dots, x_k) \rightarrow \bigwedge_{l \neq k \in \{1, \dots, k\}} x_l \neq x_t \quad i \in \{1, \dots, n\}$$

$$\forall x_1, \dots, x_k \quad R_i(x_1, \dots, x_k) \rightarrow R_i(x_{\sigma(1)}, \dots, x_{\sigma(k)}) \quad \sigma \in \text{جایگشت}(k), i \in \{1, \dots, n\}$$

$$\forall x_1, \dots, x_k \quad \left(\bigwedge_{l=1}^n x_l \neq x_t \rightarrow \bigvee_{i=1}^n R_i(x_1, \dots, x_k) \right)$$

$$\forall x_1, \dots, x_k \quad \neg (R_i(x_1, \dots, x_k) \wedge R_j(x_1, \dots, x_k)) \quad i \neq j.$$

بنابراین اگر $M \models T$ آنگاه هر k عنصر از آن توسط رابطه‌های R_1, \dots, R_n در کلاس یک رنگ قرار می‌گیرند (عناصر هم رنگ را در یک کلاس قرار داده‌ایم). جمله‌ی زیر را در نظر بگیرید:

$$\psi_m := \neg \left[\exists Y \quad |Y| \geq m \quad \wedge \quad \bigvee_i (\forall y_1, \dots, y_k \in Y \quad R_i(y_1, \dots, y_k)) \right].$$

جمله‌ی ψ_m می‌گوید که هیچ مجموعه‌ی همگنی از اندازه‌ی حداقل m وجود ندارد. تئوری $T \cup \{\psi_m\}$ بنا به فرض، دارای مدل‌های متناهی به اندازه‌ی دلخواه بزرگ، و بنا به فشردگی، دارای مدلی نامتناهی

است. وجود مدل نامتناهی برای این تئوری، معادل وجود یک رنگ آمیزی از زیرمجموعه های k عضوی یک مجموعه نامتناهی است که هیچ زیرمجموعه ی همگن نامتناهی ای برایش یافت نشود، و این لم رمزی نامتناهی را نقض می کند. \square

قضیه ی رمزی متناهی از حساب پئانو اثبات شدنی است؛ لیکن صورتی پیشرفته تر از آن ^۳ هست که بنا به قضیه ای از پاریس و هرینگتون ^۴ با آنکه در اعداد طبیعی درست است، از حساب پئانو قابل اثبات نیست. این صورت در واقع اولین مثال عینی برای ناتمامیت بوده است.

^۳ در این صورت روی مجموعه ی همگن Y قید $|Y| > \min Y$ گذاشته می شود.

^۴ Paris, Harrington

۲.۲ جلسه‌ی پانزدهم، دنباله‌های بازشناختنی

در جلسه‌ی قبل ثابت کردیم که:

یادآوری ۹۷ (رمزی): فرض کنیم X یک مجموعه‌ی متناهی باشد و $[X]^n$ گردایه‌ی همه‌ی زیرمجموعه‌های n عضوی آن. نیز فرض کنیم که یک رابطه‌ی هم‌ارزی روی $[X]^n$ داریم که تعداد کلاسهای آن متناهی است. آنگاه زیرمجموعه‌ای نامتناهی چون $Y \subseteq X$ چنان موجود است که همه‌ی اعضای $[Y]^n$ در یک کلاس واقع باشند.

تئوری T را کامل و زبان را شمارا انگاشته‌ایم.

تعریف ۹۸: گیریم $\mathfrak{M} \models T$ و $A \subseteq M$ و فرض می‌کنیم که (I, \leq) یک مجموعه‌ی مرتب خطی باشد. دنباله‌ی $(a_i)_{i \in I}$ از اعضای M را نسبت به مجموعه‌ی $\Delta \subseteq L_A$ بازشناختنی می‌خوانیم (یا آن را Δ بازشناختنی می‌خوانیم) هرگاه برای هر دو دنباله‌ی $i_1 < i_2 < \dots < i_n \in I$ و $j_1 < j_2 < \dots < j_n \in I$ و هر فرمول $\phi(x_1, \dots, x_n) \in \Delta$ داشته باشیم

$$\mathfrak{M} \models \phi(a_{i_1}, \dots, a_{i_n}) \leftrightarrow \phi(a_{j_1}, \dots, a_{j_n}).$$

اگر $\Delta = L_A$ آنگاه دنباله‌ی یادشده را بازشناختنی (روی A) می‌خوانیم.^۵

به بیان دیگر، دنباله‌ی $(a_i)_{i \in I}$ وقتی روی A بازشناختنی است که در آن برای هر $i_1 < \dots < i_n$ و $j_1 < \dots < j_n$ داشته باشیم

$$\text{tp}^{\mathfrak{M}}(a_{i_1} \dots a_{i_n} / A) = \text{tp}^{\mathfrak{M}}(a_{j_1} \dots a_{j_n} / A).$$

باز به بیان دیگر، دنباله‌ی یادشده وقتی روی A بازشناختنی است که هر تایپ $\text{tp}^{\mathfrak{M}}(a_{i_1} \dots a_{i_n} / A)$ تنها به تایپ بدون سور $\text{qftp}_{DLO}(i_1, \dots, i_n)$ بستگی داشته باشد. پس مثلاً اگر $(a_i)_{i \in \omega}$ روی A بازشناختنی باشد، داریم

$$a_0 \equiv_A a_1 \equiv_A a_2 \dots$$

$$a_0, a_1 \equiv_A a_0, a_2 \equiv_A a_0, a_3 \dots \equiv_A a_1, a_2 \equiv_A a_1, a_3 \dots \equiv_A a_2, a_3 \dots \equiv_A a_3, a_4 \dots$$

$$a_0, a_1, a_2 \equiv_A a_0, a_1, a_3 \equiv_A a_1, a_2, a_3 \dots \equiv_A a_1, a_5, a_6 \equiv_A \dots$$

^۵ چنین دنباله‌ای را می‌توان «تمییزناپذیر» یا «تشخیص‌ناپذیر» هم خواند. ترجیح من همان واژه‌ی بازشناختنی است. درواقع یک دنباله‌ی این چنین از اعضای تشکیل شده است که توسط تئوری از هم بازشناخته نمی‌شوند.

مثال ۹۹ (میدانهای بسته ی جبری): فرض کنیم $F \models ACF$ و $k \subseteq F$ زیرمیدانی از آن باشد. هر دنباله ی $(a_i)_{i \in \omega}$ از عناصر F که روی k متعالیند، روی k بازشناختنی است. برای اثبات گفته ی فوق، توجه کنید که برای هر $i_1 < i_2 < \dots < i_n$ بنا به متعالی بودن عناصر دنباله داریم $k(a_1, \dots, a_n) \cong k(a_{i_1}, \dots, a_{i_n}) \cong k(X_1, \dots, X_n)$. بنا به حذف سور، این ایزومورفیسم در سامانه ای رفت و برگشتی واقع است که همتایی $a_1 \dots a_n$ و $a_{i_1} \dots a_{i_n}$ را روی k ضامن می شود.

به زبان ساده تر، توجه کنید که بنا به حذف سور، دو دنباله ی $a_1 \dots a_n$ و $a_{i_1} \dots a_{i_n}$ وقتی و تنها وقتی روی A همتایند که برای هر چندجمله ای $p(x_1, \dots, x_n) \in k[X_1, \dots, X_n]$ داشته باشیم

$$p(a_1, \dots, a_n) = 0 \Leftrightarrow p(a_{i_1}, \dots, a_{i_n}) = 0;$$

یعنی وقتی همه ی چندجمله ای ها درباره ی آنها هم نظر باشند. برقراری عبارت بالا برای دنباله ی ما واضح است؛ زیرا بنا به متعالی بودن عناصر دنباله، برای هر i_1, \dots, i_n و هر چندجمله ای چنان داریم

$$p(a_{i_1}, \dots, a_{i_n}) \neq 0.$$

مثال ۱۰۰ (میدانهای بسته ی حقیقی): گیریم \mathbb{R}^* توسیع (نااستاندارد) مقدماتی ای از $\langle \mathbb{R}, +, \cdot, 0, 1, \leq \rangle$ باشد. بنا به حذف سور داریم $\text{tp}(a/\mathbb{Q}) = \text{tp}(b/\mathbb{Q})$ اگر و تنها اگر a, b در نامساوی های یکسانی به شکل $f(x) > 0$ صدق کنند که $f(x) \in \mathbb{Q}[X]$. از طرفی، با دستکاریهای جبری می توان نشان داد که $f(x) > 0$ معادل است با عبارتی چون $x \in (a_1, b_1) \cup \dots \cup (a_n, b_n) \cup \{c_1, \dots, c_m\}$ که در آن نقاط پایانی بازه ها را می توان به صورت تعریف پذیر (حتی تنها به صورت چند جمله ای) بر حسب ضرایب f محاسبه کرد. این ویژگی، ترتیب کمینگی^۶ نام دارد. بنا به ترتیب کمینگی، هر زیرمجموعه ی تعریف پذیر یک بعدی از \mathbb{R}^* اجتماعی است متناهی از بازها و نقطه ها. پس یک دنباله ی $(a_i)_{i \in \omega}$ از عناصر \mathbb{R}^* روی \mathbb{Q} بازشناختنی است هرگاه عناصر آن همه در یک شکاف از \mathbb{Q} واقع باشند و دنباله ی یاد شده اکیداً صعودی و یا اکیداً نزولی باشد.

^۶o-minimality

توجه کنید که در خود \mathbb{R} نمی‌توان دنباله‌ای بازشناختنی حتی روی مجموعه‌ی تهی یافت. اگر قرار باشد که (a_n) بازشناختنی باشد، برای هر $\alpha \in \mathbb{Q}$ از آنجا که α را می‌توان به صورت $\frac{a}{b}$ در تئوری نوشت، باید داشته باشیم $a_i < \alpha \Leftrightarrow a_j < \alpha$. این در حالی است که برای هر دو جمله‌ی $a_i < a_j$ در دنباله‌ی مورد نظر، عنصری چون $\alpha \in \mathbb{Q}$ یافت می‌شود که $a_i < \alpha < a_j$.

مثال ۱۰۱ (ترتیبهای خطی چگال): از آنجا که DLO سورها را حذف می‌کند، هر دنباله‌ی صعودی در هر مدل آن، روی تهی بازشناختنی است. روی یک مجموعه‌ی داده‌شده‌ی A یک دنباله تنها در صورتی بازشناختنی است که اکیداً صعودی یا اکیداً نزولی باشد و اعضایش همه در شکاف یکسانی واقع شده باشند.

مثال ۱۰۲: اعضای یک دنباله‌ی بازشناختنی نمی‌توانند جبری باشند. در واقع اگر جمله‌ی اول جبری باشد، تایپ آن تنها توسط تعداد متناهی عنصر برآورده می‌شود. از طرفی همه‌ی بقیه‌ی دنباله نیز تایپ آن را برمی‌آورند. پس دنباله‌ی یادشده باید متناهی باشد (دنباله‌های بازشناختنی را نامتناهی فرض کرده‌ایم).

مثال ۱۰۳: اگر دنباله‌ی (a_i) روی A بازشناختنی باشد هر تصویر آن تحت اتومرفیسمی چون $f \in \text{Aut}(M/A)$ نیز روی A بازشناختنی است.

مثال ۱۰۴: اگر K یک فضای برداری باشد و $a = (a_i)_{i \in \omega}$ پایه‌ای نامتناهی از آن، آنگاه a دنباله‌ای بازشناختنی است.

در ادامه، به مسئله‌ی وجود دنباله‌های بازشناختنی می‌پردازیم. در زیر نشان داده‌ایم که $\Delta -$ بازشناختنی بودن، برای یک مجموعه‌ی متناهی Δ از فرمولها، به آسانی حاصل‌شدنی است.

گزاره ۱۰۵: گیریم Δ مجموعه‌ای متناهی باشد از فرمولها و (I, \leq) مجموعه‌ای مرتب خطی و $X = (a_i)_{i \in I}$ دنباله‌ای دلخواه در یک مدل M . آنگاه X دارای زیردنباله‌ای $\Delta -$ بازشناختنی (مانند $((b_j)_{j \in \omega})$) است.

اثبات. گیریم $\Delta = \{\phi_1, \dots, \phi_k\}$ که در آن متغیرهای آزاد x_1, \dots, x_n هستند، و قرار می‌دهیم

$$A = \{\psi(\bar{x}) \mid \psi = \bigwedge_{i=1}^k \theta_i, \theta_i \in \{\phi_i, \neg \phi_i\}\}.$$

مجموعه‌ی A متناهی است و برای هر $\bar{a} \in M$ فرمول یکتایی چون $\psi \in A$ موجود است به طوری که $\models \psi(\bar{a})$. روی $\{ \{a_{j_1} < \dots < a_{j_n}\} \mid j_1 < \dots < j_n \in I \}$ رنگ‌آمیزی

به قضیه‌ی رمزی، X زیرمجموعه‌ای متناهی چون Y دارد که همه‌ی زیرمجموعه‌های n عضوی آن همرنگند. دنباله‌ی Y همان دنباله‌ی مورد نظر است. \square

بیان دیگری برای اثبات. روی $[X]^n$ رابطه‌ی هم‌ارزی زیر را تعریف می‌کنیم:

$$\{a_1 < \dots < a_n\} \cong \{b_1 < \dots < b_n\} \Leftrightarrow \text{tp}_\Delta(\bar{a}) = \text{tp}_\Delta(\bar{b}).$$

تعداد کلاسهای رابطه‌ی بالا (تعداد رنگها) متناهی است. زیرمجموعه‌ای از X که از اعمال لم رمزی حاصل می‌شود، دنباله‌ی مورد نظر است. \square

بنا به گزاره‌ی بالا، می‌توان از اندرون یک دنباله‌ی شمارا، یک دنباله‌ی بازشناختنی نسبت به تعداد متناهی فرمول بیرون کشید. بنا به قضیه‌ی اردوش – رادو (که صورتی کلی‌تر است از رمزی و در این درس بدان نخواهیم پرداخت) برای هر مجموعه‌ی (نه لزوماً متناهی) Δ از فرمولها اگر اندازه‌ی دنباله‌ای که با آن شروع می‌کنیم به قدر کافی نسبت به اندازه‌ی Δ بزرگ باشد، می‌توان از دل آن دنباله‌ای با اندازه‌ی شمارا و در عین حال Δ – بازشناختنی بیرون کشید.

روش معمول دیگر (غیر از روش استفاده از لم اردوش – رادو) برای یافتن دنباله‌های بازشناختنی، آمیختن لم رمزی و لم فشردگی است. در زیر صورتی ساده از اعمال این روش را ارائه کرده‌ایم. در جلسات آینده صورتی کارگشایتر از قضیه‌ی زیر را بررسی خواهیم کرد که در آن ویژگی‌های دنباله‌ی بازشناختنی موردنظر را (به صورت موضعی حول هر فرمول) تحت کنترل بیشتری درخواهیم آورد.

۷

قضیه ۱۰۶: فرض کنیم I مجموعه‌ای باشد مرتب خطی. در آن صورت مدل $\mathcal{M} \models T$ و در آن دنباله‌ای بازشناختنی چون $(a_i)_{i \in I}$ موجودند.

اثبات. نخست بسط زبانی $L' = L \cup \{c_i\}_{i \in I}$ را از L توسط ثوابت جدید در نظر بگیرید. تئوری زیر را در نظر بگیرید:

$$T' = T \cup \{(c_i)_{i \in I} \text{ دنباله‌ای بازشناختنی است}\}$$

^۷جزوه‌ی «سادگی به زبان ساده» تألیف نویسنده‌ی دوم را برای دانستن تفاوت دنباله‌های حاصل از لم رمزی و لم اردوش رادو مطالعه بفرمایید.

به بیان دقیقتر، T' از اجتماع T با مجموعه‌های زیر از جملات حاصل شده است:

$$\{\phi(c_i) \leftrightarrow \phi(c_j)\}_{i,j \in I, \phi(x) \in L}$$

\vdots

$$\{\phi(c_{i_1}, \dots, c_{i_n}) \leftrightarrow \phi(c_{j_1}, \dots, c_{j_n})\}_{\phi(x_1, \dots, x_n) \in L, i_1 < \dots < i_n, j_1 < \dots < j_n \in I}$$

کافی است نشان دهیم که T' دارای مدل است، و برای آن کافی است مدل داشتن هر بخش متناهی از T' را ثابت کنیم. هر بخش متناهی از T' را می‌توان به مجموعه‌ای از جملات گستراند که بیانگر Δ بازشناختنی بودن یک دنباله‌ی متناهی، برای یک مجموعه‌ی متناهی Δ از فرمولها هستند. گزاره‌ی ۱۰۵ مدل مورد نظر را فراهم می‌آورد.

□

۳.۲ جلسه‌ی شانزدهم، توابع اسکولمی و اسکولمیزه کردن

فرض کنید که \mathfrak{M} یک L ساختار باشد و A زیرمجموعه‌ای از آن. می‌دانیم که $\langle A \rangle$ ، زیرساختار تولیدشده توسط A ، مجموعه‌ی متشکل از همه‌ی $t^{\mathfrak{M}}(a_1, \dots, a_n)$ هاست. این مجموعه، لزوماً یک زیرساخت مقدماتی نیست؛ برای مثال زیرساخت تولید شده توسط ۱ در ساختار $\langle \mathbb{Q}, +, -, \cdot \rangle$ برابر است با $\langle \mathbb{Z}, +, -, \cdot \rangle$. با این همه، در مثال یادشده، اگر در زبان توابع $f_{\frac{1}{n}}(x) = \frac{x}{n}$ را می‌داشتیم، آنگاه زیرساخت تولیدشده توسط عنصر ۱ برابر می‌شد با خود $\langle \mathbb{Q}, +, -, \cdot \rangle$ ، که مسلماً زیرساختی مقدماتی از ساختار یادشده است.

بنا به لم تارسکی، اگر $\mathfrak{M} \subseteq \mathfrak{N}$ آنگاه $\mathfrak{M} \prec \mathfrak{N}$ اگر و تنها اگر برای هر فرمول بدون سور $\mathfrak{N} \models \exists x \phi(x, \bar{a})$ اگر $\phi(x, \bar{a}) \in L_M$

$$\mathfrak{N} \models \exists x \in M \phi(x, \bar{a}).$$

اگر ترمهایی مانند t در زبان داشتیم، چنانکه از

$$\mathfrak{N} \models \exists x \phi(x, \bar{a})$$

نتیجه می‌شد

$$\mathfrak{N} \models \phi(t(\bar{a}), \bar{a}),$$

آنگاه دو ساختار مورد نظر، لوازم لم تارسکی را می‌داشتند.

تعریف ۱۰۷ (ویژگی اسکولم): گوئیم در تئوری T توابع اسکولم تعبیه شده‌اند^۱، هرگاه برای هر فرمول $\phi(x, \bar{y})$ ترم $t_\phi(\bar{y})$ چنان موجود باشد که

$$T \models \forall \bar{y} (\exists x \phi(x, \bar{y}) \rightarrow \phi(t_\phi(\bar{y}), \bar{y})).$$

توجه کنید که اگر $|\bar{y}| = 0$ آنگاه ترم مورد نظر باید یک ثابت باشد؛ یعنی

$$T \models \exists x \phi(x) \rightarrow \phi(c_\phi).$$

^۱ T has built-in Skolem functions.

گزاره ۱۰۸: اگر T یک تئوری سازگار در زبان L باشد، زبان L' شامل L و تئوری T' در آن شامل T چنان موجودند که T' دارای توابع اسکولمی تعبیه شده است.

اثبات. قرار دهید $L_0 = L$ و $T_0 = T$ و فرض کنید L_1 زبانی باشد که در آن برای هر L فرمول بدون سور $\phi(x, \bar{y})$ یک نماد تابعی f_ϕ داریم. نیز تئوری T_1 را اجتماع T بگیرید با همه‌ی جمله‌های

$$\forall \bar{y} (\exists x \phi(x, \bar{y}) \rightarrow \phi(f_\phi(\bar{y}), \bar{y}))$$

که در آن $\exists x \phi(x, \bar{y}) \in T_1$ تئوری T_1 دارای مدل است؛ برای تعبیر تابع f کافی است هر $f_\phi(\bar{y})$ را عنصری بگیریم که ضامن $\phi(x, \bar{y})$ باشد. بدین ترتیب، زبان L_{n+1} را زبانی می‌گیریم که از اجتماع L_n با نمادهای تابعی f_ϕ برای هر $\phi(x, \bar{y}) \in L_n$ حاصل شده است و فرض می‌کنیم تئوری T_{n+1} از اجتماع T_n با جملات زیر حاصل شده باشد:

$$\forall \bar{y} (\exists x \phi(x, \bar{y}) \rightarrow \phi(f_\phi(\bar{y}), \bar{y})).$$

برای هر $\phi(x, \bar{y}) \in L_n$ تئوری $T_\omega = \bigcup_{i < \omega} T_i$ در زبان $L_\omega = \bigcup_{i < \omega} L_i$ تئوری مورد نظر ماست. \square

تعریف ۱۰۹: تئوری T_ω را اسکولمیزش (یا اسکولمیزه شده‌ی) T^9 می‌خوانیم و آن را با T_{skolem} نشان می‌دهیم.

تمرین ۵۷:

۱. نشان دهید که T_{skolem} سورها را حذف می‌کند.
۲. نشان دهید که به هنگ T_{skolem} همه‌ی جمله‌ها دارای معادل عمومی‌اند (معادلی تنها دارای سور عمومی). به طور خاص، این تئوری دارای اصل بندی عمومی است.
۳. با استفاده از اسکولمیزه‌سازی، و بدینسان تقلیل منطق مرتبه‌ی اول به منطق گزاره‌ها، اثباتی توپولوژیک برای قضیه‌ی فشرده‌گی ارائه کنید.

فرض کنیم که تئوری T دارای توابع اسکولمی باشد. دیدیم که برای هر مجموعه‌ی مرتب خطی $\langle I, \leq \rangle$ می‌توان دنباله‌ای بازنشاختنی چون $(a_i)_{i \in \omega}$ در مدلی از T یافت. مدل تولید شده توسط a_i ها را با $S_{EM}(a_i | i \in I)$ نشان می‌دهیم و آن را پوش اسکولمی (یا غلاف اسکولمی) 10 این دنباله

⁹Skolemization

¹⁰Skolem hull

می‌خوانیم. (با توجه به نقش توابع اسکولمی نشان دهید که) داریم

$$S_{EM}(a_i|i \in I) \prec \mathfrak{M}$$

و به ویژه

$$S_{EM}(a_i|i \in I) \models T.$$

تمرین ۵۸: فرض کنید $f : I \rightarrow I$ یک اتومرفیسم ترتیبی باشد. نشان دهید که نگاشت $\hat{f} : S_{EM}(a_i|i \in I) \rightarrow S_{EM}(a_i|i \in I)$ با ضابطه‌ی $\hat{f}(t(a_{i_1}, \dots, a_{i_n})) = \hat{f}(t(a_{f(i_1)}, \dots, a_{f(i_n)}))$ یک اتومرفیسم است.

۴.۲ جلسه‌ی هفدهم

یکی از سودمندیه‌ای مدل‌های اهغن فُیشتِ موسْتفسکی تولیدشده توسط دنباله‌های بازنشاختنی، که در اثباتهای بعدی بسیار به کارمان خواهد آمد، این است که در آنها تایپهای زیادی برآورده نمی‌شوند.

لم ۱۱۰: فرض کنید که I مجموعه‌ای خوشترتیب باشد، $(a_i)_{i \in I}$ دنباله‌ای بازنشاختنی، و \mathfrak{M} مدل اسکولمی تولیدشده توسط دنباله‌ی یادشده. برای هر مجموعه‌ی شمارای $A \subseteq M$ ، حداکثر تعداد شمارا تایپ روی A ، در M محقق می‌شوند.

اثبات. نخست لم بالا را در حالت خاص $A = (a_i)_{i \in I} \subseteq (a_i)_{i \in I}$ اثبات می‌کنیم. نیز نخست ادعا می‌کنیم که در این حالت

$$|\{ \text{tp}^{\mathfrak{M}}(a_i/A) \mid i \in I \}| \leq \aleph.$$

توجه کنید که اگر $i, j \in I$ وضعیت ترتیبی یکسانی نسبت به I داشته باشند، آنگاه a_i, a_j تایپ یکسانی روی A دارند؛ به بیان دیگر اگر $\text{qftp}_{DLO}(i/I.) = \text{qftp}_{DLO}(j/I.)$ آنگاه $\text{tp}^{\mathfrak{M}}(a_i/A) = \text{tp}^{\mathfrak{M}}(a_j/A)$. علت این امر ساده است؛ برای هر $i., \dots, i_k \in I$ اگر وضع ترتیبی i, j نسبت به این دنباله یکسان باشد، آنگاه وضعیت ترتیبی دو دنباله‌ی $i, i., \dots, i_k$ و $j, i., \dots, i_k$ نیز یکسان است؛ که این بنا به بازنشاختنی بودن دنباله‌ی $(a_i)_{i \in I}$ نتیجه می‌دهد که

$$\mathfrak{M} \models \phi(a_i, a_i., \dots, a_{i_k}) \leftrightarrow \phi(a_j, a_i., \dots, a_{i_k})$$

حالات مخلفی که i از لحاظ ترتیبی نسبت به I می‌تواند داشته باشد، به صورت زیر است.

- در I باشد (شمارا حالت).
- از تمام عناصر I بزرگتر باشد. (یک حالت)
- از تمام عناصر I کوچکتر باشد (یک حالت).
- از برخی از عناصر I کوچکتر باشد و از برخی دیگر بزرگتر (ادعا: شمارا حالت)

حال به محاسبه‌ی تعداد حالات در مورد آخر می‌پردازیم. طبیعتاً تعداد آن حالات برابر است با تعداد شکافها در مجموعه‌ی I . شهود ما عموماً ما را بدین تصور وامی‌دارد که تعداد شکافها در یک

مجموعه‌ی مرتب‌شمارا، ناشماراست. این شهود در اینجا کار نمی‌کند و فرض خوشترتیب بودن مجموعه‌ی I در اینجا به کار می‌آید.

قرار دهید $I^i = \{k \in I \mid k > i\}$. بنا به خوشترتیبی، $\min I^i$ موجود است. برای هر $i, j \in I$ داریم $I^i = I^j$ اگر و تنها اگر $\min I^i = \min I^j$. پس تعداد شکافهای اینچنین، بنا به شمارا بودن I شماراست.

تا اینجا ثابت کرده‌ایم که تعداد تایپهای تک متغیره‌ی به صورت $\text{tp}^{\mathfrak{M}}(a_i/A)$ حداکثر شماراست. همین گفته درباره‌ی تایپهای n متغیره نیز برقرار است. تعداد این تایپها نیز برابر با تعداد حالات ترتیبی مجموعه‌های i_1, \dots, i_n از اعضای I است نسبت به I . به بیان دیگر اگر i_1, \dots, i_n و j_1, \dots, j_n وضعیت ترتیبی یکسانی نسبت به I داشته باشند آنگاه

$$\text{tp}^{\mathfrak{M}}(a_{i_1}, \dots, a_{i_n}) = \text{tp}^{\mathfrak{M}}(a_{j_1}, \dots, a_{j_n}).$$

تعداد حالات ترتیبی متصور برای i_1, \dots, i_n نسبت به I نیز شماراست؛ زیرا تعداد حالات ترتیبی آنها نسبت به هم متناهی است، و تعداد حالات ترتیبی هر یک نسبت به I شماراست. پس تا اینجا ثابت کرده‌ایم که تعداد تایپهای به شکل $\text{tp}^{\mathfrak{M}}(a_{i_1}, \dots, a_{i_n})/A$ شماراست. می‌خواستیم تعداد تایپهای برآورده شونده در M را بیابیم. می‌دانیم که عناصر M به شکل زیر هستند:

$$M = \{t^{\mathfrak{M}}(a_{i_1}, \dots, a_{i_n}) \mid i_1, \dots, i_n \in I, t \text{ ترمی اسکولمی}\}$$

دوباره معلوم است که اگر $\text{qftp}_{DLO}(i_1, \dots, i_n/I) = \text{qftp}_{DLO}(j_1, \dots, j_n/I)$ آنگاه

$$\text{tp}^{\mathfrak{M}}(t^{\mathfrak{M}}(a_{i_1}, \dots, a_{i_n})/A) = \text{tp}^{\mathfrak{M}}(t^{\mathfrak{M}}(a_{j_1}, \dots, a_{j_n})/A)$$

پس تعداد تایپها روی A در حالتی که $A \subseteq (a_i)_{i \in I}$ شماراست. همان بحث بالا برای اثبات این که تعداد تایپهای روی هر $A \subseteq M$ شماراست کار می‌کند. فرض کنیم

$$A = \{t^{\mathfrak{M}}(a_{i_1}, \dots, a_{i_k}) \mid i_1, \dots, i_k \in I, t \in T\}$$

که در آن T مجموعه‌ای است از ترمها و $I \subseteq I$. تعداد تایپهای برآورده شونده در M روی A کمتر یا مساوی تعداد تایپها روی مجموعه‌ی $A' = \{a_i \mid i \in I\}$ است؛ و آن شماراست. \square

بحث جدید، قضیه‌ی مُرلی

همچنان تئوری T را شمارا، کامل و فاقد مدل متناهی فرض کرده‌ایم. فرض کنید $\aleph < \kappa$ یک کاردینال نامتناهی باشد.

تعریف ۱۱۱: تئوری T را κ جازم^{۱۱} می‌خوانیم هرگاه هر دو مدل آن از اندازه‌ی κ با هم ایزومرف باشند. در حالتی که $\kappa = \aleph$ تئوری دارای شرط یادشده را \aleph جازم می‌خوانیم. تئوری T را به جازم در کاردینالی نامتناهی می‌خوانیم هرگاه در یک کاردینال ناشمارای κ جازم باشد.

همانگونه که بارها گفته‌ایم، هدف نهایی این درس اثبات قضیه‌ی زیر است:

گزاره ۱۱۲ (مُرلی): اگر T جازم در کاردینالی ناشمارا باشد، آنگاه در تمام کاردینالهای $\kappa \geq \aleph$ ، جازم است.

مثال ۱۱۳: فرض کنید V یک فضای برداری باشد روی یک میدان شمارا. اگر V دارای یک پایه‌ی متناهی یا شمارا باشد، آنگاه V شماراست. از این رو، دو فضای برداری شمارا لزوماً با هم ایزومرف نیستند (شاید یکی دارای بعد n و دیگری دارای بعد $m \neq n$ باشد). برای این که اندازه‌ی V ناشمارا شود، نیازمند پایه‌ای ناشمارا هستیم. در واقع

$$|V| = \aleph \times \dim(V) = \max\{\aleph, \dim(V)\}.$$

از طرفی، هر دو فضای برداری دارای بُعد مساوی با هم ایزومرفند. پس هر دو فضای برداری از اندازه‌ی $\aleph < \kappa$ از آنجا که همبُعدند با هم ایزومرفند.

^{۱۱} κ -categorical

۵.۲ جلسه‌ی هیجدهم

۱.۵.۲ تئوری‌های پایدار

در جلسه‌ی قبل گفتیم که در هر مدلی که در یک زبان اسکولمیزه، توسط یک دنباله‌ی بازنشاختنی با اندیس در یک مجموعه‌ی خوشترتیب تولید شود، روی هر مجموعه‌ی شمارا، تعداد تاییهایی که برآورده می‌شوند حداکثر شماراست.

لم ۱۱۴: برای هر کاردینال دلخواه κ تئوری T دارای مدلی چون \mathcal{M} است به طوری که $|M| = \kappa$ و برای هر مجموعه‌ی شمارای $A \subseteq M$ تعداد تاییهای روی A که در M محقق می‌شوند، حداکثر شماراست.

اثبات. در جلسه‌ی قبل ثابت کردیم که اگرچنانکه (I, \leq) خوشترتیب باشد و $(a_i)_{i \in I}$ دنباله‌ای باشد بازنشاختنی، آنگاه در $\mathcal{M} = S_{EM}(a_i | i \in I)$ روی هر مجموعه‌ی شمارا حداکثر شمارا تایپ برآورده می‌شوند. کافی است قرار دهیم $I = (\kappa, \leq)$. در این صورت $|S_{EM}(a_i | i \in I)| = \kappa$.

□

تعریف ۱۱۵: تئوری T را ω پایدار^{۱۲} می‌خوانیم هرگاه برای هر مدل شمارای $\mathcal{M} \models T$ مجموعه‌ی پایدار $S_1(M)$ (=مجموعه‌ی همه‌ی تاییهای با پارامتر در M) شمارا باشد.

یادآوری ۱۱۶: اگر M شمارا باشد، تعداد تاییهای با پارامتر در M حداقل برابر با \aleph_0 است. قبلاً ثابت کرده‌ایم که اگر تعداد تاییها از \aleph_0 بیشتر باشد، آنگاه برابر با 2^{\aleph_0} است.

تمرین ۵۹: نشان دهید که ACF یک تئوری ω پایدار است.

تمرین ۶۰: نشان دهید که تئوری فضاهای برداری روی یک میدان شمارای F یک تئوری ω پایدار است.

هر دو مثال بالا، \aleph_1 جازم هستند و بعداً ثابت خواهیم کرد که هر تئوری \aleph_1 جازم، ω پایدار است.

تمرین ۶۱: نشان دهید که اگر در تئوری T یک ترتیب قابل تعریف باشد، این تئوری ω پایدار نیست.

^{۱۲} ω -stable

تعریف ۱۱۷: برای $\kappa > \aleph$ تئوری T را κ پایدار می‌خوانیم هرگاه برای هر مدل $\mathcal{M} \models T$ با $|M| = \kappa$ داشته باشیم $|S_1(M)| = \kappa$. تئوری T را پایدار می‌خوانیم هرگاه $\kappa \geq \aleph$ موجود باشد، به طوری که این تئوری κ پایدار باشد.

تمرین ۶۲: تئوری T پایدار است اگر و تنها دارای ویژگی ترتیبی نباشد (یعنی هیچ ترتیبی در آن کُد نشود؛ در این باره در کلاس آموختال صحبت خواهیم کرد).

تمرین ۶۳: اگر T یک تئوری ω پایدار باشد، آنگاه برای هر $\kappa > \aleph$ این تئوری κ پایدار است.

انحراف از بحث. به طور کلی بنا به قضیه‌ای از شلاخ، یکی از حالات زیر برقرار است.

۱. برای هیچ کاردینال κ تئوری T ، κ پایدار نیست.

۲. به ازای هر $\kappa \geq \aleph$ تئوری T ، κ پایدار است. (معادلاً تئوری یادشده ω پایدار است).

۳. به ازای هر $\kappa \geq 2^{\aleph_0}$ تئوری T ، κ پایدار است (به بیان دیگر، این تئوری، فوق پایدار است).

۴. به ازای هر کاردینال λ که $\lambda^{\aleph_0} = \lambda$ تئوری T ، λ پایدار است (به طور محدود، پایدار است).

به طور

قضیه ۱۱۸: اگر تئوری T در یک کاردینال ناشمارا جازم باشد، ω پایدار است.

ناشمارا

جازم \Leftarrow

اثبات. فرض کنید که $\kappa \geq \aleph_1$ و تئوری یادشده κ جازم است. نیز فرض کنید به برهان خلف که برای مدل شمارای \mathcal{M} داریم $|S_1(\mathcal{M})| \geq \aleph_1$. بنا به لم لونهایم اسکولم و بنا به ویژگی ادغام، مدلی چون $\mathcal{M} \prec \mathcal{N} \models T$ موجود است به طوری که $|N| = \kappa$ و در N حداقل به تعداد \aleph_1 عنصر موجود است که تایپهای آنها روی M دو به دو متمایزند (این گفته را ثابت کنید). از طرفی بنا به لم ۱۱۴ تئوری یادشده دارای مدلی است از اندازه‌ی κ مانند \mathcal{M}' به طوری که روی هر زیرمجموعه‌ی شمارای آن حداکثر شمارا تایپ موجود است. پس $\mathcal{M} \not\equiv \mathcal{M}'$ ، که این خلاف κ جازم بودن است (در دو مدل ایزومرف ویژگی‌های مرتبه‌ی دوم نیز حفظ می‌شود). \square

ω پایدار.

۲.۵.۲ تئوری‌های کاملاً متعالی و مرتبه‌ی مُرلی

مفهوم ω پایدار بودن مفهومی جهانی است؛ یعنی، حداقل در تعریف، به فرمول خاصی وابسته نیست. در نظریه‌ی مدل بسیار پیش می‌آید که مفهومی جهانی، مفهومی موضعی را نتیجه دهد یا با آن معادل شود. در زیر خواهیم دید که ω پایدار بودن، کاملاً متعالی بودن را نتیجه می‌دهد، که آن مصداقی از مفاهیم موضعی است.

در تئوری‌های کاملاً متعالی، که در زیر به طور دقیق تعریف شده‌اند، به هر مجموعه‌ی تعریف‌پذیر می‌توان یک «رتبه» با مقادیر اردینالی نسبت داد. با کمک این رتبه، تایپها و مفهوم «استقلال» مدیریت می‌شوند.

یادآوری ۱۱۹: اگر $\mathfrak{M} \models T$ ، مجموعه‌ی $A \subseteq M^k$ را تعریف‌پذیر با پارامتر می‌خوانیم هرگاه فرمول $\phi(\bar{x}, \bar{b})$ چنان موجود باشد که

$$A = \{\bar{c} \in M^k \mid \mathfrak{M} \models \phi(\bar{c}, \bar{b})\}.$$

در ادامه، هدفمان تعریف مرتبه‌ی مُرلی روی همه‌ی مجموعه‌های تعریف‌پذیر است. مقادیر مرتبه‌ی یادشده در $\{-1\} \cup \{\infty\} \cup \text{Ord}$ خواهند بود. معمولاً بی‌آنکه ابهامی رخ دهد، مرتبه‌ی مُرلی مجموعه‌ای چون A را که با فرمولی چون $\phi(\bar{x}, \bar{a})$ تعریف می‌شود، با $\text{RM}^{\mathfrak{M}}(\phi(\bar{x}, \bar{a}))$ یا $\text{RM}(A)$ نشان می‌دهیم. نیز، فعلاً مرتبه‌ی مُرلی را در یک مدل مشخص \mathfrak{M} تعریف می‌کنیم. خواهیم گفت $\text{RM}(A)^{\mathfrak{M}} = \alpha$ هرگاه $\text{RM}(A)^{\mathfrak{M}} \geq \alpha$ و $\text{RM}^{\mathfrak{M}}(A) \not\geq \alpha + 1$. پس کافی است، $\text{RM}(A) \geq \alpha$ را برای هر اردینال دلخواه α در زیر تعریف کنیم. ماهیت چنین تعریفی، علی‌القاعده استقرائی خواهد بود. در زیر، مجموعه‌های مورد اشاره، تعریف‌پذیر با پارامتر در مدل M هستند.

تعریف ۱۲۰:

$$1. \text{RM}^{\mathfrak{M}}(A) \geq 0 \text{ اگر و تنها اگر } A \neq \emptyset.$$

$$2. \text{ اگر } \beta \text{ اردینالی حدی باشد، آنگاه } \text{RM}^{\mathfrak{M}}(A) \geq \beta \text{ هرگاه } \text{RM}^{\mathfrak{M}}(A) \geq \alpha \text{ برای هر } \alpha < \beta.$$

$$3. \text{RM}^{\mathfrak{M}}(A) \geq \alpha + 1 \text{ اگر و تنها اگر مجموعه‌های دوه‌دومجزای } (A_i)_{i \in \omega} \text{ چنان موجود باشند که } A_i \subseteq A, i \text{ برای هر } i \text{ و } \text{RM}^{\mathfrak{M}}(A_i) \geq \alpha.$$

تعریف ۱۲۱:

$$\text{RM}^{\mathfrak{M}}(A) = \begin{cases} \alpha & \alpha = \min\{\beta \mid \text{RM}^{\mathfrak{M}}(A) \not\geq \beta + 1\} \\ \infty & \forall \beta \quad \text{RM}^{\mathfrak{M}}(A) \geq \beta. \end{cases}$$

تعریف ۱۲۲: تئوری T را کاملاً متعالی^{۱۳} می‌خوانیم هرگاه برای هر مدل $T \models \mathfrak{M}$ و هر فرمول $\phi(\bar{x}, \bar{a})$ که در آن $\bar{a} \in M$ داشته باشیم $\text{RM}^{\mathfrak{M}}(\phi(\bar{x}, \bar{a})) \in \text{Ord}$.

به بیان دیگر، در یک تئوری کاملاً متعالی، هر فرمول دارای مرتبه‌ی مُرلی است.

تمرین ۶۴: برای کاملاً متعالی بودن کافی است شرط بالا برای یک مدل ω اشباع برقرار باشد.

مثال ۱۲۳: در زبان $L = \{E\}$ تئوری یک رابطه‌ی هم‌ارزی دارای نامتناهی کلاس، و هر کلاس نامتناهی را T بنامید.

$$\text{RM}(x = a) = 0 \bullet$$

$$\text{RM}(E(x, a)) = 1 \bullet$$

$$\text{RM}(x = x) = 2 \bullet$$

تمرین ۶۵: برای هر $\alpha \in \text{Ord}$ یک تئوری T معرفی کنید که در آن $\text{RM}(x = x) = \alpha$.

^{۱۳}totally transcendental

۶.۲ جلسه‌ی نوزدهم

برای یک تئوری فاقد مدل متناهی در یک زبان شمارا، مفهوم مرتبه‌ی مَرلی را تعریف کردیم.

مثال ۱۲۴: در زبان $L = \{E_1, E_2\}$ تئوری T را در نظر بگیرید که می‌گوید

• E_1 یک رابطه‌ی هم‌ارزی است با نامتناهی کلاس و هر کلاس آن نامتناهی است.

• E_2 یک رابطه‌ی هم‌ارزی است که E_1 به طور نامتناهی را تظریف می‌کند (یعنی هر کلاس

E_1 اجتماعی از نامتناهی کلاس E_2 است)، و هر کلاس آن نامتناهی است.

(بررسی کنید که T کامل، دارای حذف سور و ω جازم است و $\text{RM}(x = x) = 3$).

مثال ۱۲۵: به طور مشابه در زبان $L = \{E_1, E_2, E_3\}$ می‌توان یک تئوری از روابط هم‌ارزی نوشت

که در آن $\text{RM}(x = x) = 4$.

مثال ۱۲۶: زبان $L = \{E_1, E_2, \dots\}$ و تئوری T را در آن در نظر بگیرید که طبق آن هر E_i یک

رابطه‌ی هم‌ارزی است با نامتناهی کلاس و هر کلاس آن نامتناهی است و E_{i+1} تظریفی است از

E_i . تئوری یادشده \aleph_1 جازم نیست. ادعا می‌کنیم که در این تئوری، فرمولهای $\{\phi(\bar{x}, \bar{b}_\tau)\}_{\tau \in \omega^{<\omega}}$

به شکل درختی ω انشعابی، چنان موجودند که هر $\{\phi(\bar{x}, b_{\tau \smallfrown i})\}_{i \in \omega}$ ناسازگار است و برای هر i

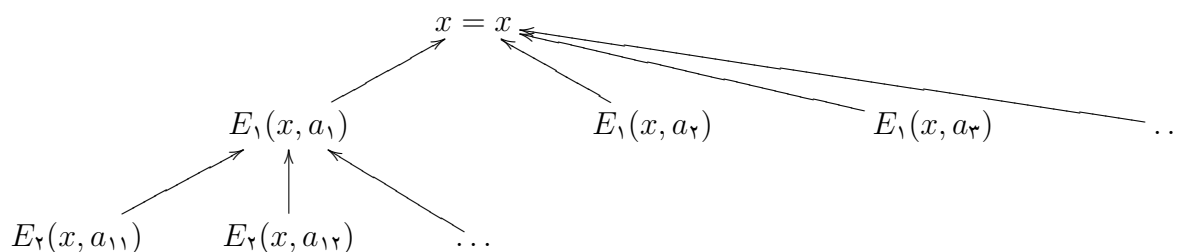
داریم $\phi(\bar{x}, \bar{b}_\tau) \rightarrow \phi(\bar{x}, \bar{b}_{\tau \smallfrown i})$. توجه کنید که $\omega^{<\omega}$ درختی است ساخته شده از زیرمجموعه‌های

متناهی ω به طوری که در ریشه‌ی آن مجموعه‌ی \emptyset قرار می‌گیرد، روی تهی شاخه‌های $0, 1, 2, \dots$

قرار می‌گیرند، و بدین ترتیب روی 0 شاخه‌های $00, 01, 02, \dots$ جای گرفته‌اند و درخت به طور

مشابه ادامه می‌یابد.

درخت یادشده را به صورت زیر می‌سازیم:



توجه کنید که بنا به وجود درخت بالا، تعداد تایپها روی یک مجموعه‌ی شمارا (پارامترهای درخت)

برابر با 2^{\aleph_0} است. پس تئوری بالا، ω پایدار نیست. در جلسات بعد نشان خواهیم داد که ω پایداری

معادل با کاملاً متعالی بودن، یعنی داشتن مرتبه‌ی مرلیِ اردینالی است. پس در تئوری بالا فرمول $x = x$ دارای مرتبه‌ی مرلیِ ∞ است؛ به طور کلی،

ادعای ۱۲۷: اگر یک تئوری T فرمولهای $\{\phi(\bar{x}, \bar{b}_\tau)\}_{\tau \in \omega < \omega}$ در درختی ω انشعابی به سان بالا قرار بگیرند، در این تئوری، مرتبه‌ی مرلی فرمول نشسته در بالای درخت، بی‌نهایت است.

اثبات. توجه کنید که در یک درخت این‌چنین، اگر مرتبه‌ی فرمول نشسته در بالا از اردینال α بیش‌تر یا مساوی باشد، آنگاه از $\alpha + 1$ نیز بیش‌تر یا مساوی است؛ زیرا تصویر درخت در هر فرمول زیرین تکرار شده است. حال توجه کنید که مرتبه‌ی مرلی فرمول ϕ_\emptyset از هر $n \in \omega$ بیش‌تر است. \square

توجه ۱۲۸: وجود درخت دوشاخه شونده نیز وجود درخت ω انشعابی را نتیجه می‌دهد؛ زیرا از میان درخت دو شاخه شونده با حذف برخی شاخه‌ها می‌شود درخت ۴ شاخه شونده و بدین ترتیب $2n$ شاخه شونده درآورد، و بنا به فشردگی به درختی ω انشعابی رسید.

در جلسه‌ی بعد ثابت خواهیم کرد که

گزاره ۱۲۹: تئوری T یک تئوری ω پایدار است اگر و تنها اگر کاملاً متعالی باشد.

لم ۱۳۰ (ویژگی‌های مرتبه‌ی مرلی):

• $\text{RM}(\phi) \geq 0$ اگر و تنها اگر $\phi(M) \neq \emptyset$.

• $\text{RM}(\phi) \geq 1$ اگر و تنها اگر $\phi(M)$ نامتناهی باشد.

• اگر

$$\mathfrak{M} \models \forall \bar{x} \quad (\phi(\bar{x}, \bar{m}) \rightarrow \psi(\bar{x}, \bar{b}))$$

$$\text{RM}(\psi) \geq \text{RM}(\phi) \text{ آنگاه}$$

• $\text{RM}(\phi \vee \psi) = \max\{\text{RM}(\phi), \text{RM}(\psi)\}$.

اثبات. تنها مورد آخر را ثابت می‌کنیم، و برای آن ثابت می‌کنیم که برای هر اردینال α

$$\text{RM}(\phi \vee \psi) \geq \alpha \Leftrightarrow \max\{\text{RM}(\phi), \text{RM}(\psi)\} \geq \alpha.$$

اثبات گفته‌ی بالا برای $\alpha = 0$ و اردینالهای حدی، آسان است. فرض کنیم $\text{RM}(\phi \vee \psi) \geq \alpha + 1$.
 آنگاه فرمولهای $\phi \vee \psi$ چنان موجودند که $\text{RM}(\gamma_i) \geq \alpha$ داریم.

$$(\phi \wedge \gamma_i) \vee (\psi \wedge \gamma_i) \equiv \gamma_i.$$

بنا به فرض استقراء، از آنجا که $\text{RM}(\gamma_i) \geq \alpha$ داریم

$$\max\{\text{RM}(\phi \wedge \gamma_i), \text{RM}(\psi \wedge \gamma_i)\} \geq \alpha.$$

پس برای هر i یا $\text{RM}(\phi \wedge \gamma_i) \geq \alpha$ یا $\text{RM}(\psi \wedge \gamma_i) \geq \alpha$. یکی از دو مورد ذکر شده برای نامتناهی i رخ می‌دهد؛ بی‌کاسته شدن از کلیت فرض کنیم $\text{RM}(\phi \wedge \gamma_i) \geq \alpha$ برای نامتناهی i .
 از این نتیجه می‌شود که $\text{RM}(\phi) \geq \alpha + 1$. \square

۷.۲ جلسه‌ی بیستم

در جلسه‌ی قبل دیدیم که وجود یک درخت ω انشعابی، موجب بی‌نهایت شدن مرتبه‌ی مُرلی فرمول نشسته در بالاترین گره (و بدینسان همه‌ی فرمولهای نشسته در درخت) می‌شود.

تا اینجا، مرتبه‌ی مُرلی را در یک مدل خاص تعریف کرده‌ایم. در ادامه می‌خواهیم تعریف را طوری گسترش دهیم که وابستگی آن به مدلها برطرف شود. عموماً (در تئوری کامل) برای برطرف کردن وابستگی تعریف به یک مدل خاص دو رهیافت وجود دارد:

رویکرد اول. ویژگی مورد نظر را در یک مدل خاص تعریف کنیم و ثابت کنیم که این ویژگی تحت توسیعیهای مقدماتی حفظ می‌شود. مثلاً قبلاً گفتیم که منظور از تایپ کامل، مجموعه‌ای بیشینال از فرمولهاست که با تئوری یک مدل M سازگارند. اگر p با تئوری M سازگار باشد، با تئوری هر توسیع مقدماتی از آن نیز سازگار است.

رویکرد دوم. یک مدل بسیار بزرگ را از تئوری تحت مطالعه در نظر گرفته فرض کنیم که همه‌ی مدلها به طور مقدماتی در آن می‌نشینند. سپس ویژگی مورد نظر را در آن مدل تعریف کنیم. وجود چنین مدلی، که آن را **مدل سترگ**^{۱۴} یا **مدل هیولا** می‌خوانیم، در کلاس آموختال ثابت شده است.

بگذارید فعلاً بحث را با رویکرد اول ادامه دهیم، و سپس آن را برای جلوگیری از پیچیدگی‌های مصنوعی، در یک مدل سترگ پی بگیریم.

تمرین زیر را در کلاس آموختال حل کردیم:

تمرین ۶۶: فرض کنید که \mathfrak{M} مدلی ω اشباع باشد. نشان دهید که هرگاه $\bar{a} \equiv \bar{b}$ آنگاه $RM^{\mathfrak{M}}(\bar{x}, \bar{a}) = RM^{\mathfrak{M}}(\bar{x}, \bar{b})$.

گزاره ۱۳۱: اگر $\mathfrak{M} \models T$ مدلی ω اشباع باشد، آنگاه برای هر توسیع مقدماتی $\mathfrak{N} \succ \mathfrak{M}$ و هر فرمول $\phi(\bar{x}, \bar{a})$ با $\bar{a} \in M$ داریم

$$RM^{\mathfrak{M}}(\phi(\bar{x}, \bar{a})) = RM^{\mathfrak{N}}(\phi(\bar{x}, \bar{a})).$$

به ویژه اگر $RM^{\mathfrak{N}}(\phi(\bar{x}, \bar{a})) = \infty$ آنگاه $RM^{\mathfrak{M}}(\phi(\bar{x}, \bar{a})) = \infty$.

^{۱۴}monster model

اثبات. به آسانی می‌توان نشان داد که (بنا به مقدماتی بودن توسیع)

$$\text{RM}^{\mathfrak{M}}(\phi(\bar{x}, \bar{a})) \leq \text{RM}^{\mathfrak{N}}(\phi(\bar{x}, \bar{a})).$$

در ادامه به اثبات عکس نامساوی بالا پرداخته‌ایم.

فرض کنید که بدانیم که هرگاه $\text{RM}^{\mathfrak{N}}(\phi(\bar{x}, \bar{a})) \geq \alpha$ آنگاه $\text{RM}^{\mathfrak{M}}(\phi(\bar{x}, \bar{a})) \geq \alpha$.
می‌خواهیم همین را برای $\alpha + 1$ ثابت کنیم. گیریم $\text{RM}^{\mathfrak{N}}(\phi(\bar{x}, \bar{a})) \geq \alpha + 1$. پس فرمولهای $\{\psi_i(\bar{x}, \bar{b}_i)\}_{i \in \omega}$ چنان موجودند که $\bar{b}_i \in N$ و $\mathfrak{N} \models \forall \bar{x} (\psi_i(\bar{x}, \bar{b}_i) \rightarrow \phi(\bar{x}, \bar{a}))$ و نیز $\psi_i(\bar{x}, \bar{b}_i)$ و $\psi_j(\bar{x}, \bar{b}_j)$ برای $i \neq j$ در N با هم اشتراکی ندارند. به کمک اشباع بودن، دنباله‌ی $(\bar{b}'_i)_{i \in \omega}$ را از اعضای M به گونه‌ای می‌سازیم که برای هر $n \in \omega$

$$\bar{b}'_1 \dots \bar{b}'_n \equiv_a \bar{b}_1 \dots \bar{b}_n. \quad (*)$$

از معادله‌ی (*) (و با کمک تمرین پیش از این گزاره) نتیجه می‌شود که فرمولهای $\psi_i(\bar{x}, \bar{b}'_i)$ ضامن اینند که $\text{RM}^{\mathfrak{M}}(\phi(\bar{x}, \bar{a})) \geq \alpha + 1$.
□

تئوری T کاملاً متعالی است اگر و تنها اگر در یک مدل اشباع $\mathfrak{M} \models T$ برای هر $n \in \mathfrak{N}$ مرتبه‌ی مُرلی M^n اردینال باشد (یعنی بینهایت نباشد):

نتیجه ۱۳۲: موارد زیر با هم معادلند:

۱. تئوری T کاملاً متعالی است.

۲. برای هر مدل ω اشباع \mathfrak{M} و هر فرمول $\phi(\bar{x}, \bar{a})$ با پارامتر $\bar{a} \in M$ داریم $\text{RM}^{\mathfrak{M}}(\phi(\bar{x}, \bar{a})) \in \text{Ord}$ ؛ یعنی هر فرمول دارای مرتبه‌ی مُرلی (اردینالی و نه بی‌نهایت) است.

۳. مدلی ω اشباع مانند \mathfrak{M} چنان موجود است که برای هر فرمول $\phi(\bar{x}, \bar{a})$ با پارامتر $\bar{a} \in M$ داشته باشیم $\text{RM}^{\mathfrak{M}}(\phi(\bar{x}, \bar{a})) \in \text{Ord}$.

۴. مدلی ω اشباع مانند \mathfrak{M} موجود است به طوری که برای هر $n \in \omega$ داریم $\text{RM}^{\mathfrak{M}}(M^n) \in \text{Ord}$ ؛ به بیان دیگر فرمول $x_1 = x_1 \wedge \dots \wedge x_n = x_n$ دارای مرتبه‌ی مُرلی است.

توجه ۱۳۳: در واقع در مورد آخر کافی است مرتبه‌ی مُرلی فرمولِ تک‌متغیره‌ی $x = x$ را لحاظ کنیم. اثبات این گفته فعلاً در برنامه‌مان نیست.

اثبات گزاره ۴ به ۱. فرض کنید که ۴ برقرار باشد و در عین حال، مدلی چون $\mathfrak{M} \models T$ و فرمولی چون $\phi(\bar{x}, \bar{a}) \in L_N$ چنان موجود باشند که $RM^{\mathfrak{M}}(\bar{x}, \bar{a}) = \infty$. می‌دانیم که در مدل ω اشباع مورد ۴، که آن را \mathfrak{M} می‌نامیم، مرتبه‌ی مُرلی همه‌ی فرمولها کمتر از بی‌نهایت است. بنا به ویژگی ادغام مدلی چون \mathfrak{N} موجود است که هر دوی $\mathfrak{M}, \mathfrak{N}$ به طور مقدماتی در آن می‌نشینند. این مدل را نیز ω اشباع فرض می‌کنیم. از $RM^{\mathfrak{M}}(\phi(\bar{x}, \bar{a})) = \infty$ نتیجه می‌گیریم که $RM^{\mathfrak{N}}(\phi(\bar{x}, \bar{a})) = \infty$. از آنجا که \mathfrak{M} مدلی ω اشباع است، در آن عنصری چون a' موجود است که $a' \equiv a$. پس $RM^{\mathfrak{N}}((\phi(\bar{x}, \bar{a}')) = RM^{\mathfrak{N}}(\phi(\bar{x}, \bar{a})) = \infty$. دوباره از آنجا که \mathfrak{M} مدلی ω اشباع است

$$RM^{\mathfrak{M}}((\phi(\bar{x}, \bar{a}')) = RM^{\mathfrak{N}}(\phi(\bar{x}, \bar{a}')) = \infty;$$

پس $RM^{\mathfrak{M}}(\bar{x} = \bar{x}) = \infty$ (زیرا بوضوح $\bar{x} = \bar{x} \supseteq \phi(\bar{x}, \bar{a})$) که این با ۴ در تناقض است. \square

در کلاس آموختال ثابت کردیم که در یک نظریه‌ی مناسب برای مجموعه‌ها و کلاسها می‌توان زنجیری مقدماتی چون $(M_\alpha)_{\alpha \in Ord}$ از مدلها ساخت، به طوری که همه‌ی تایپها در هر مدل M_α در مدل $M_{\alpha+1}$ برآورده شوند. مدل $\mathfrak{M} = \bigcup \mathfrak{M}_i$ مدلی است با اندازه‌ی کلاسی (و نه مجموعه‌ای) و κ_i اشباع برای هر کاردینال κ_i . نیز همه‌ی مدلهای مجموعه‌ای T در آن به صورت مقدماتی می‌نشینند. این مدل، به پیمانه‌ی ایزومرفیسم یکناست و آن را مدلِ سترگ، یا مدلِ هیولای تئوری T می‌خوانند. از این پس وقتی صحبت از مدل، مجموعه یا عنصری شود، منظور زیرمدلی مقدماتی یا زیرمجموعه و یا عنصری از آن مدل سترگ است. این مدل را از این پس با \mathbb{M} نشان داده‌ایم. نیز هر جا برای مرتبه‌ی مُرلی یا تایپ به مدل محیط اشاره نشده باشد، مدل مورد نظر همان مدل سترگ است. همان گونه که گفتیم، برای کنترل ویژگی‌های مقدماتی، یعنی هر ویژگی‌ای که تحت توسیع‌های مقدماتی حفظ می‌شود، کار در مدل سترگ راحتتر است.

در زیر تعریف مرتبه‌ی مُرلی را به تایپها گسترش داده‌ایم.

تعریف ۱۳۴ (مرتبه‌ی مُرلی): برای مجموعه‌ی A و تایپ $p(\bar{x}) \in S_n(A)$ تعریف می‌کنیم

$$RM(p(\bar{x})) = \min(RM(\phi(\bar{x}, \bar{a})) | \phi(\bar{x}, \bar{a}) \in p)$$

اگر T کاملاً متعالی باشد، برای هر تایپ $p(\bar{x})$ داریم $\text{RM}(p(\bar{x})) \in \text{Ord}$. اگر
 $p(\bar{x}) = \text{tp}(\bar{a}/A)$ به جای $\text{RM}(p(\bar{x}))$ گاهی می‌نویسیم $\text{RM}(\bar{a}/A)$. پس
 $\text{RM}(\bar{a}/A) = \min(\text{RM}(\phi(\bar{x}, \bar{b}) | \mathbb{M} \models \phi(\bar{a}, \bar{b}), \bar{b} \in A).$

توجه ۱۳۵: مرتبه‌ی مرلی، تعبیری از استقلال به دست می‌دهد. برای مجموعه‌های $A \subseteq B$ و
 عنصر a می‌نویسیم $a \perp_A B$ هرگاه $\text{RM}(\bar{a}/A) = \text{RM}(\bar{a}/B)$. در تئوریهای کاملاً متعالی،
 این استقلال خوش رفتاری‌های مورد انتظار از یک تعبیر برای استقلال را دارد:

همنوايي و تعدی اگر $A \subseteq B \subseteq C$ آنگاه

$$\left(\bar{a} \perp_A B \wedge \bar{a} \perp_B C \right) \Leftrightarrow \bar{a} \perp_A C.$$

ناوردایی تحت اتومرفیسمها

$$\bar{a} \perp_A B \Leftrightarrow f(\bar{a}) \perp_{f(A)} f(B) \quad \forall f \in \text{Aut}(\mathbb{M}).$$

تقارن

$$\bar{a} \perp_A \bar{b} \Leftrightarrow \bar{b} \perp_A \bar{a}.$$

ویژگی تناهی برای هر مجموعه‌ی A و عنصر \bar{a} زیرمجموعه‌ای متناهی چون $A' \subseteq A$ چنان
 موجود است که $\bar{a} \perp_{A'} A$.

ویژگی استقلال اگر شرایط زیر برقرار باشند:

$$a \perp_A a', \quad b \perp_A b', \quad a' \perp_A b'$$

$$a \equiv_A b$$

آنگاه عنصر c چنان موجود است که

$$c \perp_A a'b', \quad c \equiv_{Ma'} a, \quad c \equiv_{Mb'} b.$$

مشاهدات ۱۳۶:

۱. در کلاس تمرین، ثابت کردیم که اگر تئوری T داشته باشیم $\text{RM}(\phi(\bar{x}, \bar{a})) = \alpha$ آنگاه برای هر $\beta < \alpha$ فرمولی چون $\theta(\bar{x}, \bar{b})$ چنان موجود است که $\theta \rightarrow \phi$ و $\text{RM}(\theta) = \beta$ ؛ یعنی مرتبه‌ی مرلی، مقادیر را به صورت پیوسته اتخاذ می‌کند.

۲. گفته‌ی بالا، بالاخص برای فرمول $\bar{x} = \bar{x}$ برقرار است. اگر تئوری T کاملاً متعالی باشد، $\text{RM}(\bar{x} = \bar{x}) < \infty$. فرض کنیم $\text{RM}(\bar{x} = \bar{x}) = \text{RM}(\mathbb{M}^n) = \alpha$. در این صورت برای هر $\beta < \alpha$ فرمولی با مرتبه‌ی مرلی برابر با β موجود است.

۳. فرض کنیم $\text{RM}(\phi(\bar{x}, \bar{a})) < \alpha$. قبلاً گفته‌ایم که $\text{RM}(\phi(\bar{x}, \bar{a}))$ به $\text{tp}(\bar{a})$ بسته است؛ یعنی اگر $\text{tp}(\bar{b}) = \text{tp}(\bar{a})$ آنگاه $\text{RM}(\phi(\bar{x}, \bar{a})) = \text{RM}(\phi(\bar{x}, \bar{b}))$. بنابراین تعداد مقادیر متصور برای $\text{RM}(\phi(\bar{x}, \bar{a}))$ حداکثر برابر با تعداد تایپهای n متغیره است؛ یعنی برابر با $|S_n(T)|$. پس تعداد این مقادیر حداکثر برابر با 2^{\aleph_0} است.

۴. گفته‌های بالا را به هم می‌آمیزیم:

$$|\{\text{RM}(\phi(\bar{x}, \bar{a})) \mid \bar{a} \in \mathbb{M}\}| \leq 2^{\aleph_0} \quad \text{بنا به ۳}$$

$$|\{\text{RM}(\phi(\bar{x}, \bar{a})) \mid \bar{a} \in \mathbb{M}\}| = \alpha \quad \text{بنا به ۱ و ۲}$$

$$\text{پس } |\alpha| < 2^{\aleph_0}. \text{ بنابراین } \alpha < (2^{\aleph_0})^+.$$

۵. اگر تئوری مورد نظر ω پایدار بود، می‌داشتیم $\aleph_1 < \alpha_1$.

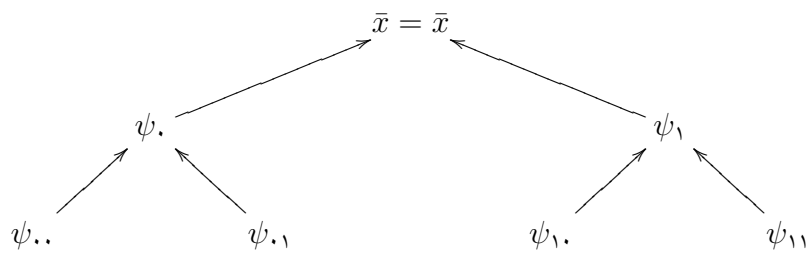
۶. پس در یک تئوری ω پایدار اگر مرتبه‌ی مرلی یک فرمول، بی‌نهایت نباشد، حتماً از $(2^{\aleph_0})^+$ کمتر است.

مشاهده‌ی بالا ما را برای اثبات قضیه‌ی زیر آماده می‌سازد:

قضیه ۱۳۷: هر تئوری ω پایدار، کاملاً متعالی است.

اثبات. فرض کنیم در یک تئوری ω پایدار داشته باشیم $\text{RM}(\bar{x} = \bar{x}) = \infty$. در مشاهدات بالا گفتیم که اگر مرتبه‌ی مرلی یک فرمول، بی‌نهایت نباشد، حتماً از $(2^{\aleph_0})^+$ کمتر است. از آنجا که

$\text{RM}(\bar{x} = \bar{x}) \geq (2^{\aleph_0})^+ + 1$ فرمولهای دو به دو مجزای $\{\psi_i\}_{i \in \omega}$ باید موجود باشند که مرتبه‌ی مرلی هر یک حداقل $(2^{\aleph_0})^+$ است. پس مرتبه‌ی مرلی هر یک از این فرمولها نیز بی‌نهایت است. دو فرمولِ اینچنین، مثلاً ψ_0, ψ_1 را، در درختی در زیرِ $\bar{x} = \bar{x}$ قرار می‌دهیم. از آنجا که $\text{RM}(\psi_0) = \infty$ به طور مشابه، دو فرمولِ مجزای $\psi_{0,0}, \psi_{0,1}$ یافت می‌شوند که ψ_0 آنها را در بردارد؛ و بدینسان می‌توان به درختی رسید از فرمولهای دو به دو مجزا در هر طبقه‌ی افقی، و با مرتبه‌ی مرلی بی‌نهایت. وجود چنین درختی، موجب افزایش تعداد تایپها و نقضِ ω پایدار بودن می‌شود.



□

در جلسه‌ی بعد عکس قضیه‌ی بالا را ثابت می‌کنیم.

۸.۲ جلسه‌ی بیست‌ویکم

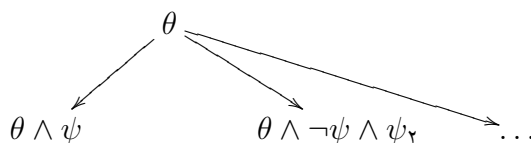
در جلسه‌ی پیش ثابت کردیم که هر تئوری ω پایدار، کاملاً متعالی است. اثبات عکس این گفته را برای این جلسه وعده کرده بودیم. پیش از آن قضیه‌ی زیر را یادآوری می‌کنیم:

یادآوری ۱۳۸ (کانتور بندیکسون): اگر (X, d) یک فضای متریک کامل جدائی‌پذیر باشد، آنگاه $X = A \cup B$ که در آن A یک زیرفضای بسته‌ی تام است (یعنی همه‌ی عناصر آن حدی هستند) و B یک زیرفضای باز شمارا. (B را مجموعه‌ی نقاط پراکنده‌ی فضای X می‌خوانیم). به ویژه اگر X ناشمارا باشد، $A \neq \emptyset$.

تمرین ۶۷: نشان دهید که با تعبیری مناسب، مرتبه‌ی مُرلی، معادل با مرتبه‌ی کانتور – بندیکسون است. به ویژه اگر تئوری مورد نظر ω پایدار باشد، همه‌ی نقاط در قسمت باز شمارا می‌افتند.

قضیه ۱۳۹ (قضیه‌ی اصلی): تئوری T کاملاً متعالی است اگر و تنها اگر ω پایدار باشد.

اثبات. اگر تئوری T ، ω پایدار نباشد مدلی شمارا چون $\mathfrak{M} \models T$ دارد، به طوری که $|S_n(M)| = 2^n$. فرض کنیم که A زیرمجموعه‌ی بسته‌ی تام قضیه‌ی کانتور بندیکسون برای $S_n(M)$ باشد. گیریم $p(\bar{x}) \in A$. باز پایه‌ای $[\theta(\bar{x}, \bar{m})]$ را چنان در نظر بگیرید که $p(\bar{x}) \in [\theta(\bar{x}, \bar{m})]$ از آنجا که $A \cap [\theta(\bar{x}, \bar{m})]$ ناتهی، و از این رو نامتناهی است، تایی چون $p_1(\bar{x}) \neq p(\bar{x})$ در آن موجود است. فرض کنید که ψ از فرمولهای جداکننده‌ی p_1, p باشد؛ یعنی مثلاً $\psi \in p, \neg\psi \in p_1$. فرمول $\theta \wedge \psi$ را در گرهی زیر فرمول θ قرار می‌دهیم. توجه می‌کنیم که $p_1 \in [\theta \wedge \neg\psi]$ به دلیل مشابه، $p_2 \in [\theta \wedge \neg\psi]$ و از این رو شامل $p_1 \neq p_2$ است. فرض می‌کنیم که ψ_1 فرمول جداکننده‌ی p_1, p_2 باشد؛ فرض می‌کنیم که $\psi_2 \in p_1$ و $\neg\psi_2 \in p_2$. پس داریم $p_1 \in [\theta \wedge \neg\psi \wedge \psi_2]$ و $p_2 \in [\theta \wedge \neg\psi \wedge \neg\psi_2]$. مشابه بالا فرمول $\theta \wedge \neg\psi \wedge \psi_2$ را در گره زیر θ قرار می‌دهیم و همین کار را یافتن $p_3 \neq p_2$ و $p_3 \in [\theta \wedge \neg\psi \wedge \neg\psi_2]$ ادامه می‌دهیم. در این روند به درختی ω انشعابی ولی با ارتفاع ۱ می‌رسیم. از طرفی هر گره درخت را می‌توان در فراروند بالا قرار داد و بدینسان ω انشعاب به زیر آن زد. یعنی در تئوریمان یک درخت نامتناهی ω انشعابی داریم؛ به بیان دیگر تئوری ما کاملاً متعالی نیست.





۹.۲ جلسه‌ی بیست و دوم

همان طور که دانسته‌ایم، وقتی $\text{RM}(\phi(\bar{x}, \bar{a})) = \alpha$ آنگاه در داخل $\phi(\bar{x}, \bar{a})$ نمی‌توان نامتناهی فرمول مجزای با مرتبه‌ی مُرلی برابر با α پیدا کرد (در غیر این صورت، مرتبه‌ی مُرلی می‌شد $\alpha + 1$). به بیان دیگر، تعداد فرمولهای مجزای با مرتبه‌ی مُرلی برابر با α که هر کدامشان $\phi(\bar{x}, \bar{a})$ را نتیجه می‌دهند متناهی است.

سوال ۱۴۰: اگر مرتبه‌ی مُرلی فرمولی برابر با α باشد، آیا ممکن است بشود برای هر $n \in \mathbb{N}$ به تعداد n فرمول مجزا با مرتبه‌ی مُرلی برابر با α یافت که هر یک ϕ را نتیجه دهد؟

در ادامه ثابت خواهیم کرد که پاسخ سوال بالا منفی است؛ هرگاه $\text{RM}(\phi(\bar{x}, \bar{a})) = \alpha$ آنگاه عددی چون $d \in \omega$ چنان موجود است که تعداد فرمولهای مجزای نتیجه‌دهنده‌ی ϕ در داخل آن حداکثر برابر با d است. این عدد را **درجه‌ی مُرلی**^{۱۵} فرمول $\phi(\bar{x}, \bar{a})$ خواهیم نامید و آن را با $\deg(\phi(\bar{x}, \bar{a}))$ نشان خواهیم داد.

بحث را با یک لم نظریه‌ی مجموعه‌ای می‌آغازیم.

لم ۱۴۱ (کونینگ):^{۱۶} در هر درخت نامتناهی به‌طور متناهی شاخه‌زننده مسیری نامتناهی یافت می‌شود.

قضیه ۱۴۲: برای فرمول $\phi(\bar{x}, \bar{a})$ با $\text{RM}(\phi(\bar{x}, \bar{a})) = \alpha$ عدد طبیعی $d \in \omega$ چنان موجود است که $\phi(\bar{x}, \bar{a})$ را می‌توان به صورت اجتماعی از حداکثر d فرمول دوه‌دوم مجزای با مرتبه‌ی مُرلی برابر با α نوشت. به بیان دیگر، فرمولهای ψ_1, \dots, ψ_d چنان موجودند که $\text{RM}(\psi_i) = \alpha$ و $\phi = \bigvee_{i=1, \dots, d} \psi_i$ و اگر فرمولهای دیگری چون ψ'_i با مرتبه‌ی مُرلی برابر با α یافت شوند به طوری که $\phi = \bigvee_{i=1, \dots, k} \psi'_i$ آنگاه $k \leq d$.

تعریف ۱۴۳: اگرچنانکه در بالا $d = 1$ فرمول $\phi(\bar{x}, \bar{a})$ را **تحویل‌ناپذیر**^{۱۷} می‌خوانیم. نیز اگر $\text{RM}(\phi(\bar{x}, \bar{a})) = \deg \phi(\bar{x}, \bar{a}) = 1$ را **بسیار کمینال**^{۱۸} می‌خوانیم.

توجه ۱۴۴: برای توجیه وجه تسمیه‌ی «تحویل‌ناپذیر» خواننده را به قضایای زیر از نظریه‌ی اعداد، جبر و هندسه‌ی جبری توجه می‌دهیم:

گزاره ۱۴۵:

^{۱۵}Morley degree

^{۱۶}König

^{۱۷}irreducible

^{۱۸}strongly minimal

۱. هر عدد طبیعی را می‌توان به صورت حاصلضربی متناهی از اعداد اول نوشت.
۲. هر گروه آبدی متناهیاً تولیدشده را می‌توان به صورت (تصویری ایزومرفیک از) جمعی مستقیم از گروه‌های اولیه نوشت.
۳. هر ایده‌آل را در یک حلقه‌ی نوتری، می‌توان به صورت اشتراکی متناهی از ایده‌آل‌های اولیه نوشت.
۴. هر مجموعه‌ی جبری را می‌توان به صورت اجتماعی متناهی از چندگونا‌های تحویل‌ناپذیر نوشت.

اثبات قضیه‌ی ۱۴۲. فرض کنید که $\text{RM}(\phi(\bar{x}, \bar{a})) = \alpha$. اگر داخل ϕ هیچ فرمول سرهای با مرتبه‌ی مُرلی مساوی با α یافت نشود، که هیچ؛ اگر تنها یک فرمول ψ با مرتبه‌ی مُرلی برابر با α یافت شود، همان را در زیرشاخه‌ای از ϕ قرار می‌دهیم؛ وگرنه فرض می‌کنیم که ψ_1, ψ_2 افزای برای ϕ به دو فرمول باشد با مرتبه‌ی مُرلی برابر با α و به طوری که $\psi_1 \cap \psi_2 = \emptyset$. حال همین پردازش را برای هر یک از ψ_i ها انجام می‌دهیم تا به درختی متناهیاً شاخه‌زننده برسیم. اگر درخت یادشده نامتناهی باشد، آنگاه بنا بر لم کُنیک می‌توان زنجیر زیر را از مجموعه‌های تعریف‌پذیر با مرتبه‌ی مرلی برابر با α یافت:

$$\phi = \phi_0 \supsetneq \phi_1 \supsetneq \phi_2 \supsetneq \dots$$

در زنجیر بالا برای هر i داریم

$$\text{RM}(\phi_i - \phi_{i+1}) = \alpha.$$

پس گردایه‌ی نامتناهی $\{\phi_i - \phi_{i+1}\}$ در داخل ϕ پدیدار می‌شود که این ناقض مرتبه‌ی مُرلی برابر با α است. پس برای هر فرمول ϕ با $\text{RM}(\phi) = \alpha$ روند درخت‌سازی با شاخه‌زدن بر زیرمجموعه‌های سره‌ی دوبه‌دوم‌جزای با مرتبه‌ی مُرلی برابر با α پس از متناهی مرحله به پایان می‌رسد. فرض کنید که پس از پیمایش این روند برای ϕ به گردایه‌ی متناهی $\{\psi_i\}_{i=1, \dots, k}$ از فرمول‌های نشسته بر گره‌های انتهایی تمام شاخه‌ها رسیده باشیم. توجه کنید که

$$1. \text{RM}(\psi_i) = \alpha$$

$$2. \text{برای } i \neq j \text{ داریم } \psi_i \cap \psi_j = \emptyset$$

$$۳. \bigvee_{i=1}^k \psi_i = \phi.$$

پس فرمولهای یادشده تجزیه‌ای برای ϕ به فرمولهای تحویل‌ناپذیر دارای مرتبه‌ی مُرلی α به دست می‌دهند: $\phi = \bigvee_{i=1, \dots, d} \psi_i(\bar{x}, \bar{c}_i)$.
حال اگر ϕ را بتوان به گونه‌ی دیگری (به صورت $\phi = \bigcup_{i=1, \dots, k} \xi_i(\bar{x}, \bar{e}_i)$) به صورت اجتماع k فرمول با مرتبه‌ی مُرلی برابر با α نوشت، آنگاه

$$\bigvee_{i=1, \dots, d} \psi_i(\bar{x}, \bar{c}_i) = \bigvee_{i=1, \dots, k} \xi_i(\bar{x}, \bar{e}_i)$$

می‌خواهیم ثابت کنیم که $k \leq d$. برای این کار، با کمک ادعای زیر، نگاشتی یک‌به‌یک از $\{1, \dots, k\}$ به $\{1, \dots, d\}$ پیدا می‌کنیم.
برای $\alpha \in Ord$ روی فرمولهای با مرتبه‌ی مُرلی α رابطه‌ی \simeq را به صورت زیر در نظر بگیرید.

$$\phi(\bar{x}, \bar{a}) \simeq \theta(\bar{x}, \bar{b}) \Leftrightarrow \text{RM}(\phi \Delta \theta) < \alpha.$$

که در آن $\phi \Delta \theta = (\phi \wedge \neg \theta) \vee (\theta \wedge \neg \phi)$.

توجه کنید که $\text{RM}(\phi \vee \theta) = \max(\text{RM}(\phi \wedge \theta), \text{RM}(\phi \Delta \theta))$ و نیز از طرفی $\text{RM}(\phi \vee \theta) = \max(\text{RM}(\phi), \text{RM}(\theta))$. پس اگرچنانکه $\text{RM}(\phi \Delta \theta) < \alpha$ آنگاه $\text{RM}(\phi \vee \theta) = \max(\text{RM}(\phi), \text{RM}(\theta)) = \alpha$ ؛ به تعبیری، در این صورت دو فرمول ϕ, θ تقریباً بر هم منطبقند.

ادعای ۱۴۶: برای هر $1 \leq i \leq k$ عدد یکتای $1 \leq j \leq d$ چنان موجود است که

$$\xi_i(\bar{x}, \bar{e}_i) \simeq \psi_j(\bar{x}, \bar{c}_j).$$

در صورت وجود، یگانگی و یک‌به‌یک بودن چنین تابعی واضح است. در ادامه وجود آن را اثبات کرده‌ایم.

داریم $\xi_i \subseteq \bigvee_{j=1, \dots, d} \psi_j$ بنابراین

$$\xi_i \wedge \phi = \bigvee_{j=1, \dots, d} (\xi_i \wedge \psi_j)$$

که اجتماع بالا، مجزاست. پس $\alpha = \text{RM}(\xi_i) = \max_{1 \leq j \leq d} (\text{RM}(\xi_i \wedge \psi_j))$ و از این رو $\text{RM}(\xi_i \wedge \psi_j) = \alpha$ چنان موجود است که $1 \leq j \leq d$.

از آنجا که فرمول ψ_j تحویل ناپذیر است، داریم $\alpha < \text{RM}(\psi_j - \xi_i)$ ؛ زیرا
 $\psi_j = (\psi_j \cap \xi_i) \cup (\psi_j - \xi_i)$ و اگر $\text{RM}(\psi_j - \xi_i) = \alpha$ آنگاه تحویل ناپذیری ψ_j نقض می شود.
 به طور مشابه، $\text{RM}(\xi_i - \psi_j) < \alpha$. در نتیجه $\text{RM}(\xi_i \Delta \psi_j) < \alpha$ ؛ یعنی $\xi_i \simeq \psi_j$. \square

۱۰.۲ جلسه‌ی بیست و سوم

قضیه ۱۴۷: اگر T یک تئوری ω پایدار باشد، آنگاه برای هر $\kappa \geq \omega$ نیز κ پایدار است.

اثبات. فرض کنید $T \models \mathfrak{M}$ و $|M| = \kappa$. می‌خواهیم نشان دهیم که $|S_1(M)| \leq \kappa$.
تایپ $p(x) \in S_1(M)$ را در نظر بگیرید. بنا بر آنچه در جلسات قبل ثابت کرده‌ایم، هر تئوری ω پایدار، کاملاً متعالی است. پس $\alpha \in Ord$ موجود است به طوری که $RM(p) = \alpha < \infty$.
بنابراین فرمولی در p چنان موجود است که مرتبه‌ی مُرلی آن برابر با α است. از میان فرمولهای این چنین، فرمول ϕ را با کمینه‌ی درجه‌ی مُرلی انتخاب می‌کنیم. پس $RM(\phi) = \alpha$ و برای هر $\psi \in p$ اگر $RM(\psi) = \alpha$ آنگاه $\deg \psi \geq \deg \phi$.
توجه کنید که برای هر $\psi \in p$

$$\alpha \leq RM(\phi \wedge \psi) \leq \alpha$$

و

$$d \leq \deg(\phi \wedge \psi) \leq d,$$

پس $RM(\phi \wedge \psi) = \alpha$ و $\deg(\phi \wedge \psi) = d$. بنابراین

$$RM(\phi \wedge \neg\psi) < \alpha$$

زیرا اگر می‌داشتیم $RM(\phi \wedge \neg\psi) = \alpha$ آنگاه از آنجا که $\phi \wedge \neg\psi, \phi \wedge \psi$ افزایی برای ϕ است، درجه‌ی مُرلی ϕ باید بیشتر از d می‌بود.

همچنین توجه کنید که مجموعه‌ای متناهی مانند $A \subseteq M$ موجود است، به طوری که $RM(p) = RM(p|_A)$ و $\deg(p) = \deg(p|_A)$. (منظور از $p|_A$ مجموعه‌ی همه‌ی فرمولهایی از p است که پارامترهای آنها در مجموعه‌ی A قرار دارند.) برای اثبات این گفته کافی است A را مجموعه‌ی پارامترهایی بگیریم که در فرمول ϕ (همان فرمول دارای مینیموم مرتبه و درجه در تایپ) ظاهر شده‌اند.

ادعا می‌کنیم که برای دانستن تعداد تایپهای روی M کافی است تعداد تایپهای روی زیرمجموعه‌های متناهی از M و مرتبه و درجه‌ی مُرلی آنها را بدانیم. در واقع اگر $p, q \in S_1(M)$ و $A \subseteq M$ و $p|_A = q|_A$ و $RM(p|_A) = RM(p) = RM(q)$ و

$p \neq q$ آنگاه $\deg(p|_A) = \deg(q|_A) = \deg(q)$. اگر خواسته‌های ادعا برقرار باشند و $p = q$ آنگاه فرمولی چون ψ_1 موجود است به طوری که $\psi_1 \in p$ و $\neg\psi_1 \in q$. فرض کنید ϕ فرمول با کمینه‌ی مرتبه و درجه‌ی مرلی در $p|_A = q|_A$ باشد. از آنجا که $\phi \wedge \psi_1 \in p$ داریم $\text{RM}(\phi \wedge \psi_1) = \alpha$. مشابهاً از $\phi \wedge \neg\psi_1 \in q$ نتیجه می‌گیریم که $\text{RM}(\phi \wedge \neg\psi_1) = \alpha$. به دلیل مشابه $\deg(\phi \wedge \psi_1) = \deg(\phi \wedge \neg\psi_1) = d$ و این ناقض $\deg \phi = d$ است. تعداد زیرمجموعه‌های متناهی M حداکثر برابر با κ است. تعداد مرتبه‌های مرلی ممکن نیز κ است (زیرا مرتبه‌ی مرلی به صورت پیوسته باید هر مقداری را اتخاذ کند؛ وقتی تعداد مجموعه‌های مورد نظر حداکثر κ است، حداکثر κ مقدار متفاوت می‌توان برای مرتبه‌ی مرلی تصور کرد). نیز تعداد حالات ممکن برای درجه‌ی مرلی شماراست. پس (بنا بر ادعای بالا) حداکثر تعداد تاییهای ممکن، κ است. \square

خلاصه‌ی اثبات بالا: از آن جا که تئوری مورد نظر بسیار متعالی است، همه‌ی تاییها در آن دارای مرتبه‌ی مرلیند. هر تایی توسط مرتبه و درجه‌ی مرلی فرمولی در آن تعیین می‌شود. مرتبه و درجه‌ی مرلی این فرمول، بسته به بخشی متناهی از تایی است. تعداد حالات ممکن، کمتر از κ است.

در خلال اثبات بالا به نکته‌ی زیر اشاره کردیم.

مشاهده ۱۴۸: گیریم T یک تئوری کاملاً متعالی باشد، $\mathfrak{M} \models T$ و $p \in S_n(M)$ تایی باشد کامل. فرض کنیم فرمول $\phi \in p$ به گونه‌ای باشد که زوج $(\text{RM}(\phi), \deg \phi)$ ، با ترتیب قاموسی، کوچکترین عنصر در مجموعه‌ی زیر باشد:

$$\{(\text{RM}(\psi), \deg \psi) \mid \psi \in p\}.$$

آنگاه با استفاده از معادله‌ی زیر می‌توان واقع شدن یا نشدن یک فرمول دلخواه را در p تحقیق کرد:

$$\psi \in p \Leftrightarrow \text{RM}(\phi \wedge \neg\psi) < \alpha.$$

قضیه ۱۴۹: فرض کنید که T یک تئوری ω پایدار باشد، κ کاردینالی باشد دلخواه و $\lambda \leq \kappa$ کاردینالی منتظم باشد (یعنی آنگونه که $\text{cof}(\lambda) = \lambda$). آنگاه تئوری T دارای مدلی λ اشباع است با اندازه‌ی κ . به ویژه اگر κ منتظم باشد، تئوری T دارای مدلی اشباع با اندازه‌ی κ است.

طرح اثبات. مدل دلخواه $\mathfrak{M} \models T$ را در نظر بگیرید و زنجیری مقدماتی مانند $\langle \mathfrak{M}_i | i < \lambda \rangle$ را از مدل‌های T با استقراء چنان بسازید که

$$1. \mathfrak{M}_\alpha = \mathfrak{M}.$$

$$2. \text{ برای هر } i < \lambda \text{ داشته باشیم } |M_i| < \lambda.$$

$$3. \text{ اگر } \alpha < \lambda \text{ حدی باشد، آنگاه } M_\alpha = \bigcup_{\beta < \alpha} M_\beta.$$

$$4. \text{ هر تایپ متعلق به } S_1(M_\alpha) \text{ در } M_{\alpha+1} \text{ برآورده شود.}$$

قرار دهید $\mathfrak{N} = \bigcup_{i < \lambda} \mathfrak{M}_i$ و با کمک گرفتن از فرض منتظم بودن λ نشان دهید که \mathfrak{N} مدلی λ اشباع است. \square

قضیه ۱۵۰ (قضیه اصلی این جلسه): گیریم $\aleph_1 \leq \kappa$ و فرض کنیم که T یک تئوری κ جازم باشد. آنگاه یگانه‌ی مدل T (به پیمانه ایزومرفیسم) از اندازه‌ی κ ، اشباع است.

اثبات. اگر κ منتظم باشد، آنگاه از آنجا که هر تئوری جازم در یک کاردینال نا شمارا، ω پایدار است، بنا به قضیه‌ی قبل تئوری مورد نظر دارای مدلی اشباع با اندازه‌ی κ است. اگر κ تکین 19 باشد، آنگاه برای هر $\kappa < \lambda < \kappa$ کاردینال $\lambda^+ < \kappa$ منتظم است. بنابراین یگانه‌ی مدل T با اندازه‌ی κ مدلی است λ^+ اشباع. با همین استدلال، مدل یادشده، برای هر $\kappa < \lambda'$ نیز λ'^+ اشباع است. پس این مدل، اشباع است (و اگر κ منتظم می‌بود تئوری مورد نظر بنا به قضیه‌ی قبل اشباع می‌بود). \square

¹⁹singular

۱۱.۲ جلسه‌ی بیست و چهارم

پیشتر درباره‌ی مدل‌های اولیه، به عنوان مدل‌هایی که به صورت مقدماتی در بقیه‌ی مدل‌ها می‌نشینند، صحبت کرده‌ایم. نیز مدل‌های اتمیک را معرفی کردیم که در آنها تایپها ایزوله‌اند. نشان دادیم که در یک زبان شمارا، مدل اولیه، به پیمانه‌ی ایزومرفیسم یکتاست و علتش این است که در زبان شمارا، مدل‌های اولیه، اتمیکند. یعنی از آنجا که تایپها ایزوله‌اند، به آسانی می‌توان میان دو مدل اولیه، یک سامانه‌ی رفت و برگشتی برقرار کرد. با این حال، همان گونه که اشاره شد، در آنجا زبان را شمارا فرض کرده بودیم. برای ادامه‌ی بحث نیاز به بسط تئوری مشابهی با زدودن فرض شمارا بودن زبان هستیم. نخست آنچه را که گفته شد در قالب یادآوری زیر می‌آوریم:

یادآوری ۱۵۱: مدل $\mathcal{M} \models T$ را اول می‌خوانیم هرگاه برای هر $\mathfrak{N} \models T$ نشاندنی مقدماتی مانند $\mathfrak{N} \rightarrow \mathcal{M} : f$ موجود باشد. بنا به کاربردی از لون‌های اسکولم، همواره داریم $|M| \leq \|T\| := |T| + |L|$. مدل \mathcal{M} را اتمیک می‌خوانیم هرگاه $\text{tp}(c_1, \dots, c_n)$ برای هر $c_1, \dots, c_n \in M$ ایزوله باشد. اگر زبان مورد نظر شمارا باشد، آنگاه هر مدل اول اتمیک است؛ زیرا، هر تایپ غیرایزوله، بنا به قضیه‌ی حذف تایپ (که آن هم در زبانهای شمارا برقرار است) در توسیعی مقدماتی حذف می‌شود، پس در مدل اول نیز باید حذف شود.

سوال ۱۵۲: اگر \mathcal{M} مدلی اتمیک باشد و $|M| \leq \|T\|$ آیا آنگاه \mathcal{M} مدلی اول است؟ برای پاسخ به این سوال، دو حالت زبان شمارا و ناشمارا را در نظر بگیرید. توجه کنید که در حالتی که زبان شماراست، پاسخ سوال مثبت است و می‌توان توسط یک سامانه‌ی رفت (بدون نیاز به برگشت)، به حکم رسید.

در ادامه، پرسش بالا یکی از محورهای بحث است.

۱۲.۲ مدل‌های ساخته‌شدنی

فرض می‌کنیم که T یک تئوری ω پایدار باشد.

تعریف ۱۵۳: گیریم $\mathcal{M} \models T$ و $A \subseteq M$. گوئیم مدل M روی مجموعه‌ی A ساخته‌شدنی^{۲۰} است هرگاه دنباله‌ای چون $(b_\alpha)_{\alpha < \gamma}$ چنان موجود باشد که

^{۲۰}constructible

$$.1. M = A \cup \{b_\alpha | \alpha < \gamma\}$$

۲. به ازای هر $\alpha < \gamma$ تایپ b_α روی $Ab_{<\alpha}$ ایزوله باشد، که منظور از $b_{<\alpha}$ مجموعه‌ی $\{b_i | i < \alpha\}$ است.

تمرین ۶۸: اگر \mathfrak{M} روی A ساخته‌شده باشد، نشان دهید که آنگاه

۱. \mathfrak{M} مدلی اول برای تئوری $\text{Th}(\mathfrak{M}, a)_{a \in A}$ است.

۲. \mathfrak{M} مدلی اتمیک برای تئوری $\text{Th}(\mathfrak{M}, a)_{a \in A}$ است (از لم زیر استفاده کنید).

برای حل قسمت دوم تمرین بالا، به لم زیر نیاز خواهید داشت:

لم ۱۵۴: اگر $\text{tp}(a/A)$ و $\text{tp}(b/Aa)$ هر دو ایزوله باشند، آنگاه $\text{tp}(ab/A)$ نیز ایزوله است.

اثبات. فرض کنید $\text{tp}(a/A)$ توسط $\phi(x)$ و $\text{tp}(b/Aa)$ توسط $\psi(y, a)$ ایزوله شده باشند. ادعا می‌کنیم که در این صورت $\text{tp}(ab/A)$ توسط فرمول $\phi(x) \wedge \psi(y, x)$ ایزوله می‌شود.

کافی است نشان دهیم که فرمول یادشده تایپ ایزوله می‌کند. برای این منظور باید نشان دهیم که برای هر فرمول داده شده‌ی $\xi(x, y)$ فقط یکی از موارد زیر می‌تواند رخ دهد:

$$T \models \exists x, y \quad \xi(x, y) \wedge \phi(x) \wedge \psi(y, x).$$

$$T \models \exists x, y \neg \xi(x, y) \wedge \phi(x) \wedge \psi(y, x).$$

به برهان خلف فرض کنیم هر دوی آنها رخ داده باشند. در آن صورت فرمول $\phi(x)$ هم با $\exists y (\xi(x, y) \wedge \psi(y, x))$ سازگار است و هم با $\exists y (\neg \xi(x, y) \wedge \psi(y, x))$. از آنجا که فرمول $\phi(x)$ تایپ ایزوله می‌کند داریم

$$T \models \phi(x) \rightarrow \exists y \quad (\xi(x, y) \wedge \psi(y, x))$$

$$T \models \phi(x) \rightarrow \exists y \quad (\neg \xi(x, y) \wedge \psi(y, x)).$$

عبارات بالا برای $x = a$ هم برقرارند؛ یعنی

$$T \models \phi(a) \rightarrow \exists y \quad (\xi(a, y) \wedge \psi(y, a))$$

$$T \models \phi(a) \rightarrow \exists y \quad (\neg \xi(a, y) \wedge \psi(y, a)).$$

□

عبارات سمت راست بالا، ناقض اینند که $\psi(y, a)$ تایپ ایزوله می‌کند.

تمرین ۶۹: در تئوری ACF نشان دهید که \mathbb{Q}^{alg} ، یعنی بستار جبری اعداد گویا، روی \mathbb{Q} ساخته‌شدنی است.

تمرین ۷۰: مدل‌های ساخته‌شدنی را در تئوری‌های روابط هم‌ارزی تحلیل کنید.
در جلسه‌ی بعد قضیه‌ی زیر را ثابت خواهیم کرد. تئوری مورد نظر همچنان پایدار و شمارا است.

قضیه ۱۵۵: فرض کنید $\mathfrak{N} \models T$ و $A \subseteq N$. آنگاه مدلی مانند $\mathfrak{M} \prec \mathfrak{N}$ ساخته‌شدنی روی A موجود است.

۱۳.۲ جلسه‌ی بیست و پنجم

قضیه ۱۵۶: فرض کنید \mathfrak{M} مدلی دلخواه از T باشد و $A \subseteq N$ زیرمجموعه‌ای داده شده از آن. آنگاه \mathfrak{M} دارای یک زیرمدل مقدماتی \mathfrak{M} شامل A است که روی A ساخته‌شده است.

پیش از اثبات قضیه، لمی ساده را به عنوان تمرین آورده‌ایم:

تمرین ۷۱: فرض کنید $\mathfrak{M} \models T$ و A زیرمجموعه‌ای از M باشد. آنگاه \mathfrak{M} روی A ساخته‌شده است اگر و تنها اگر روی $\langle A \rangle$ ساخته‌شده باشد. منظور از $\langle A \rangle$ زیرساختاری از \mathfrak{M} است که توسط A تولید شده است.

اثبات قضیه. اگر A خود جهان یک زیرساخت مقدماتی باشد، چیزی برای اثبات باقی نمی‌ماند. در غیر این صورت، بنا به محک تارسکی (برای تشخیص مقدماتی بودن زیرساختها) فرمولی چون $\phi(x)$ با پارامتر در A موجود است به طوری که

$$\mathfrak{M} \models \exists x \phi(x) \quad \text{و} \quad \forall a \in A \quad \mathfrak{M} \models \neg \phi(a). \quad (*)$$

فرض کنید فرمول ϕ در بالا چنان باشد که $(\text{RM } \phi, \deg \phi) = (\alpha, d)$ در میان مقادیر (RM, \deg) در فرمولهایی که در $(*)$ صدق می‌کنند، با ترتیب قاموسی، مینی‌موم باشد.

ادعای ۱۵۷: فرمول ϕ کامل است؛ یعنی در تئوری $\text{Th}(\mathfrak{M}, a)_{a \in A}$ ، یک تایپ کامل ایزوله می‌کند. توجه کنید که کامل بودن فرمول ϕ معادل این است که هر فرمول سازگار با ϕ از ϕ نتیجه شود. به بیان دیگر برای هر فرمول $\psi(x)$ اگر داشته باشیم $\text{Th}(\mathfrak{M}, a)_{a \in A} \models \exists x \phi(x) \wedge \psi(x)$ آنگاه $\text{Th}(\mathfrak{M}, a)_{a \in A} \models \forall x (\phi(x) \rightarrow \psi(x))$.

اگر فرمول ϕ کامل نباشد، آنگاه فرمول $\psi(x)$ با پارامتر در A چنان موجود است به طوری که $\text{Th}(\mathfrak{M}, a)_{a \in A} \models \exists x (\phi(x) \wedge \neg \psi(x))$ و $\text{Th}(\mathfrak{M}, a)_{a \in A} \models \exists x (\phi(x) \wedge \psi(x))$. پس فرمولهای $\phi \wedge \psi$ و $\phi \wedge \neg \psi$ هر دو در $(*)$ صدق می‌کنند. از طرفی $\text{RM}(\phi \wedge \psi) = \text{RM}(\phi \wedge \neg \psi) = \alpha$ و $\deg(\phi \wedge \psi) = \deg(\phi \wedge \neg \psi) = d$ و این ناقض $\deg \phi = d$ است.

فرض کنید $b. \in M$ چنان باشد که $\mathfrak{M} \models \phi(b.)$. بنا به کامل بودن فرمول $\phi(x)$ روی A ، $\text{tp}(b./A)$ ایزوله است. حال زیرساخت تولید شده توسط A و $b.$ را در نظر می‌گیریم. اگر این زیرساخت، مقدماتی نباشد، به طور مشابه می‌توان $b_1 \in M$ را چنان یافت که $\text{tp}(b_1/Ab.)$ ایزوله

باشد. از آنجا که \mathfrak{M} به طور واضح، زیرساختی مقدماتی از خود است، این روند سرانجام (با به دست دادن زیرساختی مقدماتی و شامل A پایان می‌پذیرد). \square

توجه ۱۵۸: گفتیم که اگر \mathfrak{M} روی A ساخته‌شدنی باشد، آنگاه مدلی اول است از تئوری $\text{Th}(\mathfrak{M}, a)_{a \in A}$. بنابراین اندازه‌ی آن حداکثر برابر است با $\|L\| + |A|$.

قبلاً (در کلاس درس و تمرین) ثابت کرده‌ایم که در یک مدل κ اشباع می‌توان دنباله‌ای بازنشاختنی با اندازه‌ی κ پیدا کرد. بازنشاختنی بودن از رمزی می‌آید و قرار گرفتن دنباله در مدل، از اشباع بودن نتیجه می‌شد. در زیر نشان داده‌ایم که برای تئوری مفروض ما (که شمارا، کامل و کاملاً متعالی است)، در هر مدل ناشمارا می‌توان دنباله‌ای بازنشاختنی یافت.

نمادگذاری ۱۵۹: برای تایپ کامل p منظورمان از $(\alpha, d) = (\text{RM}, \deg)(p)$ این است که $\text{RM}(p) = \alpha$ و در میان فرمولهای p که $\phi \in p$ که $\text{RM}(\phi) = \alpha$ کمینه‌ی درجه‌ی مرلی برابر است با d .

قضیه ۱۶۰: گیریم \mathfrak{M} مدلی ناشمارا باشد از T و A زیرمجموعه‌ای نامتناهی از M باشد به طوری که $|A| < |M|$. آنگاه M حاوی یک دنباله‌ی بازنشاختنی $(a_i)_{i \in \omega}$ روی A است.

اثبات. گیریم $|M| = \kappa$ و $|A| = \lambda < \kappa$. واضح است که فرمول $x = x$ در M دارای بیش از λ جواب است. پس مجموعه‌ی A متشکل از فرمولهای دارای بیش از λ جواب، ناتهی است. فرمول $\phi(x, \bar{b}) \in L_M$ را چنان در نظر بگیرید که در میان فرمولهای موجود در A ، دارای کمینه‌مقدار قاموسی $(\text{RM}, \deg) = (\alpha, d)$ باشد. با افزودن پارامترهای \bar{b} به A فرض می‌کنیم که $\phi(x, \bar{b}) \in L_A$.

ادعای ۱۶۱: عنصری چون $a \in M$ چنان موجود است که $\models \phi(a, \bar{b})$ و $(\text{RM}, \deg) \text{tp}(a/A) = (\alpha, d)$. به بیان دیگر، فرمول ϕ را می‌توان به تایپی کامل روی A گستراند که همان درجه و مرتبه‌ی ϕ را داشته باشد. باز به بیان بهتر، فرمول $\psi(x)$ در تایپ a قرار می‌گیرد اگر و تنها اگر $(\text{RM}, \deg)\psi \wedge \phi = (\alpha, d)$.

فرض کنیم که غیر این صورت باشد، یعنی برای هر $a \in M$ که $\models \phi(a, \bar{b})$ داشته باشیم $(\text{RM}, \deg) \text{tp}(a/A) < (\alpha, d)$. (توجه کنید که از آنجا که $\phi \in \text{tp}(a/A)$ ، بزرگتری نمی‌تواند رخ دهد). پس برای هر $a \in \phi(M, \bar{b})$ فرمول $\psi_a(x) \in \text{tp}(a/A)$ چنان موجود است

که $(\text{RM}, \deg)\psi_a < (\alpha, d)$. بی کاسته شدن از کلیت فرض می‌کنیم که $\psi_a \subseteq \phi$ (اگر این طور نبود فرمولهای $\psi'_a = \psi_a \wedge \phi$ را در نظر می‌گیریم).

توجه کنید که تعداد ψ_a ها حداکثر برابر با $|A| + |A|$ است. پس از آن جا که همه‌ی آنها زیرمجموعه‌ی ϕ هستند، حداقل یکی از آنها دارای اندازه‌ی بیش از λ است. به بیان دیگر، فرمول ψ را چنان یافته‌ایم که دارای بیش از λ جواب است و $(\text{RM}, \deg)\psi < (\alpha, d)$ ، که این ناقض نحوه‌ی انتخاب ϕ است.

پس فرض کنید که $a. \in M$ به گونه‌ای باشد که $(\text{RM}, \deg)(\text{tp}(a./A)) = (\alpha, d)$. حال با همان استدلال بالا، $a_1 \in M$ را چنان می‌یابیم که $(\text{RM}, \deg)(\text{tp}(a_1/Aa.)) = (\alpha, d)$. بدینسان دنباله‌ی $(a_i)_{i \in \omega}$ حاصل می‌شود که در آن $(\text{RM}, \deg)(\text{tp}(a_{n+1}/Aa. \dots a_n)) = (\alpha, d)$.

ادعا می‌کنیم که دنباله‌ی (a_i) در بالا، بازنشاختنی است. برای اثبات ادعا، نشان خواهیم داد که برای هر $i_1 < \dots < i_n$ داریم $a. \dots a_n \equiv a_{i_1} \dots a_{i_n}$. نخست حکم را برای $n = 0$ ثابت می‌کنیم؛ یعنی نشان می‌دهیم که برای هر i داریم $a_i \equiv a.$ توجه کنید که $a_i, a. \in \phi(M)$. اگر فرمولی چون ψ موجود باشد به طوری که $\psi \in \text{tp}(a_i/A)$ و $\neg\psi \in \text{tp}(a./A)$ آنگاه $(\text{RM}, \deg)\phi \wedge \neg\psi = (\alpha, d)$. از طرفی از آنجا که $\psi \in \text{tp}(a_i/Aa. \dots a_{i-1})$ بنا به روش ساخت دنباله داریم $(\text{RM}, \deg)\phi \wedge \psi = (\alpha, d)$. این دو ناقض $(\text{RM}, \deg)\phi = (\alpha, d)$ هستند. حال فرض می‌کنیم که داشته باشیم $a. \dots a_n \equiv a_{i_1} \dots a_{i_n}$. می‌خواهیم از آن نتیجه بگیریم که $a. \dots a_n a_{n+1} \equiv a_{i_1} \dots a_{i_n} a_{i_{n+1}}$ داریم.

$$\psi(x, a., \dots, a_n) \in \text{tp}(a_{n+1}/Aa. \dots a_n) \Leftrightarrow (\text{RM}, \deg)(\psi(x, a., \dots, a_n) \wedge \phi) = (\alpha, d).$$

$$\psi(x, a_{i_1}, \dots, a_{i_n}) \in \text{tp}(a_{i_{n+1}}/Aa_{i_1} \dots a_{i_n}) \Leftrightarrow (\text{RM}, \deg)(\psi(x, a_{i_1}, \dots, a_{i_n}) \wedge \phi) = (\alpha, d).$$

از طرفی از $a. \dots a_n \equiv a_{i_1} \dots a_{i_n}$ نتیجه می‌شود که

$$(\text{RM}, \deg)(\psi(x, a., \dots, a_n) \wedge \phi) = (\text{RM}, \deg)(\psi(x, a_{i_1}, \dots, a_{i_n}) \wedge \phi) = (\alpha, d)$$

□

و این حکم را نتیجه می‌دهد.

توجه ۱۶۲: در اثبات بالا بی آنکه به نامشان اشاره کنیم، از دنباله‌های مُرلی استفاده کردیم. منظور دنباله‌ای بازنشاختنی چون $(a_i)_{i \in \omega}$ است که در آن $a_n \perp_A a_0, \dots, a_{n-1}$. در این نمادگذاری، \perp می‌تواند هر درکی از استقلال باشد. عموماً این استقلال از آزاد بودن توسیع تایپها در تعبیری مناسب حاصل می‌شود؛ یعنی عموماً می‌نویسیم $a \perp_A b$ هرگاه $\text{tp}(a/Ab)$ توسیعی «آزاد» باشد از $\text{tp}(a/A)$.

در اثبات بالا از تعبیر عدم تغییر مرتبه و درجه‌ی مُرلی در گسترشها استفاده کردیم: گفته‌ایم $a \perp_A b$ هرگاه $(\text{RM}, \deg)(\text{tp}(a/Ab)) = (\text{RM}, \deg) \text{tp}(a/A)$. در این تعبیر، دنباله‌ای که در اثبات ساختیم، مُرلی بود. تعاریف دقیقتر در زیر آمده‌اند.

فرمول $\phi(x, b)$ را گوییم که روی مجموعه‌ی A بخش می‌شود هرگاه دنباله‌ای A بازنشاختنی چون $(b_i)_{i \in \omega}$ یافت شود که $b_0 = b$ و $\{\phi(x, b_i)\}_{i \in \omega}$ ناسازگار باشد. می‌گوییم فرمول یادشده روی A منشعب می‌شود هرگاه فصلی از فرمولهای بخش شونده را نتیجه دهد. یک تایپ کامل، بنا به تعریف روی یک مجموعه منشعب می‌شود، هرگاه فرمولی از آن روی آن مجموعه منشعب شود.

تمرین ۷۲: تعریف کنید $a \perp_A b$ هرگاه $\text{tp}(a/Ab)$ توسیعی غیرانشعابی باشد از $\text{tp}(a/A)$ ؛ به بیان دیگر هرگاه $\text{tp}(a/Ab)$ روی A منشعب نشود. نشان دهید که (در یک تئوری کاملاً متعالی) داریم $a \perp_A b$ اگر و تنها اگر $\text{RM}(\text{tp}(a/Aa)) = \text{RM}(\text{tp}(a/A))$.

تمرین ۷۳: دنباله‌ی $(a_i)_{i \in \omega}$ را مُرلی بخوانید هرگاه بازنشاختنی باشد و بعلاوه برای هر $n \in \omega$ داشته باشیم $a_n \perp_{a_{<n}}$. نشان دهید که دنباله‌های مُرلی دقیقاً آنها هستند که با روش زیر ساخته می‌شوند: یک تایپ جهانی $p = \text{tp}(a/\mathbb{M})$ پیدا می‌کنیم که $a \perp_\emptyset \mathbb{M}$. هر دنباله‌ی $(a_i)_{i \in \omega}$ که در آن $a_n \models p|_{a_{<n}}$ ، یک دنباله‌ی مُرلی است.

تمرین ۷۴: نشان دهید دنباله‌ای که در اثبات قضیه‌ی بالا ساخته شد، مُرلی است. (تنها نشان دهید که دنباله‌ی یادشده بازنشاختنی است).

تمرین ۷۵: مربوط به کلاس آموختال: بحث درباره‌ی دنباله‌های مُرلی در تئوریهای بسیار کمینال.

۱۴.۲ جلسه‌ی بیست و ششم

سرانجام همه‌ی مقدمات برای اثبات قضیه‌ی زیر از مُرلی فراهم آمد. در این جلسه این قضیه را ثابت می‌کنیم.

قضیه ۱۶۳ (قضیه‌ی مُرلی): فرض کنیم که T یک تئوریِ کاملِ شمارای به‌طورناشمارا جازم باشد. آنگاه T در هر کاردینال $\kappa \geq \aleph_1$ جازم است.

قضیه‌ی بالا از لم زیر به آسانی نتیجه می‌شود:

لم ۱۶۴: فرض کنیم که T یک تئوریِ ω پایدار باشد و κ کاردینالی ناشمارا. فرض کنیم که تمام مدل‌های دارای اندازه‌ی κ از T اشباع باشند. آنگاه برای هر کاردینال ناشمارای λ همه‌ی مدل‌های دارای اندازه‌ی λ از T اشباعند.

اثبات قضیه‌ی مُرلی به عنوان نتیجه‌ی لم بالا. قبلاً ثابت کرده‌ایم که اگر T در یک کاردینالِ ناشمارا، جازم باشد، آنگاه تنها مدل (همه‌ی مدل‌های) آن با اندازه‌ی κ اشباعند. برای هر کاردینال ناشمارای دلخواه λ نیز بنا به لم بالا، تمام مدل‌های T از اندازه‌ی λ ، اشباعند. از این رو (با کمک سامانه‌های رفت‌وبرگشتی) همه‌ی مدل‌های با اندازه‌ی λ از T با هم ایزومرفند؛ یعنی تئوری یادشده، λ جازم است.

□

اثبات لم. فرض کنید که T مدلی چون \mathfrak{M} داشته باشد دارای اندازه‌ی λ ، که اشباع نباشد. بنابراین $A \subseteq M$ با $|A| < \lambda$ و $p(x) \in S_1(A)$ چنان موجودند که p در M برآورده نمی‌شود. قبلاً ثابت کرده‌ایم که دنباله‌ی بازنشاختنی چون $I = (a_i)_{i \in \omega}$ روی A در M موجود است.

از آنجا که p در M برآورده نمی‌شود، به ویژه $p(x)$ روی $A \cup I$ ایزوله نیست (اگر ایزوله بود، برآورده می‌شد). بنابراین هیچ فرمولی چون $\phi(x) \in L_{A \cup I}$ سازگار با \mathfrak{M} موجود نیست، به طوری که برای هر $\theta(x) \in p$ داشته باشیم $\mathfrak{M} \models \phi(x) \rightarrow \theta(x)$. پس برای هر فرمول $\phi(x) \in L_{A \cup I}$ که با \mathfrak{M} سازگار باشد، فرمولی چون $\theta(x) \in p$ چنان موجود است که $\mathfrak{M} \models \exists x (\phi(x) \wedge \neg \theta(x))$.

ادعای ۱۶۵: بدون کاسته شدن از کلیت می‌توان فرض کرد که مجموعه‌ی A شماراست.

برای توجیه ادعای بالا، فرض کنیم که $A \subseteq A_0$ شمارا باشد. در این صورت، مجموعه‌ی شمارای $A_1 \supseteq A_0$ چنان موجود است که برای هر فرمول $\phi(x) \in L_{A_0 \cup I}$ که با \mathfrak{M} سازگار باشد، فرمول $\theta(x) \in p(x)$ یافت شود که $\theta(x) \in L_{A_1}$ و $\mathfrak{M} \models \exists x (\phi(x) \wedge \neg \theta(x))$. بدین ترتیب

می‌توان مجموعه‌های $A_1 \subseteq A_2 \subseteq \dots$ را چنان یافت که برای هر فرمول $\phi \in L_{A_n \cup I}$ فرمولی چون $\theta \in L_{A_{n+1}}$ یافت شود به طوری که $\mathfrak{M} \models \exists x (\phi(x) \wedge \neg \theta(x))$ می‌توانیم قرار دهیم $A' = \bigcup_n A_n$ و تایپ $p' = p|_{A'}$ را در نظر بگیریم. در این صورت برای هر فرمول θ متعلق به این تایپ، فرمولی در $L_{A' \cup I}$ مانند ϕ موجود است به طوری که $\mathfrak{M} \models \exists x (\phi(x) \wedge \neg \theta(x))$. بنا به فشردگی، مدلی چون $\mathfrak{N} \succ \mathfrak{M}$ و در آن دنباله‌ی بازنشاختنی روی A مانند $I' = (b_i)_{i \in \kappa}$ چنان موجودند که برای هر $i_1 < \dots < i_n$ داریم $a_1 \dots a_n \equiv_A b_{i_1} \dots b_{i_n}$. از سوئی، بنا به قضایای گذشته، \mathfrak{N} دارای زیرمدلی مقدماتی چون \mathfrak{M}' است که روی $A \cup I'$ ساخته‌شدنی است. طبق فرض قضیه، \mathfrak{M}' مدلی اشباع است (چون اندازه‌اش κ است)؛ پس تایپ p در آن توسط عنصری چون c برآورده می‌شود. از آن جا که \mathfrak{M}' روی $A \cup I'$ ساخته‌شدنی است، $\text{tp}(c/A \cup I')$ ایزوله است؛ فرض کنیم فرمول $\psi(x, b_{i_1}, \dots, b_{i_n}, \bar{a}) \in \text{tp}(c/A \cup I')$ آن را ایزوله کند. پس برای هر فرمول $\theta(x) \in p(x)$ داریم

$$\mathfrak{N} \models \psi(x, b_{i_1}, \dots, b_{i_n}, \bar{a}) \rightarrow \theta(x).$$

پس

$$\forall x (\psi(x) \rightarrow \theta(x)) \in \text{tp}(b_{i_1}, \dots, b_{i_n}/A) = \text{tp}(a_1, \dots, a_n/A).$$

□ پس برای هر $\theta(x) \in p(x)$ داریم $\mathfrak{M} \models \psi(x, a_1, \dots, a_n, \bar{a}) \rightarrow \theta(x)$ ؛ تناقض.

خلاصه‌ی اثبات. فرض کنیم همه‌ی مدل‌های از اندازه‌ی κ اشباع باشند ولی مدلی داشته باشیم از اندازه‌ی λ که اشباع نباشد. در این مدل یک دنباله‌ی بازنشاختنی I موجود است. اگر p تایپی باشد که در M برآورده نشود، روی AI ایزوله نیست. از طرفی در یک توسیع مقدماتی از \mathfrak{M} دنباله‌ای مانند I' همتایپ با I داریم که اندازه‌اش κ است. روی این دنباله و A مدلی ساخته‌شدنی در نظر می‌گیریم. تایپ p در این مدل توسط فرمولی در $L_{A \cup I'}$ ایزوله می‌شود؛ بنابراین، از آنجا که دنباله‌ی I' با دنباله‌ی I روی A همتایپ است، این تایپ توسط فرمولی در $L_{A \cup I}$ نیز ایزوله می‌شود؛ تناقض با انتهای بند قبل.

فصل ۳

تمرینها

۱.۳ مفاهیم اولیه‌ی نظریه‌ی مدلی

تاریخ تحویل: شنبه ۲۳ بهمن

سامانه‌های **تمرین ۷۶**: دو ساختار \mathfrak{A} و \mathfrak{B} را به‌طور جزئی‌ایزومرف می‌خوانیم، هرگاه یک مجموعه‌ی ناتهی Γ رفت‌وبرگشتی شامل برخی ایزومرفیسمهای میان برخی زیرساختارهای \mathfrak{A} و \mathfrak{B} موجود باشد، که ویژگی رفت‌وبرگشتی دارد؛ یعنی

• هرگاه $f \in \Gamma$ و $a \in A$ ، آنگاه توسیعی از تابع f در Γ موجود باشد که عنصر a در دامنه‌اش بیفتد.

• هرگاه $f \in \Gamma$ و $b \in B$ ، آنگاه توسیعی از تابع f در Γ موجود باشد که عنصر b در بُردش واقع شود.

نشان دهید که دو ساختار به‌طور جزئی‌ایزومرف، هم‌ارز مقدماتیند، و دو ساختار شمارای به‌طور جزئی‌ایزومرف، با هم ایزومرفند (برای اطلاع: نیز دو ساختار اشباع به‌طور جزئی‌ایزومرف و دارای اندازه‌ی برابر با هم ایزومرفند).^۱

^۱ ادامه‌ی این تمرین را در برگه‌ی تمرینهای جلسه‌ی دوم مشاهده کنید.

تمرین ۷۷:

۱. کلاس C از L - ساختارها را دارای اصلبندی متناهی می خوانیم، هرگاه برابر با کلاس همه‌ی مدل‌های یک تئوری متناهی باشد. نشان دهید که C دارای اصلبندی متناهی است، اگر و تنها اگر هم C و هم متمم آن، کلاسهایی مقدماتی باشند.

۲. نشان دهید که تئوری میدانهای دارای مشخصه‌ی صفر، دارای اصلبندی متناهی نیست.

زنجیره‌ایی تمرین ۷۸: • فرض کنید (I, \leq) یک ترتیب جزئی جهتدار باشد؛ یعنی

$$\forall i, j \in I \quad \exists k \in I \quad i, j \leq k.$$

از
ساختارها،
قضیه‌ی
تارسکی

خانواده‌ی $(\mathfrak{A}_i)_{i \in I}$ از ساختارها را جهتدار می خوانیم، هرگاه برای هر $i \leq j$ داشته باشیم $\mathfrak{A}_i \subseteq \mathfrak{A}_j$. نشان دهید که هرگاه $(\mathfrak{A}_i)_{i \in I}$ خانواده‌ی جهتدار باشد، آنگاه $A = \bigcup_{i \in I} A_i$ جهان زمینه‌ی یک L - ساختار است (که به طور یکتا تعیین می شود) که همه‌ی \mathfrak{A}_i ها را به عنوان زیرساختار در بر می گیرد. این ساختار را با $\mathfrak{A} = \bigcup_{i \in I} \mathfrak{A}_i$ نشان خواهیم داد.

• خانواده‌ی جهتدار $(\mathfrak{A}_i)_{i \in I}$ را مقدماتی می خوانیم، هرگاه برای هر $i \leq j$ داشته باشیم $\mathfrak{A}_i \prec \mathfrak{A}_j$. نشان دهید که اجتماع یک خانواده‌ی جهتدار مقدماتی، گسترشی است مقدماتی از هر یک از اعضای این خانواده.

تمرین ۷۹: نشان دهید که کلاس گرافهای همبند، مقدماتی نیست. (منظور از گراف، زوجی چون (V, R) است که در آن V یک مجموعه و R رابطه‌ای است دوتایی تقارنی و غیرانعکاسی. چنین گراف را همبند می خوانیم هرگاه برای هر $x, y \in V$ یک دنباله‌ی $x_0 = x, \dots, x_n = y$ به گونه‌ای موجود باشد که $(x_{i-1}, x_i) \in R$ ، برای $i = 1, \dots, n$).

آنالیز
نااستاندارد

تمرین ۸۰: ساختار $\mathfrak{A} = (\mathbb{R}, \cdot, <, f^{\mathfrak{A}})$ را در نظر بگیرید، که در آن f تابعی است تک متغیره. عنصر $\mathfrak{A} \succ \mathfrak{A}^*$ را بی نهایت کوچک می خوانیم هرگاه $x \in \mathfrak{A}^*$ ، برای هر عدد طبیعی n . نشان دهید، هرگاه $f^{\mathfrak{A}}(\cdot) = \cdot$ ، آنگاه $f^{\mathfrak{A}}$ در نقطه‌ی \cdot پیوسته است اگر و تنها اگر در هر توسیع مقدماتی $\mathfrak{A} \succ \mathfrak{A}^*$ ، تابع $f^{\mathfrak{A}^*}$ بی نهایت کوچکها را به بی نهایت کوچکها ببرد.

تمرین ۸۱: نشان دهید که روی هر گروه آبلی $(G, +)$ می‌توان یک ترتیب خطی تعریف کرد (که البته حافظ جمع است، یعنی هرگاه $a < b, c \leq d$ آنگاه $a + c < b + d$).

رابطه‌ی

تمرین ۸۲: برای یک زبان ثابت L مجموعه‌ی زیر را در نظر بگیرید:

فشرده‌ی

$$S. = \{\text{Th}(\mathfrak{A}) \mid \mathfrak{A} \text{ یک } L\text{-ساختار است}\}.$$

نظریه‌ی

مجموعه‌های $[\phi] = \{\text{Th}(\mathfrak{A}) \mid \mathfrak{A} \models \phi\}$ تشکیل پایه‌ای برای یک توپولوژی روی $S.$ می‌دهند. توپولوژیک توجهی بیاورید که چرا لم فشرده‌گی، معادل فشرده‌گی $S.$ است.

مدلی با

فشرده‌گی

توپولوژیک

۲.۳ تایپها

تاریخ تحویل: شنبه ۹۵/۱۱/۳۰

توجه. از این پس، هرگاه که بیم ابهام نرود، از استفاده از نمادهایی چون \mathfrak{M} خودداری می‌کنیم؛ یعنی نماد M هم نشانگر مدلها و ساختارها و هم نشانگر جهان زمینه‌ی آنها خواهد بود.

اصلبندی

$\forall \exists$ **تمرین ۸۳:**

۱. تئوری T را دارای اصلبندی به صورت $\forall \exists$ می‌خوانیم هرگاه آن را بتوان با جمله‌هایی به فرم $\forall v_1, \dots, v_n \exists w_1, \dots, w_m \phi(\bar{v}, \bar{w})$ اصلبندی کرد که در آنها ϕ فرمولی بدون سور است.

فرض کنید T دارای اصلبندی به صورت $\forall \exists$ باشد، $(I, <)$ ترتیبی باشد خطی، و $(M_i)_{i \in I}$ زنجیری باشد از مدل‌های T . نشان دهید $\bigcup M_i$ مدلی از T است.^۲

۲. گیریم $\mathfrak{M}_1 \subseteq \mathfrak{M}_2$ ، $\mathfrak{M}_1 \prec \mathfrak{M}_2$ و $\mathfrak{M}_1 \prec \mathfrak{M}_3$. نشان دهید که $\mathfrak{M}_1 \prec \mathfrak{M}_3$.

حذف سور **تمرین ۸۴:**

و تایپها ^۲جهت عکس را در تمرینهای جلسه‌ی بعد خواهیم دید.

۱. فرض کنید در تئوری T ، فرمول $\phi(\bar{x})$ از همه‌ی نتیجه‌های بدون سورش نتیجه شود؛ یعنی گردایه‌ی Γ ، تعریف شده در زیر، $\phi(\bar{x})$ را نتیجه دهد:

$$\Gamma = \{\psi(\bar{x}) \mid T \models \phi(\bar{x}) \rightarrow \psi(\bar{x})\}.$$

نشان دهید که در این صورت، ϕ دارای معادلی بدون سور نسبت به T است؛ یعنی فرمولی بدون سور چون $\psi(\bar{x})$ موجود است، به طوری که

$$T \models \forall \bar{x} \quad (\phi(\bar{x}) \leftrightarrow \psi(\bar{x})).$$

۲. نشان دهید که تئوری T دارای حذف سور است، یعنی هر فرمولی نسبت بدان دارای معادلی بدون سور است، اگر و تنها اگر هر تایپ کاملی نسبت به T ، از بخش بدون سور خود نتیجه شود. (به بیان دیگر، تئوری T سورها را حذف می‌کند، اگر و تنها اگر برای هر a, b داشته باشیم

$$\text{qftp}(a) = \text{qftp}(b) \Leftrightarrow \text{tp}(a) = \text{tp}(b).)$$

سامانه‌های رفت و برگشتی **تمرین ۸۵:** گیریم $M_1, M_2 \models T$ ، $\bar{a} \in M_1$ و $\bar{b} \in M_2$. فرض کنید سامانه‌ای رفت و برگشتی از ایزومرفیسمهای میان زیرساختارهای M_1 و M_2 موجود باشد، شامل ایزومرفیسمی چون $\langle \bar{a} \rangle \rightarrow \langle \bar{b} \rangle : f$ که $f(\bar{a}) = \bar{b}$. منظور از $\langle \bar{a} \rangle$ زیرساختاری از M_1 است که توسط \bar{a} تولید شده است. نشان دهید که در این صورت $\text{tp}^{M_1}(\bar{a}) = \text{tp}^{M_2}(\bar{b})$. (با تمرین ۷۶ مقایسه شود).

حذف سور و سامانه‌های رفت و برگشتی. با کمک تمرینهای ۸۴ و ۸۵ می‌توان نشان داد که، تئوری T سورها را حذف می‌کند اگر و تنها اگر برای هر دو مدل باندازه اشباع $M_1, M_2 \models T$ و چندتایی‌های $\bar{a} \in M_1, \bar{b} \in M_2$ ، اگر زیرساختار تولید شده توسط \bar{a} در M_1 با زیرساختار تولید شده توسط \bar{b} در M_2 ایزومرف باشد، آنگاه سامانه‌ای رفت و برگشتی از ایزومرفیسمهای میان زیرساختارهای M_1 و M_2 موجود باشد که این ایزومرفیسم را شامل است.

تمرین ۸۶: گیریم M یک L -ساختار باشد، $A \subseteq M$ و $\bar{a}, \bar{b} \in M$. نشان دهید که $\text{tp}^M(\bar{a}/A) = \text{tp}^M(\bar{b}/A)$ اگر و تنها اگر توسعه مقدماتی N از M و اتومرفیسمی چون

$f \in \text{Aut}(N/A)$ موجود باشند، به طوری که $f(\bar{a}) = \bar{b}$. منظور از $\text{Aut}(N/A)$ مجموعه‌ی همه‌ی اتومرفیسمهای N است که A را نقطه‌وار حافظند.

حکم قضیه‌ی بالا را در صورت آشنایی با مدل هیولا، می‌توان به گونه‌ی پیش‌رو بازنوشت:
 \bar{a} و \bar{b} همتایند، اگر و تنها اگر اتومرفیسمی در $\text{Aut}(\mathbb{M}/A)$ موجود باشد که \bar{a} را به \bar{b} ببرد. با \mathbb{M} ، مدل هیولا را نشان داده‌ایم.

۳.۳ اصلبندی، فرافیلتر

اصلبندی

به **تمرین ۸۷ (ادامه‌ی تمرین ۸۳):** فرض کنید تئوری T چنان باشد که برای هر زنجیر $(M_i)_{i \in I}$ از مدل‌های آن، $\bigcup M_i$ نیز مدلی از T باشد. نشان دهید که در این صورت T دارای یک اصلبندی به صورت $\forall \exists$ است.^۳

اگر راه‌حل خودتان به نتیجه نمی‌رسد، پاسخ زیر را تکمیل کنید: با $T^{\forall \exists}$ مجموعه‌ی همه‌ی جمله‌هایی را نشان دهید که به شکل $\forall \exists$ هستند و از T نتیجه می‌شوند. هدف این است که نشان دهیم که

$$M \models T^{\forall \exists} \Leftrightarrow M \models T.$$

فرض کنید $M \models T^{\forall \exists}$. هدف ساختن زنجیری است به صورت زیر

$$M = M_0 \subseteq M_1 \subseteq M_2 \subseteq \dots,$$

که در آن

$$M_0 \prec M_1 \prec M_2 \prec \dots$$

و $N_i \models T$ در این صورت خواهیم داشت

$$M \prec \bigcup M_i = \bigcup N_i \models T$$

^۳این تمرین در تمرینهای جلسه‌ی بعد ادامه دارد.

و نتیجه، حاصل می‌شود.

روش ساخت زنجیر:

۱. نشان دهید که مدلی چون $N \models T$ یافت می‌شود، به طوری که $N \models M^{\exists\forall}$. منظور از $M^{\exists\forall}$ مجموعه‌ی همه‌ی جمله‌های به شکل $\exists\forall$ است که در M درستند. نیز مشاهده کنید که $N \models M^{\exists\forall}$ معادل $N \models N^{\forall\exists}$ است.

۲. نشان دهید که $N' \equiv N$ چنان موجود است که $M \subseteq N'$ ، و هر جمله‌ی با سور عمومی با پارامتر در M در N' درست است. (برای این منظور، کافی است نشان دهید که $\text{Diag}_{\forall}(M) \cup \text{Th}(N)$ سازگار است.)

۳. نشان دهید که M' موجود است، به طوری که $M \subseteq N' \subseteq M'$ و $M \prec M'$.

□

تمرین ۸۸: نشان دهید تئوری T را می‌توان تنها با استفاده از فرمولهای با سور جهانی اصلبندی کرد اگر و تنها اگر تحت زیرمدلها بسته باشد؛ یعنی هرگاه $M \models T$ و $N \subseteq M$ آنگاه $N \models T$.

فیلترها

تمرین ۸۹: گیریم I یک مجموعه باشد و $P(I)$ مجموعه‌ی همه‌ی زیرمجموعه‌های آن. زیرمجموعه‌ی $D \subseteq P(I)$ را یک فیلتر روی I می‌خوانیم هرگاه شرایط زیر درباره‌ی آن صادق باشند:

۱. $I \in D$ و $\emptyset \notin D$.

۲. D تحت اشتراک متناهی بسته باشد، یعنی هرگاه $A, B \in D$ آنگاه $A \cap B \in D$.

۳. اگر $A \in D$ آنگاه $A \upharpoonright_I \subseteq D$ ؛ یعنی اگر $A \in D$ و $A \subseteq B \subseteq I$ آنگاه $B \in D$.

(شهود تعریف این است که فیلتر قرار است گردایه‌ای از زیرمجموعه‌ی «بزرگ» از I باشد).

۱. گیریم $I = \mathbb{R}$. نشان دهید مجموعه‌ی زیر، فیلتری روی I است:

$$D = \{X \subseteq \mathbb{R} \mid \mu(\mathbb{R} - X) = 0\}$$

که در بالا مراد از μ ، اندازه‌ی لُیگ است.

۲. فرض کنید κ کاردینالی باشد نامتناهی به طوری که $\kappa \leq |I|$ ؛ نشان دهید که مجموعه‌ی زیر فیلتری است روی I :

$$D = \{X \subseteq I : |I - X| \leq \kappa\}.$$

فیلتر D در بالا را در حالتی که $\kappa = \aleph_0$ ، فیلتر \mathcal{F} می‌خوانیم.

۳. برای هر $x \in I$ نشان دهید که مجموعه‌ی زیر فیلتری روی I است:

$$D = \{X \subseteq I | x \in X\}.$$

فیلترهای اینچنین را فیلتر اصلی می‌خوانیم.

۴. فرض کنید D فیلتری روی I باشد و $X \notin D$. نشان دهید مجموعه‌ی زیر فیلتری روی I است دربرگیرنده‌ی D و شامل $I - X$:^۴

$$E = \{Y \subseteq I | \exists Z \in D \quad Z - X \subseteq Y\}.$$

۴.۳ نوبت چهارم

تمرین ۹۰:

۱. عنصر $t \in M$ را روی مجموعه‌ی $A \subseteq M$ جبری می‌خوانند هرگاه فرمولی چون $\phi(x, a)$ در زبان $L(A)$ موجود باشد، به طوری که مجموعه‌ی زیر متناهی باشد

$$\phi(M, a) = \{m \in M | M \models \phi(m, a)\}$$

و $t \in \phi(M, a)$. نیز تایپ $p(x)$ را جبری می‌خوانند هرگاه تنها تعداد متناهی عنصر آن را برآورده کنند. نشان دهید که عنصر t روی A جبری است اگر و تنها اگر $\text{tp}(t/A)$ تایپی جبری باشد.

۲. نشان دهید که تایپ $p(x) \in S(A)$ جبری است اگر و تنها اگر برای هر مجموعه‌ی $B \supseteq A$ تنها تعداد متناهی تایپ $q \in S(B)$ موجود باشند که $p \subseteq q$.

^۴ این تمرین ادامه دارد.

تمرین ۹۱: به طور مستقیم (و بدون بحث توپولوژیک) نشان دهید که اگر در یک تئوری، تعداد تایپها متناهی باشد، آنگاه همه‌ی آن تایپها ایزوله‌اند (یعنی هر یک، تنها از یک فرمول نتیجه می‌شود).

تمرین ۹۲: (در یک زبان شمارا) به طور مستقیم (و بدون بحث توپولوژیک) نشان دهید که اگر در یک تئوری T داشته باشیم $|S_n(T)| > \aleph_0$ آنگاه $|S_n(T)| \geq 2^{\aleph_0}$.

تمرین ۹۳: فرض کنید $T = \text{Th}(\mathbb{R}, \mathbb{Q}, <)$ که در آن \mathbb{Q} محمولی برای اعداد گویاست. آیا این تئوری، مدل اول دارد؟

تمرین ۹۴: فرض کنید $L = \{p_s \mid s \in 2^{<\omega}\}$ که در آن $2^{<\omega}$ مجموعه‌ی همه‌ی دنباله‌های متناهی ساخته‌شده با ۰ و ۱ است و هر p_s یک محمول. تئوری T ، نوشته‌شده با اصول زیر بیان می‌کند که این محمولها جهان را به صورت دوجمله‌ای تجزیه می‌کنند:

$$\bullet \quad \forall x \quad p_\emptyset(x)$$

$$\bullet \quad \exists x \quad p_s(x)$$

$$\bullet \quad \forall x \quad (p_{s \cdot 0}(x) \vee p_{s \cdot 1}(x) \leftrightarrow p_s(x))$$

$$\bullet \quad \forall x \quad \neg(p_{s \cdot 0}(x) \wedge p_{s \cdot 1}(x))$$

نشان دهید که T کامل و دارای حذف سور است. نیز نشان دهید که در این تئوری، هیچ فرمولی هیچ تایپی را ایزوله نمی‌کند و این تئوری مدل اول ندارد.

۵.۳ نوبت ششم، زمان تحویل ۲۱ اسفند

تمرین ۹۵: فرض کنید \mathfrak{M} مدلی باشد κ - آکنده؛ یعنی هرگاه $A \subseteq M$ دارای اندازه‌ی کمتر از κ باشد، آنگاه هر تایپ $p(x) \in S_1^{\mathfrak{M}}(A)$ در M برآورده شود. نشان دهید که در این صورت

۱. هر زیرمجموعه‌ی تعریف‌پذیر (با پارامتر) از M یا متناهی است یا اندازه‌ی حداقل κ دارد.
۲. هرگاه $B \subseteq M$ و $|B| < \kappa$ ، هر تابع $f: M \rightarrow B$ متناهی‌مقدار است (یعنی دارای برد متناهی است).

تمرین ۹۶ (ادامه‌ی تمرین ۸۷): مدل M از تئوری T را بسته‌ی وجودی بخوانید هرگاه برای هر $M \subseteq N \models T$ و هر فرمول بدون سور $\phi(\bar{x}, \bar{y})$ و $\bar{m} \in M$ از $\phi(\bar{a}, \bar{m})$ نتیجه شود $N \models \exists \bar{a} \phi(\bar{a}, \bar{m})$ $M \models \exists \bar{a} \phi(\bar{a}, \bar{m})$.

نشان دهید هر تئوری دارای اصلبندی به فرم $\forall \exists$ دارای مدلی بسته‌ی وجودی است. (تحقیق کنید که اگر $M \models T$ آنگاه مدلی بسته‌ی وجودی چون $N \supseteq M$ موجود است به طوری که $|N| = |M| + |L| + \aleph_0$.)^۵

تمرین ۹۷: فرض کنید تئوری T کامل باشد. نشان دهید در آن صورت

۱. T دارای ویژگی ادغام (یا ملغمه‌سازی)^۶ است؛ بدین معنی که هرگاه $\mathfrak{A}, \mathfrak{B}, \mathfrak{C} \models T$ و $f_1 : \mathfrak{A} \rightarrow \mathfrak{B}$ و $f_2 : \mathfrak{A} \rightarrow \mathfrak{C}$ نشاندهای مقدماتی باشند، آنگاه مدل $T \models \mathfrak{D}$ و نشاندهای مقدماتی $g_1 : \mathfrak{B} \rightarrow \mathfrak{D}$ و $g_2 : \mathfrak{C} \rightarrow \mathfrak{D}$ چنان موجودند که $g_1 \circ f_1 = g_2 \circ f_2$.

۲. بررسی کنید که در بالا شرط مقدماتی بودن نشاندها لازم است.

۳. T دارای ویژگی امکان‌نشانندن همزمان^۷ است؛ یعنی برای هر دو مدل $\mathfrak{A}, \mathfrak{B} \models T$ مدلی چون $T \models \mathfrak{C}$ و نشاندهایی مقدماتی چون $f : \mathfrak{A} \rightarrow \mathfrak{C}$ و $g : \mathfrak{B} \rightarrow \mathfrak{C}$ موجودند.

تمرین ۹۸: (با روش هنکین و نه روش توپولوژیک) نشان دهید که اگر برای هر $n \in \mathbb{N}$ مجموعه‌ی n - تایپهای ایزوله در فضای $S_n(T)$ چگال باشد، آنگاه T دارای مدل اول است (اثبات را در کتاب تنت و زیگلر یا در کتاب مارکر بیابید).

۶.۳ نوبت هفتم

تمرین ۹۹: اگر $\mathfrak{M}, \mathfrak{N}$ دو مدل اشباع باشند و $|M| = |N|$ آنگاه $\mathfrak{M} \cong \mathfrak{N}$.

تمرین ۱۰۰: هر مدل اتمیک، ω - همگن است؛ پس بویژه هر مدل اول، همگن است.

تمرین ۱۰۱: نشان دهید که اگر T یک مدل اول ω - اشباع داشته باشد، آنگاه T یک تئوری \aleph_0 - جازم است (یعنی همه‌ی مدل‌های شمارای آن با هم ایزومرفند).

^۵ این تمرین ادامه دارد.

^۶ amalgamation property (AP)

^۷ joint embedding property

تمرین ۱۰۲:

۱. نشان دهید که در $\langle \mathbb{R}, +, \cdot \rangle$ تعداد تایپهای با یک متغیر، دو تاست و تعداد تایپهای با دو متغیر برابر با 2^{\aleph_0} .

۲. نشان دهید که در $\langle \mathbb{R}, +, \cdot, < \rangle$ تعداد تایپهای با یک متغیر، سه تاست و تعداد تایپهای با دو متغیر برابر با 2^{\aleph_0} .

تمرین ۱۰۳: اگر \mathcal{M} مدلی κ - اشباع باشد، آنگاه κ^+ - جهانی است.

تمرین ۱۰۴: فرض کنیم \mathcal{M} مدلی ω - اشباع باشد. آنگاه \mathcal{M} (طبق تعریف تمرین ۱) به طور جزئی با \mathcal{M} ایزومرف است اگر و تنها اگر ω اشباع و هم‌ارز مقدماتی با آن باشد.

اگر وقت اجازه دهد، با کمک همدیگر به تمرین زیر خواهیم پرداخت (نیازی به تحویل آن در این جلسه نیست).

تمرین ۱۰۵ (ادامه‌ی تمرین ۸۹، فراضربها): تمرینهای ۲,۵,۱۸، ۲,۵,۱۹ و ۲,۵,۲۰ در کتاب مارکر.

۷.۳ نوبت هشتم

تمرین ۱۰۶: فرض کنیم \mathcal{M} مدلی ω - اشباع باشد. آنگاه \mathcal{M} (طبق تعریف تمرین ۱) به طور جزئی با \mathcal{M} ایزومرف است اگر و تنها اگر ω اشباع و هم‌ارز مقدماتی با آن باشد.

تمرین ۱۰۷:

۱. هرگاه \mathcal{M} مدلی اشباع باشد و $a, b \in M$ ، آنگاه $\text{tp}^{\mathcal{M}}(a) = \text{tp}^{\mathcal{M}}(b)$ اگر و تنها اگر اتومرفیسمی از \mathcal{M} مانند σ موجود باشد، به طوری که $\sigma(a) = \sigma(b)$ (با تمرین ۸۶ مقایسه شود).

۲. بنابراین، عنصر a روی مجموعه‌ی A جبری است (تمرین ۹۰ را ببینید)، هرگاه دارای مداری متناهی نسبت به $\text{Aut}(\mathcal{M}/A)$ باشد؛ یعنی مجموعه‌ی زیر، متناهی باشد:

$\{\sigma(a) \mid \sigma \text{ یک اتومرفیسم روی } \mathcal{M} \text{ است که } A \text{ را نقطه‌وار حفظ می‌کند}\}.$

تمرین ۱۰۸:

۱. گیریم تعداد تایپهای کاملِ تک‌متغیره در یک تئوری T ، دو عدد باشد. چند فرمول به هنگ هم‌ارزی نسبت به تئوری T موجود است؟

۲. نشان دهید که اگر تعداد تایپها نسبت به یک تئوری T متناهی باشد، آنگاه، به هنگ هم‌ارزی، تعداد متناهی فرمول داریم (یعنی تعداد متناهی فرمول موجود است که هر فرمول دیگر، لزوماً با یکی از آنها معادل است).

لیندشتِرم

تمرین ۱۰۹ (ادامه‌ی تمرین ۸۷): نشان دهید هرگاه تئوری T جازم باشد و دارای یک اصل‌بندی به صورت $\forall \exists$ آنگاه T مدل‌کامل است. (تئوری T را مدل‌کامل می‌خوانیم هرگاه همه‌ی مدل‌های آن بسته‌ی وجودی باشند).

۸.۳ نوبت نهم

تمرینهای ۱ تا ۵ کتاب دیوید مارکر، فصل ۵.

تمرین ۱۱۰: نشان دهید که در یک مهمانی شش نفره، یا سه نفر هستند که هیچ دو نفرشان یکدیگر را نمی‌شناسند، یا سه نفر هستند که دو به دو یکدیگر را می‌شناسند. به بیان دیگر نشان دهید

$$6 \rightarrow (3)_2^2.$$

تمرین ۱۱۱: گیریم T تئوری یک رابطه‌ی هم‌ارزی باشد با نامتناهی کلاس نامتناهی در زبان $L = \{E\}$. نشان دهید که در هر مدل $M \models T$ دو و تنها دو دنباله‌ی بازنشاختنی I_0, I_1 با تایپهای متفاوت یافت می‌شود.

تمرین ۱۱۲: گیریم G گروه آزاد با مجموعه‌ی مولد X باشد. نشان دهید که X است مجموعه‌ای است بازنشاختنی در G .

تمرین ۱۱۳: نشان دهید که اگر M مدلی κ اشباع باشد، در آن دنباله‌ای بازنشاختنی با اندازه‌ی κ پیدا می‌شود.

تمرین ۱۱۴: می‌گوییم در تئوری T توابع اسکولم تعبیه شده‌اند هرگاه برای هر فرمول $\phi(v, \bar{w})$

نشان تابعی f (وابسته به فرمول یادشده) چنان موجود باشد که

$$T \models \exists v \phi(v, \bar{w}) \leftrightarrow \phi(f(\bar{w}), \bar{w});$$

به بیان دیگر، هرگاه زبان به لحاظ تابعی آن قدر غنی باشد که همه‌ی سورهای وجودی توسط توابع حذف شوند.

۱. بررسی کنید که اگر در تئوری T توابع اسکولم تعبیه شده باشند، این تئوری سورها را حذف می‌کند.

۲. بررسی کنید که اگر در تئوری T توابع اسکولم تعبیه شده باشند، این تئوری دارای یک اصل‌بندی با سور عمومی است.

۳. نشان دهید که هر تئوری دلخواه T می‌توان اسکولمیزه کرد؛ یعنی اگر T یک تئوری در زبان L باشد، آنگاه زبان $L^* \supseteq L$ و تئوری T^* را در آن می‌توان چنان یافت که در T^* توابع اسکولم تعبیه شده باشند و هر مدل $M \models T$ را بتوان به مدلی از T^* بسط داد.

۴. نشان دهید هر L ساختار دلخواه M اشتراک زنجیر مقدماتی نزولی‌ای از L - ساختارهاست؛ یعنی

$$M = \bigcap N_i$$

که در آن

$$N_{i+1} \prec N_i, N_{i+1} \neq N_i.$$

۹.۳ نوبت دهم

فرض کنید \mathfrak{M} مدلی باشد به اندازه‌ی موردنیاز اشباع. برای یک دنباله‌ی $\mathcal{A} = (a_i)_{i \in I}$ تعریف کنید

$$EM(\mathcal{A}) = \{\phi(x_1, \dots, x_n) \mid n \in \mathbb{N}, \forall i_1 < \dots < i_n \in I \quad \mathfrak{M} \models \phi(a_{i_1}, \dots, a_{i_n})\}.$$

تمرین ۱۱۵: نشان دهید $EM(\mathcal{A})$ (با متغیرهای $(x_i)_{i \in \omega}$) یک تایپ کامل است اگر و تنها اگر \mathcal{A} دنباله‌ای بازنشاختنی باشد.

به طور مشابه $EM(\mathcal{A}/C)$ را برای یک مجموعه‌ی پارامتر C تعریف کنید.

تمرین ۱۱۶: نشان دهید که برای هر دنباله‌ی دلخواه \mathcal{A} و هر مجموعه‌ی C از پارامترها، دنباله‌ای بازنشاختنی روی C چون $B = (b_i)_{i \in \omega}$ چنان موجود است که $B \models EM(\mathcal{A}/C)$

تمرین ۱۱۷: فرض کنید $\mathcal{A} = (a_i)_{i \in \omega}$ دنباله‌ای بازنشاختنی باشد روی C و $D \supseteq C$ دلخواه باشد. نشان دهید دنباله‌ی $\mathcal{A}' = (a'_i)_{i \in I}$ چنان موجود است که

$$\text{tp}(\mathcal{A}'/C) = \text{tp}(\mathcal{A}/C)$$

و \mathcal{A}' روی D بازنشاختنی است (به بیان دیگر، یک کپی از \mathcal{A} روی C موجود است که روی D بازنشاختنی است).

تمرین ۱۱۸ (همان تمرین بالا به بیان دیگری): فرض کنید $\mathcal{A} = (a_i)_{i \in \omega}$ دنباله‌ای بازنشاختنی باشد روی C و $D \supseteq B$ دلخواه باشد. نشان دهید مجموعه‌ای چون

$$D' \equiv_C D$$

چنان موجود است که \mathcal{A} روی آن بازنشاختنی است.

تمرین ۱۱۹ (باز هم همان تمرین به زبان دیگری): فرض کنید $\mathcal{A} = (a_i)_{i \in \omega}$ دنباله‌ای بازنشاختنی باشد روی C . نشان دهید که مدلی چون $N \supseteq C$ چنان موجود است که دنباله‌ی \mathcal{A} روی آن بازنشاختنی است.

تمرین ۱۲۰: گیریم $\mathcal{A} = (a_i)_{i \in \omega}$ دنباله‌ای بازنشاختنی باشد. نشان دهید که در هر اندازه‌ی دلخواه، دنباله‌ای بازنشاختنی موجود است که تایپ $EM(\mathcal{A})$ را برآورده کند.

تمرین ۱۲۱: آیا دنباله‌ی بازنشناختنی دلخواه A روی خودش بازنشناختنی است؟ نشان دهید که یک کپی از A موجود است که روی A بازنشناختنی است.

تمرین ۱۲۲: دو دنباله‌ی نامتناهی A و B چنان بسازید که A روی B بازنشناختنی باشد و B روی A .

تمرین ۱۲۳: فرض کنید که $A = (a_i)_{i \in \omega}$ و $B = (b_i)_{i \in \omega}$ دو دنباله‌ی دلخواه باشند. نشان دهید که دنباله‌های A' و B' چنان موجودند که A' روی B' بازنشناختنی است و B' روی A' داریم

$$A' \models EM(A)$$

$$B' \models EM(B).$$

دنباله‌های اینچنین را متقابلاً بازنشناختنی می‌خوانیم.

تمرینهای تکمیلی

تمرین ۱۲۴: اگر \mathfrak{M} مدلی باشد k اشباع، آنگاه اگر در آن یک عطف از اندازه‌ی κ یک فصل از اندازه‌ی κ را نتیجه دهد، آنگاه بخشی متناهی از آن عطف، فصل یادشده را نتیجه می‌دهد؛ به بیان دیگر اگر

$$\bigwedge_{i \in \kappa} \phi_i(x, a_i) \models \bigvee_{i \in \kappa} \psi_i(x, b_i)$$

آنگاه فرمولهای $\phi_{i_1}(x, a_{i_1}), \dots, \phi_{i_n}(x, a_{i_n})$ موجودند که عطفشان سمت راست بالا را نتیجه دهد.

تمرین ۱۲۵: اگر \mathfrak{M} مدلی κ اشباع باشد و $A \subseteq M$ دارای اندازه‌ی کمتر از κ باشد و X یک مجموعه‌ای تعریف‌شدنی A ناوردا باشد (یعنی چنان باشد که برای هر $f \in \text{Aut}(\mathfrak{M}/A)$ داشته باشیم $f(X) = X$)، آنگاه X با پارامترهای A تعریف‌شدنی است.

تمرین ۱۲۶: تمرین قبل، در مورد مجموعه‌های تایپ‌تعریف‌شدنی هم درست است. آنها مجموعه‌هایی هستند که توسط عطفی (نامتناهی) از فرمولهای دارای متغیر مشترک (به طور خلاصه، توسط یک تایپ) تعریف می‌شوند.

تمرین ۱۲۷ (ادامه‌ی تمرین ۹۵): اگر M مدلی κ اشباع باشد، آنگاه هر مجموعه‌ی تایپ تعریف‌شدنی در آن (توسط تایپی با پارامتر در مجموعه‌ای از اندازه‌ی کمتر از κ) یا دارای اندازه‌ی متناهی است، یا دارای اندازه‌ی حداقل κ .

تمرین ۱۲۸: با استفاده از تمرین بالا نشان دهید که در یک مدل κ اشباع، مدار هر عنصر (روی یک مجموعه‌ی از اندازه‌ی کمتر از κ) یا متناهی است یا دارای اندازه‌ی بیش از κ است. منظور از مدار عنصر a روی یک مجموعه‌ی A ، مجموعه‌ی زیر است:

$$\{\sigma(a) \mid \sigma \in \text{Aut}(\mathfrak{M}/A)\}.$$

تمرین ۱۲۹ (توجه به تمرین ۹۰): بنا به تمرین بالا، عنصر a روی A جبری است اگر و تنها اگر دارای مدار متناهی باشد.

تمرین ۱۳۰: برای دو مدل $\mathfrak{M}_1, \mathfrak{M}_2$ و عناصر $a \in M_1, b \in M_2$ نشان دهید که $\text{qftp}^{\mathfrak{M}_1}(a) = \text{qftp}^{\mathfrak{M}_2}(b)$ اگر و تنها اگر ساختار تولیدشده توسط a در M_1 با ساختار تولیدشده توسط b در M_2 ایزومرف باشد.

تمرین ۱۳۱: نشان دهید که اگر تئوری T چنان باشد که هرگاه $\text{qftp}^{\mathfrak{M}_1}(a) = \text{qftp}^{\mathfrak{M}_2}(b)$ ، برای دو مدل $\mathfrak{M}_1, \mathfrak{M}_2$ و عناصر $a \in M_1, b \in M_2$ ، آنگاه ایزومرفیسم بین ساختار تولیدشده توسط a در M_1 و توسط b در M_2 در سامانه‌ای رفت و برگشتی از ایزومرفیسمها واقع شود، آنگاه T سورها را حذف می‌کند.

۱۰.۳ نوبت یازدهم

تمرین ۱۳۲:

۱. نشان دهید که هیچ تئوری کامل شامل تئوری میدانها (در زبان حلقه‌ها) \aleph_0 جازم نیست؛ به ویژه ACF نیز \aleph_0 جازم نیست.

۲. نشان دهید که ACF یک تئوری \aleph_1 جازم است.

تمرین ۱۳۳: فرض کنید T تئوری یک رابطه‌ی هم‌ارزی باشد که برای هر $n \in \omega$ کلاسی یکتا از اندازه‌ی n دارد. نشان دهید که T یک تئوری \aleph_1 جازم نیست. اگر درس تا پایان این هفته بدانجا رسید (!) نشان دهید که تئوری یادشده ω پایدار است.

تمرین ۱۳۴: تمرینهای زیر از کتاب مارکر:

• ۲-۵-۱۳

• ۲-۵-۱۴

• ۲-۵-۱۶

۱۱.۳ نوبت دوازدهم

تمرین ۱۳۵:

۱. اگر T یک تئوری \aleph_1 جازم باشد، تعداد تایپها (n تایپها) در آن متناهی است (بنا به تمرین ۱۰۸، بنابراین تعداد فرمولها به هنگ تئوری یادشده متناهی است).

۲. نشان دهید که اگر T یک تئوری \aleph_1 جازم باشد، آنگاه در هر مدل \mathcal{M} از آن، بستار جبری یک مجموعه‌ی متناهی، متناهی است. منظور از بستار جبری مجموعه‌ی $A \subseteq M$ مجموعه‌ی زیر است:

$$\bigcup_{\phi(M,a), a \in A} \phi(M,a)$$

تمرین ۱۳۶: ۶-۶-۸ کتاب مارکر.

تمرین ۱۳۷: ۶-۶-۱۷ کتاب مارکر.

۱۲.۳ نوبت سیزدهم

تمرین ۱۳۸: نشان دهید که ACF .

۱. سورها را حذف می‌کند (سامانه‌ای رفت و برگشتی پیدا کنید).

۲. تایپها در آن در تناظر با ایده‌آلهای اول در حلقه‌ی چندجمله‌ای‌هایند (یعنی متناظر با هر n تایپ $p \in S_n(k)$ برای یک میدان k ، می‌توان یک ایده‌آل اول $I_p \in k[X_1, \dots, X_n]$ یافت، و برعکس).

۳. ω پایدار است.

۴. \aleph_1 جازم نیست ولی \aleph_1 جازم است.

۵. مرتبه‌ی مُرلی در آن معادل با بُعدِ کرول است (پروژه‌ی احتمالیِ خانم آجرلو).

تمرین ۱۳۹: فرمول $\phi(\bar{x}, \bar{y})$ را گوئیم که دارای ویژگی ترتیبی است هرگاه (در مدلِ سترگ) دنباله‌های $(\bar{a}_i)_{i \in \omega}$ و $(\bar{b}_i)_{i \in \omega}$ چنان موجود باشند که برای هر $i < j \in \omega$

$$\models \phi(\bar{a}_i, \bar{b}_j) \text{ اگر و تنها اگر } i < j.$$

۱. نشان دهید که داشتن ویژگی ترتیبی، نسبت به x, y تقارنی است؛ یعنی اگر $\phi(\bar{x}, \bar{y})$ دارای ویژگی ترتیبی باشد آنگاه دنباله‌های $(\bar{a}_i), (\bar{b}_i)$ چنان موجودند که

$$\models \phi(\bar{a}_i, \bar{b}_j) \text{ اگر و تنها اگر } j < i.$$

۲. نشان دهید که اگر فرمولی دارای ویژگی ترتیبی پیدا شود، تئوریِ مورد نظر پایدار نیست.

۳. عکس مورد بالا هم برقرار است: اگر T پایدار نباشد، یک فرمول دارای ویژگی ترتیبی یافت می‌شود.

تمرین ۱۴۰: آشنا شدن با مدل سترگ (خواندن گروهی قضیه‌ی ۱۷-۱-۶ و نتیجه‌ی ۱۸-۱-۶ در کتاب تنت‌وزیگلر).

فصل ۴

بحثهای جانبی و پاسخ برخی تمرینها

سامانه‌های رفت و برگشتی

آنچه در این بخش آمده است، در توضیح پاسخ تمرین ۸۶ نوشته شده است. سامانه‌های رفت و برگشتی در نظریه‌ی مدل بسیار ظاهر می‌شوند. عموماً آنجا که کامل بودن تئوریه‌ها، حذف سور برای آنها، یا برابری تایپها را بخواهیم نشان دهیم، این سامانه‌ها نیک به کار می‌آیند. در زیر برخی کاربردهای سامانه‌های این چنین را برای مثال آورده‌ایم.

فرض کنید M, N دو ساختار در زبان L باشند. گیریم $\bar{a} \in M$ و $\bar{b} \in N$. نگاشت f را که \bar{a} را به \bar{b} می‌برد، یک ایزومرفیسم جزئی می‌خوانیم، هرگاه ایزومرفیسمی باشد میان زیرساختارهای تولید شده توسط \bar{a} و \bar{b} به ترتیب در M و N . در این صورت، همچنین می‌نویسیم

$$\text{qftp}^M(\bar{a}) = \text{qftp}^N(\bar{b}),$$

که در بالا، منظور از qftp تایپ متشکل از فرمولهای بدون سور است. مجموعه‌ی Γ را، متشکل از برخی ایزومرفیسمهای جزئی میان زیرساختارهایی از M و N ، دارای ویژگی رفت و برگشتی می‌خوانیم، هرگاه هر $f \in \Gamma$ را بتوان هم از دامنه (رفت) و از بُرد (برگشت) گستراند؛ به بیان دیگر هرگاه

- برای هر $f \in \Gamma$ و هر $a \in M$ عنصر f در $g' \supseteq f$ به گونه‌ای موجود باشد که $a \in \text{dom}(g)$.

• برای هر $f \in \Gamma$ و هر $b \in N$ عنصر $g' \supseteq f$ در Γ به گونه‌ای موجود باشد که $a \in \text{range}(g)$.

امکان رفت و برگشت، به بیان دیگر امکان وجود یک سامانه‌ی رفت و برگشتی، عموماً نیازمند شروط اشباعی مدلهای و برابری تایپهاست. از طرفی وجود چنین سامانه‌هایی، خود موجب برابری تایپها می‌شود.

مثال ۱۶۶: گیریم M و N دو ساختار شمارا باشند و سامانه‌ای رفت و برگشتی، چون Γ ، میان زیرساختارهایی از آنها موجود باشد. در این صورت $M \cong N$.

گیریم $M = (m_i)_{i \in \omega}$ و $N = (n_i)_{i \in \omega}$. نخست توجه می‌کنیم که ایزومرفیسم $f_1 \in \Gamma$ چنان موجود است که $a_1 \in \text{dom}(f_1)$ و $b_1 \in \text{range}(f_1)$. فرض کنید $f \in \Gamma$. در این صورت، بنا به تعریف سامانه‌ی رفت و برگشتی، ایزومرفیسم جزئی $g \supseteq f$ موجود است که a_1 را در دامنه دارد، و ایزومرفیسم جزئی $h \supseteq g$ موجود است که b_1 را در بُرد خود دارد. قرار دهید $f_1 = h$. بدین ترتیب، فرض کنید که ایزومرفیسم جزئی f_{n+1} چنان ساخته شده است که a_1, \dots, a_n را در دامنه و b_1, \dots, b_n را در بُرد دارد. به روش ذکرشده، $f_{n+2} \supseteq f_{n+1}$ را چنان می‌یابیم که a_{n+1} و b_{n+1} را به ترتیب در دامنه و برد داشته باشد. حال (تحقیق کنید که) $f_\omega = \bigcup_{i \in \omega} f_i : M \rightarrow N$ یک ایزومرفیسم میان M و N است. \square

توجه کنید که در بالا، f_ω خود شاید عضوی از سامانه‌ی رفت و برگشتی نباشد، و از این رو دلیلی ندارد که بتوان روند بالا برای $f_{\omega+1}$ نیز ادامه داد. باندازه اشباع بودن ساختارهای تحت مطالعه، می‌تواند امکان ادامه‌ی فراروند رفت و برگشتی را فراهم کند. پیش از پرداختن بدین، در زیر مشاهده می‌کنیم که وجود سامانه‌های رفت و برگشتی، حداقل ضامن معادل بودن مقدماتی است.

مثال ۱۶۷: گیریم M, N دو ساختار باشند و Γ یک سامانه‌ی رفت و برگشتی از ایزومرفیسمهای میان زیرساختارهایشان. آنگاه $M \equiv N$.

باید نشان دهیم که هر جمله‌ی ϕ در M درست است اگر و تنها اگر در N درست باشد. این را با استقراء روی ساخت فرمول ϕ می‌توان نشان داد. تحقیق درستی این گفته را، آنجا که ϕ فرمولی بدون سور است، به خواننده وامی‌گذارم. فرض کنید $M \models \exists x \phi(x)$. در این صورت عنصر $m \in M$ چنان موجود است که $M \models \phi(m)$. از طرفی بنا به تعریف، m را می‌توان در دامنه‌ی یک نگاشت $f \in \Gamma$ پنداشت. از این رو $N \models \phi(n)$ ؛ یعنی $N \models \exists x \phi(x)$. \square

بنابراین هرگاه بخواهیم ثابت کنیم که تئوری T کامل است، کافی است دو مدل از آن را در نظر گرفته و میان آنها یک سامانه‌ی رفت و برگشتی برقرار کنیم.

مثال ۱۶۸: گیریم $M = (a_\beta), N = (b_\beta)$ دو ساختار κ -اشباع و هم‌اندازه باشند و Γ سامانه‌ای باشد رفت و برگشتی از ایزومرفیسمهای میان زیرساختارهایشان. اگر $\{f_\beta\}_{\beta < \kappa}$ زنجیری صعودی باشد از ایزومرفیسمهای موجود در Γ ، به گونه‌ای که $\text{dom}(f_\beta) \supseteq a_{<\beta}$ و $\text{range}(f_\beta) \supseteq b_{<\beta}$ ، آنگاه می‌توان f_β را هم در Γ فرض کرد؛ یعنی فراروند رفت و برگشت پس از اجتماعگیری‌های نامتناهی نیز قابل ادامه‌دادن است.

فرض کنید بخواهیم a_β را به دامنه‌ی $f_\beta \cup$ بیفزاییم. تایپ $p(x) = \text{qftp}(a_\beta/a_{<\beta})$ را در نظر بگیرید. ادعا می‌کنیم که عنصری چون $d \in N$ چنان موجود است که $b \models f_\beta(p(x))$. برای این منظور باید نشان داد که هر بخش متناهی از تایپ یادشده در N برآورده می‌شود. فرض کنید $\phi(x, c_{<n})$ فرمولی بدون سور در تایپ p باشد. می‌دانیم که نگاشتی چون $f \in \{f_\beta\}$ موجود است که $c_{<n}$ در دامنه‌اش واقع می‌شود؛ از این رو داریم

$$\models \phi(a_\beta, c_{<n}) \Leftrightarrow \phi(g(a_\beta), g(c_{<n}))$$

که در بالا $g \supseteq f$ نگاشتی در Γ است که دامنه‌اش a_β را در بردارد.

به روشی مشابه می‌توان نشان داد که نگاشت $f_\beta \cup$ را می‌توان از بُرد نیز گستراند. \square

مثال ۱۶۹: اگر M, N دو ساختار اشباع هم‌اندازه باشند و میانشان سامانه‌ای رفت و برگشتی موجود باشد، آنگاه $M \cong N$.

مثال بالا، در واقع نتیجه‌ای از مثال پیشینش است. در مثال بعدی خواهیم داد که برابری دو تایپ، خود دلیلی است برای وجود سامانه‌ای رفت و برگشتی که تحت اجتماع نیز بسته باشد. تفاوت مثالهای زیر با مثالهای قبل در این است که در آنها، به جای ایزومرفیسمهای جزئی، سخن از سامانه‌هایی است از نگاشتهای مقدماتی جزئی. به هر حال، منطق بحثها همان است که در آن مثالها دیدیم.

مثال ۱۷۰: فرض کنید M, N دو مدل اشباع هم‌اندازه باشند و $a \in M, b \in N$ چنان باشند که $\text{tp}^M(a) = \text{tp}^N(b)$. آنگاه ایزومرفیسمی میان M و N موجود است که a را به b می‌برد.

توجه کنید که $\text{qftp}^M(a) = \text{qftp}^N(b)$. بنابراین ایزومرفیسم جزئی f موجود است که a را به b می‌برد. (از آن جا که $\text{tp}(a) = \text{tp}(b)$ ، ایزومرفیسم یادشده، و سایر ایزومرفیسمهایی که در ادامه به سامانه‌ی رفت و برگشتیمان خواهیم افزود، در واقع نشاندنهای جزئی مقدماتی هستند). هدف،

نشان دادن این است که f در سامانه‌ای رفت و برگشتی (از نشاندنهای جزئی مقدماتی) واقع می‌شود. آنگاه از آنجا که مدلها اشباعند و هم‌اندازه، بنا بر مثال ۱۶۸ سامانه‌ی یادشده تحت اجتماعگیری نیز بسته است و از این رو، با کمک آن و با توجه به همان مثال می‌توان به ایزومرفیسمی رسید که شرایط مطلوب را داشته باشد.

فرض کنید $x \notin \text{dom}(f)$. از آنجا که a و b همتایند، تایپ $\text{tp}^M(x/a)$ را (منظور تایپ متناظرش است تحت نگاشت f) می‌توان به طور متناهی در N برآورد، و بنا بر اشباعی N عنصری چون y موجود است، به طوری که $\text{tp}^M(xa) = \text{tp}^N(yb)$. این روند را می‌توان در هر مرحله به صورت رفت و برگشتی انجام داد؛ یعنی سامانه‌ای رفت و برگشتی موجود است. \square

مثال بالا را می‌توان به صورت زیر بازنوشت:

مثال ۱۷۱: در مدل هیولا، $\text{tp}(a/A) = \text{tp}(b/A)$ اگر و تنها اگر اتومرفیسمی موجود باشد که a را به b ببرد.

در تمرین ۸۴ دیدیم که حذف سور معادل این است که تایپهای کامل از تایپهای بدون سور نتیجه می‌شوند. آمیختن این گفته با مثالهایی که تا کنون آورده‌ایم، نتیجه می‌دهد که:

مثال ۱۷۲: تئوری T سورها را حذف می‌کند اگر و تنها اگر هر ایزومرفیسم جزئی $b \mapsto a$ میان دو مدل اشباع هم‌اندازه از T در یک سامانه‌ی رفت و برگشتی از ایزومرفیسمها واقع شود.

اثبات. نگاشت یادشده را می‌توان به ایزومرفیسمی مقدماتی میان M و N گستراند. بنابراین $\text{tp}^M(a) = \text{tp}^N(b)$. \square

در مثال پایانی زیر، کوشیده‌ایم تا بی‌آنکه نامی از مدل هیولا و یا اشباع بودن مدلها بیاوریم، قضیه‌ی مشابهی ثابت کنیم.

مثال ۱۷۳: فرض کنید M ساختاری باشد دلخواه و داشته باشیم $\text{tp}^M(a/A) = \text{tp}^M(b/A)$. آنگاه یک توسیع مقدماتی N از M موجود است، به همراه اتومرفیسمی چون $f: N \rightarrow N$ به طوری که $f(a) = b$.

اثبات. همانگونه که معمول اثباتهای قضایای این چنین است، N را به صورت اجتماعی از زنجیری شمارا و مقدماتی از مدلها خواهیم ساخت. نیز، برای راحتی قرار می‌دهیم $A = \emptyset$ (علت: می‌توان A را به زبان افزود).

گیریم $M = (a_i)_{i < \lambda}$ به طوری که $a_\bullet = a$. نگاشت $b \mapsto^{f_1} a_\bullet$ یک ایزومرفیسم جزئی است. برای افزودن a_1 به دامنه آن، تایپ $p(x) = \text{tp}(a_1/a_\bullet)$ را در نظر گرفته توجه کنید که مشابه قبل $f_1 p(x)$ در N به طور متناهی برآورده می شود. بنابراین توسیع مقدماتی $N_1 \succ N$ و عنصر $y \in N_1$ چنان موجودند که

$$\text{tp}^{N_1}(yf(a_\bullet)) = \text{tp}^M(xa_\bullet).$$

بدین ترتیب، اگر $f_\alpha : M \rightarrow N_\alpha (\succ M)$ نگاشتی باشد دربرگیرنده $a_{<\alpha}$ در دامنه، برای ساختن $f_{\alpha+1} : M \rightarrow N_{\alpha+1}$ به شیوه ی یادشده a_α را به دامنه ی f_α می افزاییم. در حالتی که α اردینالی حدی است، قرار می دهیم $f_\alpha = \bigcup_{\beta < \alpha} f_\beta$. با این کار، به توسیع مقدماتی $N_\alpha = \bigcup N_\alpha$ از M و نگاشت $f_\bullet = \bigcup f_\alpha : M \rightarrow N_\bullet$ می رسیم، به طوری که دامنه ی f همه ی M را می پوشاند، و نیز $f(a) = b$.

قرار دهید $N_\bullet = (n_i)_{i < \gamma}$. داریم $\text{tp}^{N_\bullet}(a) = \text{tp}^{N_\bullet}(b)$. بنابراین به همان روش ذکرشده می توان توسیع مقدماتی N_1 از N را به همراه نگاشت $f_1 : N_\bullet \rightarrow N_1$ چنان حاصل کرد که همچنان a را به b ببرد و دامنه اش شامل N_\bullet باشد. حال $\bigcup N_i$ توسیعی است مقدماتی از N و نگاشت $f : \bigcup N_i \rightarrow \bigcup N_i$ که هر $x \in N_i$ را به $f_i(x)$ می برد، اتومرفیسمی است که a را به b می برد. \square

پاسخ تمرین ۸۴

تمرین ۱۴۱: فرض کنید در تئوری T هر تایپی از بخش بدون سور خود نتیجه شود. نشان دهید که در T سورها حذف می‌شوند.

اثبات. بنا به قسمت الف تمرین فلان کافی است نشان داد که هر فرمول داده‌ی شده‌ی ϕ ، از نتایج بدون سور خود نسبت به T (که مجموعه‌ی آنها را در اینجا با Γ نشان می‌دهم) نتیجه می‌شود. به برهان خلف، اگر $\Gamma \cup T \cup \{\neg\phi(x)\}$ مجموعه‌ای سازگار از فرمولها باشد، آنگاه مدلی چون $M \models T$ و عنصری چون $c \in M$ چنان یافت می‌شوند که $\Gamma \cup \neg\phi(x) \in \text{tp}^M(c)$ سمت چپ دیاگرام زیر را در نظر بگیرید (که سمت راستش در دست معرفی است!):

$$\begin{array}{ccc} M & & N \\ \uparrow & & \uparrow \\ \langle c \rangle & \xrightarrow{\cong} & \langle d \rangle \end{array}$$

ادعا می‌کنم که $\text{Diag}(\langle c \rangle) \cup T \cup \{\phi(x)\}$ سازگار است، یعنی مدلی موجود است چون N و در آن عنصری چون d به طوری که $N \models \phi(d)$ و $\text{qftp}^M(c) = \text{qftp}^N(d)$ (همانند تصویر). توجه کنید در $\text{Diag}(\langle c \rangle)$ نیز x را متغیر آزاد گرفته‌ام؛ یعنی گرفته‌ام

$$\text{Diag}\langle c \rangle = \{\phi(x) \in \text{qf}(L) \mid M \models \phi(c)\}$$

اما این در حالی است که

$$\text{qftp}^M(c) = \text{qftp}^N(d)$$

و از این رو، بنا به فرض باید تایپهای c و d با هم برابر باشند (یعنی این که $\phi \in \text{tp}(d)$ و $\neg\phi \in \text{tp}(c)$ تناقض است).

ادعا: $\text{Diag}(\langle c \rangle) \cup T \cup \{\phi\}$ سازگار است.

در غیر این صورت، $T \cup \text{Diag}(\langle c \rangle) \vdash \neg\phi(x)$ بنابراین، فرمولهای $\psi_1, \dots, \psi_n \in \text{Diag}(\langle c \rangle)$ چنان موجودند که

$$T \models \bigwedge \psi_i(x) \rightarrow \neg\phi(x)$$

یعنی

$$T \models \phi(x) \rightarrow \bigvee \neg \psi_i(x);$$

و این یعنی $\bigvee \neg \psi_i(x) \in \Gamma$. پس داریم $c \models \bigvee \neg \psi_i(x)$ ، که این با $\psi_i \in \text{Diag}(\langle c \rangle)$ متناقض است. \square

۱.۴ پاسخ تمرین ۸۸

تمرین. نشان دهید T دارای اصلبندی با فرمولهایی با سوره‌های عمومی است، اگر و تنها اگر تحت زیرساختارگیری بسته باشد؛ یعنی هرگاه $N \models T$ و $M \subseteq N$ آنگاه $M \models T$.

پاسخ. گیریم T تحت زیرساختارگیری بسته باشد، نشان خواهیم داد که $T = T_{\forall}$ ؛ منظور از T_{\forall} مجموعه‌ی همه‌ی نتایج T است که با سور عمومی نوشته‌شدنند.

فرض کنید $T_{\forall} \models M$. نشان می‌دهیم که $N \models T$ چنان موجود است که $M \subseteq N$ ؛ از این نیز بنا به فرض سوال نتیجه خواهد شد که $M \models T$.

باید سازگاری $T \cup \text{Diag}(M)$ ثابت شود، و برای آن کافی است برای هر $\phi(m) \in \text{Diag}(M)$ سازگاری $T \cup \{\phi(m)\}$ ثابت شود. اگر مجموعه‌ی یادشده ناسازگار باشد

$$T \models \neg\phi(m)$$

و از آنجا که m ثابتی است زبانی، داریم

$$T \models \forall x \neg\phi(x).$$

فرمول بالا، تنها دارای سور عمومی است، و از این رو بنا به فرض $M \models \forall x \neg\phi(x)$ ؛ پس $M \models \neg\phi(m)$ ، که این آخری متناقض است با $\phi \in \text{Diag}(M)$. \square

۲.۴ پاسخ تمرین ۹۶

تمرین ۱۴۲: مدل M از تئوری T را بسته‌ی وجودی بخوانید هرگاه برای هر $M \subseteq N \models$ و هر فرمول بدون سور $\phi(\bar{x}, \bar{y})$ و $\bar{m} \in M$ از $\exists \bar{a} \quad \phi(\bar{a}, \bar{m})$ نتیجه شود $M \models \exists \bar{a} \quad \phi(\bar{a}, \bar{m})$.

نشان دهید هر تئوری دارای اصلبندی به فرم $\forall \exists$ دارای مدلی بسته‌ی وجودی است. (تحقیق کنید که اگر $M \models T$ آنگاه مدلی بسته‌ی وجودی چون $N \supseteq M$ موجود است به طوری که $|N| = |M| + |L| + \aleph$).

اثبات. نخست یادآوری می‌کنم که بنا به تمرین

تئوری T تنها و تنها اگر دارای اصلبندی به صورت $\forall \exists$ است که اجتماع هر زنجیر از مدل‌های آن مدلی از آن شود.

فرض کنید $M \models T$. نخست نشان خواهم داد که مدلی چون $M \subseteq M_1$ چنان موجود است که نسبت به M - فرمول‌ها بسته‌ی وجودی است؛ بدین معنی که اگر $N \supseteq M_1$ و $N \models \exists \bar{x} \quad \phi(\bar{x}, \bar{m})$ و $\bar{m} \in M$ آنگاه $M_1 \models \exists \bar{x} \quad \phi(\bar{x}, \bar{m})$.

شمارش $\{\phi_\alpha\}_{\alpha < \kappa}$ را از تمام فرمول‌های به فرم $\exists x \quad \phi(x, m)$ که در آن $m \in M$ در نظر گرفته مدل مورد نظر را به شرح زیر، از زنجیری از مدل‌ها به طول κ حاصل خواهیم آورد. قرار می‌دهیم $N_0 = M$. هرگاه که مدل N_α ساخته شده باشد، برای ساخت $N_{\alpha+1}$ به فرمول ϕ_α مراجعه می‌کنیم: اگر این فرمول در توسیعی از N_α برقرار باشد، $N_{\alpha+1}$ را همان توسیع می‌گیریم، وگرنه قرار می‌دهیم $N_{\alpha+1} = N_\alpha$. نیز برای هر اردینال حدی β قرار می‌دهیم $N_\beta = \bigcup_{\alpha < \beta} N_\alpha$. تحقیق کنید که N_κ ویژگی مورد انتظار را داراست، و قرار دهید $M_1 = N_\kappa$.

همین کار را با شروع از M_1 تکرار می‌کنیم و بدین ترتیب به زنجیری از طول ω می‌رسیم از مدل‌هایی چون M_i با این ویژگی که هر M_i نسبت به فرمول‌های وجودی با پارامتر در M_{i-1} بسته‌ی وجودی باشد. اجتماع همه‌ی اینها مدلی است بسته‌ی وجودی. \square

وجود مدل اول، پاسخ تمرین ۹۸

در جزوه، اثباتی توپولوژیک برای قضیه‌ی زیر ارائه کردیم. در زیر آن را با استفاده از قضیه‌ی حذف تایپها ثابت کرده‌ایم.

گزاره ۱۷۴: اگر در T تایپهای ایزوله چگال باشند، آنگاه T دارای مدل اول است.

اثبات. دیدیم که وجود مدل اول معادل وجود مدلی اتمیک است. گیریم هیچ مدلی از T اتمیک نباشد؛ یعنی

$$\forall \mathcal{M} \models T \quad \exists a \in M \quad \text{tp}(a) \text{ غیرایزوله است}$$

عبارت « $\text{tp}(a)$ غیرایزوله است» معادل این است که « a در هیچ فرمولی که تایپی ایزوله کند صدق نمی‌کند»، به بیان دیگر، a مجموعه‌ی زیر از فرمولها را برآورده می‌کند:

$$\pi(x) = \{\neg\phi(x) \mid \phi \text{ کامل}\}.$$

نیز همانگونه که گفتیم $\pi(x)$ در T حذف نمی‌شود. پس بنا به قضیه‌ی حذف تایپ، باید ایزوله باشد. از طرفی غیرایزوله بودن این تایپ، بیان معادلی برای فرض گزاره (ایزوله بودن تایپهای چگال) است. در زیر این گفته را ثابت کرده‌ایم.

نخست توجه کنید که اگر ϕ یک فرمول کامل باشد، آنگاه از آنجا که این فرمول یک تایپ به دست می‌دهد، برای هر فرمول ψ داریم: یا $\phi \vdash \psi$ یا $\phi \vdash \neg\psi$. یعنی برای هر فرمول ψ اگر $\phi \cup \psi$ سازگار باشد، آنگاه $\phi \vdash \psi$.

غیر ایزوله بودن π یعنی این که هیچ فرمولی آن را ایزوله نکند. یعنی برای هر فرمول ψ فرمولی مانند $\phi \in \pi$ موجود باشد به طوری که

$$\psi \not\vdash \phi.$$

از عبارت $\psi \not\vdash \phi$ نتیجه می‌شود که ψ با $\neg\phi$ سازگار است. از طرفی از آنجا که $\phi \in \pi$ معلوم است که $\neg\phi$ کامل است. پس بنا به دو بند قبل،

$$\neg\phi \vdash \psi.$$

یعنی برای هر فرمول داده‌شده‌ی ψ فرمول کامل $\neg\phi$ یافت می‌شود به طوری که $[\psi]$ شامل تایپی است که $\neg\phi$ آن را ایزوله می‌کند؛ یعنی تایپهای ایزوله چگالند. \square

مثال نقض

مثال ۱۷۵: آیا دو ساختار M, N وجود دارند که هر یک به طور مقدماتی در دیگری بنشینند ولی ایندو با هم ایزومرف نباشند؟

اثبات. بله؛ دو ساختار زیر چنینند:

$\mathbb{Q} \quad \mathbb{R} \quad \mathbb{Q} \quad \dots$

$\mathbb{R} \quad \mathbb{Q} \quad \mathbb{R} \quad \dots$

□

فصل ۵

پروژه‌ها

مطلوب آن است که دانشجو اثباتی را که بر عهده‌ی وی نهاده شده است دقیق فراگیرد، آن را به بیان خود (و به فارسی) بازنویسی و در کلاس ارائه کند. با گرفتن وقت قبلی (از طریق رایانامه) دستیار درس همواره برای راهنمایی دانشجو و رفع اشکالات وی در دسترس خواهد بود.

پروژه ۱ (میدانهای ارزیابی):

۱. آشنا شدن با جبر میدانهای ارزیابی
۲. خواندن اثبات اصلی رابینسون حذف سور برای میدانهای ارزیابی بسته‌ی جبری را.
۳. بازنویسی اثبات با استفاده از سامانه‌های رفت و برگشتی.
۴. ارائه‌ی دقیق اثبات در کلاس.

پروژه ۲ (ساختمانهای فراسه):

۱. مطالعه‌ی حد فراسه در کتابهای هاجز و تنت و وزیگلر
۲. بازنویسی اثباتی به بیان خود و متفاوت با آندو.
۳. ارائه‌ی دقیق اثبات در کلاس.

پروژه ۳ (قضیه‌ی کیسلر و شلاه):

۱. مطالعه‌ی قضیه و اثبات آن در کتاب چنگ و کیسلر

۲. نوشتن اثباتی برای قضیه به بیان خود.

۳. ارائه‌ی دقیق اثبات در کلاس.

پروژه ۴ (قضیه‌ی پاریس و هرینگتون):

۱. مطالعه‌ی قضیه و اثبات آن در کتاب مارکر

۲. نوشتن اثباتی برای قضیه به بیان خود.

۳. ارائه‌ی دقیق اثبات در کلاس.